

**Универзитет "Св. Кирил и Методиј",  
Електротехнички факултет,  
Институт за телекомуникации - Скопје**



**Моделирање, планирање и оптимизација на  
преживливи WDM мрежи**

**магистерски труд**

**Ментор:  
Борис Спасеновски**

**Кандидат:  
Јован Стошиќ**

**Скопје  
Јули, 2002**



# Содржина

<b>1. Вовед .....</b>	<b>9</b>
<b>2. Оптички компоненти.....</b>	<b>13</b>
2.1. Оптичко влакно .....	13
2.1.1. Слабење на оптичкото влакно.....	13
2.1.2. Дисперзија во оптичкото влакно .....	14
2.1.3. Нелинеарности во оптичкото влакно .....	15
2.1.3.1. Нелинеарно прекршување .....	15
2.1.3.2. Стимулирано раманово расејување (SRS - Stimulated Raman Scattering).....	15
2.1.3.3. Стимулирано бернулиево расејување (SBS-Stimulated Brillouin Scattering).....	16
2.1.3.4. Мешање на четири брана (FWM-Four Wave Mixing).....	17
2.1.4. Спрежник (coupler) .....	17
2.2. Оптички предаватели.....	18
2.2.1. Принцип на функционирање на ласер .....	18
2.2.2. Променливи и фиксни ласери.....	19
2.2.3. Оптичка модулација .....	21
2.3. Оптички приемници и филтри .....	21
2.3.1. Фотодетекција .....	21
2.3.2. Променливи оптички филтри.....	21
2.3.3. Фиксни оптички филтри.....	23
2.3.3.1. Примена на бреговата решетка.....	23
2.4. Оптички засилувачи .....	24
2.4.1. Вовед во оптичко засилување.....	24
2.4.2. Карактеристики на оптичките засилувачи.....	24
2.4.3. Полупроводнички оптички засилувачи (SOA – Semiconductor Optical Amplifiers).....	25
2.4.4. Оптички засилувачи со примеси во оптичко влакно (Doped-Fiber Amplifier).....	25
2.5. Комутациони елементи.....	26
2.5.1. Елементи за преспојување.....	28
2.5.1.1. Механички комутатори.....	28
2.5.1.2. Електро-оптички комутатори .....	28
2.5.1.3. Термо-оптички комутатори .....	28
2.5.1.4. SOA комутатори .....	29
2.5.2. Упатувачи на бранови должини .....	29
2.5.2.1. Нереконфигурирачки упатувач на бранови должини .....	29
2.5.2.1.1. Упатувачи со решетка од брановоди.....	29
2.5.2.2. Реконфигурирачки комутатор базиран на упатувач на бранови должини .....	30
2.6. Претворувачи на бранови должини.....	31
2.6.1. Технологии за претворување на бранови должини .....	32
2.6.1.1. Оптико-електронски претворувачи на бранови должини .....	32
2.6.1.2. Конверзија на бранови должини кои користат кохерентен ефект .....	33
2.6.1.3. Претворувачи на бранови должини кои користат вкрстена модулација.....	33
<b>3. Оптички телекомуникациски мрежи.....</b>	<b>35</b>
3.1. Технологии за мултиплексирање.....	35
3.2. WDM еволуција.....	36
3.2.1. Точка-точка WDM системи.....	36
3.2.2. Мултиплексер за вадење и додавање на бранови должини (WADM – Wavelength Add/Drop Multiplexer).....	37
3.2.3. Уреди за преспојување на оптички влакна и бранови должини – пасивна свезда, пасивен упатувач и активен комутатор .....	37
3.3. Конструкција на WDM мрежи .....	39
3.3.1. Локални оптички WDM мрежи.....	39
3.3.2. Оптички WDM мрежи со рутирање на бранови должини .....	39
3.3.2.1. Пример на WDM мрежен проблем.....	40
<b>4. Преживливост на оптичко ниво .....</b>	<b>43</b>
4.1. Терминологија и дефиниции .....	43
4.2. Преживливост на оптичкото ниво: сервисна перспектива .....	43
4.2.1. Причини за користење на преживливост на оптичкото ниво .....	45
4.2.2. Основни поими за преживливост во WDM мрежите.....	46

4.2.2.1. Ентитети кои се заштитиуваат.....	46
4.2.2.2. Заштита и реставрација.....	47
4.2.2.3. Поднивои во оптичкото ниво.....	47
4.2.3. Базични методи за заштита.....	49
4.2.3.1. Заштита на ниво на клиент.....	49
4.2.3.2. Методи за преживливост на нивото на оптичка патека.....	50
4.2.3.2.1 1+1 заштита на патеки.....	50
4.2.3.2.2 Двонасочен прстен со префрлање на ниво на патека.....	50
4.2.3.2.3 Заштита на патеки во меш структура.....	50
4.2.3.2.4 Реставрација на патеки во меш структури.....	50
4.2.3.2.5 1:N заштита на опрема.....	51
4.2.3.3. Методи за преживливост на нивото на оптичка мултиплексна секција.....	51
4.2.3.3.1 1+1 линеарна заштита.....	51
4.2.3.3.2 1:1 линеарна заштита.....	51
4.2.3.3.3 Еднонасочен прстен со префрлување на ниво на линија.....	51
4.2.3.3.4 Бидирекционален прстен со префрлување на ниво на линија.....	52
4.2.3.3.5 Протекција/реставрација на меш структури.....	52
4.2.4. Размислувања за избор на метод за заштита.....	52
4.2.4.1. Сервисни класи.....	52
4.2.4.2. Цена на заштита.....	54
4.3. Нови опции и согледувања за преживливите транспортни мрежи.....	55
4.3.1. Мета-меш мрежи.....	56
4.3.2. Споредба на барањата за капацитет и тополошката зависност на меш методите за заштита и реставрација.....	58
4.3.3. p-Циклуси: Брзина на прстен со ефикасност на меш.....	60
<b>5. Математичко програмирање.....</b>	<b>65</b>
5.1. Оптимални решенија.....	65
5.2. Линеарно програмирање.....	66
5.2.1. Поставување на проблемот.....	66
5.2.2. Проширувања на линеарниот програм.....	67
5.3. Примери за проблеми од линеарно програмирање.....	68
5.3.1. Транспортен проблем.....	68
5.3.2. Проблем за доделување на работни задачи.....	69
5.3.3. Мрежен модел за најкратки патеки.....	70
5.3.4. Мрежен проблем за максимален проток.....	71
5.3.5. Мрежен проблем за минимална цена на протокот.....	73
<b>6. Некои принципи за дизајн на WDM мрежи со рутирање на светлосни патеки.....</b>	<b>75</b>
6.1. Дизајнирање на виртуелна топологија.....	75
6.1.1. Архитектура на мрежата.....	75
6.1.2. Формулација на оптимизациониот проблем.....	77
6.1.3. Резултати.....	80
6.2. Рутирање и доделување на бранови должини – базичен модел.....	82
6.2.1. Математичка формулација на базичниот RWA модел.....	83
6.2.2. Резултати.....	85
<b>7. Димензионирање на преживливи WDM мрежи.....</b>	<b>87</b>
7.1. Модел на цени на компонентите во WDM системот.....	89
7.2. Оптимизациона техника и модели.....	90
7.2.1. Интегрирана објектна околина (ИОО).....	90
7.2.2. Математички модел за наоѓање на k најкратки патеки за рутирање (PreDim).....	96
7.2.3. Модел за рутирање и планирање на капацитетите (Dimensioning).....	99
7.2.4. Математички модели за наоѓање на k најкратки патеки за рерутирање.....	104
7.2.4.1. KSH модел за реставрација на линк (PreResLR).....	105
7.2.4.2. KSH модел за реставрација на патеки (PreResPR).....	107
7.2.4.3. KSH модел за реставрација на патеки со диверзификација (PreResPRd).....	110
7.2.5. Модели за рерутирање и планирање на резервните капацитети.....	113
7.2.5.1. Реставрација на линк (ReroutingLR).....	113
7.2.5.2. Реставрација на патека (ReroutingPR и ReroutingPRd).....	116
7.3. Резултати.....	123
7.3.1. Почетна топологија на мрежата.....	123
7.3.2. Планирање на капацитет и рутирање.....	124
7.3.3. Планирање на резервните капацитети и рерутирање.....	125

7.3.3.1. Зависност на цената на мрежата од бројот на "k" најкратки рути.....	125
7.3.3.2. Зависност на цената на мрежата од употребената реставрациона стратегија.....	127
7.3.3.3. Зависност на цената на мрежата од употребениот линиски систем.....	129
<b>8. Заклучок.....</b>	<b>131</b>
<b>9. Додаток: Имплементација во MPL (Mathematical Programing Language).....</b>	<b>133</b>
9.1. Link Rerouting VWP.....	134
9.1.1. PreDim.....	134
9.1.2. Dimensioning VWP.....	134
9.1.3. PreRes LR.....	136
9.1.4. ReroutingLR_VWP.....	136
9.2. Link Rerouting WP.....	137
9.2.1. PreDim.....	137
9.2.2. Dimensioning WP.....	139
9.2.3. PreRes LR.....	140
9.2.4. ReroutingLR_WP.....	141
9.3. Path Rerouting VWP.....	143
9.3.1. PreDim.....	143
9.3.2. Dimensioning VWP.....	143
9.3.3. PreResPR_VWP.....	145
9.3.4. ReroutingPR_vwp.....	145
9.3.5. ReroutingPR_vwpFREE.....	146
9.4. Path Rerouting WP.....	148
9.4.1. PreDim.....	148
9.4.2. DimensioningWP.....	149
9.4.3. PreResPRwp.....	150
9.4.4. ReroutingPR_wpA.....	151
9.4.5. ReroutingPR_wpAfree.....	152
9.4.6. ReroutingPR_wpB.....	153
9.4.7. ReroutingPR_wpBfree.....	154
9.5. Path Rerouting Disjunct VWP.....	156
9.5.1. PreDim.....	156
9.5.2. DimensioningVWP.....	156
9.5.3. PreResPRd_vwp.....	158
9.5.4. ReroutingPRd_vwp.....	159
9.5.5. ReroutingPRd_vwpFREE.....	160
9.6. Path Rerouting Disjunct WP.....	161
9.6.1. PreDim.....	161
9.6.2. DimensionigWP.....	161
9.6.3. PreResPRd_wp.....	163
9.6.4. ReroutingPRd_wpA.....	164
9.6.5. ReroutingPRd_wpAfree.....	165
9.6.6. ReroutingPRd_wpB.....	166
9.6.7. ReroutingPRd_wpBfree.....	167
9.7. Основни мрежни модели.....	168
9.7.1. Модел за минимална цена на протокот.....	168
9.7.2. Мрежен модел за најкратки патеки.....	168
9.7.3. Мрежен модел за максимален проток.....	169
9.8. Некои принципи за дизајн на WDM мрежи со рутирање на бранови должини.....	170
9.8.1. Дизајнирање на виртуелна топологија.....	170
9.8.2. Рутирање и доделување на бранови должини.....	171
<b>10. Библиографија.....</b>	<b>173</b>

**Листа со табели:**

табела 2.1 Типови на променливи филтри.....	22
табела 2.2 Апикации за оптичките комутатори и нивните барања во поглед на времето на комутација.....	27
табела 2.3 Споредба на различни технологии за оптичка комутација.....	27
табела 5.1 Рутирање на најкратките патеки за мрежата од слика 5.3.....	71
табела 5.2 Рутирање на протоците низ мрежа со користење на моделот за максимален проток.....	73
табела 5.3 Рутирање на приливите од $s$ кон $d$ .....	74
табела 6.1 Рутирање на светлосните патеки во мрежата од слика 6.8.....	85
табела 7.1 Тип на мрежен проблем.....	92
табела 7.2 Сообраќајна матрица на мрежата "XWeb" прикажана на слика 7.23.....	123
табела 7.3 Зависност на цената на работниот капацитет од KSH.....	126
табела 7.4 Зависност на цената за резервниот капацитет на мрежата од бројот на KSH рути.....	126
табела 7.5 Однос резервни/работни оптички влакна за различни реставрациони стратегии: WPa, WPb, и VWP128.....	128
табела 7.6 Цена на мрежата и вкупен број на потребни работни и резервни оптички влакна и канали.....	128
табела 7.7 Барања за резервен капацитет (редундантност) за мрежата од слика 7.23 за различни линиски системи: 4, 8 и 16.....	129
табела 7.8 Цена на мрежата и вкупен број на потребни работни и резервни оптички влакна и канали.....	129

**Листа со слики:**

слика 1.1 Пораст на податочниот и говорниот сообраќај.....	10
слика 2.1 Региони со мало слабеење во оптичкото влакно.....	13
слика 2.2 Трансмисиони прозорци; Горните две криви ги покажуваат апсорпционите карактеристики на оптичките влакна во 1970 год. Долната крива се однесува на модерните оптички влакна.....	13
слика 2.3 Дисперзија на стандардно моноодно оптичко влакно.....	14
слика 2.4 Оптичко влакно со поместена дисперзија (dispersion-shifted fibre).....	14
слика 2.5 Стимулирано раманово расејување.....	16
слика 2.6 Варијација на SBS прагот со промена на брановата должина. Вредноста на прагот претставува снага над која SBS предизвикува значителни ефекти.....	16
слика 2.7 Мешање на четири брана.....	17
слика 2.8 Раздвојувач, здружувач и спрежник.....	17
слика 2.9 Спрежник изработен во планарна брановодна технологија.....	17
слика 2.10 Општа структура на ласер.....	18
слика 2.11 Полупроводнички диоден ласер.....	19
слика 2.12 Fabry-Perot филтер; Светлината влегува во празнината преку делумно посребреното огледало на лево и излегува низ делумно посребреното огледало на десно. Само брановите должини кои се во резонанција со празнината се во состојба да поминат. Другите бранови должини ќе бидат силно осабнати.....	20
слика 2.13 DFB ласер.....	20
слика 2.14 Променлив DBR ласер.....	20
слика 2.15 Ласерско поле.....	21
слика 2.16 Слободен спекрален опсег (FSR – Free Spectral Range).....	22
слика 2.17 Fabry-Perot филтер.....	22
слика 2.18 Структура на мак-зендеров интерферометар.....	22
слика 2.19 Брегова решетка во оптичко влакно.....	23
слика 2.20 Два пристапи за демултиплексирање со користења на FBG.....	23
слика 2.21 Полупроводнички оптички засилувач (SOA) во споредба со ласер.....	25
слика 2.22 Оптички засилувач со примеси од Ербиум (EDFA).....	26
слика 2.23 Преносна карактеристика на EDFA оптички засилувач.....	26
слика 2.24 2x2 кросконект.....	28
слика 2.25 Електро-оптички комутатор.....	28
слика 2.26 Нереконфигурирачки упатувач на бранови должини.....	29
слика 2.27 Решетка со поле од брановоди – AWG.....	30
слика 2.28 Сè-оптичка мрежа со рутирање на бранови должини.....	31
слика 2.29 Ограничување за континуитет на брановите должини во мрежа со рутирање на бранови должини.....	31
слика 2.30 Функционирање на претворувач на бранови должини.....	32
слика 2.31 Оптико-електронски претворувач на бранови должини.....	32
слика 2.32 Претворувач на бранови должини базиран на нелинеарниот ефект на мешање на бранови.....	33
слика 2.33 Претворувач на бранови должини кој користи ко-простирање базиран на XGM во SOA.....	33
слика 2.34 Карактеристика на засилувањето на SOA и принцип на вкрстена модулација кај SOA-XGM претворувачот на бранови должини.....	34

слика 2.35 Интерферометарски SOA претворувач; Горe: MZI; Доле: Michelson интерферометар .....	34
слика 3.1 мултиплексни технологии (а) временска распределба на канали; (б) мултиплексирање на бранови должини .....	36
слика 3.2 Четириканален точка-точка WDM трасмисионен систем со засилувачи .....	36
слика 3.3 Wavelength Add/Drop multiplexer (WADM) .....	37
слика 3.4 4x4 пасивна ѕвезда .....	37
слика 3.5 4x4 пасивен упатувач (рутер) .....	38
слика 3.6 4x4 активен комутатор .....	38
слика 3.7 Локална оптичка WDM мрежа базирана на пасивна ѕвезда .....	39
слика 3.8 WDM мрежа со рутирање на бранови должини (wide area) .....	39
слика 4.1 Нивовска архитектура кај различни типови на мрежни оператори .....	44
слика 4.2 Оптичко мрежно ниво .....	45
слика 4.3 Заштитени ресурси: а) клиент; б) оптички влакна во објектот с) транспондер; д) опрема надвор од објектот е) целата комуникациска станица .....	46
слика 4.4 Споредба помеѓу заштита на линија и заштита на патека .....	47
слика 4.5 Споредба помеѓу различните методи за заштита на ниво на линија .....	48
слика 4.6 Споредба помеѓу различните методи за заштита на ниво на патека .....	48
слика 4.7 Заштита на линија визави заштита на патека .....	49
слика 4.8 Базичен дијаграм за избор на метода за заштита (под претпоставка дека е потребна и заштита на опремата и заштита на линијата) .....	52
слика 4.9 Можно вреднување на услугите во споредба со сигурноста по тип на услуга како функција од дефект на Р-от линк во мрежа со вкупно N линкови .....	53
слика 4.10 Пример како можат да се употребат различните класи на услуги за различни апликации .....	54
слика 4.11 Цена на опремата за решението за фиксен број на канали и мешан заштитен и незаштитен сообраќај .....	54
слика 4.12 Максимален број на работни канали во прстен со фиксен вкупен број на канали за мешан заштитен и незаштитен сообраќај .....	55
слика 4.13 Илустрација на степенот на поврзаност на физичкото ниво на транспортните мрежи .....	56
слика 4.14 Мета-меш реставрација .....	57
слика 4.15 Зависност на работниот и резервниот капацитет од средниот степен на поврзаност на јазлите во мрежата .....	59
слика 4.16 Редундантност на различни методи за меш заштита и протекција во функција од средниот степен на поврзаност на мрежата .....	60
слика 4.17 р-циклус кој заштитува од дефект на спан во циклусот и дефект на пресечен спан .....	61
слика 4.18 Илустрација на покривањето на прстен и р-циклус за ист резервен капацитет .....	62
слика 5.1 Илустрација на транспортен проблем .....	69
слика 5.2 Илустрација на моделот за доделување на работни задачи .....	69
слика 5.3 Илустрација на моделот а најкратки патеки .....	70
слика 5.4 Илустрација на моделот за максимален проток .....	72
слика 5.5 Илустрација на модел за минимална цена на протокот .....	74
слика 6.1 Физичка архитектура на NSFNET .....	75
слика 6.2 Виртуелна топологија на хипер-коцка вградена во NSFNET физичката топологија .....	76
слика 6.3 Можна архитектура на јазлите во мрежата (на пример јазолот UT) .....	76
слика 6.4 Физичка топологија на разгледуваната мрежа .....	80
слика 6.5 Искористување на физичката топологија .....	81
слика 6.6 Искористување на виртуелната топологија .....	81
слика 6.7 Матрица за рутирање на сообраќајот .....	82
слика 6.8 Мрежа користена за тестирање на базичниот RWA модел .....	85
слика 7.1 Реставрациони стратегии. (а) Реставрација на линк (LR). (б) Реставрација на патеки (PR). (с) Реставрација на патеки по рути со различни линкови од работните .....	87
слика 7.2 Архитектура на корсконектите во проектите PHOTON и OPEN .....	89
слика 7.3 VB додатака за мрежана оптимизација .....	91
слика 7.4 Околина за графичко моделирање на мрежата .....	91
слика 7.5 Прозорец со својства за контролите (а) Мрежа, (б) Јазол, (в) Линк .....	92
слика 7.6 Страна со својства за димензионирање на мрежата .....	92
слика 7.7 Трака со алатки во VB додатакот за мрежна оптимизација .....	93
слика 7.8 Сообраќајна матрица на разгледуваната мрежа .....	93
слика 7.9 MPL for Windows; Математичко моделирање на проблемите и нивно решавање .....	94
слика 7.10 Форма за избор на програм за сортирање на податоци .....	94
слика 7.11 Форма за приказ на влезно-излезните податоци .....	95
слика 7.12 Исечок од табелите: (а) TrafficRouting и (б) SortedTraffic .....	96
слика 7.13 Табели "outUsedLinks" и "qdfLinkInRoute" за VWP мрежа .....	104
слика 7.14 Исечок од (а) SortedRestorationRouting и (б) outUsedLinks табелата .....	107

слика 7.15 Исечок од табелите (а) <i>RestorationRouting</i> и (б) <i>SortedRestorationRouting</i> .....	109
слика 7.16 Исечок од табелите (а) <i>qdfPRdSortResWithM</i> за PRd и (б) <i>qdfSortedResRoutingWithM</i> за PR модел .	112
слика 7.17 Редуцирана мрежа .....	113
слика 7.18 "dataNodes" табела за LR WP случај .....	116
слика 7.19 <i>InputDm</i> табела на VWP мрежа и исечок од <i>InputDm</i> табелата за WP мрежа.....	119
слика 7.20 Исечок од <i>qdfEndRerouting</i> табелата за VWP мрежа.....	120
слика 7.21 Исечок од <i>qdfEndRerouting</i> табелата за WPa и WPb мрежа .....	121
слика 7.22 "outUsedLinks" табелата после моделот за реставрација: (а) VWP мрежа (б) WPb мрежа .....	121
слика 7.23 Графички приказ на мрежата која е математички моделирана и оптимизирана .....	123
слика 7.24 Влијание на $\beta$ врз цената на мрежата за сообраќајната матрица дадена во табела 7.2 .....	124
слика 7.25 Зависност на цената на мрежата од бројот на KSH рути.....	127
слика 7.26 Однос резервни/работни оптички влакна за различни реставрациони стратегии.....	128
слика 7.27 Барања за резервен капацитет за мрежата од слика 7.23 со капацитет на линковите од 4, 8 и 16129	
слика 9.1 Модели за оптимизација на рутирањето на работните и резервните капацитети.....	133



# 1. Вовед

Ние се движиме кон општество кое инсистира на тоа да имаме пристап до информациите во секој момент кога тие ќе ни затребаат, било каде да ни затребаат, и во било кој формат да ни требаат. Информациите ни се обезбедуваат преку глобална меш мрежа од комуникациски мрежи, чии имплементации, денешните Интернет и асинхронен трансфер мод (АТМ) мрежи немаат капацитет за да ги поддржат овие предвидливи барања.

Светловодните технологии можат да се сметаат како спасител за остварување на горе споменатите потреби поради нивните потенцијално неограничени можности: огромен пропусен опсег (приближно 50Tb/s), мало слабеење на сигналот (0,2 dB/km), мала деградација на сигналот, мала потрошувачка на електрична енергија, мала употреба на материјали, мали просторни барања, и ниска цена. Наш предизвик е да се претвори ветувањето на светловодите технологии во реалност за да се остварат нашите барања во поглед на достап до информациите за наредната декада (и во 21 век!).

Според тоа, базична премиса од темата за мрежите со мултиплексирање со распределба на бранови должини (WDM – Wavelength Division Multiplexing) е дека, како повеќе и повеќе корисници започнуваат да ги користат податочните мрежи, и како нивниот кориснички модел еволуира да вклучува се повеќе и повеќе мрежни апликации интензивни потрошувачи на пропусен опсег на WWW (Word Wide Web), java апликации, видео конференции, и др., се јавува силна потреба за мрежна опрема со многу голем пропусен опсег, чии можности се далеку поголеми од оние што моменталните мрежи со големи брзини (на пример, АТМ) можат да ги обезбедат. Денес нема доволно пропусен опсег во нашите мрежи за да го поддржат експоненцијалниот пораст на корисничкиот сообраќај!

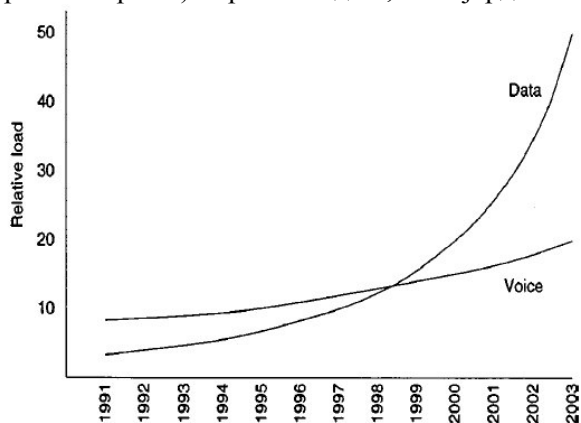
На слика 1.1 е прикажан прирастот на податочниот и говорниот сообраќај изразен од повеќето телекомуникациски оператори (види [2]). Иако говорниот сообраќај продолжува да доживува пристоен пораст од 7% по година (што во повеќето бизнис сектори би се сметал како многу голем пораст), порастот на податочниот сообраќај е она што го привлекува вниманието на луѓето. Повеќето оператори неодамна известија дека податочниот сообраќај го надминал говорниот сообраќај, а останатите дека тоа наскоро ќе се случи.

Со оглед на тоа што потенцијалниот пропусен опсег на мономодното влакно е приближно 50Tb/s, што е приближно четири редни големини поголем од електронските податочни битски брзини од неколку Gb/s, треба да се вложат сите можни напори за да се продре во овој делумно искористен пропусниот опсег. Ако се знае дека максималната брзина со која крајните корисници – кои можат да бидат работни станици или пристапувачи (gateway) за поврзување на подмрежите со помала брзина - можат да пристапат на мрежата е лимитирана од електронската брзина (неколку Gb/s), клучот во дизајнирањето на оптичките комуникациски мрежи со цел да се искористи огромниот пропусен опсег на оптичкото влакно е да се воведат истовременост помеѓу повеќе кориснички трансмисии. Во оптичките комуникациски мрежи, оваа истовременост може да биде остварена преку бранови должини т.е. фреквенции (WDM – Wavelength Division Multiplexing), временски интервали (TDM – Time Division Multiplexing), облик на бранот (spread spectrum, CDM – Code Division Multiplexing).

Оптичките TDM и CDM се донекаде футуристички технологии за денешницата. Во OTDM (Optical TDM), секој краен-корисник треба да биде во состојба да се синхронизира во рамките на еден временски интервал (slot). OTDM битската брзина е здружената брзина на сите TDM канали во системот, додека оптичката CDM брзина на исечоци (chip) може да биде многу повисока од електронската брзина на процесирање, т.е. некои делови од корисничкиот интерфејс со мрежата мора да работат на битски брзини повисоки од електронската брзина. Според тоа, TDM и CDM се релативно помалку атрактивни од WDM, бидејќи WDM за разлика од TDM и CDM нема такви барања.

Посебно WDM е моментално фаворизирана технологија за мултиплексирање за комуникации на големи дистанци во оптичките комуникациски мрежи бидејќи целата опрема на крајниот корисник работи само на битската брзина на WDM каналот, која може да биде произволна, на пример, врвната брзина на електронското процесирање. Оттука, главните оператори посветуваат значителен напор за развој и имплементација на WDM технологиите во нивната телекомуникациска инфраструктура.

Анализата на пазарот покажала дека во Северна Америка пазарот за WDM транспорт (за оптички 'рбетни мрежи) пораснал од \$1,9 милијарди во 1998 до преку \$3 милијарди во 2002.



слика 1.1 Пораст на податочниот и говорниот сообраќај

Во овој труд ќе се посвети внимание на планирањето и оптимизација на WDM мрежите. Сепак мрежното планирање е општа тема која се однесува на сите видови телекомуникациски мрежи. Имено, информациите денес се пренесуваат преку различни типови на мрежи кои всушност претставуваат множество на меѓусебно поврзани комуникациски јазли и линкови. Тие опфаќаат аналогни и дигитални жичани телефонски мрежи, целуларни и персонални комуникациски мрежи, сателитски мрежи, податочни мрежи како Интернет, етернет, АТМ локални, метрополитски, национални и глобални мрежи. Одредена организација може да има инфраструктура која се базира на неколку типа од горе спомнатите мрежи.

Секоја организација која поседува и е поврзана на

вакви мрежи би сакала да биде спремна за редовна изградба, користење и надградба на мрежната опрема (и софтвер и хардвер). Тука доаѓа до израз мрежното планирање. Улогата на мрежното планирање (и мрежните планери) е да обезбеди интелегентни средства за организацијата да ги исполни идните потреби, користејќи ја постојната мрежа како почетна точка.

Природно со тек на времето се случува нов развој. Затоа планирањето е континуиран процес кој постојано ги користи последните информации за да изврши ревизија на плановите. Ова временско својство е клучен аспект од полето на мрежното планирање – тоа вклучува редовна еволуција на мрежите со тек на време.

Мрежното планирање е најразвиено во големите телекомуникациски компании, кои имаат посебни оддели за мрежно планирање за различни системи. Големите инвестиции кои се вклучени и денешната конкурентна околина го прават ефикасното планирање неопходно, и го оправдуваат користењето на софистицирани техники за планирање. Организациите со големи мрежни инсталации како приватните компании, академските институции, и владините агенции, веќе имаат констатирано дека некој тип на функција за планирање е неопходност.

Од горе изложеното може да се претпостави што е оптимизациониот проблем при мрежното планирање. Во општ случај, потребно е да се минимизираат трошоците за опрема и одржување, да се максимизира приходот и тоа да се прави континуирано со тек на време како технологијата, корисничките барања и економската околина се менува. Ова претставува голем предизвик.

Во реалноста за релативно големи организации е невозможно да се постави проблемот за мрежно планирање како единечен оптимизационен проблем. За ова постојат многу причини. Една е непостоење на единствен оптимизационен критериум. Цената, доверливоста, капацитетот, и потенцијалите за надградба се важни критериуми, но како мрежниот планер се решава да ги усогласи? Друга причина е големината на проблемот во големите организации, без разлика дали тој се мери во бројот на ограничувања, бројот на вклучени луѓе, и/или бројот на вклучени организациони единици. Трета причина е улогата на неочекуваната слободна конкуренција на пазарот, развојот на нови технологии и новите економски услови.

Затоа во реалноста се случува проблемот да биде поделен во извесен број на помали, полесно решливи потпроблеми. Партиционирање на потпроблемите може да не е оптимално и само некои од потпроблемите може да има оптимално решение. Сепак, секој добар научник или инженер знае дека само со апстракција на суштината на ситуацијата и поставување на проблемот на лесно обработлив начин може да се постигне прогрес.

Бидејќи дефектите на опремата не можат во целост да се избегнат, мрежите треба да се дизајнираат така што ги "преживеат" тие дефекти. Ова се прави со внимателно инсталирање на резервен капацитет во мрежата така што сообраќајот кој е во прекин поради дефект може да се пренасочи да го искористи резервениот капацитет. Ваквото сценарио подразбира големи инвестиции на мрежниот оператор. Дизајнот на вакви преживливи мрежи при што се минимизираат трошоците за резервен капацитет, е главна грижа на мрежните оператори што подразбира решавање на многу сложени комбинаториски проблеми. Со цел да се направи телекомуникациската мрежа преживлива можат да се користат две стратегии: заштита (protection) и обнова т.е реставрација (restoration).

Методите базирани на заштита однапред доделуваат резервен капацитет за да го заштитат секој елемент од мрежата независно, додека реставрацијата го дистрибуира резервниот капацитет низ целата мрежа и го користи по потреба со цел да го реставрира прекинатиот сообраќај.

Во овој труд ќе бидат прво опишани основните оптички компоненти кои се користат за изградба на WDM мрежите (глава 2), потоа во глава 3 ќе биде даден краток осврт на конструкцијата на локалните и 'рбетните WDM мрежи. Следната глава се однесува на преживливост на оптичкото ниво (глава 4). Во неа се елаборирани стандардните начини на заштита на оптичкото ниво, а исто така и некои напредни кои се во развој. Во трудот е даден краток вовед за математичкото програмирање, основните типови на проблеми од областа на линеарното програмирање и основните мрежни модели (глава 5) Преостанатиот дел од трудот се однесува на моделирање и оптимизација на WDM мрежите. Во главата 6 се изложени два модели за дизајн на виртуелна топологија и доделување на бранови должини. Иако овие модели се базични и се изразени во една формулација (т.е. нема раздвојување на проблемот на повеќе потпроблеми) тие сепак се адаптирани и претставуваат придонес на овој труд. Сепак целта на нивното излагање е подготовка за разбирање на наредната глава (глава 7) во која е изложен главниот придонес.

Во главата 7 е елаборирана и остварена целта на овој труд, а тоа е дизајнирање на преживливи оптички WDM мрежи и соодветното ниво на оптички патеки, при што се минимизира вкупната цена на мрежата, за зададени сообраќајни барања.

Во предвид се земени три стратегии за ретутирање т.е. реставрација доколку дојде до дефект на еден линк:

- Реставрација на линк (LR-Link Restoration)
- Реставрација на патеки (PR-Path Restoration)
- Реставрација на патеки по рути со различни линкови од работните (PRd- Path restoration with link-disjunct route).

Моделирани се два различни типа на WDM мрежи.

- Мрежи кои не користат претворувачи на бранови должини во оптичките уреди за преспојување. Тие се нарекуваат **WP (wavelength path) мрежи**. Кај овие мрежи воспоставената патека во мрежата е карактеризирана со нејзината бранова должина.
- Мрежите кои имаат претворувачи на бранови должини се нарекуваат **VWP (Virtual Wavelength Paths) мрежи**. Во овој случај, дадена патека може да има различни бранови должини во употребените линкови од рутата.

Се разликуваат два типа на WP мрежи со реставрација на патеки зависно од тоа дали ласерските извори и приемници се променливи или фиксни.

- Доколку ласерските извори и приемници се променливи можно е да се користи реставрациона рута на друга бранова должина. Овие мрежи се нарекуваат **WP<sub>a</sub>**.
- Кај моделите со приемници и извори со фиксна бранова должина реставрационата патека мора да биде на истата бранова должина како и работната патека. Тие се нарекуваат **WP<sub>b</sub>** мрежи.

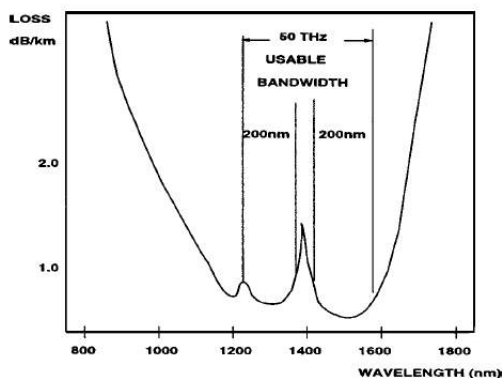
За горе изложените типови на WDM мрежи и соодветните методи за реставрација се развиени независни математички модели кои потоа се имплементирани во MPL (Mathematical Programming Language). Всушност проблемот за моделирање на WDM мрежа со соодветен тип на реставрација е многу комплексен и затоа е поделен на повеќе потпроблеми. Имплементираните математички модели се решаваат со CPLEX 7.1 солвер.

Добиените резултати (глава 7.3) укажуваат на тоа дека нема голема корист од користење на претворувачи на бранови должини, а променливоста на оптичките примопредаватели (ласер/филтер) кога не се користат претворувачи се покажува дека е од голема корист. Сепак ќе биде покажано дека користа од употребата на претворувачи на бранови должини се зголемува со зголемување на бројот на бранови должини по влакно.

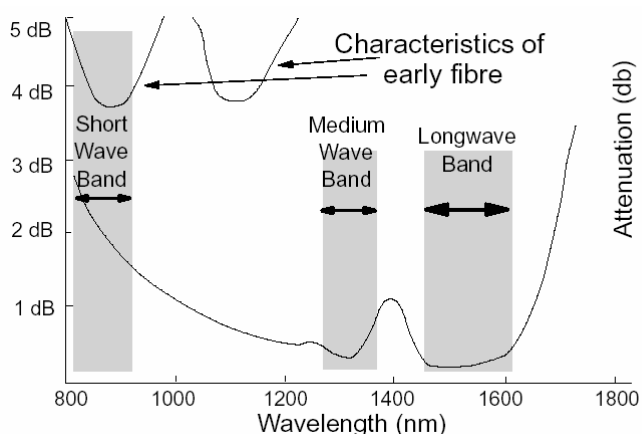


## 2. Оптички компоненти

### 2.1. Оптичко влакно



слика 2.1 Региони со мало слабење во оптичкото влакно



слика 2.2 Трансмисиони прозорци; Горните две криви ги покажуваат апсорпционите карактеристики на оптичките влакна во 1970 год. Долната крива се однесува на модерните оптички влакна

пример песок.

#### 2.1.1. Слабење на оптичкото влакно

Слабењето во оптичкото влакно води кон намалување на моќта на сигналот. Кога се одредува максималното растојание кое сигналот може да го совлада за дадена снага на предавателот и осетливост на приемникот, треба да се земе во предвид и слабењето на оптичкото влакно. Осетливоста на приемникот претставува минимална снага потребна за да приемникот го детектира сигналот. Нека  $P(l)$  ја претставува снагата на оптичкиот импулс на растојание " $l$ " km од предавателот а  $\alpha$  е константата на слабење на оптичкото влакно (dB/km). Вкупното слабење се карактеризира со следнава равенка:

<sup>1</sup> Сепак корисниот пропусен опсег е ограничен поради нелинеарностите на оптичкото влакно.

$$P(l) = 10^{\alpha \cdot l / 10} P(0) \quad \text{ф. 2.1}$$

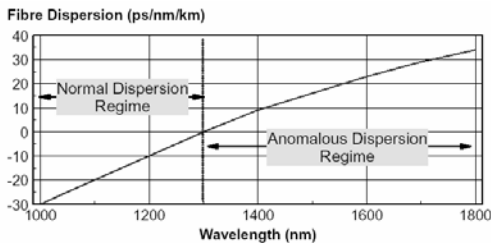
каде  $P(0)$  е оптичката снага на предавателот. За должина на линкот од "l" km,  $P(l)$  мора да биде поголема или еднаква на осетливоста на приемникот ( $P_r$ ). Од горната равенката се добива:

$$L_{\max} = \frac{10}{\alpha} \log \frac{P(0)}{P_r} \quad \text{ф. 2.2}$$

Максималното растојание помеѓу предавателот и приемникот (или растојанието помеѓу засилувачите<sup>2</sup>) повеќе зависи од подолжното слабеење  $\alpha$  отколку од оптичката снага на предавателот. Доколку ја погледнеме слика 2.1 најмало слабеење ( $\approx 0,2\text{dB/km}$ ) оптичкото влакно покажува на 1550nm.

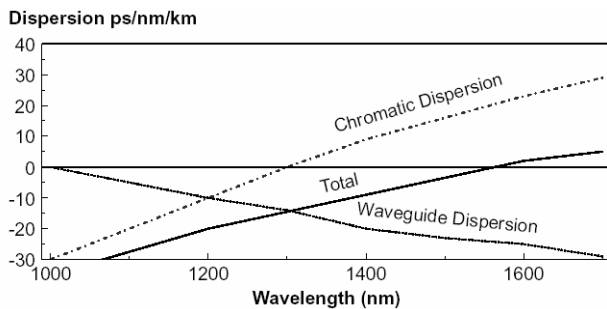
## 2.1.2. Дисперзија во оптичкото влакно

Дисперзија претставува ефект на проширување на траењето на импулсот како што тој патува низ оптичкото влакно. Како импулсот се проширува, тој може премногу да се прошири така што интерферира со соседните импулси (бити) во влакното, што води до интерсимболна интерференција. Согласно со ова дисперзијата го лимитира растојанието меѓу соседните бити и со тоа максималната брзина на пренос низ оптичкиот канал.



слика 2.3 Дисперзија на стандардно моноодно оптичко влакно

Еден тип на дисперзија е **меѓумодна дисперзија**. Таа настанува кога повеќе модови од истиот сигнал се простираат со различна брзина низ влакното. Во моноодно влакно овој тип на дисперзија не се јавува. Друг тип на дисперзија е материјална т.е. **хроматска дисперзија**. Во дисперзивен медиум, индексот на прекршување е функција од брановата должина. Согласно со тоа, доколку пренесуваниот сигнал содржи повеќе од една бранова должина, одредени бранови должини ќе се простираат побрзо од други. Поради тоа што не постои идеален ласер кој може да генерира сигнал со точна и единствена бранова должина, или попрецизно, бидејќи било кој сигнал кој носи информација има ненулта спектрална ширина, хроматската дисперзија ќе се јавува во повеќето системи<sup>3</sup>.



слика 2.4 Оптичко влакно со поместена дисперзија (dispersion-shifted fibre)

Третиот тип на дисперзија е **брановодна дисперзија**. Овој тип на дисперзија настанува поради тоа што простирањето на различни бранови должини зависи од карактеристиките на брановодот како што се индексите и обликот на јадрото на оптичкото влакно и неговата обвивка. На 1300nm, материјалната дисперзија во конвенционално моноодно влакно е приближно еднаква на нула. За среќа ова е во еден од прозорите со мало слабеење, иако слабеењето на 1550nm е помало. Со користење на напредна технологија наречена поместување на дисперзијата (dispersion shifting), можат да се произведат оптички влакна со дисперзија еднаква на нула во опсегот од 1300nm до 1700nm. Кај оптичките влакна со поместена дисперзија јадрото на влакното и неговата обвивка се така дизајнирани така што брановодната дисперзија е негативна во однос на материјалната, а со тоа се поништува тоталната дисперзија. Сепак кај ваквите влакна дисперзијата ќе биде нула само за една бранова должина, па затоа не се погодни за надградба на WDM.

<sup>2</sup> Осетливоста на засилувачот е обично еднаква на осетливоста на приемникот, а излезната снага на засилувачот е еднаква на оптичката снага на предавателот.

<sup>3</sup> Дури и кај немодулираниот извор кој се состои од една бранова должина, процесот на модулација ќе предизвика проширување на повеќе бранови должини.

### 2.1.3. Нелинеарности во оптичкото влакно

Нелинеарните ефекти во оптичкото влакно можат потенцијално да имаат значително влијание на перформансите на WDM оптичките комуникациски системи. Нелинеарностите во оптичкото влакно можат да предизвикаат слабеење, дисторзија, и интерференција помеѓу каналите. Во WDM системите, овие ефекти наметнуваат ограничувања на растојанието помеѓу каналите, ја лимитираат максималната снага на каналот и исто така може да ја лимитираат максималната битска брзина.

#### 2.1.3.1. Нелинеарно прекршување

Во оптичкото влакно, индексот на прекршување зависи од интензитетот на оптичките сигнали кои се простираат низ оптичкото влакно. Според тоа, фазата на светлината во приемникот ќе зависи од фазата на светлината испратена од предавателот, должината на оптичкото влакно, и оптичкиот интензитет. Два типа на нелинеарни ефекти предизвикани од овој феномен се SPM (Self-Phase Modulation) и XPM (Cross-Phase Modulation).

SPM е предизвикана од варијациите на снагата на оптичкиот сигнал и резултира во вариации во фазата на сигналот. Големината на фазното поместување предизвикано поради SPM е дадено со:

$$\phi_{NL} = n_2 \cdot k_0 \cdot L \cdot |E|^2 \quad \text{ф. 2.3}$$

каде што  $n_2$  е нелинеарниот коефициент од индексот на прекршување,  $k_0=2\pi/\lambda$ ,  $L$  е должината на оптичкото влакно, и  $|E|^2$  е оптичкиот интензитет. Во системите со фазна модулација (PSK-Phase Shift Keying), SPM може да предизвика сериозна деградација на перформансите на системот, бидејќи приемникот одлучува врз основа на информациите во фазата. SPM исто така предизвикува спектрално проширување на импулсите. Моменталните варијации во фазата на сигналот предизвикани од промените на интензитетот на сигналот ќе резултира во моментални варијации во фреквенцијата околу централната фреквенција на сигналот. За многу кратки импулси, дополнителните фреквентни компоненти генерирани од SPM комбинирани со ефектите на материјалната дисперзија исто така ќе предизвикаат проширување или стеснување на импулсите во временски домен, што негативно влијае врз максималната битска брзина и битските грешки.

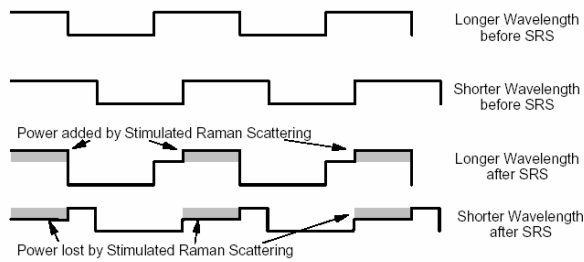
XPM е поместување во фазата на сигналот предизвикана поради промена на интензитетот на сигналот кој се простира на друга бранова должина. XPM може да предизвика асиметрично проширување на спектарот, и комбинирана со SPM и дисперзијата, може да влијае врз обликот на импулсот во временски домен.

Иако XPM може да ги ограничи перформансите на оптичките системи, таа може да има и корисна примена. XPM може да се користи за модулација на сигналот од пумпа на една бранова должина од модулиран сигнал на друга бранова должина. Таа техника може да се користи во претворувачите на бранови должини.

#### 2.1.3.2. Стимулирано раманово расејување (SRS - Stimulated Raman Scattering)

Стимулираното раманово расејување настанува поради интеракција на светлината со молекуларните вибрации. Поради интеракција на инцидентната светлина со молекулите се создава расеана светлина на подолги бранови должини од брановата должина на инцидентната светлина. Расеаната светлина може да се појави и во двете насоки на простирање. Дел од светлината која патува на некоја фреквенција во Раман-активното влакно се пренесува во опсег од пониски фреквенции. Светлината генерирана на пониски фреквенции се нарекува стоен бран (stoke wave). Опсегот на фреквенции зафатен од стојните бранови е определен со Рамановиот спектар на засилување кој опфаќа опсег од околу 40THz под фреквенцијата на влезната светлина. Во силициумското влакно, стојните бранови имаат максимална моќ на фреквенција околу 13,2 THz помала од влезниот сигнал.

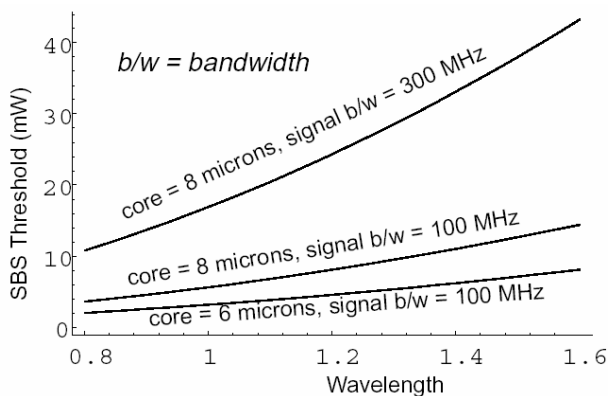
Делот од снагата пренесена на стојните бранови расте нагло со зголемувањето на снагата на влезниот сигнал. Во случај на многу големи влезни снаги, SRS ќе предизвика скоро целата снага на влезниот сигнал да биде пренесена на стојните бранови.



слика 2.5 Стимулирано раманово расејување

Во повеќеканалните WDM системи, каналите со помала бранова должина ќе изгубат дел од снагата и ќе ја предадат на каналите со поголема бранова должина кои се наоѓаат во рамановиот спектар (види слика 2.5). За да се намалат загубите, снагата на секој канал треба да биде под одредено ниво. На пример (види [5]), во 10 канален систем со растојание меѓу каналите од 10nm, снагата на секој канал треба да се држи под 3mW за да се минимизира влијанието на SRS ефектите.

### 2.1.3.3. Стимулирано бернулиево расејување (SBS-Stimulated Brillouin Scattering)



слика 2.6 Варијација на SBS прагот со промена на брановата должина. Вредноста на прагот претставува снага над која SBS предизвикува значителни ефекти

Стимулираното бернулиево расејување претставува расејување на светлината назад кон предавателот предизвикано поради механички (акустички) вибрации во трансмисиониот медиум т.е. оптичкото влакно. Одбиениот бран се нарекува стоен бран. Ефектот е обично тривијален но може да биде многу важен во ситуациите каде што се користи многу квалитетен ласер со тесна "ширина на линија"<sup>4</sup> при релативно висока снага. SBS настанува поради присуството на самиот оптички сигнал. Оптичкиот сигнал во реалноста е многу силно електромагнетно поле. Ова поле предизвикува механички вибрации во оптичкото влакно кои предизвикуваат периодично слабо менување на индексот на прекршување. Ефектот на

бернулиево расејување е предизвикан од светлината која е одбиена од дифракционата решетка создадена поради овие периодични промени на индексот на прекршување. Рефлектираната светлина се одбива наназат од подвижната решетка. Поради таа причина нејзината фреквенција е променета од доплеровиот ефект. Променетата фреквенцијата на одбиениот бран во стандардно моноодно влакно е за 11.1 GHz пониска од фреквенцијата на директниот бран.

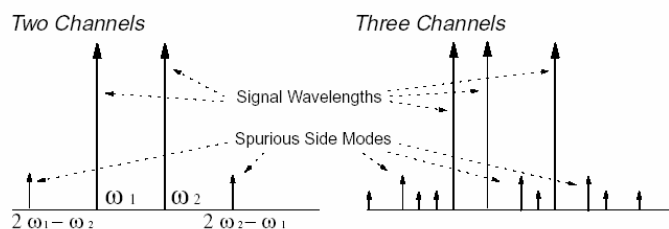
Овој ефект, како и SRS, е нелинеарен и во практичните системи се јавува со сериозни последици доколку снагата на сигналот е поголема од 3mW. Исто така SBS ефектите се поизразени доколку ширината на линијата на ласерот е многу мала. Во пракса ширината на линијата треба да биде помала од 100MHz (околу 0.1nm) за да SBS претставува проблем. Овој ефект во насоката на простирање се изразува како зголемување на слабеењето. Тој исто така додава и шум на сигналот. За сигналите со мала ширини на линија SBS го наметнува горниот лимит на употреблива снага на предавателот (види слика 2.6).

<sup>4</sup> Linewidth - Наместо да произведуваат континуиран опсег од бранови должини во нивната спектрална ширина, полупроводничките ласери произведуваат серија од "линии" на извесен број од дискретни бранови должини. Дадената линија на ласер се емитува на точно специфицирана бранова должина која одговара на еден мод (светлосна патека) во ласерската празнина. Со тек на време оваа бранова должина варира околу централната бранова должина. Опсегот опфатен со овие варијации ја дефинира ширината на линијата на ласерот.



### 2.1.3.4. Мешање на четири брана (FWM-Four Wave Mixing)

Ефектот на мешање на четири брана настанува кога две бранови должини, кои работат на две фреквенции  $\omega_1$  и  $\omega_2$ , се мешаат при што се генерираат сигнали на  $2\omega_1 - \omega_2$  и  $2\omega_2 - \omega_1$ . Овие сигнали наречени лажни странични опсези (spurious sidebands), може да предизвикаат интерференција доколку се преклопат со фреквенциите користени за пренос на податоци.



слика 2.7 Мешање на четири брана

претворувачи на бранови должини.

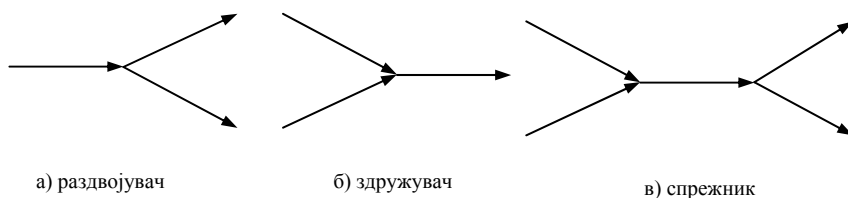
Согласно со горе изложеното, нелинеарните ефекти во оптичкото влакно може потенцијално да ги ограничат перформансите на WDM оптичките мрежи. Овие нелинеарности може да ја ограничат оптичката снага на секој канал, максималниот број на канал, максималната брзина на пренос, и да го ограничат растојанието помеѓу каналите. Деталите поврзани со нелинеарните ефекти на оптичкото влакно се комплексни, и надвор од рамките на интерес на овој труд. Сепак, тие претставуваат главен ограничувачки фактор за бројот на канали во WDM системот, особено за системите кои работат на растојанија поголеми од 30km.

Слично, мешањето може да настане помеѓу комбинации од три или повеќе бранови должини. FWM ефектот во WDM системите може да се редуцира со користење на нееднакво растојание помеѓу каналите.

Покрај штетното влијание овој ефект може да има и корисна употреба, а тоа е дизајн на

### 2.1.4. Спрежник (coupler)

Спрежник (coupler) е генерален термин кој што ги опфаќа сите уреди кои комбинираат светлина или ја раздвојуваат светлината во оптичкото влакно.



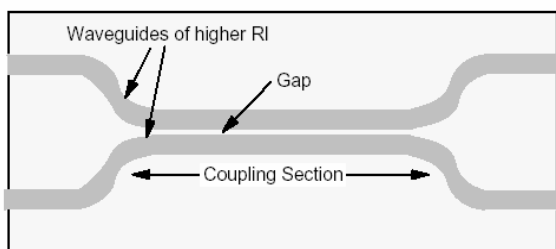
слика 2.8 Раздвојувач, здружувач и спрежник

влезната снага се јавува на секој од излезите. За двопортен раздвојувач односот на раздвојување е 50:50, иако можат да се произведат раздвојувачи со било каков однос. Здружувачот (combiner) види слика 2.8б е обратен уред од раздвојувачот и во принцип раздвојувачот може да се користи и како здружувач. Влезниот сигнал во здружувачот на излезот ќе биде ослабнат за 3dB. 2x2 спрежникот (види слика 2.8 в) во суштина претставува 2x1 здружувач поврзан во каскада со 1x2 раздвојувач, кој

врши функција на дифузија на сигналите од двете влезни влакна.

врши функција на дифузија на сигналите од двете влезни влакна.

Постојат два основни начини за производство на спрежници. Едниот е со термичко спојување<sup>5</sup> на две оптички влакна, а другиот е со користење на интегрирана оптичка планарна технологија (види слика 2.9). Кога се зборува за повеќето оптички уреди т.е. компоненти, а особено за спрежниците од интерес се три карактеристики. Тоа се повратен губиток, губиток на вметнување и губиток на пречекорување.



слика 2.9 Спрежник изработен во планарна брановодна технологија

<sup>5</sup> Понекогаш влакната се впредуваат.

- Повратен губиток (Return Loss); Повеќето оптички уреди одбиваат дел од сигналот назад кон влезното влакно. Ова може да варира од мала вредност па дури до поголем дел од сигналот. Износот на снага што е рефлектиран и на тој начин изгубен се нарекува повратен губиток. Типично кај спрежникот, количеството на рефлектираната снага е 40-50dB под вредноста на влезната снага.
- Губиток на вметнување (Insertion Loss); Губиток на вметнување е губиток предизвикан при насочување на светлината од оптичкото влакно во спрежникот. Во идеален случај оските на јадрото на оптичкото влакно и влезната порта на спрежникот мора да се израмнети. Сепак идеално израмнување во праксата не е можно заради малите димензии.
- Губиток на пречекорување (Excess Loss) е мерка за споредба на практичните со теоретските резултати. Тоа е додатен губиток на уредот во однос на очекуваниот добиен по теоретски пат.

Во предложените WDM LAN мрежни архитектури, се јавува потреба од уред наречен пасивна ѕвезда<sup>6</sup>. Овој уред може да се направи со користење на 2x2 спрежници поврзани во каскада. Сепак оваа изведба е непрacticalна и има големи губитоци на снага особено за пасивна ѕвезда со повеќе од 100 влезови/излези.

Друга имплементација на пасивната ѕвезда е со користење на интегрирана оптичка планарна технологија каде брановодите и пасивниот ѕвездест спрежник се имплементираат на полупроводнички, стаклен (силициум диоксид) или полимерен субстрат.

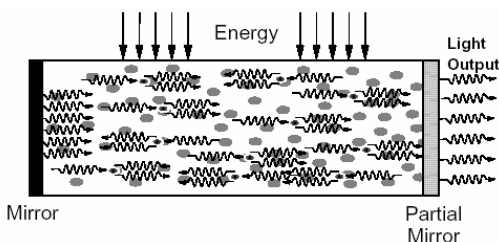
## 2.2. Оптички предаватели

### 2.2.1. Принцип на функционирање на ласер

Зборот LASER е акроним за светлосно засилување со стимулирана емисија на радијација (Light Amplification by Stimulated Emission of Radiation). Клучниот збор е стимулирана емисија, што претставува ефект кој му овозможува на ласерот да произведува силни зраци со голема енергија од кохерентна светлина (светлина која содржи една или повеќе дискретни фреквенции).

Атомите кои се во стабилна состојба имаат електрони кои се наоѓаат во најниските можни енергетски нивои. Во секој атом, постојат одреден број на дискретни енергетски нивои или состојби во кои електронот може да се најде. Со цел да електронот ја промени својата стабилна состојба тој треба да апсорбира енергија. Кога атомот ќе апсорбира енергија тој преоѓа во возбудена состојба, и се преоѓа во повисоко енергетско ниво. Оваа состојба на електронот е нестабилна, и обично брзо се враќа назад во стабилна состојба со ослободување на фотон.

Сепак, постојат материјали кај кои атомите се во квазистабилна состојба, што значи дека тие остануваат во возбудена состојба подолг период на време, без постојана надворешна возбуда. Со вметнување на надворешна енергија во доволно долг период на време (или во форма на оптичка пумпа или во форма на електрична струја) во субстанцијата со квазистабилна состојба, настанува **инверзија на популација**, што значи дека поголем број на електрони се во возбудена состојба отколку во стабилна. Ваквиот ефект и овозможува на субстанцијата да емитува повеќе светлина отколку што апсорбира.



слика 2.10 Општа структура на ласер

На слика 2.10 е прикажана општа претстава на структурата на ласер. Тој се состои од две огледала кои формираат празнина (простор помеѓу огледалата), емисионен медиум (lasing medium) кој ја исполнува празнината, и уред за возбудување. Уредот за возбудување генерира електрична струја или светлина која се вметнува во емисиониот медиум, кој е направен од квазистабилна супстанција. Вметнатата енергија ги возбудува електроните во емисиониот медиум, и кога електронот се враќа во стабилна состојба тој емитува

<sup>6</sup> Тоа е уред кој прифаќа многу влезни сигнали, ги меша, и потоа го дифузира комбинираниот сигнал на сите излези.

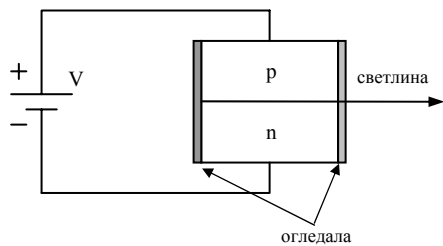
фотон. Фотонот ќе се одбие од огледалата сместени на краевите од празнината, и ќе помине низ медиумот повторно.

Стимулирана емисија настанува кога фотонот минува блиску до возбуден електрон. Фотонот може да го поттикне електронот да ја ослободи неговата енергија и да се врати во стабилна состојба. Во тој процес, електронот ослободува друг фотон кој ќе има иста насока и кохерентност како и поттикнувачкиот фотон. Фотоните кои имаат фреквенција која е продукт од должината на празнината ќе се комбинираат кохерентно за да натрупаат светлина на дадена фреквенција во внатрешноста на празнината. Помеѓу "нормална" и стимулирана емисија, светлината на дадената фреквенција го зголемува интензитетот се додека енергијата се извади од медиумот. Огледалата ги одбиваат фотоните напред назад, така што е можно да се случи понатамошна стимулирана емисија и да бидат произведени поголеми интензитети на светлина. Едно од огледалата е делумно транспарентно, па дел од фотоните ќе излезат од празнината во форма на тесен фокусиран зрак од светлина. Со промена на должината на празнината, се менува фреквенцијата на емитираната светлина. Фреквенцијата на емитираниот фотон зависи од промената на енергетските нивоа, и е дадена со следната равенка:

$$f = \frac{E_i - E_f}{h} \quad \text{ф. 2.4}$$

каде што  $f$  е фреквенцијата на фотонот,  $E_i$  е иницијалната (квазистабилна) состојба на електронот,  $E_f$  е крајната (стабилна) состојба на електронот, и  $h$  е планковата константа.

Најупотребуван тип на ласер за оптичките комуникации е полупроводничкиот диоден ласер. Наједноставна имплементација на полупроводничкиот ласер е со диода чиј PN спој од двете страни



слика 2.11 Полупроводнички диоден ласер

има огледални рабови. За да се поттикне стимулирана емисија се пушта електрична струја, така што ќе дојде до преоѓање на електроните од N регионот во P каде што се комбинираат со празнините, што резултира во генерирање на светлосна енергија која има фреквенција што претставува продукт од ширината на потенцијалната бариера на PN спојот. Со користење на различни типови на полупроводнички материјали може да се генерира светлина со различни фреквенции. Вистинската фреквенција емитирана од ласерот е одредена од ширината на празнината формирана од огледалните страни нормални на PN спојот.

### 2.2.2. Променливи и фиксни ласери

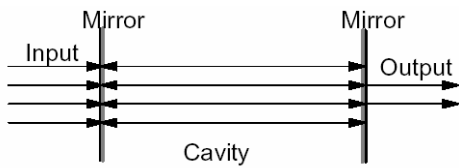
Во предходната глава беше објаснето функционирањето на основниот модел на ласер, но во WDM мрежите често е потребно предавателите да имаат можност за промена на брановата должина. Во оваа глава ќе бидат накратко опишани неколку типа на променливи и фиксни ласери.

Дел од физичките карактеристики на ласерот кои можат да влијаат врз перформансите на системот се ширина на линијата (linewidth) и фреквентната стабилност.

Ширината на линијата на ласерот е спектралната ширина на светлината генерирана од ласерот. Таа влијае на растојанието меѓу каналите и исто така влијае врз големината на дисперзијата што се јавува при простирањето на светлината низ оптичкото влакно. Како што беше спомнато во глава 2.1.2 проширувањето на импулсот поради дисперзијата ја ограничува максималната битска брзина.

Фреквентната нестабилност во ласерот претставува варијација на фреквенцијата на ласерот. Постојат три примери на овој ефект и тоа, скокање на мод, поместување на мод, и цвркот на бранова должина. Скокање на мод настанува во ласерите со вбризување на струја (injection current) и е случаен скок на фреквенцијата на ласерот настанат поради промена на струјата на вбризување над одреден праг. Поместување на мод претставува промена на фреквенција поради промени на температурата. Цвркот на бранова должина (wavelength chirp) е промена на фреквенцијата поради варијација на струјата на вбризување. Во WDM системите, нестабилноста на фреквенцијата може да го ограничи растојанието помеѓу каналите. Со цел да се избегнат големи промени на фреквенцијата, мора да се користат методи за компензација на промените на температурата и струјата на вбризување.

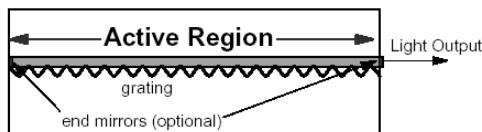
Дел од примарните карактеристики кои се од интерес за променливите ласери се опсег на промени, време на промена, и дали ласерот е со континуирана променливост низ целиот променлив опсег или дискретна променливост (само на одредени бранови должини). Опсегот на промени се однесува на опсегот на бранови должини во кој ласерот може да функционира, а времето на промена го специфицира времето потребно за ласерот да премине од една на друга работна бранова должина.



слика 2.12 Fabry-Perot филтер; Светлината влегува во празнината преку делумно посребреното огледало на лево и излегува низ делумно посребреното огледало на десно. Само брановите должини кои се во резонанција со празнината се во состојба да поминат. Другите бранови должини ќе бидат силно ослабнати.

Промената на индексот на прекршување резултира во пренос на светлина на различни фреквенции. Времето на промена е од ред на наносекунди.

• **Променливи ласери со струја на вбризување;** Ласерите со струја на вбризување формираат фамилија на предаватели кои овозможуваат селектирање на брановата должина со користење на дифракциона решетка. Ласерот со дистрибуирана повратна спрега (DFB – Distributed Feedback) користи дифракциона решетка сместена во емисиониот медиум. Во суштина решетката се состои од брановод во кој индексот на прекршување се менува периодично помеѓу две вредности. Само брановите должини кои имаат ист период и индекси како решетката конструктивно ќе



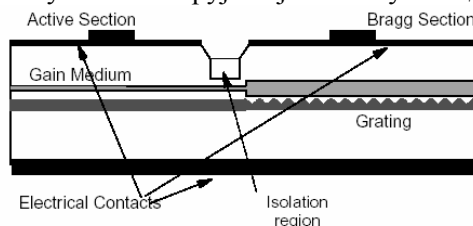
слика 2.13 DFB ласер

интерферираат, а сите други деструктивно и нема да се простираат низ брановодот. Присуството на решетка предизвикува настанување на мали рефлексии при секоја промена на индексот на прекршување. Кога периодот на решетката е целоброен производ од брановата должина на инцидентната светлина, се случува конструктивна интерференција помеѓу рефлексииите. Другите бранови должини деструктивно интерферираат и затоа не можат да бидат одбиени. Ефектот е најсилен кога периодот на бреговата решетка (Bragg Grating види глава 2.3.3) е еднаква на брановата должина на користената светлина (решетка од прв ред). Сепак уредот ќе работи кога периодот на решетката е било кој (мал) целоброен производ од брановата должина. На овој начин само еден мод (оној кој е во согласност со периодот на решетката) може да се емитира. Условот за пропација е зададен со следнава равенка:

$$D = \frac{\lambda}{2n}$$

ф. 2.5

каде D е периодот на бреговата решетка. Брановата должина на емисија на ласерот се менува со вбризување на струја која го менува индексот на рефлексивност на решетката.



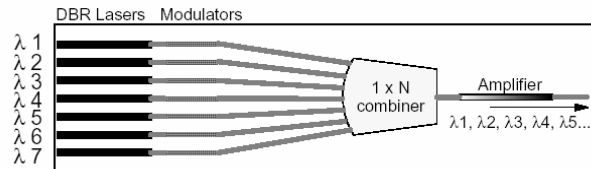
слика 2.14 Променлив DBR ласер

• **Механички - променливи ласери;** Повеќето механички -променливи ласери користат Fabry-Perot празнина (филтер) која се поставува непосредно во продолжение на емисиониот медиум на ласерот (види слика 2.12) за да ги филтрира несаканите бранови должини. Менувањето на брановата должина се прави со физичко менување на растојанието помеѓу двете огледала. Времето на промена за овој ласер е од ред на милисекунди.

• **Акустичко-оптички и електро-оптички променливи ласери;** И овие ласери функционираат со употреба на надворешен променлив филтер т.е. празнина. Индексот на прекршување на надворешната празнина се менува со користење на звучни бранови или електрична струја.

Доколку решетката се помести надвор од емисиониот медиум, предавателот се нарекува ласер со дистрибуиран брегов рефlector (DBR-Distributed Bragg Reflector). Промената на брановата должина на DBR ласерот е дискретна, времето на промена на бранова должина изнесува околу 10ns. Бидејќи индексот на прекршување на DBR ласерот е ограничен, DBR ласерот има мал опсег на менување (околу 10nm), што може да покрие околу 25 канали.

• Алтернатива на променливите ласери е поле од ласери, кое содржи множество од фиксни ласери. Ласерското поле се состои од извесен број на ласери кои се интегрирани во една компонента заедно со 1xN здружувач, со тоа што секој ласер работи на различна бранова должина.



слика 2.15 Ласерско поле

### 2.2.3. Оптичка модулација

Најчест метод на модулација во оптичките системи е бинарна амплитудна модулација (OOK - On-Of keying). Во системите кои користат OOK, модулацијата на сигналот може да се оствари со едноставно вклучување и исклучување на ласерот (директна модулација). Сепак ова може да доведе до цвркот, или варијација на амплитудата и фреквенцијата на сигналот што го генерира ласерот. Затоа, за поголеми битски брзини се користи екстерен модулатор, кој ја блокира или пропушта светлината зависно од струјата што се пропушта низ него.

Мак-Зендеровиот (Mach-Zehnder види глава 2.3.2) интерферометар може да се користи како уред за модулација. Струјата што се подвргнува врз еден од брановодите предизвикува сигналот што минува низ него да биде во фаза со сигналот во другиот брановод или со фазна разлика од  $180^\circ$ , што резултира во тоа да светлината од ласерот да биде пропуштена или блокирана.

## 2.3. Оптички приемници и филтри

Променливите оптички филтри т.е. приемници се клучни елементи за изградба на WDM мрежите.

### 2.3.1. Фотодетекција

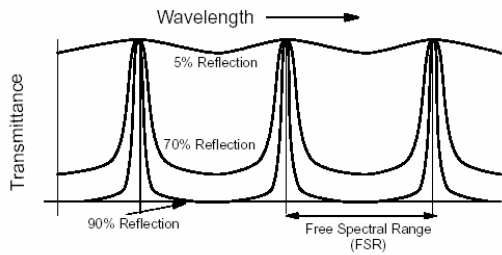
Во приемниците со директна детекција, фотодетекторот ја претвора дојдовната фотонска поворка во поворка од електрони. Електронската поворка потоа се засилува и се пропушта низ одлучувач т.е. детектор на логичка единица и нула.

Основни уреди за директна детекција во оптичките мрежи се PN фотодиода и PIN фотодиода. Преку фотоелектричниот ефект, светлината инцидентна на PN спојот ќе креира електрон-празнина парови во P и N регионите од фотодиодата. Електроните ослободени во P регионот ќе поминат во N регионот, а празнините обратно. Тоа резултира во електрична струја.

Алтернатива на директната детекција е кохерентната детекција во која се користи информацијата во фазата за кодирање и детекција на сигналот. Сепак поради нелинеарностите на оптичкото влакно оваа детекција не е погодна за оптичките системи.

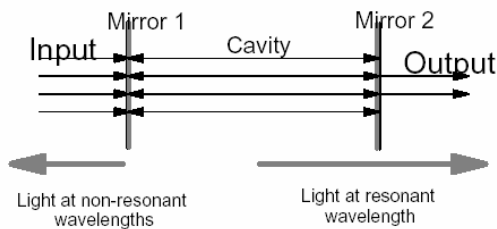
### 2.3.2. Променливи оптички филтри

Променливите оптички филтри се карактеризираат примарно по нивниот опсег и времето на промена од една на друга бранова должина.



слика 2.16 Слободен спекрален опсег (FSR – Free Spectral Range)

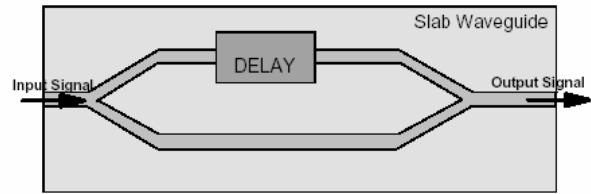
Финоста на филтерот е однос помеѓу FSR и спектралната ширина на каналот. Бројот на канали во оптичкиот филтер е ограничен од FSR и финоста на филтерот. Сите канали мора да ги собере во FSR. Доколку финоста е голема тоа резултира во поголем број на канали кои можат да се сместат во FSR.



слика 2.17 Fabry-Perot филтер

ње во празнината.

- **Мак-Зендеров синцир (Mach-Zender);** Кај мак-зендеровиот интерферометар, раздвојувачот го раздвојува влезниот зрак во два брановоди, а потоа здружувачот ги комбинира сигналите на излез од брановодите (види слика 2.18). Променлив елемент за доцнење ја контролира должината на оптичката патека на еден од брановодите, што резултира во фазна разлика помеѓу двата сигнала кога ќе се соберат. Брановите должини чија фазна разлика е  $180^\circ$  ќе бидат исклучени во излезниот сигнал. Со спојување на вакви филтри во каскада, може да се селектира една единствена бранова должина.



слика 2.18 Структура на мак-зендеров интерферометар

- **Акустичко-оптички филтри;** RF бранови се пропуштаат низ претворувач (transducer). Претворувачот е пиезоелектричен кристал кој ги претвора звучните бранови во механичко движење. Звучните бранови го менуваат индексот на прекршување на кристалот, што овозможува кристалот да се однесува како решетка. Светлината инцидентна на претворувачот ќе дифрактира зависно од влезниот агол и од брановата должина на светлината. Со промена на RF брановите, може да се избере една бранова должина да поминува низ материјалот додека другите деструктивно да интерферираат. Времето на промена (промена од една на друга бранова должина) изнесува околу  $10\mu s$  и е ограничено од брзината на звукот. Опсегот на менување е голем  $1300-1560nm$ .

За да се постигне подобро време на промена се користат **електро-оптички филтри** кај кои индексот на прекршување се менува во зависност од електричната струја вметната во кристалот. Сепак овие филтри имаат мал опсег на менување. Подобрена варијанта на електрооптичките филтри се филтрите со течен кристал (LC-Liquid Crystal).

табела 2.1 Типови на променливи филтри

Променлив филтер	Опсег на менување	Време на нагудување
Fabry-Perot	500	1-10ms
Акустичко-оптички	250	$10\mu s$
Електро-оптички	16	1-10ns
LC – Fabry Perot	30	$0,5-10\mu s$

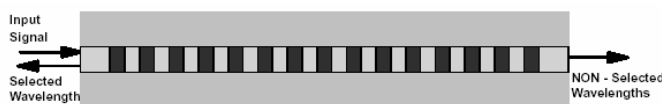
Некои филтри (на пример еталонот т.е. Fabry-Perot филтерот) се карактеризираат со уште два параметри: слободен спекрален опсег и финоста. Кај овие филтри преносната функција т.е. обликот на филтерот пропусник на опсег се повторува после одреден опсег на фреквенции. Овој период во ваквите филтри се нарекува слободен спекрален опсег (FSR – Free Spectral Range види слика 2.16). Со други зборови филтерот ги пропушта сите фреквенции на растојание  $n \times FSR$  од селектираната фреквенција, каде  $n$  е позитивен цел број.

- **Еталон (Fabry-Perot филтер) ;** Овој филтер се состои од една празнина формирана од две паралелни огледала. Светлината од влезното влакно влегува во празнината и се рефлектира извесен број пати од огледалата. Со промена на растојанието помеѓу огледалата, една бранова должина може да биде избрана да се простира низ празнината, додека останатите бранови должини деструктивно да интерферираат. Растојанието помеѓу огледалата може да се менува механички, или со промена на индексот на прекршување

### 2.3.3. Фиксни оптички филтри

Алтернатива на променливите филтри е користење на фиксни филтри или уреди со решетка. Уредите со решетка обично филтрираат една или повеќе различни бранови должини во едно оптичко влакно. Таквите уреди може да се користат за имплементација на оптички мултиплексери, демултиплексери и приемни полиња.

- **Филтри со решетка;** Една имплементација на фиксен филтер е со дифракциона решетка. Таа претставува тенок ниво од транспарентен материјал (на пример, стакло или пластика) со ред од паралелни бразди засечени во него. Решетката ја раздвојува светлината во компоненти со одбивање на



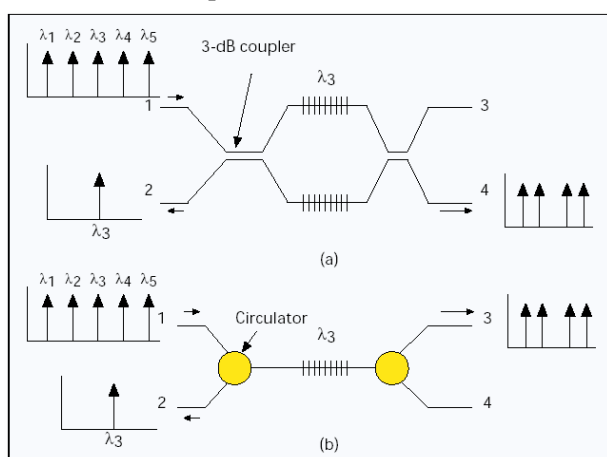
слика 2.19 Брегова решетка во оптичко влакно

светлината која е инцидентна на браздите во сите агли. На одредени агли, само една бранова должина се сумира конструктивно, а сите други деструктивно интерферираат.

- **Брегова решетка во оптичко влакно (FBG - Fiber Brag Grating) ;** Пронајдокот на брегова решетка бил номиниран како една од клучните случки во историјата на оптичките комуникации од ранг на пронајдокот на ласерот. Брегова решетка во оптичко влакно е едноставен уред кој се состои од обично моноодно влакно долго неколку сантиметри. Решетката е конструирана со промена на индексот на рефлексија на јадрото по должината на оптичкото влакно. Бреговата решетка ќе ја одбие дадената бранова должина назад кон изворот, а ќе ги пропушти сите други. Брановите должини кои не се селектирани поминуваат со многу мало слабеење. Две примарни карактеристики на бреговата решетка се пропусниот опсег и степенот на рефлексија. Типична вредност за пропусниот опсег е 0,1nm, а степенот на рефлексија е поголем од 99%. Со вметнување на решетката директно во јадрото на оптичкото влакно се постигнуваат многу мали губитоци на вметнување (insertion loss). Недостаток на бреговата решетка е тоа што индексот на прекршување на решетката се менува со промена на температурата, а тоа предизвикува да со пораст на температурата бидат одбиени подолги бранови должини од саканата.

#### 2.3.3.1. Примена на бреговата решетка

Брегова решетка во оптичко влакно е многу едноставен и ефтин, филтер на бранови должини. Тој има широк опсег на употреба што го подобрува квалитетот и ја намалува цената на оптичките мрежи. FBG е разноврсен уред и има многу апликации во оптичките мрежи, особено во комбинација со други оптички и електронски компоненти. FBG може да се користи за имплементација на мултиплексери,



слика 2.20 Два пристапи за демултиплексирање со користење на FBG

демултиплексери и променливи филтри. Исто така може да се користи за компензација на дисперзијата во оптичкото влакно, порамнување на опсегот на засилување на EDFA<sup>7</sup> (види глава 2.4.4), надзор и контрола, додавање и одземање на канали (ADM), и тн.

Базичната форма на демултиплексирање со користење на FBG е прикажана на слика 2.20a и слика 2.20b. Демултиплексерот прикажан на слика 2.20a се состои од мак-зендеров интерферометар со идентични FBG во гранките. FBG решетките со централна бранова должина  $\lambda_i$  предизвикуваат дојдовниот канал со бранова должина  $\lambda_i$  да излезе на влакното 2. Останатите N-1 канали се јавуваат на влакното 4, додека влакното 3 или се користи за додавање на канал со бранова должина  $\lambda_i$  или се остава неупотребено. За демултиплексирање на

<sup>7</sup> Erbium Doped Fiber Amplifiers

сите  $N$  влезни канали, потребно е да се поврзат во каскада  $N$  вакви степени, при што излезот 4 од претходниот степен се поврзува на влезот 1 од наредниот степен.

За добро функционирање на ваквиот уред потребно е да се употреби идеален 3dB спрежник, и разликата на патеките во двете гранки од интерферометарот да биде еднаква на нула. Додека идеален 3dB спрежник е практично можеен, разликата во патеки еднаква на нула инсистира на фино подесување (со користење на UV зраци) на индексот на прекршување во гранките на интерферометарот. На слика 2.20b е прикажана друга едностепена демултиплексерска шема за дизајн, со FBG решетка во сендвич помеѓу два циркулатори. Слично како и за претходната шема оптичкото влакно 1 е влез, влакното 2 е за извадениот канал, влакното 4 е за додавање на канал, а остантите канали излегуваат на влакното 3.

## 2.4. Оптички засилувачи

### 2.4.1. Вовед во оптичко засилување

И покрај тоа што оптичкиот сигнал може да се простира на големи растојанија пред да биде потребно засилување, употребата на оптички засилувачи во 'рбетните и во локалните оптички мрежи е од голема корист. Сè-оптичкото засилување се разликува од оптичко-електричното засилување во тоа што тоа има улога на зголемување на снагата на сигналот, а не да го обнови обликот на сигналот. Овој тип на засилување е познат како 1R (regeneration), и обезбедува тотална транспарентност на пренесуваните податоци (процесот на засилување е независен од форматот на модулација на сигналот). 1R засилувањето е избор за идните транспарентни сè-оптички мрежи. Сепак во денешните дигитални мрежи (на пример, SDH – Synchronous Digital Hierarchy), кои го користат оптичкото влакно само како трансмисионен медиум, оптичките сигнали се засилуваат со тоа што прво се претвора информацијата поворка во електричен сигнал, а потоа повторно се испраќа тој сигнал оптички. Ваквото засилување се нарекува 3R (Regeneration, Reshaping, Reclocking). Со реобликувањето (reshaping) на сигналот се репородуира оригиналниот облик на импулсот, со што се елиминира и шумот. Ресинхронизација (reclocking) на сигналот го синхронизира сигналот на неговата оригинална бинарна брзина. Ресинхронизацијата се користи само за дигитално модулирани сигнали. Друг начин на засилување е 2R (regeneration and reshaping), каде оптичкиот сигнал се претвора во електричен, кој потоа се користи за директна модулација на ласерот. 3R и 2R техниките имаат помала транспарентност од 1R техниката, и во идните оптички мрежи, здружената битска брзина од неколку канали може да ги направи 3R и 2R техниките помалку практични.

Исто така, во WDM системите со електронско засилување, секоја бранова должина ќе треба да биде издвоена пред да се засили електронски, а потоа да се вметне повторно во оптичкиот сигнал и да биде пренесена. Согласно со ова, со цел да се елиминира потребата од оптички мултиплексери и демултиплексери во засилувачите, оптичките засилувачи мора да ја зголемат снагата на оптичките сигнали без претходно да ги претвораат во електрични сигнали. Недостаток е што оптичкиот шум ќе биде засилен заедно со корисниот сигнал. Исто така, засилувачот внесува и шум поради стимулираната емисија во него. Имено, оптичките засилувачи го користат принципот на стимулирана емисија, слично на пристапот кој се користи кај ласерот. Постојат два основни типови на оптички засилувачи, а тоа се: полупроводнички оптички засилувачи (SOA-Semiconductor Optical Amplifiers) и оптички засилувачи кои користат збогатување со ретко застапени елементи (на пример, EDFA Erbium Doped Fiber Amplifier).

### 2.4.2. Карактеристики на оптичките засилувачи

Некои основни параметри кои се од интерес кај оптичките засилувачи се засилување, опсег на засилување, заситување на засилување, осетливост на поларизација, и шум на засилувачот.

Засилувањето е однос помеѓу излезната снага и неговата влезна снага. Понекогаш оптичките засилувачи се карактеризираат со параметарот наречен ефикасност на засилување, кој ја дава снагата во функција од снагата на оптичката пумпа во dB/mW.



Опсегот на засилување на засилувачот се однесува на опсегот на бранови должини во кои засилувачот успешно работи. Во WDM мрежите опсегот на засилување го ограничува бројот на бранови должини за дадено растојание помеѓу каналите.

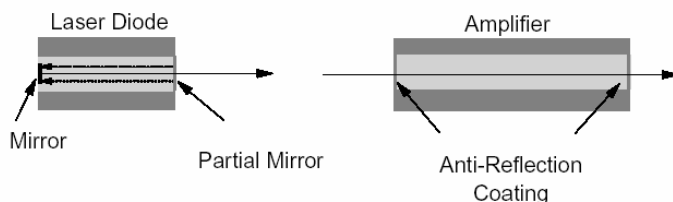
Точката на заситување на засилувачот претставува вредност на излезната снага по која излезната снага повеќе не се зголемува со зголемување на влезната снага. Кога влезната снага се зголеми над дадена вредност, носителите (електроните) во засилувачот не се во состојба да емитуваат дополнителна светлосна енергија.

Осетливоста на поларизација се однесува на зависноста на засилувањето од поларизацијата на сигналот.

Во оптичките засилувачи доминантен извор на шум е засилената спонтанна емисија (ASE – Amplified Spontaneous Emission), која настанува од спонтаната емисија на фотони во активниот регион на засилувачот (види слика 2.21)

### 2.4.3. Полупроводнички оптички засилувачи (SOA – Semiconductor Optical Amplifiers)

Полупроводничките оптички засилувачи<sup>8</sup> се состојат од модифициран полупроводнички ласер. Слабиот сигнал се испраќа низ активниот регион од полупроводникот, кој преку стимулирана емисија резултира во појак сигнал емитиран од полупроводникот.



слика 2.21 Полупроводнички оптички засилувач (SOA) во споредба со ласер

Постојат два основни типа на полупроводнички оптички засилувачи, Fabry-Perot засилувач кој во суштина претставува полупроводнички ласер, и засилувач со патувачки бран (TWA - Traveling Wave Amplifier). Главна разлика помеѓу двата засилувачи е рефлективноста на двете огледала. Fabry-Perot засилувачите имаат рефлективност од 30% додека TWA имаат рефлективност од околу 0,01%. За да се избегне емисија во Fabry-Perot засилувач претструјата (bias current) се држи под вредноста на емисиониот праг. Поголемата рефлексија во Fabry-Perot засилувачот предизвикува резонанција во засилувачот, што резултира во тесен пропусен опсег од 5GHz. Овој феномен не е пожелен во WDM системите, па затоа со намалување на рефлективноста на огледалата, засилувањето се остварува во едно поминување низ засилувачот без да се дозволи појава на резонанција. Согласно со ова, TWA засилувачите се посоодветни од Fabry-Perot за WDM мрежи.

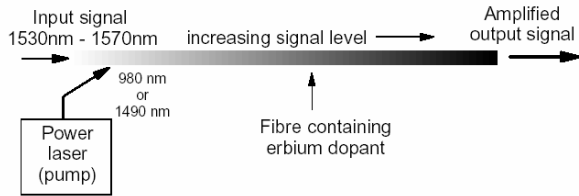
Денешните SOA можат да постигнат засилување од 25dB со заситување од 10dBm, поларизациона осетливост од 1dB и пропусен опсег од 40nm.

Предност на полупроводничките засилувачи е тоа што можат да се интегрираат со други компоненти. На пример, тие може да се користат како порти во комутаторите. Со исклучување на струјата и нејзино вклучување, засилувачот може да се однесува како порта и да го блокира или да го засилува сигналот.

### 2.4.4. Оптички засилувачи со примеси во оптичко влакно (Doped-Fiber Amplifier)

Оптичките засилувачи со примеси во оптичко влакно се состојат од оптичко влакно кое има примеси на некој од ретките земјени елементи. Најчест елемент кој се користи како примеса е ербиумот, кој што овозможува засилување на брановите должини помеѓу 1525nm и 1560nm.

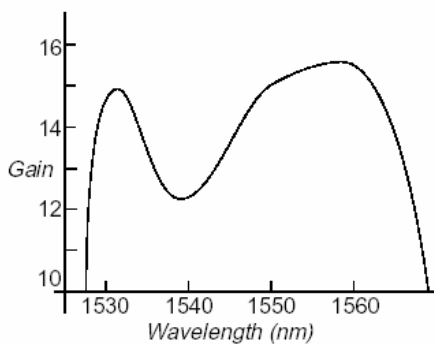
<sup>8</sup> Често се нарекуваат и полупроводнички ласерски засилувачи (SLA-Semiconductor Laser Amplifier)



слика 2.22 Оптички засилувач со примеси од Ербиум (EDFA)

1480nm. Првиот тип на пумпа има ефикасност на засилување од 10dB/mW, а вториот 5dB/mW. Типичното засилување на EDFA е 25dB. Пропусниот опсег изнесува 35nm, а снагата на заситување изнесува 10dBm.

За 1300nm регионот, се користи прасеодимиум флуорид како примеса за оптичкиот засилувач (PDFFA - Praseodymium-Doped Fluoride Fiber Amplifier). Овие засилувачи имаат мало преслушување и мал шум, а постигнуваат големи засилувања. Засилувачот работи во опсег од 50nm (1280-1330nm).



слика 2.23 Преносна карактеристика на EDFA оптички засилувач

карактеристика на EDFA засилувачот. Може да се користи филтер непропусник на опсег (notch филтер) со централна фреквенција од 1530nm, со што се потиснува врвот во преносната карактеристика на 1530nm. Сепак, ако сигналот мине низ каскада од EDFA засилувачи, се јавува нов врв во вкупната преносна карактеристика на 1560nm. За ваков случај дополнително треба да се користи филтер непропусник на опсег со централна фреквенција на 1560. Друга метода е прилагодување на излезната снага на предавателите така што на излез од засилувачот сите бранови должини се со приближно иста снага.

На едниот крај од оптичкиот засилувач - влакно, ласер емитува силен сигнал на пониска бранова должина (бранова должина на оптичката пумпа) и го вметнува во оптичкото влакно. Овој сигнал на пумпа ги возбудува атомите на ербиумот во повисоко енергетско ниво. Со тоа се овозможува податочниот сигнал да ги стимулира возбудените атоми да емитуваат фотони. Повеќето EDFA (Erbium Doped Fiber Amplifier) користат ласерска пумпа со бранова должина на 980nm или на

Ограничување на оптичките засилувачи е нееднаквата преносна карактеристика на засилување (види слика 2.23). Иако оптичкиот засилувач може да обезбеди засилување низ целиот пропусен опсег на бранови должини, тој нема да ги засили сите бранови должини подеднакво. Оваа карактеристика, вклучувајќи го фактот дека оптичкиот засилувач го засилува не само сигналот туку и шумот, како и фактот дека активниот регион на засилувачот може спонтано да емитува фотони што исто така претставува шум, ги ограничува перформансите на оптичкиот засилувач. Поради ова, ако сигнал со повеќе бранови должини помине низ серија од засилувачи, тогаш резултантниот сигнал ќе биде со бранови должини кои имаат нееднакви снаги. Постојат повеќе методи за еквиализација на преносната

## 2.5. Комутациони елементи

Досегашните мрежи користеаа електронско процесирање и употреба на оптичкото влакно само како трасмисионен медиум. Комутацијата и процесирањето на податоците се вршеше со конвертирање на оптичкиот сигнал во неговата електронска форма. Ваквите мрежи се базираат на електронски комутатори. Овие комутатори обезбедуваат голема флексибилност во поглед на комутационите и рутирачките функции. Сепак, брзината на електрониката не е во можност да обработува брзини кои можат да се остварат поради големиот пропусен опсег на оптичкото влакно. Исто така, електронската конверзија во јазлите во мрежата внесува дополнително доцнење. Овие фактори мотивираат интензивен развој на сè-оптичките мрежи (all-optical networks) во кои комутирачките елементи комутираат оптички поворки на податоци без електронска конверзија. Во денешните оптички комутатори, контролата на комутирачките функции се извршува електронски, а оптичката поворка транспарентно се рутира од даден влез на комутаторот кон даден излез. Таквата транспарентна комутација овозможува комутаторот да биде независен од брзината на податоци и форматот на оптичкиот сигнал. За WDM системите се развиени комутатори кои комутираат врз основа на брановата должина.

Оптичките комутатори се користат во оптичките мрежи за разни апликации. Главен фактор кој укажува на тоа за која апликација може да се користи кој комутационен елемент е потребното време за комутација, кое може да варира од неколку ms до неколку ps, како што е прикажано во табела 2.2.

табела 2.2 Апликации за оптичките комутатори и нивните барања во поглед на времето на комутација

Апликација	Потребно време за комутација
Воспоставување на светлосни патеки	1-10ms
Заштитно префрлување	1-10 $\mu$ s
Пакетска комутација	1ns
Надворешна модулација	10ps

Една апликација на оптичките комутатори е воспоставување на светлосни патеки. Во оваа апликација оптичките комутатори се користат во внатрешноста на оптичките кросконементи за реконфигурација и поддршка на нови светлосни патеки. Во оваа апликација, комутаторите претставуваат замена за мануелните оптички разделници (patch panels). Затоа за оваа апликација прифатливи се комутатори со време на комутација од неколку ms.

Друга важна апликација е заштитно префрлување (protection switching). Во оваа апликација комутаторот се користи за префрлување на сообраќајната поворка од работното на резервното влакно, доколку работното влакно е во дефект. Оваа апликација типично бара време на комутација од ред на микросекунди. Малечки 2x2 комутатори се доволни за оваа намена. Комутаторите се исто така важни компоненти во брзите мрежи со пакетска комутација<sup>9</sup>. Во овие мрежи комутаторот се користи за комутација на сигналите пакет по пакет. За овие апликации, времето на комутација треба да биде помало од должината на пакетот. На пример, за 53 бајтен пакет на линиска брзина од 10Gb/s има должина од 42ns, па затоа потребното време за комутација е од ред на неколку ns. Уште една апликација за комутаторите е надворешната модулација за вклучување и исклучување на ласерски извор во зависност од податочната поворка. Затоа надворешен модулатор за 10Gb/s линиски сигнал (со времетраење на импулсот од 100ps) мора да има време на комутација од околу 10ps.

Покрај времето на комутација други важни параметри кои ја карактеризираат погодноста на комутаторот за конкретна апликација во оптичките мрежи се:

- **Степен на пригушување (extinction ratio)** на on-off комутатор претставува однос на излезната снага во on-состојба и излезната снага во off-состојба. Овој параметар треба да биде што е можно поголем, и е посебно важен во апликациите за надворешна модулација.
- **Губиток на вметнување (insertion loss)** претставува дел од снагата која е изгубена поради присуството на комутаторот и мора да биде што е можно помал. Некои комутатори имаат различни губитоци за различни влез-излез комбинации. Ова е непожелна карактеристика, бидејќи го зголемува динамичкиот опсег на сигналите во мрежата. Во случај на вакви комутатори, потребно е да се користат променливи оптички атенуатори за да се изедначи слабењето на комутаторот.
- Преслушување на комутаторот (crosstalk) претставува однос помеѓу снагата на излезот која потекнува од соодветниот влез и снагата на истиот излез која потекнува од сите други влезови.
- Како и другите оптички компоненти, комутаторите треба да имаат мали губитоци поради зависност од поларизација (PDL-Polarization Dependent Loss).

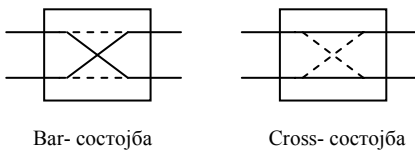
Постојат многу различни технологии за реализација на оптичките комутатори. Некои од нив се споредени во табела 2.3.

табела 2.3 Споредба на различни технологии за оптичка комутација

Тип	Големина	Губитоци (dB)	Преслушување	PDL (dB)	Време на комутација
Механички	8x8	3	55	0.2	10ms
Термо-оптички	SiO <sub>2</sub>	8x8	15	Мали	2ms
	Полимер	8x8	30	Мали	2ms
Електро-оптички	LiNbO <sub>3</sub>	4x4	8	1	10ps
	SOA	4x4	0	40	Мали

<sup>9</sup> Ваквите комутатори нема да бидат разгледувани во овој труд. Трудот се концентрира WDM мрежите. OTDM (optical time division multiplexing) мрежите се надвор од рамките на интерес на овој труд.

### 2.5.1. Елементи за преспојување



слика 2.24 2x2 кросконемент

Елементите за преспојување на оптичко влакно го комутираат оптичкиот сигнал од една влезна порта на друга. Овој тип на елементи обично се сметаат за независни од бранова должина, т.е. не се способни да извршат демултиплексирање на различни бранови должини на дадено влезно влакно. Основен елемент за преспојување е 2x2 кросконементот кој има две состојби: bar и cross.

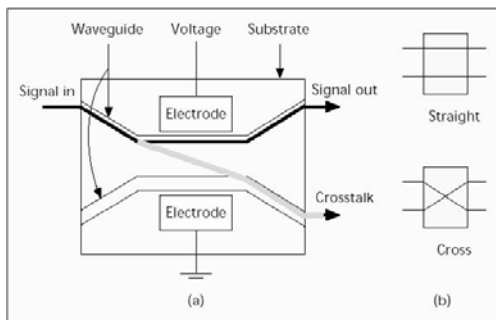
#### 2.5.1.1. Механички комутатори

Во механичките комутатори, функцијата на комутација се извршува со механички средства. Некои од ваквите комутатори користат огледало, со чија помош се контролира состојбата на комутаторот со придвижување на огледалото во и надвор од светлосната патека. Друг тип на механички комутатор користи насочен спрежник. Со свиткување и оптегнување на оптичкото влакно во регионот на спрега се менува односот на спрега на спрежничот и може да се користи за комутација на светлината од една влезна порта на различни излезни порти.

Механичките комутатори имаат мали губитоци на вметнување, мали PDL губитоци, мало преслушување, и се релативно ефтини уреди. Сепак, нивното време на комутација е од ред на неколку ms. Поради овие причини, тие се посебно погодни за користење во оптичките кросконементи за апликацијата за воспоставување на оптички патеки. Како и со повеќето механички компоненти, долгорочната сигурност на овие комутатори е загрижувачка.

#### 2.5.1.2. Електро-оптички комутатори

Електро-оптичкиот комутатор (2x2) користи насочен спрежник чиј степен на спрега се менува не со промена на должината на регионот на спрега, туку со промена на индексот на прекршување на материјалот во регионот на спрега. Најчесто користен материјал е LiNbO<sub>3</sub> (Lithium Niobate). Комутатор базиран на LiNbO<sub>3</sub> субстрат е прикажана на слика 2.25. Комутацијата се остварува со донесување на соодветен напон на електродите.



слика 2.25 Електро-оптички комутатор

Електро-оптичкиот комутатор може да ја менува својата состојба многу брзо, типично во интервал помал од 1 ns. Ова време на комутација е ограничено со капацитивноста на електродите. Поради оваа карактеристика комутаторот е погоден за апликацијата на надворешен модулатор. Меѓу предностите на LiNbO<sub>3</sub> комутаторот е средниот степен на интеграција, во споредба со механичките комутатори. Поголеми комутатори може да се реализираат со интеграција на повеќе 2x2 комутатори на ист субстрат. Недостаток на овие комутатори е што имаат релативно големи губитоци и PDL, и се поскапи од механичките комутатори.

#### 2.5.1.3. Термо-оптички комутатори

Овие комутатори во суштина претставуваат 2x2 интегриран оптички мак-зендеров интерферометар, конструиран на брановоден материјал чиј индекс на прекршување е функција од температурата. Со промена на индексот на прекршување во една од гранките на интерферометарот (види слика 2.20), може да се менува релативна фазана разлика помеѓу двете гранки, што резултира во комутација на влезниот сигнал од една на друга излезна порта. Овие комутациони елементи се прават на SiO<sub>2</sub> како и на полимерен субстрат. Тие имаат релативно лош степен на преслушување, и исто така термо-оптичкиот ефект е релативно спор, па затоа брзината на комутација е од ред на ms.

### 2.5.1.4. SOA комутатори

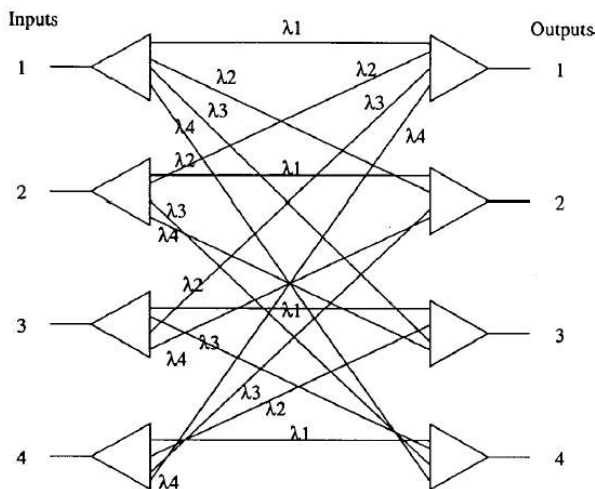
Полупроводничките оптички засилувачи опишани во глава 2.4.3 можат да се користат како on-off комутатор (т.е. прекинувач) со промена на преднапонот (bias voltage) на елементот. Доколку преднапонот се намали, не се постигнува инверзија на популацијата, и уредот го апсорбира влезниот сигнал. Доколку преднапонот се зголеми, тогаш елементот го засилува влезниот сигнал. Комбинацијата од засилување во on-состојбата и апсорпција во off-состојбата го прави овој комутационен елемент да има голем степен на пригушување (extinction ratio). Брзината на комутација е од ред на ns. Сепак оваа компонента е скапа и тешко е остварливо да се направи независна од поларизација.

## 2.5.2. Упатувачи на бранови должини

### 2.5.2.1. Нереконфигурирачки упатувач на бранови должини

Уредот за рутирање на бранови должини може да рутира сигнали кои доаѓаат на различни влезни влакна (порти) кон различни излезни влакна (порти) врз основа на брановата должина на сигналот. Рутирањето на бранови должини се остварува со демултиплексирање на различните бранови должини од секоја влезна порта, рутирајќи ја секоја бранова должина независно, и потоа мултиплексирајќи ги сигналите на секоја излезна порта. Уредот може да биде или нереконфигурирачки, во кој случај нема комутирачки степен помеѓу демултиплексерите и мултиплексерите, а рутите за различни сигнали кои доаѓаат на секоја порта се фиксни (овие уреди се нарекуваат упатувачи, а не комутатори), или реконфигурирачки, во кој случај рутирачката функција на упатувачот може да се контролира електронски.

Нереконфигурирачкиот упатувач на бранови должини може да се конструира со степен на демултиплексери кои ги раздвојуваат брановите должини на влезното влакно, следен со степен на мултиплексери кои ги рекомбинираат брановите должини од различните влезови на едно излезно влакно. Излезите на демултиплексерите директно се врзуваат на влезовите од мултиплексерите. Нека на пример, упатувачот има  $P$  влезни оптички влакна и  $P$  излезни влакна. На секое влезно влакно, има  $M$  канали. На слика 2.26 е прикажан  $4 \times 4$  упатувач со  $M=4$ .



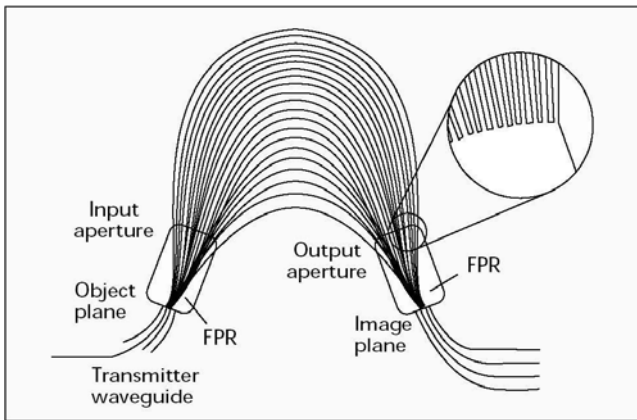
слика 2.26 Нереконфигурирачки упатувач на бранови должини

Упатувачот е нереконфигурирачки затоа што патеката за даден канал (бранова должина), откако тој ќе влезе во упатувачот на дадено влезно влакно, е фиксна. Брановите должини на секое влезно оптичко влакно се раздвојуваат со демултиплексер со решетка (grating demultiplexer; види слика 2.27). На крај, информацијата од повеќето WDM канали се мултиплексираат пред да се испратат на излезното влакно. Помеѓу демултиплексерите и мултиплексерите постои директна врска помеѓу излезите на секој демултиплексер со влезовите на секој мултиплексер. Која бранова должина од која влезна порта ќе биде рутирана на која излезна порта зависи од рутирачката матрица која го карактеризира упатувачот. Оваа матрица е определена со внатрешните "врски" помеѓу мултиплексерите и демултиплексерите.

#### 2.5.2.1.1 Упатувачи со решетка од брановоди

Упатувачот со решетка од брановоди (WGR – Waveguide Grating Router) т.е. со решетка од поле на брановоди (AWG – Array Waveguide Grating), прикажан на слика 2.27 може да се користи како нереконфигурирачки упатувач на бранови должини, или може да се користи за имплементација на

променливи оптички предаватели или променливи оптички приемници. AWG е моќен уред не затоа што нуди функција за демултипликмирање, туку рутирачката можност дозволува сортирање и додавање/вадење на бранови должини, функција која е фундаментална во мрежите со рутирање на бранови должини. Како што се гледа на слика 2.27 AWG се состои од влезни и излезни брановоди, влезна и излезна плоча (т.е. FPR-Free Propagation Region) поврзани помеѓу себе со поле од брановоди.



слика 2.27 Решетка со поле од брановоди – AWG

Принципот на функционирање на AWG вклучува фазни доцнења наметнати од секоја бранова должина во полето на брановоди. Почнувајќи од влезниот брановод, светлината која се состои од различни бранови должини се спрегнува во влезната плоча, каде таа слободно дифрактира во рамнината на плочата. Дивергиралиот зрак се заробува на крајот од влезната плоча од страна на полето на брановоди, најчесто со инки за да се зголеми ефектот на спрега. Полето од брановоди внесува фазно доцнење во зависност од брановата должина. Тоа се состои од  $N$  брановоди, со должини  $l_1, l_2, \dots, l_N$  каде  $l_1 < l_2 < \dots < l_N$ . Разликата во должината помеѓу било кои два соседни

брановоди е константна -  $\Delta l$ . На влезот од втората плоча, фазната разлика во сигналот ќе биде таква што сигналот конструктивно ќе се рекомбинира само на една излезна порта. Треба да се нагласи дека настанува до пермутација на брановите должини во излезните брановоди доколку се користи друг влезен брановод. На пример, доколку демултипликмираниот канал  $\lambda_1$  се јавува на излезот 1,  $\lambda_2$  на брановодот 2, и т.н., користењето на друг влезен брановод ќе предизвика  $\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \dots, \lambda_N$  да се јават на излезните брановоди 2, 3, 4, ...,  $N$ , 1. Два сигнали со иста бранова должина кои доаѓаат од две различни влезни порти нема да интерферираат еден со друг во решетката, бидејќи постои дополнителна фазна разлика која се јавува поради растојанието помеѓу двете влезни порти.

### 2.5.2.2. Реконфигурирачки комутатор базиран на упатувач на бранови должини

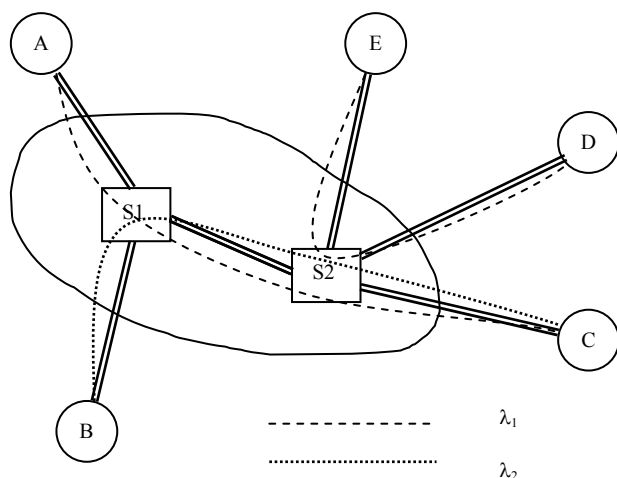
Реконфигурирачкиот комутатор базиран на упатувач на бранови должини (WRS-Wavelength Routing Switch), кој уште се нарекува селективен преспојувач на бранови должини (WSXC-Wavelength Selective Cross-connect), користи фотонски т.е. оптички комутатори внатре во упатувачкиот елемент. Функционирањето на реконфигурирачкиот WRS, илустриран на слика 3.6 е како што следи. WRS има  $P$  влезни и  $P$  излезни оптички влакна. На секое влезно влакно, има  $M$  канали со различни бранови должини. Слично на нереконфигурирачкиот упатувач, брановите должини на секое влезно влакно се раздвојуваат со демултипликсер со решетка.

Излезите од демултипликсерите се насочуваат кон поле од  $M \times P$  оптички комутатори кои се сместени помеѓу степенот на демултипликсер и степенот на мултипликсер. Сите сигнали со дадена бранова должина се упатуваат кон ист комутатор. Комутираниите сигнали потоа се насочуваат кон мултипликсерите кои се придружени со дадена излезна порта. Конечно, информациите поворки од повеќето WDM канали се мултипликмираат пред да се испратат на излезното влакно.

Оптичките комутатори со просторна-комутација можат да се изградат од  $2 \times 2$  оптички кросконекти организирани во банијан-базирана комутациона структура. Комутаторите со просторна комутација можат да го рутираат сигналот од било кој влез на било кој излез на дадена бранова должина.  $2 \times 2$  кросконектите кои се користат за изградба на комутаторот со просторна-комутација можат да бидат со спора реконфигурација така што можат да се користат при промена на сообраќајните барања. Комутаторите од овој тип можат да се изградат од оптички елементи кои се на располагање на пазарот веќе подолго време.

Мрежите изградени со реконфигурирачки комутатори (упатувачи) се пофлексибилни од пасивните, нереконфигурирачки, мрежи со рутирање на бранови должини, бидејќи тие обезбедуваат дополнителна контрола при воспоставувањето на врските. Рутирањето е функција и од брановата должина избрана во изворишниот јазол, како и конфигурацијата на комутаторите во средишните мрежни јазли.

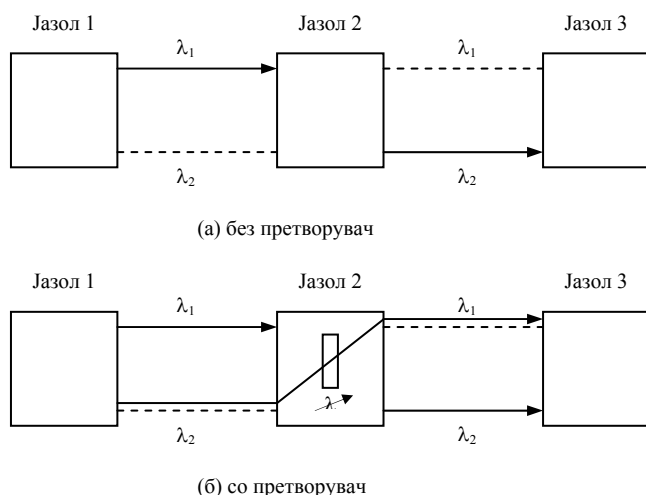
## 2.6. Претворувачи на бранови должини



слика 2.28 Сè-оптичка мрежа со рутирање на бранови должини

блокираат кога нема доволно капацитет на некој од линковите од патеката која и е доделена на врската.

На слика 2.29а, две светлосни патеки се воспоставени во мрежата, помеѓу јазелот 1 и јазелот 2 на бранова должина  $\lambda_1$  и помеѓу јазелот 2 и јазелот 3 на бранова должина  $\lambda_2$ . Да претпоставиме сега дека потребно е да се воспостави патека помеѓу јазелот 1 и јазелот 3. Воспоставувањето на оваа патека е невозможно и покрај тоа што има слободна бранова должина на секој од линковите во патеката од јазелот 1 до јазелот 3. Ова е поради тоа што брановите должини на каналите кои се на



слика 2.29 Ограничување за континуитет на брановите должини во мрежа со рутирање на бранови должини

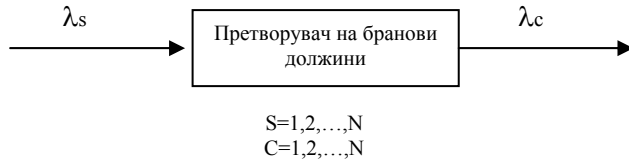
располагање во двата линка се различни. Поради ова мрежата со рутирање на бранови должини може да има поголема веројатност на блокада од мрежата со комутација на кола. Би било лесно да се елиминира ограничувањето за континуитет на бранови должини, доколку сме во состојба да ги претвориме податоците кои доаѓаат на една бранова должина на едниот линк во друга бранова должина во средишниот јазол и да ги проследиме потоа на другиот линк. Ваквата техника е всушност остварлива и се нарекува претворување на бранови должини (wavelength conversion). На слика 2.29б имплементиран е претворувач на бранови должини во јазолот 2 кој врши претворување од бранова должина  $\lambda_2$  на бранова должина  $\lambda_1$ . На овој начин може да се воспостави нова патека помеѓу јазолот 1 и јазолот 3 со користење на брановата должина  $\lambda_2$  на линкот 1-2, и потоа со користење на брановата должина  $\lambda_1$  на линкот 2-3. Треба да се забележи дека една светлосна патека во ваква мрежа со претворување на бранови должини може да користи различна бранова должина на секој од линковите по кои минува. На овој начин, претворувањето на бранови должини може да ја зголеми ефикасноста во мрежата со избегнување на конфликтни бранови должини на светлосните патеки.

Да ја разгледуваме мрежата на слика 2.28. На неа е прикажана мрежа со рутирање на бранови должини која содржи два WDM кросконекти (S1 и S2) и пет оптички линиски терминали (OLT – Optical Line Terminal). Воспоставени се три светлосни патеки (A-C на бранова должина  $\lambda_1$ , B-C на бранова должина  $\lambda_2$  и D-E на бранова должина  $\lambda_1$ ). За да се воспостави светлосната патека се бара истата бранова должина да биде алоцирана во сите линкови од патеката. Ова барање се нарекува ограничување за континуитет на брановата должина (wavelength continuity constraint). Ова ограничување ја дава основната разлика помеѓу мрежите со рутирање на бранови должини и мрежите со комутација на кола во кои повиците се

располагање во двата линка се различни. Поради ова мрежата со рутирање на бранови должини може да има поголема веројатност на блокада од мрежата со комутација на кола.

Би било лесно да се елиминира ограничувањето за континуитет на бранови должини, доколку сме во состојба да ги претвориме податоците кои доаѓаат на една бранова должина на едниот линк во друга бранова должина во средишниот јазол и да ги проследиме потоа на другиот линк. Ваквата техника е всушност остварлива и се нарекува претворување на бранови должини (wavelength conversion).

На слика 2.29б имплементиран е претворувач на бранови должини во јазолот 2 кој врши претворување од бранова должина  $\lambda_2$  на бранова должина  $\lambda_1$ . На овој начин може да



слика 2.30 Функционирање на претворувач на бранови должини

брановата должина на влезниот сигнал,  $\lambda_c$  е претворената бранова должина,  $\lambda_p$  е брановата должина на пумпата,  $f_s$  фреквенцијата на влезниот сигнал,  $f_c$  фреквенцијата на конвертираниот сигнал,  $f_p$  фреквенцијата на пумпата и  $CW$  е ознака за континуирираниот бран на пумпата (немодулиран носител).

Идеален претворувач на бранови должини треба да ги поседува следниве карактеристики:

- транспарентност на битската брзина и форматот на сигнал,
- брзо воспоставување на излезната бранова должина,
- конверзија на пократки и подолги бранови должини,
- осетливост на средни вредности на снага на влезните сигнали,
- можност за иста влезна и излезна бранова должина (т.е. да нема конверзија),
- неосетливост на поларизацијата на влезниот сигнал,
- голем степен на пригушување (extinction ratio) и голем однос сигнал/шум,
- едноставна имплементација.

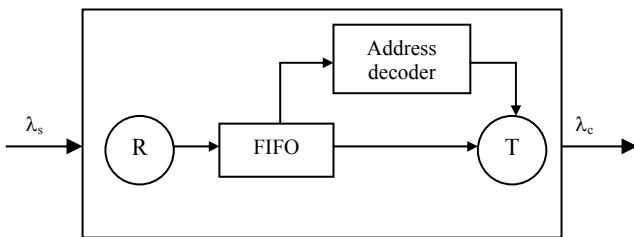
### 2.6.1. Технологии за претворување на бранови должини

Основна поделба на претворувачите на бранови должини е:

- претворувачи со опто-електрично претворување во кои оптичкиот сигнал мора прво да се претвори во електричен, и
  - сè-оптички претворувачи на бранови должини, кај кои сигналот останува во оптички домен.
- Сè-оптичките претворувачи можат да се поделат на претворувачи кои користат **кохерентен ефект** и претворувачи со **вкрстена модулација (cross-modulation)**.

#### 2.6.1.1. Опто-електронски претворувачи на бранови должини

Во опто-електронските претворувачи на бранови должини, оптичкиот сигнал кој треба да се претвори прво се претвора во електронски домен со користење на фотодетектор (означен со R на

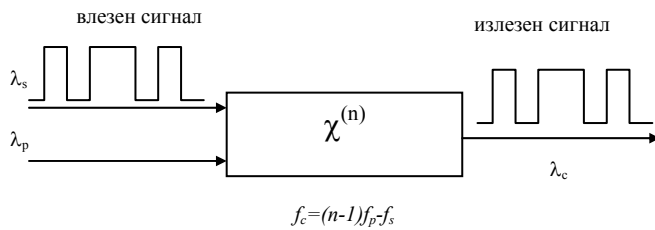


слика 2.31 Опто-електронски претворувач на бранови должини

слика 2.31). Електронската бинарна поворка се складира во бафер (FIFO – First In First Out). Таа поворка потоа се користи да го управува влезот на променливиот ласер (означен со T) кој е наместен на саканата бранова должина на излезот. Овој метод на претворување е погоден за бинарни брзини до 10Gb/s. Сепак, овој метод е многу сложен и троши многу повеќе снага од другите методи кои ќе бидат опишани подоцна. Освен тоа, процесот на опто-електронско (О/Е) претворување штетно влијае врз транспарентноста на сигналот, бидејќи инсистира оптичките податоци да бидат во точно специфициран формат на модулација и бинарна брзина. Сите информации складираани во фазата, фреквенцијата, и аналогната амплитуда на оптичкиот сигнал се губат во текот на процесот на претворување.



### 2.6.1.2. Конверзија на бранови должини кои користат кохерентен ефект



слика 2.32 Претворувач на бранови должини базиран на нелинеарниот ефект на мешање на бранови

Методите за конверзија на бранови должини кои користат кохерентни ефекти се типично базирани на ефектот на мешање на бранови (wave-mixing види слика 2.32). Мешањето на бранови настанува од нелинеарниот одзив на оптичкиот медиум кога се присутни повеќе од два брана. Тоа резултира во генерирање на друг бран чиј интензитет е пропорционален на интензитетите на брановите кои се мешаат.

Мешањето на бранови ги задржува информациите за фазата и амплитудата и нуди строга транспарентност. Тоа е исто така единствен пристап кој овозможува истовремена конверзија на множество од влезни бранови должини на друго множество од излезни бранови должини и може да прифати сигнали со битски брзини поголеми од 100Gb/s. На слика 2.32 доколку се избере  $n=3$  нелинеарниот ефект се нарекува мешање на четири брана (FWM-Four Wave Mixing), а доколку се избере  $n=2$  нелинеарниот ефект се нарекува генерирање на различни фреквенции (DFG- Difference Frequency Generation). Технологиите на претворување на бранови должини базирани на овие два типа на нелинеарни ефекти се опишани подолу.

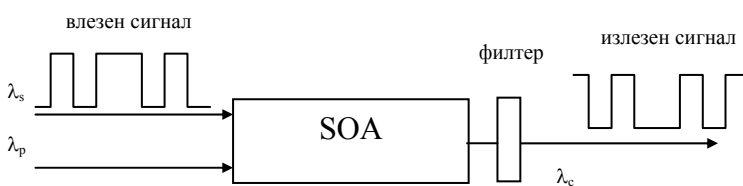
- FWM е нелинеарност од тред ред во  $\text{SiO}_2$  оптичките влакна, кој што предизвикува оптички бранови со фреквенции  $f_i$ ,  $f_j$ , и  $f_k$  ( $k \neq i, j$ ) да влијаат меѓу себе при што се генерира четврт бран со фреквенција:

$$f_{ijk} = f_i + f_j - f_k$$

Покрај тоа, FWM е остварлив во другите пасивни брановоди како на пример полупроводничките брановоди и во активен медиум како полупроводничките оптички засилувачи – SOA. Оваа техника обезбедува независност од форматот на модулација и од бинарниот проток на влезниот сигнал. Сепак, ефикасноста на конверзија т.е. односот на снагата на сигналот и снагата на пумпата не е многу голема и се намалува нагло со зголемување на интервалот на конверзија (растојанието помеѓу брановата должина на пумпата и излезниот сигнал).

- DFG е последица на нелинеарно влијание на брановите од втор ред во медиум со два оптички брана: бранот на пумпата и бранот на сигналот. DFG нема други пропратни сигнали кои се јавуваат во FWM-базираната техника. Оваа техника нуди целосна транспарентност без додавање на преголем шум на сигналот. Таа е двонасочна и брза, но страда од мала ефикасност и голема чувствителност на поларизација. Главна тешкотија при имплементацијата на оваа техника лежи во синхронизација на фазата на двата брана кои се мешаат и во производството на брановоди со мали губитоци за висока ефикасност на претворување.

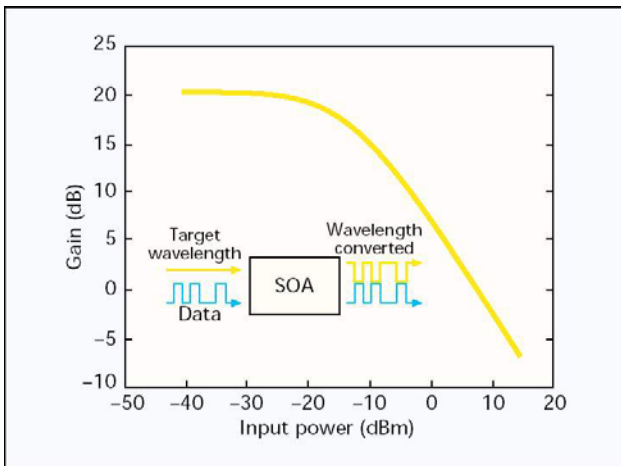
### 2.6.1.3. Претворувачи на бранови должини кои користат вкрстена модулација



слика 2.33 Претворувач на бранови должини кој користи ко-простирање базиран на XGM во SOA

Конверзијата на бранови должини со вкрстена модулација користи активни полупроводнички оптички уреди како на пример полупроводничките оптички засилувачи (SOA).

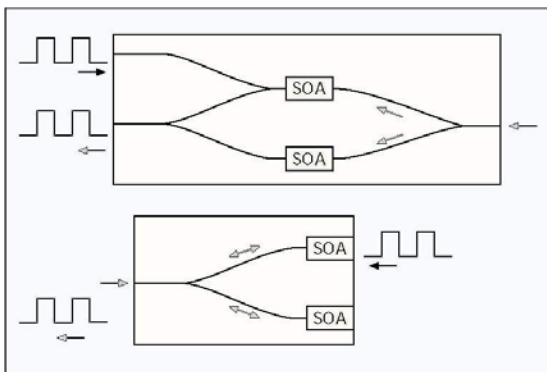
- SOA во мод со вкрстена модулација на засилувањето (XGM – Cross Gain Modulation). Овој принцип на претворување на бранови должини е прикажан на слика 2.33.



слика 2.34 Карактеристика на засилувањето на SOA и принцип на вкрстена модулација кај SOA-XGM претворувачот на бранови должини

модулирано во синхронизам со надминувањето на снагата. Кога сигналот е со високо ниво (бинарна 1), засилувањето се намалува, и обратно. На овој начин излезниот сигнал ќе биде инвертиран во однос на влезниот но на саканата излезна бранова должина т.е. брановата должина на континуираниот сигнал (CW). CW сигналот може да се вметне во SOA во иста насока како влезниот сигнал (codirectional), или во спротивна насока од влезниот сигнал (counterdirectional). Иако XGM техниката е едноставна за реализација и нуди конверзија на сигнали со бинарен проток од 80Gb/s (од [8]), има недостаток поради инвертираниот излезен сигнал и се јавува деградација на односот на пригушување (extinction ratio) на конвертираниот сигнал.

• Функционирањето на претворувачот на бранови должини кој користи SOA во мод на вкрстена-фазна модулација (XPM) се базира на фактот дека индексот на прекршување на SOA зависи од густината на носители во активниот регион. Влезниот сигнал кој ја смалува густината на носители ќе го модулира индексот на прекршување и на тој начин ќе резултира со фазна модулација на CW сигналот кој е впрегнат во претворувачот. XPM може да се употреби во интерферометарските уреди за да се добијат претворвачи на бранови должини со значителни предности во однос на оние кои се базираат на XGM. Во еден таков уред (види слика 2.35) CW бранот се разгранува низ двете гранки од интерферометарот кои содржат SOA, а релативното фазно поместување се предизвикува од оптичкиот влезен сигнал (со бранова должина  $\lambda_s$ ), кој се вметнува во еден од засилувачите, и истиот го заситува. Кога светлината се рекомбинира во излезниот спрежник, настанува конструктивна или деструктивна интерференција зависно од фазната разлика меѓу сигналите од двете гранки. Примери на интерферометарски уреди кои користат XPM ефекти во SOA се прикажани на слика 2.35. Кај овие претворувачи излезниот сигнал може да биде инвертиран или



слика 2.35 Интерферометарски SOA претворувач; Горе: MZI; Доле: Michelson интерферометар

неинвертиран. Претворувачите со XPM SOA исто така се многу ефикасни од аспект на мали губитоци на снага во однос претворувачите со XGM технологија.

Интензитетот на стимулирана емисија во SOA зависи од снагата на влезниот оптички сигнал. Во случај на голема снага на влезниот сигнал концентрацијата на носители во активниот регион се смалува преку стимулирана емисија до тој степен што засилувањето на SOA се намалува. Овој ефект е познат како заситување на засилувањето и типично се случува за влезни снаги од ред на 100 $\mu$ W или повеќе.

Заситување на засилувањето може да се користи за конверзија на податоците од една бранова должина на друга како што е прикажано на слика 2.34. Два оптички сигнали влегуваат во SOA засилувачот каде едниот ги носи амплитудно модулираните податоци а другиот е со константна снага (CW). Доколку врвната оптичка снага во модулираниот сигнал е блиску до нивото на сатурација на SOA, засилувањето ќе биде

## 3. Оптички телекомуникациски мрежи

Во информативната ера се соочуваме со немилосрдно барање на мрежи со големи капацитети, за пониска цена. Ваквите барања се поттикнати од многу различни фактори. Огромниот развој на Интернет донесе се поголем број на online корисници, кои трошат огромно количество на пропусен опсег што се должи на преносот на податоци кој вклучува видео и слики. Освен тоа телефонскиот повик од корисник кој е приклучен на Интернет трае многу подолго од класичен говорен повик, кој резултира во значително зголемување на оптоварувањето кое телефонската мрежа мора да го поддржи. Во исто време бизнисот на модерните компании сè повеќе се базира на зголемено користење на интранет и екстранет кои во суштина претставуваат мрежи со голема брзина. Освен тоа, крајната визија за информативната ера е дека информацијата може да биде лоцирана било каде но да биде пристапна од секаде исто како таа да е сместена локално. За реализација на оваа визија ќе бидат потребни мрежи со огромен капацитет. Сите овие фактори ја зголемуваат потребата за повеќе пропусен опсег во мрежите како и за нови мрежни услуги.

За да ги исполнат барањата за пропусен опсег и да имплементираат нови услуги, мрежните оператори мора да користат нови технологии, а оптичките мрежи се една од клучните технологии. Новите технологии секогаш резултираат во намалување на цената на пропусниот опсег. Ова намалување на цената на пропусниот опсег од друга страна поттикнува развој на нови апликации кои користат сè повеќе пропусен опсег, а со тоа повторно се зголемува барањето за пропусен опсег во мрежата. Ваквиот циклус со позитивна повратна спрега не покажува знаци на намалување во блиска иднина.

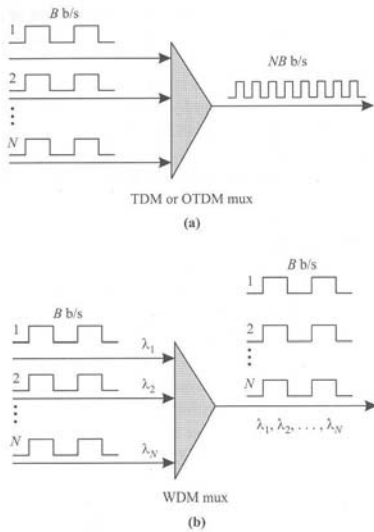
Во исто време додека сме сведоци на огромниот пораст на сообраќај и барања за нови услуги, телекомуникацискиот пазар во светот се дерегулира. Големите телефонски монополи кои во минатото имаа на претек време за планирање на надградбата на мрежата сега се соочуваат со зголемена конкуренција во обезбедувањето на локални, национални и интернационални услуги. Новите оператори активно и брзо градат нови мрежи. Старите оператори мораа брзо да ги имплементираат новите технологи за да останат во конкуренција. Притисокот на конкуренцијата веројатно ќе резултира во значително намалување на цената на пропусниот опсег кон крајните корисници, и во исто време, **ќе ги принуди мрежните оператори да ги користат нивните мрежи поефикасно.**

Се смета дека во САД има положено повеќе од милион километри оптички кабел со различен број на оптички влакна. Во просек повеќе од пола од оптичките влакна се "светли" т.е. влакната се користат, а останатите се "темни" т.е. влакната во моментот не се користат. Конвенционалните технологии (без користење на WDM) зависат од тоа дали постојат темни влакна на саканата рута. Полагање на нови влакна е скапо решение освен ако постои простор во постојната кабелска канализација, во кој случај, е релативно лесно да се повлече дополнителен оптички кабел. Сепак и во случај да постојат темни влакна, значителна економска корист може да се добие со реализирање на поголеми капацитети преку едно оптичко влакно отколку користење на повеќе оптички влакна кои пренесуваат помал капацитет, особено кога се во прашање поголеми растојанија.

### 3.1. Технологии за мултиплексирање

Зголемените барања за пропусен опсег, како и фактот дека е релативно скапо да се полага ново оптичко влакно т.е. кабел, подразбира дека мора да се најде начин да се зголеми капацитетот на постојното влакно. Во суштина постојат два начини за зголемување на трансмисиониот капацитет на оптичкото влакно, како што е прикажано на слика 3.1. Прво е да се зголеми битската брзина, а тоа наметнува користење на електронски компоненти со поголема брзина. Во овој случај повеќе податочни поворки со помала брзина се мултиплексираат во поворка со поголема брзина со користење на електронски компоненти со кои се остварува мултиплексирање со временска

распределба на канали (TDM-Time Division Multiplexing). Денес, највисоката трансмисиона брзина на комерцијално расположивите системи изнесува 40Gb/s (STM-256).



слика 3.1 мултиплексни технологии (а) временска распределба на канали; (б) мултиплексирање на бранови должини

За да се помести TDM технологијата над овие брзини, се вршат истражувања за мултиплексирање и демултиплексирање во оптички домен. Овој пристап се нарекува оптичко мултиплексирање со временска распределба на канали (OTDM – Optical Time Division Multiplexing). Иако вакви системи постојат лабораториски, комерцијалната имплементација на OTDM сеуште е неколку години далеку. Сепак, мултиплексирањето и демултиплексирањето на поворки со голема брзина не е единствена пречка за имплементација на практична мрежа. Самото оптичко влакно како медиум не е идеален за пренос и се јавуваат низа штетни влијанија врз сигналот што се пренесува. Тие штетни влијанија се поизразени доколку податоцната поворка што се пренесува е со поголема брзина.

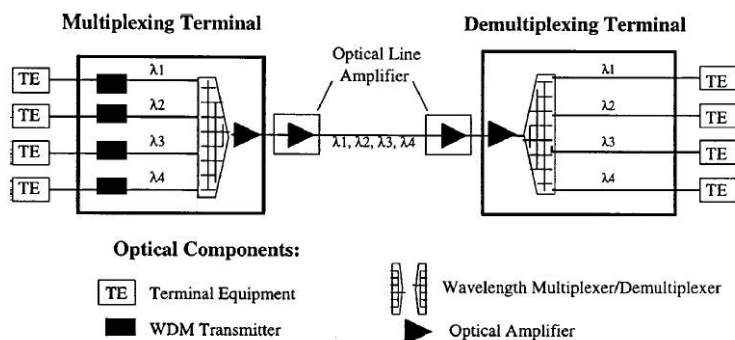
Друг начин за зголемување на капацитетот е со користење на техниката наречена мултиплексирање на бранови должини (WDM – Wavelength Division Multiplexing). WDM е во суштина исто како и мултиплексирањето со фреквентна распределба на канали (FDM-Frequency Division Multiplexing), кое се користи во радио системите повеќе од едно столетие. Идејата е да се пренесуваат податоците истовремено на повеќе носители со различни бранови должини (т.е фреквенции) преку едно оптичко влакно. Овие бранови должини не

влијаат една на друга доколку тие се доволно далеку една од друга. WDM трасмисиони системи кои користат 32 бранови должини на 2.5 Gb/s преку едно оптичко влакно денес се комерцијално расположиви, а системи со помал број на бранови должини на 10Gb/s се исто така на располагање.

WDM обезбедува начин за зголемување на трасмисиониот капацитет со користење на повеќе канали на различни бранови должини, а TDM обезбедува начин за зголемување на битската брзина на секој канал. Така TDM и WDM се комплементарни пристапи. Прашањето која комбинација на TDM и WDM да се користи во системите е особено важно за денешните мрежни оператори при планирање на нивната мрежа.

## 3.2. WDM еволуција

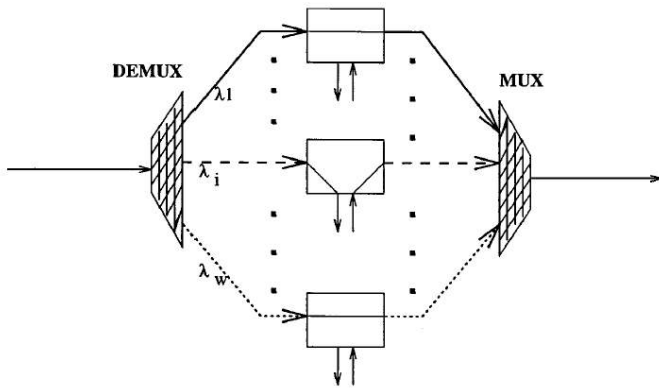
### 3.2.1. Точка-точка WDM системи



слика 3.2 Четириканален точка-точка WDM трасмисионен систем со засилувачи

негова надградба:

WDM технологијата се имплементира многу често од мрежните оператори за точка-точка комуникации. Оваа имплементација е поттикната од зголемените барања за пропусен опсег. Кога барањата го надминуваат капацитетот на постојните оптички влакна, WDM се покажува како поефтина алтернатива во споредба со полагање на нови оптички влакна. На пример, доколку дојде до исцрпување на капацитетот на некој линк со капацитет од STM-16 (2,5 Gb/s) во мрежата постојат три алтернативи за



слика 3.3 Wavelength Add/Drop multiplexer (WADM)

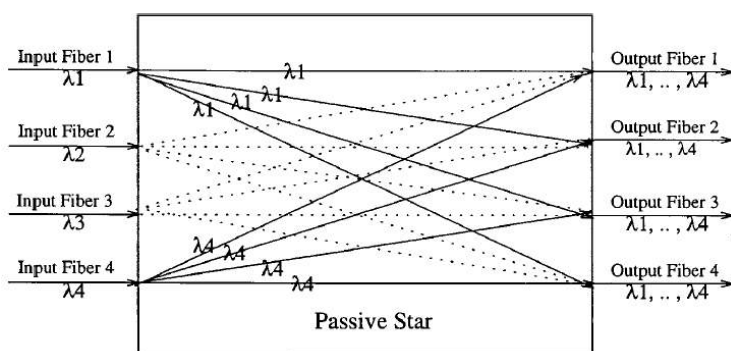
- 1) инсталација/вкопување на дополнителни оптички влакна и терминирачка опрема,
- 2) инсталација на четири<sup>10</sup> канален WDM систем (види слика 3.2),
- 3) надградба на STM-64 (10Gb/s) систем со поголема "електронска брзина".

Досегашните анализи покажуваат дека, за релативно мали растојанија првата варијанта е најевтина, но за поголеми растојанија WDM варијантата е најевтина. Секојдневно цените на WDM мултиплексерите и демултиплексерите опаѓаат па денес може да се смета дека WDM солуцијата е дефинитивно најевтина и најприфатлива.

### 3.2.2. Мултиплексер за вадење и додавање на бранови должини (WADM – Wavelength Add/Drop Multiplexer)

Еден пример на WADM е прикажан на слика 3.3. Тој се состои од демултиплексер, група од 2x2 оптички комутатори<sup>11</sup> и еден мултиплексер. WADM може да биде вметнат во било кој физички оптички линк. Доколку сите 2x2 комутатори се во "bar" состојба, тогаш сите бранови должини минуваат низ WADM мултиплексерот непречено. Ако еден од 2x2 комутаторите е конфигуриран во "cross" состојба<sup>12</sup>, тогаш сигналот од соодветната бранова должина ќе биде изваден локално, и нова податочна поворка може да се додаде на истата бранова должина. Повеќе од една бранова должина може да биде извадена и додадена доколку повеќе од 2x2 комутаторите се конфигурирани во "cross" состојба.

### 3.2.3. Уреди за пресојување на оптички влакна и бранови должини – пасивна ѕвезда, пасивен упатувач и активен комутатор



слика 3.4 4x4 пасивна ѕвезда

еднакво поделена на сите излезни оптички интерфејси. При тоа сигналот ја задржува својата бранова должина.

На пример, на слика 3.4 сигналот на бранова должина  $\lambda_1$  од влезниот интерфејс 1 и брановата должина  $\lambda_4$  од влезниот интерфејс 4 се дифузираат до сите излезни порти. Доколку два или повеќе

Со цел да имаме мрежа со линкови кои имаат повеќе бранови должини, потребно е да се користат соодветни уреди за пресојување на оптички влакна и бранови должини. Овие уреди можат да се поделат во три основни категории:

- пасивна ѕвезда (види слика 3.4),
- пасивен упатувач (види слика 3.5),
- пасивен комутатор (види слика 3.6).

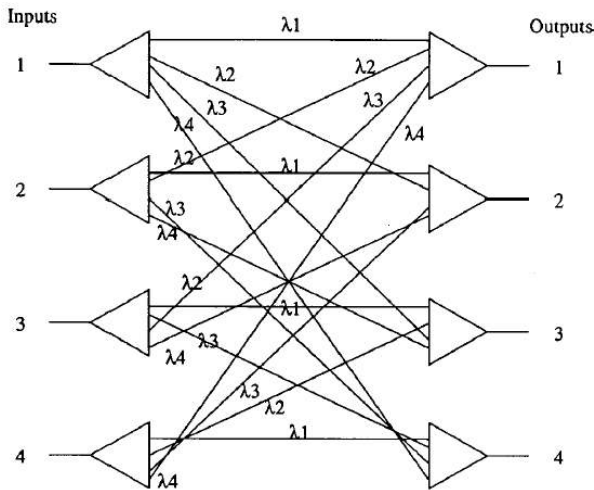
Пасивната ѕвезда претставува уред за дифузија, така што моќта на сигналот кој влегува на дадена бранова должина од влезниот оптички интерфејс ќе биде

<sup>10</sup> Избрана е најевтината варијанта

<sup>11</sup> Еден комутатор по бранова должина.

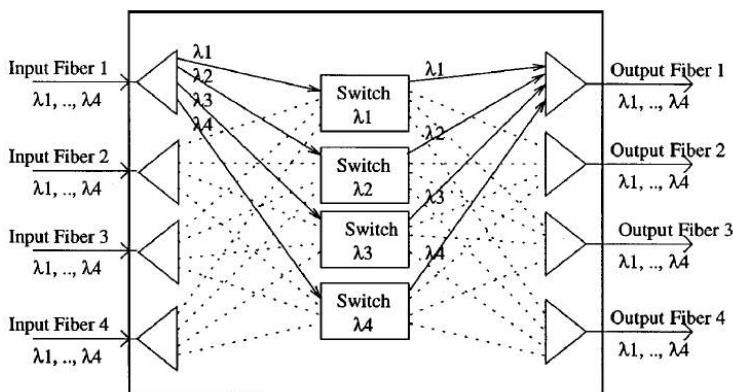
<sup>12</sup> Тоа обично се остварува преку електронска контрола.

сигнали од влезните интерфејси се на иста бранова должина ќе дојде до колизија. Ако се претпостават ист број на бранови должини како бројот на влезни интерфејси,  $N \times N$  пасивна ѕвезда може да рутира  $N$  истовремени врски.



слика 3.5 4x4 пасивен упатувач (рутер)

Ако се претпостави дека бројот на бранови должини е идентичен со бројот на влезни интерфејси,  $N \times N$  пасивен упатувач може да рутира  $N^2$  симултани врски (во споредба со  $N$  врски кај пасивната ѕвезда). Сепак на пасивниот упатувач му недостасува својството на дифузија кое го поседува пасивната ѕвезда.



слика 3.6 4x4 активен комутатор

потребно дополнително напојување. Активниот комутатор уште во литературата се среќава под следниве имиња: комутатор за рутирање на бранови должини (WRS-Wavelength Routing Switch), селективен прespoјувач на бранови должини (WSXC-Wavelength Selective Cross-connect) или само прespoјувач (cross-connect).

Активниот комутатор може да се надгради со дополнителна можност т.е. влезната бранова должина да се претвори во друга бранова должина непосредно пред таа да влезе во мултиплексерот (види слика 3.6) пред излезниот интерфејс. Ваквиот комутатор екипиран со претворувачи на бранови должини е помоќен од WRS, и се нарекува комутатор со конверзија на бранови должини (WCS-Wavelength Convertible Switch), прespoјувач со разменливи бранови должини (WIXC-Wavelength Interchanging Cross-connect), и др.

Пасивната ѕвезда се користи за изградба на локални WDM мрежи, а активниот комутатор се користи за изградба на рбетни национални и глобални мрежи со рутирање на бранови должини. Пасивниот упатувач главно наоѓа примена како уред за мултиплексирање/демултиплексирање. WADM уредот и неговите варијанти се користи за изградба на оптички WDM прстени кои се очекува да се користат во метрополитските региони.

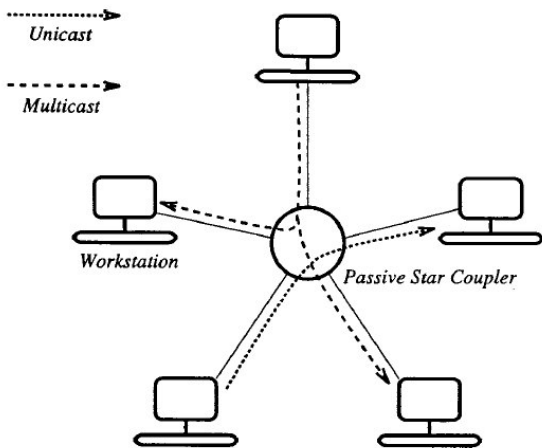
Пасивниот упатувач може независно да ја рутира секоја од неколкуте бранови должини инцидентни на даден влезен интерфејс на иста бранова должина на друг излезен интерфејс, на пример, брановите должини  $\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4$  инцидентни на првиот влезен интерфејс се рутираат на истите бранови должини на излезните интерфејси 1, 2, 3, и 4, респективно (види слика 3.5). Треба да се забележи дека овој уред дозволува повеќекратна употреба на бранови должини, т.е. иста бранова должина може просторно да се ре-употреби за пренос на повеќе врски низ упатувачот. Рутирачката матрица е фиксна и не може да се менува. Ваквите упатувачи се расположиви на пазарот веќе извесно време, и се уште познати како упатувачи со решетка од брановоди (WGR-Waveguide Grating Router), упатувачи на бранови должини, и сл.

Активниот комутатор (види слика 3.6) исто така дозволува повеќекратна употреба на бранови должини и тој овозможува  $N^2$  симултани врски низ комутационата матрица. Сепак активниот комутатор поседува дополнително својство во однос на пасивниот упатувач, а тоа е што неговата комутациона матрица може да се реконфигурира на барање, со електронска контрола. Недостаток на активниот комутатор е тоа што е потребно дополнително електрично напојување што го прави поосетлив на дефекти во однос на пасивната ѕвезда и пасивниот упатувач за кои не е

### 3.3. Конструкција на WDM мрежи

#### 3.3.1. Локални оптички WDM мрежи

Локалните WDM оптички мрежи може да се конструираат со поврзување на мрежните јазли преку две оптички влакна со пасивна ѕвезда, како што е прикажано на слика 3.7. Јазолот испраќа кон ѕвездата на една расположива бранова должина, со користење на ласер кој произведува оптичка информациона поворка. Информационите поворки од повеќе извори оптички се комбинираат од ѕвездата и снагата на сигналот од секоја поворка подеднакво се дели и насочува кон сите јазли на нивните приемни влакна. Приемникот на јазолот, со користење на оптички приемник (филтер), е наместен на само една бранова должина, па затоа тој може да ја прими информационата поворка.

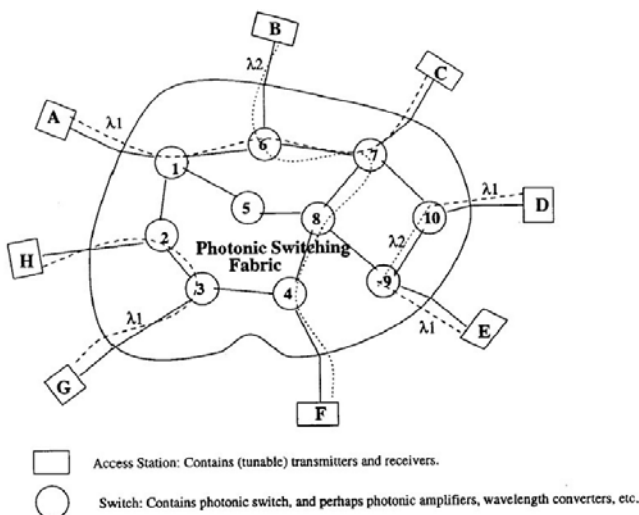


слика 3.7 Локална оптичка WDM мрежа базирана на пасивна ѕвезда

Комуникацијата помеѓу изворите и приемниците може да следи еден од следниве методи: еден скок или повеќе скока (single-hop or multihop види [17]). Исто така, треба да се забележи дека, кога изворот испраќа на дадена брановиа должина  $\lambda_1$ , повеќе од еден приемник може да бидат наместени на таа бранова должина, и сите тие приемници може да ја примат информациската поворка. Според тоа, пасивната ѕвезда може да поддржува точка-повеќе точки (multicast) услуги.

Детална анализа на овие мрежи може да се најде во [17]. Локалните WDM мрежни архитектури нема да бидат дискутирани повеќе во овој труд, туку ќе се концентрираме главно на 'рбетни (wide-area) оптички мрежи со рутирање на бранови должини.

#### 3.3.2. Оптички WDM мрежи со рутирање на бранови должини



слика 3.8 WDM мрежа со рутирање на бранови должини (wide area)

Една оптичка WDM мрежа со рутирање на бранови должини (wavelength-routed wide area optical WDM network) е прикажана на слика 3.8. Мрежата се состои од активни комутатори поврзани преку оптички линкови за да формираат произволна физичка топологија. Секој краен корисник е поврзан на активниот комутатор преку оптичко влакно. Комбинацијата од краен корисник и неговиот придружен комутатор се нарекува мрежен јазол. Секој јазол е екипиран со множество од оптички приемници и предаватели, при што тие можат да бидат променливи.

Базичниот механизам за комуникација во мрежата со рутирање на бранови должини е светлосна патека (lightpath). Светлосна патека е оптички комуникационен канал помеѓу два јазли во мрежата, и тој

може да поминува низ повеќе оптички линкови. Транзитните јазли ја рутираат светлосната патека во оптички домен со користење на активни комутатори. Крајните јазли од светлосната патека пристапуваат до неа преку предаватели и приемници кои се наместени на брановата должина на која

светлосната патека работи. На пример на слика 3.8, воспоставени се светлосни патеки помеѓу А и С на бранова должина  $\lambda_1$ , помеѓу В и F на бранова должина  $\lambda_2$ , и помеѓу H и G на бранова должина  $\lambda_1$ . Светлосната патека помеѓу А и С е рутурана преку активните комутатори 1,6, и 7. (Треба да се забележи повеќекратната употреба на брановата должина  $\lambda_1$ .)

Во отсуство на претворувач на бранови должини, од светлосната патека се инсистира да биде на иста бранова должина низ целата рута во мрежата. Ова барање се нарекува континуитет на брановата должина за светлосната патека. Ова барање може да не е потребно доколку имаме претворувачи на бранови должини во мрежата. На пример, на слика 3.8 светлосната патека помеѓу јазлите D и E го минува линкот од D до комутаторот 10 на бранова должина  $\lambda_1$ , се претвора на бранова должина  $\lambda_2$  во комутаторот 10, го минува линкот помеѓу комутаторот 10 и 9 на бранова должина  $\lambda_2$ , се претвора назад во  $\lambda_1$  во комутаторот 9, и го минува линкот од комутаторот 9 до јазолот E на бранова должина  $\lambda_1$ .

Мрежите кај кои не користат претворувачи на бранови должини во оптичките уреди за преспојување се нарекуваат **WP (wavelength path) мрежи**. Кај овие мрежи воспоставената патека во мрежата е карактеризирана со нејзината бранова должина.

Мрежите кои имаат претворувачи на бранови должини се нарекуваат **VWP (Virtual Wavelength Paths) мрежи**. Во овој случај, дадена патека може да има различни бранови должини во употребените линкови од рутата.

Фундаментално барање во оптичките мрежи со рутирање на бранови должини е да две или повеќе светлосни патеки кои минуваат низ исто оптичко влакно мора да бидат на различна бранова должина така што тие не интерферираат еден со друг.

### 3.3.2.1. Пример на WDM мрежен проблем

Како што беше опишано во 3.3.2, крајните корисници во WDM 'рбетна мрежа можат да комуницираат еден со друг преку сè-оптички (WDM) канали, кои се нарекуваат светлосни патеки. Светлосните патеки може да минуваат повеќе оптички линкови, за да се обезбедат интерконекиции "со комутација на канали" помеѓу двата јазли кои може да имаат голем сообраќаен проток помеѓу нив и кои може да бидат лоцирани "далеку" еден од друг во физичката мрежна топологија. Секој транзитен јазол во светлосната патека во суштина обезбедува сè-оптичко средство за заобиколување за да се поддржи светлосната патека.

Во мрежа со N јазли, доколку секој јазол е екипиран со N-1 оптички примопредаватели и доколку има доволно бранови должини во секој оптички линк, тогаш секој пар јазли може да се поврзе со сè-оптичка светлосна патека, и тогаш нема мрежен проблем за решавање. Сепак, треба да се забележи дека мрежата треба да е лесно проширлива (додавање на нови јазли), дека примопредавателите се скапи па секој јазол може да биде екипиран со само неколку, и дека технолошките ограничувања диктираат бројот на WDM канали кои можат да се поддржат во оптичкото влакно бидејќи ограничени на W (чија вредност денес изнесува неколку десетици, но се очекува да се подобри со тек на време и со технолошкиот прогрес). Според тоа, само ограничен број на бранови должини можат да се воспостават во мрежата.

Во ваква мрежна околина, предизвикувачки мрежен проблем е за зададено множество на светлосни патеки кои треба да се воспостават во мрежата, и при дадени ограничувања на бројот на бранови должини по линк, да се одредат рутите преку кои овие светлосни патеки треба да се воспостават и исто да се одредат брановите должини кои треба да се доделат на овие светлосни патеки тако што во мрежата може да се воспостави максимален број на светлосни патеки. Додека рутите со најкраток-пат може да бидат најпогодни, треба да се забележи дека овој избор понекогаш мора да се прекрши, со цел да се дозволи воспоставување на поголем број на светлосни патеки. Според тоа, може да се дозволат неколку алтернативни рути за воспоставување на светлосните патеки. Светлосните патеки кои не можат да се воспостават поради ограничувањата на рутите и брановите должини се вели дека се блокирани, па затоа соодветниот проблем за мрежна оптимизација е да се минимизира веројатноста на блокирање.

Во овој поглед, треба да се забележи дека најчесто светлосната патека работи на иста бранова должина низ сите оптички влакна по кои минува (WP мрежа), во кој случај се вели дека светлосната патека го задоволува ограничувањето за континуитет на бранова должина (wavelength-continuity constraint). Со оглед на ова, на две светлосни патеки кои делат заедничко оптичко влакно не треба да им се доделат исти бранови должини. Сепак доколку јазлите се екипирани со претворувач на бранови



должини, тогаш ограничувањето за континуитет на бранова должина не важи, и светлосните патеки може да зафаќаат различни бранови должини во линковите содржани во нивната рута (VWP мрежа). Овој мрежен проблем се нарекува проблем за рутирање и доделување на бранови должини (RWA - Routing and Wavelength Assignment) и ќе биде детално анализиран во наредните глави (види глава 7 и 6.2).

Дизајнерите на оптичките мрежи од новата генерација мора да се свесни за својствата и ограничувањата на оптичкото влакно и оптичките компоненти со цел соодветните протоколи и алгоритми да ги искористат сите потенцијали на WDM мрежата. Често мрежниот дизајнер може да пристапи на WDM архитектурата и протоколи од премногу едноставна, идеална, или традиционална мрежна гледна точка. За жал, ова може да го доведе дизајнерот во ситуација да направи нереалистички претпоставки за својствата на оптичкото влакно и оптичките компоненти, и тоа може да резултира во неостварлив или непрактичен дизајн.



## 4. Преживливост на оптичко ниво

### 4.1. Терминологија и дефиниции

Обезбедувањето на отпорност на дефекти е важно барање за мрежите со големи битски брзини. Со оглед на тоа што мрежите пренесуваат се повеќе податоци, количеството на штета предизвикано од дефект станува се поголемо. Постојат повеќе методи кои обезбедуваат мрежата да продолжи да дава сигурни услуги дури и во присуство на дефекти. Овие методи на заштита подразбираат обезбедување на резервен капацитет во мрежата кој се користи за рерутирање на сообраќајот во случај на дефект. Кога се зборува за преживливост на телекомуникациски мрежи од голема важност е разбирање на следниве термини:

- **Интегритет (Integrity)** е повисоко ниво на мерка за перформансите на една мрежа која укажува на способноста да мрежата функционира правилно и покрај присуство на дефект ("да" или "не"). **Преживливоста (Survivability)** претставува синоним за интегритет.
- **Сигурност т.е. доверливост (Reliability)** е веројатност еден ентитет да ја извршува својата функција во даден период на време.
- **Расположивост (A-Availability)** е однос помеѓу времето на функционирање и вкупното време, или со други зборови, расположивоста претставува веројатност да еден ентитет (систем, мрежа, ...) се наоѓа во работна состојба во даден интервал во иднината.
- **Нерасположивоста (U-Unavailability)** претставува веројатност (период од време) да еден ентитет е во дефект. Таа всушност претставува комплемент од расположивоста ( $U=1-A$ ).

За да се направи телекомуникациската мрежа преживлива можат да се користат две стратегии: **заштита (protection)** и **обнова т.е. реставрација (restoration)**. Методите базирани на заштита однапред доделуваат резервен капацитет за да го заштитат независно секој елемент од мрежата, додека реставрацијата го дистрибуира резервниот капацитет низ целата мрежа и го користи по потреба со цел да го реставрира прекинатиот сообраќај.

Преживливоста може да биде обезбедена од повеќе нивои во мрежата. На пример, ако се разгледува типична АТМ мрежа која работи преку SONET/SDH линкови, кои се обезбедуваат преку светлосни патеки во оптичкото ниво, можно е сите три нивои да имаат имплементирано сопствен метод за преживливост.

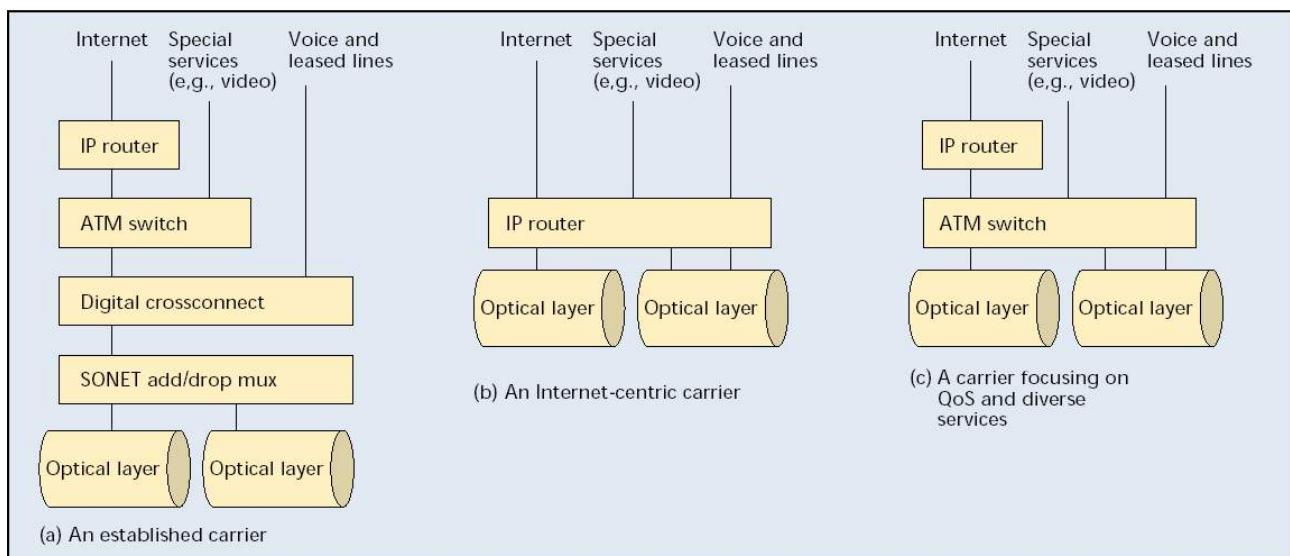
Во оваа глава ќе се разгледуваат дефекти на мрежни линкови, јазли, и оптички канали (во случај на WDM мрежи). Линковите можат да бидат во дефект поради прекин на оптичкото влакно. Јазлите може да бидат во дефект поради дефект на електричното напојување или дефект на опремата. Дефект на оптичките канали може да биде предизвикан поради неисправност на компонента придружена на оптичкиот канал, како оптички предавател или приемник. Во повеќе случаи механизмите за заштита и реставрација се дизајнирани за преживливост од еден дефект. Со ова се претпоставува дека мрежата е така добро дизајнирана што повеќекратни дефекти се многу ретки. Исто така може да се претпостави дека е многу малку веројатно да настане нов дефект додека мрежата се обидува да ги реставрира услугите прекинати поради претходно настанатиот дефект.

### 4.2. Преживливост на оптичкото ниво: сервисна перспектива

Од телекомуникациските мрежи се бара да обезбедат сигурни непрекинати услуги на нивните корисници. Вкупните барања за расположивост се од ред на 99,999% или повисоки, што подразбира дека мрежата не може да биде во дефект повеќе од 6 мин/година. Како резултат, мрежната преживливост (т.е. интегритет) е главен фактор кој што влијае како овие мрежи се дизајнирани и

користени. Мрежата треба да биде дизајнирана да се справи со дефекти на линк или влакно како и дефекти на опремата.

Мрежата може да се гледа како да се состои од многу нивоа кои меѓусебе соработуваат, како што е прикажано на слика 4.1. Различни оператори избираат различни начини за реализација на нивните мрежи со користење на различни нивовски архитектури. Воспоставените оператори ја користат инсталираната база на SONET/SDH (Synchronous Optical Network/Synchronous Digital Hierarchy) опрема, и напредните можности за сортирање и преспојување на дигиталните системи за преспојување (DCS – Digital Crossconnects). За разлика од нив, операторите кои нудат IP (Internet Protocol) базирани услуги бараат поедноставна мрежна инфраструктура со користење на IP како базично транспортно ниво без користење на SONET/SDH. Операторите кои се издвојуваат од другите по тоа што нивната мрежна инфраструктура нуди квалитет и разноврстност на услугите (QoS – Quality of Service) можат да користат асинхрон трансферен мод (ATM-Asynchronous Transfer Mode) како нивна транспортна технологија. Под сите овие нивоа е WDM (Wavelength-Division Multiplexing) нивото, т.е. оптичкото ниво. Оптичкото ниво обезбедува светлосни патеки (lightpaths) на повисоките нивоа, што може да се сметаат како клиент нивоа кои ги користат услугите обезбедени од оптичкото ниво. Светлосните патеки се комутирани "цевки" кои пренесуваат прилично големи битски брзини (на пример, 2,5 Gb/s или 10Gb/s). Тие се воспоставуваат за да ја поврзат опремата од нивото на клиенти, како на пример, SONET/SDH додај/извади мултиплексери (ADM – Add/Drop multiplexers), IP упатувачи, или ATM комутатори, и откако се воспоставени, остануваат релативно статични во текот на времето.



слика 4.1 Нивовска архитектура кај различни типови на мрежни оператори

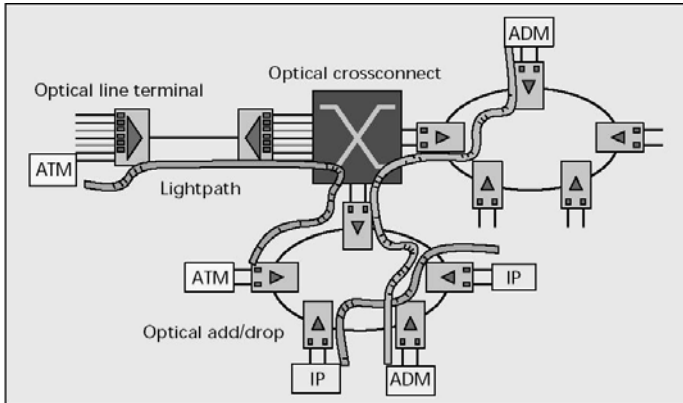
Оптичкото ниво се состои од оптички линиски терминали (OLT – Optical Line Terminals), оптички ADM (OADM), и оптички уреди за преспојување (OXC), како што е прикажано на слика 4.2. OLT мултиплексира повеќе канали во едно оптичко влакно или пар од оптички влакна. OADM додава и одзема извесен број на канали од/во здружената WDM поворка. OXC комутира и менаџира голем број на канали во локациите со голем сообраќај.

Во оваа глава ќе биде разгледувана преживливоста на оптичкото ниво од аспект на услугите, во смисла на типовите на услуги кои се потребни да се обезбедат од оптичкото ниво на повисоките нивоа.

Потоа ќе бидат споредени различните типови на преживливост на оптичкото ниво во смисол на нивната цена и ефикасност на искористување на пропусниот опсег врз база на множеството на услуги што треба да се поддржат. Пристапот е малку поинаков во однос на другите пристапи во литературата каде преживливоста на оптичкото ниво се поистоветува со преживливоста во SONET/SDH нивото. Постои разлика помеѓу преживливоста на овие две нивоа и таа ќе биде елаборирана подоцна

### 4.2.1. Причини за користење на преживливост на оптичкото ниво

IP, ATM, и SONET нивоата прикажани на слика 4.1 обично имаат вградена техника за заштита (protection) и обнова (restoration). Иако овие нивоа се дизајнирани да работат со други нивоа, тие можат да работат директно преку оптичко влакно, и на тој начин да не зависат од другите нивоа во поглед на спроведување на функциите за заштита и реставрација (т.е обнова). Како резултат на ова



слика 4.2 Оптичко мрежно ниво

секоје од овие нивоа има вградено сопствени функции за заштита и реставрација. Затоа се поставува прашањето зошто е потребно оптичкото ниво да обезбедува сопствена заштита и реставрација? Причините се следниве:

- Некои од нивоите кои функционираат над оптичкото ниво можеби не може да ги обезбедат сите функции на преживливост потребни во мрежата. На пример SONET/SDH нивото е дизајнирано да обезбеди сеопфатна преживливост, па затоа нема потреба да се базира на преживливоста на оптичкото ниво. Сепак, методите на преживливост во другите нивоа (ATM или IP) може да не се доволни за

да обезбедат соодветна мрежна расположивост во присуство на дефекти. Моментално постојат многу предлози за функционирање на IP нивото директно преку оптичкото ниво без користење на SONET/SDH ниво. IP има вградено управување со дефекти на рутирачкото ниво, но овој механизам не е доволно брз за да обезбеди соодветен QoS. Во овој случај, станува важно оптичкото ниво да обезбеди брза заштита за да се исполнат севкупните барања за расположивост на транспортното ниво.

- Повеќето оператори имаат огромни инвестиции во комуникациска опрема која не обезбедува механизам за заштита, но која не може да биде игнорирана. Едноставна имплементација на оптичко ниво помеѓу оваа опрема и оптичкото влакно нуди ефтина надградба на инфраструктурата преку долги оптички линкови и со зголемена преживливост.

- Заштитата и реставрацијата може да се користи за обезбедување на дополнително ниво на еластичност во мрежата. На пример, повеќето транспортни мрежи се дизајнирани да се справат со еден дефект во исто време, но не со повеќе дефекти. Оптичката реставрација може да се користи за да обезбеди еластичност во случај на повеќе истовремени дефекти.

- Заштитата на оптичко ниво може да биде поефикасна во справувањето со даден тип на дефекти како на пример прекин на оптичко влакно. Едно оптичко влакно пренесува повеќе бранови должини (на пример, 16-32 SONET/SDH линиски сигнали). Прекилот на оптичкото влакно резултира во 16-32 независни реставрации од страна на SONET/SDH нивото. Системот за мрежно управување ќе биде преплавен со огромен број на аларми генерирани од секој од овие независни ентитети. Доколку прекилот на оптичкото влакно се реставрира доволно брзо од страна на оптичкото ниво, оваа операциона неефикасност може да се избегне.

- Може да се добие значителна заштеда на трошоци со користење на заштита и реставрација на оптичко ниво. Тоа ќе биде илустрирано со неколку примери во понатамошното излагање.

Сепак, преживливоста на оптичкото ниво има и свои недостатоци<sup>13</sup>:

- Не може да се справи со сите типови на дефекти во мрежата. На пример, не може да се справи со дефект на ласер во IP упатувач или SONET/SDH ADM приклучен во WDM мрежата. Овој тип на дефект мора да се отстрани од IP или SONET/SDH нивото.

- Не е во можност да ги детектира сите типови на дефекти во мрежата. Светлосните патеки обезбедени од оптичкото ниво може да се транспарентни во поглед на тоа какви податоци пренесуваат и со кој бинарен проток. Како резултат на тоа, не може да се контролира сообраќајот за да се детектираат деградации, како на пример зголемен бинарен проток на грешки, кој во повисоките нивоа на заштита би предизвикал заштитно префрлување.

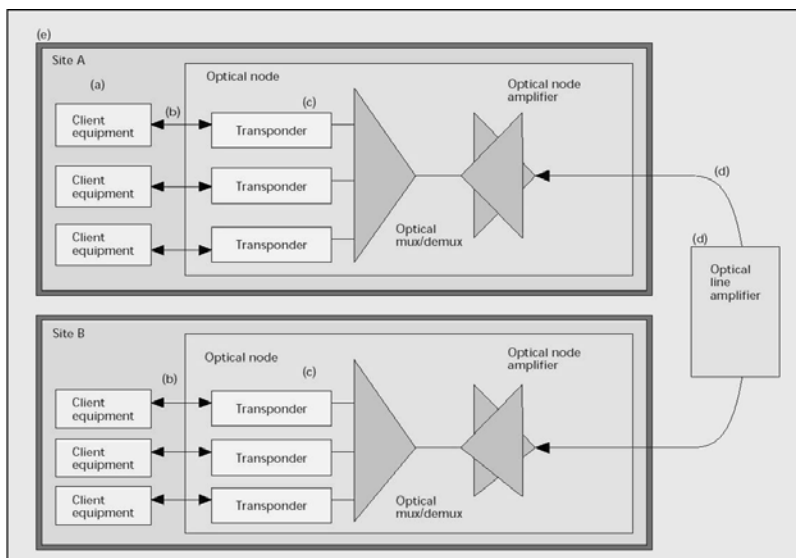
<sup>13</sup> Треба да се нагласи дека не сите недостатоци се однесуваат на сите методи на заштита и реставрација.

- Оптичкото ниво го заштитува сообраќајот во единица светлосна патека. Тоа не може да обезбеди различни нивои на заштита на различни делови од сообраќајот што се пренесува со дадена светлосна патека (дел од сообраќајот може да биде со висок приоритет, а друг дел со понизок). Оваа функција мора да се изврши од повисоките нивои кои го обработуваат сообраќајот во пофина грануларност.
- Може да постојата ограничувања во поглед на буџетот на линковите што ја лимитира способноста за заштита на оптичкото ниво. На пример, должината на заштитната рута или бројот на јазли низ кои таа минува може да биде ограничен.
- Доколку целата мрежа не се дизајнира внимателно може да настанат конфликтни ситуации (race conditions) поради тоа што и оптичкото ниво и нивото на клиенти ќе се обидат истовремено да го заштитат сообраќајот.
- Конечно, технологијата и методите за заштита се во фаза на тестирање и целосната имплементација на овие нови механизми за заштита ќе се случи за неколку години.

## 4.2.2. Основни поими за преживливост во WDM мрежите

### 4.2.2.1. Ентитети кои се заштитуваат

Пред да се навлезе во детали во техниките за преживливост на WDM мрежите и споредба помеѓу нив, корисно е да се дефинираат ентитети кои се заштитуваат од оптичкото ниво и нивото на клиенти. Овие ентитети се прикажани на слика 4.3.



слика 4.3 Заштитени ресурси: а) клиент; б) оптички влакна во објектот; в) транспондер; г) опрема надвор од објектот; д) целата комуникациска станица

**а)** Порти т.е. линиски интерфејси на опремата; Портите на опремата од клиентот може да бидат во дефект. Во овој случај оптичкото ниво не може да го заштити нивото на клиентот (како што беше спомнато претходно).

**б)** Врска внатре во комуникацискиот објект (станција); Каблите внатре во станицата може да бидат откачени, главно поради човечка грешка. Ова се смета како релативно честа случка. Целосна заштита од вакви настани може да се оствари само со комбинирана заштита на ниво на клиентот и на оптичко ниво.

**в)** Дефект на транспондер; Транспондерот претставува интерфејсна картичка помеѓу опремата на клиентот и оптичкото ниво. Овие картички го претворуваат сигналот

од клиентот во бранова должина која е погодна за користење во внатрешноста на оптичката мрежа со користење на оптички-електрично-оптичка конверзија. Затоа дефектот на оваа картичка не може да се смета за занемарлив. Имајќи го во предвид големиот број на вакви картички во системот (една по бранова должина), потребна е специјална заштита (на пример, EPS-Equipment Protection Switching).

**г)** Дефект на опрема надвор од комуникациската станица; Оптичките влакна помеѓу станиците се сметаат како најмалку безбедни компоненти во целиот систем. Прекините на оптичко влакно се прилично вообичаени. Во оваа категорија на дефекти спаѓаат и дефектите настанати на оптичките засилувачи кои се инсталирани по должината на оптичкото влакно.

**д)** Целиот јазол; Испад на целиот јазол може да настане поради операторска грешка (на пример, погрешно исклучен осигурувач) или дефект во целата станица. Грешките на операторот не се невообичаени. Дефектите на целата станица се релативно ретки, и обично настануваат поради природни непогоди како пожар, поплава, или земјотрес. Дефектите на јазлите имаат значително влијание на мрежата и затоа треба да се мисли на заштита од нив, и покрај нивната релативно мала веројатност на настанување.

#### 4.2.2.2. Заштита и реставрација

Се случува термините заштита и реставрација да се користат еден наместо друг. Тоа не е прецизно. Заштитата е примарен механизам кој се користи за справување со дефектот. Тој треба да биде многу брз. Типично во SONET/SDH мрежите сообраќајот не треба да биде во прекин повеќе од 50ms. Оваа вредност го вклучува времето за детекција на прекилот, времето на префрлување, времето за повторно воспоставување на синхронизација на SONET/SDH рамката, и времето на пропација во системот. Ова време е поставено поради барањето поворките со помала битска брзина (E1, E3) кои се мултиплексирани во сообраќајна поворка со поголема брзина да не смеат да ја изгубат синхронизацијата на рамката во нивните приемници.

Поради тоа што ова време е релативно кратко, заштитните рути обично треба да бидат претходно испланирани така што сообраќајот може брзо да се префрли од работната на резервната рута. Поради барањата за брзо префрлување, оваа функција обично се извршува на дистрибуиран начин од страна на мрежните елементи без централизиран ентитет за управување кој би го координирал процесот на префрлување. Со исклучок на скорешните (и сеуште практично не докажани) брзи механизми за заштита на меш мрежи, методите за заштита се имплементираат во линеарни или прстенести топологии. Сите тие користат 100% екстра пропусен опсег или повеќе.

Во мрежите на повеќето денешни оператори реставрацијата обично не е примарен механизам кој се користи за справување со дефектот. Понекогаш, откако функцијата на заштита се комплетира, реставрацијата се користи да обезбеди дополнителна еластичност од понатамошни дефекти пред да се отстрани првиот дефект. Затоа таа може да си дозволи да биде прилично спора (секунди до минути). Рутите за реставрација треба претходно да бидат испланирани или можат да се пресметуваат во моментот на дефект од страна на централизиран систем за управување, без потреба од функција за дистрибуирана контрола. Може да се користат посоефицицирани алгоритми кои го редуцираат пропусниот опсег потребен за реставрација, и поддржуваат покомплексни меш топологии.

#### 4.2.2.3. Поднивои во оптичкото ниво

Criterion	Line protection	Path protection
Protects against	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Interoffice facilities</li> <li>• Site/node failures</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Interoffice facilities</li> <li>• Site/node failures</li> <li>• Equipment failures</li> </ul>
Number of fibers	Four if single-level multiplexing is used <sup>1</sup>	Two
Can handle failures/degradations of a single path?	No	Yes
Supports traffic that must not be protected?	No	Yes
Equipment cost	Low	High
Bandwidth efficiency	Good for protected traffic	Lower for unprotected channels

<sup>1</sup> That is, a fiber is not first split into two "virtual" fibers by a first mux and then further split into constituent channels.

слика 4.4 Споредба помеѓу заштита на линија и заштита на патека

Оптичкото ниво се состои од неколку поднивои. Заштитата и реставрацијата може да се извршува во овие различни нивои. Може да имаме методи кои **заштитиуваат индивидуални светлосни патеки, или оптички канали (OCh)**. Овие методи се справуваат со прекин на оптичко влакно како и дефект на терминална опрема, како на пример ласери или приемници. Исто така може да имаме методи кои работат на ниво на здружениот сигнал, што одговара на **нивото на оптичка мултиплексна секција (OMS)**. Овие методи не прават разлика помеѓу светлосните патеки кои се мултиплексирани во заеднички линиски сигнал, и ги реставрираат сите нив истовремено со префрлување на целата група од оптички канали истовремено.

Во понатамошното излагање ќе се користи терминот заштита на ниво на патека за да се идентификуваат методите кои функционираат на ниво на индивидуални светлосни патеки, и заштита на ниво линија (line layer) за да се идентификуваат методите кои функционираат на ниво на оптичка мултиплексна секција. На слика 4.4 е прикажана споредба на својствата на заштитата на патеки и заштитата на линија, а на слика 4.5 и слика 4.6 споредба на различни методи за заштита на линија и патека. Треба да се забележи дека дефиницијата на заштита на патека и заштита на линија е за нијанса различна од дефиницијата во интернационалните стандарди. Стандардите ја третираат опремата како "црна кутија", и посветуваат поголемо внимание на екстерните интерфејси и посебно како заштитата се координира.

#### 4. Преживливост на оптичко ниво

Scheme	Protects against	Topology	Constraints/deficiencies	Customer benefit
1+1 line	Line cuts	Point-to-point	Diverse route needed for protect fibers	Simplest to implement and operate
1:1 line	Line cuts	Point-to-point	Diverse route needed for protect fibers	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Support for low priority traffic</li> <li>• Lower loss (by approx. 3dB)</li> </ul>
OULSR	Line cuts Node faults	Metropolitan ring	Optical layer impairments  Further power losses exist due to line-level bridging of signals.	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Simple to implement and operate</li> <li>• May be done using passive elements (instead of optical switches)</li> </ul>
OBLSR	Line cuts Node faults	Metropolitan ring	Optical layer impairments	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Protection bandwidth reuse</li> <li>• Support for low priority traffic</li> </ul>
Mesh line protection	Line cuts Node faults	Any	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Limited by optical layer impairments</li> <li>• Based on an all-optical crossconnect</li> <li>• Hard to manage</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Efficient</li> <li>• Low cost</li> </ul>

слика 4.5 Споредба помеѓу различните методи за заштита на ниво на линија

Како резултат на тоа, стандардите истакнуваат како за методите за заштита на линија сигнализацијата се прави еднаш за целата оптичка мултиплексна секција, но не се истакнува како оптичките сигнали се манипулираат физички. Ова е во согласност со начинот на кој се дефинирани SONET/SDH стандардите. Сепак, во SONET/SDH, манипулацијата на патеките од понизок ред во рамките на мултиплексниот сигнал не е значителен фактор кој придонесува во цената на системот, бидејќи тој се прави главно со високо интегрирани електронски кола кои денес се со ниска цена. За разлика од ова во оптичкото ниво комутацијата на индивидуални канали т.е. бранови должини е многу поскапа од манипулацијата на здружениот мултиплексен сигнал поради високата цена на опремата за мултиплексирање/демултиплексирање и комутација на бранови должини.

Scheme	Protects against	Topology	Constraints/deficiencies	Customer benefit
Client layer protection	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Client equipment faults</li> <li>• Intra-office facilities</li> <li>• Transponder faults</li> <li>• Interoffice facilities</li> <li>• Node faults</li> </ul>	Any <sup>1</sup>	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Requires diverse paths in the network</li> <li>• Most expensive</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Most extensive protection</li> </ul>
1:N equipment protection	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Transponder faults</li> </ul>	Linear or ring		<ul style="list-style-type: none"> <li>• Very low cost</li> <li>• Bandwidth-efficient</li> </ul>
1+1 path or OUPSR	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Interoffice facilities</li> <li>• Node faults</li> </ul>	Any	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Requires diverse paths in the network</li> <li>• Bandwidth-consuming</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Very similar to client protection</li> <li>• Simple to develop and operate</li> </ul>
OBPSR	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Interoffice facilities</li> <li>• Node faults</li> </ul>	Virtual ring <sup>2</sup>		<ul style="list-style-type: none"> <li>• Protection bandwidth reuse</li> <li>• Support for low-priority traffic</li> </ul>
Mesh path protection	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Interoffice facilities</li> <li>• Node faults</li> </ul>	Any	<ul style="list-style-type: none"> <li>• Requires an OXC</li> <li>• Very complex to implement and operate</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>• High efficiency</li> </ul>

<sup>1</sup> The physical network topology can be any mesh, passing lightpaths between client equipment nodes. The virtual topology from the client equipment standpoint is restricted as per the client layer (e.g., rings for SONET).

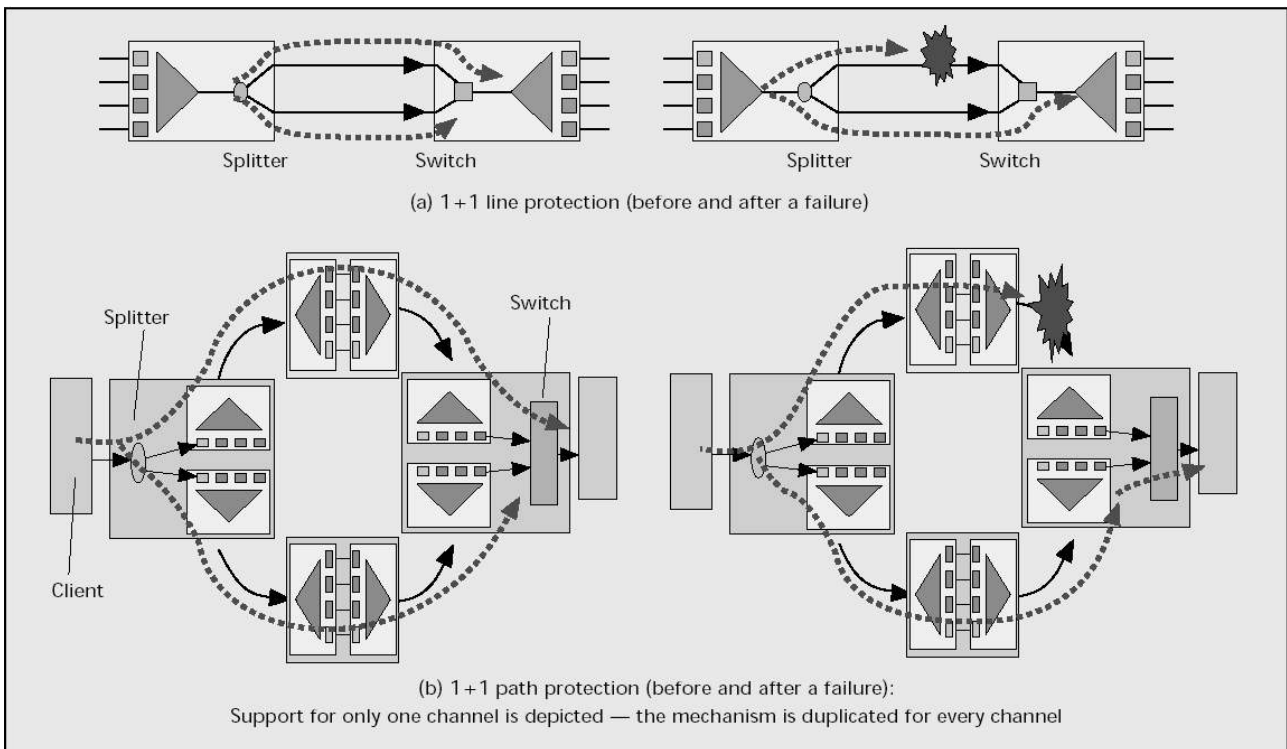
<sup>2</sup> The physical topology is any mesh, while the virtual topology of the lightpaths is a ring.

слика 4.6 Споредба помеѓу различните методи за заштита на ниво на патека

Поради ова, со комутација на вкупниот мултиплексен сигнал како група на канали, методите за заштита на линија бараат помалку опрема од методите за заштита на патека.

Да ги разгледуваме, на пример, двете методи за заштита прикажани на слика 4.7. И двете може да се сметаат за 1+1 методи на заштита, т.е. двете го делат сигналот на страната на предавателот и ја избираат подобрата копија на страната на приемникот. На слика 4.7а е прикажана 1+1 заштита на линија, во која делењето на сигналот и неговата селекција се врши врз целиот WDM сигнал. На слика 4.7б е прикажана 1+1 заштита на патека, каде делењето и селекцијата се врши независно за секоја светлосна патека.





слика 4.7 Заштита на линија визави заштита на патека

Постојат важни разлики од аспект на цена и комплексност на двата пристапи. Заштитата на линија инсистира на еден дополнителен раздвојувач (splitter) и комутатор, а заштитата на патека инсистира на еден сплитер и комутатор по светлосен канал. Што е уште поважно, заштитата на патека типично инсистира на двојно повеќе транспондери и двојно повеќе мултиплексери/демултиплексери во споредба со заштитата на линија. Затоа, заштитата на патеки е скоро двојно поскапа од заштитата на линија доколку треба да се заштитат сите канали.

### 4.2.3. Базични методи за заштита

Базичните методи кои ќе бидат опишани во оваа глава се споредени во слика 4.4, слика 4.5 и слика 4.6. Методите за заштита на оптичко ниво можат да бидат класифицирани на сличен начин како SONET/SDH методите за заштита и можат да бидат имплементирани на ниво на клиенти, ниво на патеки и на ниво на линија.

#### 4.2.3.1. Заштита на ниво на клиент

Едноставна опција е да се дозволи нивото на клиентот да си ја извршува својата метода за заштита и да не се користи заштита на оптичко ниво. Ова може да се користи за SONET/SDH клиент нивои. Иако ова изгледа едноставно од перспективата на оптичкото ниво, значителна заштеда може да се оствари со користење на заштита на оптичко ниво. Додека методата за заштита на клиентот може да биде наменета за точка-точка, прстен, или меш мрежни архитектури, од аспект на оптичката мрежа, сите овие се мапираат во подршка на оптичка меш мрежа, бидејќи дури и точка-точка линк од клиентот може да се протега низ цела оптичка меш мрежа.

Треба да се забележи дека со заштита на ниво на клиент, треба да се осигура дека работните и заштитните патеки се целосно различно рутирани низ оптичкото ниво така што нема точки кои би предизвикале прекин и на двете патеки. На пример, не е добро работната и резервната патека од клиентот да се мапираат во различни бранови должини кои минуваат низ ист WDM линк. Доколку линкот е во дефект и двете патеки ќе бидат во прекин.

### 4.2.3.2. Методи за преживливост на нивото на оптичка патека

#### 4.2.3.2.1 1+1 заштита на патеки

Оваа метода претставува една од наједноставните форми на заштита и исто така една од методите со најмала ефикасност во поглед на искористување на пропусниот опсег. Освен тоа, таа е многу скапа (само заштитата на ниво на клиенти е поскапа). Од сигналот на клиентот со користење на мост (раздвојувач) се генерираат две идентични копии, кои се пренесуваат од две независни светлосни патеки кои се рутираат на две различни рути низ оптичката мрежа, а на крај дестинацијата ја избира подобрата светлосна патека. Ова инсистира на две бранови должини низ мрежата, и исто така на два пара на транспондери на двата краја (види слика 4.7). Ако оваа метода се примени во прстенеста архитектура, таа се нарекува оптички еднонасочен прстен со префрлување на ниво на патеки (OUPST – Optical Unidirectional PathSwitched Ring) или OCh/DPRing (OCh Dedicated Protection Ring).

Раздвојувањето на сигналот на клиентот (bridging) се остварува со оптички спрежник, додека селекцијата се отварава преку 1x2 оптички комутатор. Координацијата на оваа метода е едноставна бидејќи приемниот крај може да одлучи да префрли на резервната патека без координација со изворот.

#### 4.2.3.2.2 Двонасочен прстен со префрлање на ниво на патека

Оваа метода е базирана на BLSR/4 кај SONET/SDH прстенестите структури, и се базира на заеднички заштитен пропусен опсег резервиран во прстенот. Кога работната светлосна патека е во дефект, јазлите се обидуваат да го испратат сообраќајот преку резервираниот пропусен опсег во иста насока околу прстенот (за да се справи со дефект на транспондер). Ова се нарекува **заштита на ниво на спан** (делница помеѓу два ADM т.е. одговара на збир на сите мултиплексни секции помеѓу два соседни јазли). Доколку тоа не е можно јазлите го враќаат назад сообраќајот по алтернативна патека околу прстенот се до другиот крај од дефектот. Оваа заштита се нарекува **префрлување на ниво на прстен**. Методата овозможува светлосни патеки со исти бранови должини да делат ист заштитен пропусен опсег, доколку тие не се истовремено во прекин.

Оваа метода може да се имплементира со ОХС или преку мали комутатори вградени во OADM. За секој заштитен канал е потребен комутатор. Потребна е брза координација помеѓу јазлите за да се избегне погрешно поврзување<sup>14</sup> (misconnection). Имплементацијата на алгоритмот за координација може да биде базиран на SONET/SDH APS протоколите.

#### 4.2.3.2.3 Заштита на патеки во меш структура

Оваа метода овозможува заштита во меш структура со брзо заштитно префрлување (помало од 100ms) за секоја светлосна патека во прекин на резервната патека, со завземање на различна рута по светлосна патека. Овие резервни патеки се заеднички за повеќе работни светлосни патеки (се додека работните патеки не делат заеднички мрежни ресурси и затоа не е можно да бидат во дефект во исто време). Кога настанува дефектот, информацијата за настанот брзо се пренесува до релевантните јазли кои ја воспоставуваат резервната патека и ги комутираат податоците на таа патека. Оваа метода се имплементира во новите типови на ОХС. Поради потребата од кратко време на заштитно префрлување, оваа метода најчесто се базира на претходно дефинирани патеки во централна локација и складирана во јазлите од мрежата, така да тие можат брзо да се активираат врз база на типот на дефект.

#### 4.2.3.2.4 Реставрација на патеки во меш структури

Оваа метода е многу слична на заштитата на патеки во меш структура. Сепак, за разлика од заштитата на патеки, оваа метода нема така строги барања во поглед на времето на префрлување, и

<sup>14</sup> Погрешно поврзување особено може да настане при дефект на јазол.

затоа може да биде целосно централизирана. Уредот за координација го прима настанот кој укажува на дефект. Овој уред ги пресметува алтернативните рути со користење на неговата топологиска мапа и испраќа до јазлите нови информации за воспоставување на новите рути. Самите јазли не се обврзани да одржуваат било какви информации во врска со топологијата на мрежата.

Централизираната природа на оваа метода гарантира пооптимален избор на реставрационите рути, и ја намалува комплексноста за имплементација и одржување која е карактеристична за дистрибуираните методи.

#### **4.2.3.2.5 1:N заштита на опрема**

Еден од најкомплексните компоненти, а со тоа и подложен на дефект во WDM терминалот е транспондерот. 1:N заштитата доделува резервен транспондер за префрлување во случај на дефект на транспондер кој се користел за работниот сообраќај. Заштитата овозможува реставрација на афектираниот сообраќај до замената на расипаниот транспондер.

Оваа метода може да се имплементира со користење на променлив предавател (ласер), но почесто се базира на за таа цел специјално доделена бранова должина со користење на сигнализационен протокол, на пример сличен на APS протоколот во SONET/SDH.

### **4.2.3.3. Методи за преживливост на нивото на оптичка мултиплексна секција**

#### **4.2.3.3.1 1+1 линеарна заштита**

Оваа метода се базира на раздвојување на два дела (bridge) на целиот линиски WDM сигнал на пар различно рутирани патеки. Приемниот дел од овие патеки потоа избира кој од двата сигнали да го прими. Треба да се забележи дека за разлика од 1+1 заштитата на ниво на оптичка патека, раздвојувањето и селекцијата на сигналот се врши на здружениот линиски сигнал со користење на мост/селектор. Оваа метода е прикажана на слика 4.7.

#### **4.2.3.3.2 1:1 линеарна заштита**

Оваа метода е слична на претходната, со таа разлика што сигналот се префрла или на работната или на заштитната патека, но не на двете истовремено. Тоа го зголемува времето и барањата за координација, но овозможува пренос на сообраќај со мал приоритет на резервната патека (до моментот кога е потребно да се заштити работната патека). Таа исто така има помали губитоци на оптичка снага поради фактот што целата енергија на сигналот се насочува на една патека, а не на две.

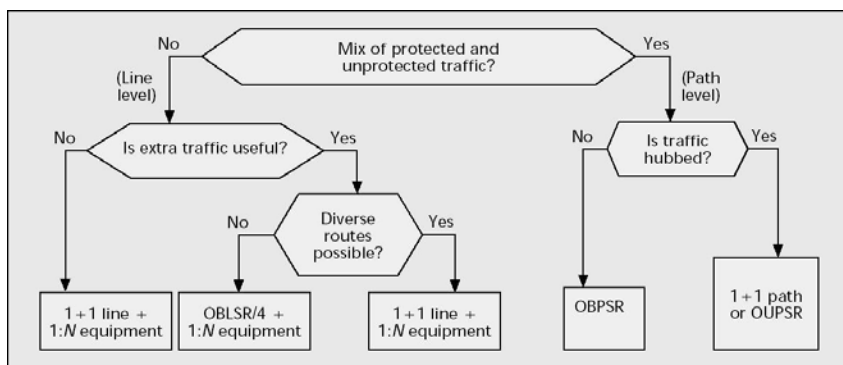
Префрлувањето во оваа метода обично се остварува со користење на 1x2 оптички комутатор. Координацијата се остварува преку брз сигнализационен протокол како на пример APS во SONET/SDH.

#### **4.2.3.3.3 Еднонасочен прстен со префрлување на ниво на линија**

Оваа метода е слична на OUPSR (види 4.2.3.2.1), освен што раздвојувањето и селекцијата на сигналот се прави врз здружениот WDM сигнал. Ова овозможува пооптимален дизајн, пониска цена, и многу различни начини на имплементација.

Една интересна имплементација на оваа метода е базирана на пасивни спрегници поврзани во прстен кој всушност на овој начин претставува дифузен медиум. Наместо користење на OADM-и, оваа метода се базира на употреба на едноставни OLT, секој спрегнат во прстенот во насока на часовникот и прстенот во спротивната насока од часовникот, така да секоја бранова должина се пренесува и прима на двете оптички влакна. За да се избегне интерференција на истиот сигнал кој доаѓа од двете насоки, прстенот вештачки се прекинува на произволен линк во нормални услови на работа, со што тој резултира во линеарна магистрала. Кога ќе настане прекин на оптичкото влакно, прекинатите линк се поврзува, но прстенот и натаму е линеарна магистрала поради дефектот.

## 4.2.3.3.4 Бидирекционален прстен со префрлување на ниво на линија



слика 4.8 Базичен дијаграм за избор на метода за заштита (под претпоставка дека е потребна и заштита на опремата и заштита на линијата)

Оваа метода е слична на претходно опишаната OBPSR метода, во два аспекти. Од аспект на користениот протокол за координација и од аспект на типовите на заштита (префрлување на спан и префрлување на ниво на прстен). Како сите методи за префрлување на ниво на линија, вкупниот WDM сигнал се префрла во целост на за тоа доделено заштитно оптичко влакно (во случај на имплементација на прстен со 4

влакна), или на друг WDM опсег во рамките на едно оптичко влакно (работа на прстен со две оптички влакна; за оваа апликација потребно е да се користи двостепен оптички мултиплексер). Со оглед на тоа што целта е да се намали бројот на употребени WDM ресурси, WDM сигналот на резервната патека не се демултиплексира околу прстенот се додека не го достигне другиот крај од дефектот, каде тој се рутира назад на работната патека и продолжува кон дестинацијата како пред настанатиот прекин. Пример на OBLSR методата е прикажана во [21]. Оваа метода уште се нарекува прстен со заедничка заштита на оптичка мултиплексна секција (OMS/SPRing - OMS shared protection ring).

Со оглед на тоа што резервната рута врти околу целиот прстен во оптичка форма, можно е да бидат потребни оптички засилувачи по должината на резервната патека за да се компензираат губитоците. Обиколката на прстенот е исто така ограничена од други оптички штетни влијанија. Затоа оваа опција е најпогодна за метрополитски мрежи.

## 4.2.3.3.5 Протекција/реставрација на меш структури

Оваа метода се базира на сè-оптички уреди за пренасочување кои го пренасочуваат WDM сигналот од линкот во дефект на алтернативна рута. Како OBLSR, оваа метода е ограничена од штетните оптички влијанија кои можат да се појават по должината на алтернативната рута и затоа инсистира на внимателен оптички дизај.

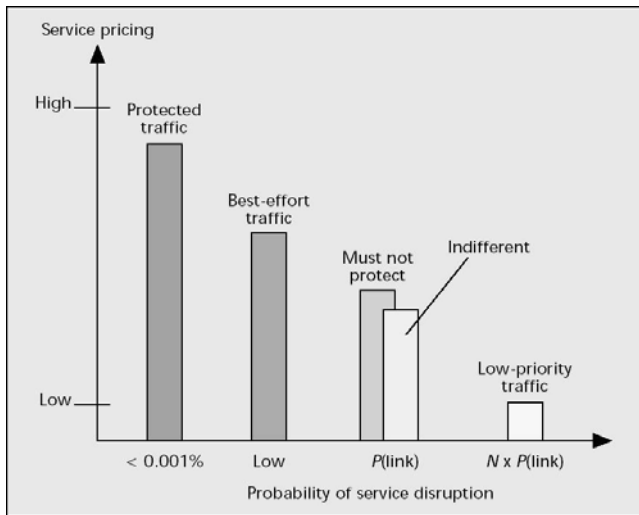
## 4.2.4. Размислувања за избор на метод за заштита

Оваа глава го опишува критериумот кој може да се користи од операторот за да избере метода за заштита која би се користела во мрежата. Поедноставениот блок дијаграм е прикажан на слика 4.8.

## 4.2.4.1. Сервисни класи

Од гледна точка на операторот, светлосните патеки може да припаднат во една од петте класи кои можат да се понудат како различен степен на услуга за интерни апликации но исто така и за надворешни корисници:

- 1) Светлосни патеки кои мора да се заштитат од оптичкото ниво (protected traffic),
- 2) Светлосни патеки кои не мора да бидат заштитени (must not protect),
- 3) Светлосни патеки кои се индиферентни на заштита (indifferent),
- 4) Светлосни патеки кои можат да се заштитат врз база на најдобар труд (best-effort),
- 5) Светлосни патеки со мал приоритет кои го користат опсегот за заштита во нормални услови и кој се присвојува во случај на заштита на други светлосни патеки (low-priority traffic).



слика 4.9 Можно вреднување на услугите во споредба со сигурноста по тип на услуга како функција од дефект на R-от линк во мрежа со вкупно N линкови

во подолг временски интервал отколку заштитата на оптичко ниво. Четвртата категорија го опфаќа степенот на услуги помеѓу целосно заштитени и незаштитени, и треба да се вреднуваат соодветно. Оваа категорија му гарантира на нивото на клиент дека ќе се обиде да изврши заштита доколку има доволно пропусен опсег и затоа обезбедува помала веројатност за прекин на услугата отколку за индиферентната класа на услуга (веројатноста за прекин на втората е еднаква на веројатноста да одреден ресурс од оптичкото ниво е во дефект по должината на светлосната патека). Овие веројатности на различните класи на услуги од аспект на заштитата на оптичкото ниво се дадени на слика 4.9. Клиент-мрежа со голема еластичност како на пример Интернет мрежата може да избере ваква услуга од оптичкото ниво. Последната категорија е добра за апликации кои можат да поднесат губиток на услугата во подолг период. Пример на нејзина употреба е дополнителен капацитет за да се зголемат перформансите на мрежата во случај на ретки ситуации на преоптоварување така што губитокот на овој капацитет не ги намалува перформансите на мрежата во повеќето ситуации.

На слика 4.10 се дадени примери на апликации кои одговараат на овие различни категории на услуги. За IP мрежа која функционира преку оптичкото ниво, потребно е дадено множество на светлосни патеки да бидат заштитени од оптичкото ниво така што во најлош случај постои минимално множество на линкови помеѓу IP упатувачите во секое време. Покрај ова минимално множество, останатите светлосни патеки можат да се базираат на било која друга категорија на услуга, со исклучок на "не мора да се заштити" (т.е. категорија 3). На пример во прстенеста структура пола од светлосните патеки може да бидат заштитени, и заштитниот пропусен опсег потребен за овие светлосни патеки може да се користи за обезбедување на светлосни патеки со мал приоритет. Според тоа, во услови на нормално функционирање, 100% од пропусниот опсег ќе биде на располагање на IP нивото, и во случај на дефект, половина од сообраќајот ќе биде отфрлен за да се заштити другата половина. Во случај на SONET/SDH мрежа, доколку постои SONET/SDH заштита, операторот можеби нема да сака да го заштити сообраќајот на оптичко ниво за да се избегнат евентуални конфликтни ситуации помеѓу двата типа на заштита (race conditions). Доколку ваквите ситуации не се проблем тогаш SONET/SDH нивото ќе биде индиферентно на тоа дали постои или не заштита на оптичко ниво.

Се јавува интересно прашање за **критериумот на расположивост** за различните класи на услуга на светлосни патеки, врз база на кој операторот ќе наплаќа различно. Ќе биде даден пример за ова врз основа на прстенеста мрежна конфигурација согласно слика 4.9. Заштитениот сообраќај дава најголема расположивост и треба да се вреднува соодветно на тоа. Сообраќајот со мал приоритет се пренесува во заштитниот пропусен опсег резервиран за заштитените светлосни патеки. Како резултат на тоа, ако било кој од N-те линкови во прстенот е во дефект, овој сообраќај ќе биде изгубен. Затоа, веројатноста за губење на овој сообраќај е висока. Нека сега го разгледуваме сообраќајот кој не мора да се заштити од оптичкото ниво. Овој сообраќај се пренесува низ светлосни патеки и се губи само ако еден од линковите по должината од патеката е во дефект (на слика 4.9 се претпоставува дека светлосната патека користи P линкови). Сообраќајот со надобар-труд (best-effort) ќе има донекаде

Во првата категорија се светлосни патеки за кои клиентот се ослонува на оптичкото ниво да ги заштити податоците, како во случај на различни податочни клиенти. Во втората категорија се светлосни патеки кои пренесуваат сообраќај кој веќе е заштитен во нивото на клиентот, како на пример во SONET/SDH клиент ниво. За ваквите светлосни патеки, операторот можеби нема да сака да ги комплицира работите со имплементација на заштита на повеќе нивои. Третата категорија вклучува клиенти кои се рамнодушни на имплементација на заштита на оптичкото ниво. Тие не инсистираат на заштита од оптичкото ниво бидејќи тие имаат сопствен механизам, но во исто време можат да ја толерираат оптичката заштита без да ја комплицираат сопственото функционирање. IP сообраќајот може да се покрие со оваа категорија на заштита бидејќи неговата заштита на 3 ниво се извршува

поголема расположивост бидејќи дури и во случај на дефект, оптичкото ниво ќе се обиде да го заштити овој сообраќај.

Service class	IP	SONET	ESCON <sup>1</sup>
Must protect	For basic connectivity	—	If native ESCON protection cannot be used
Must not protect	—	If concerns of race conditions exist	—
Indifferent	If protection relies on IP layer	If no such concerns exist	If ESCON protection exists
Best effort	For extra bandwidth	—	—
Low priority	For extra bandwidth	—	—

<sup>1</sup> ESCON refers to the Enterprise Serial Connection, a 200 Mb/s protocol used to interconnect IBM mainframes with their peripherals. It is brought in here as an example of a typical datacom protocol.

слика 4.10 Пример како можат да се употребат различните класи на услуги за различни апликации

заштити" сообраќајот инсистира да операторот превземе специјални мерки за да го поддржи, како на пример користење на поскапата заштита на ниво на патека (под претпоставка дека операторот поддржува и заштитен и незаштитен сообраќај)<sup>15</sup>.

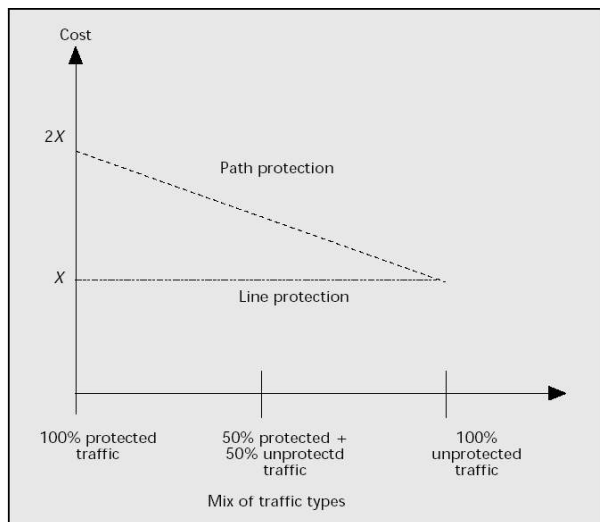
Индиферентниот сообраќај ќе биде веројатно поддржан од операторот како сообраќај со мал приоритет или како сообраќај со најдобар-труд, но ќе се вреднува полошо од "не треба да се заштити" категоријата. Ова е поради тоа што индиферентниот сообраќај може да се обезбеди преку заштитени или незаштитени светлосни патеки, што дава поголема флексибилност за операторот. На пример операторот може да користи ефтина линиска заштита, додека "не мора да се

#### 4.2.4.2. Цена на заштита

Друг критериум од гледна точка на операторот е цената на системот од најмалку два аспекти:

- Цена на опрема,
- Ефикасност на искористување на пропусниот опсег.

И двата аспекти зависат од мешањето на услуги за понудениот сообраќај, т.е. од процентот на сообраќај кој треба да биде заштитен од оптичкото ниво.



слика 4.11 Цена на опремата за решението за фиксен број на канали и мешан заштитен и незаштитен сообраќај

На слика 4.11 е прикажана цената на опремата за методата со заштита на патеки и метода за заштита на линија како функција од мешањето на сообраќај (заштитен и незаштитен). Ако е потребно да се заштити целиот сообраќај, методата за заштита на патеки инсистира на двојно повеќе опрема од линиската заштита бидејќи има помало делење на заедничката опрема. Сепак, цената на заштитата на ниво на патека е пропорционална на бројот на канали кои треба да се заштитат, бидејќи секој канал инсистира на придружен мултиплексер/демултиплексер и терминиращка опрема. Поради ова, цената на заштитата на ниво на патека се намалува доколку е потребно да се заштитат помал број на канали. Во случај кога ниту еден канал не треба да се заштити, заштитата на ниво на патека ќе чини исто како и линиската заштита, под претпоставка дека не е вградена дополнителна заедничка опрема.

Од аспект на ефикасност на пропусниот опсег ситуацијата е поинаква (види слика 4.12). Во системот со линиска заштита, заштитниот пропусен опсег се троши за патеките кои бараат заштита како и од патеките кои не бараат заштита. Во системите со заштита на патеки, патеките кои не бараат заштита користат помалку пропусен

<sup>15</sup> Ако операторот користи линиска заштита тогаш не може да се дефинираат незаштитени светлосни патеки, т.е. сите светлосни патеки ќе бидат заштитени.

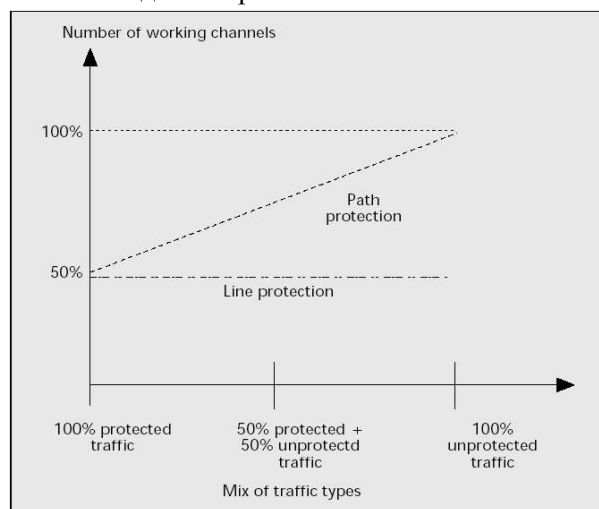
опсег, дозволувајќи да другите незаштитени светлосни патеки го користат пропусниот опсег кој би се потрошил за небарана заштита.

Следи дека доколку голем дел од светлосните патеки може да се остави незаштитен (дали поради тоа што тие не треба да се заштитат или тие се индиферентни на заштита), заштитата на ниво на патека ја оправдува цената поради поддршка на повеќе работен сообраќај преку иста мрежа во споредба со линиската заштита.

Од аспект на доставувачот на опрема, можноста за имплементација на дадена метода за заштита зависи од типот на опрема и нејзиното место во мрежата. Опремата која работи со индивидуални патеки мора да ги заштити истите на ниво на патека и не може да ги заштити на линиско ниво. На пример, ОХС кој комутира индивидуални бранови должини спаѓа во оваа категорија.

Опремата која ракува со пренос на повеќе канали во оптичкото влакно може да обезбеди заштита на линиско ниво. Оптичките WDM терминали и ADM-и се примери на овој тип на опрема. Исто така, ОХС кои вршат комутација на оптички влакна можат да се користат за оваа намена.

Во оваа глава беа дискутирани различни методи за заштита кои се применливи во оптичкиот домен. Прво беа изложени мотивациите за имплементација на заштита т.е реставрација на оптичко ниво. После дефинирањето на можните методи и нивната споредба, беа изнесени размислувања од аспект на оператор во изборот на вистинската метода. Треба да се истакне дека не постои еден избор кој е секогаш оптимален. Вистинското решение зависи од ограничувањата и типот на сообраќај, кој варира од оператор до оператор. Оператор кој воглавно вградувал SONET/SDH опрема но сака да премине со тек на време на IP базирана мрежа може да користи заштита на ниво на светлосни патеки за да поддржува комбинација од SONET/SDH и IP сообраќај преку единствена оптичка инфраструктура. Во спротивно операторот може да ги издвои овие две мрежи и да изгради независни инфраструктури за секоја од нив. Во тој случај, SONET/SDH сообраќајот може да се пренесува преку незаштитено оптичко ниво, додека IP сообраќајот може да се пренесува преку оптичко ниво со користење на линиска заштита. За IP ориентираните оператори, линиската заштита е логичен избор поради пониската цена.



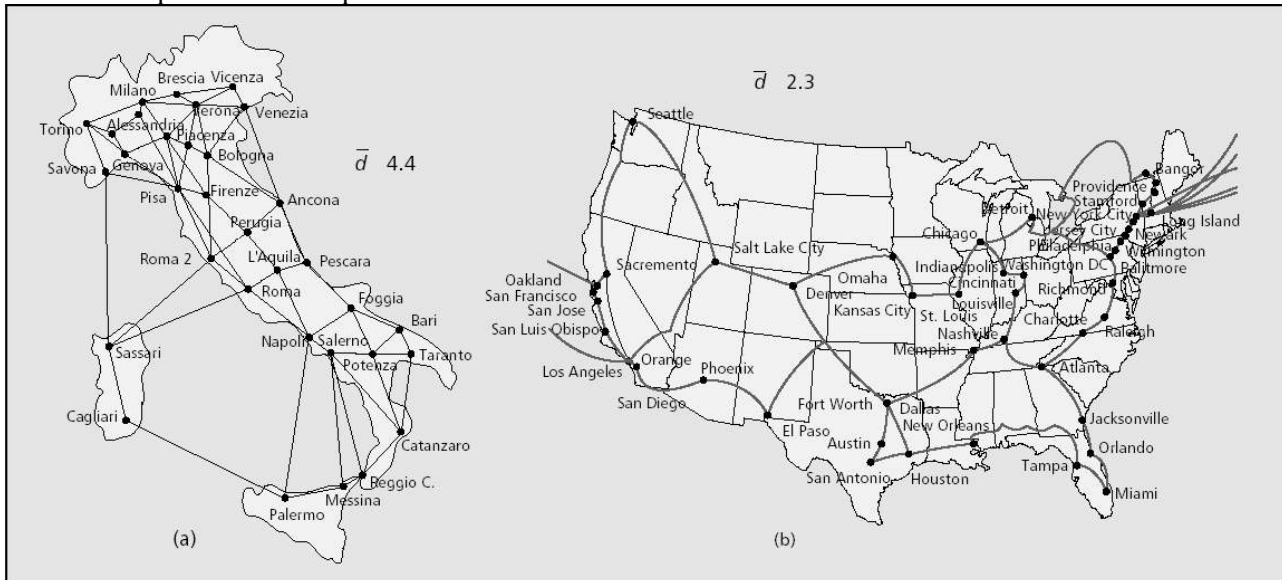
слика 4.12 Максимален број на работни канали во прстен со фиксен вкупен број на канали за мешан заштитен и незаштитен сообраќај

Во тој случај, SONET/SDH сообраќајот може да се пренесува преку незаштитено оптичко ниво, додека IP сообраќајот може да се пренесува преку оптичко ниво со користење на линиска заштита. За IP ориентираните оператори, линиската заштита е логичен избор поради пониската цена.

### 4.3. Нови опции и согледувања за преживливите транспортни мрежи

Оваа глава е посветена на избор од неодамнешни теми за преживливи оптички мрежи и се базира на анализата во [37]. Изнесени се нови идеи за доделување на работни и резервни капацитети како и систематска споредба на барањата за капацитет на неколку методи за заштита и реставрација на меш во зависност од степенот на поврзаност на јазлите. Текстот обезбедува нови опции и согледувања кои се однесуваат на следниве прашања: Како да се еволуира од постојните прстенести мрежи во идните меш мрежи? Ако графот е многу редок, како може меш ефикасноста да биде многу подобра од ефикасноста на прстените? Како различните методи за реставрација на меш се рангираат во поглед на барањата за капацитет? Колку се зголемува ефикасноста доколку мрежата се збогати со спанови т.е се зголеми поврзаноста на мрежата. Во оваа глава исто така ќе биде опишан концептот на р-циклуси (p-cycles), кој има брзина на прстен и ефикасност на меш. Целта е ограничена на истакнување на основните идеи со разбирање дека тие можат понатаму да се адаптираат за користење во IP или DWDM нивоите со GMPLS (Generalized Multi Protocol Label Switching)

Прстенестите преживливи мрежи доминираа во ерата на SONET/SDH. Сепак DWDM оптичките прстени исто така се имплементираат. И покрај тоа што функционирањето на прстенот е многу едноставно, после деценија од планирање, функционирање, и пораст се покажува дека мрежите со повеќе меѓусебно поврзани прстени претставуваат екстремно комплексен проблем, и дека дури и многу добро дизајнираните прстенести мрежи се изненадувачки неефикасни и нефлексибилни. За разлика од ова, постои растечко ценење на ефикасноста на капацитетот и флексибилноста на меш базираните преживливи архитектури. Многу мрежни оператори се убедени во долгорочните предности од воспоставувањето на меш базирани DWDM транспортни архитектури, но во моментот имаат транспортна мрежа базирана на прстенеста структура и можеби штотуку имаат имплементирано DWDM прстени.



слика 4.13 Илустрација на степенот на поврзаност на физичкото ниво на транспортните мрежи

Точно и општо познато тврдење за меш структурите е дека нивната ефикасност во поглед на капацитет е најдобра за високо поврзани графови (т.е. графови со голем степен на поврзаност на јазлите). Во овој поглед постои грижа кај повеќето северно-американски оператори имајќи во предвид дека нивните мрежи се ретко поврзани (мал степен на поврзаност). Европските мрежи обично имаат среден степен на поврзаност ( $\bar{d}$ ) не поголем од 4.5, но некои глобални и северно-американски мрежи имаат  $\bar{d} = 2,2$ . На слика 4.13 се прикажани примери на физичката поврзаност на две различни мрежи. За мал степен на поврзаност природно е да се постави прашањето дали се исплатува имплементацијата на меш структура во однос на прстенеста структура. Мета-меш идејата е усовршување на постоечките методи за реставрација на спан (или претходно испланирана линк заштита) која специфично е наменета за зголемување на ефикасноста на искористување на капацитетот во ретко поврзани мрежи.

Во главата 4.3.2 ќе се изврши споредба на барањата за капацитет на пет најчесто разгледувани методи за заштита и реставрација на меш мрежи, плус мета-меш пристапот. Исто така ќе биде истакнато како секоја од овие методи реагира на промена на поврзаноста на графот.

Главата 4.3.3 која го опишува најновиот метод за реставрација во меш мрежи - р-циклуси, има потекло во долгорочното барање за заштитно префрлување од 50ms за да не дојде до забележителен прекин на сообраќајот. Во минатото секогаш се претпоставувало дека може да се има или ефикасноста на меш мрежата или брзината на прстенестата структура, но не и двете. Значителна работа што се однесува на р-циклусите е што тие нудат трет пристап, кој се разликува и од прстените и од меш мрежите, но без жртвување на ефикасноста на мешот и оперативната флексибилност.

### 4.3.1. Мета-меш мрежи

Во мета-меш (meta-mesh) концептот (види [40]) потребата за резервен капацитет во меш мрежи со мал степен на поврзаност (low node degree) кои користат реставрација на спан (т.е. линк



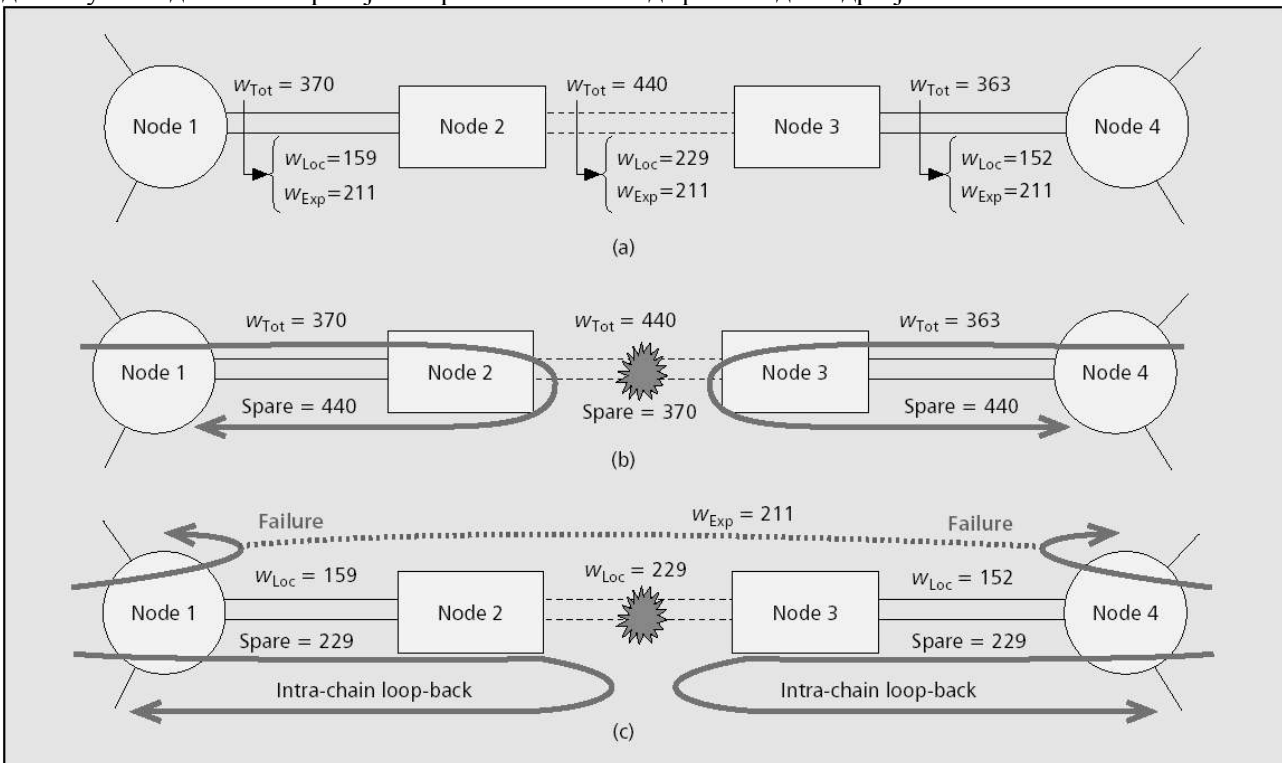
реставрација) се намалува со посветување на внимание на начинот на кој синцир подмрежите (chain subnetworks) се структурираат и реставрираат.

Пристапот ја гледа ретко поврзаната мрежа<sup>16</sup> (sparse network) како мета-меш од меѓуповрзани синцир подмрежи. За да се објасни ова, ќе започнеме со практична обсервација дека ретко поврзаните мрежи (види слика 4.13б) имаат тенденција да содржат синцири од јазли со степен на поврзаност 2.

Својство на јазлите со степен 2 при реставрација на спан е дека резервниот капацитет на секоја страна од јазолот мора да биде еднаков (или поголем) од работниот капацитет на другата страна од истиот јазол. Едноставно кажано, топологиите со степен на поврзаност 2 наметнуваат дека резервниот капацитет мора да биде доволен да поддржува враќање назад (loop-back) на работниот капацитет од другата страна на јазолот, исто како кај BLSR прстен.

Во конвенционалната реставрација на спан резервниот капацитет во синцирот се поставува на вредност еднаква на спанот со најголем работен капацитет од синцирот, како синцирот да е дел од BLSR прстен, имајќи ги во предвид размислувањата за мрежи со степен на поврзаност 2 од предходно. При дефект на спан од синцирот, целиот работен капацитет се враќа назад во спротивната насока во синцирот се додека не дојде до јазол со степен на поврзаност 3 или поголем, наречен јазол-сидро (anchor node), на крајот од синцирот. Помеѓу јазлите-сидро, се остварува меш реставрација во пошироката мрежа како целина. На слика 4.14a,b е илустриран конвенционалниот начин на доделување на резервниот капацитет, и принципот на враќање назад на сообраќајот при дефект на спан.

Во мета-меш реставрацијата се прави разлика помеѓу типовите на сообраќај во спановите од синцирот. Сообраќајот кој извира и/или терминира во јазлите од синцирот се нарекува локален или интра-синцирест. Секој работен проток кој патува низ синцирот кој извира и терминира надвор од синцирот, или во еден од сидро-јазлите, се нарекува експресен проток т.е сообраќај. Мета-меш дизајнот ќе обезбеди доволно резервен капацитет само за враќање назад на интра-синцирестиот сообраќај, а за експресниот сообраќај не се обезбедува резервен капацитет за негово враќање до сидро-јазелот. Наместо тоа се дозволува да експресниот сообраќај остане во прекин (fail back) како што тоа е прикажано на слика 4.14c. Образложение е дека составувањето на сообраќајните барања за експресниот сообраќај кој минува низ спанот во дефект не се менува со додај/извади ефектите во јазлите од синцирот, па тој може да биде вратен до сидро-јазлите за меш реставрација со едноставно дозволување да тие сообраќајни барања останат во дефект се до сидро-јазлите.



слика 4.14 Мета-меш реставрација

<sup>16</sup> Во Северна америка средниот степен на поврзаност на јазлите е околу 2,2, а во европа 4,5.

Нека сега се префрлиме од набљудување на еден синцир на набљудување на синцирот како составен дел на мета-меш мрежата. Мета-меш е топологија која настанува кога сите спанови и подмрежи од синцири се гледаат еквивалентно како ребра (edge) од друг граф, имено, мета-меш графот. На овој начин мета-мешот се состои од јазли со степен на поврзаност 3 или поголем поврзани со директни физички спанови или подмрежи од синцири – и двете опции се логички спанови од мета-мешот. Значењето на мета-мешот е дека само на ова ниво на апстракција може да настане делење на резервните капацитети како кај вистински меш. Како пример, мета-мешот од слика 4.13b има само 15 јазли и 23 логички спана (средниот степен на поврзаност на јазлите изнесува  $\bar{d} = 3,08$ ), додека целата мрежа има 55 јазли и 62 спана ( $\bar{d} = 2,25$ ). Поради неговата природа, мета-меш графот е секогаш најмалку со степен на поврзаност 3. Ако се користи добро познатата формула (види ф. 4.1) за пресметување на долната граница за редувантност на резервниот капацитет во мрежи со реставрација на спан ќе се утврди дека со промена на средниот степен на поврзаност од 2 на 3 се преполовува редувантноста.

$$R = \frac{1}{\bar{d} - 1} \quad \text{ф. 4.1}$$

Затоа, доколку било кој реставрационен проблем се претвори во мета-меш, може да се дојде до заштеда на капацитет. Ова е главната теоретска идеја во мета-меш концептот.

Според тоа, со дозволување на експресниот проток да остане во дефект, а не да се враќа назад до сидро јазлите, се штеди на резервен капацитет во синцирот, а експресниот сообраќај се третира за реставрација во мета-меш графот. Експресните протоци низ синцирите се третираат целосно со принципите на реставрација за меш мрежи и никогаш не се земаат во предвид при димензионирањето на резервниот капацитет на синцирот. Ова не важи за локалните протоци бидејќи воспоставувањето на локалните сообраќајни барања се менува во секој спан со додај/извади постапките на јазлите. Затоа е потребно експлицитно враќање назад за да се врати сообраќајот од точката на прекин до сидро-јазолот во состав каков што бил во спанот во дефект.

Промените на реставрациониот механизам се мали. Доколку дојде до прекин на спан во синцир, соседниот OADM врши функција на враќање назад, но сега само за локалните протоци. Експресните протоци логички или физички го заобиколуваат ADM-от на или друга бранова должина или друго влакно, со што исто така се штеди пропусниот опсег на ADM-от. Во исто време дефектот предизвикува ADM-те да ја вратат назад до сидро-јазлите, состојбата за дефектот на експресниот сообраќај. LOS (Loss Of Signal) или AIS (Alarm Inhibit Signal) сигналите ќе ги известат двата сидро-јазли за настанатиот дефект. Во сидро јазлите, прекинатите канали од експресниот сообраќај и вратените назад канали од локалниот сообраќај се здружуваат од гледна точка на реставрацијата и се јавуваат како дефект на единствен логички спан за реставрација во мета-меш графот составен од ОХС јазли. Само јазлите од мета-меш мрежата треба да имаат функција за оптичко преспојување. Јазлите од синцирот користат обични ADM-и.

### 4.3.2. Споредба на барањата за капацитет и тополошката зависност на меш методите за заштита и реставрација

Во оваа глава ќе се изврши споредба на барањата за капацитет на најраспространетите типови на преживливост во меш мрежите. Исто така ќе биде опишано како секоја од овие методи зависи од поврзаноста на графот на физичко ниво. Во [41], овие меш методи се тестирани врз база на споредба на оптималниот дизајн кој треба да опслужи иста сообраќајна матрица со 100% преживливост за дефект на еден спан (било кој). Опишани по општ редослед со зголемувачка ефикасност на капацитет, методите кои се споредуваат се:

- **1+1 заштита на патеки (1+1 APS);** Ова се меш мрежи кај кои работниот сообраќај се рутира по методот на најкратки патеки и исто толкав капацитет се резервира индивидуално во наредната најкратка целосно различна (диверзификувана) рута. Крајниот комутаторот од врската (tail-end switch) го селектира преживеаниот (или најдобриот) сигнал. 1+1 ( или еквивалентно, UPSR) услуга е единствена метода покрај р-цикулусите кои ќе бидат опишани подоцна, која буквално осигурува 50ms реставрација и типично се користи за најкритичните услуги.
- **Реставрација на спан – доделување на резервен капацитет (SCA -Spare Capacity Assignment);** Кај овој тип на реставрација сообраќајните барања се рутираат по најкратките патеки

при што следи оптимизација на резервните капацитети за да поддржуваат 100% преживливост со минимален тотален резервен капацитет. Реставрацијата се случува преку  $k$ -најкратки рути, на пример, рерутирањето помеѓу терминалните јазли на спанот кој е во дефект (слично на линк реставрацијата моделирана во 7.2.5.1). Механизмот за динамичка реставрација може адаптивно да ги конструира реставрационите рути по барање (види [45]), или рутите за префрлување можат да бидат однапред испланирани во рамките на истиот резервен капацитет (во кој случај оваа метода се нарекува заштита т.е. реставрација на линк).

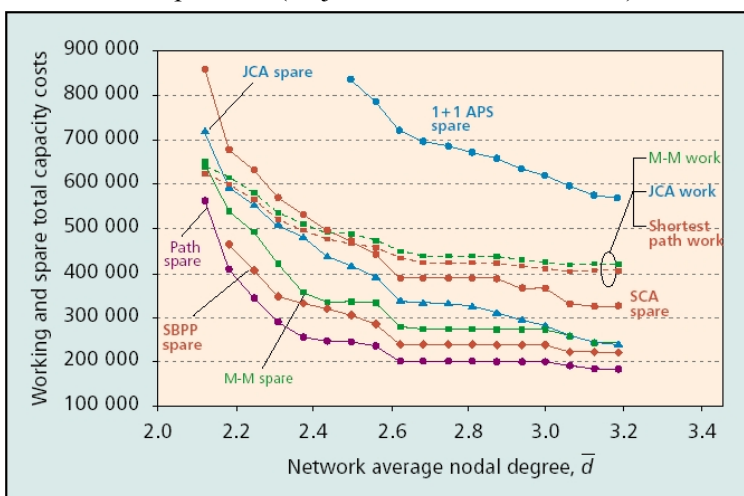
- **Реставрација на спан – здружено доделување на капацитети (JCA-Joint Capacity Assignment);** Кај овој тип на реставрација изборот на рутата за работниот капацитет оптимално се координира со доделувањето на резервниот капацитет така што се минимизира вкупниот работен и резервен капацитет<sup>17</sup>. Опциите за динамичко и претходно испланирано рерутирање се исти како за SCA. Рутите на работниот сообраќај воглавно многу малку отстапуваат од најкратките патеки но благодарение на тоа се добиваа екстра заштеда на капацитет во однос на SCA примарно поради ефектите на нивелирање на работниот проток.

- **Мета-меш (M-M).** Оваа метода претставува варијанта на SCA каде експресните протоци низ подмрежите од синцири се остваруваат со логички експресни заобиколувања. Истиот механизам за реставрација се користи како и за SCA, со мали проширувања кај сидро-јазлите за да се интегрира вратениот назад интра-синцир проток со прекинатиот експресен проток за реставрација на спан во логичката мета-меш со јазли од повисок степен на поврзаност.

- **Заштита со заедничка реставрациона патека (SBPP-Shared Backup Path Protection);** Кај оваа метода сообраќајните барања се рутираат по најкратките патеки и една единствена целосно диверзификувана резервна патека е однапред избрана за секој од нив. Резервниот капацитет на резервната рута е заедничка за работните патеки кои немаат заеднички спан, и затоа тие нема да имаат истовремена потреба за резервниот капацитет. Фазата на сигнализација во реално време го зафаќа и преспојува резервниот капацитет. Оваа метода за заштита е преферирана од IETF (Internet Engineering Task Force) за заштита на MPLS нивото и MPLS-контролираната заштита на оптички патеки. Методата е логички идентична со методот на претходно доделена резервна виртуелна патека во ATM (backup VP protection; види [46]).

- **Реставрација на патеки (Path);** Кај оваа метода сообраќајните барања се рутираат по најкратките патеки и се остава доволно резервен капацитет за да се поддржи крај-крај рерутирање на сите истовремено прекинати работни патеки. Централизиран или дистрибуиран механизам за рерутирање вградува колективно координирано множество на патеки за рерутирање како одзив на конкретен дефект. Преживеаните делови од прекинатите работни патеки може да се користат за реставрација (види 7.2.5.2).

Овие методи се споредуваат на начин кој што исто така ја прикажува нивната зависност од топологијата со користење на фамилија од 18 тест мрежи изведени од една главна мрежа со голем степен на поврзаност (32 јазли и 51 спан;  $\bar{d} = 3,18$ ).



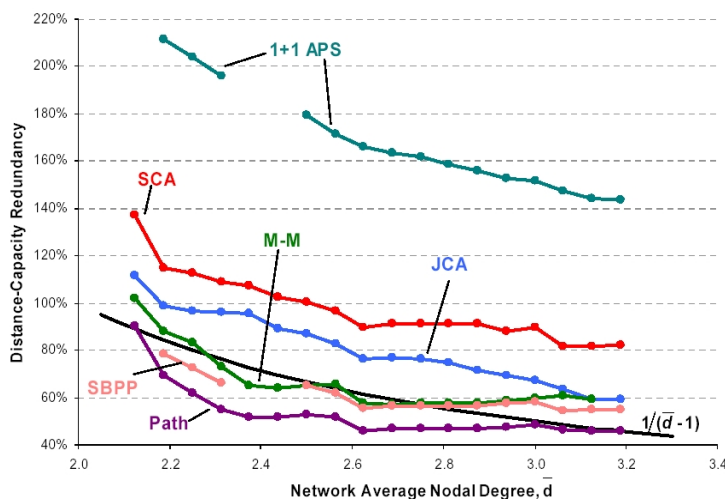
слика 4.15 Зависност на работниот и резервниот капацитет од средниот степен на поврзаност на јазлите во мрежата

Поретки мрежи се изведуваат од главната мрежа со вадење на спанови. Со ова се остварува континуирана варијација на степенот на поврзување додека се задржува позицијата на јазлите и сообраќајната матрица за сите тест мрежи. Математичките модели за дизајн на мрежните модели објаснати погоре, користената сообраќајна матрица, и компјутационите аспекти се дадени во [41], [54], [47] и [48].

На слика 4.15 се прикажани барањата за работен и резервен капацитет за секоја метода за различните тест мрежи. Тоталниот мрежен капацитет кој е потребен за да ги опслужи заедничките барања е сума од овие две криви, а нивниот сооднос (резерва/работен

<sup>17</sup> За разлика од ова моделите во глава 7 независно го оптимизираат работниот од резервниот капацитет.

сообраќај) се нарекува редувантност. 1+1 APS е многу редувантен. Тој не е никогаш помал од 140% (види слика 4.16) и надминува 200% во ретки графови. Методите за реставрација на спан се многу поефикасни во поглед на бараниот капацитет, со тоа што JCA покажува подобри резултати од SCA поради релативно малите промени на рутирањето на работните патеки што има тенденција да го нивелира работниот капацитет. Треба да се забележи дека има многу мала разлика помеѓу барањата за работен капацитет за сите методи. Реставрацијата на патеки е најефикасна метода од сите. Вреди да се истакне дека во најдобар случај, резервниот капацитет за оваа метода одговара на 40% редувантност за 100% преживливост.



слика 4.16 Редувантност на различни методи за меш заштита и протекција во функција од средниот степен на поврзаност на мрежата

специфичен тип на делумна реставрација на патеки. Мета-меш дизајнот претставува атрактивна опција за мрежите со  $2,4 < \bar{d} < 2,8$ . Во овој регион тој е скоро ефикасен како SBPP, иако тој користи механизам за реставрација на спан (или претходно испланирана заштита на линк).

Заштитата на капацитет во однос на JCA/SCA достигнува највисока вредност на  $\bar{d} \approx 2,4$  со 12% редукација во вкупниот мрежен капацитет, 30% редукација во бројот на резервни канали, и 21% редукација во бројот на работни канали. Треба да се забележи дека за двата екстрема за големо и мало  $\bar{d}$  мета-меш кривата се спојува со JCA. Ова се случува зошто кон лимитот  $\bar{d} = 2$  имаме долги синцири во кој доминираат локалните протоци. На другиот екстрем нема синцири и MM е идентичен со JCA. Во пракса, пострмната брзина на опаѓање на кривите за пат-ориентираните методи укажува на тоа дека ако почетната ретка мрежа претрпува тополошки додатоци за зголемување на поврзаноста, пат-базираните методи или мета-меш побрзо ќе се исплатат во однос на спан-базираните методи бидејќи топологијата е збогатена. Исто така е забележливо дека освен 1+1 APS и JCA, намалувањето на резервниот капацитет после  $\bar{d} \approx 2,6$  е екстремно мало во споредба со предноста од зголемување на  $\bar{d}$  во опсегот од 2,2 до 2,5. Овој ефект зависи од мрежата и сообраќајните барања, и неговото постоење може да им даде на мрежните планери добар пат за поставување на целите за еволуција на топологијата.

### 4.3.3. p-Циклуси: Брзина на прстен со ефикасност на меш

Со исклучок на 1+1 APS, во секоја од меш шемите спомнати претходно, преживливоста се остварува преку активна формулација на патеките за рутирање од множество во нормални услови неконектиран резервен капацитет. Патеките за заштита може да се добијат по барање од некоја однапред предефинирана структура т.е. дел од мрежата која би се користела да го носи резервниот капацитет. Наместо да се доделува резервниот капацитет во патеки по потреба, можно е да се формира целосно-поврзана структура т.е. структури за резервен капацитет и во нив да се бараат реставрационите патеки. Овој наизглед необичен пристап е развиен иницијално со цел на добивање пократко време на префрлување за меш мрежите каде кросконектите се лимитирачки фактор. Ова

SBPP е средно ефикасна метода и се наоѓа помеѓу мета-меш и реставрација на патеки, што е во согласност со нејзината крај-крај ориентација, и неговиот неспецифичен одзив на дефект кој не може да го употреби резервниот капацитет на прекинатите патеки.

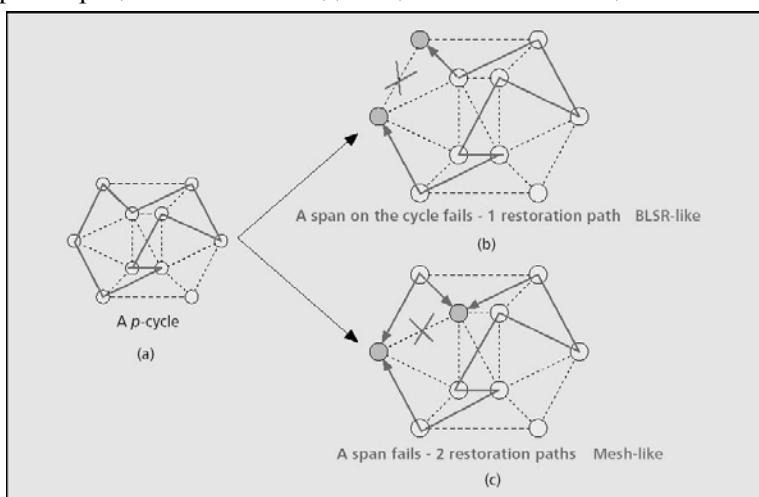
Интересно е ако се споредат методите со реставрација на спан (SCA, JCA) со методите за заштита на патеки (SBPP, Path), мета-меш покажува ефикасност на капацитет и степен на зголемување на ефикасноста со зголемување на степенот на поврзаност што личи на член на групата за реставрација на патеки, иако неговиот механизам останува реставрација на спан. Ова е во согласност со интерпретација на експресното заобикоување на подмрежите од синцири како

води кон реализација на концептот за р-циклуси (p-cycles), каде целиот резервен капацитет е однапред воспоставен и за заштита на било која патека се потребни две заштитни префрлувања.

Најинтересно својство е дека се добиваат истовремено најдобрите карактеристики на прстен и меш структурите. Концептот на р-циклуси ги задржува карактеристиките на заштитно префрлување на прстенестите структури но може да биде дизајниран за ефикасност на капацитет сличен на SCA или JSA меш структурите. Ова е нешто што после 10 години на истражување на прстенестите и меш структурите, се претпоставуваше дека е во суштина невозможно. Се остварува брзина на префрлување како во прстенестите структури поради тоа што само два јазли извршуваат постапки за реставрација на сигналот, и тие постапки се дефинирани пред настанување на дефектот. Изненадувачката ефикасност на капацитет е помалку очигледно својство но тоа се должи на заштитата од дефекти на пресечните спанови (straddling span) како и на дефекти на линковите во циклусот. Оваа привидно мала разлика помеѓу прстен и р-циклус всушност води кон главни разлики во барањата за резервен капацитет. Цел на оваа глава е да се прикаже основната идеја на концептот за заштита со р-циклуси, да се добие интуитивна слика зошто тие нудат толку голема ефикасност, и да се истакнат некои други напредни својства.

Наједноставен начин за објаснување на концептот на р-циклуси е тие да се замислат како прстени, но со поддршка за заштита на пресечните спанови како и вообичаена заштита на спановите на самиот прстен (дефекти на линкови во самиот циклус). Пресечен спан е оној чии крајни јазли лежат на р-циклусот, како тетива на круг. Клучен разликувач на р-циклусите во споредба со било кој тип на прстен или циклус во граф (graph cycle cover) е заштитата на пресечните спанови кои можат да пренесуваат две единици на работен сообраќај (на пример, две светлосни патеки), и нула единици на резервен капацитет. (Прстенестата структура и циклусот во граф за секоја единица работен сообраќај резервираат исто толков резервен капацитет, и ги штитат само дефектите на линковите во циклусот т.е. прстенот).

На слика 4.17а е прикажан пример на р-циклус. На слика 4.17б се случува дефект на спан во циклусот, при што преживеаниот синџир од спанови во циклусот се користи за реставрација. Како прстенестите структури (особено BLSR), р-циклусите штитат од дефект на спан во циклусот со механизмот на враќање назад на сообраќајот од спанот кој е во дефект по резервираниот капацитет за заштита. Сигналите кои се во дефект се свртуваат назад од прекинатиот спан и рутираат во спротивната насока околу циклусот. На слика 4.17с е прикажан истиот р-циклус, со заштита на пресечен спан. Всушност, ефикасноста на случајот прикажан на слика 4.17с е двојна во однос на ефикасноста на заштитата од дефект на спан во циклусот, бидејќи се на располагање две патеки за реставрација. Сите типови на прстени (UPSR, BLSR, FDDI) обезбедуваат најмногу една реставрациона патека за единица заштитен капацитет и штитат од дефект на линк во циклусот.



слика 4.17 р-циклус кој заштитува од дефект на спан во циклусот и од дефект на пресечен спан

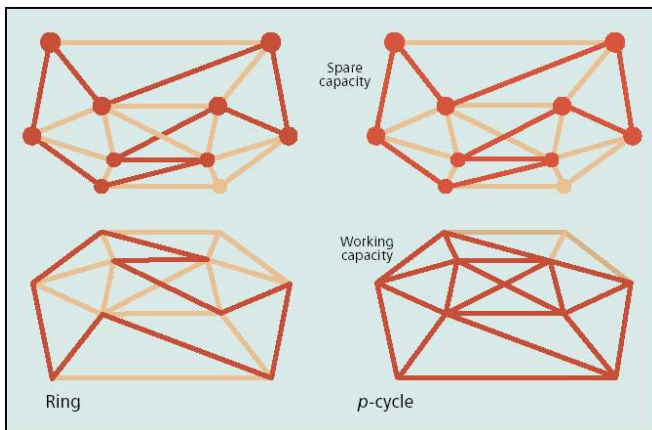
30%, а најчесто под 70%, што зависи од сообраќајната матрица и од дозволения периметар на р-циклусите.

За да се увидат овие резултати и за да интуитивно се разберат р-циклусите ќе се разгледува дијаграмот прикажан на слика 4.18. На горниот дел од сликата се прикажани идентични инвестиции во девет единици на резервен капацитет, поврзани во циклус. Соодветните спанови кои добиваат

Навидум ова изгледа дека е мала техничка разлика, па се поставува прашањето колку големи можат да бидат мрежните ефекти. Во суштина тие се прилично драматични. Со овозможување да истиот заштитен капацитет на прстенот ги заштитува пресечните спанови, се покажува дека со множество од р-циклуси може да се покријат сите дефекти на спанови со три до шест пати помалку капацитет отколку што е потребно со прстени. Во литературата се среќаваат анализи за WDM мрежен дизајн со користење на р-циклуси со и без претворувачи на бранови должини. Исто така се истакнува ниво на редувантност во најдобар случај



соодветна заштита на работниот капацитет се прикажани на долниот дел од сликата. На левата страна резервниот капацитет се интерпретира како прстен со девет спана, па затоа горниот и долниот дел од сликата се идентични. На десната страна, истата инвестиција во резервен капацитет се разгледува како р-циклус со што се заштитуваат 19 спанови (девет спанови во циклусот и десет пресечни спанови). Освен тоа, заштитата со р-циклуси обезбедува две реставрациони патеки за секој од пресечните спанови. Согласно со ова, заштитата со р-циклуси заштитува  $2 \cdot 10 + 9 = 29$  единици од работниот капацитет, што е 3,2 пати повеќе од заштитата на прстен. Доколку сите јазли од циклусот се поврзани помеѓу себе со пресечни спанови се добива максимална искористеност на резервниот капацитет. Во таков случај р-циклус со  $N$  спана може да заштити  $N(N-2)$  единици работен капацитет, што го прави  $N-2$  пати поефикасен од соодветниот прстен. Доколку  $N$  оди до 16 може да се согледа зошто во умерен случај р-циклусот постигнува најмалку 3 до 6 пати поголема ефикасност од прстен.



слика 4.18 Илустрација на покривањето на прстен и р-циклус за ист резервен капацитет

Р-циклусите имаат и други предности. Една е дека за дефект на пресечните спанови, патеките за заштита се во просек двојно пократки од обиколката (периметарот) на циклусот, додека патеките за заштита во прстен се долги колку што е обиколката на прстенот. За разлика од прстените, р-циклусите можат да се формираат од индивидуални единици резервен капацитет во мрежи базирани на оптички кросконекти и логички да се прераспределат за да се адаптираат на новите сообраќајни барања. За разлика од ова, прстените се обврзуваат на воспоставување на целиот работен и резервен капацитет и вградуваат структурна поврзаност помеѓу капацитетот за заштита и работните сообраќај-

ни барања што тој ги заштитува. Сообраќајните барања мора да се рутираат во рамките на прстенот, додека во р-циклусите работните патеки можат слободно да се рутираат по најкратките патеки преку физичката топологија (или било која друга рута) што дава значително намалување на потребниот работен и резервен капацитет. Исто така бидејќи р-циклусите се формираат само од резервниот капацитет, тие може да се адаптираат за да се вклопат во нивото на работни патеки во секое време, без никакво влијание врз работниот капацитет. За разлика од ова прстените строго го дефинираат рутирањето кое сообраќајните барања мора да го следат, а не да се адаптираат на рутите кои тие сакаат да ги завземат. Заедничка оптимизација на рутирањето на работните патеки со поставување на р-циклусите треба да даде уште поголема заштеда на капацитет.

Може да се претпостави дека во идните апликации на реставрацијата со р-циклуси ќе постои процес кој континуирано ќе го адаптира множеството од "невидливи" р-циклуси на актуелната акумулација од протоци на работниот сообраќај. Ова е обратно од рамката на обезбедување во прстените, каде новите патеки мора експлицитно да се протнат низ расположивите прстени. Кај р-циклусите исто така нема потреба од експлицитно воспоставување на заштитната патека при воспоставувањето на услугата (работната патека), за разлика од SBPP, каде мора да се воспостави експлицитна патека за заштита за секоја обезбедена работна патека. Сервисен индикатор може едноставно да му каже на скриеното р-циклус адаптационо ниво да го вклучи сообраќаниот проток во своја заштитна компетенција или не. Планирањето на р-циклусите во WDM може да се направи на начин така што само пристапни точки од р-циклусите содржат претворувачи на бранови должини (види [37]). Работните светлосни патеки може да се обезбедуваат со единствена бранова должина (WP мрежа).

За понатамошно владбачување во реставрацијата со р-циклуси може да се препорача за читање статијата [43] во која се опишува адаптацијата на р-циклусите за MPLS (Multiprotocol Label Switching) нивото и воведува дополнителен концепт за р-циклуси со заобиколување на јазол. Во [42] е предложен уред сличен на ADM за мрежа со р-циклуси, и во [44] е опишан протокол за самоорганизирање вграден во физичкото ниво кој адаптивно формира р-циклуси за реставрација на моменталните работни сообраќајни барања т.е. протоци.

Конвенционалниот развојот на преживливи транспортни мрежи е најмалку 15 години стар, и започнал во средината на 80-те кога дефектите на оптичко влакно достигнале пропорции на криза. Различни прстенести и меш пристапи се развиени од тогаш, но интересно е како иновации и целосно

нови парадигми сеуште се откриваат. Примери за ова се мета-меш и р-циклуси. Може со сигурност да се верува дека дизајнот на преживливи мрежи со ефикасно искористување на капацитет уште долго ќе се преведува во намалување на трошоци со оглед на постојаното зголемување на сообраќајните барања. Визија за иднината се мрежи каде светлосните патеки се воспоставуваат на барање помеѓу упатувачите, но без делење и размена на информации за топологијата на мрежата кои се потребни за експлицитно воспоставување на заштитни патеки во моментот на обезбедување на врската. Наместо тоа, за секоја работна патека се обезбедува гарантирана заштита или заштита со најдобар труд (best effort) од "невидливо" и само-организирачко адаптивно ниво на р-циклуси.





## 5. Математичко програмирање

### 5.1. Оптимални решенија

Различни проблеми во науката, бизнисот, инженерингот и во мрежното планирање можат да се формулираат математички. Математичката формулација се состои од два дела. Првиот дел е **целната функција (objective function)**. Таа е математичка функција која ни кажува, за секое предложено решение колкава ќе е "цената". Додека во бизнисот цената обично се мери во облик на пари, во другите сфери може да се користи големина која се однесува на перформансите или сигурноста. Променливите кои го опишуваат можното решение се нарекуваат **променливи на одлуката (decision variables)**.

Вториот дел од математичката формулација е множество од **ограничувања (constraints)** изразени како множество од математички равенства т.е. неравенства. Тоа наметнува едно или повеќе ограничувања на опсегот на прифатливи решенија. На пример, некои големини можат да бидат само позитивни, некои можат да имаат долно или горно ограничување, или сумата од извесен број на големини може да биде ограничена на ваков начин. Сè заедно, множеството од сите ограничувања го одредува **просторот на можни решенија (feasible solution space)**. Ова е множество на сите решенија "кои имаат смисол" во поглед на лимитите наметнати од ограничувањата.

Целната функција и придруженото множество на ограничувања се нарекува **математички програм**. Првото прашање што се поставува, откако математичкиот програм е формулиран за даден проблем, е дали постои оптимално решение. Оптимално решение е она кое ја минимизира, или во некои случаи максимизира целната функција и исто така ги исполнува поставените ограничувања.

Некои проблеми од математичкото програмирање имаат едно, единствено оптимално решение. Сепак може да се случи да математичкиот програм има едно, единствено **глобално оптимално** решение но исто така и многу **локални оптимални** решенија. Глобалните оптимални решенија се оптимални во поглед на целиот простор на можни решенија. Од друга страна, локалните оптимални решенија се оптимални во поглед на ограничен дел од просторот на можни решенија. Постоенето на локални оптимални решенија обично го отежнува барањето на глобално оптимално решение.

Математичките програми често можат да се решат со алгоритми. Тоа се процедури за решавање кои се состојат од извесен број на чекори и можат да бидат имплементирани на компјутер. Некои алгоритми за некои проблеми се егзактни и гарантираат дека секогаш ќе дадат глобално оптимално решение. Понекогаш не може да се пронајде алгоритам кој ќе даде глобално оптимално решение, или алгоритмите кои се на располагање се премногу спори за да се справат со проблем со одредена големина (број на променливи и ограничувања). За ваквите случаи може да се користат хеуристички алгоритми (heuristic algorithms) кои користат интуитивни<sup>18</sup> процедури за да дојдат до оптималното решение.

Во оваа глава ќе биде опишан многу корисен тип на математичко програмирање наречен **линеарно програмирање (linear programming)**. Тоа и неговите роднини долго време се користат во мрежното планирање за да се оптимизира дизајнот на телекомуникациските мрежи. Главите кои следат прво го опишуваат основното (стандардно) издание на проблем во линеарното програмирање. Потоа ќе бидат опишани неколку типови на практични вакви проблеми. Во главата нема да се опишуваат техниките за решавање на линеарните проблеми поради тоа што веќе долго време на пазарот постојат низа комерцијални солвери кои можат да се користат за нивно решавање. Во овој труд се користи CPLEX 7.1 солверот од производителот ILOG.

<sup>18</sup> Се мисли на процедури кои се базираат на претходно стекнато искуство преку експерименти

## 5.2. Линеарно програмирање

### 5.2.1. Поставување на проблемот

Линеарното програмирање се однесува на дадениот тип на поставување на линеарниот проблем и соодветната техника за негово решавање. Формулацијата на проблемот и simplex техниката за решавање, е развиена од George Dantzing во 1947 година. Пристапот стана еден од најчесто користените процедури во компјутерските науки. Стандардната форма на проблемот се состои од два дела. Едниот е целната функција која треба да се минимизира т.е. максимизира:

$$\min Z = c_1x_1 + c_2x_2 + c_3x_3 + \dots + c_nx_n \quad \text{ф. 5.1}$$

Во овој исказ  $x_i$  ( $i=1,2,\dots,n$ ) се променливи на одлука чија оптимална вредност треба да се пронајде, а  $c_i$  ( $i=1,2,\dots,n$ ) се пропорционални цени кои го множат секое  $x_i$ .  $Z$  претставува вкупната цена, а  $x_i$  и  $c_i$  се реални броеви, иако обично се ненегативни. Доколку имаме алгоритам кој го минимизира  $Z$ , тогаш истиот проблем може да се реши со максимизација на  $-Z$  како целна функција. Вториот дел од стандардната (канонична) форма е множеството на ограничувања. Постојат  $m$  линеарни ограничувања за променливите на одлука:

$$a_{11}x_1 + a_{12}x_2 + \dots + a_{1n}x_n = b_1 \quad \text{ф. 5.2}$$

$$a_{21}x_1 + a_{22}x_2 + \dots + a_{2n}x_n = b_2 \quad \text{ф. 5.3}$$

$$a_{m1}x_1 + a_{m2}x_2 + \dots + a_{mn}x_n = b_m \quad \text{ф. 5.4}$$

Во горните равенства  $a_{ij}$  и  $b_i$  се константи. Исто така, во секојдневните проблеми за мрежно планирање се јавуваат ограничувања од следниот тип:

$$x_1 \geq 0, \quad x_2 \geq 0, \dots, \quad x_n \geq 0 \quad \text{ф. 5.5}$$

Се забележува дека и целната функција и ограничувањата се линеарни функции од  $x_i$  ( $i=1,2,\dots,n$ ). Оттука потекнува зборот "линеарно" во фразата линеарно програмирање. Програмирање се однесува повеќе на аспектите на планирање на проблемот отколку на актуелните компјутерски програми – иако линеарните програми скоро секогаш се решаваат на компјутер. Како што може да се претпостави, постои област наречена нелинеарно програмирање која се занимава со решавање на нелинеарни модели.

Каноничната форма на линеарно програмирање може да се напише во векторска нотација. Ако се дефинираат:

$$c = \begin{bmatrix} c_1 \\ c_2 \\ \cdot \\ \cdot \\ c_n \end{bmatrix}, \quad x = \begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \\ \cdot \\ \cdot \\ x_n \end{bmatrix} \quad \text{ф. 5.6}$$

тогаш целната функција прикажана во облик на матрици ќе биде:

$$\min Z = c^T x \quad \text{ф. 5.7}$$

а множеството на ограничувања може да се напише како:

$$Ax = b \quad \text{ф. 5.8}$$

тука  $x \geq 0$  на база на елемент по елемент. Матриците **A** и **b** се:

$$A = \begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & \dots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \dots & a_{2n} \\ \cdot & & & \\ \cdot & & & \\ \cdot & & & \\ a_{m1} & a_{m2} & \dots & a_{mn} \end{bmatrix} \quad b = \begin{bmatrix} b_1 \\ b_2 \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ b_m \end{bmatrix} \quad \text{ф. 5.9}$$

### 5.2.2. Проширувања на линеарниот програм

Во ова глава ќе бидат опишани две проширувања кои ја унапредуваат употребливоста на каноничната формулација на линеарно програмирање елаборирана во претходната глава. Првото проширување дозволува да се вклучат линеарни ограничувања кои се всушност неравенства. На пример нека се разгледува следниов линеарен програм:

$$\min Z = c_1x_1 + c_2x_2 + c_3x_3 + \dots + c_nx_n \quad \text{ф. 5.10}$$

$$a_{11}x_1 + a_{12}x_2 + \dots + a_{1n}x_n \leq b_1 \quad \text{ф. 5.11}$$

$$a_{21}x_1 + a_{22}x_2 + \dots + a_{2n}x_n \leq b_2 \quad \text{ф. 5.12}$$

$$a_{m1}x_1 + a_{m2}x_2 + \dots + a_{mn}x_n \leq b_m \quad \text{ф. 5.13}$$

и исто така:

$$x_1 \geq 0, \quad x_2 \geq 0, \dots, \quad x_n \geq 0 \quad \text{ф. 5.14}$$

Ако се воведат ненегативни променливи  $y_i$  ( $i=1,2,\dots,m$ ) неравенствата во множеството на ограничувања можат да се претворат во равенства. Овие  $y_i$  променливи се нарекуваат занемарливи променливи (slack variables).

$$\min Z = c_1x_1 + c_2x_2 + c_3x_3 + \dots + c_nx_n \quad \text{ф. 5.15}$$

$$a_{11}x_1 + a_{12}x_2 + \dots + a_{1n}x_n + y_1 = b_1 \quad \text{ф. 5.16}$$

$$a_{21}x_1 + a_{22}x_2 + \dots + a_{2n}x_n + y_2 = b_2 \quad \text{ф. 5.17}$$

$$a_{m1}x_1 + a_{m2}x_2 + \dots + a_{mn}x_n + y_m = b_m \quad \text{ф. 5.18}$$

при што:

$$x_1 \geq 0, \quad x_2 \geq 0, \dots, \quad x_n \geq 0 \quad \text{ф. 5.19}$$

$$y_1 \geq 0, \quad y_2 \geq 0, \dots, \quad y_m \geq 0 \quad \text{ф. 5.20}$$

Променливите  $y_i$  може да се смета дека се нарекуваат занемарливи променливи, затоа што тие прават занемарлива разлика помеѓу левата страна од  $i$ -то ограничување и  $b_i$ . Линеарниот програм ќе се реши по  $x_i$  и  $y_i$ , но се разбира само решенијата за  $x_i$  се од главен интерес.

Линеарниот програм со занемарливи променливи може да се претстави со матрици:

$$\min Z = c^T x \quad \text{ф. 5.21}$$

со ограничувања:

$$[A \ I] \begin{bmatrix} x \\ y \end{bmatrix} = b \quad \text{ф. 5.22}$$

каде што  $I$  е единечна матрица, а:

$$x \geq 0 \quad y \geq 0 \quad \text{ф. 5.23}$$

Од друга страна доколку се има неравенка од типот:

$$a_{i1}x_1 + a_{i2}x_2 + \dots + a_{in}x_n \geq b_i \quad \text{ф. 5.24}$$

може да се користи вишок променлива (surplus variable)

$$a_{i1}x_1 + a_{i2}x_2 + \dots + a_{in}x_n - y_i = b_i \quad \text{ф. 5.25}$$

каде што

$$y_i \geq 0 \quad \text{ф. 5.26}$$

Терминот вишок променлива се однесува на позитивната разлика помеѓу левата страна од ограничувањето и  $b_i$ . Природно линеарниот програм може да користи и занемарливи и вишок променливи заедно со обични ограничувања (равенство).

Второто проширување на каноничната формулација на линеарниот програм користи слободни променливи (free variables). Тие претставуваат  $x_i$  променливи кои имаат опсег  $-\infty < x_i < \infty$ . Со ваквиот линеарен програм може да се постапи на начин така што се воведат две променливи:

$$v \geq 0, \quad w \geq 0 \quad \text{ф. 5.27}$$

Ако се претпостави дека  $-\infty < x_i < \infty$ , тогаш нека

$$x_i = v_i - w_i \quad \text{ф. 5.28}$$

На овој начин  $v_i$  и  $w_i$  ќе примаат позитивни вредности а  $x_i$  ќе биде или позитивна или негативна.

Во математичкиот програм се заменува  $x_i$  со  $v_i - w_i$ . Проблемот се решава со следниве променливи:

$$v_1, w_1, x_2, x_3, \dots, x_n \quad \text{ф. 5.29}$$

## 5.3. Примери за проблеми од линеарно програмирање

Во оваа глава ќе бидат опишани неколку специјални случаи на проблеми од линеарно програмирање. Има смисла да се препознаваат овие модели не само за да се стекне увид во типовите на проблеми за кои може да се примени линеарното програмирање но и поради тоа што специјална математичка структура е придружена со секој од овие проблеми. Освен тоа специјални алгоритми постојат за решавање на овие специјални случаи. Некои од овие проблеми можат да се трансформираат еден во друг. Секој од опишаните проблеми може да се претвори во проблем на минимална цена на протокот (min cost flow problem). Иако постојат алгоритми со специјална намена за овие проблеми, трансформацијата дозволува користење на генерални алгоритми за линеарно програмирање како симплекс (simplex) методот или алгоритмите со внатрешна точка (interior point algorithms).

### 5.3.1. Транспортен проблем

Во овој модел дадени количини на еден ист продукт  $a_1, a_2, \dots, a_M$  се транспортираат од  $M$  локации. Продуктите се примаат во  $N$  одредишта во количини  $b_1, b_2, \dots, b_N$ . Цената на транспорт на единечна количина на продукт изнесува  $c_{ij}$ . Променливата  $x_{ij}$  го опишува количеството на проток од јазелот  $i$  кон јазелот  $j$ . Целта е да се минимизира вкупната цена на транспорт:

$$\min Z = \sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^N c_{ij} x_{ij} \quad \text{ф. 5.30}$$

Во транспортниот проблем постојат два основни типа на ограничување.

1) Едното тврди дека сумата од продуктите кои го напуштаат изворот  $i$  не може да го надмине  $a_i$ .

$$\sum_{j=1}^N x_{ij} \leq a_i \quad \forall i = 1, 2, \dots, M \quad \text{ф. 5.31}$$

2) Другото ограничување вели дека вкупното количество на продукти пристигнати на одредиштето  $j$  треба да биде поголемо или еднакво на на барањето  $b_j$ .

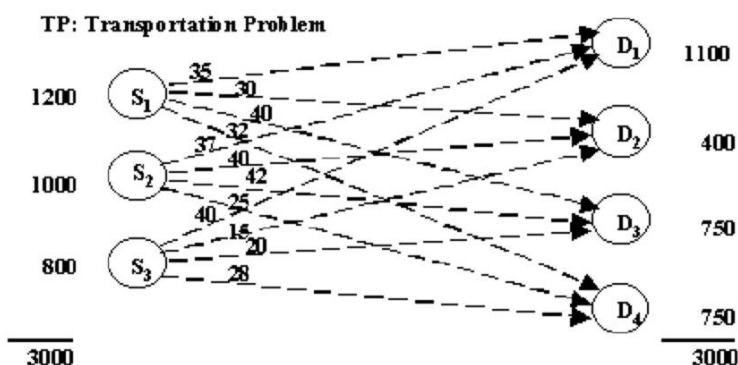
$$\sum_{i=1}^M x_{i,j} \geq b_j \quad \forall j = 1, 2, \dots, N \quad \text{ф. 5.32}$$

3) Освен овие две ограничувања важи и ограничувањето за конзервација на протокот т.е. дека сумата на испратени продукти е еднаква на сумата на примени продукти:

$$\sum_{i=1}^M a_i = \sum_{j=1}^N b_j \quad \text{ф. 5.33}$$

Ова не претставува ограничување за променливаат  $x_{i,j}$  но мора да биде исполнето за да моделот е решлив. При што:

$$x_{i,j} \geq 0 \quad i = 1, 2, \dots, M; j = 1, 2, \dots, N \quad \text{ф. 5.34}$$



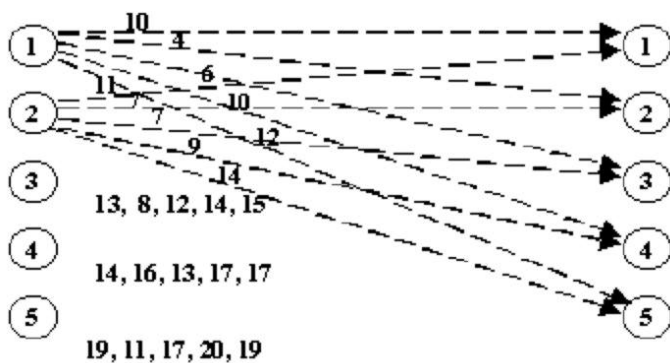
слика 5.1 Илустрација на транспортен проблем

Овој модел може да најде примена во мрежното планирање. Може да се земе во предвид следниов телекомуникациски пример каде треба да се поврзат  $M$  комутациони центри (главни центри), при што секоја има капацитет  $a_1, a_2, \dots, a_M$  со  $N$  локални т.е. крајни центри со капацитет  $b_1, b_2, \dots, b_N$ . Цената на една врска од крајната централа  $i$  со комутациониот центар  $j$  е  $c_{ij}$ .

Освен во мрежното планирање овој тип на модел е применлив во класичните транспортни проблеми од каде и потекнува неговото име. На пример,

еден доставувач на продукти има  $M$  склади при што секој  $i$ -ти склад може дневно да испорача  $a_i$  продукти. Овој доставувач треба да испорача роба до  $N$  географски раштркани центри за продажба на мало, при што секој  $j$ -ти центар има дневна побарувачка од  $b_j$  продукти. Целта на овој доставувач е да ги минимизира трошоците за транспорт. За таа цел тој може да го користи линеарниот програм за класичен транспортен проблем.

### 5.3.2. Проблем за доделување на работни задачи



слика 5.2 Илустрација на моделот за доделување на работни задачи

Стандардната форма на моделот за доделување на работни задачи е да се доделат  $N$  работни задачи на  $N$  работници (види слика 5.2). Во типичен случај постојат  $N$  работници кои аплицираат за  $N$  работни задачи при што  $C_{ij}$  е цената за доделување на работната задача  $j$  на работникот  $i$ . Целта е да се додели една работна задача на секој од работниците на таков начин што се постигне минимална вкупна цена. За таа цел се дефинира бинарна променлива  $x_{ij}$  која има вредност 1 ако работната задача  $j$  му е доделена на работникот  $i$ , во спротивно нејзината вредност е 0. Може да се смета

дека проблемот на доделување на работни задачи е специјален случај на транспортниот проблем за прилив 1 и одлив 1. Во овој случај се претпоставува дека еден доставувач т.е. склад со продукти ќе му се додели на еден продажен центар.

Да претпоставиме дека сакаме да поставиме услов дека работникот  $i$  не смее да ја извршува работната задача  $j$  ниту работникот  $k$  смее да ја извршува работната задача  $m$ . Тоа во математичка

форма би значело  $x_{i,j} \cdot x_{k,m} = 0$ . Овој нелинеарен услов е еквивалентен на следнава линеарна формулација:

$$x_{i,j} + x_{k,m} \leq 1 \quad \text{ф. 5.35}$$

Доколку постои таков случај ова ограничување треба да му се додаде на на стандардното множество на ограничувања за проблемот за доделување на работни задачи. Во стандардната формулација треба да се минимизира следнава функција:

$$\text{MIN } Z = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N c_{i,j} x_{i,j} \quad \text{ф. 5.36}$$

За следново множество на ограничувања:

1) Еден работник може да биде доделен на една работна задача:

$$\sum_{j=1}^N x_{i,j} = 1 \quad i = 1, 2, \dots, N \quad \text{ф. 5.37}$$

2) Една работна задача може да му биде доделена само на еден работник.

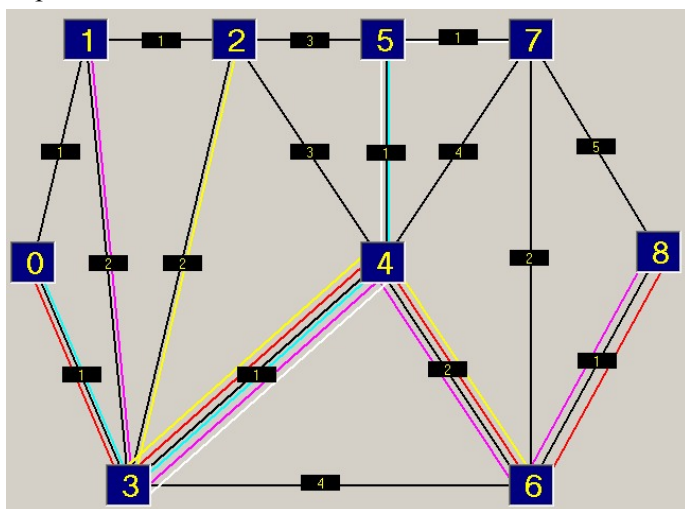
$$\sum_{i=1}^N x_{i,j} = 1 \quad j = 1, 2, \dots, N \quad \text{ф. 5.38}$$

3)  $x_{i,j}$  е бинарна променливата:

$$x_{i,j} \in \{0,1\} \quad \forall i, j \quad \text{ф. 5.39}$$

### 5.3.3. Мрежен модел за најкратки патеки

Проблемот се состои во тоа да се определи најдобриот пат низ мрежата за да се стигне од изворот до одредиштето за што пониска цена. Ако се претпостави дека во дадена мрежа има  $N$  јазли ( $n=1,2,\dots,N$ ) и  $L$  ребра ( $j=1,2,\dots,L$ ) и за секој од тие линкови е доделена цена  $C_j$ . Проблемот за најкратки патеки (SP-Shortest Path) се состои во пронаоѓање на најкраткиот пат (т.е. патеката со најмала цена) од изворишниот јазол  $s$  до одредишниот  $d$ . Цената на патеката е сума од цените на линковите (ребрата) во патеката. Се дефинира бинарна променлива  $UL_j^m$  која прима вредност 1 доколку патеката  $m$  ( $m=s,d$ ) минува низ линкот  $j$  ( $j=a,b$ ). Постојат два типа на специјални јазли, наречени извор и одредиште. Целта е да се пронајде најкратката патека помеѓу изворот и одредиштето.



слика 5.3 Илустрација на моделот а најкратки патеки

Во мрежата за илустрација на слика 5.3 се доделени различни цени на линковите, така на пример цената на линкот 1-2 изнесува 1, а на линкот 2-5 е 3. Целната функција ја зема во предвид цената за поминување низ даден линк во патеката од изворот до одредиштето. Ограничувањата се всушност раздвоени во три групи. Ограничувањето за изворишните јазли кажува дека мора да се напушти јазолот  $\theta$  и да се оди кон јазолот  $1$  или  $3$ . Ограничувањето за средниот јазол вели дека доколку патеката од изворот до одредиштето дојде до овој јазол таа мора да го напушти истиот. Ограничувањето за одредишниот јазол е слично на ограничувањето за изворишниот јазол со тоа што патеката доаѓа до него од еден од соседните јазли.

Во моделот се користи следнава векторска променлива која треба да се адаптира со користење на оптимизационата техника:

$UL_j^m$	Бинарна променлива која прима вредност 1 доколку патеката $m$ ( $m=s,d$ ) минува низ линкот $j$ ( $j=a,b$ ), во спротивно 0.
----------	--

следниов скалар кој се задава во графичкиот модел<sup>19</sup>:

$C_j$	Цена на единичен проток низ линкот $j$ .
-------	--

и следниве индекси:

$j=\{a,b\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот $j$ ( $j:1\dots L$ ) чии соседни јазли се $a,b$ ( $a:1\dots N$ , $b:1\dots N$ ).
$m=\{s,d\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува $s,d$ сообраќајниот пар.

Целта е да се минимизира следнава функција:

$$\text{MIN } TotalCost = \sum_m \sum_j C_j \cdot UL_j^m \quad \text{ф. 5.40}$$

При следново ограничување за конзервација на протокот, според кое колку проток ќе влезе во даден јазол толку треба да излезе.

$$\sum_{b=1}^N UL_{a,b}^{s,d} - \sum_{b=1}^N UL_{b,a}^{s,d} = \begin{cases} 1 & \text{за } s = a \\ -1 & \text{за } d = a \\ 0 & \text{за други} \end{cases} \quad \forall s,d,a; \quad \text{ф. 5.41}$$

табела 5.1 Рутирање на најкратките патеки за мрежата од слика 5.3

s	d	a	b	$UL_j^m$
0	5	0	3	1.0000
0	5	3	4	1.0000
0	5	4	5	1.0000
0	8	0	3	1.0000
0	8	3	4	1.0000
0	8	4	6	1.0000
0	8	6	8	1.0000
1	8	1	3	1.0000
1	8	3	4	1.0000
1	8	4	6	1.0000
1	8	6	8	1.0000
2	6	2	4	1.0000
2	6	4	6	1.0000
3	7	3	4	1.0000
3	7	4	5	1.0000
3	7	5	7	1.0000

Како што може да се забележи во горното ограничување можат да се разликуваат три случаи: изворишен, транзитен и одредишен јазол како што беше претходо опишано. Имено трите вида на ограничување се здружени во едно единственото ограничување заради прегледност.

За моделот од слика 5.3 се бараат најкратки патеки за сообраќајните парови 0-8, 0-5, 1-8, 2-6 и 3-7. На сликата е прикажано рутирањето на овие патеки во различни бои, а исто така тоа е дадено и во табела 5.1. Ознаката на линкот од сликата укажува на цената на користење на истиот.

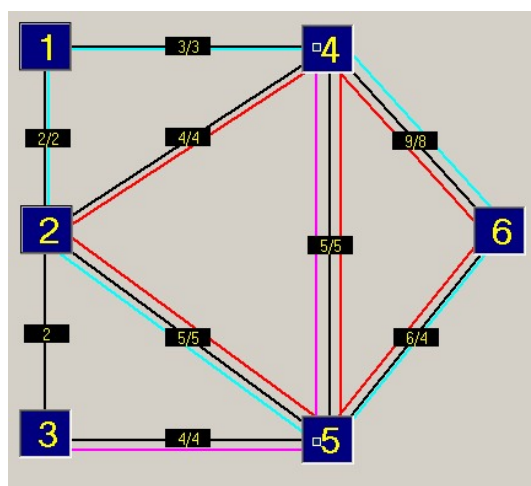
Оптималната вредност на целната функција изнесува 22. Имплементацијата на моделот за најкратки патеки во MPL (Mathematical Programming Language) е даден во глава 9.7.2.

### 5.3.4. Мрежен проблем за максимален проток

Во овој модел се разгледува мрежа со дефинирани капацитети на линковите, а проблемот е да се одреди максималниот можен проток од изворот до одредиштето така што не се надмине максималниот дозволен капацитет на линковите. Разгледуваната мрежа е со  $N$  јазли и  $L$  линкови. Се дефинира променлива  $UL_j^m$  која го дава протокот на  $m$ -от сообраќаен пар  $(s,d)$  низ линкот  $j$   $(a,b)$ .

<sup>19</sup> За потребите на овој магистерски труд развиена е интегрирана објектна околина која се користи за едноставен графички дизајн на мрежата и внесување на потребните мрежни параметри (види 7.2.1)

На секој линк му се придружува одредена вредност за капацитет. На слика 5.4 ознаката  $x/y$  на линкот укажува на капацитетот на линкот ( $x$ ) и доделениот проток низ него после решавање на моделот. Во ваквата мрежа сакаме да го пронајдеме максималниот проток од јазолот  $s$  кон јазолот  $d$ . Во LP (Linear Programming) формулацијата целта е да се максимизира променливата  $SOR_s^m$  која го содржи протокот кој извира во јазолот  $s$  и се рутира по различни патеки низ мрежата. За секој транзитен јазол протокот што влегува мора да го напушти (конзервација на проток за транзитен јазол).



слика 5.4 Илустрација на моделот за максимален проток

Овој тип на модел наоѓа примена во телекомуникационите мрежи каде што помеѓу даден извор и одредиште треба да се најде максималниот број на врски кои можат да се воспостават така што не се надмине максимално дозволениот капацитет на линковите.

Во моделот се користат следниве векторски променливи кои треба да се адаптираат со користење на оптимизационата техника:

$UL_j^m$	(UsedLink) Ненегативна целобројна променлива со вредност еднаква на делот од протокот од $m$ -от сообраќаен пар $(s,d)$ кој минува низ линкот $j$ , во спротивно 0.
$SOR_s^m$	Ненегативна целобројна променлива со вредност еднаква на максималниот проток кој извира во јазолот $s$ и кој се упатува кон одредиштето $d$ .
$DES_d^m$	Ненегативна целобројна променлива со вредност еднаква на максималниот проток кој терминира во јазолот $d$ и кој доаѓа од изворот $s$ .

следниов скалар кој се задава во графичкиот модел:

$CAP_j$	Капацитет на линкот $j$
---------	-------------------------

и следниве индекси:

$j=\{a,b\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот $j$ ( $j:1...L$ ) чии соседни јазли се $a,b$ ( $a:1...N, b:1...N$ ).
$m=\{s,d\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува $s,d$ сообраќајниот пар.

Целта е да се максимизира следнава функција:

$$MAX \quad TotalFlow = \sum_m \sum_s SOR_s^m \quad \text{ф. 5.42}$$

За следново множество на ограничувања:

1) Ограничување за конзервација на протокот. Колку проток ќе влезе во даден јазол толку треба да излезе.

$$\sum_{b=1}^N UL_{a,b}^{s,d} - \sum_{b=1}^N UL_{b,a}^{s,d} = \begin{cases} SOR_s^{s,d} & \text{за } s = a \\ -DES_d^{s,d} & \text{за } d = a \\ 0 & \text{за други} \end{cases} \quad \forall s,d,a; \quad \text{ф. 5.43}$$

Како што може да се забележи од гориниот израз се разликуваат три случаи: изворишен, транзитен и одредишен јазол.

2) Протокот низ даден линк не смее да го надмине капацитетот на тој линк.

$$\sum_m UL_j^m \leq CAP_j \quad \forall j \quad \text{ф. 5.44}$$



табела 5.2 Рутирање на протоците низ мрежа со користење на моделот за максимален проток

s	d	a	b	$UL_j^m$
1	6	1	2	2.0000
1	6	1	4	3.0000
1	6	2	5	2.0000
1	6	4	6	3.0000
1	6	5	6	2.0000
2	6	2	4	4.0000
2	6	2	5	3.0000
2	6	4	6	5.0000
2	6	5	4	1.0000
2	6	5	6	2.0000
3	4	3	5	4.0000
3	4	5	4	4.0000

На слика 5.4 е прикажана мрежа во која треба да се најде максималниот проток за сообраќајните парови 1-6, 2-6, и 3-4. После решавањето на моделот се добива дека максималните протоци помеѓу овие сообраќајни парови изнесуваат 5, 7 и 4, соодветно (види слика 5.4). Рутирањето на овие протоци низ мрежата може да се види на слика 5.4 како и на табела 5.2.

Оптималната вредност на целната функција изнесува 16. Имплементацијата на моделот за максимален проток во MPL (Mathematical Programming Language) е даден во глава 9.7.3.

### 5.3.5. Мрежен проблем за минимална цена на протокот

Сите претходно опишани мрежни проблеми се специјален случај на проблемот за минимална цена на протокот. Како проблемот за максимален проток, тој разгледува протоци во мрежа со специфицирани капацитети на линковите, како проблемот за најкраток пат, тој ја зема во предвид цената на протокот низ ребро. Како транспортниот проблем, тој дозволува повеќе извори и дестинации. Затоа сите овие проблеми можат да се сметаат како специјален случај на проблемот за минимална цена на протокот.

Во моделот се користат следниве векторски променливи кои треба да се адаптираат со користење на оптимизационата техника:

$UL_j^m$	(UsedLink) Ненегативна целобројна променлива со вредност еднаква на делот од приливот во јазолот $s$ кој се упатува кон одредиштето $d$ доколку линкот $j$ се користи за негово рутирање, во спротивно 0.
$SOR_s^m$	Ненегативна целобројна променлива со вредност еднаква на делот од приливот во јазолот $s$ кој се упатува кон одредиштето $d$ .
$DES_d^m$	Ненегативна целобројна променлива со вредност еднаква на делот од одливот во јазолот $d$ кој доаѓа од изворот $s$ .

следниве скалари кои се задаваат во графичкиот модел:

$C_j$	Цена на единичен проток низ линкот $j$
$CAP_j$	Капацитет на линкот $j$
$D_n$	(Demand) Одлив на јазолот $n$
$S_n$	(Supply) Прилив во јазолот $n$

и следниве индекси:

$j$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот $j$ ( $j:1\dots L$ ) чии соседни јазли се $a, b$ ( $a:1\dots N, b:1\dots N$ ).
$m$	Дводимензионален индекс кој го опишува $s, d$ парот
$n$	Овој индекс ги означува јазлите во мрежата ( $n:1\dots N$ ).

Целта е да се минимизира следнава функција:

$$\text{MIN } \text{MinCost} = \sum_m \sum_j C_j \cdot UL_j^m \quad \text{ф. 5.45}$$

За следново множество на ограничувања:

1) Ограничување за конзервација на протокот. Колку проток ќе влезе во даден јазол толку треба да излезе.

$$\sum_{b=1}^N UL_{a,b}^{s,d} - \sum_{b=1}^N UL_{b,a}^{s,d} = \begin{cases} \text{SOR}_s^{s,d} & \text{за } s = a \\ -\text{DES}_d^{s,d} & \text{за } d = a \\ 0 & \text{за други} \end{cases} \quad \forall s, d, a; \quad \text{ф. 5.46}$$

Како што може да се забележи од гориниот израз се разликуваат три случаи: изворишен, транзитен и одредишен јазол.

2) Следново ограничување тврди дека сумата од различните делови од приливот кои се упатени кон различни одредишта не може да го надмине приливот за даден јазол.

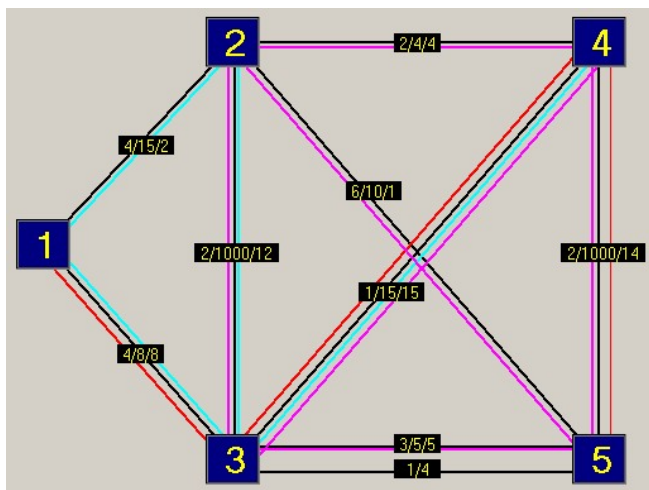
$$\sum_m \text{SOR}_s^m = S_{n=s} \quad \forall s \quad \text{ф. 5.47}$$

3) Следново ограничување тврди дека сумата од различните делови од одливот примени од различни извори не може да го надмине одливот за даден јазол.

$$\sum_m \text{DES}_d^m = D_{n=d} \quad \forall d \quad \text{ф. 5.48}$$

4) Протокот низ даден линк не смее да го надмине капацитетот на тој линк.

$$\sum_m \text{UL}_j^m \leq \text{CAP}_j \quad \forall j \quad \text{ф. 5.49}$$



слика 5.5 Илустрација на модел за минимална цена на протокот

Овој модел може да се користи за оптимизација на протокот на податоци од множество на сервери за бази на податоци (изворишта) кон корисниците (одредишта). Вкупната цена може да претставува фактори како на пример растојанието помеѓу секој корисник и серверот за бази на податоци, цената на комуникациите по даден линк, или цената на услугата од даден сервер за бази на податоци.

На слика 5.5 е даден пример на мрежа која е оптимизирана со користење на моделот за минимална цена на протокот. Во примерот јазолот 1 има прилив 10, јазолот 2 има прилив 15, јазолот 4 има одлив 5 и јазолот 5 има одлив 20. Во ознаката на линковите  $x/y/z$  е дадена цената на линкот ( $x$ ), капацитетот на линкот ( $y$ ) и после решавање на проблемот колкав е протокот низ тој линк ( $z$ ). Патеците по кои

приливите од јазлите 1 и 2 се рутираат до јазлите 4 и 5 се прикажани на истата слика, а исто така и во табела 5.3. Оптималната вредност на целната функција изнесува 136. Имплементацијата на моделот за минимална цена на протокот во MPL (Mathematical Programming Language) е дадена во глава 9.7.1.

табела 5.3 Рутирање на приливите од  $s$  кон  $d$

s	d	a	b	$UL_j^m$
1	4	1	2	2.0000
1	4	1	3	3.0000
1	4	2	3	2.0000
1	4	3	4	5.0000
1	5	1	3	5.0000
1	5	3	4	5.0000
1	5	4	5	5.0000
2	5	2	3	10.0000
2	5	2	4	4.0000
2	5	2	5	1.0000
2	5	3	4	5.0000
2	5	3	5	5.0000
2	5	4	5	9.0000

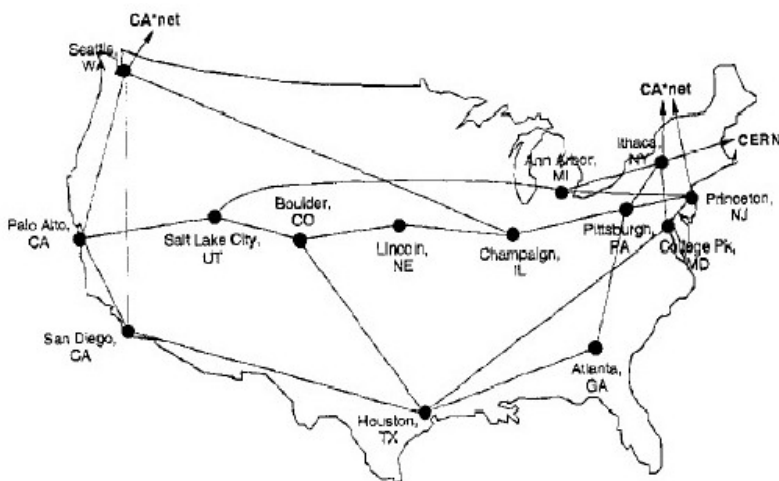
## 6. Некои принципи за дизајн на WDM мрежи со рутирање на светлосни патеки

### 6.1. Дизајнирање на виртуелна топологија

#### 6.1.1. Архитектура на мрежата

Во оваа глава ќе бидат разгледани принципите за дизајн на оптичките мрежи со рутирање на светлосни патеки, кои користат WDM и кои се наменети за национално или глобално покривање. Овие мрежи користат мултиплексери на бранови должини и оптички комутатори во рутирачките јазли, така што произволна виртуелна топологија може да се вгради во дадена физичка топологија. Виртуелната топологија, која функционира како пакетски комутирана<sup>20</sup> мрежа се состои од множество на светлосни патеки кои се воспоставени за да се искористи релативната моќ и на оптиката и на електротинката. Пакетите со информација се пренесуваат низ виртуелната топологија се додека тоа е можно во оптички домен со користење на оптички комутирани канали, но пренесувањето на пакети од светлосна патека на светлосна патека се изведува со електронско комутирање на пакети, каде што тоа е потребно.

Оптичкото комутирање во јазлите се остварува со користење на комутатор за упатување на бранови должини (WRS), кој е во состојба оптички да ја пропушти светлосната патека од влезното влакно на излезното, без електронско процесирање. Бидејќи нема претворувачи на бранови должини во WRS, брановата должина на светлосната патека останува иста во излезното оптичко влакно како што била во влезното.



слика 6.1 Физичка архитектура на NSFNET

биде потребно воспоставување на нова мрежа со повеќе скока т.е нова виртуелна топологија. Предизвик е да се изведе потребната реконфигурација со минимално пореметување на работењето на мрежата.

Архитектурата на виртуелна топологија е комбинација на пристапите за "еден скок"<sup>21</sup> и "повеќе скокови"<sup>22</sup>, и таа се обидува да ги користи карактеристиките и на двата. Светлосната патека во оваа архитектура обезбедува комуникација со еденскок. Сепак, поради тоа што се користат ограничен број на бранови должини, не е можно да се воспостават светлосни патеки помеѓу сите сообраќајни парови, па затоа е можно да е потребна комуникација со повеќе скокови (тоа подразбира електронска комутиција). Доколку дојде до значителна промена на сообраќајната матрица, можно е да

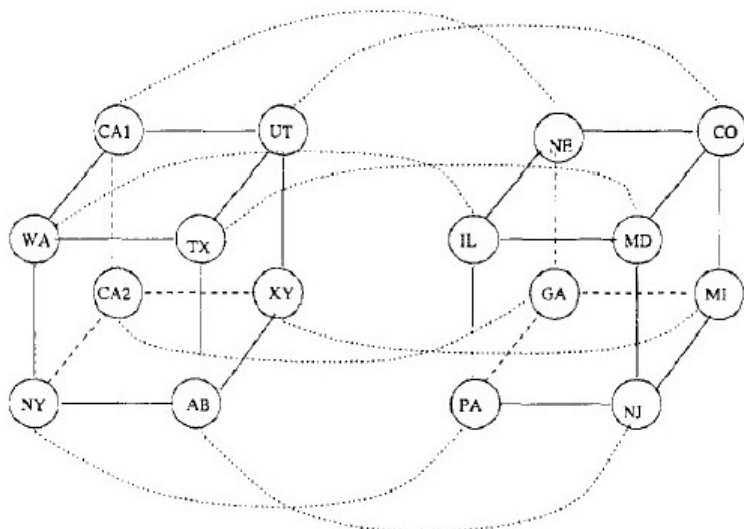
<sup>20</sup> Виртуелната топологија може да се однесува и на мрежи кои оперираат со патеки од понизок ред. На пример кај SDH мрежите, мрежата формирана од оптички влакна ја претставува физичката топологија. Над неа се гради виртуелна топологија од патеки од повисок ред (AU-4). Низ оваа виртуелна топологија се рутираат патеките од понизок ред (TU-12). Ваквата нивовска организација на SDH мрежите е слична на нивовската организација разгледувана во оваа глава со таа разлика што патеките од понизок ред се пакетски комутирани, а не перманентни E1 врски воспоставени со комутиција на кола. Сепак изложените модели важат и во двата случаи без никакви измени.

<sup>21</sup> Single-hop

<sup>22</sup> Multi-hop

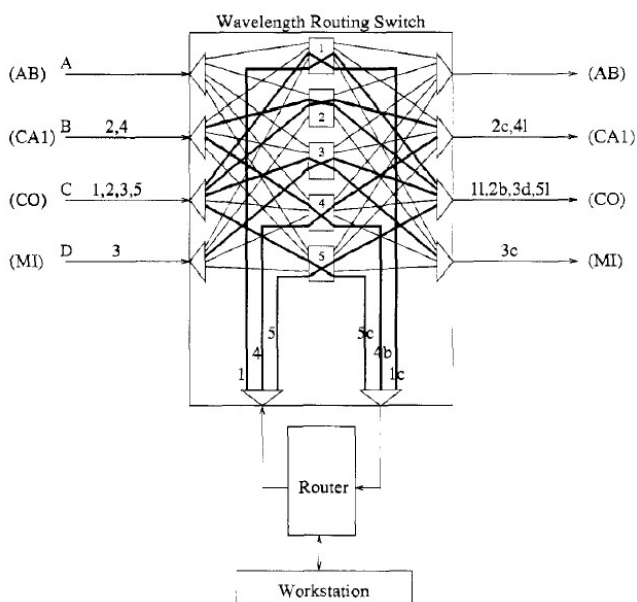
Проблемот на дизајн на виртуелна топологија се формулира како оптимизационен проблем кој ја избира оптималната виртуелна топологија во зависност од примопредавателите<sup>23</sup> и ограничувањата на бранови должини, со една од две можни целни функции:

- За дадена сообраќајна матрица, да се минимизира просечното доцнење на пакети низ мрежата (што одговара на решението на проблемот за дадената сообраќајна матрица)<sup>24</sup>.
- Максимизирање на факторот за проширување (scale factor) со кој што може сообраќајната матрица да се зголеми (да се обезбеди максимално капацитет за надградба при идни сообраќајни барања).



слика 6.2 Виртуелна топологија на хипер-коцка вградена во NSFNET физичката топологија

демултиплексерите и мултиплексерите да се употребат оптички комутатори со просторна комутација, еден за секоја бранова должина. Овие комутатори можат да се реконфигурираат со електронска контрола, за да се адаптира виртуелната топологија по барање. Друг пристап е да се вградат локални ласери/филтри кои нормално функционираат на фиксна бранова должина, но да постои можност тие да се наместат на друга бранова должина (променливи примопредаватели).



слика 6.3 Можна архитектура на јазлите во мрежата (на пример јазолот UT)

Архитектурата на јазолот за имплементација на ваква мрежа треба да се состои од оптичка и електронска компонента. Оптичката компонента е комутатор за упатување на бранови должини (WRS), кој може оптички да ги пропушта светлосните патеки, и кој локално ги терминира. Електронската компонента е електронски упатувач на пакети (на пример, ATM комутатор или IP упатувач), кој служи како складирај и проследи (store and forward) електронско ниво над оптичката виртуелна топологија. На слика 6.3 е прикажана една можна архитектура на јазлите во мрежата. Дизајнот на WRS може да има неколку форми. Привлечен избор е помеѓу

За илустрација се зема физичката топологија на NSFNET мрежата прикажана на слика 6.1, а како виртуелна топологија хипер-коцка со 16 линкови прикажана на слика 6.2, иако во наредната глава ќе бидат простудирани алгоритми за вградување на произволна виртуелна топологија во дадена физичка топологија. Треба да се забележи дека секој виртуелен линк во виртуелната топологија од слика 6.2 претставува светлосна патека со електронска терминација на своите два краја. Во зависност од тоа како е поврзан локалниот упатувач можат да се добијат две виртуелни топологии, една со 5, а друга со 7 бранови должини по оптичко влакно. Доколку се користи само едно оптичко влакно за поврзување на упатувачот со WRS, секоја светлосна патека која што излегува/завршува во дадениот јазол ќе мора да биде на различна бранова должина за да се избегнат конфликти на бранови должини во локалното влакно. Согласно со тоа ова решение инсистира на користење на повеќе бранови должини во

виртуелната топологија (случајот со 7 бранови должини). Доколку се користат повеќе оптички влакна

<sup>23</sup> Предавател и приемник (transceiver - transmitter&receiver)

<sup>24</sup> Оваа целна функција ќе се користи во наредната глава.

за поврзување на упатувачот со WRS, тогаш од ист јазол можат да излезат повеќе светлосни патеки со иста бранова должина, па затоа помалку бранови должини ќе бидат потребни во хипер-коцка виртуелната топологија (случај на виртуелна топологија со 5 бранови должини).

На слика 6.3 ознаките 1l, 2b, 3d, 5l на излезното влакно кон CO укажуваат на тоа дека влакното UT-CO користи четири бранови должини 1,2,3,5, со тоа што брановите должини 2,3 се оптички комутирани канали низ UT комутаторот, а брановите должини 1l и 5l поврзуваат два локални ласери.

За виртуелната топологија со 5 бранови должини (упатувачот поврзан со повеќе влакна) WRS комутаторот ќе биде поинаков од оној прикажан на слика 6.3, бидејќи ќе има повеќе влакна кои го поврзуваат електронскиот упатувач на WRS. Големината на WRS ќе треба да биде 7x7 наместо 4x4.

### 6.1.2. Формулација на оптимизациониот проблем

За архитектурата на мрежа опишана во 6.1.1, во оваа глава ќе биде изложена LP формулација за комплетен дизајн на виртуелната топологија, што вклучува избор на светлосни патеки кои ќе се користат, рутите на овие светлосни патеки, и интензитетот на пакетскиот сообраќај низ овие светлосни патеки<sup>25</sup>. Тоа се остварува со користење на целна функција за минимизирање на средната вредност на скоковите на пакетот (APHD-Average Packet Hop Distance<sup>26</sup>) и со непочитување на ограничувањето за континуитет на бранови должини (т.е. со претпоставка дека секој јазол има претворувачи на бранови должини). На овој начин се покажува дека проблемот на дизајн на оптичката мрежа може да се линеаризира, а со тоа и да се реши оптимално.

Како што беше речено, целната функција е да се минимизира APHD која е инверзно пропорционална на вкупната мрежна пропустливост (throughput) при складни (balanced) протоци низ светлосните патеки. Може да се користи LP формулацијата за да се дизајнира складна мрежа, така што се максимизира употребата на оптичките примопредаватели и бранови должини, поради што се намалува цената на мрежната опрема. Исто така, LP формулацијата може да се користи за минимална реконфигурација на виртуелната топологија при промена на сообраќајните барање (види [51] глава 9.5).

Доколку капацитетот на каналот (светлосната патека) изнесува  $C$ , вкупниот број на светлосни патеки во мрежата  $L$ , и средната вредност на скокови на пакетот  $H$ , тогаш пропустливоста на мрежата е ограничена на:

$$T \leq \frac{CL}{H} \quad \text{ф. 6.1}$$

Затоа минимизирање на  $H$  е еквивалентно на зголемување на мрежната пропустливост во асимптотска смисла кога е исполнето равенството. Од оваа причина е развиена LP формулација која го минимизира  $H$ , за мрежа со рутирање на бранови должини базирана на виртуелна топологија.

Од резултатите добиени со решавање на моделот се покажува дека и покрај тоа што е претпоставено дека секој јазол има претворувачи на бранови должини, во реалноста се потребни само неколку претворувачи на бранови должини.

Во моделот се користат следниве векторски променливи кои треба да се адаптираат со користење на оптимизационата техника:

$V_{i,j}^c$	Бинарна променлива со вредност 1 ако постои светлосна патека помеѓу јазлите $i$ и $j$ во виртуелната топологија, во спротивно 0. Ако постојат повеќе виртуелни патеки помеѓу овие два јазли тие ќе бидат индексирани по $c$ .
$\lambda_{i,j,c}^{s,d}$	Оваа променлива се однесува на рутирањето на сообраќајот низ виртуелната топологија. Таа има вредност еднаква на делот од сообраќајното барање на $s,d$ парот кое се рутира по виртуелната патека $V_{i,j}^c$ . Со други зборови сообраќајното барање на $s,d$ парот може да се рутира по повеќе од една патека, а секоја патека може да минува низ една или повеќе виртуелни патеки т.е линкови.

<sup>25</sup> Може да се користи истата формулација и за комутација на кола.

<sup>26</sup> APHD се дефинира како број на светлосни патеки кои пакетот треба да би помине во просек, и е функција од виртуелната топологија

$P_{m,n}^{i,j,c}$	Бинарна променлива која се однесува на рутирањето на виртуелните патеки низ физичката топологија. Таа има вредност 1 доколку виртуелната (светлосната) патека $V_{i,j}^c$ минува низ линкот $m,n$ , во спротивно 0.
-------------------	---

следниве скалари кои се зададени во графичкиот модел:

$P_{m,n}$	Овој скалар ја опишува физичката топологија, т.е. бројот на оптички влакна што ги поврзува јазлите $m$ и $n$ . Доколку помеѓу јазлите $m$ и $n$ има директен физички линк тогаш $P_{m,n} > 0$ , во спротивно 0. $P_{m,n}$ е исто така 0 за несоседни јазли. $P_{m,n} = P_{n,m}$ што значи дека постои ист број на оптички влакна за двете насоки на поврзување на соседните јазли. $\sum_{m,n} P_{m,n} = M$ го дава вкупниот број на оптички влакна во мрежата.
$T_i$	Број на предаватели (ласери) во јазелот $i$ ( $T_i \geq 1$ )
$R_i$	Број на приемници (филтри) во јазелот $i$ ( $R_i \geq 1$ )
$\Lambda_{s,d}$	Сообраќајно барање помеѓу сообраќајниот пар $s,d$ . Ако се работи за комутација на пакети $\Lambda_{s,d}$ ја означува средната брзина на сообраќајниот проток (pack/sec) од јазелот $s$ до јазелот $d$ . Ако се работи за електронска комутација на кола (на пример Е1 врски) тогаш укажува на сообраќајното барање на $s,d$ парот во број на вакви перманентни врски.
$W_{m,n}$	Максимален број на бранови должини по оптичко влакно.
$C$	Капацитет на каналот, т.е битска брзина. На пример, ако се работи за рутирање на Е1 низ АУ-4 канали тогаш капацитетот на АУ-4 каналот е $63 \cdot E1$ . Ако се работи за WDM канал неговиот капацитет може да биде 1, 4, 16, 64, 256 АУ-4 канали, т.е брзини 155Mb/s, 622Mb/s, 2,4 Gb/s, 10Gb/s, 40Gb/s.

и следниве индекси:

$s,d$	Овие индекси укажуваат на изворот (s) и дестинацијата (d).
$i,j$	Индекси кои укажуваат на почетокот и крајот на светлосната патека.
$m,n$	Овие два индекси укажуваат на крајните точки од физичкиот линк.
$node$	Овој индекс се однесува на јазлите во мрежата ( $node=1,2,\dots,N$ ).
$k$	Индекс кој се користи за опишување на средишните јазли во врската со повеќе скока (multihop).
$c$	Доколку постојат повеќе светлосните патеки помеѓу ист $i,j$ пар овој индекс ги нумерира <sup>27</sup> .

Целта е да се минимизира следнава функција:

$$TotalFlow = \frac{1}{\sum_{s,d} \Lambda_{s,d}} \sum_{s,d} \sum_{i,j,c} \lambda_{i,j,c}^{s,d} \quad \text{ф. 6.2}$$

Целната функција ја минимизира средната вредност на скокови на пакетот во мрежаа. Таа е линеарна функција бидејќи  $\sum_{s,d} \sum_{i,j,c} \lambda_{i,j,c}^{s,d}$  е линеарна сума од променливи, додека  $\sum_{s,d} \Lambda_{s,d}$  е константа за дадена сообраќајна матрица

При што променливите се лимитирани со следново множество на ограничувања:

1) Ограничување кое се однесува на поврзувањето на виртуелната топологија:

$$\sum_{j,c} V_{i,j,c} \leq T_i \quad \forall i \quad \text{ф. 6.3}$$

$$\sum_{i,c} V_{i,j,c} \leq R_j \quad \forall j \quad \text{ф. 6.4}$$

$$V_{i,j,c} \in \{0,1\}^* \quad \text{ф. 6.5}$$

Првите две ограничувања осигуруваат дека бројот на светлосни патеки кои излегуваат од јазелот е ограничен од бројот на предаватели во тој јазол, додека бројот на светлосни патеки кои терминираат во јазелот се ограничени од бројот на приемници.  $V_{i,j,c}$  променливата може да прими само бинарни

<sup>27</sup> Овој индекс е придонес на овој труд. Имено во [51] во глава 9 е изложена изворната формулација која е база за развој на моделот изложен во оваа глава. Сите други поважни придонеси ќе бидат означени со "\*".

вредности<sup>28</sup>. Можно е да помеѓу два јазли да постојат повеќе виртуелни патеки (кои следат иста или различна рута) во тој случај тие ќе бидат индексирани по  $c$ .

2) Ограничувања кои се однесуваат на поврзувањето на физичката топологија, т.е. на рутирањето на виртуелната низ физичката топологија. Тие се базираат на принципот за конзервација на протокот.

$$\sum_m p_{m,k}^{i,j,c} = \sum_n p_{k,n}^{i,j,c} \quad \forall i,j,c,k \quad k \neq i,j \quad \text{ф. 6.6}$$

$$\sum_n p_{i,n}^{i,j,c} = V_{i,j,c} \quad \forall i,j,c \quad \text{ф. 6.7}$$

$$\sum_m p_{m,j}^{i,j,c} = V_{i,j,c} \quad \forall i,j,c \quad \text{ф. 6.8}$$

$$\sum_{i,j,c} p_{m,n}^{i,j,c} \leq W_{m,n} P_{m,n} \quad \forall m,n \quad \text{ф. 6.9}$$

$$\sum_n p_{j,n}^{i,j,c} + \sum_m p_{m,j}^{i,j,c} = 0 \quad \forall i,j,c^* \quad \text{ф. 6.10}$$

$$p_{m,n}^{i,j,c} \in \{0,1\} \quad \forall i,j,c,m,n \quad \text{ф. 6.11}$$

Равенките ф. 6.6 до ф. 6.8 се базирани на теоријата на проток со повеќе производи (multicommodity flow) и всушност го опишуваат рутирањето на светлосните патеки од изворот до дестинацијата. Неравенката ф. 6.9 гарантира дека бројот на светлосни патеки кои минуваат низ оптичкото влакно не го надминува максималниот број на дозволени бранови должини ( $W_{m,n}$ ).

Преку експерименти со користење на MPL имплементацијата на овој модел е констатирано дека се јавуваат затворени јамки и тоа најчесто во  $i,j$  јазлите. За да се избегне ова се користи ограничувањето ф. 6.10 кое вели дека виртуелната патека  $V_{ij}$  не може да содржи физички линк чиј почеток е  $j$  ниту линк чиј крај е  $i$ .

Треба да се забележи дека равенките не го следат ограничувањето за континуитет на бранови должини. Затоа решението добиено од оваа формулација може да инсистира некои од јазлите во мрежата да содржат претворувачи на бранови должини.

Првите три ограничувања можат да се прикажат со еден исказ:

$$\sum_{IF \ k \neq i,j}^m p_{m,k}^{i,j,c} - \sum_{IF \ k \neq i,j}^n p_{k,n}^{i,j,c} + \sum_{IF \ k=i}^n p_{k,n}^{i,j,c} + \sum_{IF \ k=j}^m p_{m,k}^{i,j,c} = \begin{cases} V_{i,j,c} & k = i,j \\ 0 & k \neq i,j \end{cases} \quad \forall i,j,k,c \quad \text{ф. 6.12}$$

Во MPL (Mathematical Programming Language) овој модел е имплементиран како што е прикажано во 9.8.1 со користење на ф. 6.12. Во експериментите се покажува дека доколку моделот е формулиран со независните ограничувања ф. 6.6 до ф. 6.8 не се добиваат точни резултати.

3) Ограничувања кои се однесуваат на рутирањето на сообраќајот низ виртуелната топологија.

$$\sum_{j,c} \lambda_{s,j,c}^{s,d} = \Lambda_{s,d} \quad \forall s,d \quad \text{ф. 6.13}$$

$$\sum_{i,c} \lambda_{i,d,c}^{s,d} = \Lambda_{s,d} \quad \forall s,d \quad \text{ф. 6.14}$$

$$\sum_{i,c} \lambda_{i,k,c}^{s,d} = \sum_{j,c} \lambda_{k,j,c}^{s,d} \quad \forall s,d,k \quad k \neq s,d \quad \text{ф. 6.15}$$

<sup>28</sup> Во [51] за оваа променлива дозволено е да прима целобројни ненегативни вредности. Ако помеѓу  $i$  и  $j$  има повеќе светлосни патеки  $V_{ij} > 1$ . Ваквиот пристап не е избран како соодветен во овој труд поради невозможната контрола на излезните резултати и нивната лоша структурираност.

$$\sum_c \lambda_{i,j,c}^{s,d} \leq \Lambda_{s,d} \sum_c V_{i,j,c} \quad \forall i,j,s,d \tag{ф. 6.16}$$

$$\sum_{s,d} \lambda_{i,j,c}^{s,d} \leq C \cdot V_{i,j,c} \quad \forall i,j,c \tag{ф. 6.17}$$

Ограничувањето ф. 6.13 укажува на тоа дека сообраќајот што извира од јазолот  $s$  може да биде разгранет и да се рутира низ различни виртуелни патеки, но при тоа сумата на сообраќајот рутиран низ овие различни патеки мора да биде еднаков на сообраќајното барање на  $s,d$  парот. Слично ограничување важи и за одредишниот јазол (види ф. 6.14). Равенката ф. 6.15 укажува на конзервацијата на протоколот за средишните јазли. Ограничувањето ф. 6.16 вели дека сообраќајот може да биде рутиран само низ постоечките светлосни патеки, а ф. 6.17 дека сообраќајот што минува низ светлосната патека  $V_{i,j,c}$  не може да биде поголем од капацитетот на каналот.

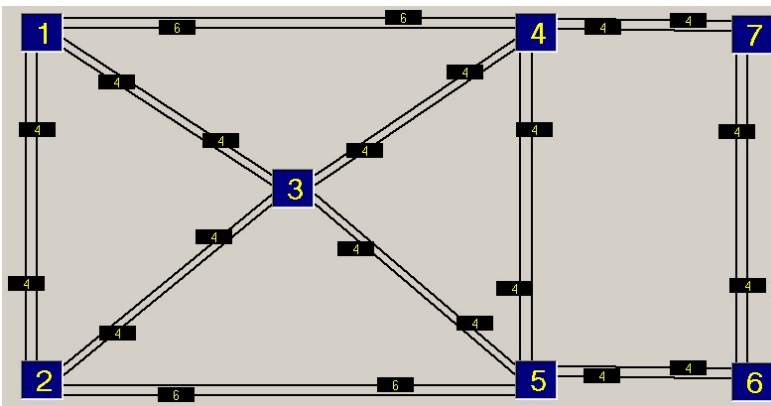
Ограничувањата ф. 6.13 до ф. 6.15 можат да се преточат во еден израз:

$$\sum_{\substack{i,c \\ IF\ k \neq s,d}} \lambda_{i,k,c}^{s,d} - \sum_{\substack{j,c \\ IF\ k \neq s,d}} \lambda_{k,j,c}^{s,d} + \sum_{\substack{j,c \\ IF\ k=s}} \lambda_{k,j,c}^{s,d} + \sum_{\substack{i,c \\ IF\ k=d}} \lambda_{i,k,c}^{s,d} = \begin{cases} \Lambda_{s,d} & k = s,d \\ 0 & k \neq s,d \end{cases} \quad \forall s,d,k \tag{ф. 6.18}$$

Во MPL формулацијата се користи овој израз и само во тој случај се добиваат коректни резултати.

### 6.1.3. Резултати

Изложената LP формулација за наоѓање на виртуелна топологија и рутирање на сообраќајот низ неа е применета врз мрежата прикажана на слика 6.4.



	1	2	3	4	5	6	7
1		101	118	97	62	22	
2	101		69	83	97	48	48
3	118	69		101	150		
4	97	83	101		42		
5	62	97	150	42			
6	22	48					
7		48					

слика 6.4 Физичка топологија на разгледуваната мрежа.

На истата слика е прикажана употребената сообраќајната матрица. Заради едноставна претстава на целиот проблем претпоставено е дека вредностите во матрицата се сообраќајните барања на  $s,d$  парот изразени во број на E1 притоки. Виртуелната топологија се гради од AU-4 треилови т.е. "светлосни патеки" со капацитет од 63·E1 (ова е само претпоставка за едноставно разбирање на моделот и добиените резултати).

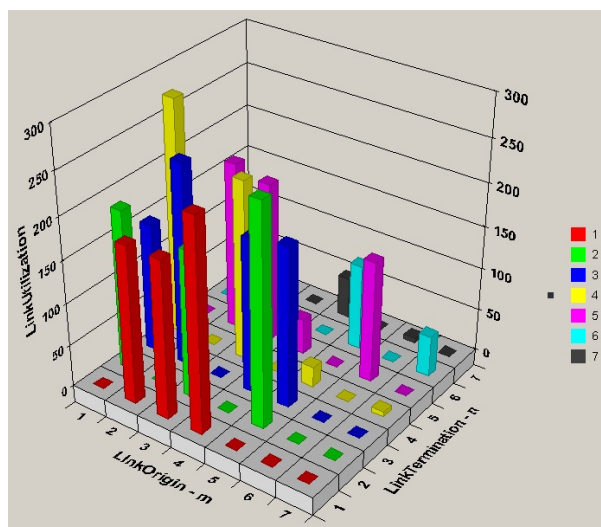
Моделот се решава за 24 сек на Pentium III 850MHz со 128MB RAM. Добиената вредност за средната вредност на бројот на скокови изнесува 1,0482. Значи може да се претпостави дека поголемиот дел од сообраќајот се рутира по светлосни патеки без електронска комутација (види слика 6.7). На слика 6.5 е прикажано искористувањето на линковите од физичката топологија, како и средното искористување на мрежата (53%). Исто така, прикажан е исечок од рутирањето на виртуелната низ физичката топологија. Така на пример светлосната патека 1-2 се рутира по две различни рути ( $c=1,2$ ). Првата рута е директна и го користи линкот 1-2, а втората има три скока и ги користи линковите 1-4-3-2.

На слика 6.6 е прикажано искористувањето на виртуелната топологија за рутирање на сообраќајните барања. Како што може да се забележи поголемиот број на виртуелни патеки се максимално искористени т.е. протоколот изнесува 63. Од табелата прикажана во рамките на истата слика може да се



учи дека виртуелната патека  $V_{1,2,1}$  е делумно искористена за пренесување на сообраќајот помеѓу  $s=1$  и  $d=2$  ( $38 \cdot E1$ ) но истата се искористува до нејзиниот максимален капацитет, затоа што сообраќајните парови 3-2 и 4-2 ја искористуваат истата за пренесување на нивните сообраќајни барања (5 и 20 соодветно; види слика 6.7).

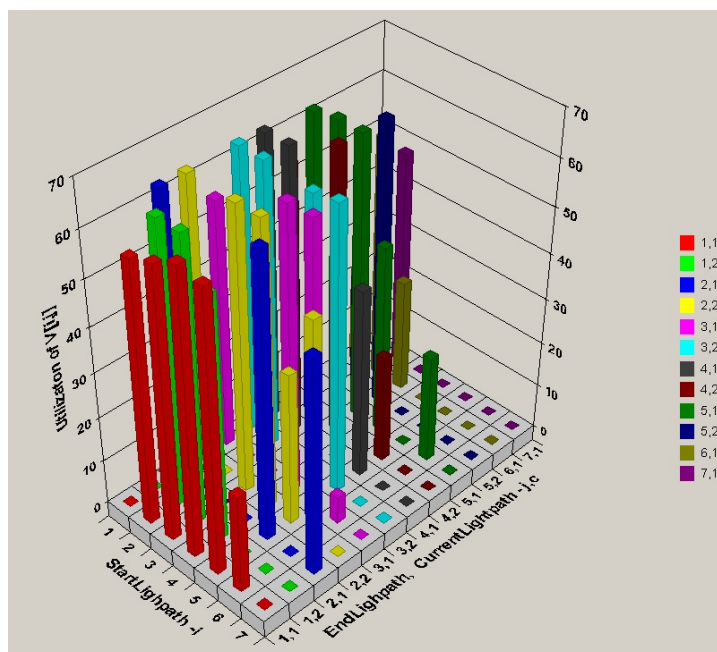
1	2	189	252	75
1	3	152	252	60,3
1	4	277	378	73,3
2	1	185	252	73,4
2	3	237	252	94
2	5	198	378	52,4
3	1	185	252	73,4
3	2	173	252	68,7
3	4	212	252	84,1
3	5	188	252	74,6
4	1	248	378	65,6
4	3	181	252	71,8
4	5	42	252	16,7
4	7	48	252	19
5	2	258	378	68,3
5	3	188	252	74,6
5	4	24	252	9,5
5	6	101	252	40,1
6	5	143	252	56,7
6	7	6	252	2,4
7	4	6	252	2,4
7	6	48	252	19
			AvUtil	53



	i	j	c	m	n	p_ijmn
1	1	2	1	1	2	1
2	1	2	2	1	4	1
3	1	2	2	3	2	1
4	1	2	2	4	3	1
5	1	3	1	1	4	1
6	1	3	1	4	3	1
7	1	3	2	1	2	1
8	1	3	2	2	3	1
9	1	4	1	1	4	1
10	1	4	2	1	4	1
11	1	5	1	1	3	1
12	1	5	1	3	5	1
13	1	6	1	1	3	1
14	1	6	1	2	5	1
15	1	6	1	3	2	1
16	1	6	1	5	6	1
17	2	1	1	2	1	1
18	2	1	2	2	1	1

слика 6.5 Искористување на физичката топологија

	s	d	i	j	c	l_sdij
1	1	2	1	2	1	38
2	1	2	1	2	2	63
3	1	3	1	3	1	55
4	1	3	1	3	2	63
5	1	4	1	4	2	54
6	1	4	1	4	1	43
7	1	5	1	5	1	62
8	1	6	1	6	1	22
9	2	1	2	1	1	38
10	2	1	2	1	2	63
11	2	3	2	3	2	63
12	2	3	2	6	1	6
13	2	3	6	3	1	6
14	2	4	1	4	1	20
15	2	4	2	1	1	20
16	2	4	2	4	1	63
17	2	5	2	5	2	34
18	2	5	2	5	1	63
19	2	6	2	6	1	48
20	2	7	2	7	1	48
21	3	1	3	1	1	55
22	3	1	3	1	2	63
23	3	2	1	2	1	5
24	3	2	6	2	2	1
25	3	2	3	2	2	63
26	3	2	3	1	1	5
27	3	2	3	6	1	1



слика 6.6 Искористување на виртуелната топологија

Како што беше претходно речено поголемиот дел од сообраќајот се рутира во оптички домен без користење на електронска комутација. Ако се анализира слика 6.7 ќе се констатира дека рутирање во електронски домен се јавува само за сообраќајните парови  $s,d=2,3; 2,4; 3,2; 4,2; 3,5; 5,3$ . Така на пример, за сообраќајниот пар 2-4 кој има сообраќајно барање 83, 63 E1 врски директно се рутираат во оптички домен низ виртуелната патека 2-4. Останатите 20E1 врски се рутираат низ две светлосни т.е виртуелни патеки 2-1 и 1-4. Во јазолот 1 е потребно да се изврши О-Е-О коневрзија, а 20-те E1 врски да се комутираат во електронски домен. Интересно е да се забележи дека не постои симетрија за рутирање на патеките помеѓу ист сообраќаен пар во различните насоки особено во случајот кога има електронска комутација. Ова е последица на тоа што во моделот не е вметнато ограничување за симетричност. Во реалноста тоа секогаш треба да биде исполнето, особено за глобални мрежи кај кои

виртуелните патеки можат да бидат долги илјадници километри. За таквите случаи може да се јави разлика во временското доцнење за појдовната и дојдовната насока.

Овој тип на модел е многу корисен бидејќи денешните транспортни мрежи се повеќе-нивовски и се базираат на виртуелни патеки, контејнери и слично. Широко е применлив како за WDM така за SONET/SDH, ATM и IP/MPLS базираните мрежи.

	1,2	1,3	1,4	1,5	1,6	2,1	2,3	2,4	2,5	2,6	2,7	3,1	3,2	3,4	3,5	4,1	4,2	4,3	4,5	5,1	5,2	5,3	5,4	6,1	6,2	7,2
1,2,1	38												5				20									
1,2,2	63																									
1,3,1		55																								
1,3,2		63																								
1,4,1			43					20																		
1,4,2			54																							
1,5,1				62																						
1,6,1					22																					
2,1,1						38		20																		
2,1,2						63																				
2,3,2							63																			
2,4,1								63																		
2,5,1									63																	
2,5,2										34																
2,6,1							6				48															
2,7,1												48														
3,1,1													55	5												
3,1,2													63													
3,2,2														63												
3,4,1															38											
3,4,2															63											
3,5,1																63										
3,5,2																63										
3,6,1														1	24											
4,1,1																	63									
4,1,2																	34	20								
4,2,2																		63								
4,3,1																			63							
4,3,2																				38				24		
4,5,1																					42					
5,1,1																						62				
5,2,1																							63			
5,2,2																							34			
5,3,1																								63		
5,3,2																								63		
5,4,1																									42	
5,4,2																								24		
6,1,1																									22	
6,2,2													1													48
6,3,1							6																			
6,5,1															24											
7,2,1																										48

слика 6.7 Матрица за рутирање на сообраќајот

## 6.2. Рутирање и доделување на бранови должини – базичен модел

Комплетното множество на светлосни патеки се смета дека формира виртуелна топологија (види глава 6.1) и низ неа треба да се рутира пакетски сообраќај. Откако множеството на светлосни патеки е избрано, треба тие да се рутираат низ мрежата и да им се додели бранова должина. Ова се нарекува проблем на рутирање и доделување на бранови должини (RWA-Routing and Wavelength Assignment).

RWA проблемот може да се дефинира како што следи: за зададено множество на светлосни патеки кои треба да се воспостават во мрежата, и при зададени ограничувања на бројот на бранови должини, да се одредат рутите преку кои овие светлосни патеки ќе се воспостават и исто така да се одреди брановата должина која треба да им се додели.

Додека рутите со најкраток-пат може да бидат најпогодни, треба да се забележи дека овој избор понекогаш мора да се прекрши, со цел да се дозволи воспоставување на поголем број на светлосни патеки. Со оглед на ова, може да се дозволат неколку алтернативни рути за воспоставување на светлосните патеки. Светлосните патеки кои не можат да се воспостават поради ограничувањата на рутите и брановите должини се вели дека се блокирани, па затоа соодветниот проблем за мрежна оптимизација е да се минимизира веројатноста на блокирање.

Во овој поглед, треба да се забележи дека најчесто светлосната патека работи на иста бранова должина низ сите оптички влакна по кои минува, во кој случај се вели дека светлосната патека го

задоволува ограничувањето за континуитет на бранова должина (wavelength-continuity constraint). Со оглед на ова, на две светлосни патеки кои делат заедничко оптичко влакно не треба да им се доделат исти бранови должини. Сепак доколку јазлите се екипирани со претворувачи на бранови должини, тогаш ограничувањето за континуитет на бранова должина не важи, и светлосните патеки може да зафаќаат различни бранови должини во линковите содржани во нивната рута.

### 6.2.1. Математичка формулација на базичниот RWA модел

Моделот<sup>29</sup> кој ќе биде прикажан во оваа глава се однесува на WP мрежи т.е. за мрежи кај кои светлосните патеки го исполнуваат ограничувањето за континуитет на брановите должини. Во него се користат следниве векторски променливи кои треба да се адаптираат со користење на оптимизационата техника:

$F_{max}$	Оваа целобројна (integer) променлива ја дава вредноста на проток на максимално оптоварениот линк од мрежата.
$F_{i,j}^{s,d,\lambda}$	Бинарна променлива со вредност 1 доколку патеката меѓу сообраќајниот пар $s,d$ со бранова должина $\lambda$ , минува низ линкот $i,j$ , во спротивно 0.
$PATHS_{s,d,\lambda}$	Целобројна (integer) променлива која ја дава вредноста на бројот на светлосни патеки на бранова должина $\lambda$ помеѓу $sd$ парот.

следниве скалари кои се зададени во графичкиот модел:

$P_{ij}$	Овој скалар ја опишува физичката топологија. Доколку помеѓу јазлите $i$ и $j$ има директен физички линк тогаш $P_{ij}=1$ , во спротивно 0. $P_{m,n}$ е исто така 0 за несоседни јазли.
$A_{s,d}$	Сообраќајно барање помеѓу сообраќајниот пар $s,d$ .
$W_{ij}$	Максимален број на бранови должини по оптичко влакно.

и следниве индекси:

$s,d$	Овие индекси укажуваат на изворот (s) и дестинацијата (d).
$i,j$	Индекси кои укажуваат на почетокот и крајот од физичкиот линк.
$\lambda$	Индекс кој кажува на која бранова должина е воспоставена светлосната патека.

Целта е да се минимизира протокот на максимално оптоварениот линк што е соодветно на минимизирање на бројот на светлосни патеки кои минуваат низ даден линк:

$$\text{MIN } F_{\max}$$

ф. 6.19

При следново множество на ограничувања:

1) Следново ограничување ја дефинира променливата која ја содржи вредноста на протокот на линкот со максимален проток. Десната страна на неравенката го дава протокот на даден линк, а левата страна кумулативно ја прима вредноста на линкот кој има поголем проток. Тоа се повторува за секој линк и на крај  $F_{max}$  ја содржи вредноста на протокот на најоптоварениот линк

$$F_{\max} \geq \sum_{s,d} \sum_{\lambda} F_{i,j}^{s,d,\lambda} \quad \forall i,j$$

ф. 6.20

2) Ограничувањето дадено со ф. 6.21 е многу познато од другите мрежни проблеми (најкраток пат, максимален проток и минимална цена) и се нарекува ограничување за конзервација на протокот. Со други зборови, колку проток ќе влезе во даден јазол толку треба да излезе. Првата сума ги поминува сите линкови чиј почетен јазол е јазолот  $i$ , втората сума ги поминува сите линкови чиј краен јазол е јазолот  $i$ , а десната страна од ограничувањето ги дава граничните услови кога линкот е прв односно последен во патеката. Доколку јазолот  $i$  е транзитен јазол ( $i \neq s$  и  $i \neq d$ ), тогаш во светлосната патека со бранова должина  $\lambda$  само еден линк може да го има  $i$  како почетен јазол (првата сума дава вредност 1) и само еден линк ќе го има  $i$  како краен (втората сума ќе даде вредност 1). Тоа важи за сите средни

<sup>29</sup> Овој модел е придонес на магистерскиот труд. Тој се базира на идеја од [51] глава 10.

јазли. Десната страна од равенката за сите средни јазли е еднаква на 0. За крајните јазли една од сумите е еднаква на 0. На пример ако јазолот  $i$  е почетен јазол на патеката ( $i=s$ ) тогаш првата сума е еднаква на еден, а втората на нула затоа што  $i$  не може истовремено да биде и краен јазол на патеката. Во овој случај **PATH** променливата е еднаква на единица<sup>30</sup> па равенството е точно. Слично објаснување важи кога јазолот  $i$  е краен јазол на патеката ( $i=d$ ).

$$\sum_{IF i \neq d} F_{i,j}^{s,d,\lambda} - \sum_{IF i \neq s} F_{j,i}^{s,d,\lambda} = \begin{cases} PATH_{s,d,\lambda} & \text{за } s = i \\ -PATH_{s,d,\lambda} & \text{за } d = i \quad \forall s, d, i \\ 0 & \text{за други} \end{cases} \quad \text{ф. 6.21}$$

3) Наредните две ограничувања спречуваат појава на затворени циклуси т.е патеки кои се враќаат во претходно поминат јазол. Ограничувањето ф. 6.22 ја исклучува можноста почетниот јазол на било кој линк биде крај на патеката, како и можноста крајниот јазол на било кој линк биде почеток на патеката. Второто ограничување спречува да унидирекционална патека користи линкови со исти соседни јазли но спротивна насока.

$$\sum_j \sum_\lambda F_{d,j}^{s,d,\lambda} + \sum_i \sum_\lambda F_{i,s}^{s,d,\lambda} = 0 \quad \forall s, d \quad \text{ф. 6.22}$$

$$F_{j,i}^{s,d,\lambda} + F_{i,j}^{s,d,\lambda} \leq 1 \quad \forall s, d, \lambda, i, j \quad \text{ф. 6.23}$$

4) Следново ограничување гарантира дека светлосните патеки кои поминуваат низ даден линк се со различни бранови должини.

$$\sum_{s,d} F_{i,j}^{s,d,\lambda} \leq 1 \quad \forall i, j, \lambda \quad \text{ф. 6.24}$$

5) Ограничување кое вели дека сообраќајното барање на  $s, d$  парот треба да биде еднакво на вкупниот број на воспоставени светлосни патеки помеѓу тој пар.

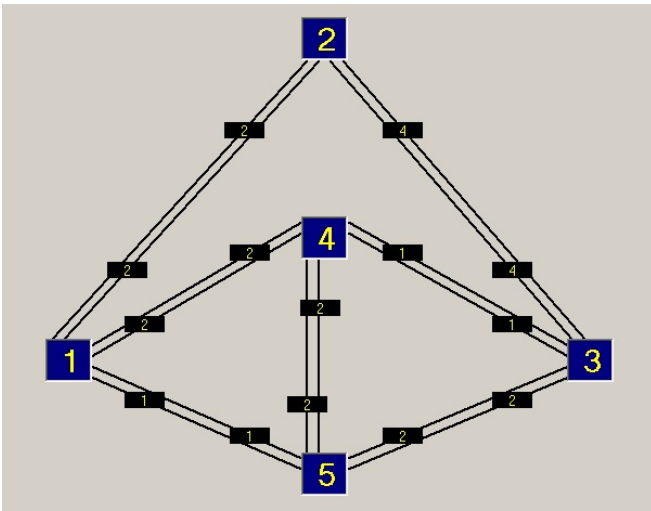
$$\sum_\lambda PATH_{s,d,\lambda} = \Lambda_{s,d} \quad \forall s, d \quad \text{ф. 6.25}$$

6) Протокот низ даден линк не смее да го надмине максимално дозволиениот број на бранови должини т.е. капацитетот на тој линк.

$$\sum_{s,d,\lambda} F_{i,j}^{s,d,\lambda} \leq W_{i,j} \quad \forall i, j \quad \text{ф. 6.26}$$

<sup>30</sup> Ќе биде единица само ако помеѓу  $sd$  сообраќајниот пар постои само една патека со бранова должина  $\lambda$ . Доколку постојат две патеки со иста бранова должина (патуваат по различни рути) тогаш и од двете страни на равенката ќе се добие вредност 2, и тн.

## 6.2.2. Резултати



слика 6.8 Мрежа користена за тестирање на базичниот RWA модел

во смисла на пресметувачката комплексност туку од аспект на структурираноста на излезните податоци. Имено, од табела 6.1 може да се забележи дека патеките не се еднозначно определени. Горната констатација за нивното рутирање беше интуитивна т.е. хеуристичка. Тоа е прифатливо за релативно мало множество на излезни резултати. За посложени мрежи и сообраќајни матрици, интуитивното поврзување на линковите во патеки е прилично тешка процедура. Затоа овој модел може да се прифати од едукативен и искусвен аспект. Модели за RWA кои можат да се користат од професионален аспект се детално изложени во глава 7.

Овој модел е имплементиран во MPL и програмската листа е прикажана во глава 9.8.2. Применет е на неколку различни мрежни архитектури, а ќе бидат прикажани резултатите за мрежата на слика 6.8. Мрежата е тестирана со многу едноставна сообраќајна матрица. Помеѓу сообраќајниот пар 1-3 барањето изнесува 3, а помеѓу 2-5 барањето изнесува 2. Рутирањето на светлосните патеки е прикажано на табела 6.1. Како што се гледа сообраќајното барање меѓу 1-3 сообраќајниот пар се рутира по 1-2-3 на  $\lambda=2$ , 1-4-3 на  $\lambda=2$  и 1-5-3 на  $\lambda=1$ . За другиот сообраќаен пар (2-5) сообраќајното барање се рутира по две светлосни патеки на  $\lambda=1$  (2-1-4-5 и 2-3-5). Како што може да се забележи на ниту еден линк нема патеки со иста бранова должина.

Моделот е прилично едноставен и дава задоволителни резултати за помали мрежи, не

табела 6.1 Рутирање на светлосните патеки во мрежата од слика 6.8

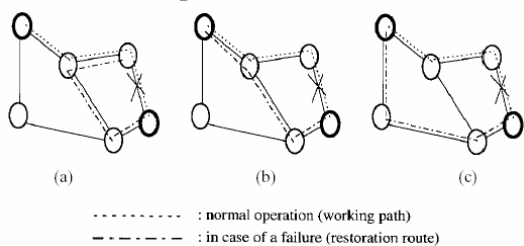
s	d	i	j	$\lambda$	$F_{i,j}^{s,d,\lambda}$
1	3	1	2	2	1.0000
1	3	1	4	2	1.0000
1	3	1	5	1	1.0000
1	3	2	3	2	1.0000
1	3	4	3	2	1.0000
1	3	5	3	1	1.0000
2	5	1	4	1	1.0000
2	5	2	1	1	1.0000
2	5	2	3	1	1.0000
2	5	3	5	1	1.0000
2	5	4	5	1	1.0000

s	d	$\lambda$	PATHS <sub>s,d,<math>\lambda</math></sub>
1	3	1	1.0000
1	3	2	2.0000
2	5	1	2.0000



## 7. Димензионирање на преживливи WDM мрежи

Мултиплексирањето на бранови должини (WDM) еволуира во форма од истражувачка активност во реална алтернатива за мрежните оператори во надградбата на нивната транспортна мрежна инфраструктура. Прв чекор е надградба на точка-точка линковите со користење на повеќе канали во едно оптичко влакно со цел да се поделат трошоците за засилувачи помеѓу повеќе канали, а со тоа намалување на цената по информациска единица. Следниот чекор е комутација на каналите во оптичкото ниво со користење на оптички кросконекти, на тој начин избегнувајќи ги трошоците за опрема со брзо електронско процесирање во транзитните јазли. Суштински дел при дизајнирањето на WDM мрежите е изборот на оптичкиот линиски систем, или со други зборови дефиницијата на планот на канали т.е. бројот на бранови должини по оптичко влакно (4, 8, 16, 32), растојанието помеѓу каналите, и апсолутните бранови должини. Можно е да се оствари компатибилност помеѓу различни планови на канали доколку брановите должини на каналите до некаде коинцидираат или доколку се користат претворувачи на бранови должини. При планирањето на нова WDM мрежата олеснителна околност е доколку се избере единствен линиски систем, т.е. сите линкови да имаат ист број на бранови должини, но во реалноста се среќаваме со нехомогени мрежи од аспект на типот на линискиот систем. Затоа во трудот нема да се ограничам на мрежи со специфичен линиски систем, туку линковите во мрежата можат да бидат со произволен број на бранови должини<sup>31</sup>. Сепак доколку даден линк содржи повеќе оптички влакна бројот на бранови должини по влакно е ист за сите влакна.



слика 7.1 Реставрациони стратегии. (а) Реставрација на линк (LR). (б) Реставрација на патеки (PR). (в) Реставрација на патеки по рути со различни линкови од работните

Откако бројот на бранови должини по оптичко влакно е дефиниран, планирањето се состои во дефинирање на патеките по кои сообраќајните барања ќе се рутираат, димензионирање на линковите (т.е. дефинирање на бројот на оптички влакна) и димензионирање на јазлите (т.е. дефинирање на типот на кросконект). Во некои студии целта е да се минимизира бројот на бранови должини (види [57], [58]), а други се фокусираат на минимизирање на бројот на оптички влакна (види [61]). Во оваа глава ќе се посвети внимание на дизајнот на оптичка физичка топологија и оптичка виртуелна топологија на патеки, со произволен план на канали,

при што се минимизира вкупната цена на мрежата за дадени статични сообраќајни барања.

Оптичкото влакно, со неговиот голем порпусен опсег, и WDM технологијата го трасираа патот за трансмисија на повеќе податоци низ едно влакно. Ова ја прави мрежата ранлива во случај на прекин на оптичкиот кабел. Огромно количество на податоци може да биде во прекин, што инсистира на ефикасна и брза реставрација. За да се преживее прекин на кабел, потребен е резервен капацитет на преостанатите линкови, заедно со добро избрана метода за реставрација. Некој тип на автоматска заштита е привлечен, бидејќи таа може да реагира брзо при прекин и е едноставна за имплементација. Методите за заштита (protection) најчесто се земаат во предвид за точка-точка и прстенестите структури. Исто така методите за заштита бараат многу резервни ресурси, што е голем недостаток (види глава 4). Во меш мрежите, методите за реставрација т.е. рерутирање се поефикасни бидејќи резервните капацитети не се експлицитно доделени за заштита на конкретен работен ентитет, туку се делат помеѓу повеќе работни ентитети. Сепак, планирањето на овие резервни ресурси е многу комплексно. Во овој труд во предвид се земени три стратегии за рерутирање т.е. реставрација доколку дојде до дефект на еден линк (слика 7.1):

**1. Реставрација на линк (LR-Link Restoration)** врши рерутирање на сообраќајот помеѓу соседните јазли од линкот кој е во дефект. Оваа стратегија овозможува брзо рерутирање бидејќи потребно е да се изврши реконфигурација само на ограничен дел од мрежата. Тоа е делот околу линкот кој е во дефект.

<sup>31</sup> Овој пристап претставува, исто така, придонес на трудот. Во [54] се разгледуваат мрежи со единствен тип на линиски систем.

**2. Реставрација на патеки (PR-Path Restoration)** го рерутира сообраќајот помеѓу крајните точки од патеките кои се прекинати поради дефект на линкот. На овој начин се користи резервниот капацитет кој постои низ целата мрежа и затоа се очекуваат помали барања за резервен капацитет отколку во LR моделите. Во овој случај многу повеќе јазли се инволвирани во фазата за реставрација, бидејќи секоја прекината патека треба да се реставрира независно од другите.

**3. Реставрација на патеки по рути со различни линкови од работните<sup>32</sup> (PRd- Path restoration with link-disjunct route).** Оваа стратегија го рерутира сообраќајното барање за афектираната патека низ претходно доделена рута која нема ниту еден заеднички линк со работната патека. Оваа линк-независна рута е доделена на конкретната работна патека и се користи како реставрациона рута доколку настане дефект на било кој линк од работната патека. Ваквата стратегија има голема предност поради тоа што реставрациониот процес може да се активира веднаш после откривањето на дефект на патеката, без да се знае точната локација на линкот кој е во дефект.

За PR моделите, капацитетот кој што се користел од работните патеки може да се ослободи и да се користи за реставрациони цели<sup>33</sup>. Сепак на овој начин е потребна поголема реконфигурација за да се врати оригиналниот статус на мрежата.

Моделирани се два различни типа на WDM мрежи.

- Мрежи кои не користат претворувачи на бранови должини во оптичките кросконекти. Тие се нарекуваат **WP (wavelength path) мрежи**. Кај овие мрежи воспоставената патека во мрежата е карактеризирана со нејзината бранова должина.
- Мрежите кои имаат претворувачи на бранови должини се нарекуваат **VWP (Virtual Wavelength Paths) мрежи**. Во овој случај, дадена патека може да има различни бранови должини во употребените линкови од рутата.

За WP мрежите со реставрација на патеки се направени два типа на модели зависно од тоа дали ласерските извори и приемници се променливи или фиксни.

- Доколку ласерските извори и приемници се променливи можно е да се користи реставрациона рута на друга бранова должина. Овие модели се нарекуваат **WPa**.
- Кај моделите со приемници и извори со фиксна бранова должина реставрационата рута мора да биде на истата бранова должина како и работната патека. Тие се нарекуваат **WPb** модели.

Пристапот на планирање во оваа студија започнува со лоцирање на оптичките кросконекти, множеството на линкови кандидати помеѓу тие кросконекти, и сообраќајните барања помеѓу секој пар на јазли, изразени во број на канали т.е. бранови должини. Оптимизацијата на рутирањето во мрежата и доделувањето на работните и резервните оптички ресурси се прави со цел да се минимизира вкупната цена на мрежата. Резултат од ова е димензионирана мрежа со оптимизиран тип на јазли, број на работни и резервни влакна (или канали) за секој линк, најсоодветни работни патеки по кои треба да се рутираат сообраќајните барања и реставрациони рути по кои треба да се рерутира сообраќајот при дефект на даден линк.

Бенефицијата од користење на претворувачи на бранови должини во WDM мрежите е сеуште отворено прашање и е истражувано од многу научници. Во моментот, технологијата за производство на претворувачите на бранови должини сеуште не е зрела. Сепак, конверзијата на бранови должини со претворање на оптичкиот сигнал во електричен и потоа повторно во оптички е можна. Во секој случај конверзијата на бранови должини бара дополнителни компоненти, па затоа дебатата околу нејзината потреба продолжува. За статичко рутирање, предноста од користење на претворувачи е многу мала (види [61]). Со оглед на тоа што тема на овој труд е планирање на работниот и резервниот капацитет за статични сообраќајни барања, сличен заклучок може да се очекува. Бидејќи повеќето студии се фокусираат само на конкретен мрежен аспект, заклучоците кои се однесуваат на употребата на претворувачи на бранови должини не даваат целосна слика за општа WDM мрежа, па затоа не можат да се сватат како дефинитивни заклучоци.

Во 7.1 е опишан моделот за дефинирање на цени на компонентите. Во 7.2 се опишани оптимизационите техники. Планирањето се врши во два чекори: прво се оптимизира рутирањето и

<sup>32</sup> Овој тип на реставрација накратко ќе го нарекувам реставрација на патеки со диверзификација.

<sup>33</sup> Тоа се прави во моделите наречени "ReroutingXYZfree". На пример, види 9.3.5.



доделувањето на работните капацитети, а потоа се врши рерутирање и доделување на резервните капацитети. Резултатите се дадени во 7.3

## 7.1. Модел на цени на компонентите во WDM системот

Во оваа глава е опишан употребениот модел за формирање на цените на компонентите во WDM мрежата. Повеќето од цените се мапирани во три параметри: цена која се однесува на кабелот ( $\alpha$  цена), цена која се однесува на оптичкото влакно ( $\beta$  цена), и цена која се однесува на каналот ( $\gamma$  цена). Тоталната цена на линкот е сума од три придонеси:  $\alpha$  цената,  $\beta$  цената помножена по бројот на користени оптички влакна, и  $\gamma$  цената помножена по бројот на користени канали.  $\alpha$  цената се однесува на потребните инвестиции во линкот пред да може да се користи било каков капацитет од линкот, на пример, цената на ископ, цената на изнајмување, или цената на одржување на кабелот т.е. кабловската канализација. Во  $\beta$  цената се вклучени цената на линиските систем како на пример мултиплексери, демултиплексери, оптички засилувачи, и компоненти за компензација на дисперзијата (на пример, DCF-Dispersion Compensating Fiber). За секој канал кој се користи во овој линиски систем или оптичко влакно, се вбројува  $\gamma$  цената, која ги претставува трошоците за користење на каналот, на пример, за менаџирање на каналот, регенерација, и користење на претворувач на бранови должини во случај на VWP мрежа. Доколку сите канали од влакното се одеднаш целосно екипирани, цената мора да биде вклучена во  $\beta$  цената. Доколку влакната се екипираат по потреба, во согласност на бројот на канали кои ќе се користат (на пример со модуларни картички), тогаш цената е вклучена во  $\gamma$  цената. Секој параметар може да се разликува за различен линк. Цената на оптичкото влакно може да се раздвои на три компоненти:

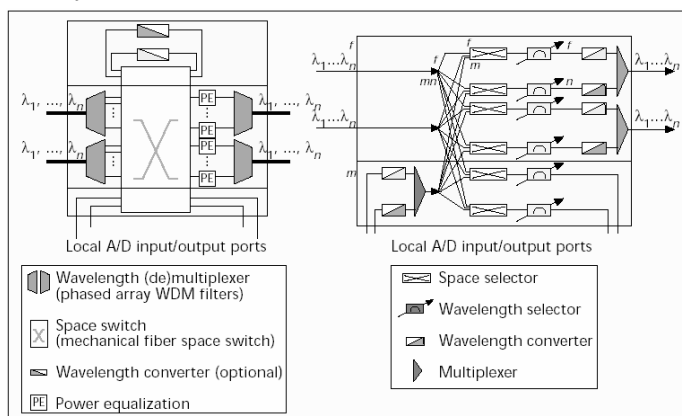
- Фиксна сума ( $\beta_{oi}$ ): која се однесува на терминалната опрема (на пример, мултиплексер и демултиплексер),
- Сума променлива во зависност од должината ( $\beta_{li}$ ) која се однесува на пример на оптичкото влакно,
- Сума променлива во зависност од бројот на оптички засилувачи ( $\beta_{ai}$ ) која се однесува на цената на засилувачите.

Вкупната  $\beta$  цена на линкот ќе биде:

$$\beta_i = \beta_{oi} + \beta_{li} \cdot l + \beta \cdot \#a_i$$

ф. 7.1

Индексот  $i$  го карактеризира конкретниот линк,  $l$  е должината на линкот, и  $\#a$  е бројот на оптички засилувачи.



слика 7.2 Архитектура на кросконектите во проектите PHOTON и OPEN

кросконектот е базиран на дифузирај и избори принципот (broadcast and select). Влезниот сигнал се дели со користење на пасивен раздвојувач (splitter), а каналите потоа се избираат со засебни променливи филтри и евентуално се претворуваат во друга бранова должина. Раздвојувачот може да се вклучи во

Мапирањето на вистинската цена во параметрите за цена многу зависи од употребената архитектура и технологија. Во [16] се претставени две архитектури на јазол (кросконект), кои се користат во паневропските проекти OPEN и PHOTON (види слика 7.2). Тие се во суштина различни, и со оглед на расположивоста на различни оптички компоненти можат да се дизајнираат многу други архитектури. Многу компоненти од кросконектот можат да се земат во предвид во горе опишаните параметри. Во PHOTON кросконектот се користат AWG (Arrayed Waveguide Grating) филтри како мултиплексери т.е. демултиплексери. Овие филтри типично се вклучени во  $\beta$  цената. OPEN крос-

$\beta$  цената, додека променливите филтри и претворувачите на бранови должини се потребни само кога конкретниот канал се користи па затоа може да се вклучат во  $\gamma$  цената. Како резултат на ова  $\beta$  и  $\gamma$  цените за овие две архитектури на кросконекти се разликуваат.

Вкупната цена на линкот е:

$$\alpha_i + \beta_j \cdot \#fibers_j + \gamma_j \cdot \#channels_j$$

ф. 7.2

Некои извори на трошоци, како деловите од јазелот кои зависат од бројот на инцидентни линкови не можат да се вбројат во горните параметри, т.е. не можат да се земат во предвид преку  $\alpha$ ,  $\beta$ , и  $\gamma$ . Сепак можат да се земат во предвид јазли со различен број на интерфејси, како на пример 4x4, 8x8, 16x16, и 32x32 со конкретна цена која не е линеарна функција од бројот на инцидентни влакна или канали.

На овој начин цената на мрежата претставува сума на цените на сите линкови и јазли.

## 7.2. Оптимизациона техника и модели

Во трудот се користи ILP (Integer Linear Programming) оптимизациона техника. За да може проблемот да се реши со ILP техниката тој мора прво да биде линеарен.

### 7.2.1. Интегрирана објектна околина (ИОО)

Пристапот на планирање во оваа студија има како почетна точка лоцирање на оптичките кросконекти, множеството на линкови кандидати помеѓу тие кросконекти, и сообраќајните барања помеѓу секој пар на јазли, изразени во број на канали т.е. бранови должини. Ова се прави во околината за графичко моделирање на мрежата (слика 7.4). Во неа се дефинираат сите потребни параметри, како на пример, сообраќајните барања, капацитет на линковите (број на оптички влакна и број на канали по влакно), цена на линкот (цена на кабел, влакно и канал), цена и тип на кросконеки, степен на поврзаност на кросконекиот (node degree), број на "к" најкратики патеки кои се земаат во предвид за рерутирање и др. Сите потребни параметри од графичкиот модел потоа се експортираат во база на податоци (Microsoft Access DB). Таа база потоа се користи како извор за влезни податоци за математичките модели за димензионирање и реставрација. Математичкиот модел за димензионирање врши рутирање и доделување на работни капацитети (RWA-Routing And Wavelength Assignment). Добиените резултати се експортираат во истата база на податоци, и тие потоа се користат како влезни податоци за математичкиот модел за реставрација кој врши рерутирање и доделување на резервните капацитети. Оптимизацијата на рутирањето во мрежата и доделувањето на работните и резервните оптички ресурси се прави со цел да се минимизира вкупната цена на мрежата.

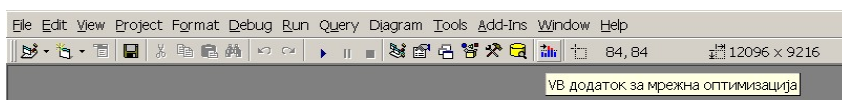
Резултат од ова е димензионирана мрежа со оптимизиран тип на јазли, работни и резервни влакна (или канали) за секој линк, најсоодветни работни патеки по кои треба да се рутираат сообраќајните барања и реставрациони рути по кои треба да се рерутира сообраќајот при дефект на даден линк.

Пред да се започне со дизајн на интегрираната објектна околина, беа поставени неколку цели.

- 1) Генерирање на објекти за мрежа, јазол и линк кои ќе ги поседуваат сите потребни својства на нивните реални примероци.
- 2) Избор на контејнер во кој овие објекти ќе се манипулираат, т.е. ќе се врши дизајн на мрежата (поврзување на јазлите со линкови) и поставување на сите параметри за иницијалната мрежа.
- 3) Програма за следење и анализа на влезно-излезните податоци.

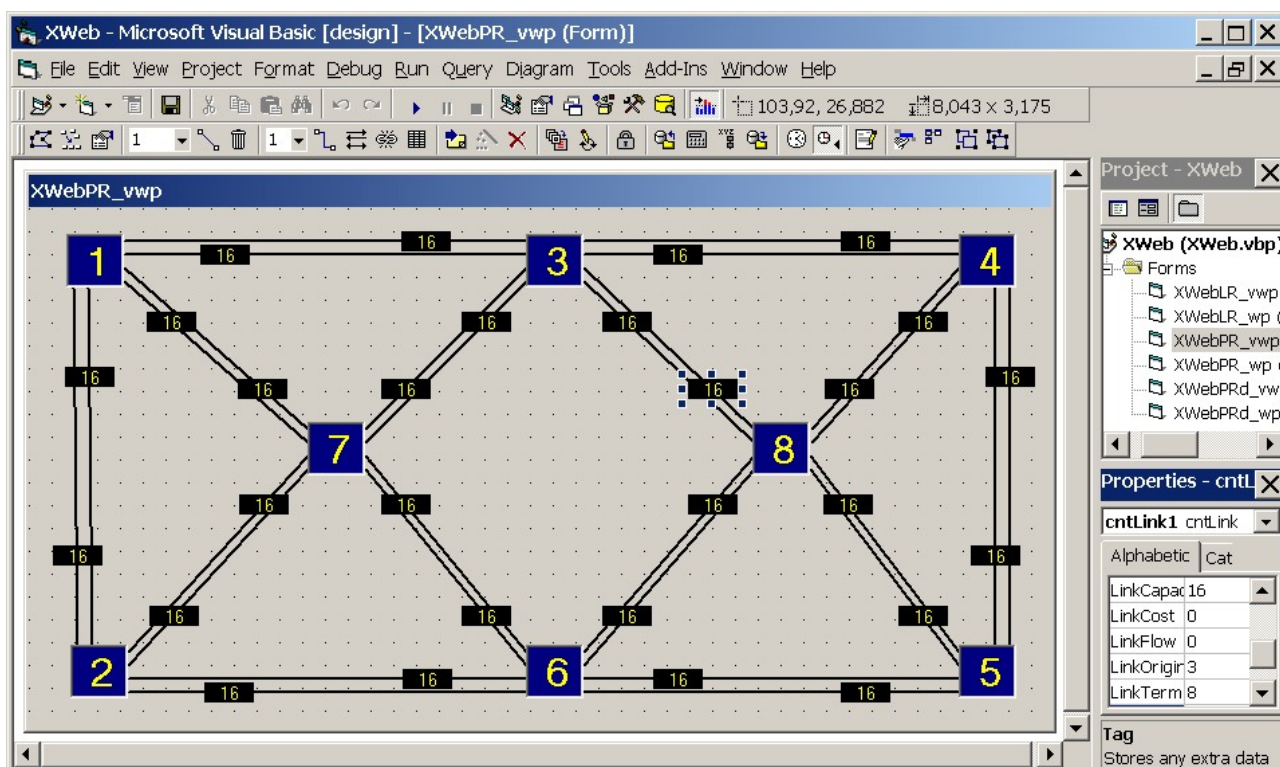
Избрано е да како контејнер се користи Visual Basic 6 интегрираната околина за развој (IDE - Integrated Development Environment) бидејќи таа е многу прилагодлива со користење на софтверски компоненти напишани во самиот Visual Basic (VB).

Разбирливо е дека Microsoft не може да ги претпостави сите желби на секој VB програмер на земјата, па затоа тие направија мудар чекор отворајќи ја скоро целата внатрешна структура на VB6 IDE кон надвор, од активен проект до индивидуалните форми, контроли и процедури. Пристапни се исто така сите прозори, менија и траки со алатки (toolbars).



слика 7.3 VB додатак за мрежна оптимизација

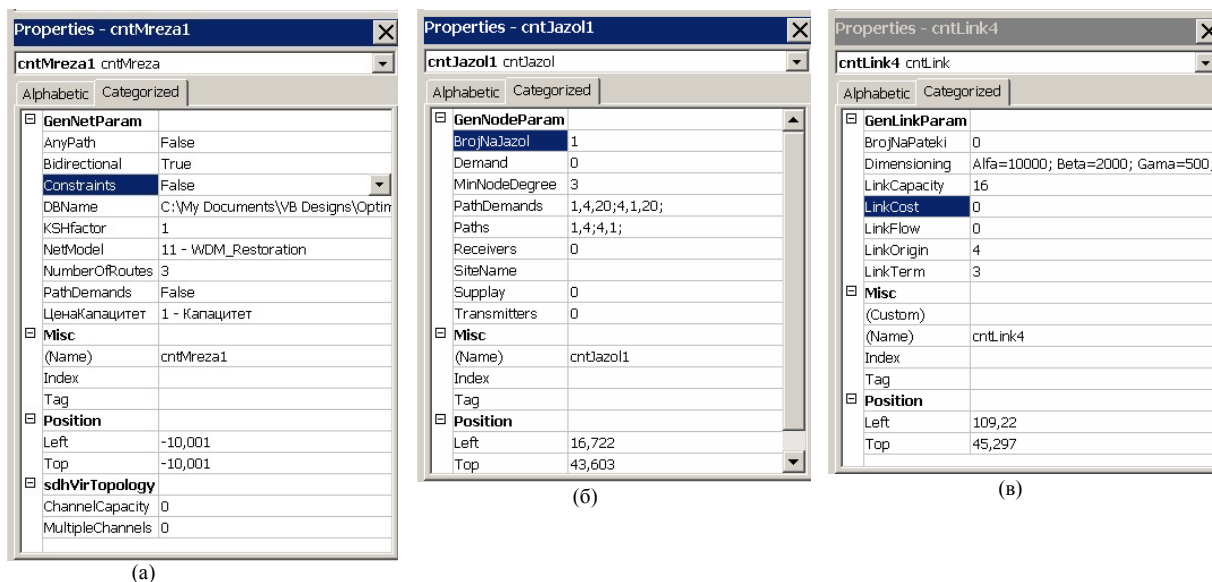
наречен "NetAddIn" кој во суштина претставува ActiveX компонента т.е. DLL (Dynamic Link Library) библиотека и кој на почетокот се јавува како дополнително копче во стандардната трака на копчиња во VB6 IDE (види слика 7.3). Доколку се активира ова копче се добива дополнителна трака со копчиња (види слика 7.4 и слика 7.7). Таа трака со копчиња е развиена специјално за мрежна оптимизација. Изборот на VB IDE како контејнер за мрежните компоненти има голема предност во тоа што се користат стандардните VB компоненти, форми, проекти и прозорци. Исто така можно е копирање на мрежните компоненти или целата мрежа од една на друга форма. Можно е истовремено следење и анализа на влезно-излезните податоци за повеќе мрежи прикажани на различни форми итн.



слика 7.4 Околина за графичко моделирање на мрежата

Пред да преминам на описот на начинот на користење на ИОО ќе ги опишам трите објекта т.е. во VB терминологија ActiveX контроли односно кориснички контроли (User Controls). Имено за потребите за дизајн на иницијалната мрежа како и за внесување на основните параметри развиени се три кориснички контроли наречени cntJazol, cntMreza и cntLink кои соодветствуваат на нивните реални претставници во WDM мрежите и тоа јазол, линк и мрежа. Јазол и линк контролите имаат визуелна репрезентација и како што може да се види на слика 7.4 јазлите се квадратчиња со плава боја а линковите се квадратчиња со црна боја. Контролата за мрежа нема визуелна репрезентација туку таа се врзува за VB формата која се користи како контејнер за конкретната мрежа. Како што може да се забележи од прозорецот "Project" (види слика 7.4) проектот "XWeb" има шест мрежи, две за реставрација на линк (VWP и WP), две за реставрација на патеки и две за реставрација на патеки со диверзификација. Секоја од овие мрежи е дизајнирана на една VB форма, а секоја форма содржи по една контрола за мрежа (cntMreza). Контролата за мрежа не е видлива, а до нејзините својства се пристапува преку копчето 3 од траката со алатки (види слика 7.7), а својствата се прикажуваат во прозорецот "Properties". Својствата на контролите за јазол и линк се прикажуваат во прозорецот за својства со едноставно кликување на саканиот примерок од дадената контрола. На пример на слика 7.4 прикажани се својствата на линкот 3-8. На слика 7.5 прикажани се главните својствата на контролите за јазол линк и мрежа. Покрај визуелните својства кои се достапни за корисникот кои тој

може да ги менува, има скриени својства кои се користат на пример во програмот за сортирање или некои други рутини за обработка на податоците. Додавањето на нови својства е релативно едноставно. Креирана е ОСХ библиотека во која се сместени контролите и нивните својства. Новото својство треба да се напише, а библиотеката да се компајлира. Како што може да се забележи својствата кои се однесуваат на моделирањето на мрежата се наоѓаат во групата наречена GenNetParam, GenNodeParam и GenLinkParam за контролите на мрежа, јазол и линк, соодветно. Од својствата на мрежата со особена важност се името на базата (DBName) која ќе биде користена за дадената мрежа во конкретната VB форма и бројот на  $k$  најкратки патеки кои се земаат во предвид како предлог за рутирање т.е. рерутирање (NumberOfRoutes).

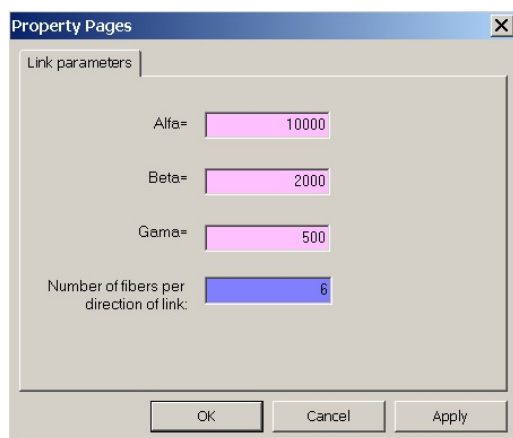


слика 7.5 Прозорец со својства за контролите (а) Мрежа, (б) Јазол, (в) Линк

Од мрежното својство "NetModel" се гледа за кој тип на мрежен проблем се работи. Во досегашниот развој тестирани се и моделирани извесен број на мрежи со следниве типови на модели:

табела 7.1 Тип на мрежен проблем

Shortest Path = 1	WDM MaxFlow = 8
K Shortest Paths = 2	WDM Demands = 9
Maximum Flow = 3	WDM Dimensioning = 10
MaxFlow Segmented = 4	WDM Restoration = 11
MaxFlow Balanced = 5	SNCP = 12
Minimum Cost = 6	MSSpring = 13
MaxFlow_Demands = 7	



слика 7.6 Страна со својства за димензионирање на мрежата

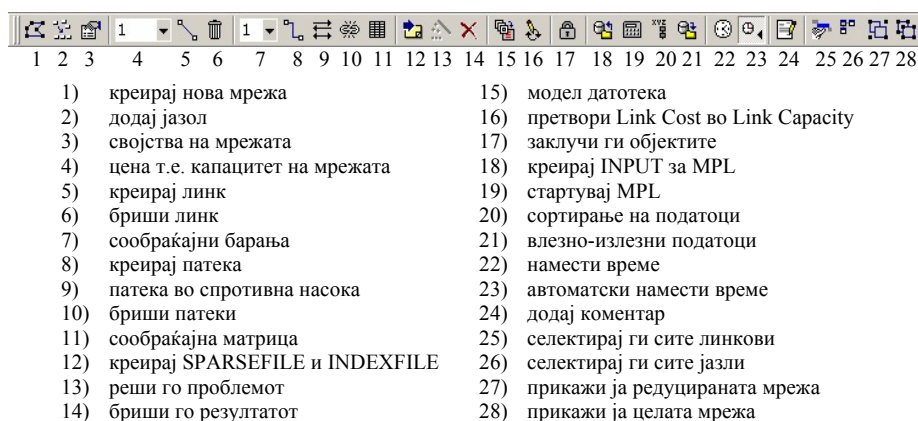
За моделите од оваа глава користен е типот на мрежен проблем 11 и се однесува на WDM реставрација.

Од својствата на контролата за јазол од посебен интерес е својството MinNodeDegree. Тоа својство е предвидено за менување. Другите својства како број на јазолот и име на јазолот се генерираат автоматски при графички дизајн на мрежата, а својствата за сообраќајните барања (Path-Demands) и патеки кои терминираат на тој јазол (Paths) се пополнуваат при дефинирање на сообраќајната матрица (види слика 7.8). За линк контролата својството за капацитет на линкот (LinkCapacity) и својството за димензионирање (Dimensioning) е предвидено за промена од корисникот. Својствата за почеток и крај автоматски се генерираат. Треба да се забележи дека својството за димензионирање содржи повеќе својства и во VB терминологијата се нарекува страна со својства (property page). На слика 7.6 прикажана е таа страна т.е форма и во неа се поставуваат

параметрите за цената на компонентите  $\alpha$ ,  $\beta$ ,  $\gamma$  (види глава 7.1). Исто така се дефинира максималниот број на оптички влакна по насока -  $MF$  (двојната вредност го дава вкупниот број на влакна во линкот). Прикажаните вредности на  $\alpha$ ,  $\beta$ ,  $\gamma$  цените се актуелните цени кои се користени за тестирање и врз основа на кои се добиени резултатите (види глава 7.3).

Имајќи ја во предвид слика 7.7 ќе биде опишан процесот на моделирање на иницијалната мрежа, следењето на процесот на оптимизација и анализата на резултатите.

Со копчето 1 се генерира нова мрежа, при тоа се избира типот на мрежен проблем (еден од 13-те, а во нашиот случај се избира 11). Генерирањето на нова мрежа се манифестира со додавање на нова VB форма на проектот со име "Мрежа1". Името се менува во својствата на мрежната контрола (копче 3). Копчето 2 додава јазли. Нумерирањето на јазли е автоматско. Со селектирање на два јазли и притискање на копчето 5 тие се поврзуваат со линк со капацитет дефиниран со копчето (Combo Box) 4. Поједноставно е својствата на линкот да се дефинираат од формата што се појавува после притискање на копчето 5. На оваа форма се сетираат  $\alpha$ ,  $\beta$ ,  $\gamma$ ,  $MF$  и капацитетот на линкот. Копчето 6 се користи за бришење на бидирекционалниот линк.



слика 7.7 Трака со алатки во VB додатокот за мрежна оптимизација

Ако два јазли се селектираат и се притисне копчето 8, тогаш помеѓу овие два јазли ќе се креира сообраќаен пар ( $sd$ ) со сообраќајно барање зададено во копчето 7. Со копчето 9 се генерира сообраќаен пар ( $ds$ ) во спротивната насока, а со копчето 10 се бришат сите сообраќајни парови во мрежата.

	1	2	3	4	5	6	7	8
1				20				
2								10
3					20			
4	20							
5			20				20	
6								
7					20			
8		10						

слика 7.8 Сообраќајна матрица на разгледуваната мрежа

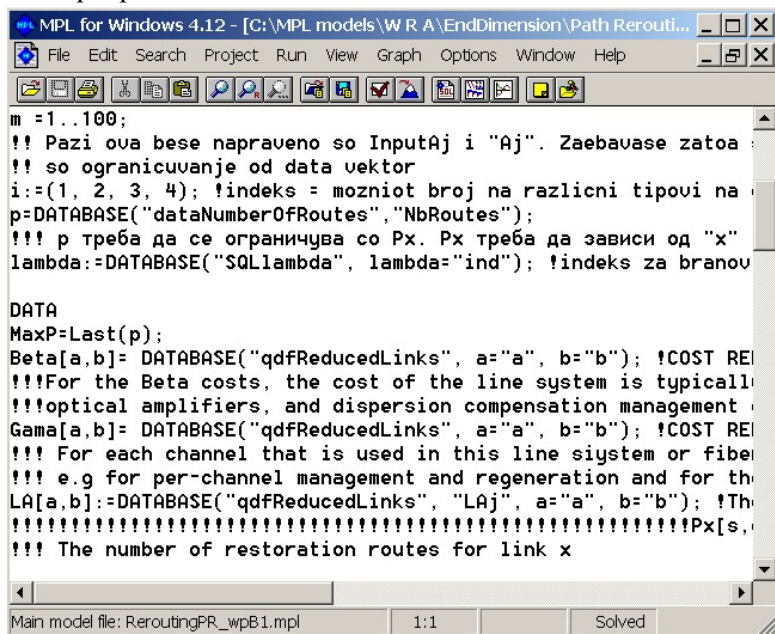
Сепак наједноставен начин за креирање на сообраќајни парови е со пополнување на сообраќајната матрица која се добива со копчето 11. Сообраќајните парови креирани со претходната метода ќе бидат исто така прикажани во сообраќајната матрица. Формата за сообраќајната матрица има сопствена трака со алатки. Со првото копче можно е да се избере вредност за процентуално зголемување на сите сообраќајни барања, а со третото и четвртото може да се зголемуваат сообраќајните барања чекор по чекор. Вообичаен начин за внесување на вредност за сообраќајното барање е со директно внесување во табелата. Сообраќајните барања можат да се направат симетрични т.е несиметрични со последните две копчиња. Исто така е дадена можност за копирање на сообраќајната матрица и нејзино

вметнување во иста таква мрежа но на некоја друга форма. Копчето со сумата се користи за приказ на сумата од селектираните клетки во матрицата.

Копчето 12 (види слика 7.7) наместо во база на податоци мрежните својства ги експортира во обична податочна датотека. Се користи за основните мрежни проблеми елаборирани во глава 5.3 (најкраток пат, максимален проток, минимална цена и некои изведени,  $WDM\_demands$ ,  $WDM\_MaxFlow$ ; види табела 7.1). Копчето 13 го решава проблемот врз основа на избраната модел датотека специфицирана со копчето 15 или стандардната модел датотека која се избира врз основа на мрежниот модел (табела 7.1). Оваа опција работи само за модели со број на променливи и ограничувања од 300. Тоа ограничување е поради тоа што се користи демо верзија за OptiMax објектната библиотека. Ограничувањето е премало за сериозни мрежни проблеми какви што се

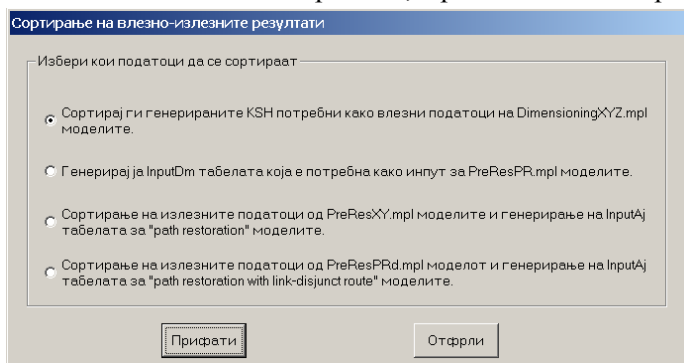


разгледуваат во овој труд (за мрежата која се користи за приказ на резултатите во овој труд бројот на променливи и ограничувања варира од неколку илјади до неколку десетици илјади). Сепак за помали основни мрежни проблеми тоа е доволно. Копчето 14 се користи за бришење на резултатите, а 16 за автоматска промена на основното својство на линкот од капацитет во цена. Опцијата 17 ги заклучува објектите кои се наоѓаат на формата така што не е можно нивно поместување. Опциите 18, 19, 20 и 21 се клучни за моделите за реставрација односно за овој труд. Со копчето 18 се претвора графичкиот модел во база на податоци, т.е. со други зборови податоците внесени во графичкиот модел се експортираат во базата.



слика 7.9 MPL for Windows; Математичко моделирање на проблемите и нивно решавање

податоците. Моделот се решава, а решението повторно се внесува во базата.



слика 7.10 Форма за избор на програм за сортирање на податоци

на податоците. Табеларниот приказ се употребува најчесто, и во текот на излагањето на трудот ќе има низа табели кои потекнуваат од оваа форма. Во табеларниот приказ е можно сортирање по пет полиња што е од особена важност за приказ на податоците во форма која е најпогодна за нивна анализа. За различна табела се предлага одреден тип на сортирање, но тоа може да се промени. Освен тоа во формата има две полиња според кои се врши промена на бојата во прикажаната табела. На пример, на слика 7.12 промената на бојата се врши по  $k$  откако претходно е извршено сортирање по  $s$ ,  $d$ ,  $HD$ ,  $k$ .

На слика 7.11 е прикажан табеларен и графички приказ на една од табелите која дава многу важни информации – табелата `outUsedLinks`. На табелата е прикажан бројот на работни и резервни влакна и канали. Во графичкиот приказ на истата даден е бројот на работни канали по линк т.е. протокот на работниот сообраќај по линк. На сличен начин може да се прикаже и бројот на резервни канали.

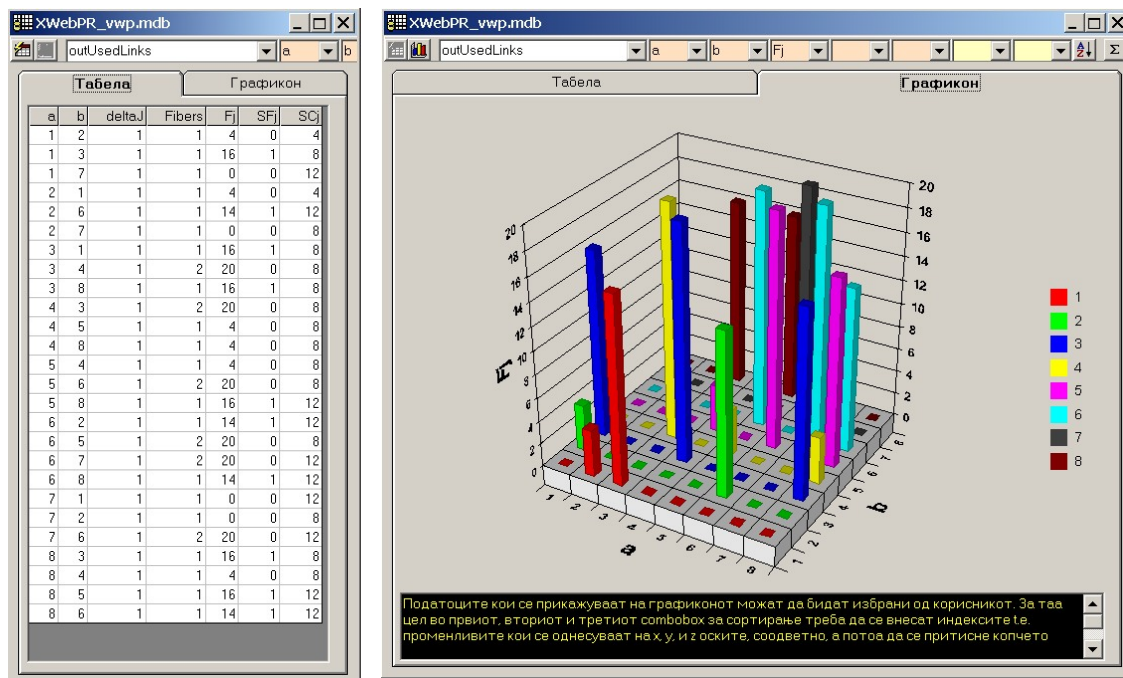
Копчето 19 го стартува програмот MPL for Windows во кој се напишани математичките модели (види глава 9). MPL (Mathematical Programming Language) е современ систем за моделирање кој овозможува поставување на комплицирани модели, кои вклучуваат илјадници ограничувања, во јасен, концисен и ефикасен начин. MPL има можност за импортирање на податоци од база на податоци, и после решавање на проблемот да го експортира решението назад во базата. Моделите развиени во MPL можат да се решат со речиси сите LP солвери кои се среќаваат на пазарот (Во трудот се користи CPLEX 7.1 солверот кој е дефакто стандарден LP солвер, а е и најмоќен).

Од MPL развојната околина се селектира саканата модел датотека и базата во која се експортирани

Следното копче (20) ја прикажува формата за избор на програм за сортирање (види слика 7.10). Како што подоцна ќе биде опишано процесот на моделирање и оптимизација на WDM преживлива мрежа се состои од четири каскадно врзани модели. После секој од првите три модели треба да се изврши одредено сортирање и средување на податоците за да тие бидат соодветно организирани за наредниот модел.

Копчето 21 се користи за приказ на влезно-излезните податоци кои се складираани во базата. На формата која се добива за оваа цел можно е табеларно и графичко прикажување

Преостанатите копчиња од траката со алатки за мрежна оптимизација се со маргинално значење со исклучок на копчето 27 кое што е корисно да се активира после извршувањето на моделот за рутирање и доделување на работни капацитети. Ова копче ја дава редуцираната мрежа т.е мрежата во која одредени линкови се користени за рутирање на работниот сообраќај, некои се предвидени за реставрација, а некои се целосно исклучени. На слика 7.17 линковите со црвена боја се користат за рутирање на работниот сообраќај, линковите со зелена боја се предвидени за реставрација, а линковите со бела боја се исклучени од иницијалната мрежа поради преголема цена.



слика 7.11 Форма за приказ на влезно-излезните податоци

На крај, вреди да се каже дека интегрираната објектна околина е многу лесна за користење, а поради користење на концептите на објектно ориентирано програмирање, адаптацијата и надградбата за нови типови на мрежни модели е интуитивна и не наметнува промена на досегашно развиените модели. Развиените контроли кои ги претставуваат мрежата, јазелот и линкот многу лесно може да се прошират со нови својства. Бројот на својства кои можат да се додадат не е ограничен. Истите контроли се користат за сите 13 досега развиени типови на мрежни проблеми. Добра пракса е да својствата се групираат согласно специфичната употреба во даден проблем. На пример, на слика 7.5 во прозорецот со својства за мрежата може да се забележи група на својства наречена "sdhVirTopology". Овие својства не се користат во другите модели и се својствени само за "WDM\_Demands" графичките модели во комбинација со математичките модели за рутирање на сообраќај низ виртуелна топологија (види 6.1). Моделот може да се користи и за WDM и за SDH мрежи. Имено моделот прво гради виртуелна топологија т.е. воспоставување на патеки од повисок ред, а потоа низ таа виртуелна топологија ги рутира сообраќајните барања од понизок ред. Целта е да се минимизира бројот на скокови што го минуваат патеките од понизок ред што е обратно пропорционално од пропустливоста на мрежата (network throughput). На слика 7.5 се дадени два параметри (ChannelCapacity и MultipleChannels). Првиот параметар укажува на капацитетот на патеките од повисок ред (за SDH едно AU-4 носи 63 E1 врски), а вториот на максималниот бројот на виртуелни патеки помеѓу два јазли.

### 7.2.2. Математички модел за наоѓање на $k$ најкратки патеки за рутирање (PreDim)

Моделите за наоѓање на KSH ( $k$  Shortest Paths) се целосен придонес во овој труд. Имено во [54] се користи алгоритмот даден во [60]. Тој алгоритам не може да се имплементира со линеарно програмирање т.е. ILP. Од друга страна класичните KSH алгоритми даваат само  $k$  различни најкратки патеки помеѓу  $sd$  сообраќајниот пар без оглед на капацитетот на линковите и без знаење за моменталниот проток т.е. искористување на линковите<sup>34</sup>. Вака предложените  $k$  – најкратки патеки се кандидати за рутирање на сообраќајното барање во моделот за доделување на работните капацитети и рутирање<sup>35</sup> (види 7.2.3). Доколку се решиме за поголемо  $k$ , со цел да се добие пооптимално решение, тогаш извесен број од предложените рути ќе бидат неупотребливи, а сепак ќе одземаат многу од времето за извршување. При помали вредности на  $k$ , а големи сообраќајни барања ситуацијата е уште покритична, и од онака малиот број на предложени KSH рути можно е некои да бидат неупотребливи што води кон помалку оптимално решение. Затоа во овој труд е развиен модел кој претставува модификација на Min-Max Flow (основната формулација на овој модел е даден во глава 6.2.1) моделот кој е ILP проблем. Целта е да се минимизира протокот низ максимално оптоварениот линк, што во суштина одговара на минимизирање на бројот на светлосни патеки кои поминуваат низ даден линк. Моделот е свесен за иницијалната мрежа, капацитетите на линковите (бројот на бранови должини по линк), максималниот број на оптички влакна во линковите (кабелот) и сообраќајната матрица. Секоја единица од сообраќајното барање (бранова должина) на  $sd$  сообраќајниот пар е моделирана со независна променлива ( $PATHS_k^m$ ) и се рутира независно.

s	d	a	b	k	deltaJPM	HD	s	d	a	b	k	dm	deltaJPM	HD
1	4	3	4	3	1	2	1	4	1	3	1	8	1	2
1	4	1	3	3	1	2	1	4	3	4	1	8	1	2
1	4	3	4	4	1	2	1	4	1	3	2	3	1	3
1	4	1	3	4	1	2	1	4	3	8	2	3	1	3
1	4	1	3	10	1	2	1	4	8	4	2	3	1	3
1	4	3	4	10	1	2	1	4	2	6	3	9	1	4
1	4	3	4	11	1	2	1	4	6	8	3	9	1	4
1	4	1	3	11	1	2	1	4	8	4	3	9	1	4
1	4	3	4	13	1	2	1	4	1	2	3	9	1	4
1	4	1	3	13	1	2	2	8	6	8	1	8	1	2
1	4	3	4	15	1	2	2	8	2	6	1	8	1	2
1	4	1	3	15	1	2	2	8	7	6	2	1	1	3
1	4	1	3	18	1	2	2	8	6	8	2	1	1	3
1	4	3	4	18	1	2	2	8	2	7	2	1	1	3
1	4	3	4	19	1	2	2	8	1	3	3	1	1	3
1	4	1	3	19	1	2	2	8	2	1	3	1	1	3
1	4	1	3	1	1	3	2	8	3	8	3	1	1	3
1	4	3	8	1	1	3	3	5	8	5	1	11	1	2
1	4	8	4	1	1	3	3	5	3	8	1	11	1	2
1	4	8	4	6	1	3	3	5	3	4	2	9	1	2
1	4	1	3	6	1	3	3	5	4	5	2	9	1	2
1	4	3	8	6	1	3	4	1	4	3	1	8	1	2
1	4	3	8	7	1	3	4	1	3	1	1	8	1	2
1	4	1	3	7	1	3	4	1	4	8	2	3	1	3
1	4	1	3	7	1	3	4	1	3	1	2	3	1	3
1	4	8	4	7	1	3	4	1	8	3	2	3	1	3

слика 7.12 Исечок од табелите: (а)TrafficRouting и (б)SortedTraffic

сообраќајниот пар 1-4. После извршување на програмот за сортирање се добива само еден примерок на оваа рута (види слика 7.12б). Слично важи и за рутите 1-3-8-4 и 1-2-6-8-4, кои се повторуваат неколку пати, но после сортирањето се добива по еден нивен примерок. Во слика 7.12б колоната "dm" кажува колку пати се повторувала дадената рута, а воедно тоа е предлог за колкаво сообраќајно барање да носи ова рута (сообраќајното барање на 1-4 парот согласно сообраќајната матрица прикажана на слика 7.8 изнесува  $20=8+3+9$ ). Моделот за димензионирање ќе направи друга распределба на рутирање на сообраќајните барања така што се добие најевтина мрежа (на пример тој во нашиот случај ги избира рутата 1 ( $k=1$ ) и 3 ( $k=3$ ) со распределба на сообраќајните барања 16 и 4, соодветно. Види слика 7.13).

<sup>34</sup> Искористување на линковите од предложените  $k$ -најкратки патеки за другите сообраќајни парови.

<sup>35</sup> Во понатамошното излагање можно е овие модели скратено да ги нарекувам модели за димензионирање.



Да претпоставиме дека почетната топологија има  $N$  јазли и  $L$  линкови, а сообраќајното барање се состои од  $M$  врски (унидирекционални врски). Во моделот се користат следниве векторски променливи кои треба да се адаптираат со користење на оптимизационата техника:

$UL_j^{m,k}$	(UsedLink) Бинарна променлива со вредност 1 доколку рутата $k$ која пренесува дел од сообраќајното барање од $m$ -от $s,d$ пар минува низ линкот $j$ , во спротивно 0
$PATHS_k^m$	Бинарна променлива со вредност 1 доколку рутата $k$ се користи за рутирање на сообраќајното барање на $m$ -от $s,d$ пар.
$F_{max}$	Оваа целобројна (integer) променлива ја дава вредноста на проток на максимално оптоварениот линк од мрежата
$HD_k^m$	(HopDistance) Целобројна променлива која го дава бројот на скокови во $k$ -та рута која пренесува дел од сообраќајното барање од $m$ -от $s,d$ пар. Се користи во алгоритамот за сортирање.

следниве скалари кои се зададени во графичкиот модел:

$\Lambda_j$	Број на бранови должини во оптичко влакно. $\lambda=1,2,\dots,\Lambda$
$MF_j$	Максимален број на оптички влакна по насока. Вкупниот број на влакна во кабелот е двојно поголем.
$d_m$	Сообраќајно барање (demand) на $m$ -от $s,d$ пар (барање во една насока).

и следниве индекси:

$j$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот $j$ ( $j:1\dots L$ ) чии соседни јазли се $a,b$ ( $a:1\dots N, b:1\dots N$ ).
$m$	Дводимензионален индекс кој го опишува $s,d$ парот од јазли помеѓу кои има сообраќајно барање $d_m$ .
$n$	Овој индекс ги означува јазлите во почетната мрежа т.е. топологија ( $n:1\dots N$ ).
$k$	Индекс кој ги означува различните рути по кои се рутира сообраќајното барање помеѓу $s,d$ сообраќајниот пар.

Целта е да се минимизира протокот на максимално оптоварениот линк:

$$\text{MIN } F_{\max}$$

ф. 7.3

Променливите се лимитирани од извесен број на ограничувања кои ја дефинираат зависноста помеѓу овие променливи и зададените влезни параметри.

1) Следново ограничување ја дефинира променливата која ја содржи вредноста на линкот со максимален проток. Десната страна на неравенката го дава протокот на даден линк, а левата страна кумулативно ја прима вредноста на линкот кој има поголем проток. Тоа се повторува за секој линк и на крај  $F_{\max}$  ја содржи вредноста на протокот на најоптоварениот линк.

$$F_{\max} \geq \sum_{m=1}^M \sum_{k=1}^{d_m} UL_j^{m,k} \quad \forall j = 1, 2, \dots, L$$

ф. 7.4

2) Ограничувањето дадено ф. 7.5 е многу познато од другите мрежни проблеми (најкраток пат, максимален проток и минимална цена) и се нарекува ограничување за конзервација на протокот. Со други зборови, колку проток ќе влезе во даден јазол толку треба да излезе. Првата сума ги поминува сите линкови чиј почетен јазол е јазолот  $a$ , втората сума ги поминува сите линкови чиј краен јазол е јазолот  $a$ , а десната страна од ограничувањето ги дава граничните услови кога линкот е прв односно последен во патеката. Доколку јазолот  $a$  е транзитен јазол ( $a \neq s$  и  $a \neq d$ ), тогаш само еден линк во  $k$ -та рута на сообраќајниот пар  $sd$  може да го има  $a$  како почетен јазол (првата сума дава вредност 1) и само еден линк ќе го има  $a$  како краен (втората сума ќе даде вредност 1). Тоа важи за сите средни јазли. Десната страна од равенката за сите средни јазли е еднаква на 0. За крајните јазли една од сумите е еднаква на 0. На пример ако јазолот  $a$  е почетен јазол на патеката ( $a=s$ ) тогаш првата сума е еднаква на еден, а втората на нула затоа што  $a$  не може истовремено да биде и краен јазол на патеката. Во овој случај  $PATH$  променливата е еднаква на единица па равенството е точно. Слично објаснување важи кога јазолот  $a$  е краен јазол на патеката ( $a=d$ ).

$$\sum_{\substack{b=1 \\ \text{IF } a \neq d}}^N UL_{a,b}^{s,d,k} - \sum_{\substack{b=1 \\ \text{IF } a \neq s}}^N UL_{b,a}^{s,d,k} = \begin{cases} PATH_m^k & \text{за } s = a \\ -PATH_m^k & \text{за } d = a \\ 0 & \text{за други} \end{cases} \quad \forall s, d, a, k;$$

ф. 7.5

3) Ова ограничување се однесува на капацитетот на линковите. Низ даден линк  $j$  можат да поминат онолку патеки така што не се надмине максималниот број на бранови должини во тој линк.

Максималниот број на бранови должини е производ од максималниот број на оптички влакна по насока (пола од вкупниот број на влакна во кабелот) и бројот на бранови должини по влакно за тој линк. Треба да се забележи дека бројот на бранови должини по влакно за даден линк е фиксна големина но од линк до линк може да се менува.

$$\sum_{m=1}^M \sum_{k=1}^{d_m} UL_j^{m,k} \leq MF_j \cdot \Lambda_j \quad \forall j = 1, 2, \dots, L; \quad \text{ф. 7.6}$$

4) Претходно беше истакнато дека моделот генерира онолку KSH рути колку што изнесува сообраќајното барање на  $sd$  парот. Доколку сакаме да се зголеми бројот на генерирани KSH рути тогаш може вештачки да се зголеми сообраќајното барање со множење со некој коефициент (поголем од еден). Со оглед на тоа што бинараната променливата  $PATH$  има вредност 1 доколку  $k$ -та рута се користи за рутирање на единица од сообраќајното барање на  $m$ -от  $sd$  пар важи следново ограничување:

$$\sum_{k=1}^{d_m} PATH_m^k = d_m \quad \forall m = 1, 2, \dots, M \quad \text{ф. 7.7}$$

5) Следното ограничувања гарантира дека  $k$ -те рути од  $sd$  односно  $ds$  сообраќајниот пар ја следат истата рута во двете насоки, но во влакното со спротивна насока. Со други зборови се остварува симетричност во рутирањето на сообраќајните барања.

$$UL_{a,b,k}^{s,d} = UL_{b,a,k}^{d,s} \quad \forall s, d, a, b, k \quad \text{ф. 7.8}$$

6) Наредните две ограничувања спречуваат појава на затворени циклуси т.е патеки кои се враќаат на претходно поминат јазол. Ограничувањето ф. 7.9 ја исклучува можноста почетниот јазол на било кој линк биде крај на патеката, како и можноста крајниот јазол на било кој линк биде почеток на патеката. Второто ограничување спречува да унидирекционална патека користи линкови со исти соседни јазли но спротивна насока.

$$\sum_{b=1}^N \sum_{k=1}^{d_m} UL_{a=d,b}^{s,d,k} + \sum_{a=1}^N \sum_{k=1}^{d_m} UL_{a,b=s}^{s,d,k} = 0 \quad \forall s, d \quad \text{ф. 7.9}$$

$$UL_{b,a}^{s,d,k} + UL_{a,b}^{s,d,k} \leq 1 \quad \forall s, d, a, b, k \quad \text{ф. 7.10}$$

7) Ограничувањето ф. 7.11 всушност и не е ограничување туку само помошен израз преку кој се дефинира променливата  $HD$  (Hop Distance) која покажува колку скокови има  $k$ -та рута на  $m$ -от  $sd$  пар. Оваа променлива се експортира во базата и се користи за сортирање на предложените KSH рути според бројот на скокови. Во листата прво се појавуваат рутите со помал број на скокови (види слика 7.12б). Ова е важно затоа што еден од експериментите (види глава 7.3.3.1) е да се утврди како зависи цената на мрежата од изборот на бројот на  $k$  најкратки патеки. Во моделите за генерирање на  $k$  најкратки рути не може точно да се контролира  $k$ . Затоа се генерира доволен број на KSH, а потоа во моделот за димензионирање се ограничува бројот на предложени  $k$  најкратки рути на саканата вредност. Ако го ограничиме  $k$  на 2, моделот за димензионирање ги избира првите 2 рути. Бидејќи листата на KSH е сортирана со растечки редослед на  $HD$  (види слика 7.12б) избраните први две рути ќе бидат "пократки" од 3-та, 4-та и другите рути во листата.

$$HD_k^m = \sum_{j=1}^L UL_j^{m,k} \quad \forall m, \forall k = 1, 2, \dots, d_m \quad \text{ф. 7.11}$$

8) Последното ограничување е да променливите примаат целобројни т.е. бинарни вредности.

$$UL_j^{m,k}, PATHS_k^m \in \{0, 1\} \quad \forall j = 1, 2, \dots, L, \quad \forall k = 1, 2, \dots, d_m, \quad \forall m = 1, 2, \dots, M \quad \text{ф. 7.12}$$

$$F_{\max}, HD_k^m \in Z^+$$

Овој модел е имплементиран во MPL (Mathematical Programming Language), а програмската листа е дадена во главите 9.1.1, 9.2.1, 9.3.1, 9.4.1 и 9.5.1. Се работи за потполно исти програмски листи но во

<sup>36</sup> Изразите со \* се придонес на овој труд.

додатокот се организирани согласно нивната имплементација во различни мрежни проблеми во зависност од избраниот тип на мрежа (WP или VWP) т.е. стратегијата за рерутирање (LR, PR, и PRd).

### 7.2.3. Модел за рутирање и планирање на капацитетите (Dimensioning)

Целта на оптимизацијата е да се избере најдоброто множество на рути со соодветно димензионирање на мрежата, со цел да се добие најевтина мрежа со разумно времетраење на процесот на оптимизација. Иницијалната топологија се дефинира во интегрираната објектна околина (ИОО). Во неа се вклучени кандидатите јазли и кандидатите линкови за димензионираната мрежа. Велам кандидати затоа што во димензионираната мрежа врз основа на сообраќајните барања извесен број на линкови можат да бидат исклучени со цел на намалување на вкупната цена на мрежата. Во интегрираната објектна околина се дефинирани и сообраќајните барања. За рутирање на сообраќајните барања се земаат во предвид  $k^{37}$  можни рути ( $k$  најкратки патеки со користење на PreDim моделот; види математичка формулација во глава 7.2.2 и имплементација во MPL во глава 9.1.1). Подолгите патеки можат да бидат исклучени доколку тие се неостварливи поради физичките ефекти на оптичките мрежи<sup>38</sup>. Ефектите како дисперзијата, шумот, преслушувањето и нелинеарностите на оптичкото влакно го деградираат квалитетот на сигналот и затоа може да наметнат ограничувања на максималната должина на патеката или бројот на скокови, доколку не се користи 2R или 3R регенерација (O-E-O; optical-electrical-optical) во транзитните јазли. Ова од друга страна може да ја ограничи транспарентноста на оптичката мрежа и може да инсистира на додатна точка на планирање т.е. позиционирање на регенератори.

Добро е да се претпостави дека сообраќајните барања се симетрични, и дека во двете насоки ја следат истата рута на иста бранова должина, но во влакното со спротивна насока (види ф. 7.26-ф. 7.29). Сепак сообраќајната матрица не мора да е симетрична, затоа што во моделите променливите кои ги опишуваат оптичките влакна, каналите и патеките се однесуваат на една насока. На пример, за секој линк во полето од променливи постои една која се однесува на оптичкото влакно во едната негова насока и уште една која се однесува на оптичкото влакно во другата негова насока. Истото важи и за каналите и патеките. Од сега натаму под линк ќе подразбирам само една насока од физичкото поврзување со оптички влакна на два соседни јазли (т.е. унидирекционален линк).

Со оглед на тоа што се работи за моделирање на WDM мрежи, сообраќајното барање односно единицата за проток одговара на еден WDM канал т.е. бранова должина.

Во моделот се дефинирани променливи за проток низ дадена рута, работни канали и работни влакна на даден линк. Целната функција и ограничувањата се изразени како линеарна зависност помеѓу овие променливи.

Да претпоставиме дека почетната топологија има  $N$  јазли и  $L$  линкови, сообраќајното барање се состои од  $M$  врски, и постојат  $I$  можни типови на оптички кросконекти<sup>39</sup>.

Во ILP т.е. MIP (Mixed Integer Programming) моделот се користат следниве променливи:

$\delta_j$	Бинарна променлива со вредност 1 доколку линкот <sup>40</sup> $j$ се користи, а во спротивно 0.
$\delta_i^n$	1 ако јазелот $n$ е од тип $i$ , 0 во спротивно.
$UF_j$	Целобројна променлива која го дава бројот на оптички влакна што се потребни за рутирање на работниот сообраќај на линкот $j$ .
$UC_j$	Целобројна променлива која го дава бројот на канали кои се користат за рутирање на работниот сообраќај на линкот $j$ .
$UC_\lambda^j$	Целобројна променлива која го дава бројот на канали со бранова должина $\lambda$ кои се користат за рутирање на работниот сообраќај на линкот $j$ . (WP модел)

<sup>37</sup> Параметарот  $k$  се дефинира во ИОО (Интегрирана Објектна Околина). Колку поголемо  $k$  толку повеќе алтернативни рути се земаат во предвид за рутирање на сообраќајното барање помеѓу два јазли во моделот за доделување на работни капацитети и рутирање на работниот сообраќај. Тоа најчесто дава за резултат пониска цена на димензионираната мрежа но за сметка на подолго време на решавање на MIP т.е. ILP проблемот.

<sup>38</sup> Ова е само една од многуте можности за проширување на трудот.

<sup>39</sup>  $L$  и  $M$  се однесуваат на еднонасочни ентитети, т.е. за секоја бидирекционална врска броени се две патеки (патека од  $s$  кон  $d$ , и патека од  $d$  кон  $s$ )

<sup>40</sup> Во моделите под линк се подразбира множество на оптички влакна кои се користат за пренос во една насока!

$F_m^p$	Проток <sup>41</sup> низ рутата $p$ кој го опслужува сообраќајното барање $dm$ за $m$ -от $s,d$ сообраќаен пар.
$F_{m,\lambda}^p$	Проток низ рутата $p$ на брановата должина $\lambda$ кој го опслужува сообраќајното барање $dm$ за $m$ -от $s,d$ сообраќаен пар ( <b>WP модел</b> ).
$NT_n$	Тип на јазолот $n$ т.е. неговиот капацитет кој ќе овозможи преживливост на мрежата. Типот на јазлите после моделите за рерутирање (види 0) може да се разликува од првобитниот тип на јазолот т.е. типот на јазолот предложен од моделот за димензионирање. Вредноста на оваа променлива укажува на бројот на бидирекционални интерфејси т.е. линкови што може да ги прифати јазолот.

следниве скалари кои или се зададени во графичкиот модел или се изведени од излезот од предходниот математички модел:

$\alpha_j, \beta_j, \gamma_j$	Ова се скалари кои ја опишуваат цената на линкот, $\alpha$ се однесува на трошоците за полагање на кабелот (копање, полагање на црево и сл.), $\beta$ се однесува на оптичкото влакно т.е на терминалната опрема (мултиплексер, оптички засилувач или дополнително влакно за компензација на дисперзија), а $\gamma$ се однесува на канал (на пр. претворувач на бранови должини).
$C_i$	Цена на јазолот од тип $i$ ( $i=1 \dots I$ )
$K_i$	Капацитет на јазолот од тип $i$ (на пример: 4, 8, 16, 32). Бројката се однесува на бидирекционални линкови.
$k_m$	Бројот на најкратки патеки кои се земаат во предвид за рутирање помеѓу $m$ -от $s,d$ пар.
$\Lambda_j$	Број на бранови должини во оптичко влакно. $\lambda=1,2,\dots,\Lambda$
$MF_j$	Максимален број на оптички влакна по насока. Вкупниот број на влакна во кабелот е двојно поголем.
$d_m$	Сообраќајно барање на $m$ -от $s,d$ пар (сообраќајно барање во една насока).
$\delta_p^{j,m}$	1 доколку рутата $p$ од сообраќајното барање $dm$ го користи линкот $j$ , 0 во спротивно. Овој скалар т.е. податочен вектор се добива како излез од PreDim моделот т.е моделот за ногање на $k$ најкратки патеки за рутирање (векторската променлива $UL_j^{m,k}$ се експортира во база; види глава 7.2.2)
$\delta_n^j$	1 доколку линкот $j$ е инцидентен на јазолот $n$ , 0 во спротивно
$MND$	(Minimal Node Degree) Овој параметар го дефинира минималниот број на инцидентни линкови за даден јазол. Најмала вредност е 2 за да може да има реставрација при прекин на еден од инцидентните линкови.

и следниве индекси:

$j=\{a,b\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот $j$ ( $j:1 \dots L$ ) чии соседни јазли се $a,b$ ( $a:1 \dots N$ , $b:1 \dots N$ )
$u=\{a,b\}$	Дводимензионален индекс кој ги опишува линковите кај кои соседните јазли $a,b$ имаат нумерација така што важи $a>b$ .
$v=\{a,b\}$	Дводимензионален индекс кој ги опишува линковите кај кои соседните јазли $a,b$ имаат нумерација така што важи $a<b$ .
$m=\{s,d\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува $s,d$ парот од јазли помеѓу кои има сообраќајно барање $dm$ .
$p$	Индекс кој ги означува рутите кандидати за рутирање на сообраќајот помеѓу $s,d$ парот на јазли. Овие рути се генерирани од предходниот модел (PreDim).
$n$	Овој индекс ги означува јазлите во почетната мрежа т.е. топологија ( $n:1 \dots N$ )
$i$	Индекс кој го дефинира типот на јазолот (на пример: $K(2)=8$ )
$\lambda$	Бранова должина на патеката (се користи само во WP моделите).

Целта е да се минимизира цената на мрежата како што беше опишано во 7.1. Прифатениот модел на цени е линеарен, па целта е да се минимизира следнава функција:

$$MIN \sum_{j=1}^L (\alpha_j \cdot \delta_j + \beta_j \cdot UF_j + \gamma_j \cdot UC_j) + \sum_{n=1}^N \sum_{i=1}^I C_i \cdot \delta_i^n \quad \text{ф. 7.13}$$

за оптимизација на VWP мрежа. За WP мрежа користените канали се сумираат по  $\lambda$  како што следи:

<sup>41</sup> Единица за проток е  $\lambda$  канал.

$$\text{MIN} \sum_{j=1}^L (\alpha_j \cdot \delta_j + \beta_j \cdot UF_j + \gamma_j \cdot \sum_{\lambda=1}^{\Lambda} UC_{\lambda}^j) + \sum_{n=1}^N \sum_{i=1}^I C_i \cdot \delta_i^n \quad \Phi. 7.14$$

Променливите се лимитирани од извесен број на ограничувања кои ја дефинираат зависноста помеѓу овие променливи и зададените влезни параметри.

1) Првото множество на ограничувања произлегува од фактот дека протоците низ рутите кои се земаат во предвид за секој *sd* сообраќаен пар мора да бидат доволни за да го пренесат соодветното сообраќајно барање. Во VWP мрежите ова ограничување е дадено со следниов израз:

$$\sum_{p=1}^{km} F_m^p = D_m \quad \forall m \quad \Phi. 7.15$$

Во WP мрежите потребна е додатна сума по димензијата на брановите должини:

$$\sum_{p=1}^{km} \sum_{\lambda=1}^{\Lambda} F_{m,\lambda}^p = D_m \quad \forall m \quad \Phi. 7.16$$

2) Второто множество од ограничувања кажува дека бројот на работни канали во линкот мора да биде доволен за да го пренесе протокот низ овој линк. Во VWP мрежите важи:

$$UC_j \geq \sum_{m=1}^M \sum_{p=1}^{km} \delta_p^{m,j} \cdot F_m^p \quad \forall j \quad \Phi. 7.17$$

Во WP мрежите, ограничувањето важи за секоја бранова должина:

$$UC_{\lambda}^j \geq \sum_{m=1}^M \sum_{p=1}^{km} \delta_p^{m,j} \cdot F_{m,\lambda}^p \quad \forall j, \lambda \quad \Phi. 7.18$$

3) Врската помеѓу каналите и оптичките влакна е опишана со третото множество на ограничувања. Бројот на работни влакна мора да биде доволен за да се смести потребниот број на работни канали. Во VWP мрежите ова ограничување е дадено со следниов израз:

$$UC_j \leq \Lambda \cdot UF_j \quad \forall j, \quad \Phi. 7.19$$

а во WP мрежите важи:

$$UC_{\lambda}^j \leq UF_j \quad \forall j, \lambda \quad \Phi. 7.20$$

4) Дали одреден линк се користи или не може да се изрази преку следново ограничување кое важи и за VWP и за WP мрежи. Од друга страна од ова ограничување може да се толкува дека бројот на употребени оптички влакна по насока од линк не може да биде поголем од една половина од бројот на оптички парици во кабелот.

$$UF_j \leq MF_j \cdot \delta_j \quad \forall j \quad \Phi. 7.21$$

5) Дополнително ограничување се додава со цел да се овозможи мрежата да биде преживлива. Во тој контекст се наметнува ограничување дека бројот на бидирекционални линкови кои се инцидентни на секој јазол треба да биде поголем од 2, со други зборови степенот на поврзаност на секој јазол треба да биде најмалку 2 бидирекционални линкови. Со тоа се гарантира дека "оздравување" од дефект на еден бидирекционален линк е можно доколку по вториот има доволно капацитет. Ова ограничување е дадено со два, изрази затоа што моделите користат променливи кои се однесуваат на едностранни линкови (еден израз се однесува на едната, а другиот на другата насока од физичкото поврзување на два јазли).

$$\sum_u \delta_n^{j=u} \cdot \delta_{j=u} \geq MND_n \quad \forall n \quad \Phi. 7.22$$

<sup>42</sup> Изразите со \* се придонес на овој труд.

$$\sum_v \delta_n^{j=v} \cdot \delta_{j=v} \geq MND_n \quad \forall n \quad *$$
ф. 7.23

Во ИОО<sup>43</sup> може да се дефинира за секој јазол посебна вредност на степенот на поврзаност поголема од 2, иако вредноста 2 се подразбира. При дизајнирањето на иницијалната мрежа треба интуитивно или со метода на проба да се предвиди кај кои јазли е важно степенот на поврзаност да биде поголем од 2. Изборот на минималниот степен на поврзаност може значително да влијае врз решливоста на моделите за доделување на резервниот капацитет и рерутирање.

6) Во случај кога се врши оптимизација и на големината на јазолот (во овој труд тоа секогаш ќе биде случај види ја втората сума во изразите за целната функција ф. 7.13 и ф. 7.14), значи не може трошоците за јазолот да се вклучат во  $\alpha$ ,  $\beta$  и  $\gamma$ , тогаш во моделот треба да се вклучи следново множество на ограничувања:

$$\sum_{i=1}^I \delta_i^n = 1 \quad \forall n$$
ф. 7.24

Ова ограничување вели дека секој јазол мора да биде од некој тип. На пример доколку имаме четири типа на кросконекти на располагање (тип1=4, тип2=8, тип3=16 и тип4=32;  $i=1,2,3,4$ ), тогаш оптимизационата техника за јазолот  $n$  ќе избере еден од овие типови при што цената на мрежата биде минимална.

$$\sum_{j=1}^L \delta_n^j \cdot UF_j \leq 2 \cdot \sum_{i=1}^I K_i \cdot \delta_i^n \quad \forall n$$
ф. 7.25

Ограничувањето ф. 7.25 вели дека избраниот капацитет на јазолот мора да биде поголем од бројот на инцидентни линкови.

Со цел да се добијат остварливи решенија, капацитетот на најголемиот јазол треба да е доволно голем, евентуално вештачки преголем што одговара на вештачки превисока цена. На овој начин, овој тип на јазол ќе биде избегнат поради превисоката цена, но во секој случај ќе постои остварливо решение. После тоа, може да се провери  $\delta_i^n$  односно  $NT_n$  (види ф. 7.31) за да се провери дали јазолот  $n$  има разумна големина и доколку тој нема тогаш процесот на оптимизација се започнува од почеток со нова иницијална топологија во која се врши адаптирање на влезните податоци.

7) Следната група на ограничувања гарантира дека сообраќајните барања ја следат истата рута во двете насоки на иста бранова должина, но во влакното со спротивна насока. Со други зборови се остварува симетричност во рутирањето на сообраќајните барања.

$$UC_{a,b} = UC_{b,a} \quad \forall a,b, \text{ VWP мрежа} \quad *$$
ф. 7.26

$$UC_{a,b,\lambda} = UC_{b,a,\lambda} \quad \forall a,b,\lambda, \text{ WP мрежа} \quad *$$
ф. 7.27

$$F_{s,d}^p = F_{d,s}^p \quad \forall p,s,d, \text{ VWP мрежа} \quad *$$
ф. 7.28

$$F_{s,d}^{p,\lambda} = F_{d,s}^{p,\lambda} \quad \forall p,s,d,\lambda, \text{ WP мрежа} \quad *$$
ф. 7.29

Првите две ограничувања наметнуваат симетричност на употребените работни канали (UC-Used Channels), а ф. 7.28 и ф. 7.29 гарантираат дека делот од протокот од сообраќајното барање на  $sd$  парот кој е рутиран по патеката  $p$  ќе биде симетричен за двете насоки, а за WP мрежа избраната бранова должина ќе биде иста за двете насоки.

8) Следното ограничување е повторно придонес на овој труд и вели дека ако унидирекционалниот линк се користи тогаш за него мора да се употреби барем едно оптичко влакно (UF- Used Fiber).

$$UF_j \geq \delta_j \quad \forall j \quad *$$
ф. 7.30

9) Следниот израз всушност не претставува вистинско ограничување тој се користи за поупотреблив приказ на податоците во базата. Имено во табелата "dataNodes" од базата се дадени сите јазли и

<sup>43</sup> Интегрирана Објектна Околина

нивниот тип предложен од моделот за димензионирање. Предложениот тип (NT-Node Type) укажува на тоа каков јазол е потребен т.е. со колку бидирекционални оптички интерфејси (4, 8, 16 или 32).

$$NT_n = \sum_{i=1}^N K_i \cdot \delta_i^n \quad \forall n \quad \text{ф. 7.31}$$

**10)** Последно но не и најмалку важно е наметнувањето на ограничување на променливите да примаат целобројни т.е. бинарни вредности. Ова ограничување обично го зголемува времетраењето на решавањето на моделите. За решавање на MIP (Mixed Integer Programming) проблемите се користи "branch&cut" алгоритмот од CPLEX 7.1 солверот.

VWP мрежа:

$$UF_j, UC_j, F_m^p, NT_n \in Z^+, \quad \forall j, \forall p, \forall m, \forall n \quad \text{ф. 7.32}$$

$$\delta_j, \delta_i^n \in \{0,1\}, \quad \forall j, \forall n, \forall i$$

WP мрежа:

$$UF_j, UC_\lambda^j, F_m^{p,\lambda}, NT_n \in Z^+, \quad \forall j, \forall p, \forall m, \forall \lambda, \forall n \quad \text{ф. 7.33}$$

$$\delta_j, \delta_i^n \in \{0,1\}, \quad \forall j, \forall n, \forall i$$

Елаборираниот проблем има

$$\sum_{m=1}^M k_m + 3 \cdot L + (I+1) \cdot N \quad \text{ф. 7.34}$$

променливи за VWP мрежа. Првиот член на сумата потекнува од  $F_m^p$ <sup>44</sup>, вториот потекнува од  $UF_j, UC_j, \delta_j$ , третиот потекнува од  $\delta_i^n$  и  $NT_n$ . За WP мрежи вкупниот број на променливи изнесува:

$$\Lambda \cdot \sum_{m=1}^M k_m + (2 + \Lambda) \cdot L + (I+1) \cdot N \quad \text{ф. 7.35}$$

Бројот на ограничувања е за VWP мрежа изнесува:

$$\sum_{m=1}^M k_m + 5 \cdot L + 5 \cdot N + M \quad \text{ф. 7.36}$$

а за WP е даден со следниот израз

$$\Lambda \cdot \sum_{m=1}^M k_m + (4\Lambda + 1) \cdot L + 5 \cdot N + M \quad \text{ф. 7.37}$$

Од изразите се гледа дека бројот на променливи и ограничувања расте со зголемување на бројот на линкови и јазли во мрежата. Исто така бројот на променливи зависи и од бројот на  $k$  најкратки патеки кои се земаат во предвид за рутирање.

Ограничување на овие модели е тоа што целната функција мора да биде линеарна бидејќи треба да се реши со техника на линеарно програмирање. Употребените рути се добиваат како резултат на оптимизацијата и се експортираат во базата (т.е се експортираат променливите  $F_m^p$  и  $F_{m,\lambda}^p$ <sup>45</sup>). Ова множество на рути е оптимално од аспект на минимална вредност на целната функција.

Ограничувањата за целите броеви (integer constraints) се задолжителни, затоа што во спротивно најверојатно е да се најде решение кое е неостварливо поради нецели вредности за капацитетот кој се рутира по дадената рута. Нецелото решение добиено од линеарниот програм всушност претставува долна граница за целобројното решение. В&С алгоритмот го истражува дрвото за да најде целобројно решение (се користи branch&cut алгоритмот од CPLEX повикувачките рутини). Во branch&cut алгоритмот, CPLEX солверот решава серија од LP (Linear Programming) подпроблеми. За да ги изврши тие потпроблеми успешно, CPLEX гради дрво во кое секој потпроблем претставува јазол. Коренот на дрвото е LP олеснување (LP relaxation) на оригиналниот MIP проблем. Доколку решението на LP олеснувањето има една или повеќе рационални променливи, CPLEX ќе се обиде да

<sup>44</sup> Овој член е претставен со сума, а не со производ затоа што не за сите сообраќајни барања можат да се пронајдат точно " $k$ " најкратки рути. Ако е можно тогаш членот преоѓа во производ  $k \cdot M$  што е горниот лимит со кој што овој член може да придонесе во вкупниот број на променливи.

<sup>45</sup> Сите други променливи освен  $\delta_i^n$  исто така се експортираат во базата и се користат во наредните модели.

пронајде пресеци (cuts). Пресеците претставуваат ограничувања кои се додаваат на моделот за да ги ограничи (отсече) нецелите решенија кои во спротивно би биле решение на LP олеснувањето. CPLEX може да генерира неколку типови на пресеци (Clique cuts, Cover cuts, Flow cuts, GUB cuts, Gomory fractional cuts, etc.) Ваквите алгоритми историски се познати како branch&bound (B&B), особено ако не се генерираат пресеци. За мрежи со поголем број на линкови, јазли или сообраќајни барања овој алгоритам може да трае релативно долго. Сепак, откако алгоритмот ќе го најде првото или х-то целобројно решение тој може да се прекине. Добиениот резултат е остварливото решение но не мора да биде оптимално.

Кога ќе заврши оптимизацијата на работните капацитети и рутирањето во базата се експортираат следните променливи:  $\delta_j$ ,  $UF_j$ ,  $UC_j$ ,  $F_m^p$  и  $NT_n$  за VWP мрежи, а за WP мрежи следните:  $\delta_j$ ,  $UF_j$ ,  $UC_j$ ,  $F_{m,\lambda}^p$ ,  $NT_n$ . Тие се експортираат во табелата "outUsedLinks" (види слика 7.13) и "outFlowOnRouteP". Втората табела се комбинира со "SortedTraffic" табелата со користење на SQL JOIN исказот при што се добива табелата "qdfLinkInRoute" (види слика 7.13).

a	b	deltaJ	Fibers	Fj	SFj	SCj
1	2	1	1	4		
1	3	1	1	16		
1	7	1	1	0		
2	1	1	1	4		
2	6	1	1	14		
2	7	1	1	0		
3	1	1	1	16		
3	4	1	2	20		
3	8	1	1	16		
4	3	1	2	20		
4	5	1	1	4		
4	8	1	1	4		
5	4	1	1	4		
5	6	1	2	20		
5	8	1	1	16		
6	2	1	1	14		
6	5	1	2	20		
6	7	1	2	20		
6	8	1	1	14		
7	1	1	1	0		
7	2	1	1	0		
7	6	1	2	20		
8	3	1	1	16		
8	4	1	1	4		
8	5	1	1	16		
8	6	1	1	14		
			32	296		

(a)

s	d	a	b	deltaM	p	Fpm
1	4	3	4	1	1	16
1	4	1	3	1	1	16
1	4	2	6	1	3	4
1	4	6	8	1	3	4
1	4	8	4	1	3	4
1	4	1	2	1	3	4
2	8	2	6	1	1	10
2	8	6	8	1	1	10
3	5	8	5	1	1	16
3	5	3	8	1	1	16
3	5	4	5	1	2	4
3	5	3	4	1	2	4
4	1	3	1	1	1	16
4	1	4	3	1	1	16
4	1	2	1	1	3	4
4	1	4	8	1	3	4
4	1	8	6	1	3	4
4	1	6	2	1	3	4
5	3	8	3	1	1	16
5	3	5	8	1	1	16
5	3	5	4	1	2	4
5	3	4	3	1	2	4
5	7	5	6	1	1	20
5	7	6	7	1	1	20
7	5	6	5	1	1	20
7	5	7	6	1	1	20
8	2	6	2	1	1	10
8	2	8	6	1	1	10

(б)

слика 7.13 Табели "outUsedLinks" и "qdfLinkInRoute" за VWP мрежа

сликата се гледа дека вкупниот број на употребени оптички влакна за рутирање на работниот сообраќај изнесува 32, ако се вклучат и 4-те со проток 0, а бројот на употребени канали изнесува 296. Од табелата на слика 7.13б може да се видат избраните оптимални патеки за рутирање на сообраќајните барања. На пример од предложените три рути (види слика 7.12б) за сообраќајниот пар 1-4 избрани се само две ( $p=1$  и  $p=3$ ), а за сообраќајниот пар 2-8 од предложените три рути избана е само една ( $p=1$ ).

Овој модел е имплементиран во MPL (Mathematical Programming Language), а програмската листа е дадена во главите 9.1.2 и 9.2.2 за WP и VWP мрежи соодветно.

## 7.2.4. Математички модели за наоѓање на k најкратки патеки за рутирање

Овие модели во суштина се многу слични на моделот за наоѓање на KSH за рутирање. Основна разлика што важи за сите KSH модели за реставрација во однос на KSH моделот за рутирање е иницијалната мрежа за рутирање која се разгледува. Таа е со редуциран број на линкови. Исклучени се линковите кои моделот за димензионирање одлучил дека се премногу скапи и не ги употребил за рутирање на работниот сообраќај, а не ги ни резервирал за планирана реставрација.



## 7.2.4.1. KSH модел за реставрација на линк (PreResLR)

Во овој модел специфично е тоа што е замислено дека мрежата се состои од  $L$  линкови, при што постојат само сообраќајни барања помеѓу соседните јазли и тие се рутираат во еден скок. Сообраќајните барања помеѓу соседните јазли кој во овој случај се третираат како  $m$ -ти сообраќаен  $sd$  пар, одговараат на протокот од работниот сообраќај низ тој линк кој моделот за димензионирање го доделил. Значи имаме скоро иста мрежа како иницијалната мрежа на почетокот со некој исклучен линк и со променета сообраќајна матрица. Откако се направи оваа апстракција KSH моделот за реставрација станува идентичен со KSH моделот за рутирање, со тоа што треба да се забрани рутирање на сообраќајното барање по директниот линк, затоа што тој е во прекин.

Во моделот се користат следниве векторски променливи кои треба да се адаптираат со користење на оптимизационата техника:

$UL_j^{m,k}$	(UsedLink) Бинарна променлива со вредност 1 доколку рутата $k$ која пренесува дел од протокот од линкот $m$ кој е во дефект минува низ линкот $j$ , во спротивно 0
$PATHS_k^m$	Бинарна променлива со вредност 1 доколку рутата $k$ се користи за рерутирање на протокот од линкот $m$ кој е во дефект.
$F_{max}$	Оваа целобројна (integer) променлива ја дава вредноста на проток на максимално оптоварениот линк од мрежата
$HD_k^m$	(HopDistance) Целобројна променлива која го дава бројот на скокови во $k$ -та реставрациона рута за $m$ -от линк во дефект. Се користи во алгоритмот за сортирање.

следниве скалари кои или се зададени во графичкиот модел или се изведени од излезот од предходниот математички модел:

$\Lambda_j$	Број на бранови должини по оптичко влакно. $\lambda=1,2,\dots,\Lambda$
$MF_j$	Максимален број на оптички влакна по насока. Вкупниот број на влакна во кабелот е двојно поголем.
$F_j$	Проток предизвикан од работниот сообраќај на линкот $j$ пред да настане дефектот. Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот.
$d_m$	Претставува протокот низ линкот $m$ пред дефектот.

и следниве индекси:

$j=\{a,b\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот $j$ ( $j:1\dots L$ ) чии соседни јазли се $a,b$ ( $a:1\dots N$ , $b:1\dots N$ ). Во Dimensioning моделот можно е дел од првобитните линкови да бидат исклучени од множеството на линкови кандидати. Затоа ова множество линкови е подмножество на првобитното множество на линкови.
$m=\{s,d\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот во дефект чии соседни јазли се $s,d$ ( $s:1\dots N$ , $d:1\dots N$ ).
$n$	Овој индекс ги означува јазлите во новата мрежна топологија препорачана од Dimensioning моделот ( $n:1\dots N$ ).
$k$	$k$ индексот ги опишува различните рути по кои се рерутира сообраќајот кој е во прекин поради дефект на линкот $m$ .

Целта е да се минимизира протокот на максимално оптоварениот линк т.е. следнава функција:

$$\text{MIN } F_{\max}$$

ф. 7.38

Множеството на ограничувања е идентично на ограничувањата за KSH моделот за рутирање (види 7.2.2) со исклучок на ограничувањата ф. 7.40 и ф. 7.41. Затоа ќе се задржам подетално на овие две специфични ограничувања, а другите нема да бидат посебно елаборирани.

1) Следново ограничување ја дефинира променливата која ја содржи вредноста на линкот со максимален проток.

$$F_{\max} \geq \sum_{m=1}^M \sum_{k=1}^{d_m} UL_j^{m,k} \quad \forall j = 1, 2, \dots, L$$

ф. 7.39

2) Ова ограничување е повторно добро познатото ограничување за конзервација на проток. Во него е специфично тоа што се внимава при формулацијата да не се користи линкот кој е во дефект ( $j \neq m$ ). Од математичката формулација дадена со ф. 7.40 тоа не може така јасно да се разбере како на пример од имплементацијата во MPL (види 9.2.3). Со оглед на тоа што ограничувањето важи за секое  $s, d, a$  во

двете суми од десната страна (LHS-Left Hand Side) треба да се внимава на сумирањето по  $b$  така да  $b$  не прими вредност која во комбинација со  $a$  ќе даде идентичен линк на  $s, d$  т.е  $m$ .

$$\sum_{\substack{b=1 \\ b \neq d \text{ IF } a=s}}^N UL_{a,b}^{s,d,k} - \sum_{\substack{b=1 \\ b \neq s \text{ IF } a=d}}^N UL_{b,a}^{s,d,k} = \begin{cases} PATH_m^k & \text{за } s = a \\ -PATH_m^k & \text{за } d = a \\ 0 & \text{за други} \end{cases} \quad \forall s, d, a, k; \quad j \neq m \quad \text{ф. 7.40}$$

3) Ова ограничување се однесува на капацитетот на линковите и се разликува во однос на ф. 7.6 во тоа што на десната страна (RHS-Right Hand Side) од неравенката треба да се земе во предвид протокот на работниот сообраќај низ тој линк. Низ даден линк  $j$  можат да поминат онолку патеки така што не се надмине максималниот број на слободни бранови должини во тој линк. Максималниот број на слободни бранови должини е производ од максималниот број на оптички влакна по насока (пола од вкупниот број на влакна во кабелот) и бројот на бранови должини по влакно за тој линк намален за вредноста на протокот на работниот сообраќај.

$$\sum_{m=1}^M \sum_{k=1}^{d_m} UL_j^{m,k} \leq MF_j \cdot \Lambda_j - F_j \quad \forall j = 1, 2, \dots, L; \quad j \neq m \quad \text{ф. 7.41}$$

4) Моделот за линкот  $m$  кој е во дефект ќе генерира онолку KSH рути колку што изнесувал протокот низ линкот пред тој да се прекине. Дел од овие рути ќе се повторуваат па е потребно сортирање. За таа цел после завршување на оптимизациониот процес треба да се изврши програмот за сортирање со избор на третата опција (види слика 7.10). Доколку сакаме да се зголеми бројот на генерирани KSH рути тогаш може хипотетички да се зголеми протокот низ дадениот линк со множење на актуелниот проток со некој тежински фактор. Со оглед на тоа што бинараната променливата  $PATH$  има вредност 1 доколку  $k$ -та рута се користи за рерутирање на единица од протокот на  $m$ -от линк во дефект, важи следново ограничување:

$$\sum_{k=1}^{d_m} PATH_m^k = d_m \quad \forall m = 1, 2, \dots, L \quad \text{ф. 7.42}$$

5) Ограничување за симетричност во рерутирање на протокот од прекинатиот линк.

$$UL_{a,b,k}^{s,d} = UL_{b,a,k}^{d,s} \quad \forall s, d, a, b, k \quad \text{ф. 7.43}$$

6) Наредните две ограничувања спречуваат појава на затворени циклуси т.е патеки кои се враќаат на претходно поминат јазол.

$$\sum_{b=1}^N \sum_{k=1}^{d_m} UL_{a=d,b}^{s,d,k} + \sum_{a=1}^N \sum_{k=1}^{d_m} UL_{a,b=s}^{s,d,k} = 0 \quad \forall s, d \quad \text{ф. 7.44}$$

$$UL_{b,a}^{s,d,k} + UL_{a,b}^{s,d,k} \leq 1 \quad \forall s, d, a, b, k \quad \text{ф. 7.45}$$

8) Дефинирање на променливата HD која ја содржи вредноста на бројот на скокови на секоја патека за рерутирање на работниот сообраќај од  $m$ -от линк во дефект.

$$HD_k^m = \sum_{j=1}^L UL_j^{m,k}, \quad \forall m, k; \quad \forall k = 1, 2, \dots, d_m; \quad \text{ф. 7.46}$$

9) Ограничување за некои од променливите да примаат ненегативни целобројни, а некои бинарни вредности.

$$UL_j^{m,k}, PATHS_k^m \in \{0,1\} \quad \forall j = 1, 2, \dots, L, \quad \forall k = 1, 2, \dots, d_m, \quad \forall m = 1, 2, \dots, M \quad \text{ф. 7.47}$$

$$F_{\max}, HD_k^m \in Z^+$$

Од горниот модел во базата се експортира променливата  $UL_j^{m,k}$  во табелата наречена RestorationRouting. Во оваа табела има повеќекратно повторени KSH рути па затоа се извршува програмот за сортирање со избор на третата опција (види слика 7.10). На слика 7.14 се прикажани SortedRestorationRouting и outUsedLinks табелите. Првата табела е резултат на сортирањето. Втората табела е прикажана само за споредба. Нека го разгледуваме линкот 1-3. Од втората табела која ја претставува outUsedLink табелата се гледа дека протокот на работниот сообраќај низ овој линк изнесувал 16. Ако линкот 1-3 е во дефект KSH моделот за реставрација на линк предлага четири рути за рерутирање (1-7-6-8-3, 1-2-6-8-3, 1-7-6-5-4-3 и 1-2-7-6-5-4-3).

KSH Моделот за реставрација дури предложил и распределба на протокот низ овие четири рути (16=10+3+1+2). Овие KSH рути се предлог за рерутирање за моделот за реставрација на линк (7.2.5.1). Некои од нив ќе бидат избрани, а протокот ќе биде повторно распределен за да се добијат минимални трошоци за реставрација.

s	d	a	b	k	dm	delta	HD
1	2	7	2	1	4	1	2
1	2	1	7	1	4	1	2
1	3	7	6	1	10	1	4
1	3	1	7	1	10	1	4
1	3	8	3	1	10	1	4
1	3	6	8	1	10	1	4
1	3	1	2	2	3	1	4
1	3	8	3	2	3	1	4
1	3	2	6	2	3	1	4
1	3	6	8	2	3	1	4
1	3	7	6	3	1	1	5
1	3	6	5	3	1	1	5
1	3	5	4	3	1	1	5
1	3	4	3	3	1	1	5
1	3	1	7	3	1	1	5
1	3	5	4	4	2	1	6
1	3	1	2	4	2	1	6
1	3	4	3	4	2	1	6
1	3	7	6	4	2	1	6
1	3	2	7	4	2	1	6
1	3	6	5	4	2	1	6
2	1	7	1	1	4	1	2
2	1	2	7	1	4	1	2
2	6	2	7	1	14	1	2
2	6	7	6	1	14	1	2

a	b	deltaJ	Fibers	Fj	SFj	Scj
1	2	1	1	4		
1	3	1	1	16		
1	7	1	1	0		
2	1	1	1	4		
2	6	1	1	14		
2	7	1	1	0		
3	1	1	1	16		
3	4	1	2	20		
3	8	1	1	16		
4	3	1	2	20		
4	5	1	1	4		
4	8	1	1	4		
5	4	1	1	4		
5	6	1	2	20		
5	8	1	1	16		
6	2	1	1	14		
6	5	1	2	20		
6	7	1	2	20		
6	8	1	1	14		
7	1	1	1	0		
7	2	1	1	0		
7	6	1	2	20		
8	3	1	1	16		
8	4	1	1	4		
8	5	1	1	16		
8	6	1	1	14		

слика 7.14 Исечок од (а) SortedRestorationRouting и (б) outUsedLinks табелата

Овој модел е имплементиран во MPL (Mathematical Programming Language), а програмската листа е дадена во главата 9.1.3.

#### 7.2.4.2. KSH модел за реставрација на патеки (PreResPR)

За разлика од KSH моделот за реставрација на линк овој модел не се базира целосно на KSH моделот за рутирање (види 7.2.2). Всушност тој претставува L-кратно повторување на KSH моделот за рутирање, каде што L претставува број на линкови. Моделот за KSH рутирање се повторува за секој линк  $x$  под претпоставка дека тој е во дефект. При тоа треба да се внимава при барањето на KSH да тој линк биде исклучен од множеството на линкови кои можат да се користат за рерутирање. Ова се остварува при декларацијата на променливата  $UL_{k,x}^{m,j}$  со поставување услов  $j \neq x$  ( $a \neq e$  и  $b \neq f$ ). Кога условот не е исполнет променливата прима вредност 0. Исто така во нецелосната мрежа со исклучен линк  $x$  кој е во дефект, треба да се предложат  $k$  најкратки рути за работните патеки кои минуваат низ тој линк. Ова се остварува при декларација на променливата  $PATHS_{k,x}^m$  со поставување услов  $D_x^m > 0$ . Скаларот  $D_x^m$  го претставува делот од протокот на  $m$ -от  $s,d$  пар кој минува низ линкот  $x$  кој е во дефект. Кога условот не е исполнет променливата  $PATHS$  прима вредност 0.

Во моделот се користат следниве векторски променливи кои треба да се адаптираат со користење на оптимизационата техника:

$UL_{k,x}^{m,j}$	(UsedLink) Бинарна променлива со вредност 1 доколку реставрационата рутата $k$ која пренесува дел од протокот на $m$ -от $s,d$ пар кој минува низ $x$ -от линк во дефект го користи линкот $j$ , во спротивно 0. $j \neq x$
$PATHS_{k,x}^m$	Бинарна променлива со вредност 1 доколку рутата $k$ се користи за рерутирање на дел од протокот на $m$ -от $s,d$ пар кој минува низ $x$ -от линк во дефект. $D_x^m > 0$
$FMAX_x$	Оваа целобројна (integer) променлива ја дава вредноста на проток на максимално оптоварениот линк од мрежата кога линкот $x$ е во дефект.
$HD_x^{m,k}$	(HopDistance) Целобројна променлива која го дава бројот на скокови во $k$ -та реставрациона рута за работна рута од $m$ -от $s,d$ пар која минува низ $x$ -от линк во дефект. Се користи во алгоритмот за сортирање.

следниве скалари кои или се зададени во графичкиот модел или се изведени од излезот од претходниот математички модел:

$D_x^m$	Претставува дел од протокот на $m$ -от $s,d$ пар кој минува низ линкот $x$ .
$\Lambda_j$	Број на бранови должини по оптичко влакно. $\lambda=1,2,\dots,\Lambda$
$MF_j$	Максимален број на оптички влакна по насока. Вкупниот број на влакна во кабелот е двојно поголем.
$F_j$	Проток предизвикан од работниот сообраќај на линкот $j$ пред да настане дефектот. Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот.

и следниве индекси:

$j=\{a,b\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот $j$ ( $j:1\dots L$ ) чии соседни јазли се $a,b$ ( $a:1\dots N$ , $b:1\dots N$ ). Во Dimensioning моделот можно е дел од првобитните линкови да бидат исклучени од множеството на линкови кандидати. Затоа ова множество линкови е подмножество на првобитното множество на линкови.
$x=\{e,f\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот во дефект чии соседни јазли се $e,f$ ( $e:1\dots N$ , $f:1\dots N$ ).
$m=\{s,d\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува $s,d$ сообраќајниот пар.
$n$	Овој индекс ги означува јазлите во новата мрежна топологија препорачана од Dimensioning моделот ( $n:1\dots N$ ).
$k$	$k$ индексот ги опишува различните рути по кои се рутира сообраќајот кој е во прекин поради дефект на линкот $x$ .

Целната функција се разликува од досега применуваната во 7.2.2 и 7.2.4.1. Имено за секое  $x$  имаме посебна нецелосна мрежа за која се добива една вредност на максимално оптоварен линк  $FMAX_x$ . Целта е да се минимизира сумата на сите овие вредности за максимално оптоварен линк:

$$MIN \sum_{x=1}^L FMAX_x \quad \text{ф. 7.48}$$

1) Следново ограничување ја лимитира променливата која ја содржи вредноста на линкот со максимален проток за дадена нецелосна мрежа со исклучен линк  $x$  кој е во дефект.

$$FMAX_x \geq \sum_{m=1}^M \sum_{k=1}^{D_x^m} UL_{k,x}^{m,j} \quad \forall j, \forall x, \quad j \neq x \quad \text{ф. 7.49}$$

2) Ограничувањето за конзервација на протокот важи за секоја нецелосна мрежа посебно. Значи во споредба со ф. 7.40 бројот на ограничувања е  $x$  пати поголем. Ограничувањето ф. 7.40 се наметнува за секое  $s, d, a, k$  а ограничувањето ф. 7.50 се наметнува за секое  $s, d, a, k, x$ . Треба да се забележи дека како и во претходните KSH модели бројот на  $k$  најкратки рути се определува согласно сообраќајното барање, во случајов делот од сообраќајното барање на  $m$ -от сообраќаен пар кој минувал низ линкот  $x$  кој е во дефект. Ова ограничување е клучно што се однесува до рутирањето на патеките и треба повторно да се внимава да во предложената рута не се појави линкот кој е во дефект. Затоа се наметнува условот ( $x \neq j$ ).

$$\sum_{\substack{b=1 \\ IF \ a \neq d}}^N UL_{k,x}^{s,d,a,b} - \sum_{\substack{b=1 \\ IF \ a \neq s}}^N UL_{k,x}^{s,d,b,a} = \begin{cases} PATH_x^{m,k} & \text{за } s = a \\ -PATH_x^{m,k} & \text{за } d = a \quad \forall x, s, d, a, k; \quad x \neq j; \quad \forall k = 1, 2, \dots, D_x^m \\ 0 & \text{за други} \end{cases} \quad \text{ф. 7.50}$$

3) Ова ограничување се однесува на капацитетот на линковите и слично како и во ф. 7.41 во RHS од неравенката се зема во предвид протокот на работниот сообраќај низ тој линк. Слично како и повеќето ограничувања за овој модел ограничувањето се повторува за секоја нецелосна мрежа т.е. за секој линк  $x$  кој е во дефект

$$\sum_{m=1}^M \sum_{k=1}^{D_x^m} UL_{j,x}^{m,k} \leq MF_j \cdot \Lambda_j - F_j \quad \forall j, x; \quad j \neq x \quad \text{ф. 7.51}$$

4) Моделот за патеката  $m$  која е во прекин поради дефект на линкот  $x$  ќе генерира онолку KSH рути колку што изнесувал протокот на оваа патека ( $D_x^m$ ) низ линкот пред тој да се прекине. Вредноста на овој проток се чита од InputDm табелата (види слика 7.19). Треба да се забележи дека сообраќајното барање на  $m$ -от  $sd$  сообраќаен пар може да биде распределено за рутирање низ повеќе работни

патеки. Овде се реставрира само протокот на онаа патека која минувала низ линкот  $x$  кој е во дефект<sup>46</sup>.

$$\sum_{k=1}^{D_x^m} PATHS_x^{m,k} = D_x^m \quad \forall m, x \quad \text{ф. 7.52}$$

5) Ограничување за симетричност во рерутирањето се наметнува за секоја нецелосна мрежа односно за секој линк  $x$  т.е за секој јазел  $e, f$  кој го терминира линкот  $x$ .

$$UL_{k,e,f}^{s,d,a,b} = UL_{k,f,e}^{d,s,b,a} \quad \forall s, d, a, b, e, f; \quad \forall k = 1, 2, \dots, D_x^m \quad \text{ф. 7.53}$$

6) Следат познатите ограничувања за спречување на затворени циклуси кои исто така се наметнуваат за секоја нецелосна мрежа.

$$\sum_{b=1}^N \sum_{k=1}^{D_x^m} UL_{x,x}^{s,d,d,b} + \sum_{a=1}^N \sum_{k=1}^{D_x^m} UL_{k,x}^{s,d,a,s} = 0 \quad \forall s, d, x \quad \text{ф. 7.54}$$

$$UL_{k,x}^{s,d,b,a} + UL_{k,x}^{s,d,a,b} \leq 1 \quad \forall s, d, a, b, k, x; \quad \forall k = 1, 2, \dots, D_x^m \quad \text{ф. 7.55}$$

7) Дефинирање на променливата HD која ја содржи вредноста на бројот на скокови на секоја патека за рерутирање на протокот на работната патека  $m$  што минува низ  $x$ -от линк во дефект. Се забележува дека оваа променлива има уште една димензија т.е зависи и од индексот  $x$  кој ја определува нецелосната мрежа.

$$HD_x^{m,k} = \sum_{j=1}^L UL_{k,x}^{m,j}, \quad \forall m, x; \quad \forall k = 1, 2, \dots, D_x^m; \quad \text{ф. 7.56}$$

8) Ограничување за некои од променливите да примаат ненегативни целобројни, а некои бинарни вредности.

$$UL_{k,x}^{m,j}, PATHS_x^{m,k} \in \{0,1\} \quad \forall j, x = 1, 2, \dots, L, \quad \forall m = 1, 2, \dots, M, \quad \forall k = 1, 2, \dots, D_x^m \quad \text{ф. 7.57}$$

$$FMAX_x, HD_x^{m,k} \in Z^+$$

s	d	a	b	k	delta	e	f	p	HD
1	4	1	7	1	1	1	2		5
1	4	5	4	1	1	1	2		5
1	4	2	6	1	1	1	2		5
1	4	6	5	1	1	1	2		5
1	4	7	2	1	1	1	2		5
1	4	5	4	2	1	1	2		4
1	4	6	5	2	1	1	2		4
1	4	1	7	2	1	1	2		4
1	4	7	6	2	1	1	2		4
1	4	3	4	3	1	1	2		2
1	4	1	3	3	1	1	2		2
1	4	3	4	4	1	1	2		2
1	4	1	3	4	1	1	2		2

(a)

s	d	a	b	k	dm	delta	e	f	p	HD
1	4	1	3	1	2	1	1	2		2
1	4	3	4	1	2	1	1	2		2
1	4	6	5	2	1	1	1	2		4
1	4	1	7	2	1	1	1	2		4
1	4	7	6	2	1	1	1	2		4
1	4	5	4	2	1	1	1	2		4
1	4	6	5	3	1	1	1	2		5
1	4	5	4	3	1	1	1	2		5
1	4	2	6	3	1	1	1	2		5
1	4	1	7	3	1	1	1	2		5
1	4	7	2	3	1	1	1	2		5

(б)

слика 7.15 Исечок од табелите (a) RestorationRouting и (б) SortedRestorationRouting

Од овој модел во базата се екпортира променливата  $UL_{k,x}^{m,j}$  и тоа во табелата RestorationRouting. Во оваа табела има повеќекратно повторени KSH рути па затоа се извршува програмот за сортирање со избор на третата опција (види слика 7.10).

<sup>46</sup> Не е предвидено дека различни работни патеки можат да користат ист линк. Тоа не е реална претпоставка но врз основа на искуството од тестирањето на повеќе мрежи и сообраќајни матрици констатирано е дека овој случај е редок за средно поврзани меш графови. Сепак овој случај може да се опфати со внесување на уште еден индекс во PATHS и UL променливите што во овој труд не е направено, затоа што значително го зголемува бројот на променливи, а со тоа проблемот станува потешко решлив. Ваквите сложени модели може да се решаваат со можноста за дистрибуирано процесирање кај CPLEX 7.1 солверот, но за тоа се потребни лиценци за секој компјутер на кој CPLEX солверот е инсталиран.

Како што може да се види на слика 7.15 при прекин на линкот 1-2 ( $e=1, f=2$ ) во прекин е патеката 1-4 (види слика 7.19a). KSH моделот за реставрација на патеки предлага четири најкратки патеки (1-7-2-6-5-4, 1-7-6-5-4 и два пати 1-3-4) како предлог за рерутирање. Од тие четирите патеки една се повторува два пати (1-3-4). После извршување на програмот за сортирање се добива табелата "SortedRestorationRouting" која е прикажана на слика 7.15б. Во оваа табела се гледа дека нема повторување на патеките и тие се подредни по бројот на скокови, прво најкратките, а потоа подолгите. Ваквата табела се користи како влезен податок за моделите за реставрација на патека (види глава 7.2.5.2; ReroutingPR).

Овој модел е имплементиран во MPL (Mathematical Programming Language), а програмската листа е дадена во главите 9.3.3 и 9.4.3.

### 7.2.4.3. KSH модел за реставрација на патеки со диверзификација (PreResPRd)

Овој модел е многу сличен на KSH моделот за реставрација на патеки (види глава 7.2.4.2) иако суштински се разликуваат. Во овој модел не е од интерес да се разгледува линкот кој е во прекин па врз основа на таа информација во нецелосната мрежа да се бараат KSH за реставрација. Всушност во моделот воопшто не се ни спомнува линкот кој е во прекин. Тука е од интерес информацијата која патека е во прекин, без разлика што во трудот се разгледува случај на реставрација доколку дојде до прекин на еден линк. Тоа е така, затоа што се бара диверзитет, односно без разлика кој линк од работната патеката да е во прекин за патеката треба да се предложат KSH патеки за рерутирање кои немаат ниту еден заеднички линк со работната патека. Ова се остварува преку ограничувањето за диверзитет дадено со ф. 7.64. Многу важна табела која се користи во овој модел е табелата `qdfLinkInRoute` која е дадена на слика 7.13б (треба да се забележи дека се работи за табела генерирана за VWP мрежа). Во оваа табела прикажано е како се рутираат работните патеки. Се гледа дека сообраќајното барање на  $sd$  парот 1-4 кое изнесува 20 се пренесува по две рути (1-3-4 и 1-2-6-8-4). Треба да се забележи дека индексот  $p$  еднозначно ја определува работна патека за  $sd$  парот. Така на пример, за 1-4 сообраќајниот пар  $p=1$  укажува на патеката 1-3-4, а  $p=3$  укажува на патеката 1-2-6-8-4.

Затоа во овој модел индексот  $p$  е од клучно значење, аналогно на значењето на индексот  $x=(e,f)$  во KSH моделот за реставрација на патеки. За секој  $sd$  пар и за секоја негова патека т.е секое негово  $p$  се бараат KSH реставрациони патеки кои немаат ниту еден заеднички линк со работната патека.

Во моделот се користат следниве векторски променливи кои треба да се адаптираат со користење на оптимизационата техника:

$UI_{p,k}^{m,j}$	(UsedLink) Бинарна променлива со вредност 1 доколку реставрационата рутата $k$ која пренесува дел од протокот на $m$ -от $s,d$ пар кој минувал низ $p$ -та работна рута, која е во прекин) го корисити линкот $j$ , во спротивно 0.
$PATHS_{p,k}^m$	Бинарна променлива со вредност 1 доколку рутата $k$ се користи за рерутирање на дел од протокот на $m$ -от $s,d$ пар кој минувал низ $p$ -та работна рута <sup>47</sup> , во спротивно 0.
$FMAX$	Оваа целобројна (integer) променлива ја дава вредноста на проток на максимално оптоварениот линк од мрежата.
$HD_k^{m,p}$	(HopDistance) Целобројна променлива која го дава бројот на скокови во $k$ -та реставрациона рута за $p$ -та работна рута од $m$ -от $s,d$ пар. Се користи во алгоритмот за сортирање

следниве скалари кои или се зададени во графичкиот модел или се изведени од излезот од предходниот математички модел:

$d_m$	Сообраќајно барање на $m$ -от $s,d$ пар.
$A_j$	Број на бранови должини по оптичко влакно. $\lambda=1,2,\dots,\Lambda$
$IR_p^{m,j}$	(Initial Route) 1 доколку $p$ -та работна рута од $m$ -от $s,d$ пар минува низ линкот $j$ , во спротивно 0. Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот.
$MF_j$	Максимален број на оптички влакна по насока. Вкупниот број на влакна во кабелот е двојно поголем.
$F_j$	Проток предизвикан од работниот сообраќај на линкот $j$ . Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот.

<sup>47</sup> Под работна рута се подразбира рута која се користи за рутирање на работниот сообраќај.

$F_p^m$	Проток на $m$ -от $s,d$ пар кој минува низ $p$ -та работна рута. Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот.
$MaxP$	Број на различни работни рути. Се зема вредноста на оној сообраќаен која има најмногу вакви рути.

и следниве индекси:

$j=\{a,b\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот $j$ ( $j:1...L$ ) чии соседни јазли се $a,b$ ( $a:1...N$ , $b:1...N$ ). Во Dimensioning моделот можно е дел од првобитните линкови да бидат исклучени од множеството на линкови кандидати. Затоа ова множество линкови е подмножество на првобитното множество на линкови.
$m=\{s,d\}$	Дводимензионален индекс кој ги опишува $s,d$ парот од јазли помеѓу кои има сообраќајно барање $dm$ .
$n$	Овој индекс ги означува јазлите во новата мрежна топологија препорачана од Dimensioning моделот ( $n:1...N$ ).
$k$	$k$ индексот ги опишува различните реставрациони рути по кои се рерутира сообраќајот кој е во прекин поради дефект на линк во $p$ -та работна рута.
$p$	$p$ индексот ги опишува различните рути по кои се рутира работниот сообраќај.

Целната функција е иста како и за 7.2.2 и треба да се минимизира протокот на максимално оптоварениот линк

$MIN \quad FMAX$

ф. 7.58

1) Со ова ограничување се лимитира променливата која ја содржи вредноста на линкот со максимален проток. Се забележува дека за разлика од претходните модели овде имаме тројна сума. Покрај сумирањето по  $m$  и  $k$  променливата  $UL_{p,k}^{m,j}$  се сумира и по  $p$  што е во согласност на дефиницијата на  $UL_{p,k}^{m,j}$ . Таквата дефиниција е последница на тоа што ентитетот кој се разгледува и за кого бараме KSH е еднозначно определен од  $m$  и  $p$ .

$$FMAX \geq \sum_{m=1}^M \sum_{k=1}^{F_p^m} \sum_{p=1}^{MaxP} UL_{p,k}^{m,j} \quad \forall j \quad *$$

ф. 7.59

2) Ограничувањето за конзервација на протокот важи и во овој случај. Во споредба со ф. 7.40 бројот на ограничувања е  $p$  пати поголем. Треба да се забележи дека како и во претходните KSH модели бројот на  $k$  најкратки рути се определува согласно протокот на  $p$ -та работна патека на сообраќајниот пар  $sd$  ( $k=1,2,..., F_p^m$ ).

$$\sum_{b=1}^N UL_{p,k}^{s,d,a,b} - \sum_{b=1}^N UL_{p,k}^{s,d,b,a} = \begin{cases} PATH_p^{m,k} & \text{за } s = a \\ -PATH_p^{m,k} & \text{за } \partial = a \\ 0 & \text{за други} \end{cases} \quad \forall p,s,d,a; \quad \forall k = 1,2,\dots,F_p^m \quad *$$

ф. 7.60

3) Ова ограничување се однесува на капацитетот на линковите и слично како и во ф. 7.41 во RHS од неравенката се зема во предвид протокот на работниот сообраќај низ тој линк.

$$\sum_{m=1}^M \sum_{k=1}^{F_p^m} \sum_{p=1}^{MaxP} UL_{p,k}^{m,j} \leq MF_j \cdot \Lambda_j - F_j \quad \forall j$$

ф. 7.61

4) Моделот за  $p$ -та патеката која е во прекин поради дефект на некој од нејзините линкови ќе генерира онолку KSH рути колку што изнесувал протокот на оваа патека ( $F_p^m$ ). Вредноста на овој проток се чита од qdfLinkInRoute табелата (види слика 7.13)

$$\sum_{k=1}^{F_p^m} PATH_p^{m,k} = F_p^m \quad \forall m, \forall p \quad *$$

ф. 7.62

5) Ограничување за симетричност во рерутирањето се наметнува за секоја  $p$ -та работна патека. Со други зборови, за  $p$ -та патека на  $sd$  сообраќајниот пар и за  $p$ -та патека на  $ds$  сообраќајниот пар  $k$ -те реставрациони рути треба да бидат симетрични т.е. да одат по исти линкови но со спротивна насока.

$$UL_{p,k}^{s,d,a,b} = UL_{p,k}^{d,s,b,a} \quad \forall s,d,a,b,p; \quad \forall k = 1,2,\dots,F_p^m \quad *$$

ф. 7.63

6) Ова ограничување е клучно за KSH моделите со диверзитет. Тоа кажува дека било кој употребен линк (UL-Used Link) од страна на  $k$ -та рута за реставрација на протокот од  $p$ -та работна патека од  $sd$  сообраќајниот пар не смее да биде ист со некој линк од  $p$ -работна патека.

$$UL_{p,k}^{m,j} + IR_p^{m,j} \leq 1; \quad \forall m, \forall j; \forall k = 1, 2, \dots, F_p^m; \forall p = 1, 2, \dots, MaxP \quad * \quad \Phi. 7.64$$

7) Следат познатите ограничувања за спречување на затворени циклуси во  $k$ -те предложени рути за реставрација на протокот од  $p$ -та работна патека од  $sd$  парот.

$$\sum_{b=1}^N \sum_{k=1}^{F_p^m} UL_{p,k}^{s,d;a=d,b} + \sum_{a=1}^N \sum_{k=1}^{F_p^m} UL_{p,k}^{s,d;a,b=s} = 0 \quad \forall s, d, p \quad \Phi. 7.65$$

$$UL_{p,k}^{s,d,b,a} + UL_{p,k}^{s,d,a,b} \leq 1 \quad \forall s, d, a, b; \quad \forall k = 1, 2, \dots, D_x^m; \quad \forall p = 1, 2, \dots, MaxP \quad * \quad \Phi. 7.66$$

8) Дефинирање на променливата HD која ја содржи вредноста на бројот на скокови на  $k$ -та патека предложена за рерутирање на протокот на  $p$ -та работната патека од  $sd$  парот.

$$HD_k^{m,p} = \sum_{j=1}^L UL_{p,k}^{m,j}, \quad \forall m; \quad \forall k = 1, 2, \dots, F_p^m; \quad \forall p = 1, 2, \dots, MaxP \quad * \quad \Phi. 7.67$$

9) Ограничување за некои од променливите да примаат ненегативни целобројни, а некои бинарни вредности

$$UL_{p,k}^{m,j}, PATHS_p^{m,k} \in \{0,1\} \quad \forall j = 1, 2, \dots, L; \forall m = 1, 2, \dots, M; \forall k = 1, 2, \dots, F_p^m; \forall p = 1, 2, \dots, MaxP \quad \Phi. 7.68$$

$$FMAX, HD_k^{m,p} \in Z^+$$

s	d	a	b	k	dm	p	m	delta	e	f	HD
2	8	1	3	1	3	1	2	1	2	6	3
2	8	2	1	1	3	1	2	1	2	6	3
2	8	3	8	1	3	1	2	1	2	6	3
2	8	5	8	2	1	1	2	1	2	6	4
2	8	7	6	2	1	1	2	1	2	6	4
2	8	6	5	2	1	1	2	1	2	6	4
2	8	2	7	2	1	1	2	1	2	6	4
2	8	7	1	3	5	1	2	1	2	6	4
2	8	3	8	3	5	1	2	1	2	6	4
2	8	2	7	3	5	1	2	1	2	6	4
2	8	1	3	3	5	1	2	1	2	6	4
2	8	5	4	4	1	1	2	1	2	6	5
2	8	6	5	4	1	1	2	1	2	6	5
2	8	7	6	4	1	1	2	1	2	6	5
2	8	2	7	4	1	1	2	1	2	6	5
2	8	4	8	4	1	1	2	1	2	6	5

(a)

s	d	a	b	k	dm	p	m	delta	e	f
2	8	1	3	1	5		2	1	2	6
2	8	2	1	1	5		2	1	2	6
2	8	3	8	1	5		2	1	2	6
2	8	2	7	2	3		2	1	2	6
2	8	6	8	2	3		2	1	2	6
2	8	7	6	2	3		2	1	2	6
2	8	3	8	3	2		2	1	2	6
2	8	7	1	3	2		2	1	2	6
2	8	1	3	3	2		2	1	2	6
2	8	2	7	3	2		2	1	2	6

(б)

слика 7.16 Исечок од табелите (а) qdfPRdSortResWithM за PRd и (б) qdfSortedResRoutingWithM за PR модел

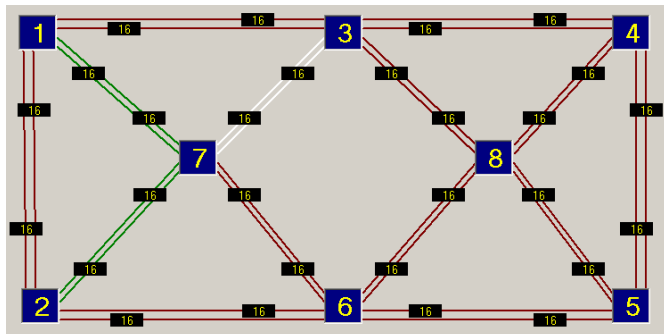
Од овој модел во базата се експортира променливата  $UL_{p,k}^{m,j}$  во табелата "RestorationRouting". Во оваа табела колоните  $e$  и  $f$  кои укажуваат на линкот кој е во прекин се празни, зошто  $UL_{p,k}^{m,j}$  не зависи од  $e$  и  $f$  т.е. линкот во прекин. Затоа оваа табела се комбинира со "qdfLinkInRoute" (види слика 7.13) со користење на SQL JOIN исказот, при што се добива табела наречена "qdfPRdRestoration" која ги содржи  $e$  и  $f$  колоните. Оваа табела во комбинација со табелата "InputDm" со користење на SQL JOIN исказот ја дава табелата "qdfPRdSortResWithM" чиј исечок е прикажан на слика 7.16а. Имено ова се прави затоа што во моделите за рерутирање патеките се еднозначно определени со линкот кој е во дефект ( $e, f$ ) и редниот број кој тие патеки го зафаќале во тој линк ( $m$ ). На слика 7.16б е прикажан исечок од аналогната табела добиена од KSH моделот за реставрација на патеки без диверзификација. Со оглед на тоа што работната патека на 2-8  $sd$  парот е рутирана по 2-6-8 (види слика 7.13) за моделот со диверзификација не треба во  $k$ -те предложени реставрациони рути да ги има линковите 2-6 и 6-8. Ако се погледне слика 7.16а ќе се констатира дека тоа е навистина исполнето, но ако се погледне табелата на слика 7.16б која се однесуваше на моделот без диверзификација ќе се забележи дека линкот 6-8 е употребен во втората ( $k=2$ ) предложена реставрациона рута (2-7-6-8).

Моделот е имплементиран во MPL (Mathematical Programming Language), а програмската листа е дадена во главите 9.5.4 и 9.6.3.



## 7.2.5. Модели за рерутирање и планирање на резервните капацитети

Да разгледуваме мрежа со  $L$  линкови и  $M$  патеки за која се дадени рутите за работниот сообраќај (добиеени од моделот за димензионирање, види 7.2.3). Треба да се напомене дека оваа мрежа може да се разликува од иницијалната мрежа конструирана со ИОО, затоа што можно е моделот за рутирање и доделување на работни капацитети да ги исклучил од резултантната мрежа линковите кои се многу скапи (по тие линкови не поминува работниот сообраќај)\*.



слика 7.17 Редуцирана мрежа

од работниот сообраќај, а и нема да се користи за реставрација. Тој се исклучува од иницијалната мрежа што ќе се користи за моделите за реставрација.

Во WP мрежите, ограничувањето за континуитет на брановите должини се наметнува на реставрационите рути. Во случај на реставрација на линк само каналот во прекинатиот линк, кој е дел од афектираната патека, се рерутира, па затоа каналот мора да се рерутира на оригиналната бранова должина. Во случај на реставрација на патеки, парот предавател-приемник може да бидат со можност на промена на брановата должина (tunable), или може да бидат слободни парови предавател-приемник на други бранови должини. Во тој случај, е дозволено рерутирање на друга бранова должина (WPa случај), а во спротивно мора да се пронајде рута на оригиналната бранова должина (WPb случај). Јасно е дека за WPb случајот мора да биде на располагање истата бранова должина по должината на рутата, со оглед на тоа што нема претворувачи на бранови должини во транзитните јазли.

Помеѓу соседните јазли на линкот кој е во дефект во случај на реставрација на линк, или помеѓу крајните јазли од патеките, во случај на реставрација на патеки, се бараат  $k$  најкратки патеки (со користење на моделите 7.2.4) во некомплетната мрежа (т.е. мрежата од слика 7.17 без белиот линк и без линкот во дефект). За PRd моделите се наметнува дополнително барање да  $k$ -те најкратки патеки кои се предлагаат за рерутирање содржат линкови различни од линковите користени за рутирање на работниот сообраќај.

### 7.2.5.1. Реставрација на линк (ReroutingLR)

Во оваа глава ќе биде елаборирана стратегијата за реставрација на линк. Помеѓу соседните јазли на линкот кој е во дефект се најдени  $k$  најкратки патеки (со користење на моделот 7.2.4.1) во некомплетната мрежа. Имено со моделот во 7.2.4.1 е генерирана табелата "SortedRestorationRouting" во која се предложени " $k$ " најкратки патеки за рерутирање за секоја комбинација на некомплетна мрежа, т.е. за секој линк се предлагаат рути за реставрација доколку тој биде во дефект (види слика 7.14). На слика 7.14 индексите  $s, d$  го дефинираат линкот кој е во дефект, а индексите  $a, b$  ги дефинираат линковите кои се користат во реставрационата патека. Така на пример, доколку линкот 1-3 е во прекин моделот PreResLR (види 7.2.4) предложил 4 реставрациони рути од кои првата и втората имаат 4 скока, третата има 5, а четвртата 6 скока. Моделот PreResLR исто така предложил и распределба на протоците на овие препорачани рути и тоа 10, 3, 1, 2 соодветно на секоја рута (ова значи дека линкот 1-3 пред да биде во дефект имал проток 16). Од овие 4 рути моделот за реставрација на линк може да избере една или неколку со цел да се минимизира целната функција т.е. вкупната цена на мрежата.

Во моделот се користат следниве векторски променливи кои треба да се адаптираат со користење на оптимизационата техника:

$SF_x$	Број на резервни оптички влакна (spare fibers) кои треба да се употребат на линкот $x$ за да мрежата биде преживлива при дефект на некој линк.
$SC_x$	Број на резервни оптички канали (spare channels) кои треба да се употребат на линкот $x$ за да мрежата биде преживлива при дефект на некој линк.
$SC_\lambda^x$	Број на резервни оптички канали (spare channels) со бранова должина $\lambda$ кои треба да се употребат на линкот $x$ за да мрежата биде преживлива при дефект на некој линк.
$F_p^j$	Проток низ $p$ -та реставрациона рута за линкот $j$ кој е во дефект
$F_p^{j,\lambda}$	Проток низ $p$ -та реставрациона рута со бранова должина $\lambda$ од линкот $j$ кој е во дефект
$\delta_i^n$	1 ако јазелот $n$ е од тип $i$ , 0 во спротивно.
$NT_n$	Тип на јазолот $n$ т.е. неговиот капацитет кој ќе овозможи преживливост на мрежата. Типот на јазлите после Rerouting моделите може да се разликува од првобитниот тип на јазолот т.е. типот на јазолот предложен од Dimensioning моделите.

следниве скалари кои или се зададени во графичкиот модел или се изведени од излезот од предходниот математички модел:

$\beta_x, \gamma_x$	Ова се скалари кои ја опишуваат цената на линкот, $\beta$ се однесува на оптичкото влакно, а $\gamma$ се однесува на канал.
$\Lambda_x$	Број на бранови должини по оптичко влакно. $\lambda=1,2,\dots,\Lambda$
$P_j$	Број на реставрациони рути за линкот $j$
$ASC_x$	Неискористени оптички канали од страна на работниот сообраќај на линкот $x$ , кои може да се користат за реставрација. Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот. (VWP case)
$ASC_\lambda^x$	Неискористени оптички канали со бранова должина $\lambda$ од страна на работниот сообраќај на линкот $x$ , кои може да се користат за реставрација. Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот. (WP case)
$F_j$	Проток предизвикан од работниот сообраќај на линкот $j$ пред да настане дефектот. Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот.
$F_\lambda^j$	Проток предизвикан од работниот сообраќај на линкот $j$ на бранова должина $\lambda$ пред да настане дефектот. Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот.
$MF_x$	Максимален број на оптички влакна по насока. Вкупниот број на влакна во кабелот е двојно поголем.
$\delta_p^{j,x}$	1 доколку при дефект на $j$ -от линк $p$ -та реставрациона рута минува низ линкот $x$ , 0 во спротивно.
$\delta_n^x$	1 доколку линкот $x$ е инцидентен на јазолот $n$ , 0 во спротивно.
$UF_x$	Број на оптички влакна што се потребни за рутирање на работниот сообраќај на линкот $j$ . Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот.
$C_i$	Цена на јазолот од тип $i$ ( $i=1\dots I$ )
$K_i$	Капацитет на јазелот од тип $i$ (на пример: 4, 8, 16, 32). Бројката се однесува на бидирекционални линкови.

и следниве индекси:

$j=\{s,d\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот во дефект чии соседни јазли се $s,d$ ( $s:1\dots N, d:1\dots N$ ).
$x=\{a,b\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот $x$ ( $x:1\dots L$ ) чии соседни јазли се $a,b$ ( $a:1\dots N, b:1\dots N$ ). Во Dimensioning моделот можно е дел од првобитните линкови да бидат исклучени од множеството на линкови кандидати. Затоа ова множество линкови е подмножество на првобитното множество на линкови.
$p$	Овој индекс ги опишува различните рути по кои се редутира сообраќајот кој е во прекин поради дефект на линкот $j$ .
$n$	Овој индекс ги означува јазлите во почетната мрежа т.е. топологија ( $n:1\dots N$ )
$i$	Индекс кој го дефинира типот на јазелот (на пример: $K(2)=8$ )
$\lambda$	Бранова должина на патеката (се користи само во WP моделите).

Вкупната цена на резервниот капацитет за целосна преживливост при дефект на еден линк мора да биде минимизирана. Затоа целната функција која треба да се минимизира во сите модели кои се однесуваат на VWP мрежи е следнава:

$$\text{MIN} \sum_{x=1}^L (\beta_x \cdot SF_x + \gamma_x \cdot SC_x) + \sum_{n=1}^N \sum_{i=1}^I C_i \cdot \delta_i^n$$

ф. 7.69

а за WP мрежи целната функција е:

$$\text{MIN} \quad \sum_{x=1}^L (\beta_x \cdot SF_x + \gamma_x \cdot \sum_{\lambda=1}^{\Lambda} SC_{\lambda}^x) + \sum_{n=1}^N \sum_{i=1}^I C_i \cdot \delta_i^n \quad \text{ф. 7.70}$$

За LR моделите треба да се исполнат следниве ограничувања.

1) Кога линкот  $j$  е во дефект, работниот проток кој минува низ овој линк мора да се рерутира низ  $P_j$  можни реставрациони рути. Согласно со тоа за VWP мрежи важи

$$\sum_{p=1}^{P_j} F_p^j = F_j \quad \forall j \quad *$$

а за WP мрежи:

$$\sum_{p=1}^{P_j} F_p^{j,\lambda} = F_{\lambda}^j \quad \forall j, \lambda \quad \text{ф. 7.72}$$

2) Доколку линкот  $j$  е во дефект, резервниот капацитет (резервните канали) на другите линкови мора да биде доволен за да го прифати протокот на реставрационите рути. За VWP мрежи важи:

$$SC_x \geq \sum_{p=1}^{P_j} \delta_p^{j,x} \cdot F_p^j \quad \forall j, x \quad j \neq x \quad *$$

а за WP мрежи:

$$SC_{x,\lambda} \geq \sum_{p=1}^{P_j} \delta_p^{j,x} \cdot F_p^{j,\lambda} \quad \forall j, x, \lambda \quad j \neq x \quad *$$

3) Каналите за резервен капацитет (SC-Spare Channels) мора да бидат сместени во оптички влакна, работно или резервно. Доколку бројот на потребни резервни канали (SC) е поголем од бројот на неупотребени канали во работното влакно (ASC), тогаш ќе биде потребно дополнително резервно влакно односно влакна. Во VWP мрежите ова ограничување е дадено со следниов израз:

$$SC_x - ASC_x \leq \Lambda_x \cdot SF_x \quad \forall x, \text{ VWP case} \quad \text{ф. 7.75}$$

кој за WP мрежи станува:

$$SC_{x,\lambda} - ASC_{x,\lambda} \leq SF_x \quad \forall x, \forall \lambda, \text{ WP case} \quad \text{ф. 7.76}$$

4) Следново ограничување е последница на тоа што во моделите се работи со еднонасочни линкови и патеки. Обично при прекин на физичка секција доаѓа до прекин и на двете насоки (поради прекин на оптички кабел), иако е можен дефект на една насока поради неисправен ласер или приемник. Затоа протокот кој минува низ двете насоки треба да се рерутира по идентични резервни патеки но во спротивни влакна.

$$F_p^{s,d} = F_p^{d,s} \quad \forall s, d, p \quad *$$

5) Следниве две ограничувања се однесуваат на оптимизација на јазлите. Првото ограничување наметнува да јазелот биде од некој од расположивите типови (во трудот е работено со 4, 8, 16 и 32). Второто ограничување вели дека избраниот капацитет на јазелот мора да биде поголем од бројот на инцидентни оптички влакна. Ова ограничување се разликува од ф. 7.25 затоа што го има членот SF (Spare Fibers). Имено, моделот за рерутирање може да додели дополнителни резервни влакна за да се сместат потребните резервни канали (SC). Овие резервни влакна треба да терминираат на соседните јазли. Затоа вкупниот број на инцидентни оптички влакна е сума од работните и резервните влакна кои терминираат на даден јазол.

$$\sum_{i=1}^I \delta_i^n = 1, \quad \forall n \quad \text{ф. 7.78}$$

$$\sum_{x=1}^L \delta_n^x \cdot (UF_x + SF_x) \leq 2 \cdot \sum_{i=1}^I K_i \cdot \delta_i^n, \quad \forall n \quad \Phi. 7.79$$

Node	Type	MinNodeDegree	ResType
1	4	3	4
2	4	3	4
3	4	3	8
4	4	3	4
5	4	3	8
6	8	3	16
7	4	3	8
8	4	4	8

слика 7.18 "dataNodes" табела за LR WP случај

б) Следново ограничување го дава типот на јазелот.  $NT$  променливата се експортира во базата во табелата dataNodes во полето "ResType". Како што може да се забележи на слика 7.18 вредностите во "ResType" колоната се разликуваат за дадени јазли од оние во "Type" колоната (Type колоната беше пополнета од моделот за рутирање и доделување на работни капацитети). Значи дека за рерутирање на моделот не му биле доволни неискористените капацитети во работните влакна па додал резервни влакна кои толку го зголемиле бројот на инцидентни линкови што морал да се смени и типот на јазелот.

$$NT_n = \sum_{i=1}^I K_i \cdot \delta_i^n \quad \forall n \quad \Phi. 7.80$$

7) Вкупниот број на работни и резервни влакна во линкот мора да биде помал или еднаков на максималниот број расположиви влакна во кабелот (односно пола од максималниот број на влакна во кабелот зошто се работи за еднонасочен линк).

$$UF_x + SF_x \leq MF_x \quad \forall x \quad \Phi. 7.81$$

8) Резервниот капацитет и протокот низ реставрационите рути мора да бидат целобројни ненегативни вредности:

VWP мрежа:

$$SF_x, SC_x, F_p^j, NT_n \in Z^+, \quad \forall x, \forall j, \forall p, \forall n \quad \Phi. 7.82$$

$$\delta_i^n \in \{0,1\}, \quad \forall n, \forall i$$

WP мрежа:

$$SF_x, SC_\lambda^x, F_p^{j,\lambda}, NT_n \in Z^+, \quad \forall x, \forall j, \forall p, \forall \lambda, \forall n$$

$$\delta_i^n \in \{0,1\}, \quad \forall n, \forall i \quad \Phi. 7.83$$

Моделот е имплементиран во MPL (Mathematical Programming Language), а програмската листа е дадена во главите 9.1.4 и 9.2.4 за WP и VWP мрежи соодветно.

### 7.2.5.2. Реставрација на патека (ReroutingPR и ReroutingPRd)

Овие два модели се исти иако даваат различни резултати што е резултат на различните влезни податоци генерирани од претходните модели, PreResPR и PreResPRd (вид слика 7.16). Имено PreResPRd генерира реставрациони рути кои немаат заеднички линк со работната патека.

Во моделот се користат следниве векторски променливи кои треба да се адаптираат со користење на оптимизационата техника:

$SF_j$	Број на резервни оптички влакна (spare fibers) кои треба да се употребат на линкот $j$ за да мрежата биде преживлива при дефект на некој линк.
$SC_j$	Број на резервни оптички канали (spare channels) кои треба да се употребат на линкот $j$ за да мрежата биде преживлива при дефект на некој линк.
$SC_\lambda^j$	Број на резервни оптички канали (spare channels) со бранова должина $\lambda$ кои треба да се употребат на линкот $j$ за да мрежата биде преживлива при дефект на некој линк.
$F_p^{x,m}$	Проток низ $p$ -та реставрациона рута која пренесува дел од сообраќајното барање на $m$ -та патека што минувала низ линкот $x$ кој е во дефект.
$F_{p,\lambda}^{x,m}$	Проток низ $p$ -та реставрациона рута која го пренесува сообраќајното барање на бранова должина $\lambda$ на $m$ -та патека што минувала низ линкот $x$ кој е во дефект.

7. Димензионирање на преживливи WDM мрежи

$\delta_i^n$	1 ако јазелот $n$ е од тип $i$ , 0 во спротивно.
$NT_n$	Тип на јазолот $n$ т.е. неговиот капацитет кој ќе овозможи преживливост на мрежата. Типот на јазлите после Rerouting моделите може да се разликува од првобитниот тип на јазолот т.е. типот на јазолот предложен од Dimensioning моделите.

следниве скалари кои или се зададени во графичкиот модел или се изведени од излезот од предходниот математички модел:

$\beta_j, \gamma_j$	Ова се скалари кои ја опишуваат цената на линкот, $\beta$ се однесува на оптичкото влакно, а $\gamma$ се однесува на канал.
$\Lambda_j$	Број на бранови должини по оптичко влакно. $\lambda=1,2,\dots,\Lambda$
$ASC_j$	Неискористени оптички канали од страна на работниот сообраќај на линкот $j$ , кои може да се користат за реставрација. Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот. (VWP case)
$ASC_\lambda^j$	Неискористени оптички канали со бранова должина $\lambda$ од страна на работниот сообраќај на линкот $j$ , кои може да се користат за реставрација. Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот. (WP case)
$P_m^x$	Број на реставрациони рути за $m$ -та патека која минува низ линкот $x$ кој е во дефект. <b>Индексот <math>m</math> не содржи информации за <math>s,d</math> сообраќајниот пар туку само ги нумерира патеките кои минуваат низ линкот <math>x</math> кој е во дефект.</b>
$\delta_{m,p}^{j,x}$	Бинарен скалар со вредност 1 доколку реставрационата рутата $p$ за $m$ -та патека која минува низ $x$ -от линк во дефект го корисити линкот $j$ , во спротивно 0. $j \neq x$
$A_x$	Број на патеки кои се во прекин поради дефект на линкот $x$
$MF_j$	Максимален број на оптички влакна по насока. Вкупниот број на влакна во кабелот е двојно поголем.
$d_m^x$	Сообраќајно барање т.е. проток на $m$ -та патека која минува низ $x$ -от линк во дефект. Индексот $m$ не содржи информации за $s,d$ сообраќајниот пар туку само ги нумерира патеките кои минуваат низ линкот $x$ кој е во дефект.
$d_{m,\lambda}^x$	Сообраќајно барање на $m$ -та патека на бранова должина $\lambda$ која минува низ $x$ -от линк во дефект. Индексот $m$ не содржи информации за $s,d$ сообраќајниот пар туку само ги нумерира патеките кои минуваат низ линкот $x$ кој е во дефект.
$\delta_m^{j,x}$	Бинарен скалар со вредност 1 доколку патеката $m$ која минувала низ линкот $x$ кој е во дефект, во својата работна рута го содржи линкот $j$ . Се користи за "FREE" <sup>48</sup> моделите.
$\delta_n^j$	1 доколку линкот $j$ е инцидентен на јазолот $n$ , 0 во спротивно.
$UF_j$	Број на оптички влакна што се потребни за рутирање на работниот сообраќај на линкот $j$ . Се добива како излезен податок од Dimensioning моделот.
$C_i$	Цена на јазолот од тип $i$ ( $i=1\dots I$ )
$K_i$	Капацитет на јазелот од тип $i$ (на пример: 4, 8, 16, 32). Бројката се однесува на бидирекционални линкови.

и следниве индекси:

$n$	Овој индекс ги означува јазлите во почетната мрежа т.е. топологија ( $n:1\dots N$ )
$j=\{a,b\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот $j$ ( $j:1\dots L$ ) чии соседни јазли се $a,b$ ( $a:1\dots N, b:1\dots N$ ). Во Dimensioning моделот можно е дел од првобитните линкови да бидат исклучени од множеството на линкови кандидати. Затоа ова множество на линкови е подмножество на првобитното множество на линкови.
$x=\{a,b\}$	Дводимензионален индекс кој го опишува линкот во дефект чии соседни јазли се $a,b$ ( $a:1\dots N, b:1\dots N$ ).
$m$	Индекс кој ја идентификува патеката со сообраќајно барање $d_m^x$ која минува низ линкот $x$ кој е во дефект. Индексот $m$ не содржи информации за $s,d$ сообраќајниот пар туку само ги нумерира патеките кои минувале низ линкот $x$ кој е во дефект.
$i$	Индекс кој го дефинира типот на јазелот (на пример: $K(2)=8$ )
$p$	Индексот ги опишува различните рути по кои се рутира сообраќајот кој е во прекин поради дефект на линкот $x$ .
$\lambda$	Бранова должина на патеката (се користи само во WP моделите).

Треба да се забележи дека во PR моделите за разлика од LR моделите линкот кој е во дефект се карактеризира со индексот  $x$ , а другите линкови кои се користат за реставрација на сообраќајот низ линкот во дефект се претставени со индексот  $j$ . Целта е да се минимизира потполно истата функција како и во LR моделот (види ф. 7.69 и ф. 7.70):

$$MIN \sum_{j=1}^L (\beta_j \cdot SF_j + \gamma_j \cdot SC_j) + \sum_{n=1}^N \sum_{i=1}^I C_i \cdot \delta_i^n, \text{ VWP мрежа} \quad \text{ф. 7.84}$$

<sup>48</sup> Тоа се PR и PRd модели кај кои се ослободува капацитетот зафатен од страна на прекинатите патеки поради дефект на даден линк.

$$\text{MIN} \sum_{j=1}^L (\beta_j \cdot SF_j + \gamma_j \cdot \sum_{\lambda=1}^{\Lambda} SC_{\lambda}^j) + \sum_{n=1}^N \sum_{i=1}^I C_i \cdot \delta_i^n, \text{ WP мрежа} \quad \Phi. 7.85$$

Во PR стратегиите ограничувањата се малку поинакви од оние во LR реставрацијата.

1) Кога линкот  $x$  е во дефект, секоја прекината патека  $m$  треба да се реставрира. Индексирањето на патеките во линкот по индексот  $m$  го прави специјална субрутина интегрирана во ИОО. Оваа субрутина може да се изврши само доколку претходно е решен моделот за димензионирање, затоа што се потребни излезните податоци од овој модел. Субрутината се активира во програмот за сортирање на податоци (опција 20 од траката со алатки; види слика 7.10) со избор на опцијата за генерирање на "InputDm" табелата. Исечок од InputDm табелата за VWP и WP мрежа е даден на слика 7.19. Како што може да се забележи од сликата, на пример низ линкот 2-6 проаѓаат две патеки, и тоа патеката 1-4 и патеката 2-8. Овие две патеки се индексирани по индексот  $m$  како патека 1 ( $m=1$ ) и патека 2 ( $m=2$ ). На овој начин патеката е еднозначно определена доколку се знае линкот во дефект (т.е индексот  $x=(a,b)$ ) и индексот  $m$  кој таа патека го зафаќала на тој линк.

За WP мрежи InputDm табелата содржи дополнително поле т.е. колоната "lambda" што се однесува на брановата должина на која се пренесува единица од сообраќајното барање на работната патека што минува низ дадениот линк. Така на пример, за патеката 1-4 што минува низ линкот 2-6 сообраќајното барање е 4 па мора да се резервираат 4 бранови должини ( $\lambda=1, 5, 13, 16$ ).

Ограничувањето вели дека  $p$ -те реставрационите рути на патеката  $m$  од линкот  $x$  кој е во дефект, мора да го пренесат сообраќајното барање на прекинатата патека. Оттука за VWP мрежи важи:

$$\sum_{p=1}^{p_m^x} F_p^{x,m} = d_m^x \quad \forall x, m \quad \Phi. 7.86$$

Од равенката се гледа дека сообраќајното барање на дадената патека е еднозначно определено со два индекси, индексот на линкот во дефект –  $x$  и редниот број на патека во рамките на тој линк -  $m$ .<sup>49</sup>

Во случај на WP мрежа постои разлика помеѓу ограничувањата за WPa (со променливи примопредаватели) и WPb (со фиксни примопредаватели) мрежа. За WPa мрежа важи:

$$\sum_{p=1}^{p_m^x} \sum_{\lambda=1}^{\Lambda_x} F_{p,\lambda}^{x,m} = \sum_{\lambda=1}^{\Lambda_x} d_{m,\lambda}^x \quad \forall x, m \quad \Phi. 7.87$$

Со оглед на тоа што брановата должина на предавателите е променлива, не е важно дали патеката на бранова должина  $\lambda$  ќе се реставрира на истата бранова должина или на некоја друга. Ова ограничување се покажува како голем потрошувач на време за решавање на проблемот. За големи мрежи потребно е да се прекине<sup>50</sup> branch&cut алгоритмот што дава целобројно решение но не мора да биде оптимално. Сепак за мрежата која е разгледувана за приказ на резултати во овој труд branch&cut алгоритмот го наоѓаше оптималното решение во разумно време (не поголемо од 10min на Pentium III на 850MHz, со 128MB RAM).

Може да се забележи дека повеќето од формулите во оваа глава се означени како придонес иако суштински се слични на формулите во [54]. Сепак има една голема разлика, а тоа е што во овој труд има дополнително индексирање по  $x$ . Тоа е направено затоа што се врши оптимизација на сите комбинации на нецелосни мрежи (иницијалната мрежа со исклучен линк во дефект). Една вредност на  $x$  значи една нецелосна мрежа, и за неа се предложени  $k$  најкратки реставрациони рути за секое  $m$  во моделелите PreResPR и PreResPRd (види 7.2.4.2 т.е.7.2.4.3), и исто така за секоја вредност на  $x$ .

Во WPb мрежите примопредавателите не се променливи и затоа важи:

<sup>49</sup> Овој начин за еднозначно определување на патеките е задоволителен за PR моделите, а за PRd моделите можно е да биде потребно дополнителен индекс доколку патеки од ист сообраќаен пар користат ист линк.

<sup>50</sup> Доколку не сме спремни да чекаме неколку часови или денови.

$$\sum_{p=1}^{P_x} F_{p,\lambda}^{x,m} = d_{m,\lambda}^x \quad \forall x, m, \lambda$$

ф. 7.88

a	b	s	d	m	dm	p
1	2	1	4	1	4	3
1	3	1	4	1	16	1
2	1	4	1	1	4	3
2	6	1	4	1	4	3
2	6	2	8	2	10	1
3	1	4	1	1	16	1
3	4	1	4	1	16	1
3	4	3	5	2	4	2
3	8	3	5	1	16	1
4	3	4	1	1	16	1
4	3	5	3	2	4	2
4	5	3	5	1	4	2
4	8	4	1	1	4	3
5	4	5	3	1	4	2
5	6	5	7	1	20	1
5	8	5	3	1	16	1
6	2	4	1	1	4	3
6	2	8	2	2	10	1
6	5	7	5	1	20	1
6	7	5	7	1	20	1
6	8	1	4	1	4	3
6	8	2	8	2	10	1
7	6	7	5	1	20	1
8	3	5	3	1	16	1
8	4	1	4	1	4	3
8	5	3	5	1	16	1
8	6	4	1	1	4	3
8	6	8	2	2	10	1

(a) VWP мрежа

a	b	s	d	m	dm	lambda	p
2	1	4	1	1	1	1	3
2	1	4	1	1	1	5	3
2	1	4	1	1	1	13	3
2	1	4	1	1	1	16	3
2	6	1	4	1	1	1	3
2	6	1	4	1	1	5	3
2	6	1	4	1	1	13	3
2	6	1	4	1	1	16	3
2	6	2	8	2	1	3	1
2	6	2	8	2	1	4	1
2	6	2	8	2	1	6	1
2	6	2	8	2	1	7	1
2	6	2	8	2	1	8	1
2	6	2	8	2	1	10	1
2	6	2	8	2	1	11	1
2	6	2	8	2	1	12	1
2	6	2	8	2	1	14	1
2	6	2	8	2	1	15	1

(б) WP мрежа

слика 7.19 InputDm табела на VWP мрежа и исечок од InputDm табелата за WP мрежа

2) Доколку линкот  $x$  е во дефект, резервниот капацитет на другите линкови мора да биде доволен за да се смести протокот на реставрационите рути за секоја работна патека  $m$  и за секое  $x$ . За VWP мрежи важи:

$$SC_j \geq \sum_{m=1}^{A_x} \sum_{p=1}^{P_m^x} \delta_{m,p}^{j,x} \cdot F_p^{x,m} \quad \forall j, \forall x, j \neq x$$

а за WP:

$$SC_{j,\lambda} \geq \sum_{m=1}^{A_x} \sum_{p=1}^{P_m^x} \delta_{m,p}^{j,x} \cdot F_{p,\lambda}^{x,m} \quad \forall j, \forall x, \forall \lambda, j \neq x$$

3) Каналите за резервен капацитет (SC-Spare Channels) мора да бидат сместени во оптички влакна, работно или резервно. Ова ограничување е исто како и за LR стратегијата (види ф. 7.75 и ф. 7.76).

$$SC_j - ASC_j \leq \Lambda_j \cdot SF_j \quad \forall x, \text{ VWP мрежа}$$

$$SC_{j,\lambda} - ASC_{j,\lambda} \leq SF_j \quad \forall x, \forall \lambda, \text{ WP мрежа}$$

4) Ограничувања за симетрија се со цел да се оствари симетрично рерутирање на сообраќајните барања во двете насоки на прекинатиот линк.

$$F_p^{e,f,m} = F_p^{f,e,m}, \text{ VWP мрежа}$$

$$F_{p,\lambda}^{e,f,m} = F_{p,\lambda}^{f,e,m}, \text{ WP мрежа}$$

5) Следниве две ограничувања се однесуваат на оптимизација на јазлите, и се идентични со ф. 7.78 и ф. 7.79.

$$\sum_{i=1}^I \delta_i^n = 1, \quad \forall n \quad \text{ф. 7.95}$$

$$\sum_{j=1}^L \delta_n^j \cdot (UF_j + SF_j) \leq 2 \cdot \sum_{i=1}^I K_i \cdot \delta_i^n, \quad \forall n \quad \text{ф. 7.96}$$

6) Следново ограничување го дава типот на јазелот и е идентично со ф. 7.80:

$$NT_n = \sum_{i=1}^I K_i \cdot \delta_i^n \quad \forall n \quad \text{ф. 7.97}$$

7) Вкупниот број на работни и резервни влакна во линкот мора да биде помал или еднаков на максималниот број расположиви влакна во кабелот.

$$UF_j + SF_j \leq MF_j \quad \forall j \quad \text{ф. 7.98}$$

8) Резервниот капацитет и протоците низ реставрационите рути треба да бидат целобројни ненегативни вредности.

WP мрежа:

$$SF_j, SC_j, F_p^{x,m}, NT_n \in Z^+, \quad \forall m = 1, \dots, A_x, \forall x, \forall j, \forall p, \forall n \quad \text{ф. 7.99}$$

$$\delta_i^n \in \{0,1\}, \quad \forall n, \forall i$$

WP мрежа:

$$SF_j, SC_\lambda^j, F_{p,\lambda}^{x,m}, NT_n \in Z^+, \quad \forall m = 1, \dots, A_x, \forall x, \forall j, \forall p, \forall \lambda, \forall n \quad \text{ф. 7.100}$$

$$\delta_i^n \in \{0,1\}, \quad \forall n, \forall i$$

Во PR и PRd моделите капацитетот на прекинатите патеки може да се ослободи и истиот да се користи за реставрациони цели. Ваквите модели ги нарекувам "FREE" модели и се идентични со PR и PRd моделите освен во ограничувањата ф. 7.89 и ф. 7.90.

$$SC_j + \sum_{m=1}^{A_x} \delta_m^{j,x} \cdot d_m^x \geq \sum_{m=1}^{A_x} \sum_{p=1}^{P_m^x} \delta_{m,p}^{j,x} \cdot F_p^{x,m} \quad \forall j, \forall x, j \neq x, \text{ VWP мрежи} \quad \text{ф. 7.101}$$

$$SC_\lambda^j + \sum_{m=1}^{A_x} \delta_m^{j,x} \cdot d_{m,\lambda}^x \geq \sum_{m=1}^{A_x} \sum_{p=1}^{P_m^x} \delta_{m,p}^{j,x} \cdot F_{p,\lambda}^{x,m} \quad \forall j, \forall x, \forall \lambda, j \neq x, \text{ WP мрежи} \quad \text{ф. 7.102}$$

Со оглед на тоа што за оптимизација се користи ILP (Integer Linear Programming) техника, не се наметнува реална стратегија за рерутирање (на пример рерутирање со пробување на рутите во поглед на должината). Употребените рути за рерутирање се резултат на оптимизационата техника. Имено моделите за реставрација ги даваат како излез протоците  $F_p^j$ ,  $F_p^{j,\lambda}$ ,  $F_p^{x,m}$  и  $F_{p,\lambda}^{x,m}$ . Овие рути за рерутирање се најоптимални во смисол што даваат најниска цена на мрежата, освен доколку пребарувањето на branch&bound дрвото е прерано прекинато со цел на заштеда на време.

s	d	a	b	Fxmp	m	p	lambda	e	f
1	4	8	4	4	1	1		2	6
1	4	6	8	4	1	1		2	6
1	4	7	6	4	1	1		2	6
1	4	1	7	4	1	1		2	6
2	8	1	3	4	2	1		2	6
2	8	2	1	4	2	1		2	6
2	8	3	8	4	2	1		2	6
2	8	6	8	6	2	2		2	6
2	8	7	6	6	2	2		2	6
2	8	2	7	6	2	2		2	6

слика 7.20 Исечок од qdfEndRerouting табелата за VWP мрежа

На слика 7.20 е прикажан исечок од табелата на рерутирање за VWP мрежа кој одговара на дискусијата во врска со слика 7.19. Оваа табела се добива со експортирање во базата на променливата  $F_p^{x,m}$  за VWP мрежа. Од оваа слика се гледа дека при прекин на линкот 2-6 сообраќајното барање на патеката 1-4 ќе биде рерутирано по една реставрациона рута (1-7-6-8-4), а сообраќајното барање на 2-8 патеката ќе биде рерутирано по две реставрациони рути (2-1-3-8 и 2-7-6-8). Од вкупниот проток (10) на работната патеката 2-8 низ линкот 2-6, 4 бранови должини се рутираат по првата, а 6 по втората рута. На слика 7.21 се прикажани исечоци од две табели за WPa и WPb мрежа.

Доколку се споредат со InputDm табелата прикажана на слика 7.19, и ако се разгледува патеката 1-4



ќе се утврди дека во WPb случајот работните патеки кои се во прекин ќе бидат реставрирани на истата бранова должина што ја имале (1, 5, 13, 16), а во WPa случајот тоа не важи (1, 2, 4, 10).

s	d	a	b	Fxmp	m	p	lambda	e	f
1	4	7	6	1	1	2	1	2	6
1	4	1	7	1	1	2	1	2	6
1	4	6	5	1	1	2	1	2	6
1	4	5	4	1	1	2	1	2	6
1	4	6	5	1	1	2	2	2	6
1	4	5	4	1	1	2	2	2	6
1	4	7	6	1	1	2	2	2	6
1	4	1	7	1	1	2	2	2	6
1	4	6	8	1	1	1	4	2	6
1	4	1	7	1	1	1	4	2	6
1	4	8	4	1	1	1	4	2	6
1	4	7	6	1	1	1	4	2	6
1	4	6	5	1	1	2	10	2	6
1	4	1	7	1	1	2	10	2	6
1	4	5	4	1	1	2	10	2	6
1	4	7	6	1	1	2	10	2	6

(a) WPa

s	d	a	b	Fxmp	m	p	lambda	e	f
1	4	8	4	1	1	1	1	2	6
1	4	6	8	1	1	1	1	2	6
1	4	7	6	1	1	1	1	2	6
1	4	1	7	1	1	1	1	2	6
1	4	1	7	1	1	1	5	2	6
1	4	6	8	1	1	1	5	2	6
1	4	7	6	1	1	1	5	2	6
1	4	8	4	1	1	1	5	2	6
1	4	6	8	1	1	1	13	2	6
1	4	1	7	1	1	1	13	2	6
1	4	8	4	1	1	1	13	2	6
1	4	7	6	1	1	1	13	2	6
1	4	6	8	1	1	1	16	2	6
1	4	1	7	1	1	1	16	2	6
1	4	7	6	1	1	1	16	2	6
1	4	8	4	1	1	1	16	2	6

(б) WPb

слика 7.21 Исечок од qdfEndRerouting табелата за WPa и WPb мрежа

a	b	deltaJ	Fibers	Fj	SFj	SCj
1	2	1	1	4	0	4
1	3	1	1	16	1	8
1	7	1	1	0	0	12
2	1	1	1	4	0	4
2	6	1	1	14	1	12
2	7	1	1	0	0	8
3	1	1	1	16	1	8
3	4	1	2	20	0	8
3	8	1	1	16	1	8
4	3	1	2	20	0	8
4	5	1	1	4	0	8
4	8	1	1	4	0	8
5	4	1	1	4	0	8
5	6	1	2	20	0	8
5	8	1	1	16	1	12
6	2	1	1	14	1	12
6	5	1	2	20	0	8
6	7	1	2	20	0	12
6	8	1	1	14	1	12
7	1	1	1	0	0	12
7	2	1	1	0	0	8
7	6	1	2	20	0	12
8	3	1	1	16	1	8
8	4	1	1	4	0	8
8	5	1	1	16	1	12
8	6	1	1	14	1	12
			32	296	10	240

(a)

a	b	deltaJ	Fibers	Fj	SFj	SCj
1	2	1	1	4	0	3
1	3	1	1	16	1	15
1	7	1	1	0	0	13
2	1	1	1	4	0	3
2	6	1	1	14	1	13
2	7	1	1	0	0	10
3	1	1	1	16	1	15
3	4	1	2	20	1	13
3	8	1	1	16	1	14
4	3	1	2	20	1	13
4	5	1	1	4	1	13
4	8	1	1	4	1	16
5	4	1	1	4	1	13
5	6	1	2	20	1	13
5	8	1	1	16	1	12
6	2	1	1	14	1	13
6	5	1	2	20	1	13
6	7	1	2	20	1	13
6	8	1	1	14	1	16
7	1	1	1	0	0	13
7	2	1	1	0	0	10
7	6	1	2	20	1	13
8	3	1	1	16	1	14
8	4	1	1	4	1	16
8	5	1	1	16	1	12
8	6	1	1	14	1	16
			32	296	20	328

(б)

слика 7.22 "outUsedLinks" табелата после моделот за реставрација: (а) VWP мрежа (б) WPb мрежа

На слика 7.22 се прикажани "outUsedLinks" табелите за VWP и WP мрежа. Колоните SF<sub>j</sub> и SC<sub>j</sub> се пополнуваат после извршување на моделите за реставрација. Имено овие полиња се пополнуваат со експортирање на истоимените променливи од моделите за реставрација. Добиената табела е многу корисна за стекнување на информации околу ефикасноста на дадената стратегија за реставрација. Како што може да се забележи за VWP мрежа потребниот број на резервни влакна е 31,25% од бројот на работните влакна, значи имаме редувантност од 31,25% за 100% преживливост од дефект на еден линк. За WPb мрежа имаме редувантност од 62,5%, т.е. тоа е односот помеѓу бројот на резервни и работни влакна.

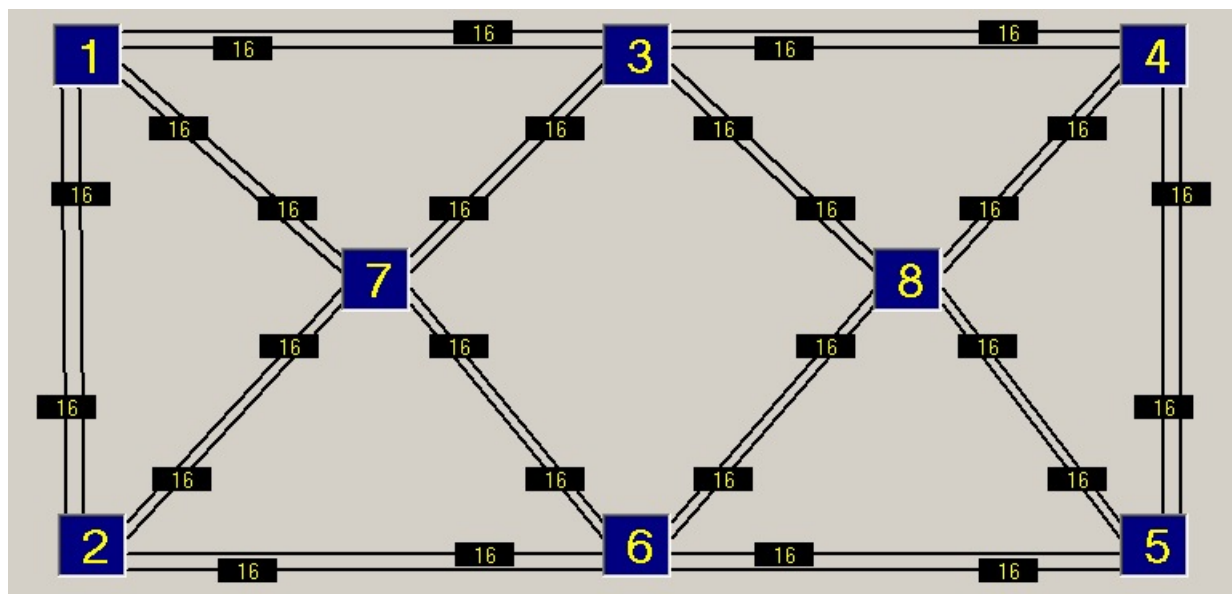
Во табелите прикажани на слика 7.22 исто така се гледа и вкупниот број на работни и резервни канали. Редувантоста во поглед на резервни канали за VWP мрежата изнесува 81% , а за WPb мрежата таа е 110%. Редувантоста е навистина висока за WPb мрежите и таа произлегува од ограничувањето за континуитет т.е. ограничувањето да секоја работна патека се реставрира на нејзината оригинална бранова должина. При пресметките за редувантност во поглед на резервните влакна броени се и влакната низ кои нема работен сообраќај т.е оние што имаат  $F_j=0$  (такви има вкупно 4). Доколку овие влакна не се бројат во работни туку во резервни, што е поправилно, редувантоста изнесува 50% за VWP мрежа и 85% за WPb мрежа.

Моделот е имплементиран во MPL (Mathematical Programming Language), а програмската листа е дадена во главите 9.3.4 и 9.5.4 за PR и PRd VWP моделите. Во додатокот во глава 9 можат да се најдат моделите и за сите други варијанти (на пример, WPa, WPb за PR и PRd)

## 7.3. Резултати

### 7.3.1. Почетна топологија на мрежата

Вршени се тестирања на горните имплементации врз повеќе мрежни конфигурации. На слика 7.23 е прикажан иницијалниот објектен модел на мрежата која ќе биде математички моделирана и оптимизирана. Објектниот модел ги содржи сите потребни информации за WDM мрежата.



слика 7.23 Графички приказ на мрежата која е математички моделирана и оптимизирана

Сообраќајната матрица користена за оваа цел е:

табела 7.2 Сообраќајна матрица на мрежата "XWeb" прикажана на слика 7.23

	1	2	3	4	5	6	7	8
1				20				
2								10
3					20			
4	20							
5			20				20	
6								
7					20			
8		10						

Добиените резултати зависат од голем број на фактори. На пример изборот на MinNodeDegree и типот на кросконекти кои се на располагање. За мрежата на слика 7.23 се користени четири типа на кросконекти со 4, 8, 16 и 32 линиски единици т.е. интерфејси. Доколку е на располагање кросконект со 64 линиски единици со прифатлива цена можно е да се добијат пооптимални решенија.

Што се однесува до параметарот MinNodeDegree за мрежата на слика 7.23 избрано е да биде 3 за сите јазли освен за јазелот со реден број 8 за кој MinNodeDegree=4. Изборот на овој параметар е многу важен. Вредност помала од 2 не е прифатлива затоа што нема да е можна реставрација на единствениот линк кој е инцидентен за дадениот јазол. Мала вредност на овој параметар, на пр. 2, може да предизвика исклучување на голем број на линкови кандидати во моделот за димензионирање т.е. за планирање на капацитети и рутирање. Тоа може да предизвика нерешливост на моделите за планирање на резервните капацитети и рерутирање.

Исто така параметар на кој треба да се внимава при дизајнирање на иницијалната мрежа е MF т.е. максималниот број на влакна по насока (половина од вкупниот број на влакна во кабелот). Мала

вредност на овој параметар често знае да предизвика нерешливост на моделите (особено PreRes моделите).

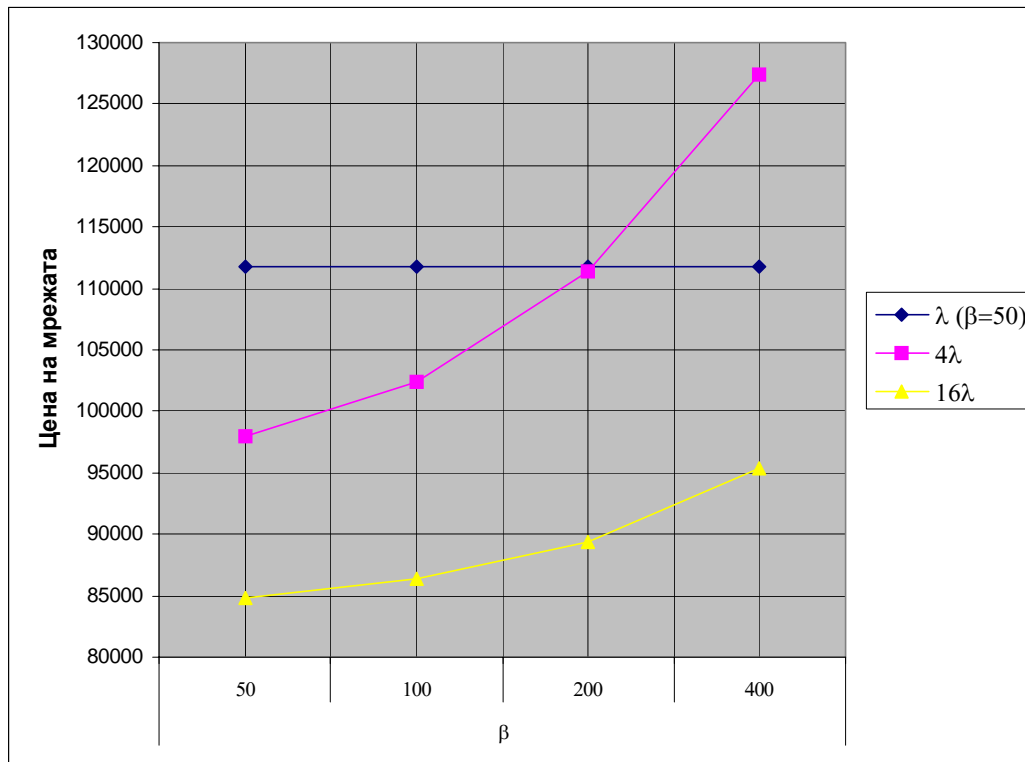
### 7.3.2. Планирање на капацитет и рутирање

Во оваа глава ќе биде опишано влијанието на  $\alpha$ <sup>51</sup> и  $\beta$ <sup>52</sup> параметрите при планирање на мрежата. Цената на користење на линк ( $\alpha$  цената) се разликува за секој оператор.

Некои оператори може да имаат темни влакна (dark fiber) и можат да ги користат истите без поголеми инвестиции ( $\alpha \approx 0$ ). Други треба да инсталираат нови, да копаат, или да изнајмат оптичко влакно од трети оператори. Зависно од овие размислувања  $\alpha$  цената ќе варира релативно во однос на другите параметри на цена.

Се покажува дека со зголемување на  $\alpha$  цената доаѓа до намалување на бројот на линкови кои се користат во резултантната топологија, бидејќи користењето на линк станува поскапо. Неупотребените линкови се исклучуваат од резултантната топологија која се користи за планирање на резервните капацитети и рерутирање. Оваа тенденција е посилна доколку иницијалната топологија е меш со поголем степен на поврзаност, што подразбира дека повеќе линкови кандидати можат да се исклучат од резултантната топологија. Од експериментите се покажува дека треба да се земаат во предвид што е можно повеќе  $k$  најкратки рути со цел да се добијат повеќе неискористени линкови. Сепак, како што беше порано истакнато, зголемувањето на  $k$  најкратки рути кои се земаат во предвид ја зголемува пресметковната комплексност на проблемот.

	$\beta$			
	50	100	200	400
$\lambda$	111720	126120	154920	212520
$4\lambda$	97944	102444	111408	127440
$16\lambda$	84836	86336	89336	95336



слика 7.24 Влијание на  $\beta$  врз цената на мрежата за сообраќајната матрица дадена во табела 7.2

<sup>51</sup>  $\alpha$  се однесува на трошоците за полагање на кабелот (копање, полагање на прево и сл.)

<sup>52</sup>  $\beta$  се однесува на оптичкото влакно т.е на терминалната опрема (мултиплексер, оптички засилувач или дополнително влакно за компензација на дисперзија)

Повеќето денешни транспортни мрежи користат оптички системи со еден канал. Важно прашање е кога да се изврши надградба на WDM и колку бранови должини треба да се користат. Кога се прави надградба од систем со една бранова должина на систем со повеќе бранови должини, треба да се инсталира терминална опрема како мултиплексери и демултиплексери. Исто така, можно е да бидат потребни оптички засилувачи со рамна карактеристика на засилување во поширок опсег. Сите овие компоненти влијаат врз  $\beta$  цената.

Влијанието на  $\beta$  е опишано со графиконот на слика 7.24 кој укажува на тоа кога се исплати да се врши надградба од оптички систем со една бранова должина на систем со четири бранови должини, односно надградба од систем со 4 на систем со 16 бранови должини. Во симулациите земено е  $\alpha=40$ ,  $\beta$  се менува од 50 до 400, а  $\gamma=1$ . Цената на мрежната за системот со еден канал (т.е. бранова должина) изнесува 111720 и се однесува за  $\beta=50$ . Користен е модел за VWP мрежа.

Пресечната точка на кривата од 4 $\lambda$  системот со онаа за 1 $\lambda$  системот покажува колку голема може да биде  $\beta$  цената за 4 $\lambda$  системот ( $\approx 200$ ) за да цената на мрежата биде пониска од онаа за 1 $\lambda$  системот. На истиот графикон е дадена цената на мрежата за 16 $\lambda$  систем. За избраните вредности на  $\beta$  (50-400) и дадената сообраќајна матрица во табела 7.2 се покажува дека 16 $\lambda$  системот дава пониски цени за мрежата т.е. нема пресечни точки со кривите за 1 $\lambda$  и 4 $\lambda$  системите. Сепак треба да се земе во предвид дека постои голема зависност на резултатите од сообраќајните барања. За поголеми сообраќајни барања, се покажува дека поголем број на бранови должини по влакно е оправдана инвестиција. Како заклучок, кога  $\alpha$  и  $\beta$  цените се повисоки во однос на  $\gamma$  цената, оптимизацијата ќе се обиде да собере повеќе сообраќај во помал број на оптички влакна и помалку линкови.

Исто така е јасно дека со земање во предвид на повеќе рути и поголем степен на поврзаност на иницијална мрежа (повеќе линкови кандидати), може да се очекува поголема добивка од користењето на оптимизацијата. Ова подразбира дека просторот со решенија за оптимизационата техника ќе биде поголем за сметка на соодветно поголем напор за пресметка (т.е. процесот на оптимизација ќе трае подолго).

### 7.3.3. Планирање на резервните капацитети и рерутирање

За оваа цел е користена сообраќајната матрица дадена во табела 7.2, со слениве параметри на цена за линковите:  $\alpha=10000$   $\beta=2000$ , и  $\gamma=500$ . Бројот на бранови должини по оптичко влакно е 16, а кабелот што ги поврзува јазлите има 12 оптички влакна.

#### 7.3.3.1. Зависност на цената на мрежата од бројот на " $k$ " најкратки рути

Во табела 7.4 се прикажани цените на мрежата за сите типови на модели во зависност од бројот на  $k$  најкратки патеки кои се користат како предлог за рутирање т.е. рерутирање. За разгледуваната мрежа при зададените сообраќајни барања се констатира дека изборот на бројот на патеки кандидати за рутирање не влијае многу врз цената на ресурсите од мрежата потребни за рутирање и доделување на работните капацитети (види

табела 7.3). Влијанието на изборот на KSH патеки за рерутирање врз цената на ресурсите потребни за рерутирање и доделување на резервните капацитети е поизразено но сепак релативно мало (види табела 7.4 и слика 7.25). За поголем бројот на патеки кандидати се добиваат 5-30% поефтини решенија за рутирање и доделување на резервниот капацитет на дадената мрежа.

табела 7.3 Зависност на цената на работниот капацитет од KSH

	k			k2 vs. k3 [%]	k3 vs. k10 [%]	k2 vs. k10 [%]
	2	3	10			
LinkRerouting VWP	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
LinkRerouting WP	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
PathRerouting VWP	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
PathRerouting VWP free	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
PathRerouting WPa	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
PathRerouting WPa free	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
PathRerouting WPb	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
PathRerouting WPb free	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
PathReroutingD VWP	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
PathReroutingD VWP free	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
PathReroutingD WPa	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
PathReroutingD WPa free	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
PathReroutingD WPb	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06
PathReroutingD WPb free	568000	562000	562000	1,06	0,00	1,06

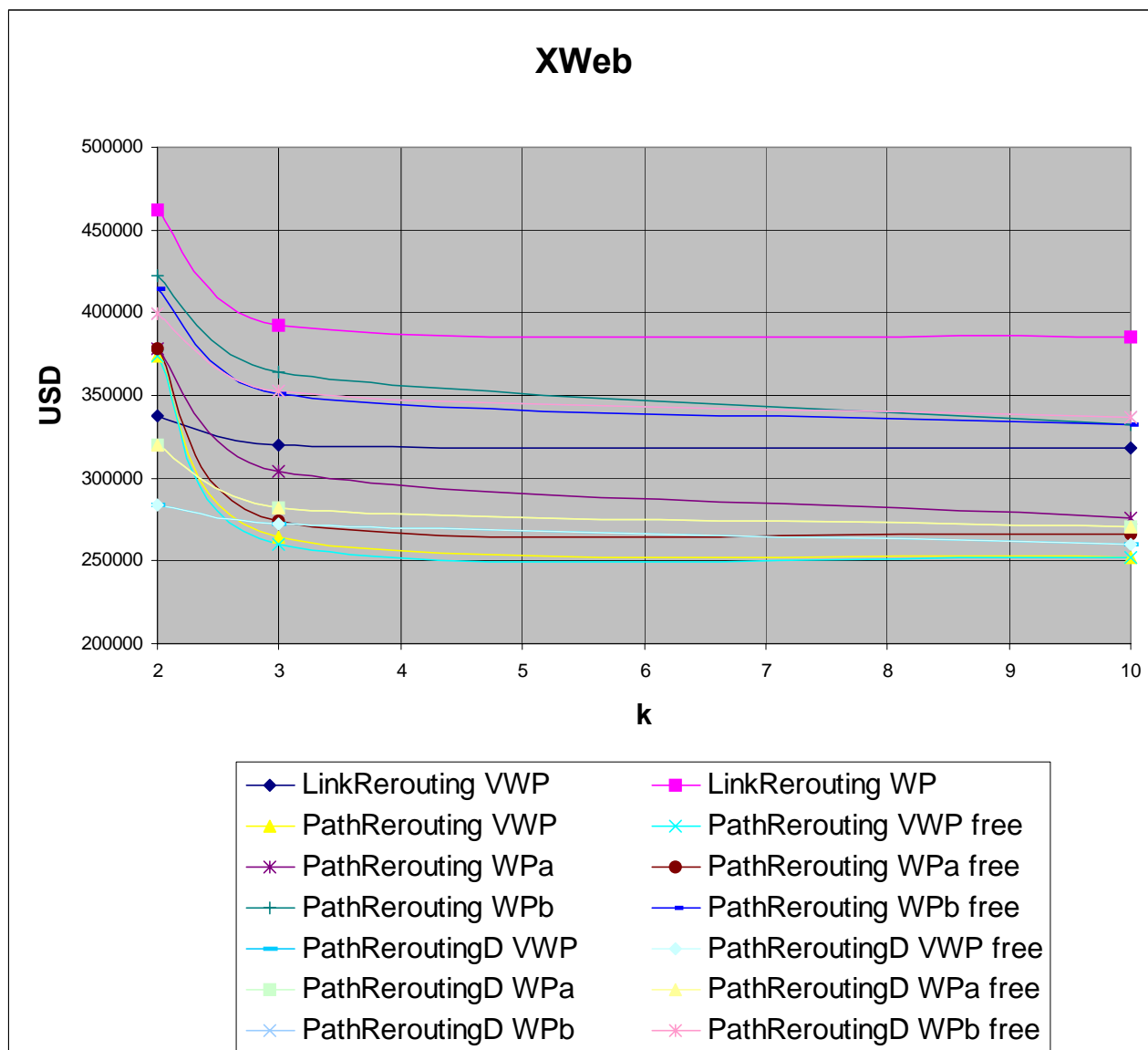
табела 7.4 Зависност на цената за резервниот капацитет на мрежата од бројот на KSH рути

	k			k2 vs. k3 [%]	k3 vs. k10 [%]	k2 vs. k10 [%]
	2	3	10			
LinkRerouting VWP	338000	320000	318000	5,33	0,63	5,92
LinkRerouting WP	462000	392000	385000	15,15	1,79	16,67
PathRerouting VWP	374000	264000	252000	29,41	4,55	32,62
PathRerouting VWP free	374000	260000	252000	30,48	3,08	32,62
PathRerouting WPa	378000	304000	276000	19,58	9,21	26,98
PathRerouting WPa free	378000	274000	266000	27,51	2,92	29,63
PathRerouting WPb	422000	364000	332000	13,74	8,79	21,33
PathRerouting WPb free	414000	351000	332000	15,22	5,41	19,81
PathReroutingD VWP	284000	272000	260000	4,23	4,41	8,45
PathReroutingD VWP free	284000	272000	260000	4,23	4,41	8,45
PathReroutingD WPa	320000	282000	271000	11,88	3,90	15,31
PathReroutingD WPa free	320000	282000	271000	11,88	3,90	15,31
PathReroutingD WPb	399000	353000	337000	11,53	4,53	15,54
PathReroutingD WPb free	399000	353000	337000	11,53	4,53	15,54

Цените прикажани во табелите се во произволна валута. Исто така, важно е да се истакне дека прикажаните цени за работните капацитети и резервните капацитети ги вклучуваат цените за типот на употребените јазли. Тоа значи дека ако се сумираат двете цени ќе се добие цена повисока од реалната, затоа што цените на јазлите се јавуваат двојно. Ова е последица на тоа што во моделите за димензионирање и рерутирање сме се решиле за оптимизација на употребените јазли. Ако се погледнат целните функции ф. 7.13 и ф. 7.14 ќе се види дека станува збор за втората сума. Доколку оваа сума се испушти од целната функција и се изврши оптимизација ќе се добие цената на ресурсите за рутирање на работните капацитети без вклучени јазли. Овој резултат сам за себе дава нереална слика за цената на мрежата, но ако се сумира со цената на ресурсите потребни за рерутирање и доделување на резервните капацитети (кај кој не сме ја исклучиле втората сума; види ф. 7.69, ф. 7.70 т.е. ф. 7.84 и ф. 7.85) ќе се добие точната цена на вкупната мрежа со 100% заштита од дефект на еден линк.

Треба повторно да се истакне дека добиените резултати многу зависат од изборот на мрежата, нејзиниот степен на поврзаност и сообраќајната матрица. Се постигнува поголема добивка од

користење на поголем број на патеки кандидати кај мрежи со поголем степен на поврзаност и поголеми сообраќајни барања.



слика 7.25 Зависност на цената на мрежата од бројот на KSH рути

### 7.3.3.2. Зависност на цената на мрежата од употребената реставрациона стратегија

Резултатите прикажани во табела 7.5 т.е на слика 7.26 се изразени како однос помеѓу резервните и работните оптички влакна. Од аспект на најголеми барања на резервен капацитет LR реставрационата стратегија е најскапа. PR и PRd се поефтини. Кај моделите со реставрација на патеки, ослободениот капацитет на прекинатите патеки на линковите кои не се во дефект овозможува повторна употреба на капацитетите на овие линкови и затоа се добива дополнителна заштеда на капацитет (PR+free и PRd+free).

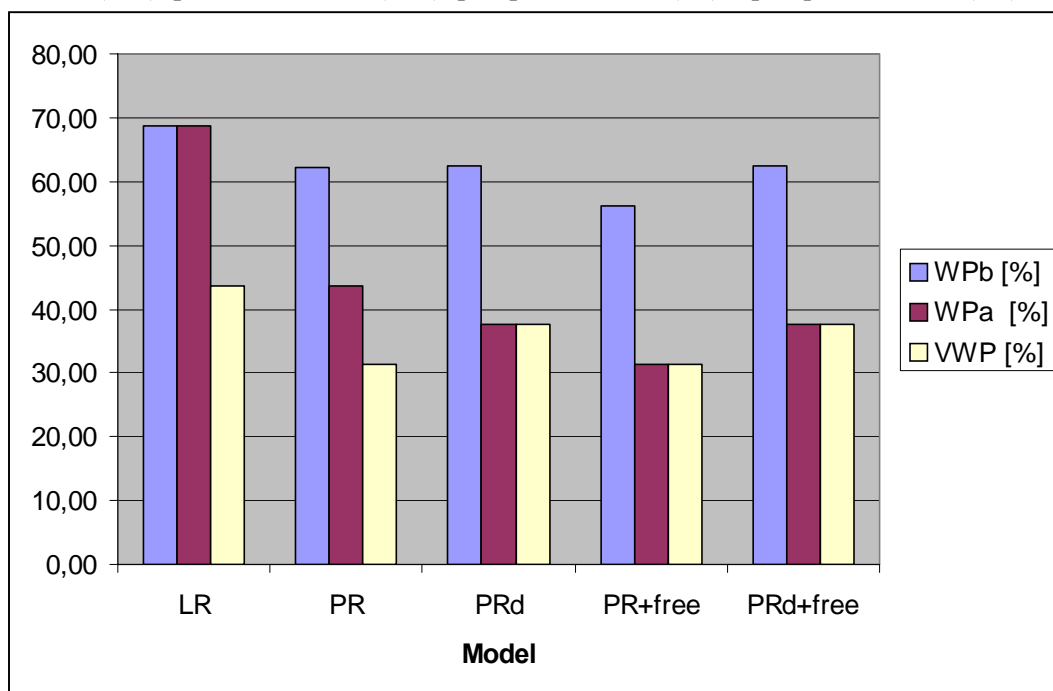
табела 7.5 Однос резервни/работни оптички влакна за различни реставрациони стратегии: WPa, WPb, и VWP

k=3	WPb [%]	WPa [%]	VWP [%]
LR	68,75	68,75	43,75
PR	62,50	43,75	31,25
PRd	62,50	37,50	37,50
PR+free	56,25	31,25	31,25
PRd+free	62,50	37,50	37,50

табела 7.6 Цена на мрежата и вкупен број на потребни работни и резервни оптички влакна и канали

	WPb				WPa				VWP									
	цена 1	цена 2	WF	WC	SF	SC	цена 1	цена 2	WF	WC	SF	SC	цена 1	цена 2	WF	WC	SF	SC
LR	562000	392000	32	296	22	336	562000	392000	32	296	22	336	562000	320000	32	296	14	284
PR	562000	364000	32	296	20	328	562000	304000	32	296	14	252	562000	274000	32	296	10	248
PRd	562000	353000	32	296	20	306	562000	282000	32	296	12	276	562000	272000	32	296	12	256
PR+free	562000	351000	32	296	18	310	562000	274000	32	296	10	268	562000	260000	32	296	10	240
PRd+free	562000	353000	32	296	20	306	562000	282000	32	296	12	276	562000	272000	32	296	12	256

Во горната табела колоната "цена 1" ја дава цената на каблите, работните влакна и канали и цената на јазлите препорачани од Dimensioning моделот. Колоната "цена 2" ја дава цената на резервните влакна и канали и цената на јазлите. Имено Rerouting моделот може да го промени типот на јазолот кандидат препорачан од Dimensioning моделот, па затоа вкупната цена на јазлите после Rerouting моделите може да биде повисока. Во другите колони се дадени вредностите на вкупниот потребен број на работни влакна (WF), работни канали (WC), резервни влакна (SF) и резервни канали (SC).



слика 7.26 Однос резервни/работни оптички влакна за различни реставрациони стратегии

Од табела 7.5 може да се изврши споредба на оптичките мрежни модели. Цената на резервниот капацитет во VWP моделот е пониска отколку кај WPa моделот, иако незначително. Значителна разлика може да се забележи при споредба на WPa и WPb моделите за случај на реставрација на патеки. Оттука може да се заклучи дека предавателите (ласери) со променлива бранова должина овозможуваат подобро искористување на резервните капацитети. Предноста од користење на претворувачи на бранова должина (кај VWP) е мала, но користењето на предаватели со променлива должина дава голема придобивка.



### 7.3.3.3. Зависност на цената на мрежата од употребениот линиски систем

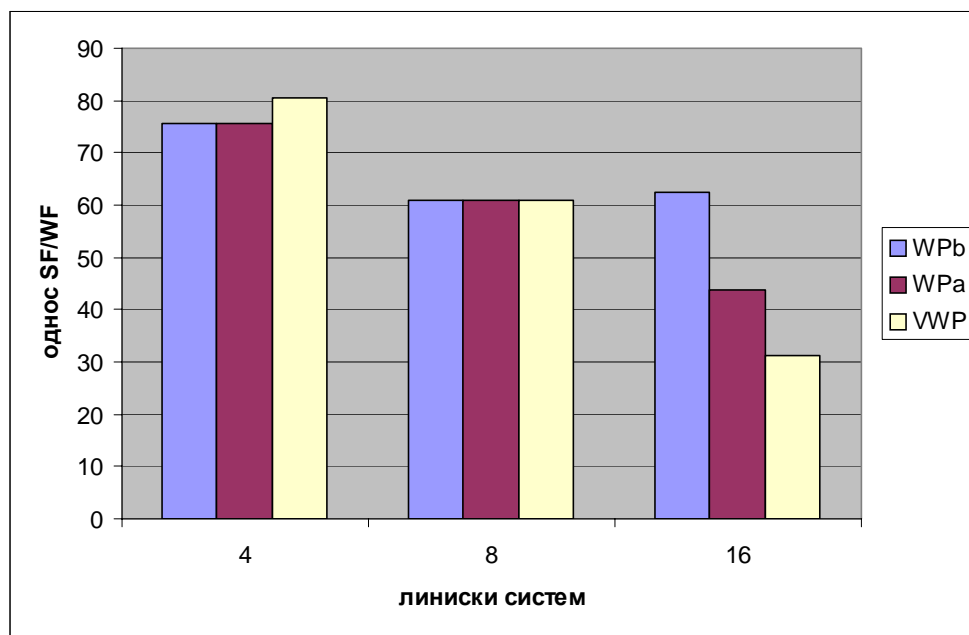
Во разгледуваната мрежа, извршена е оптимизација за различни капацитети на линковите, т.е. за 4, 8 и 16 бранови должини по оптичко влакно со користење на PR моделите опишани во глава 7.2.5.2 и имплементирани во глава 9.3. Во табела 7.7 и на слика 7.27 е прикажан односот на бројот на резервни (SF) и работни (WF) оптички влакна за трите различни типови на PR реставрација. Може да се заклучи дека бројот на резервни влакна споредено со работни влакна се намалува со зголемување на бројот на бранови должини по оптичко влакно за WPa и VWP моделите. Тоа не е така за WPb моделите. Од табела 7.7 може да се види дека редувантноста кај WPb мрежите со линиски систем со 16 (62,5%) бранови должини е поголема од редувантноста за мрежата со линиски систем со 8 бранови должини (60,9%). Кај VWP и WPa се забележува дека за поголем линиски систем се добива помала редувантност Ова може да се констатира и интуитивно. Пополнувањето на 16-те бранови должини по влакно не може да се направи така ефикасно како во случајот на помал број на бранови должини, па затоа остануваат многу неискористени канали. WPa и VWP дозволуваат пофлексибилно искористување на овие канали отколку WPb.

табела 7.7 Барања за резервен капацитет (редувантност) за мрежата од слика 7.23 за различни линиски системи: 4, 8 и 16

	$\lambda$		
	4	8	16
WPb [%]	75,6	60,9	62,5
WPa [%]	75,6	60,9	43,8
VWP [%]	80,5	60,9	31,3

табела 7.8 Цена на мрежата и вкупен број на потребни работни и резервни оптички влакна и канали

	$\lambda$																	
	4						8						16					
	цена 1	цена 2	WF	WC	SF	SC	цена 1	цена 2	WF	WC	SF	SC	цена 1	цена 2	WF	WC	SF	SC
WPb	824000	728000	22	280	62	288	664000	424000	46	304	28	256	562000	364000	32	296	20	328
WPa	824000	728000	22	280	62	288	664000	424000	46	304	28	256	562000	304000	32	296	14	252
VWP	824000	744000	82	280	66	304	664000	424000	46	304	28	256	562000	264000	32	296	10	248



слика 7.27 Барања за резервен капацитет за мрежата од слика 7.23 со капацитет на линковите од 4, 8 и 16

При анализата на повеќе различни иницијални мрежи при различни сообраќајни барања и капацитети на линкови забележана е силна зависност на резултатите од степенот на поврзаност на јазлите. Во мрежите со поголем степен на поврзаност, како што може и да се претпостави, барањата за резервен капацитет се помали. Ова се должи на фактот дека во ваквите мрежи постои поголемо количество на преостанат резервен капацитет, и тоа што меш структурата може подобро да се искористи за рерутирањето и искористувањето на резервните капацитети. Преостанатиот резервен капацитет го сочинуваат расположивите резервни канали во влакната кои се употребени за рутирање на работниот сообраќај.

## 8. Заклучок

Целта на овој труд беше изработка на рамка за планирање, моделирање и оптимизација на преживливи WDM мрежи, која е доволно флексибилна да прифати различни типови на проблеми и лесно надградлива и прилагодлива за нови модели од областа на мрежното планирање и оптимизација.

За таа цел претходно е дизајнирана алатка за објектно моделирање на транспортна мрежа од која се има целосна контрола на процесот на оптимизација. Исто така од оваа алатка се врши промена на сите потребни параметри на мрежата и анализираат добиените резултати од процесот на оптимизација. Податоците добиени од објектниот модел се влезни податоци за математичките модели со кои се опишуваат различни мрежни проблеми, а особено од областа на оптичките мрежи. Математичките модели се моделирани во MPL (Mathematical Programming Language) и решаваат со CPLEX 7.1 MIP (Mixed Integer Problem) солвер.

Во првите две глави (глава 2-3) е даден преглед на оптичките компоненти кои се користат во модерните WDM мрежи како и на архитектурите кои се користат за изградба на тие мрежи. Детално се опишани својствата на оптичкото влакно, причините за неисцрпниот капацитет кој го нуди, како и нелинеарните ефекти кои штетно влијаат врз преносот на информации. Други оптички компоненти кои се користат во WDM мрежите се оптички предаватели, приемници, засилувачи, претворувачи и комутациони елементи. За секоја од овие компоненти е даден детален опис и начин на имплементација. Тоа е направено бидејќи дизајнерите на оптичките мрежи од новата генерација мора да се свесни за својствата и ограничувањата на оптичкото влакно и оптичките компоненти со цел да соодветните протоколи и алгоритми ги искористат сите потенцијали на WDM мрежата. Често мрежниот дизајнер може да пристапи на WDM архитектурата од премногу едноставна, идеална, или традиционална мрежна гледна точка. За жал, ова може да го доведе дизајнерот во ситуација да направи нереалистички претпоставки за својствата на оптичкото влакно и оптичките компоненти, и тоа може да резултира во неостварлив или непрактичен дизајн.

Бидејќи целта е дизајн на преживливи WDM мрежи потребно е детално познавање на методите за заштита и реставрација на телекомуникациските мрежи. Затоа е посветена глава во која се изложени последните научни анализи што се однесуваат на преживливоста на оптичкото ниво. Намерата не е да се опишуват основните методи туку накратко да се изложат најновите аспекти во оваа област. Во оваа глава се изложени основните причини за користење на преживливост на оптичко ниво. Имено денешните транспортни мрежи (SONET/SDH, ATM, IP) имаат вградена техника за преживливост. Затоа тие можат да работат директно преку оптичкото влакно, и на тој начин да не зависат од другите нивоа во поглед на спроведување на функциите за преживливост. Имајќи го ова во предвид објаснето е зошто е потребно оптичкото ниво да обезбедува сопствен механизам за заштита т.е реставрација. Исто така, изнесени се нови идеи за доделување на работните и резервните капацитети како и систематска споредба на барањата за капацитет на неколку методи за заштита и реставрација на меш во зависност од степенот на поврзаност на јазлите.

Мрежното планирање во целост се врши со користење на методите на математичко програмирање. Затоа во главата 5 се изложени основните принципи на линеарното програмирање, поставување на линеарниот проблем и некои негови примери. Исто така се опишани основните мрежни проблеми, за најкратки патеки, за максимален проток и за минимална цена на протокот. Овие модели се имплементирани во MPL и со нив се вршени експерименти во ИОО. За произволно избрани мрежи и сообраќајни матрици се извршени тестирања и прикажани се резултатите за секоја од овие имплементации.

Комплетното множество на светлосни патеки во WDM мрежата се смета дека формира виртуелна топологија (види глава 6.1) и низ неа треба да се рутира пакетски сообраќај. Затоа е развиена LP формулација за комплетен дизајн на виртуелната топологија, што вклучува избор на светлосните патеки кои ќе се користат, рутите на овие светлосни патеки, и интензитетот на

пакетскиот сообраќај низ овие светлосни патеки. Целта на овој модел е да се зголеми пропустливоста на мрежата (throughput). Моделот е имплементиран во MPL, а за произволна мрежа дизајнирана во интегрираната објектна околина извршено е детално негово тестирање. Се покажува дека за разгледуваната мрежа и сообраќајна матрица поголемиот дел од сообраќајот се рутира во оптички домен без користење на електронска комутација. Вакви резултати може да се очекуваат во поголем број на случаи.

Откако множеството на светлосни патеки е избрано, треба тие да се рутираат низ мрежата и да им се додели бранова должина. Ова се нарекува проблем на рутирање и доделување на бранови должини (RWA-Routing and Wavelength Assignment) и базичната негова формулација е изложена во 6.2. И овој модел е практично имплементиран, а од тоа се извлечени корисни заклучоци. Моделот е прилично едноставен но рутирањето на патеките не е еднозначно определено.

Во последната глава од трудот (глава 7) сублимирано е теоретското знаење и практичното искуство од претходно обработените теми. Развиени се математички формулации и практични имплементации за два типа на WDM мрежи (VWP и WP) со три стратегии за реставрација при дефект на еден линк (реставрација на линк, патека, и патеки со диверзификација). Исто така, интерактивно е прикажано користењето на интегрираната објектна околина во текот на елаборацијата на математичките формулации.

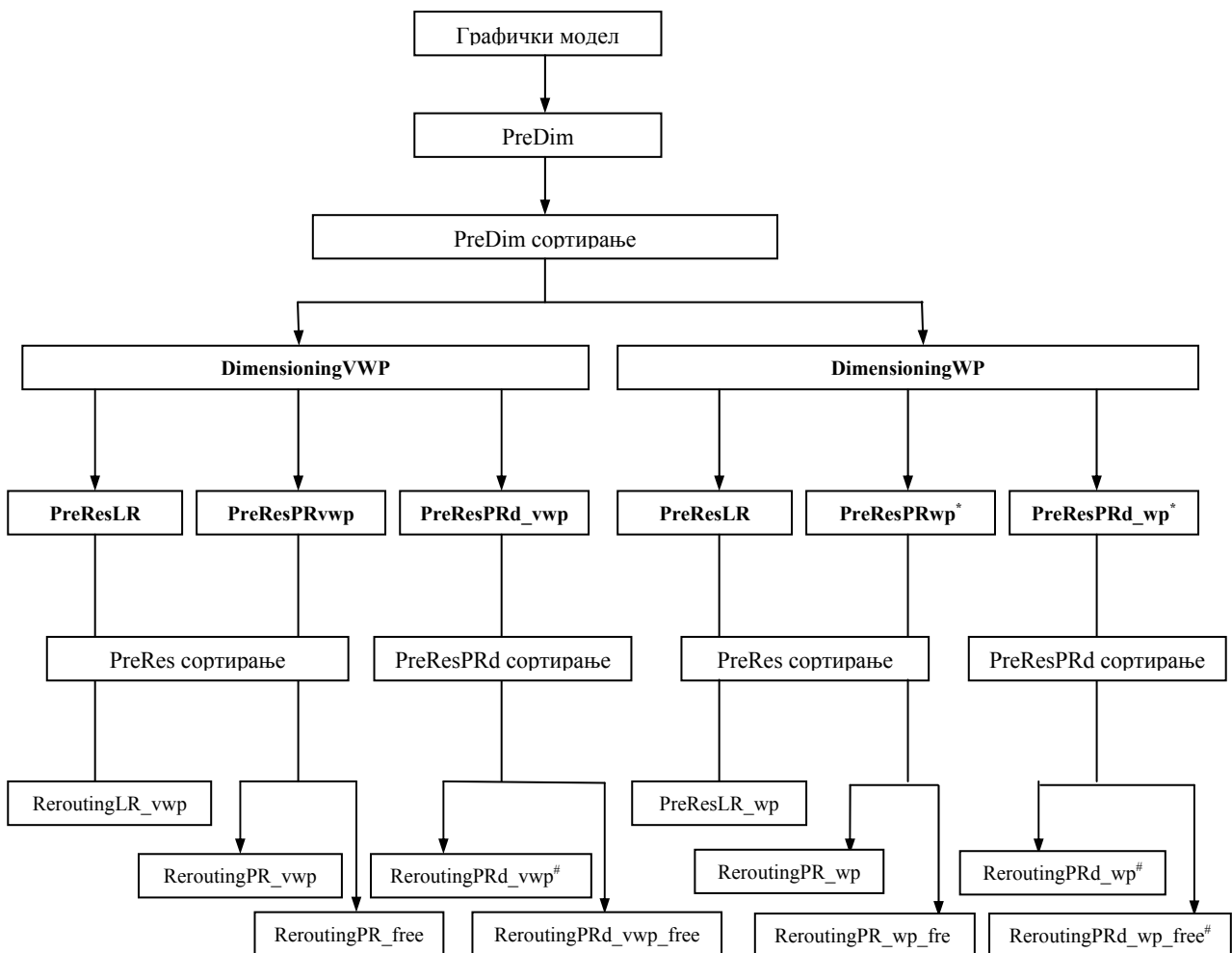
Извршена е детална анализа и споредба на рутирањето и доделувањето на работниот капацитет и рерутирањето и доделувањето на резервниот капацитет во WDM мрежите. Во тој контекст е извршена анализа за избор на бројот на бранови должини по оптичко влакно, и влијанието на цената на различните елементи од оптичката мрежа во процесот на планирање. Како што може да се види, кога се планира работниот капацитет и рутирањето, доколку користењето на линк предизвикува повисоки трошоци, треба да се земе во предвид меш мрежа со поголем степен на поврзаност која содржи повеќе линкови кандидати и поголем број на можни рути за рутирање на сообраќајното барање, со цел да се најде поефтино решение.

Што се однесува до реставрацијата, споредени се три реставрациони стратегии и испитано е влијанието на мрежаната топологија. Од аспект на планирање, нема голема корист од користење на претворувачи на бранови должини. Променливоста на ласерските извори, кога не се користат претворувачи на бранови должини се покажува дека е од голема корист.

Користа од употребата на претворувачи на бранова должина се зголемува со зголемување на бројот на бранови должини по влакно. Затоа, доколку WDM мрежата што се гради е со мал број на бранови должини по влакно, не е потребно користење на претворувачи на бранови должини. Како што може да се види во глава 7.3.3.3 во случај на  $4\lambda$  систем цената на мрежата со користење на претворувачи на бранови должини е дури и повисока од мрежата без претворувачи. Сепак кај WDM мрежите кои користат линиски системи со голем капацитет употребата на претворувачи на бранови должини може да биде оправдана.

## 9. Додаток: Имплементација во MPL (Mathematical Programing Language)

На слика 9.1 е прикажан блок дијаграм кој го илустрира целиот процес на оптимизација на дадена WDM мрежа со користење на моделите развиени во овој труд. Прикажана е меѓусебната поврзаност на користените модели. Може да се забележи постоење на четири основни типови на модели: PreDim, Dimensioning, PreRes и Rerouting. Од нив се изведуваат сите други варијанти зависно од типот на мрежата (VWP или WP) т.е. од стратегијата за рерутирање (LR, PR, PRd). PreDim и PreRes моделите се користат за пронаоѓање на "k" најкратки патеки, а Dimensioning и Rerouting се модели кои ја остваруваат оптимизацијата на WDM мрежата.



слика 9.1 Модели за оптимизација на рутирањето на работните и резервните капацитети

\* PreResPRwp и PreResPRd\_wp моделите незначително се разликуваат во однос на нивните VWP варијанти па затоа нема да бидат посебно изложени. Разликата е во генерирањето на некои скалари, инаку променливите, целната функција и ограничувањата се потполно исти како во VWP моделите.

# ReroutingPRd моделите иако имаат посебно име потполно се исти како и ReroutingPR моделите. Разликата е во излезните податоци што ги генерира PreResPRd алгоритмот за сортирање, а кои потоа се користат како влезни за ReroutingPRd моделите. Предложените рути за реставрација од PreResPRd моделот се со различни линкови од работните.

## 9.1. Link Rerouting VWP

### 9.1.1. PreDim

#### TITLE

Perprocessor\_For\_Dimensioning

#### INDEX

```
node:=DATABASE("dataNodes","Node")
s=node;
d=node;
a=node;
b=node;
k=1..100;
j[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", a=a, b=b);
m[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");
```

#### DATA

```
P[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "Pj", a="a", b="b");
D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", "dm", s="s",d="d");
LA[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "LAj", a="a",b="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");
```

#### BINARY VARIABLES

```
UsedLink[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]
EXPORT REFILL TO DATABASE("TrafficRouting","deltaJPM", s="s", d="d", a="a", b="b", k="k");
Paths[m,k] WHERE D[m.s,m.d]>0 AND k<=D[m.s,m.d];
```

#### INTEGER VARIABLES

```
Fmax;
HD[s,d IN m,k] WHERE k<=D[s,d] EXPORT TO DATABASE("TrafficRouting","HD", s="s", d="d", k="k");
```

#### MODEL

MIN Fmax;

#### SUBJECT TO

MaximumFlow[a,b IN j]:

Fmax>=SUM(m,k:UsedLink[m.s,m.d,a,b,k]);

FlowBal[m,node,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:

Paths[m,k] IF (m.s=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.b=node)=  
Paths[m,k] IF (m.d=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.a=node);

Demands[m] WHERE D[m.s,m.d]>0:

SUM(k<=D[m.s,m.d]:Paths[m,k])=D[m.s,m.d];

CapConst[j] WHERE LA[j.a,j.b]>0:

SUM(m,k<=D[m.s,m.d]:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k])<= MF[j.a,j.b]\*LA[j.a,j.b];

Simetry[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:

UsedLink[s,d,a,b,k]=UsedLink[s:=d,d:=s,a:=b,b:=a,k];

NoCirculation1[s,d IN m]:

SUM(b,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a:=d,b,k]) + SUM(a,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a,b:=s,k])=0;

NoCirculation2[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:

UsedLink[s,d,a:=b,b:=a,k]+UsedLink[s,d,a,b,k]<=1;

HopDistance[m,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:

HD[m.s,m.d,k]=SUM(j:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k]);

### 9.1.2. Dimensioning VWP

#### TITLE

DimensioningVWP1k

#### INDEX

```
n:=DATABASE("dataNodes","Node");
s=n;
d=n;
```

```

a=n;
b=n;
j[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a",b="b");m[s,d]= DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");
u[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a",b="b" WHERE a<b);
v[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a",b="b" WHERE a>b);
i:=(1, 2, 3, 4);
p =DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");

DATA
MaxP=Last(p);
Alfa[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a", b="b");
Beta[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a", b="b");
Gama[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a", b="b");
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);
K[i]:=(4, 8, 16, 32);
LA[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "LAj", a="a", b="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");
D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic","dm", s="s", d="d");
km[s,d]:=DATABASE("KSHnumber", "km", s="s", d="d");
deltaJPM[s,d,a,b,p]:=DATABASE("SortedTraffic", s="s", d="d", a="a", b="b", p="k" WHERE k<=MaxP);
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode", a="a", b="b", n="n");
MinNodeDegree[n]=DATABASE("dataNodes","MinNodeDegree");

BINARY VARIABLES
deltaJ[a,b IN j] EXPORT REFILL TO DATABASE("outUsedLinks","deltaJ", a="a", b="b");
deltaNI[n,i];

INTEGER VARIABLES
UF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE ("outUsedLinks","Fibers", a="a", b="b");
UC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","Fj", a="a", b="b");
Fpm[p,s,d IN m] WHERE p<=km[s,d]
EXPORT REFILL TO DATABASE("outFlowOnRouteP","Fpm", p="p", s="s", d="d");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","Type", n="Node");

MODEL

MIN TotNetCost=SUM(j: Alfa[j.a,j.b]*deltaJ[j.a,j.b] + Beta[j.a,j.b]*UF[j.a,j.b] + Gama[j.a,j.b]*UC[j.a,j.b])
+SUM(n,i: C[i]*deltaNI[n,i])

SUBJECT TO

DemandConst[s,d IN m]:
SUM(p:Fpm[p,s,d])=D[s,d];

FlowOnLink[j]:
UC[j.a,j.b]>=SUM(m,p: deltaJPM[m.s,m.d,j.a,j.b,p]*Fpm[p,m.s,m.d]);

ChannelsInFiber[a,b]:
UC[a,b]<=LA[a,b]*UF[a,b];

UsedLink[j]:
UF[j.a,j.b]<=MF[j.a,j.b]*deltaJ[j.a,j.b];

NodeDegree1[n]:
Sum(u:deltaJN[u.a,u.b,n]*deltaJ[u.a,u.b])>=MinNodeDegree[n];

NodeDegree2[n]:
Sum(v:deltaJN[v.a,v.b,n]*deltaJ[v.a,v.b])>=MinNodeDegree[n];

NodeSize[n]:
Sum(i:deltaNI[n,i])=1;

SizeVSLinks[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*UF[j.a,j.b])<=2*Sum(i: K[i]*deltaNI[n,i]);

Simetry1[a,b IN j]:
UC[a,b]=UC[a=b,b=a];

Simetry2[p,s,d IN m]:
Fpm[p,s,d]=Fpm[p,s=d,d=s];

LeastFiber[j]:
UF[j.a,j.b]>=deltaJ[j.a,j.b];

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

```

### 9.1.3. PreRes LR

**TITLE**

PreResLR1

**INDEX**

```
node:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node")
a=node;
b=node;
s=node;
d=node;
k=1..100;
j[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
m[s,d]:=DATABASE("outUsedLinks", s="a", d="b");
```

**DATA**

```
D[s,d]:=DATABASE("outUsedLinks", "Fj", s="a", d="b" WHERE Fj>0);
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "LAj", a="a", b="b");
F[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks", "Fj", a="a", b="b");
MF[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "MFj", a="a", b="b");
```

**BINARY VARIABLES**

```
UsedLink[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]
EXPORT REFILL TO DATABASE("RestorationRouting", "delta", s="s", d="d", a="a", b="b", k="k");
Paths[m,k] WHERE D[m,s,m,d]>0 AND k<=D[m,s,m,d];
```

**INTEGER VARIABLES**

```
Fmax;
HD[s,d IN m,k] WHERE k<=D[s,d] EXPORT TO DATABASE("RestorationRouting", "HD", s="s", d="d", k="k");
```

**MODEL**

MIN Fmax;

**SUBJECT TO**

MaximumFlow[a,b IN j]:

Fmax&gt;=SUM(m,k:UsedLink[m,s,m,d,a,b,k]);

FlowBal[m,node,k] WHERE k&lt;=D[m,s,m,d]:

Paths[m,k] IF (m.s=node) + SUM(j: UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,k] WHERE j.b=node AND j&lt;&gt;m)

Paths[m,k] IF (m.d=node) + SUM(j: UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,k] WHERE j.a=node AND j&lt;&gt;m);

CapConst[m,j] WHERE LA[j,a,j,b]&gt;0 AND j&lt;&gt;m:

SUM(k&lt;=D[m,s,m,d]:UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,k])&lt;= LA[j,a,j,b]\*MF[j,a,j,b]-F[j,a,j,b];

Demands[m] WHERE D[m,s,m,d]&gt;0:

SUM(k&lt;=D[m,s,m,d]:Paths[m,k])=D[m,s,m,d];

Symetry[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k&lt;=D[s,d]:

UsedLink[s,d,a,b,k]=UsedLink[s:=d,d:=s,a:=b,b:=a,k];

NoCirculation1[s,d IN m]:

SUM(b,k&lt;=D[s,d]:UsedLink[s,d,a:=d,b,k]) + SUM(a,k&lt;=D[s,d]:UsedLink[s,d,a,b:=s,k])=0;

NoCirculation2[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k&lt;=D[s,d]:

UsedLink[s,d,a:=b,b:=a,k]+UsedLink[s,d,a,b,k]&lt;=1;

HopDistance[m,k] WHERE k&lt;=D[m,s,m,d]:

HD[m,s,m,d,k]=SUM(j:UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,k]);

### 9.1.4. ReroutingLR\_VWP

**TITLE**

ReroutingLR\_vwp1

**INDEX**

```
n:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
j[s,d] = DATABASE("qdfReducedLinks", s="a", d="b");
x[a,b] = DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
i:=(1, 2, 3, 4);
```



p =DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");

**DATA**

MaxP=Last(p);

Beta[a,b]= DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");

Gama[a,b]= DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");

LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "LAj", a="a", b="b");

Pj[s,d]:=DATABASE("KSHnumberRes","Pj", s="s", d="d");

ASC[a,b]:=DATABASE("qdfAvailableChannels","ASCj", a="a", b="b");

F[s,d]:=DATABASE("outUsedLinks","Fj", s="a", d="b");

MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");

delta\_jxp[s,d,a,b,p]:=DATABASE("SortedRestorationRouting","delta", s="s", d="d",a="a", b="b", p="k" WHERE k<=MaxP);

deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode", a="a", b="b", n="n");

UF[a,b]:=DATABASE ("outUsedLinks","Fibers", a="a", b="b");

C[i]:= (10000, 20000, 40000, 80000);

K[i]:= (4, 8, 16, 32);

**BINARY VARIABLES**

deltaNI[n,i];

**INTEGER VARIABLES**

SF[a,b IN x] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SFj", a="a", b="b");

SC[a,b IN x] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SCj", a="a", b="b");

Fjp[s,d IN j,p] WHERE p<=Pj[s,d] EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFjp","Fjp", s="s", d="d", p="p");

NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","ResType", n="Node");

**MODEL**

MIN TotNetCost =SUM(x:Beta[x.a,x.b]\*SF[x.a,x.b] + Gama[x.a,x.b]\*SC[x.a,x.b]) +SUM(n,i: C[i]\*deltaNI[n,i])

**SUBJECT TO**

FlowOverPRestorationRoutes[j]:

SUM(p<=Pj[j.s,j.d]:Fjp[j.s,j.d,p])=F[j.s,j.d];

EnoughSpareCapacitivy[j,x] WHERE j<>x:

SC[x.a,x.b]>=SUM(p: delta\_jxp[j.s,j.d,x.a,x.b,p]\*Fjp[j.s,j.d,p]);

SpareCapChannels[x]:

SC[x.a,x.b]-ASC[x.a,x.b]<=LA[x.a,x.b]\*SF[x.a,x.b];

Simetry[s,d IN j,p] WHERE p<=Pj[s,d]:

Fjp[s,d,p]=Fjp[s:=d,d:=s,p];

NodeOptimization1[n]:

SUM(i:deltaNI[n,i])=1;

NodeOptimization2[n]:

SUM(x:deltaJN[x.a,x.b,n]\*(UF[x.a,x.b] +SF[x.a,x.b]))<=2\*SUM(i:K[i]\*deltaNI[n,i]);

TypeOfNode[n]:

NodeType[n]=SUM(i:K[i]\*deltaNI[n,i]);

TotalNumberOfFibers[x]:

UF[x.a,x.b] +SF[x.a,x.b]<=MF[x.a,x.b];

## 9.2. Link Rerouting WP

### 9.2.1. PreDim

**TITLE**

Perprocessor\_For\_Dimensioning

**INDEX**

node:=DATABASE("dataNodes","Node")

s=node;

d=node;

a=node;

b=node;

k=1..100;

j[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", a=a, b=b);

```
m[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");
```

**DATA**

```
P[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "Pj", a="a", b="b");
D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", "dm", s="s",d="d");
LA[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "LAj", a="a",b="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");
```

**BINARY VARIABLES**

```
UsedLink[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]
EXPORT REFILL TO DATABASE("TrafficRouting", "deltaJPM", s="s", d="d", a="a", b="b", k="k");
Paths[m,k] WHERE D[m.s,m.d]>0 AND k<=D[m.s,m.d];
```

**INTEGER VARIABLES**

```
Fmax;
HD[s,d IN m,k] WHERE k<=D[s,d] EXPORT TO DATABASE("TrafficRouting", "HD", s="s", d="d", k="k");
```

**MODEL**

```
MIN Fmax;
```

**SUBJECT TO**

```
MaximumFlow[a,b IN j]:
```

```
Fmax>=SUM(m,k:UsedLink[m.s,m.d,a,b,k]);
```

```
FlowBal[m,node,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:
```

```
Paths[m,k] IF (m.s=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.b=node)=
```

```
Paths[m,k] IF (m.d=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.a=node);
```

```
Demands[m] WHERE D[m.s,m.d]>0:
```

```
SUM(k<=D[m.s,m.d]:Paths[m,k])=D[m.s,m.d];
```

```
CapConst[j] WHERE LA[j.a,j.b]>0:
```

```
SUM(m,k<=D[m.s,m.d]:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k])<= MF[j.a,j.b]*LA[j.a,j.b];
```

```
Simetry[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:
```

```
UsedLink[s,d,a,b,k]=UsedLink[s:=d,d:=s,a:=b,b:=a,k];
```

```
NoCirculation1[s,d IN m]:
```

```
SUM(b,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a:=d,b,k]) + SUM(a,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a,b:=s,k])=0;
```

```
NoCirculation2[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:
```

```
UsedLink[s,d,a:=b,b:=a,k]+UsedLink[s,d,a,b,k]<=1;
```

```
HopDistance[m,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:
```

```
HD[m.s,m.d,k]=SUM(j:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k]);
```

## 9.2.2. Dimensioning WP

### TITLE

DimensionigWP1k

### INDEX

```
n:=DATABASE("dataNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
j[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b");
m[s,d]=DATABASE("dataTraffic",s="s",d="d");
u[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b" WHERE a<b);
v[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b" WHERE a>b);
lambda:=DATABASE("SQLlambda",lambda="ind");
i:=(1, 2, 3, 4);
p:=DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");
```

### DATA

```
MaxP=Last(p);
Alfa[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b");
Beta[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b");
Gama[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b");
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);
K[i]:=(4, 8, 16, 32);
LA[a,b]=DATABASE("dataPhysical","LAj",a="a",b="b");
MF[a,b]=DATABASE("dataPhysical","MFj",a="a",b="b");
D[s,d]=DATABASE("dataTraffic","dm",s="s",d="d");
km[s,d]=DATABASE("KSHnumber","km",s="s",d="d");
deltaJPM[s,d,a,b,p]=DATABASE("SortedTraffic",s="s",d="d",a="a",b="b",p="k" WHERE k<=MaxP);
deltaJN[a,b,n]=DATABASE("LinkIncidentNode",a="a",b="b",n="n");
MinNodeDegree[n]=DATABASE("dataNodes","MinNodeDegree");
```

### BINARY VARIABLES

```
deltaJ[a,b IN j] EXPORT REFILL TO DATABASE("outUsedLinks","deltaJ",a="a",b="b");
deltaNI[n,i];
```

### INTEGER VARIABLES

```
UF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","Fibers",a="a",b="b");
UC[a,b IN j,lambda] WHERE lambda<=LA[a,b]
EXPORT REFILL TO DATABASE("outFlowPerLambda","FjI",a="a",b="b",lambda="lambda");
allUC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","Fj",a="a",b="b");
FmpI[p,s,d IN m,lambda] WHERE p<=km[s,d]
EXPORT REFILL TO DATABASE("outFlowOnRouteP","Fpm",p="p",s="s",d="d",lambda="lambda");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","Type",n="Node");
```

### MODEL

```
MIN TotNetCost=SUM(j: Alfa[j.a,j.b]*deltaJ[j.a,j.b] + Beta[j.a,j.b]*UF[j.a,j.b]
+ Gama[j.a,j.b]*SUM(lambda:UC[j.a,j.b,lambda])) +SUM(n,i: C[i]*deltaNI[n,i])
```

### SUBJECT TO

```
DemandConst[m]:
SUM(p,lambda:FmpI[p,m,s,m,d,lambda])=D[m,s,m,d];

FlowOnLink[j,lambda] WHERE lambda<=LA[j.a,j.b]:
UC[j.a,j.b,lambda]>=SUM(m,p: deltaJPM[m,s,m,d,j.a,j,b,p]*FmpI[p,m,s,m,d,lambda]);

ChannelsInFiber[a,b,lambda] WHERE lambda<=LA[a,b]
EXPORT REFILL Slack TO DATABASE("outChannelsInFiber","ASCj",a="a",b="b",lambda="lambda");
UC[a,b,lambda]<=UF[a,b];

UsedLink[j]:
UF[j.a,j.b]<=MF[j.a,j.b]*deltaJ[j.a,j.b];

NodeDegree1[n]:
Sum(u:deltaJN[u.a,u.b,n]*deltaJ[u.a,u,b])>=MinNodeDegree[n];

NodeDegree2[n]:
Sum(v:deltaJN[v.a,v,b,n]*deltaJ[v.a,v,b])>=MinNodeDegree[n];

NodeSize[n]:
Sum(i:deltaNI[n,i])=1;
```

```

SizeVSLinks[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*UF[j.a,j.b])<=2*SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

MergeFlowOnLink[a,b IN j]:
SUM(lambda:UC[a,b,lambda])=allUC[a,b];

Symetry1[a,b IN j,lambda]:
UC[a,b,lambda]=UC[a:=b,b:=a,lambda];

Symetry2[p,s,d IN m,lambda]:
Fmpl[p,s,d,lambda]=Fmpl[p,s:=d,d:=s,lambda];

LeastFiber[j]:
UF[j.a,j.b]>=deltaJ[j.a,j.b];

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

```

### 9.2.3. PreRes LR

#### TITLE

```
PreResLR1
```

#### INDEX

```

node:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node")
a=node;
b=node;
s=node;
d=node;
k=1..100;
j[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
m[s,d]:=DATABASE("outUsedLinks",s="a",d="b");

```

#### DATA

```

D[s,d]:=DATABASE("outUsedLinks","Fj",s="a",d="b" WHERE Fj>0);
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks","LAj",a="a",b="b");
F[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks","Fj",a="a",b="b");
MF[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks","MFj",a="a",b="b");

```

#### BINARY VARIABLES

```

UsedLink[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]
EXPORT REFILL TO DATABASE("RestorationRouting","delta",s="s",d="d",a="a",b="b",k="k");
Paths[m,k] WHERE D[m.s,m.d]>0 AND k<=D[m.s,m.d];

```

#### INTEGER VARIABLES

```

Fmax;
HD[s,d IN m,k] WHERE k<=D[s,d] EXPORT TO DATABASE("RestorationRouting","HD",s="s",d="d",k="k");

```

#### MODEL

```
MIN Fmax;
```

#### SUBJECT TO

```

MaximumFlow[a,b IN j]:
Fmax>=SUM(m,k:UsedLink[m.s,m.d,a,b,k]);

FlowBal[m,node,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:
Paths[m,k] IF (m.s=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.b=node AND j<<m)=
Paths[m,k] IF (m.d=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.a=node AND j<<m);

CapConst[m,j] WHERE LA[j.a,j.b]>0 AND j<<m:
SUM(k<=D[m.s,m.d]:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k])<= LA[j.a,j.b]*MF[j.a,j.b]-F[j.a,j.b];

Demands[m] WHERE D[m.s,m.d]>0:
SUM(k<=D[m.s,m.d]:Paths[m,k])=D[m.s,m.d];

Symetry[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:
UsedLink[s,d,a,b,k]=UsedLink[s:=d,d:=s,a:=b,b:=a,k];

NoCirculation1[s,d IN m]:
SUM(b,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a:=d,b,k]) + SUM(a,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a,b:=s,k])=0;

NoCirculation2[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:
UsedLink[s,d,a:=b,b:=a,k]+UsedLink[s,d,a,b,k]<=1;

```

```
HopDistance[m,k] WHERE k<=D[m,s,m,d]:
HD[m,s,m,d,k]=SUM(j:UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,k]);
```

## 9.2.4. ReroutingLR\_WP

### TITLE

```
ReroutingLR_wp1
```

### INDEX

```
n:=DATABASE("dataNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
j[s,d]=DATABASE("dataPhysical",s="a",d="b");
x[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b");
i:=(1, 2, 3, 4);
p:=DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");
lambda:=DATABASE("SQLlambda",lambda="ind");
```

### DATA

```
MaxP=Last(p);
Beta[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b");
Gama[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b");
LA[s,d]=DATABASE("dataPhysical","LAj",s="a",d="b");
Pj[s,d]=DATABASE("KSHnumberRes","Pj",s="s",d="d");
ASC[a,b,lambda]=DATABASE("outChannelsInFiber","ASCj",a="a",b="b",lambda="lambda");
F[s,d,lambda]=DATABASE("outFlowPerLambda","Fj",s="a",d="b",lambda="lambda");
MF[a,b]=DATABASE("dataPhysical","MFj",a="a",b="b");
delta_jxp[s,d,a,b,p]=DATABASE("SortedRestorationRouting","delta",s="s",d="d",a="a",b="b",p="k" WHERE k<=MaxP);
deltaJN[a,b,n]=DATABASE("LinkIncidentNode",a="a",b="b",n="n");
UF[a,b]=DATABASE("outUsedLinks","Fibers",a="a",b="b");
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);
K[i]:=(4, 8, 16, 32);
```

### BINARY VARIABLES

```
deltaNI[n,i];
```

### INTEGER VARIABLES

```
SF[a,b IN x] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SFj",a="a",b="b");
SC[x,lambda];
allISC[a,b IN x] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SCj",a="a",b="b");
Fjlp[s,d IN j,lambda,p] WHERE p<=Pj[s,d] AND lambda<=LA[s,d]
EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFjlp",Fjlp="Fjlp",s="s",d="d",p="p",lambda="lambda");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","ResType",n="Node");
```

### MODEL

```
MIN TotNetCost=SUM(x:Beta[x,a,x,b]*SF[x,a,x,b] + Gama[x,a,x,b]*SUM(lambda: SC[x,lambda]))
+SUM(n,i: C[i]*deltaNI[n,i])
```

### SUBJECT TO

```
FlowOverPRestorationRoutes[j,lambda]:
SUM(p<=Pj[j,s,j,d]:Fjlp[j,s,j,d,lambda,p])=F[j,s,j,d,lambda];
```

```
EnoughSpareCapacity[j,x,lambda] WHERE j<>x:
SC[x,lambda]>=SUM(p: delta_jxp[j,s,j,d,x,a,x,b,p]*Fjlp[j,s,j,d,lambda,p]);
```

```
SpareCapChannels[x,lambda]:
SC[x,lambda]-ASC[x,a,x,b,lambda]<=SF[x,a,x,b];
```

```
Simetry[s,d IN j,lambda,p] WHERE p<=Pj[s,d]:
Fjlp[s,d,lambda,p]=Fjlp[s:=d,d:=s,lambda,p];
```

```
MergeFlowOnSpareLinks[x]:
allISC[x,a,x,b]=SUM(lambda:SC[x,lambda]);
```

```
NodeOptimization1[n]:
SUM(i:deltaNI[n,i])=1;
```

```
NodeOptimization2[n]:
SUM(x:deltaJN[x,a,x,b,n]*(UF[x,a,x,b]+SF[x,a,x,b]))<=2*SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);
```

```
TypeOfNode[n]:
```

$\text{NodeType}[n] = \text{SUM}(i: K[i] * \text{deltaNI}[n, i]);$

$\text{TotalNumberOfFibers}[x]:$

$\text{UF}[x, a, x, b] + \text{SF}[x, a, x, b] \leq \text{MF}[x, a, x, b];$

## 9.3. Path Rerouting VWP

### 9.3.1. PreDim

#### TITLE

Perprocesor\_For\_Dimensioning

#### INDEX

node:=DATABASE("dataNodes","Node")  
s=node;  
d=node;  
a=node;  
b=node;  
k=1..100;  
j[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", a=a, b=b);  
m[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");

#### DATA

P[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "Pj", a="a", b="b");  
D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", "dm", s="s",d="d");  
LA[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "LAj", a="a",b="b");  
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");

#### BINARY VARIABLES

UsedLink[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d] EXPORT REFILL TO DATABASE("TrafficRouting","deltaJPM", s="s", d="d", a="a", b="b", k="k");  
Paths[m,k] WHERE D[m.s,m.d]>0 AND k<=D[m.s,m.d];

#### INTEGER VARIABLES

Fmax;  
HD[s,d IN m,k] WHERE k<=D[s,d] EXPORT TO DATABASE("TrafficRouting","HD", s="s", d="d", k="k");

#### MODEL

MIN Fmax;

#### SUBJECT TO

MaximumFlow[a,b IN j]:

Fmax>=SUM(m,k:UsedLink[m.s,m.d,a,b,k]);

FlowBal[m,node,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:

Paths[m,k] IF (m.s=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.b=node)=

Paths[m,k] IF (m.d=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.a=node);

Demands[m] WHERE D[m.s,m.d]>0:

SUM(k<=D[m.s,m.d]:Paths[m,k])=D[m.s,m.d];

CapConst[j] WHERE LA[j.a,j.b]>0:

SUM(m,k<=D[m.s,m.d]:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k])<= MF[j.a,j.b]\*LA[j.a,j.b];

Simetry[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:

UsedLink[s,d,a,b,k]=UsedLink[s=d,d:=s,a:=b,b:=a,k];

NoCirculation1[s,d IN m]:

SUM(b,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a:=d,b,k]) + SUM(a,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a,b:=s,k])=0;

NoCirculation2[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:

UsedLink[s,d,a:=b,b:=a,k]+UsedLink[s,d,a,b,k]<=1;

HopDistance[m,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:

HD[m.s,m.d,k]=SUM(j:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k]);

### 9.3.2. Dimensioning VWP

#### TITLE

DimensioningVWP1k

**INDEX**

```

n:=DATABASE("dataNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
j[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a",b="b");
m[s,d]= DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");
u[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a",b="b" WHERE a<b);
v[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a",b="b" WHERE a>b);
i:=(1, 2, 3, 4);
p =DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");

```

**DATA**

```

MaxP=Last(p);
Alfa[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a", b="b");
Beta[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a", b="b");
Gama[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a", b="b");
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);
K[i]:=(4, 8, 16, 32);
LA[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "LAj", a="a", b="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");
D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic","dm", s="s", d="d");
km[s,d]:=DATABASE("KSHnumber","km", s="s", d="d");
deltaJPM[s,d,a,b,p]:=DATABASE("SortedTraffic", s="s", d="d", a="a", b="b", p="k" WHERE k<=MaxP);
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode", a="a", b="b", n="n");
MinNodeDegree[n]=DATABASE("dataNodes", "MinNodeDegree");

```

**BINARY VARIABLES**

```

deltaJ[a,b IN j] EXPORT REFILL TO DATABASE("outUsedLinks","deltaJ", a="a", b="b");
deltaNI[n,i];

```

**INTEGER VARIABLES**

```

UF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE ("outUsedLinks","Fibers", a="a", b="b");
UC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","Fj", a="a", b="b");
Fpm[p,s,d IN m] WHERE p<=km[s,d]
EXPORT REFILL TO DATABASE("outFlowOnRouteP","Fpm", p="p", s="s", d="d");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","Type", n="Node");

```

**MODEL**

```

MIN TotNetCost=SUM(j: Alfa[j.a,j.b]*deltaJ[j.a,j.b] + Beta[j.a,j.b]*UF[j.a,j.b] + Gama[j.a,j.b]*UC[j.a,j.b]) +SUM(n,i: C[i]*deltaNI[n,i])

```

**SUBJECT TO**

```

DemandConst[s,d IN m]:
SUM(p:Fpm[p,s,d])=D[s,d];

```

```

FlowOnLink[j]:
UC[j.a,j.b]>=SUM(m,p: deltaJPM[m.s,m.d,j.a,j.b,p]*Fpm[p,m.s,m.d]);

```

```

ChannelsInFiber[a,b]:
UC[a,b]<=LA[a,b]*UF[a,b];

```

```

UsedLink[j]:
UF[j.a,j.b]<=MF[j.a,j.b]*deltaJ[j.a,j.b];

```

```

NodeDegree1[n]:
Sum(u:deltaJN[u.a,u.b,n]*deltaJ[u.a,u.b])>=MinNodeDegree[n];

```

```

NodeDegree2[n]:
Sum(v:deltaJN[v.a,v.b,n]*deltaJ[v.a,v.b])>=MinNodeDegree[n];

```

```

NodeSize[n]:
Sum(i:deltaNI[n,i])=1;

```

```

SizeVSLinks[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*UF[j.a,j.b])<=2*Sum(i: K[i]*deltaNI[n,i]);

```

```

Simetry1[a,b IN j]:
UC[a,b]=UC[a=b,b=a];

```

```

Simetry2[p,s,d IN m]:
Fpm[p,s,d]=Fpm[p,s=d,d=s];

```

```

LeastFiber[j]:
UF[j.a,j.b]>=deltaJ[j.a,j.b];

```

```

TypeOfNode[n]:

```



NodeType[n]=SUM(i:K[i]\*deltaNI[n,i]);

### 9.3.3. PreResPR\_VWP

#### TITLE

PreResPRvwp

#### INDEX

node:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");  
s=node;  
d=node;  
a=node;  
b=node;  
e=node;  
f=node;  
k=1..100;  
j[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");  
x[e,f]:=DATABASE("qdfReducedLinks", e="a", f="b");  
m[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");

#### DATA

D[s,d,e,f]:=DATABASE("InputDm", "dm", s="s", d="d", e="a", f="b");  
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "LAj", a="a",b="b");  
MF[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "MFj", a="a",b="b");  
Fj[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks", "Fj", a="a", b="b");  
X[a,b IN j,e,f IN x]:=IF(a=e AND b=f)Then 1 ENDIF;

#### BINARY VARIABLES

UsedLink[s,d IN m, a,b IN j,k,e,f IN x] WHERE k<=D[s,d,e,f] AND X[a,b,e,f]=0  
EXPORT REFILL TO DATABASE("RestorationRouting","delta", s="s", d="d", a="a", b="b", k="k", e="e",f="f");  
Paths[m,k,x] WHERE D[m,s,m,d,x,e,x,f]>0 AND k<=D[m,s,m,d,x,e,x,f];

#### INTEGER VARIABLES

Fmax[e,f IN x];  
HD[s,d IN m,k,e,f IN x] WHERE k<=D[s,d,e,f] EXPORT TO DATABASE("RestorationRouting","HD", s="s", d="d", k="k", e="e",f="f");

#### MODEL

MIN SUM(x:Fmax[x,e,x,f]);

#### SUBJECT TO

MaximumFlow[a,b IN j,e,f IN x]:  
Fmax[e,f]>=SUM(m, k<=D[m,s,m,d,e,f]:UsedLink[m,s,m,d,a,b,k,e,f]);  
FlowBal[m,x,node,k] WHERE k<=D[m,s,m,d,x,e,x,f]:  
Paths[m,k,x] IF (m.s=node) + SUM(j: UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,k,x,e,x,f] WHERE j.b=node)=  
Paths[m,k,x] IF (m.d=node) + SUM(j: UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,k,x,e,x,f] WHERE j.a=node);  
CapConst[j,x] WHERE LA[j,a,j,b]>0:  
SUM(m,k<=D[m,s,m,d,x,e,x,f]:UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,k,x,e,x,f])<= LA[j,a,j,b]\*MF[j,a,j,b]-Fj[j,a,j,b];  
Demands[m,x] WHERE D[m,s,m,d,x,e,x,f]>0:  
SUM(k<=D[m,s,m,d,x,e,x,f]:Paths[m,k,x])=D[m,s,m,d,x,e,x,f];  
Simetry[s,d IN m,a,b IN j,k,e,f IN x] WHERE k<=D[s,d,e,f]:  
UsedLink[s,d,a,b,k,e,f]=UsedLink[s:=d,d:=s,a:=b,b:=a,k,e:=f,f:=e];  
NoCirculation1[s,d IN m,e,f IN x]:  
SUM(b,k<=D[s,d,e,f]:UsedLink[s,d,a:=d,b,k,e,f]) + SUM(a,k:UsedLink[s,d,a,b:=s,k,e,f])=0;  
NoCirculation2[s,d IN m,a,b IN j,k,e,f IN x] WHERE k<=D[s,d,e,f]:  
UsedLink[s,d,a:=b,b:=a,k,e,f]+UsedLink[s,d,a,b,k,e,f]<=1;  
HopDistance[m,k,x] WHERE k<=D[m,s,m,d,x,e,x,f]:  
HD[m,s,m,d,k,x,e,x,f]=SUM(j:UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,k,x,e,x,f]);

### 9.3.4. ReroutingPR\_vwp

#### TITLE

ReroutingPR\_vwp1

#### INDEX

n:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");

```

s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
e=n;
f=n;
j[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks", a="a",b="b");
x[e,f]=DATABASE("qdfReducedLinks", e="a",f="b");
m=1..100;
i:=(1, 2, 3, 4);
p =DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");

DATA
MaxP=Last(p);
Beta[a,b]= DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
Gama[a,b]= DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "LAj", a="a", b="b");
ASC[a,b]:=DATABASE("qdfAvailableChannels","ASCj", a="a", b="b");
Px[e,f,m]:=DATABASE("qdfKSHnumResWithM","Px", e="e", f="f", m="m");
delta_jxmp[ a,b IN j,e,f IN x,m,p]:=DATABASE("qdfSortedResRoutingWithM","delta", a="a", b="b", e="e", f="f", m="m", p="k" WHERE
k<=MaxP);
A[e,f]:=DATABASE("InputAj","Aj", e="a", f="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");
dm[e,f,m]:=DATABASE("InputDm", e="a", f="b", m="m");
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode", a="a", b="b", n="n");
UF[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks","Fibers", a="a", b="b");
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);
K[i]:=(4, 8, 16, 32);

BINARY VARIABLES
deltaNI[n,i];

INTEGER VARIABLES
SF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SFj", a="a", b="b");
SC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SCj", a="a", b="b");
Fxmp[e,f IN x,m,p] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m] EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFxmp","Fxmp", e="e", f="f",
m="m", p="p");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes", "ResType", n="Node");

MODEL

MIN TotNetCost =SUM(j:Beta[j.a,j.b]*SF[j.a,j.b] + Gama[j.a,j.b]*SC[j.a,j.b]) +SUM(n,i: C[i]*deltaNI[n,i])

SUBJECT TO

FlowOverPRestorationRoutes[x,m] WHERE m<=A[x.e,x.f]:
SUM(p<=Px[x.e,x.f,m]:Fxmp[x.e,x.f,m,p])=dm[x.e,x.f,m];

EnoughSpareCapacitiy[x,j] WHERE j<>x:
SC[j.a,j.b]>=SUM(m<=A[x.e,x.f],p<=Px[x.e,x.f,m]: delta_jxmp[j.a, j.b, x.e, x.f, m, p]*Fxmp[x.e, x.f, m, p]);

SpareCapChannels[j]:
SC[j.a,j.b]-ASC[j.a,j.b]<=LA[j.a,j.b]*SF[j.a,j.b];

Simetry[e,f IN x,p,m] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m]:
Fxmp[e,f,m,p]=Fxmp[e=f,f=e,m,p];

NodeOptimization1[n]:
SUM(i:deltaNI[n,i])=1;

NodeOptimization2[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*(UF[j.a,j.b] +SF[j.a,j.b]))<=2*SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TotalNumberOfFibers[j]:
UF[j.a,j.b] +SF[j.a,j.b]<=MF[j.a,j.b];

```

### 9.3.5. ReroutingPR\_vwpFREE

#### TITLE

ReroutingPR\_vwp1free

#### INDEX

```

n:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
e=n;
f=n;
j[a,b] = DATABASE("qdfReducedLinks", a="a",b="b");
x[e,f] = DATABASE("qdfReducedLinks", e="a",f="b");
m = 1..100;
i:=(1, 2, 3, 4);
p =DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");

DATA
MaxP=Last(p);
Beta[a,b]= DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
Gama[a,b]= DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "LAj", a="a", b="b");
ASC[a,b]:=DATABASE("qdfAvailableChannels","ASCj", a="a", b="b");
Px[e,f,m]=DATABASE("qdfKSHnumResWithM","Px", e="e", f="f", m="m");
delta_jxmp[ a,b IN j,e,f IN x,m,p]=DATABASE("qdfSortedResRoutingWithM","delta", a="a", b="b", e="e", f="f", m="m", p="k" WHERE
k<=MaxP);
A[e,f]=DATABASE("InputAj","Aj", e="a", f="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");
dm[e,f,m]=DATABASE("InputDm", e="a", f="b", m="m");
delta_jxm[a,b IN j,e,f IN x,m]=DATABASE("qdfLinkInPathM","deltaIM", a="a", b="b", e="e", f="f", m="m");
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode", a="a", b="b", n="n");
UF[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks","Fibers", a="a", b="b");
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);
K[i]:=(4, 8, 16, 32);

BINARY VARIABLES
deltaNI[n,i];

INTEGER VARIABLES
SF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SFj", a="a", b="b");
SC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SCj", a="a", b="b");
Fxmp[e,f IN x,m,p] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m] EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFxmp","Fxmp", e="e", f="f",
m="m", p="p");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","ResType", n="Node");

MODEL
MIN TotNetCost =SUM(j:Beta[j.a,j.b]*SF[j.a,j.b] + Gama[j.a,j.b]*SC[j.a,j.b]) +SUM(n,i: C[i]*deltaNI[n,i])

SUBJECT TO

FlowOverPRestorationRoutes[x,m] WHERE m<=A[x.e,x.f]:
SUM(p<=Px[x.e,x.f,m]:Fxmp[x.e,x.f,m,p])=dm[x.e,x.f,m];

EnoughSpareCapacity[j,x] WHERE j<x:
SC[j.a,j.b] + SUM(m<=A[x.e,x.f]:delta_jxm[j.a,j.b,x.e,x.f,m]*dm[x.e,x.f,m])>=SUM(m<=A[x.e,x.f],p<=Px[x.e,x.f,m]: delta_jxmp[j.a, j.b, x.e, x.f, m,
p]*Fxmp[x.e, x.f, m, p]);

SpareCapChannels[j]:
SC[j.a,j.b]-ASC[j.a,j.b]<=LA[j.a,j.b]*SF[j.a,j.b];

Simetry[e,f IN x,p,m] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m]:
Fxmp[e,f,m,p]=Fxmp[e=f,f=e,m,p];

NodeOptimization1[n]:
SUM(i:deltaNI[n,i])=1;

NodeOptimization2[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*(UF[j.a,j.b] +SF[j.a,j.b]))<=2*SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TotalNumberOfFibers[j]:
UF[j.a,j.b] +SF[j.a,j.b]<=MF[j.a,j.b];

```

## 9.4. Path Rerouting WP

### 9.4.1. PreDim

#### TITLE

Perprocessor\_For\_Dimensioning

#### INDEX

node:=DATABASE("dataNodes","Node");  
s=node;  
d=node;  
a=node;  
b=node;  
k=1..100;  
j[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", a=a, b=b);  
m[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");

#### DATA

P[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "Pj", a="a", b="b");  
D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", "dm", s="s",d="d");  
LA[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "LAj", a="a",b="b");  
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");

#### BINARY VARIABLES

UsedLink[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d] EXPORT REFILL TO DATABASE("TrafficRouting","deltaJPM", s="s", d="d", a="a", b="b", k="k");  
Paths[m,k] WHERE D[m.s,m.d]>0 AND k<=D[m.s,m.d];

#### INTEGER VARIABLES

Fmax;  
HD[s,d IN m,k] WHERE k<=D[s,d] EXPORT TO DATABASE("TrafficRouting","HD", s="s", d="d", k="k");

#### MODEL

MIN Fmax;

#### SUBJECT TO

MaximumFlow[a,b IN j]:  
Fmax>=SUM(m,k:UsedLink[m.s,m.d,a,b,k]);

FlowBal[m,node,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:  
Paths[m,k] IF (m.s=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.b=node)=  
Paths[m,k] IF (m.d=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.a=node);

Demands[m] WHERE D[m.s,m.d]>0:  
SUM(k<=D[m.s,m.d]:Paths[m,k])=D[m.s,m.d];

CapConst[j] WHERE LA[j.a,j.b]>0:  
SUM(m,k<=D[m.s,m.d]:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k])<= MF[j.a,j.b]\*LA[j.a,j.b];

Simetry[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:  
UsedLink[s,d,a,b,k]=UsedLink[s=d,d:=s,a:=b,b:=a,k];

NoCirculation1[s,d IN m]:  
SUM(b,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a:=d,b,k]) + SUM(a,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a,b:=s,k])=0;

NoCirculation2[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:  
UsedLink[s,d,a:=b,b:=a,k]+UsedLink[s,d,a,b,k]<=1;

HopDistance[m,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:  
HD[m.s,m.d,k]=SUM(j:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k]);

## 9.4.2. DimensioningWP

### TITLE

DimensionigWP1k

### INDEX

```
n:=DATABASE("dataNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
j[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b");
m[s,d]=DATABASE("dataTraffic",s="s",d="d");
u[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b" WHERE a<b);
v[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b" WHERE a>b);
lambda:=DATABASE("SQLlambda",lambda="ind");
i:=(1,2,3,4);
p:=DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");
```

### DATA

```
MaxP=Last(p);
Alfa[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b");
Beta[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b");
Gama[a,b]=DATABASE("dataPhysical",a="a",b="b");
C[i]:=(10000,20000,40000,80000);
K[i]:=(4,8,16,32);
LA[a,b]:=DATABASE("dataPhysical","LAj",a="a",b="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical","MFj",a="a",b="b");
D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic","dm",s="s",d="d");
km[s,d]:=DATABASE("KSHnumber","km",s="s",d="d");
deltaJPM[s,d,a,b,p]:=DATABASE("SortedTraffic",s="s",d="d",a="a",b="b",p="k" WHERE k<=MaxP);
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode",a="a",b="b",n="n");
MinNodeDegree[n]:=DATABASE("dataNodes","MinNodeDegree");
```

### BINARY VARIABLES

```
deltaJ[a,b IN j] EXPORT REFILL TO DATABASE("outUsedLinks","deltaJ",a="a",b="b");
deltaNI[n,i];
```

### INTEGER VARIABLES

```
UF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","Fibers",a="a",b="b");
UC[a,b IN j,lambda] WHERE lambda<=LA[a,b] EXPORT REFILL TO DATABASE("outFlowPerLambda","Fjl",a="a",b="b",lambda="lambda");
allUC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","Fj",a="a",b="b");
Fmp[p,s,d IN m,lambda] WHERE p<=km[s,d] EXPORT REFILL TO DATABASE("outFlowOnRouteP","Fpm",p="p",s="s",d="d",lambda="lambda");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","Type",n="Node");
```

### MODEL

```
MIN TotNetCost=SUM(j: Alfa[j.a,j.b]*deltaJ[j.a,j.b] + Beta[j.a,j.b]*UF[j.a,j.b] + Gama[j.a,j.b]*SUM(lambda:UC[j.a,j.b,lambda])) +SUM(n,i: C[i]*deltaNI[n,i])
```

### SUBJECT TO

```
DemandConst[m]:
SUM(p,lambda:Fmp[p,m,s,m,d,lambda])=D[m,s,m,d];

FlowOnLink[j,lambda] WHERE lambda<=LA[j.a,j.b]:
UC[j.a,j,b,lambda]>=SUM(m,p: deltaJPM[m,s,m,d,j.a,j.b,p]*Fmp[p,m,s,m,d,lambda]);

ChannelsInFiber[a,b,lambda] WHERE lambda<=LA[a,b] EXPORT REFILL Slack TO DATABASE("outChannelsInFiber","ASCj",a="a",b="b",lambda="lambda");
UC[a,b,lambda]<=UF[a,b];

UsedLink[j]:
UF[j.a,j.b]<=MF[j.a,j.b]*deltaJ[j.a,j.b];

NodeDegree1[n]:
Sum(u:deltaJN[u.a,u.b,n]*deltaJ[u.a,u.b])>=MinNodeDegree[n];

NodeDegree2[n]:
Sum(v:deltaJN[v.a,v.b,n]*deltaJ[v.a,v.b])>=MinNodeDegree[n];

NodeSize[n]:
Sum(i:deltaNI[n,i])=1;
```

```

SizeVSLinks[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*UF[j.a,j.b])<=2*Sum(i: K[i]*deltaNI[n,i]);

MergeFlowOnLink[a,b IN j]:
SUM(lambda:UC[a,b,lambda])=allUC[a,b];

Symetry1[a,b IN j,lambda]:
UC[a,b,lambda]=UC[a=b,b:=a,lambda];

Symetry2[p,s,d IN m,lambda]:
Fmpl[p,s,d,lambda]=Fmpl[p,s:=d,d:=s,lambda];

LeastFiber[j]:
UF[j.a,j.b]>=deltaJ[j.a,j.b];

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

```

### 9.4.3. PreResPRwp

#### TITLE

```
PreResPRwp1
```

#### INDEX

```

node:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");
s=node;
d=node;
a=node;
b=node;
e=node;
f=node;
k=1..100;
j[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
x[e,f]:=DATABASE("qdfReducedLinks", e="a", f="b");
m[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");
lambda:=DATABASE("SQLlambda", lambda="ind");

```

#### DATA

```

D[s,d,e,f,lambda]:=DATABASE("InputDm", "dm", s="s", d="d", e="a", f="b",lambda="lambda");
sumD[s,d,e,f]=SUM(lambda:D[s,d,e,f,lambda]);
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "LAj", a="a",b="b");
Fj[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks", "Fj", a="a", b="b");
MF[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "MFj", a="a",b="b");
X[a,b IN j,e,f IN x]:=IF(a=e AND b=f)Then 1 ENDIF;

```

#### BINARY VARIABLES

```

UsedLink[s,d IN m, a,b IN j,k,e,f IN x] WHERE k<=sumD[s,d,e,f] AND X[a,b,e,f]=0
EXPORT REFILL TO DATABASE("RestorationRouting","delta", s="s", d="d", a="a", b="b", k="k", e="e",f="f");
Paths[m,k,x] WHERE sumD[m,s,m,d,x,e,x,f]>0 AND k<=sumD[m,s,m,d,x,e,x,f];

```

#### INTEGER VARIABLES

```

Fmax[e,f IN x];
HD[s,d IN m,k,e,f IN x] WHERE k<=sumD[s,d,e,f] EXPORT TO DATABASE("RestorationRouting","HD", s="s", d="d", k="k", e="e",f="f");

```

#### MODEL

```
MIN SUM(x:Fmax[x,e,x,f]);
```

#### SUBJECT TO

```

MaximumFlow[a,b IN j,e,f IN x]:
Fmax[e,f]>=SUM(m, k<=sumD[m,s,m,d,e,f]:UsedLink[m,s,m,d,a,b,k,e,f]);

FlowBal[m,x,node,k] WHERE k<=sumD[m,s,m,d,x,e,x,f]:
Paths[m,k,x] IF (m.s=node) + SUM(j: UsedLink[m,s,m,d,j.a,j.b,k,x,e,x,f] WHERE j.b=node)=
Paths[m,k,x] IF (m.d=node) + SUM(j: UsedLink[m,s,m,d,j.a,j.b,k,x,e,x,f] WHERE j.a=node);

CapConst[j,x] WHERE LA[j.a,j.b]>0:
SUM(m,k:UsedLink[m,s,m,d,j.a,j.b,k,x,e,x,f])<= LA[j.a,j.b]*MF[j.a,j.b]-Fj[j.a,j.b];

Demands[m,x] WHERE sumD[m,s,m,d,x,e,x,f]>0:
SUM(k<=sumD[m,s,m,d,x,e,x,f]:Paths[m,k,x])=sumD[m,s,m,d,x,e,x,f];

Simetry[s,d IN m,a,b IN j,k,e,f IN x] WHERE k<=sumD[s,d,e,f]:
UsedLink[s,d,a,b,k,e,f]=UsedLink[s:=d,d:=s,a:=b,b:=a,k,e:=f,f:=e];

NoCirculation1[s,d IN m,e,f IN x]:
SUM(b,k<=sumD[s,d,e,f]:UsedLink[s,d,a:=d,b,k,e,f]) + SUM(a,k:UsedLink[s,d,a,b:=s,k,e,f])=0;

```

NoCirculation2[s,d IN m,a,b IN j,k,e,f IN x] WHERE k<=sumD[s,d,e,f]:  
 UsedLink[s,d,a:=b,b:=a,k,e,f]+UsedLink[s,d,a,b,k,e,f]<=1;

HopDistance[m,k,x] WHERE k<=sumD[m,s,m,d,x,e,x,f]:  
 HD[m,s,m,d,k,x,e,x,f]=SUM(j:UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,k,x,e,x,f]);

## 9.4.4. ReroutingPR\_wpA

### TITLE

ReroutingPR\_wpA1

### INDEX

n:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");  
 s=n;  
 d=n;  
 a=n;  
 b=n;  
 e=n;  
 f=n;  
 j[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");  
 x[e,f]=DATABASE("qdfReducedLinks",e="a",f="b");  
 m=1..100;  
 i=(1,2,3,4);  
 p:=DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");  
 lambda:=DATABASE("SQLlambda",lambda="ind");

### DATA

MaxP=LAST(p);  
 Beta[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");  
 Gama[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");  
 LA[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks","LAj",a="a",b="b");  
 ASC[a,b,lambda]=DATABASE("outChannelsInFiber","ASCj",a="a",b="b",lambda="lambda");  
 Px[e,f,m]=DATABASE("qdfKSHnumResWithM","Px",e="e",f="f",m="m");  
 delta\_jxmp[a,b IN j,e,f IN x,m,p]=DATABASE("qdfSortedResRoutingWithM","delta",a="a",b="b",e="e",f="f",m="m",p="k" WHERE k<=MaxP);  
 A[e,f]=DATABASE("InputAj","Aj",e="a",f="b");  
 MF[a,b]=DATABASE("dataPhysical","MFj",a="a",b="b");  
 dm[e,f,m,lambda]=DATABASE("InputDm",e="a",f="b",m="m",lambda="lambda");  
 deltaJN[a,b,n]=DATABASE("LinkIncidentNode",a="a",b="b",n="n");  
 UF[a,b]=DATABASE("outUsedLinks","Fibers",a="a",b="b");  
 C[i]:=(10000,20000,40000,80000);  
 K[i]:=(4,8,16,32);

### BINARY VARIABLES

deltaNI[n,i];

### INTEGER VARIABLES

SF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SFj",a="a",b="b");  
 SC[a,b IN j,lambda];  
 allSC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SCj",a="a",b="b");  
 Fxmpl[e,f IN x,m,p,lambda] WHERE p<=Px[e,f,m] AND m<=A[e,f]  
 EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFxmp",Fxmpl="Fxmp",e="e",f="f",m="m",p="p",lambda="lambda");  
 NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","ResType",n="Node");

### MODEL

MIN TotNetCost =SUM(j:Beta[j,a,j,b]\*SF[j,a,j,b]+Gama[j,a,j,b]\*SUM(lambda:SC[j,a,j,b,lambda]))+SUM(n,i:C[i]\*deltaNI[n,i])

### SUBJECT TO

FlowOverPRestorationRoutes[x,m] WHERE m<=A[x,e,x,f]:  
 SUM(p,lambda:Fxmpl[x,e,x,f,m,p,lambda])=SUM(lambda:dm[x,e,x,f,m,lambda]);  
 EnoughSpareCapacity[j,x,lambda] WHERE j<>x:  
 SC[j,a,j,b]>=SUM(m<=A[x,e,x,f],p<=Px[x,e,x,f,m]:delta\_jxmp[j,a,j,b,x,e,x,f,m,p]\*Fxmpl[x,e,x,f,m,p,lambda]);  
 SpareCapChannels[j,lambda]:  
 SC[j,a,j,b,lambda]-ASC[j,a,j,b,lambda]<=SF[j,a,j,b];  
 Simetry[e,f IN x,p,m,lambda] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m]:  
 Fxmpl[e,f,m,p,lambda]=Fxmpl[e:=f,f:=e,m,p,lambda];  
 MergeFlowOnSpareLinks[j]:  
 allSC[j,a,j,b]=SUM(lambda:SC[j,a,j,b,lambda]);

```

NodeOptimization1[n]:
SUM(i:deltaNI[n,i])=1;

NodeOptimization2[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*(UF[j.a,j.b]+SF[j.a,j.b]))<=2*SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TotalNumberOfFibers[j]:
UF[j.a,j.b]+SF[j.a,j.b]<=MF[j.a,j.b];

```

## 9.4.5. ReroutingPR\_wpAfree

### TITLE

ReroutingPR\_wpAfree

### INDEX

```

n:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
e=n;
f=n;
j[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
x[e,f]=DATABASE("qdfReducedLinks",e="a",f="b");
m=1..100;
i:=(1, 2, 3, 4);
p=DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");
lambda:=DATABASE("SQLlambda",lambda="ind");

```

### DATA

```

MaxP=Last(p);
Beta[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
Gama[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks","LAj",a="a",b="b");
ASC[a,b,lambda]:=DATABASE("outChannelsInFiber","ASCj",a="a",b="b",lambda="lambda");
Px[e,f,m]:=DATABASE("qdfKSHnumResWithM","Px",e="e",f="f",m="m");
delta_jxmp[ a,b IN j,e,f IN x,m,p]:=DATABASE("qdfSortedResRoutingWithM","delta",a="a",b="b",e="e",f="f",m="m",p="k",WHERE
k<=MaxP);
A[e,f]=DATABASE("InputAj","Aj",e="a",f="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical","MFj",a="a",b="b");
dm[e,f,m,lambda]=DATABASE("InputDm",e="a",f="b",m="m",lambda="lambda");
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode",a="a",b="b",n="n");
UF[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks","Fibers",a="a",b="b");
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);
K[i]:=(4, 8, 16, 32);

```

### BINARY VARIABLES

deltaNI[n,i];

### INTEGER VARIABLES

```

SF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SFj",a="a",b="b");
SC[a,b IN j,lambda];
allSC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SCj",a="a",b="b");
Fxmpl[e,f IN x,m,p,lambda] WHERE p<=Px[e,f,m] AND m<=A[e,f]
EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFxmpl",Fxmpl="Fxmpl",e="e",f="f",m="m",p="p",lambda="lambda");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","ResType",n="Node");

```

### MODEL

MIN TotNetCost =SUM(j:Beta[j.a,j.b]\*SF[j.a,j.b]+Gama[j.a,j.b]\*SUM(lambda:SC[j.a,j.b,lambda]))+SUM(n,i:C[i]\*deltaNI[n,i])

### SUBJECT TO

```

FlowOverPRestorationRoutes[x,m] WHERE m<=A[x,e,x,f]:
SUM(p<=Px[x,e,x,f,m],lambda:Fxmpl[x,e,x,f,m,lambda])=SUM(lambda:dm[x,e,x,f,m,lambda]);

EnoughSpareCapacity[j,x,lambda] WHERE j<>x:
SC[j.a,j.b]+SUM(m<=A[x,e,x,f]:delta_jxm[j.a,j.b,x,e,x,f,m,lambda]*dm[x,e,x,f,m,lambda])>=SUM(m<=A[x,e,x,f],p<=Px[x,e,x,f,m]:
delta_jxmp[j.a,j.b,x,e,x,f,m,p]*Fxmpl[x,e,x,f,m,p,lambda]);

SpareCapChannels[j,lambda]:
SC[j.a,j.b,lambda]-ASC[j.a,j.b,lambda]<=SF[j.a,j.b];

```



```

Symetry[e,f IN x,p,m,lambda] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m]:
Fxmpl[e,f,m,p,lambda]=Fxmpl[e:=f,f:=e,m,p,lambda];

MergeFlowOnSpareLinks[j]:
allSC[j.a,j.b]=SUM(lambda:SC[j.a,j.b,lambda]);

NodeOptimization1[n]:
SUM(i:deltaNI[n,i])=1;

NodeOptimization2[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*(UF[j.a,j.b]+SF[j.a,j.b]))<=2*SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TotalNumberOfFibers[j]:
UF[j.a,j.b]+SF[j.a,j.b]<=MF[j.a,j.b];

```

## 9.4.6. ReroutingPR\_wpB

### TITLE

ReroutingPR\_wpB1

### INDEX

```

n:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
e=n;
f=n;
j[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
x[e,f]=DATABASE("qdfReducedLinks",e="a",f="b");
m=1..100;
i:=(1,2,3,4);
p=DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");
lambda:=DATABASE("SQLlambda",lambda="ind");

```

### DATA

```

MaxP=Last(p);
Beta[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
Gama[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks","LAj",a="a",b="b");
ASC[a,b,lambda]:=DATABASE("outChannelsInFiber","ASCj",a="a",b="b",lambda="lambda");
Px[e,f,m]=DATABASE("qdfKSHnumResWithM","Px",e="e",f="f",m="m");
delta_jxmpl a,b IN j,e,f IN x,m,p:=DATABASE("qdfSortedResRoutingWithM","delta",a="a",b="b",e="e",f="f",m="m",p="k",WHERE
k<=MaxP);
A[e,f]=DATABASE("InputAj","Aj",e="a",f="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical","MFj",a="a",b="b");
dm[e,f,m,lambda]=DATABASE("InputDm",e="a",f="b",m="m",lambda="lambda");
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode",a="a",b="b",n="n");
UF[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks","Fibers",a="a",b="b");
C[i]:=(10000,20000,40000,80000);
K[i]:=(4,8,16,32);

```

### BINARY VARIABLES

deltaNI[n,i];

**INTEGER VARIABLES**

```
SF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks", "SFj", a="a", b="b");
SC[a,b IN j,lambda];
allSC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks", "SCj", a="a", b="b");
Fxmpl[e,f IN x,m,p,lambda] WHERE p<=Px[e,f,m] AND m<=A[e,f]
EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFxmpl", Fxmpl="Fxmpl", e="e", f="f", m="m", p="p", lambda="lambda");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes", "ResType", n="Node");
```

**MODEL**

```
MIN TotNetCost =SUM(j:Beta[j.a,j.b]*SF[j.a,j.b] + Gama[j.a,j.b]*SUM(lambda:SC[j.a,j.b,lambda])) +SUM(n,i: C[i]*deltaNI[n,i])
```

**SUBJECT TO**

```
FlowOverPRestorationRoutes[x,m,lambda] WHERE m<=A[x.e,x.f]:
SUM(p<=Px[x.e,x.f,m]:Fxmpl[x.e,x.f,m,p,lambda])=dm[x.e,x.f,m,lambda];

EnoughSpareCapacity[j,x,lambda] WHERE j<>x:
SC[j.a,j.b]>=SUM(m<=A[x.e,x.f],p<=Px[x.e,x.f,m]: delta_jxmpl[j.a, j.b, x.e, x.f, m, p]*Fxmpl[x.e, x.f, m, p,lambda]);

SpareCapChannels[j,lambda]:
SC[j.a,j.b,lambda]-ASC[j.a,j.b,lambda]<=SF[j.a,j.b];

Simetry[e,f IN x,p,m,lambda] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m]:
Fxmpl[e,f,m,p,lambda]=Fxmpl[e:=f,f:=e,m,p,lambda];

MergeFlowOnSpareLinks[j]:
allSC[j.a,j.b]=SUM(lambda:SC[j.a,j.b,lambda]);

NodeOptimization1[n]:
SUM(i:deltaNI[n,i])=1;

NodeOptimization2[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*(UF[j.a,j.b] +SF[j.a,j.b]))<=2*SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TotalNumberOfFibers[j]:
UF[j.a,j.b] +SF[j.a,j.b]<=MF[j.a,j.b];
```

**9.4.7. ReroutingPR\_wpBfree****TITLE**

```
ReroutingPR_wpBfree
```

**INDEX**

```
n:=DATABASE("qdfReducedNodes", "Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
e=n;
f=n;
j[a,b] = DATABASE("qdfReducedLinks", a="a",b="b");
x[e,f] = DATABASE("qdfReducedLinks", e="a",f="b");
m =1..100;
i:=(1, 2, 3, 4);
p =DATABASE("dataNumberOfRoutes", "NbRoutes");
lambda:=DATABASE("SQLlambda", lambda="ind");
```

**DATA**

```
MaxP=Last(p);
Beta[a,b]= DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
Gama[a,b]= DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "LAj", a="a", b="b");
ASC[a,b,lambda]:=DATABASE("outChannelsInFiber", "ASCj", a="a", b="b", lambda="lambda");
delta_jxmpl[ a,b IN j,e,f IN x,m,p]:=DATABASE("qdfSortedResRoutingWithM", "delta", a="a", b="b", e="e", f="f", m="m", p="k", WHERE
k<=MaxP);
A[e,f]:=DATABASE("InputAj", "Aj", e="a", f="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");
Px[e,f,m]:=DATABASE("qdfKSHnumResWithM", "Px", e="e", f="f", m="m");
dm[e,f,m,lambda]:=DATABASE("InputDm", e="a", f="b", m="m", lambda="lambda");
delta_jxm[a,b IN j,e,f IN x,m,lambda]:=DATABASE("qdfLinkInPathM", "deltaIM", a="a", b="b", e="e", f="f", m="m", lambda="lambda");
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode", a="a", b="b", n="n");
UF[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks", "Fibers", a="a", b="b");
```

C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);  
K[i]:=(4, 8, 16, 32);

**BINARY VARIABLES**

deltaNI[n,i];

**INTEGER VARIABLES**

SF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks", "SFj", a="a", b="b");  
SC[a,b IN j,lambda];  
allSC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks", "SCj", a="a", b="b");  
Fxmpl[e,f IN x,m,p,lambda] WHERE p<=Px[e,f,m] AND m<=A[e,f]  
EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFxmpl", Fxmpl="Fxmpl", e="e", f="f", m="m", p="p", lambda="lambda");  
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes", "ResType", n="Node");

**MODEL**

MIN TotNetCost =SUM(j:Beta[j,a,j,b]\*SF[j,a,j,b] + Gama[j,a,j,b]\*SUM(lambda:SC[j,a,j,b,lambda])) +SUM(n,i: C[i]\*deltaNI[n,i])

**SUBJECT TO**

FlowOverPRestorationRoutes[x,m,lambda] WHERE m<=A[x,e,x,f]:  
SUM(p<=Px[x,e,x,f,m]:Fxmpl[x,e,x,f,m,p,lambda])=dm[x,e,x,f,m,lambda];  
  
EnoughSpareCapacitiy[j,x,lambda] WHERE j<>x:  
SC[j,a,j,b] + SUM(m<=A[x,e,x,f]:delta\_jxm[j,a,j,b,x,e,x,f,m,lambda]\*dm[x,e,x,f,m,lambda])>=SUM(m<=A[x,e,x,f],p<=Px[x,e,x,f,m]:  
delta\_jxmp[j,a,j,b,x,e,x,f,m,p]\*Fxmpl[x,e,x,f,m,p,lambda]);  
  
SpareCapChannels[j,lambda]:  
SC[j,a,j,b,lambda]-ASC[j,a,j,b,lambda]<=SF[j,a,j,b];  
  
Simetry[e,f IN x,p,m,lambda] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m]:  
Fxmpl[e,f,m,p,lambda]=Fxmpl[e:=f,f:=e,m,p,lambda];  
  
MergeFlowOnSpareLinks[j]:  
allSC[j,a,j,b]=SUM(lambda:SC[j,a,j,b,lambda]);  
  
NodeOptimization1[n]:  
SUM(i:deltaNI[n,i])=1;  
  
NodeOptimization2[n]:  
SUM(j:deltaJN[j,a,j,b,n]\*(UF[j,a,j,b]+SF[j,a,j,b]))<=2\*SUM(i:K[i]\*deltaNI[n,i]);  
  
TypeOfNode[n]:  
NodeType[n]=SUM(i:K[i]\*deltaNI[n,i]);  
  
TotalNumberOfFibers[j]:  
UF[j,a,j,b]+SF[j,a,j,b]<=MF[j,a,j,b];

## 9.5. Path Rerouting Disjunct VWP

### 9.5.1. PreDim

#### TITLE

Perprocessor\_For\_Dimensioning

#### INDEX

node:=DATABASE("dataNodes","Node")  
s=node;  
d=node;  
a=node;  
b=node;  
k=1..100;  
j[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", a=a, b=b);  
m[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");

#### DATA

P[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "Pj", a="a", b="b");  
D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", "dm", s="s",d="d");  
LA[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "LAj", a="a",b="b");  
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");

#### BINARY VARIABLES

UsedLink[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d] EXPORT REFILL TO DATABASE("TrafficRouting","deltaJPM", s="s", d="d", a="a", b="b", k="k");  
Paths[m,k] WHERE D[m.s,m.d]>0 AND k<=D[m.s,m.d];

#### INTEGER VARIABLES

Fmax;  
HD[s,d IN m,k] WHERE k<=D[s,d] EXPORT TO DATABASE("TrafficRouting","HD", s="s", d="d", k="k");

#### MODEL

MIN Fmax;

#### SUBJECT TO

MaximumFlow[a,b IN j]:

Fmax>=SUM(m,k:UsedLink[m.s,m.d,a,b,k]);

FlowBal[m,node,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:

Paths[m,k] IF (m.s=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.b=node)=

Paths[m,k] IF (m.d=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.a=node);

Demands[m] WHERE D[m.s,m.d]>0:

SUM(k<=D[m.s,m.d]:Paths[m,k])=D[m.s,m.d];

CapConst[j] WHERE LA[j.a,j.b]>0:

SUM(m,k<=D[m.s,m.d]:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k])<= MF[j.a,j.b]\*LA[j.a,j.b];

Simetry[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:

UsedLink[s,d,a,b,k]=UsedLink[s=d,d:=s,a:=b,b:=a,k];

NoCirculation1[s,d IN m]:

SUM(b,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a:=d,b,k]) + SUM(a,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a,b:=s,k])=0;

NoCirculation2[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:

UsedLink[s,d,a:=b,b:=a,k]+UsedLink[s,d,a,b,k]<=1;

HopDistance[m,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:

HD[m.s,m.d,k]=SUM(j:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k]);

### 9.5.2. DimensioningVWP

#### TITLE

DimensioningVWP1k

**INDEX**

```
n:=DATABASE("dataNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
j[a,b]=DATABASE("dataPhysical", a="a",b="b");
m[s,d]=DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");
u[a,b]=DATABASE("dataPhysical", a="a",b="b" WHERE a<b);
v[a,b]=DATABASE("dataPhysical", a="a",b="b" WHERE a>b);
i:=(1, 2, 3, 4);
p:=DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");
```

**DATA**

```
MaxP=Last(p);
Alfa[a,b]=DATABASE("dataPhysical", a="a", b="b");
Beta[a,b]=DATABASE("dataPhysical", a="a", b="b");
Gama[a,b]=DATABASE("dataPhysical", a="a", b="b");
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);
K[i]:=(4, 8, 16, 32);
LA[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "LAj", a="a", b="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");
D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic","dm", s="s", d="d");
km[s,d]:=DATABASE("KSHnumber","km", s="s", d="d");
deltaJPM[s,d,a,b,p]:=DATABASE("SortedTraffic", s="s", d="d", a="a", b="b", p="k" WHERE k<=MaxP);
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode", a="a", b="b", n="n");
MinNodeDegree[n]=DATABASE("dataNodes", "MinNodeDegree");
```

**BINARY VARIABLES**

```
deltaJ[a,b IN j] EXPORT REFILL TO DATABASE("outUsedLinks","deltaJ", a="a", b="b");
deltaNI[n,i]; !1 if node n is of node type i, 0 otherwise n:1..N);
```

**INTEGER VARIABLES**

```
UF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","Fibers", a="a", b="b");
UC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","Fj", a="a", b="b");
Fpm[p,s,d IN m] WHERE p<=km[s,d]
EXPORT REFILL TO DATABASE("outFlowOnRouteP","Fpm", p="p", s="s", d="d");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","Type", n="Node");
```

**MODEL**

```
MIN TotNetCost=SUM(j: Alfa[j.a,j.b]*deltaJ[j.a,j.b] + Beta[j.a,j.b]*UF[j.a,j.b] + Gama[j.a,j.b]*UC[j.a,j.b]) +SUM(n,i: C[i]*deltaNI[n,i])
```

**SUBJECT TO**

```
DemandConst[s,d IN m]:
SUM(p:Fpm[p,s,d])=D[s,d];
```

```
FlowOnLink[j]:
UC[j.a,j.b]>=SUM(m,p: deltaJPM[m.s,m.d,j.a,j.b,p]*Fpm[p,m.s,m.d]);
```

```
ChannelsInFiber[a,b]:
UC[a,b]<=LA[a,b]*UF[a,b];
```

```
UsedLink[j]:
UF[j.a,j.b]<=MF[j.a,j.b]*deltaJ[j.a,j.b];
```

```
NodeDegree1[n]:
SUM(u:deltaJN[u.a,u.b,n]*deltaJ[u.a,u.b])>=MinNodeDegree[n];
```

```
NodeDegree2[n]:
SUM(v:deltaJN[v.a,v.b,n]*deltaJ[v.a,v.b])>=MinNodeDegree[n];
```

```
NodeSize[n]:
SUM(i:deltaNI[n,i])=1;
```

```
SizeVSLinks[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*UF[j.a,j.b])<=2*SUM(i: K[i]*deltaNI[n,i]);
```

```
Simetry1[a,b IN j]:
UC[a,b]=UC[a=b,b=a];
```

```
Simetry2[p,s,d IN m]:
Fpm[p,s,d]=Fpm[p,s=d,d=s];
```

```
LeastFiber[j]:
UF[j.a,j.b]>=deltaJ[j.a,j.b];
```

```
TypeOfNode[n]:
```

NodeType[n]=SUM(i:K[i]\*deltaNI[n,i]);

### 9.5.3. PreResPRd\_vwp

#### TITLE

PreResPRd\_vwp1

#### INDEX

node:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");  
s=node;  
d=node;  
a=node;  
b=node;  
k=1..100;  
j[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", a=a, b=b);  
m[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");  
p=1..100;

#### DATA

D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", "dm", s="s",d="d");  
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "LAj", a="a",b="b");  
MF[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "MFj", a="a",b="b");  
InitRoute[s,d,a,b,p]:=DATABASE("qdfLinkInRoute", "deltaIM", s="s", d="d", a="a", b="b", p="p");  
MyP[s,d,p]:=DATABASE("qdfLinkInRoute", MyP="deltaIM", s="s", d="d", p="p");  
Fmp[s,d,p]:=DATABASE("qdfLinkInRoute", "Fpm", s="s", d="d", p="p");  
Fj[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks", "Fj", a="a", b="b");  
AllP[s,d,a,b]:=DATABASE("qdfLinkInRoute", AllP="p", s="s", d="d", a="a", b="b");  
MaxP=MAX(AllP);

#### BINARY VARIABLES

UsedLink[s,d IN m, a,b IN j,p,k] WHERE k<=D[s,d] AND MyP[s,d,p]>0 AND p<=MaxP;  
EXPORT REFILL TO DATABASE("RestorationRouting","delta", s="s", d="d", a="a", b="b", k="k", p="p");  
Paths[m,p,k] WHERE D[m,s,m,d]>0 AND k<=Fmp[m,s,m,d,p] AND MyP[m,s,m,d,p]>0 AND p<=MaxP;

#### INTEGER VARIABLES

Fmax;  
HD[s,d IN m,p,k] WHERE k<=Fmp[s,d,p] AND p<=MaxP EXPORT TO DATABASE("RestorationRouting","HD", s="s", d="d", p="p", k="k");

#### MODEL

MIN Fmax;

#### SUBJECT TO

MaximumFlow[a,b IN j]:

Fmax>=SUM(m,p<=MaxP,k<=Fmp[m,s,m,d,p]:UsedLink[m,s,m,d,a,b,p,k]);

FlowBal[m,node,k,p] WHERE k<=Fmp[m,s,m,d,p] AND MyP[m,s,m,d,p]>0 AND p<=MaxP:

Paths[m,p,k] IF (m.s=node) + SUM(j: UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,p,k] WHERE j.b=node)=

Paths[m,p,k] IF (m.d=node) + SUM(j: UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,p,k] WHERE j.a=node);

CapConst[j] WHERE LA[j,a,j,b]>0:

SUM(m, p<=MaxP,k<=Fmp[m,s,m,d,p]:UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,p,k])<= LA[j,a,j,b]\*MF[j,a,j,b]-Fj[j,a,j,b];

Demands[m,p] WHERE D[m,s,m,d]>0 AND p<=MaxP:

SUM(k<=Fmp[m,s,m,d,p]:Paths[m,p,k])=Fmp[m,s,m,d,p];

Simetry[s,d IN m,a,b IN j,p,k] WHERE k<=Fmp[s,d,p] AND MyP[s,d,p]>0 AND p<=MaxP:

UsedLink[s,d,a,b,p,k]=UsedLink[s:=d,d:=s,a:=b,b:=a,p,k];

Diversity[s,d IN m, a,b IN j,p,k] WHERE k<=Fmp[s,d,p] AND MyP[s,d,p]>0 AND p<=MaxP:

UsedLink[s,d,a,b,p,k]+InitRoute[s,d,a,b,p]<=1;

NoCirculation1[s,d IN m,p] WHERE p<=MaxP:

SUM(b,k<=Fmp[s,d,p]:UsedLink[s,d,a:=d,b,p,k]) + SUM(a,k<=Fmp[s,d,p]:UsedLink[s,d,a,b:=s,p,k])=0;

NoCirculation2[s,d IN m,a,b IN j,p,k] WHERE k<=Fmp[s,d,p] AND p<=MaxP:

UsedLink[s,d,a:=b,b:=a,p,k]+UsedLink[s,d,a,b,p,k]<=1;

HopDistance[m,p,k] WHERE k<=Fmp[m,s,m,d,p] AND p<=MaxP:

HD[m,s,m,d,p,k]=SUM(j:UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,p,k]);

## 9.5.4. ReroutingPRd\_vwp

### TITLE

ReroutingPRd\_vwp1

### INDEX

n:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");  
s=n;  
d=n;  
a=n;  
b=n;  
e=n;  
f=n;  
j[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");  
x[e,f]=DATABASE("qdfReducedLinks",e="a",f="b");  
m=1..100;  
i:=(1, 2, 3, 4);  
p:=DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");

### DATA

MaxP=Last(p);  
Beta[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");  
Gama[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");  
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks","LAj",a="a",b="b");  
ASC[a,b]:=DATABASE("qdfAvailableChannels","ASCj",a="a",b="b");  
Px[e,f,m]:=DATABASE("qdfKSHnumResWithM\_prd","Px",e="e",f="f",m="m");  
delta\_jxmp[a,b] IN j, e,f IN x,m,p:=DATABASE("qdfPRdSortResWithM","delta",a="a",b="b",e="e",f="f",m="m",p="k" WHERE k<=MaxP);  
A[e,f]:=DATABASE("InputAj","Aj",e="a",f="b");  
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical","MFj",a="a",b="b");  
dm[e,f,m]:=DATABASE("InputDm",e="a",f="b",m="m");  
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode",a="a",b="b",n="n");  
UF[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks","Fibers",a="a",b="b");  
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);  
K[i]:=(4, 8, 16, 32);

### BINARY VARIABLES

deltaNI[n,i];

### INTEGER VARIABLES

SF[a,b] IN j EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SFj",a="a",b="b");  
SC[a,b] IN j EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SCj",a="a",b="b");  
Fxm[p,e,f,m] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m] EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFxm","Fxm",e="e",f="f",m="m",p="p");  
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","ResType",n="Node");

### MODEL

MIN TotNetCost =SUM(j:Beta[j.a,j.b]\*SF[j.a,j.b] + Gama[j.a,j.b]\*SC[j.a,j.b]) +SUM(n,i: C[i]\*deltaNI[n,i])

### SUBJECT TO

FlowOverPRestorationRoutes[x,m] WHERE m<=A[x.e,x.f]:  
SUM(p<=Px[x.e,x.f,m]:Fxm[p,x.e,x.f,m])=dm[x.e,x.f,m];  
EnoughSpareCapacitiy[j,x] WHERE j<>x:  
SC[j.a,j.b]>=SUM(m<=A[x.e,x.f],p<=Px[x.e,x.f,m]: delta\_jxmp[j.a,j.b,x.e,x.f,m,p]\*Fxm[p,x.e,x.f,m,p]);  
SpareCapChannels[j]:  
SC[j.a,j.b]-ASC[j.a,j.b]<=LA[j.a,j.b]\*SF[j.a,j.b];  
Simetry[e,f] IN x,p,m] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m]:  
Fxm[p,e,f,m]=Fxm[p,e,f,m];  
NodeOptimization1[n]:  
SUM(i:deltaNI[n,i])=1;  
NodeOptimization2[n]:  
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]\*(UF[j.a,j.b]+SF[j.a,j.b]))<=2\*SUM(i:K[i]\*deltaNI[n,i]);  
TypeOfNode[n]:  
NodeType[n]=SUM(i:K[i]\*deltaNI[n,i]);  
TotalNumberOfFibers[j]:  
UF[j.a,j.b]+SF[j.a,j.b]<=MF[j.a,j.b];

## 9.5.5. ReroutingPRd\_vwpFREE

### TITLE

ReroutingPRd\_vwp1free

### INDEX

```
n:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
e=n;
f=n;
j[a,b] = DATABASE("qdfReducedLinks", a="a",b="b");
x[e,f] = DATABASE("qdfReducedLinks", e="a",f="b");
m = 1..100;
i:=(1, 2, 3, 4); !indeks = mozniot broj na razlicni tipovi na crossconnect-i (i:1..I)
p =DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");
```

### DATA

```
MaxP=Last(p);
Beta[a,b]= DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
Gama[a,b]= DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "LAj", a="a", b="b");
ASC[a,b]:=DATABASE("qdfAvailableChannels","ASCj", a="a", b="b");
Px[e,f,m]:=DATABASE("qdfKSHnumResWithM_prd","Px", e="e", f="f", m="m");
delta_jxmp[ a,b IN j, e,f IN x,m,p]:=DATABASE("qdfPRdSortResWithM", "delta", a="a", b="b", e="e", f="f", m="m", p="k" WHERE k<=MaxP);
A[e,f]:=DATABASE("InputAj","Aj", e="a", f="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");
dm[e,f,m]:=DATABASE("InputDm", e="a", f="b", m="m");
delta_jxm[a,b IN j,e,f IN x,m]:=DATABASE("qdfLinkInPathM", "deltaIM", a="a", b="b", e="e", f="f", m="m");
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode", a="a", b="b", n="n");
UF[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks","Fibers", a="a", b="b");
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);
K[i]:=(4, 8, 16, 32);
```

### BINARY VARIABLES

deltaNI[n,i];

### INTEGER VARIABLES

```
SF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SFj", a="a", b="b");
SC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SCj", a="a", b="b");
Fxmp[e,f,m,p] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m] EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFxmp","Fxmp", e="e", f="f", m="m",
p="p");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","ResType", n="Node");
```

### MODEL

MIN TotNetCost =SUM(j:Beta[j.a,j.b]\*SF[j.a,j.b] + Gama[j.a,j.b]\*SC[j.a,j.b]) +SUM(n,i: C[i]\*deltaNI[n,i])

### SUBJECT TO

FlowOverPRestorationRoutes[x,m] WHERE m<=A[x.e,x.f]:  
SUM(p:Fxmp[x.e,x.f,m,p])=dm[x.e,x.f,m];

EnoughSpareCapacitii[j,x] WHERE j<>x:

SC[j.a,j.b] + SUM(m<=A[x.e,x.f]:delta\_jxm[j.a,j.b,x.e,x.f,m]\*dm[x.e,x.f,m])>=SUM(m<=A[x.e,x.f],p<=Px[x.e,x.f,m]: delta\_jxmp[j.a, j.b, x.e, x.f, m, p]\*Fxmp[x.e, x.f, m, p]);

SpareCapChannels[j]:

SC[j.a,j.b]-ASC[j.a,j.b]<=LA[j.a,j.b]\*SF[j.a,j.b];

Simetry[e,f IN x,p,m] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m]:

Fxmp[e,f,m,p]=Fxmp[e=f,f=e,m,p];

NodeOptimization1[n]:

SUM(i:deltaNI[n,i])=1;

NodeOptimization2[n]:

SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]\*(UF[j.a,j.b] +SF[j.a,j.b]))<=2\*SUM(i:K[i]\*deltaNI[n,i]);

TypeOfNode[n]:

NodeType[n]=SUM(i:K[i]\*deltaNI[n,i]);

TotalNumberOfFibers[j]:

UF[j.a,j.b] +SF[j.a,j.b]<=MF[j.a,j.b];



## 9.6. Path Rerouting Disjunct WP

### 9.6.1. PreDim

#### TITLE

Perprocessor\_For\_Dimensioning

#### INDEX

node:=DATABASE("dataNodes","Node")  
s=node;  
d=node;  
a=node;  
b=node;  
k=1..100;  
j[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", a=a, b=b);  
m[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");

#### DATA

P[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "Pj", a="a", b="b");  
D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic", "dm", s="s",d="d");  
LA[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "LAj", a="a",b="b");  
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");

#### BINARY VARIABLES

UsedLink[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d] EXPORT REFILL TO DATABASE("TrafficRouting","deltaJPM", s="s", d="d", a="a", b="b", k="k");  
Paths[m,k] WHERE D[m.s,m.d]>0 AND k<=D[m.s,m.d];

#### INTEGER VARIABLES

Fmax;  
HD[s,d IN m,k] WHERE k<=D[s,d] EXPORT TO DATABASE("TrafficRouting","HD", s="s", d="d", k="k");

#### MODEL

MIN Fmax;

#### SUBJECT TO

MaximumFlow[a,b IN j]:

Fmax>=SUM(m,k:UsedLink[m.s,m.d,a,b,k]);

FlowBal[m,node,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:

Paths[m,k] IF (m.s=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.b=node)=

Paths[m,k] IF (m.d=node) + SUM(j: UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k] WHERE j.a=node);

Demands[m] WHERE D[m.s,m.d]>0:

SUM(k<=D[m.s,m.d]:Paths[m,k])=D[m.s,m.d];

CapConst[j] WHERE LA[j.a,j.b]>0:

SUM(m,k<=D[m.s,m.d]:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k])<= MF[j.a,j.b]\*LA[j.a,j.b];

Simetry[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:

UsedLink[s,d,a,b,k]=UsedLink[s=d,d:=s,a:=b,b:=a,k];

NoCirculation1[s,d IN m]:

SUM(b,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a:=d,b,k]) + SUM(a,k<=D[s,d]:UsedLink[s,d,a,b:=s,k])=0;

NoCirculation2[s,d IN m,a,b IN j,k] WHERE k<=D[s,d]:

UsedLink[s,d,a:=b,b:=a,k]+UsedLink[s,d,a,b,k]<=1;

HopDistance[m,k] WHERE k<=D[m.s,m.d]:

HD[m.s,m.d,k]=SUM(j:UsedLink[m.s,m.d,j.a,j.b,k]);

### 9.6.2. DimensionigWP

#### TITLE

DimensionigWP1k

**INDEX**

```

n:=DATABASE("dataNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
j[a,b]=DATABASE("dataPhysical", a="a",b="b");
m[s,d]=DATABASE("dataTraffic", s="s",d="d");
u[a,b]=DATABASE("dataPhysical", a="a",b="b" WHERE a<b);
v[a,b]=DATABASE("dataPhysical", a="a",b="b" WHERE a>b);
lambda:=DATABASE("SQLlambda", lambda="ind");
i:=(1, 2, 3, 4);
p =DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");

```

**DATA**

```

MaxP=Last(p);
Alfa[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a", b="b");
Beta[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a", b="b");
Gama[a,b]= DATABASE("dataPhysical", a="a", b="b");
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);
K[i]:=(4, 8, 16, 32);
LA[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "LAj", a="a", b="b");
MF[a,b]:=DATABASE("dataPhysical", "MFj", a="a",b="b");
D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic","dm", s="s", d="d");
km[s,d]:=DATABASE("KSHnumber","km", s="s", d="d");
deltaJPM[s,d,a,b,p]:=DATABASE("SortedTraffic", s="s", d="d", a="a", b="b", p="k" WHERE k<=MaxP);
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode", a="a", b="b", n="n");
MinNodeDegree[n]=DATABASE("dataNodes", "MinNodeDegree");

```

**BINARY VARIABLES**

```

deltaJ[a,b IN j] EXPORT REFILL TO DATABASE("outUsedLinks","deltaJ", a="a", b="b");
deltaNI[n,i];

```

**INTEGER VARIABLES**

```

UF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE ("outUsedLinks","Fibers", a="a", b="b");
UC[a,b IN j,lambda] WHERE lambda<=LA[a,b] EXPORT REFILL TO DATABASE("outFlowPerLambda","Fj", a="a", b="b", lambda="lambda");
allUC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","Fj", a="a", b="b");
Fmp[p,s,d IN m,lambda] WHERE p<=km[s,d] EXPORT REFILL TO DATABASE("outFlowOnRouteP","Fpm", p="p", s="s", d="d", lambda="lambda");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","Type", n="Node");

```

**MODEL**

```

MIN TotNetCost=SUM(j: Alfa[j.a,j.b]*deltaJ[j.a,j.b] + Beta[j.a,j.b]*UF[j.a,j.b] + Gama[j.a,j.b]*SUM(lambda:UC[j.a,j.b,lambda])) +SUM(n,i: C[i]*deltaNI[n,i])

```

**SUBJECT TO**

```

DemandConst[m]:
SUM(p,lambda:Fmp[p,m,s,m,d,lambda])=D[m,s,m,d];

```

```

FlowOnLink[j,lambda] WHERE lambda<=LA[j.a,j.b]:
UC[j.a,j,b,lambda]>=SUM(m,p: deltaJPM[m,s,m,d,j.a,j.b,p]*Fmp[p,m,s,m,d,lambda]);

```

```

ChannelsInFiber[a,b,lambda] WHERE lambda<=LA[a,b] EXPORT REFILL Slack TO DATABASE("outChannelsInFiber", "ASCj", a="a", b="b", lambda="lambda");
UC[a,b,lambda]<=UF[a,b];

```

```

UsedLink[j]:
UF[j.a,j,b]<=MF[j.a,j,b]*deltaJ[j.a,j,b];

```

```

NodeDegree1[n]:
Sum(u:deltaJN[u.a,u,b,n]*deltaJ[u.a,u,b])>=MinNodeDegree[n];

```

```

NodeDegree2[n]:
Sum(v:deltaJN[v.a,v,b,n]*deltaJ[v.a,v,b])>=MinNodeDegree[n];

```

```

NodeSize[n]:
Sum(i:deltaNI[n,i])=1;

```

```

SizeVSLinks[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j,b,n]*UF[j.a,j,b])<=2*Sum(i: K[i]*deltaNI[n,i]);

```

```

MergeFlowOnLink[a,b IN j]:
SUM(lambda:UC[a,b,lambda])=allUC[a,b];

```

```

Symetry1[a,b IN j,lambda]:
UC[a,b,lambda]=UC[a:=b,b:=a,lambda];

```

```

Symetry2[p,s,d IN m,lambda]:
Fmp[p,s,d,lambda]=Fmp[p,s:=d,d:=s,lambda];

LeastFiber[j]:
UF[j.a,j.b]>=deltaJ[j.a,j.b];

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

```

### 9.6.3. PreResPRd\_wp

#### TITLE

Perprocessor\_For\_Disjunct\_Rerouting

#### INDEX

```

node:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");
s=node;
d=node;
a=node;
b=node;
k=1..100;
j[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks",a=a,b=b);
m[s,d]:=DATABASE("dataTraffic",s="s",d="d");
p=1..100;
lambda:=DATABASE("SQLlambda",lambda="ind");

```

#### DATA

```

D[s,d]:=DATABASE("dataTraffic","dm",s="s",d="d");
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks","LAj",a="a",b="b");
MF[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks","MFj",a="a",b="b");
Fmp[s,d,p,lambda]:=DATABASE("qdfLinkInRoute","Fpm",s="s",d="d",p="p",lambda="lambda");
sumFmp[s,d,p]=SPARSE(SUM(lambda:Fmp[s,d,p,lambda]));
Fj[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks","Fj",a="a",b="b");
AIIP[s,d,a,b]:=DATABASE("qdfLinkInRoute","AIIP",s="s",d="d",a="a",b="b");
MaxP=MAX(AIIP);
MyPwithLambda[s,d,p,lambda]:=DATABASE("qdfLinkInRoute","MyPwithLambda",s="s",d="d",p="p",lambda="lambda");
MyP[s,d IN m,p<=MaxP]:=SPARSE(SUM(lambda:MyPwithLambda[s,d,p,lambda]));
InitRouteWithLambda[s,d,a,b,p,lambda]:=DATABASE("qdfLinkInRoute","deltaIM",s="s",d="d",a="a",b="b",p="p",lambda="lambda");
InitRouteInt[s,d IN m,a,b IN j,p<=MaxP]=SPARSE(SUM(lambda:InitRouteWithLambda[s,d,a,b,p,lambda]));
InitRoute[s,d IN m,a,b IN j,p<=MaxP]:=SPARSE(IF(InitRouteInt[s,d IN m,a,b IN j,p<=MaxP]>=1)Then 1 ENDIF);

```

#### BINARY VARIABLES

```

UsedLink[s,d IN m,a,b IN j,p,k] WHERE k<=sumFmp[s,d,p] AND MyP[s,d,p]>0 AND p<=MaxP
EXPORT REFILL TO DATABASE("RestorationRouting","delta",s="s",d="d",a="a",b="b",k="k",p="p");
Paths[m,p,k] WHERE D[m,s,m,d]>0 AND k<=sumFmp[m,s,m,d,p] AND MyP[m,s,m,d,p]>0 AND p<=MaxP;

```

#### INTEGER VARIABLES

```

Fmax;
HD[s,d IN m,p,k] WHERE k<=sumFmp[s,d,p] AND p<=MaxP EXPORT TO DATABASE("RestorationRouting","HD",s="s",d="d",p="p",k="k");

```

#### MODEL

MIN Fmax;

#### SUBJECT TO

```

MaximumFlow[a,b IN j]:
Fmax>=SUM(m,p<=MaxP,k<=sumFmp[m,s,m,d,p]:UsedLink[m,s,m,d,a,b,p,k]);

FlowBal[m,node,k,p] WHERE k<=sumFmp[m,s,m,d,p] AND MyP[m,s,m,d,p]>0 AND p<=MaxP:
Paths[m,p,k] IF (m.s=node) + SUM(j: UsedLink[m,s,m,d,j.a,j.b,p,k] WHERE j.b=node)=
Paths[m,p,k] IF (m.d=node) + SUM(j: UsedLink[m,s,m,d,j.a,j.b,p,k] WHERE j.a=node);

CapConst[j] WHERE LA[j.a,j.b]>0:
SUM(m,p<=MaxP,k:UsedLink[m,s,m,d,j.a,j.b,p,k])<= LA[j.a,j.b]*MF[j.a,j.b]-Fj[j.a,j.b];

Demands[m,p] WHERE D[m,s,m,d]>0 AND p<=MaxP:
SUM(k<=sumFmp[m,s,m,d,p]:Paths[m,p,k])=sumFmp[m,s,m,d,p];

Simetry[s,d IN m,a,b IN j,p,k] WHERE k<=sumFmp[s,d,p] AND MyP[s,d,p]>0 AND p<=MaxP:
UsedLink[s,d,a,b,p,k]=UsedLink[s:=d,d:=s,a:=b,b:=a,p,k];

Diversity[s,d IN m,a,b IN j,p,k] WHERE k<=sumFmp[s,d,p] AND MyP[s,d,p]>0 AND p<=MaxP:
UsedLink[s,d,a,b,p,k]+InitRoute[s,d,a,b,p]<=1;

NoCirculation1[s,d IN m,p] WHERE p<=MaxP:

```

$SUM(b,k \leq sumFmp[s,d,p]:UsedLink[s,d,a:=d,b,p,k]) + SUM(a,k \leq sumFmp[s,d,p]:UsedLink[s,d,a,b:=s,p,k])=0;$

NoCirculation2[s,d IN m,a,b IN j,p,k] WHERE  $k \leq sumFmp[s,d,p]$  AND  $p \leq MaxP$ :  
 $UsedLink[s,d,a:=b,b:=a,p,k]+UsedLink[s,d,a,b,p,k] \leq 1;$

HopDistance[m,p,k] WHERE  $k \leq sumFmp[m,s,m,d,p]$  AND  $p \leq MaxP$ :  
 $HD[m,s,m,d,p,k]=SUM(j:UsedLink[m,s,m,d,j,a,j,b,p,k]);$

## 9.6.4. ReroutingPRd\_wpA

### TITLE

ReroutingPRd\_wpA1

### INDEX

n:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");  
s=n;  
d=n;  
a=n;  
b=n;  
e=n;  
f=n;  
j[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");  
x[e,f]=DATABASE("qdfReducedLinks",e="a",f="b");  
m=1..100;  
i:=(1, 2, 3, 4);  
p:=DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");  
lambda:=DATABASE("SQLlambda",lambda="ind");

### DATA

MaxP=Last(p);  
Beta[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");  
Gama[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");  
LA[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks","LAj",a="a",b="b");  
ASC[a,b,lambda]=DATABASE("outChannelsInFiber","ASCj",a="a",b="b",lambda="lambda");  
Px[e,f,m]=DATABASE("qdfKSHnumResWithM\_prd","Px",e="e",f="f",m="m");  
delta\_jxmp[a,b IN j,e,f IN x,m,p]=DATABASE("qdfPRdSortResWithM","delta",a="a",b="b",e="e",f="f",m="m",p="k" WHERE  $k \leq MaxP$ );  
A[e,f]=DATABASE("InputAj","Aj",e="a",f="b");  
dm[e,f,m,lambda]=DATABASE("InputDm",e="a",f="b",m="m",lambda="lambda");  
deltaJN[a,b,n]=DATABASE("LinkIncidentNode",a="a",b="b",n="n");  
UF[a,b]=DATABASE("outUsedLinks","Fibers",a="a",b="b");  
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);  
K[i]:=(4, 8, 16, 32);

### BINARY VARIABLES

deltaNI[n,i];

### INTEGER VARIABLES

SF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SFj",a="a",b="b");  
SC[a,b IN j,lambda];  
allSC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SCj",a="a",b="b");  
Fxmpl[e,f IN x,m,p,lambda] WHERE  $p \leq Px[e,f,m]$  AND  $m \leq A[e,f]$   
EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFxmpl",Fxmpl="Fxmpl",e="e",f="f",m="m",p="p",lambda="lambda");  
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","ResType",n="Node");

### MODEL

MIN TotNetCost =SUM(j:Beta[j,a,j,b]\*SF[j,a,j,b] + Gama[j,a,j,b]\*SUM(lambda:SC[j,a,j,b,lambda]))+SUM(n,i: C[i]\*deltaNI[n,i])

### SUBJECT TO

FlowOverPRestorationRoutes[x,m] WHERE  $m \leq A[x,e,x,f]$ :  
 $SUM(p \leq Px[x,e,x,f,m],lambda:Fxmpl[x,e,x,f,m,p,lambda])=SUM(lambda:dm[x,e,x,f,m,lambda]);$

EnoughSpareCapacity[j,x,lambda] WHERE  $j < x$ :  
 $SC[j,a,j,b] \geq SUM(m \leq A[x,e,x,f],p \leq Px[x,e,x,f,m]: delta_jxmp[j,a,j,b,x,e,x,f,m,p]*Fxmpl[x,e,x,f,m,p,lambda]);$

SpareCapChannels[j,lambda]:  
 $SC[j,a,j,b,lambda]-ASC[j,a,j,b,lambda] \leq SF[j,a,j,b];$

Simetry[e,f IN x,p,m,lambda] WHERE  $m \leq A[e,f]$  AND  $p \leq Px[e,f,m]$ :  
 $Fxmpl[e,f,m,p,lambda]=Fxmpl[e:=f,f:=e,m,p,lambda];$

MergeFlowOnSpareLinks[j]:  
 $allSC[j,a,j,b]=SUM(lambda:SC[j,a,j,b,lambda]);$

NodeOptimizationI[n]:

```

SUM(i:deltaNI[n,i])=1;

NodeOptimization2[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*(UF[j.a,j.b] +SF[j.a,j.b]))<=2*SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

```

## 9.6.5. ReroutingPRd\_wpAfree

### TITLE

ReroutingPRd\_wpA1free

### INDEX

```

n:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
e=n;
f=n;
j[a,b] = DATABASE("qdfReducedLinks", a="a",b="b");
x[e,f] = DATABASE("qdfReducedLinks", e="a",f="b");
m =1..100;
i:=(1, 2, 3, 4);
p =DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");
lambda:=DATABASE("SQLlambda", lambda="ind");

```

### DATA

```

MaxP=Last(p);
Beta[a,b]= DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
Gama[a,b]= DATABASE("qdfReducedLinks", a="a", b="b");
LA[a,b]:=DATABASE("qdfReducedLinks", "LAj", a="a", b="b");
ASC[a,b,lambda]:=DATABASE("outChannelsInFiber","ASCj", a="a", b="b", lambda="lambda");
Px[e,f,m]=DATABASE("qdfKSHnumResWithM_prd","Px", e="e", f="f", m="m");
delta_jxmp[a,b IN j,e,f IN x,m,p]:=DATABASE("qdfPRdSortResWithM","delta", a="a", b="b", e="e", f="f", m="m", p="k" WHERE k<=MaxP);
A[e,f]:=DATABASE("InputAj","Aj", e="a", f="b");
dm[e,f,m,lambda]:=DATABASE("InputDm", e="a", f="b", m="m", lambda="lambda");
delta_jxm[a,b IN j,e,f IN x,m,lambda]:=DATABASE("qdfLinkInPathM","deltaIM", a="a", b="b", e="e", f="f", m="m", lambda="lambda");
deltaJN[a,b,n]:=DATABASE("LinkIncidentNode", a="a", b="b", n="n");
UF[a,b]:=DATABASE("outUsedLinks","Fibers", a="a", b="b");
C[i]:=(10000, 20000, 40000, 80000);
K[i]:=(4, 8, 16, 32);

```

### BINARY VARIABLES

deltaNI[n,i];

### INTEGER VARIABLES

```

SF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SFj", a="a", b="b");
SC[a,b IN j,lambda];
allSC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SCj", a="a", b="b");
Fxmpl[e,f IN x,m,p,lambda] WHERE p<=Px[e,f,m] AND m<=A[e,f]
EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFxmpl","Fxmpl="Fxmpl", e="e", f="f", m="m", p="p",lambda="lambda");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","ResType", n="Node");

```

### MODEL

MIN TotNetCost =SUM(j:Beta[j.a,j.b]\*SF[j.a,j.b] + Gama[j.a,j.b]\*SUM(lambda:SC[j.a,j.b,lambda])) +SUM(n,i: C[i]\*deltaNI[n,i])

### SUBJECT TO

```

FlowOverPRestorationRoutes[x,m] WHERE m<=A[x.e,x.f]:
SUM(p<=Px[x.e,x.f,m],lambda:Fxmpl[x.e,x.f,m,p,lambda])=SUM(lambda:dm[x.e,x.f,m,lambda]);

EnoughSpareCapacitivy[j,x,lambda] WHERE j>x:
SC[j.a,j.b] + SUM(m<=A[x.e,x.f]:delta_jxm[j.a,j.b,x.e,x.f,m,lambda]*dm[x.e,x.f,m,lambda])>=SUM(m<=A[x.e,x.f],p<=Px[x.e,x.f,m]:
delta_jxmp[j.a,j.b,x.e,x.f,m,p]*Fxmpl[x.e,x.f,m,p,lambda]);

SpareCapChannels[j,lambda]:
SC[j.a,j.b,lambda]-ASC[j.a,j.b,lambda]<=SF[j.a,j.b];

Simetry[e,f IN x,p,m,lambda] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m]:
Fxmpl[e,f,m,p,lambda]=Fxmpl[e=f,f=e,m,p,lambda];

MergeFlowOnSpareLinks[j]:
allSC[j.a,j.b]=SUM(lambda:SC[j.a,j.b,lambda]);

```

```

NodeOptimization1[n]:
SUM(i:deltaNI[n,i])=1;

NodeOptimization2[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*(UF[j.a,j.b]+SF[j.a,j.b]))<=2*SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

```

## 9.6.6. ReroutingPRd\_wpB

### TITLE

ReroutingPRd\_wpB1

### INDEX

```

n:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
e=n;
f=n;
j[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
x[e,f]=DATABASE("qdfReducedLinks",e="a",f="b");
m=1..100;
i:=(1,2,3,4);
p=DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");
lambda:=DATABASE("SQLlambda",lambda="ind");

```

### DATA

```

MaxP=Last(p);
Beta[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
Gama[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
LA[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks","LAj",a="a",b="b");
ASC[a,b,lambda]=DATABASE("outChannelsInFiber","ASCj",a="a",b="b",lambda="lambda");
Px[e,f,m]=DATABASE("qdfKSHnumResWithM_prd","Px",e="e",f="f",m="m");
delta_jxmp[a,b IN j,e,f IN x,m,p]=DATABASE("qdfPRdSortResWithM","delta",a="a",b="b",e="e",f="f",m="m",p="k" WHERE k<=MaxP);
A[e,f]=DATABASE("InputAj","Aj",e="a",f="b");
dm[e,f,m,lambda]=DATABASE("InputDm",e="a",f="b",m="m",lambda="lambda");
deltaJN[a,b,n]=DATABASE("LinkIncidentNode",a="a",b="b",n="n");
UF[a,b]=DATABASE("outUsedLinks","Fibers",a="a",b="b");
C[i]:=(10000,20000,40000,80000);
K[i]:=(4,8,16,32);

```

### BINARY VARIABLES

deltaNI[n,i];

### INTEGER VARIABLES

```

SF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SFj",a="a",b="b");
SC[a,b IN j,lambda];
allSC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SCj",a="a",b="b");
Fxmpl[e,f IN x,m,p,lambda] WHERE p<=Px[e,f,m] AND m<=A[e,f]
EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFxmpl",Fxmpl="Fxmpl",e="e",f="f",m="m",p="p",lambda="lambda");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","ResType",n="Node");

```

### MODEL

MIN TotNetCost =SUM(j:Beta[j.a,j.b]\*SF[j.a,j.b]+Gama[j.a,j.b]\*SUM(lambda:SC[j.a,j.b,lambda]))+SUM(n,i:C[i]\*deltaNI[n,i])

### SUBJECT TO

```

FlowOverPRestorationRoutes[x,m,lambda] WHERE m<=A[x.e,x.f]:
SUM(p<=Px[x.e,x.f,m]:Fxmpl[x.e,x.f,m,p,lambda])=dm[x.e,x.f,m,lambda];

EnoughSpareCapacity[j,x,lambda] WHERE j<>x:
SC[j.a,j.b]>=SUM(m<=A[x.e,x.f],p<=Px[x.e,x.f,m]:delta_jxmp[j.a,j.b,x.e,x.f,m,p]*Fxmpl[x.e,x.f,m,p,lambda]);

SpareCapChannels[j,lambda]:
SC[j.a,j.b,lambda]-ASC[j.a,j.b,lambda]<=SF[j.a,j.b];

Simetry[e,f IN x,p,m,lambda] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m]:
Fxmpl[e,f,m,p,lambda]=Fxmpl[e=f,f=e,m,p,lambda];

MergeFlowOnSpareLinks[j]:
allSC[j.a,j.b]=SUM(lambda:SC[j.a,j.b,lambda]);

```

```

NodeOptimization1[n]:
SUM(i:deltaNI[n,i])=1;

NodeOptimization2[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*(UF[j.a,j.b]+SF[j.a,j.b]))<=2*SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

```

## 9.6.7. ReroutingPRd\_wpBfree

### TITLE

ReroutingPRd\_wpB1free

### INDEX

```

n:=DATABASE("qdfReducedNodes","Node");
s=n;
d=n;
a=n;
b=n;
e=n;
f=n;
j[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
x[e,f]=DATABASE("qdfReducedLinks",e="a",f="b");
m=1..100;
i=(1,2,3,4);
p=DATABASE("dataNumberOfRoutes","NbRoutes");
lambda:=DATABASE("SQLlambda",lambda="ind");

```

### DATA

```

MaxP=Last(p);
Beta[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
Gama[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks",a="a",b="b");
LA[a,b]=DATABASE("qdfReducedLinks","LAj",a="a",b="b");
ASC[a,b,lambda]=DATABASE("outChannelsInFiber","ASCj",a="a",b="b",lambda="lambda");
Px[e,f,m]=DATABASE("qdfKSHnumResWithM_prd","Px",e="e",f="f",m="m");
delta_jxmp[a,b IN j,e,f IN x,m,p]=DATABASE("qdfPRdSortResWithM","delta",a="a",b="b",e="e",f="f",m="m",p="k" WHERE k<=MaxP);
A[e,f]=DATABASE("InputAj","Aj",e="a",f="b");
dm[e,f,m,lambda]=DATABASE("InputDm",e="a",f="b",m="m",lambda="lambda");
delta_jxm[a,b IN j,e,f IN x,m,lambda]=DATABASE("qdfLinkInPathM","deltaIM",a="a",b="b",e="e",f="f",m="m",lambda="lambda");
deltaJN[a,b,n]=DATABASE("LinkIncidentNode",a="a",b="b",n="n");
UF[a,b]=DATABASE("outUsedLinks","Fibers",a="a",b="b");
C[i]=(10000,20000,40000,80000);
K[i]=(4,8,16,32);

```

### BINARY VARIABLES

deltaNI[n,i];

### INTEGER VARIABLES

```

SF[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SFj",a="a",b="b");
SC[a,b IN j,lambda];
allSC[a,b IN j] EXPORT TO DATABASE("outUsedLinks","SCj",a="a",b="b");
Fxmpl[e,f IN x,m,p,lambda] WHERE p<=Px[e,f,m] AND m<=A[e,f]
EXPORT REFILL TO DATABASE("endReroutingFxmpl",Fxmpl="Fxmpl",e="e",f="f",m="m",p="p",lambda="lambda");
NodeType[n] EXPORT TO DATABASE("dataNodes","ResType",n="Node");

```

### MODEL

MIN TotNetCost =SUM(j:Beta[j.a,j.b]\*SF[j.a,j.b]+Gama[j.a,j.b]\*SUM(lambda:SC[j.a,j.b,lambda]))+SUM(n,i:C[i]\*deltaNI[n,i])

### SUBJECT TO

```

FlowOverPRestorationRoutes[x,m,lambda] WHERE m<=A[x,e,x,f]:
SUM(p<=Px[x,e,x,f,m]:Fxmpl[x,e,x,f,m,lambda])=dm[x,e,x,f,m,lambda];

EnoughSpareCapacitivy[j,x,lambda] WHERE j<>x:
SC[j.a,j.b]+SUM(m<=A[x,e,x,f]:delta_jxm[j.a,j.b,x,e,x,f,m,lambda]*dm[x,e,x,f,m,lambda])>=SUM(m<=A[x,e,x,f],p<=Px[x,e,x,f,m]:
delta_jxmp[j.a,j.b,x,e,x,f,m,p]*Fxmpl[x,e,x,f,m,lambda]);

SpareCapChannels[j,lambda]:
SC[j.a,j.b,lambda]-ASC[j.a,j.b,lambda]<=SF[j.a,j.b];

Simetry[e,f IN x,p,m,lambda] WHERE m<=A[e,f] AND p<=Px[e,f,m]:
Fxmpl[e,f,m,p,lambda]=Fxmpl[e=f,f=e,m,p,lambda];

```

```

MergeFlowOnSpareLinks[j]:
allSC[j.a,j.b]=SUM(lambda:SC[j.a,j.b,lambda]);

NodeOptimization1[n]:
SUM(i:deltaNI[n,i])=1;

NodeOptimization2[n]:
SUM(j:deltaJN[j.a,j.b,n]*(UF[j.a,j.b] +SF[j.a,j.b]))<=2*SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

TypeOfNode[n]:
NodeType[n]=SUM(i:K[i]*deltaNI[n,i]);

```

## 9.7. Основни мрежни модели

### 9.7.1. Модел за минимална цена на протокот

```

TITLE
MinCost

INDEX
n :=DATAFILE("Jazli.dat",1)
a=n;
b=n;
j[a,b]:=INDEXFILE("Linkovi.dat");
s[n]:=DATAFILE("Pateki.dat",1);
d[n]:=DATAFILE("Pateki.dat",2);
m[s,d]:=INDEXFILE("Pateki.dat");

DATA
Cost[j]:= SPARSEFILE("LinkCost.dat",2);
Cap[j]:=SPARSEFILE("LinkCost.dat",3);
Supplay[n]:= SparseFile("Jazli.dat",2);
Demand[n]:=SparseFile("Jazli.dat",3);

VARIABLES
UsedLink[m,j] -> Flow WHERE Cost>0;
Entrance[m,s] WHERE s=m.s;
Destination[m,d] WHERE d=m.d;

MODEL
MIN MinCost =SUM(m, j:Cost*UsedLink);

SUBJECT TO
FlowBal[m,n]:
Entrance IF (m.s=n) + SUM(j: UsedLink[m,j] WHERE j.b=n)=
Destination IF (m.d=n) +SUM(j: UsedLink[m,j] WHERE j.a=n);

SuppConst[s]:
SUM(m:Entrance[m,s])=Supplay[n=s];

DemConst[d]:
SUM(m:Destination[m,d])=Demand[n=d];

CapConst[j] WHERE Cap>0:
SUM(m:UsedLink[m,j])<= Cap;

END

```

### 9.7.2. Мрежен модел за најкратки патеки

```

TITLE
Shortes_Path

INDEX
node := INDEXFILE("jazli.dat");
a := node;
b := node;

```



```

j[a,b]:=INDEXFILE("Linkovi.dat");
m[a,b]:=INDEXFILE("pateki.dat");

DATA
Cost[j]:=SPARSEFILE("LinkCost.dat");

VARIABLES
UsedLink[m,j]->UA WHERE Cost>0;

MODEL
MIN TotalCost=SUM(m,j:Cost*UsedLink);

SUBJECT TO
NoCir[m,node]:
1 IF(m.a=node)+SUM (j: UsedLink[m,j] WHERE j.b=node)=
1 IF(m.b=node)+SUM (j: UsedLink[m,j] WHERE j.a=node);

END

```

### 9.7.3. Мрежен модел за максимален проток

```

TITLE
MaxFlow

INDEX
node := INDEXFILE("Jazli.dat");
fn=node;
tn=node;
link[fn,tn]:=INDEXFILE("Linkovi.dat");
s[node]=DATAFILE("Pateki.dat",1);
d[node]=DATAFILE("Pateki.dat",2);
path[s,d]:=INDEXFILE("Pateki.dat");

DATA
Cap[link]:= SPARSEFILE("LinkCost");

VARIABLES
UsedLink[path,link] -> Flow WHERE (Cap>0);
Entrance[path,s] WHERE s=path.s;
Destination[path,d] WHERE d=path.d;

MODEL
MAX TotalFlow = SUM(path,s:Entrance[path,s]);

SUBJECT TO
FlowBal[path,node]:
Entrance IF (path.s=node) + SUM(link: UsedLink[path,link] WHERE link.tn=node)=
Destination IF (path.d=node) +SUM(link: UsedLink[path,link] WHERE link.fn=node);

CapConst[link] WHERE Cap>0:
SUM(path:UsedLink[path,link])<= Cap;

END

```

## 9.8. Некои принципи за дизајн на WDM мрежи со рутирање на бранови должини

### 9.8.1. Дизајнирање на виртуелна топологија

#### TITLE

Virtual\_Topology\_Design

#### INDEX

node:=DATABASE("dataNodes","Node")

k=node;

s=node;

d=node;

i=node;

j=node;

m=node;

n=node;

c:=DATABASE("dataNetwork");

#### DATA

P[m,n]:=DATABASE("dataPhysical","Pmn",m="m",n="n");

T[node]:=DATABASE("dataNodes","Transmitters", node="Node");

R[node]:=DATABASE("dataNodes","Receivers", node="Node");

L[s,d]:=DATABASE("dataTraffic","Lsd",s="s",d="d");

ChannelCapacity[c]:=DATABASE("dataNetwork");

W[m,n]:=DATABASE("dataPhysical","Wmn",m="m",n="n");

VkupnoSoob:=SUM(s,d: L[s,d]);

Obratno:=1/VkupnoSoob;

#### INTEGER VARIABLES

Lambda[s,d,i,j,c] WHERE s<>d AND i<>j

EXPORT REFILL TO DATABASE("TrafficTbl","l\_sdij", s="s", d="d", i="i", j="j", c="c");

#### BINARY VARIABLES

V[i,j,c] WHERE i<>j

EXPORT REFILL TO DATABASE("VirtualTopologyTbl","Vij", i="i", j="j", c="c");

p[i,j,c,m,n] WHERE P[m,n]>0 AND i<>j

EXPORT REFILL TO DATABASE("PhysicalTopologyTbl","p\_ijmn", i="i", j="j", c="c", m="m", n="n");

#### MODEL

MIN ToatalFlow=Obratno\*SUM(s,d,i,j,c:Lambda[s,d,i,j,c]);

#### SUBJECT TO

BrojNaLaseri[node]:

SUM(j,c:V[i:=node,j,c])<T[node];

BrojNaFiltri[node]:

SUM(i,c:V[i,j:=node,c])<R[node];

LinksInTrail[i,j,k,c]:

SUM(m:p[i,j,c,m,n]=k IF (k<>i AND k<>j)) + SUM(n:p[i,j,c,m]=k,n) IF (k=i) + SUM(m:p[i,j,c,m,n]=k) IF (k=j)=

SUM(n:p[i,j,c,m]=k,n) IF (k<>i AND k<>j) + V[i,j,c] IF (k=i) + V[i,j,c] IF (k=j);

NoCirculation[i,j,k,c]:

SUM(n:p[i,j,c,m]=k,n) IF (k=j) + SUM(m:p[i,j,c,m,n]=k) IF (k=i)=0;

MaxWavelength[m,n]:

SUM(i,j,c:p[i,j,c,m,n])<=W[m,n]\*P[m,n];

FlowBalance[s,d,k]:

SUM(i,c: Lambda[s,d,i,j:=k,c] IF (k<>s AND k<>d))+SUM(j,c:Lambda[s,d,i:=k,j,c] IF (k=s))+SUM(i,c:Lambda[s,d,i,j:=k,c] IF (k=d))=

SUM(j,c:Lambda[s,d,i:=k,j,c] IF (k<>s AND k<>d))+L[s,d] IF (k=s) + L[s,d] IF (k=d);

TroughExistingPath[i,j,s,d]:

SUM(c:Lambda[i,j,s,d,c])<=L[s,d]\*SUM(c:V[i,j,c]);

LinkCapacityConstraint[i,j,c]:

SUM(s,d: Lambda[s,d,i,j,c])<=ChannelCapacity\*V[i,j,c];

## 9.8.2. Рутирање и доделување на бранови должини

### TITLE

RWAContinuity

### INDEX

node:=DATABASE("dataNodes","Node")

s=node;

d=node;

i=node;

j=node;

lambda=1..2;

### DATA

P[i,j]:=DATABASE("dataPhysical","Pmn",i="m",j="n");

L[s,d]:=DATABASE("dataTraffic","Lsd",s="s",d="d");

W[i,j]:=DATABASE("dataPhysical","Wmn",i="m",j="n"); ! Îââ â îâîâîò îâ êâîâòèòâò îâ èèîèîò

### INTEGER VARIABLES

Fmax;

Paths[s,d,lambda] WHERE s<>d;

### BINARY VARIABLES

F[s,d,i,j,lambda] WHERE s<>d AND i<>j AND P[i,j]>0

EXPORT REFILL TO DATABASE("TrafficTbl","l\_sdij", s="s", d="d",i="i",j="j",lambda="c");

### MODEL

MIN Fmax

### SUBJECT TO

MaximumFlow[i,j] WHERE i<>j:

Fmax>=SUM(s,d,lambda:F[s,d,i,j,lambda]);

NoCirculation1[s,d] WHERE L[s,d]>0:

SUM(j,lambda:F[s,d,i:=d,j,lambda]) + SUM(i,lambda:F[s,d,i,j:=s,lambda])=0;

NoCirculation2[s,d,i,j,lambda] WHERE P[i,j]>0 AND L[s,d]>0:

F[s,d,i:=j,j:=i,lambda]+F[s,d,i,j,lambda]<=1;

FlowConservation[s,d,node,lambda] WHERE L[s,d]>0:

SUM(j:F[s,d,i:=node,j,lambda] IF (node<>d)) -SUM(i:F[s,d,i,j:=node,lambda] IF (node<>s)) = Paths[s,d,lambda] IF (node=s)-Paths[s,d,lambda] IF (node=d);

ColorConstraint[i,j,lambda] WHERE P[i,j]>0:

SUM(s,d:F[s,d,i,j,lambda])<=1;

TotalFlowOfSDPair[s,d]:

SUM(lambda :Paths[s,d,lambda])= L[s,d];

CapConst[i,j] WHERE W[i,j]>0:

SUM(s,d,lambda:F[s,d,i,j,lambda])<= W[i,j];



## 10. Библиографија

### Вовед

- [1] Ieee Journal On Selected Areas In Communications, vol. 18, no. 10, October 2000  
**WDM Optical Communication Networks: Progress and Challenges**  
Biswanath Mukherjee
- [2] Ryan, Hankin, and Kent (RHK). <http://www.rhk.com>
- [3] IEEE Press, 1999  
**Planning Telecommunication Networks**  
Thomas G. Robertazzi
- [4] Kluwer Academic Publishers, 2001  
**Network Synthesis Problems**  
Christelle Wynants

### ОПТИЧКИ КОМПОНЕНТИ

- [5] McGraw-Hill, 1997  
**Optical Communication Network**  
Biswanath Mukherjee
- [6] Morgan Kaufmann Publishers  
**Optical Networks A Practical Perspective**  
Rajiv Ramaswami, Kumar N. Sivarajan
- [7] Prentice Hall, 1998  
**Understanding Optical Communications**  
Harry J. R. Dutton
- [8] IEEE Commun. Mag., December. 1998  
**All-Optical Wavelength Conversion Using SOA Nonlinearities**  
Derek Nasset, Tony Kelly, and Dominique MarcenacBT Laboratories
- [9] IEEE Communications Magazine, vol.37 No.2, February 1999  
**Future Photonic Transport Networks Based on WDM Technologies**  
H. Yoshimura, et. al.
- [10] IEEE Communications Magazine, vol. 36, no. 12, December 1998 pp. 28-36  
**Developments in Wavelength Division Multiple Access Networking**  
John M. Senior, Michael R. Handley and Mark S. Leeson
- [11] IEEE Communications Magazine, vol. 36, no. 12, December 1998 pp. 42-49  
**Multiwavelength Receivers for WDM Systems**  
Frank Tong
- [12] IEEE Communications Magazine, vol. 36, no. 12, December 1998 pp. 39-41  
**Multifrequency Lasers and Applications in WDM Networks**  
Martin Zirngibl
- [13] IEEE Communications Magazine, vol. 36, no. 12, December 1998 pp. 62-68  
**Arrayed Waveguide Gratings for Wavelength Routing**  
Kenneth A. McGreer
- [14] IEEE Communications Magazine, vol. 36, no. 12, December 1998 pp. 50-55  
**Tunable Optical Filters for Dense WDM Networks**  
Dan Sadot and Efraim Boimovich

**Оптички телекомуникациски мрежи**

- [15] Artech House, 1996  
**Advances in Transport Network Technologies, Photonic Networks, ATM, and SDH**  
Ken-Ichi Sato
- [16] IEEE Commun. Mag., Apr. 1997.  
**Pan-European optical networking using wavelength division multiplexing**  
M. Berger, M. Chbat, A. Jourdan, P. Demeester, B. Van Caenegem, P. Godsvang, B. Hein, M. Huber, R. Marz, A. Leclert, T. Olsen, G. Tobolka, and T. Van Den Broeck
- [17] McGraw-Hill, 1997  
**Optical Communication Network**  
Biswanath Mukherjee
- [18] Morgan Kaufmann Publishers  
**Optical Networks A Practical Perspective**  
Rajiv Ramaswami, Kumar N. Sivarajan
- [19] IEEE Communication Magazine, vol.36 no.2, February 1998

**Преживливост на оптичко ниво**

- [20] IEEE Comm. Mag., Volume: 33 2, March 2000  
**Optical Layer Survivability: A Services Perspective**  
Ornan Gerstel and Rajiv Ramaswami
- [21] IEEE Comm. Mag., Volume: 33 2, February 1995, pp. 58-74.  
**"Emerging Technologies for Fiber Network Survivability,"**  
T-H. Wu
- [22] IEEE Comm. Mag., Volume: 34 12, December 1996, pp. 86-94.  
**Photonic Transport Network OAM Technologies**  
Ken-ichi Sato
- [23] IEEE JSAC, Volume: 16 7, pp. 1008-1024  
**Management and Control of Transparent Optical Networks**  
M. W. Maeda
- [24] IEEE JSAC, Volume: 16 7, pp. 1134-1145  
**Multiple-Star Wavelength-Router Network and Its Protection Strategy**  
A. M. Hill, M. Brierley, R. M. Percival, R. Wyatt, D. Pitcher, K. M. I. Pati, I. Hall, and J.-P. Laude
- [25] IEEE JSAC, Volume: 16 7, pp. 1146-1157  
**Dimensioning of Survivable WDM Networks**  
B. Van Caenegem, W. Van Parys, F. De Turck, and P. M. Demeester
- [26] IEEE JSAC, Volume: 16 7, pp. 1158-1165  
**Design Protection for WDM Optical Networks**  
O. Crochat and J.-Y. Le Boudec
- [27] IEEE JSAC, Volume: 16 7, pp. 1166-1178  
**Fault Tolerant Multiwavelength Optical Rings with Limited Wavelength Conversion.**  
O. Gerstel, R. Ramaswami, and G. H. Sasaki
- [28] IEEE JSAC, Volume: 16 7, pp. 1179-1189  
**Optical Cross-Connect System Incorporated with Newly Developed Operation and Management System**  
T. Shiragaki, N. Henmi, T. Kato, M. Fujiwara, M. Misono, T. Shiozawa, and S. Suzuki
- [29] IEEE JSAC, Volume: 16 7, pp. 1190-1198  
**Optimal Design and Evaluation of Survivable WDM Transport Networks**  
Y. Miyao and H. Saito
- [30] Artech House, 1997  
**Broadband Networking ATM, SDH and SONET**  
Mike Sexton, Andy Reid
- [31] Artech House, 1996  
**Advances in Transport Network Technologies, Photonic Networks, ATM, and SDH**  
Ken-Ichi Sato

- [32] IEEE Comm. Mag., Volume: 36 5 , May 1998 pp. 122 -126  
**The quantitative impact of survivable network architectures on service availability**  
M.R. Wilson
- [33] IEEE JSAC, Volume: 12 1 , pp. 5-12  
**Public Network Integrity - Avoiding Crissis in trust**  
J.C. McDonald
- [34] IEEE JSAC, Volume: 12 1 , pp. 46-51  
**Framework for Network Suvivability Performance**  
A. Zolfagahari and F.J. Kaudel
- [35] IEEE JSAC, Volume: 12 1 , pp. 52-58  
**A framework for Characterizing Disaster-Based Network Survivability**  
S.C Liew, K.W. Lu
- [36] Committee T1-Telecommunications, November 1993  
**T1A1.2/93-001R3, Technical report on network survivability performance**
- [37] IEEE Communications Magazine, January 2002  
**New Options and Insights for Survivable Transport Networks**  
Wayne Grover, John Doucette, Matthieu Clouqueur, Dion Leung, TRILabs, University of Alberta  
Demetrios Stamatelakis, Network Photonics Canada
- [38] IEEE ICC 2002  
**Optimal Configuration of p-Cycles in WDM Networks**  
D.A. Schupke, C.G. Gruber, and A. Autenrieth
- [39] DRCN 2001, Budapest, Hungary, Oct. 2001, pp. 113–20.  
**Mining the Rings: Strategies for Ring-to-Mesh Evolution**  
M. Clouqueur et al.
- [40] DRCN 2001, Budapest, Hungary, Oct. 2001, pp. 99–106.  
**Increasing the Efficiency of Span-restorable Mesh Networks on Low-connectivity Graphs**  
W.D. Grover and J. Doucette
- [41] DRCN 2001, Budapest, Hungary, Oct. 7–10, 2001, pp. 121–28  
**Comparison of Mesh Protection and Restoration Schemes and the Dependency on Graph Connectivity**  
J. Doucette and W.D. Grover
- [42] DRCN 2000, Munich, Germany, Apr. 2000, pp. 92–104.  
**Bridging the Ring-mesh Dichotomy with P-cycles**  
W.D. Grover and D Stamatelakis
- [43] IEEE JSAC, vol. 18, no. 10, Oct. 2000, pp.1938–49.  
**IP-Layer Restoration and Network Planning Based on Virtual Protection Cycles**  
D. Stamatelakis and W.D. Grover
- [44] Proc. IEEE ICC '98, Atlanta, June 1998, pp. 537–43.  
**Cycle-Oriented Distributed Preconfiguration: Ring-like Speed with Meshlike Capacity for Self-planning Network Restoration**  
W.D. Grover and D. Stamatelakis
- [45] Proc. IEEE, vol. 85, no. 10, Oct. 1997, pp. 1582–611.  
**Self-organizing Broadband Transport Networks**  
W.D. Grover
- [46] IEEE JSAC Volume: 12 1 , pp. 120 -127  
**Self-healing ATM networks based on virtual path concept**  
Kawamura, R.; Sato, K.-I.; Tokizawa, I.
- [47] IEEE/ACM Trans. Net., vol. 6, no. 3, June 1998, pp. 325–36.  
**Optimal Capacity Placement for Path Restoration in STM or ATM Mesh-Survivable Networks**  
R.R. Iraschko, M. H. MacGregor, and W.D. Grover
- [48] IEEE/ACM Trans. Net., vol.7 no.1, Feb. 1999  
**Restoration Strategies and Spare Capacity Requirements in Self-healing ATM Networks”**  
Y. Xiong and L.G. Mason

## Математичко програмирање

- [49] IEEE Press, 1999  
**Planning Telecommunication Networks**  
 Thomas G. Robertazzi
- [50] Athena Scientific, 1998  
**Network Optimization: Continuous and Discrete Models**  
 Dimitri P. Bertsekas

## Некои принципи за дизајн на WDM мрежи со рутирање на светлосни патеки

- [51] McGraw-Hill, 1997  
**Optical Communication Network**  
 Biswanath Mukherjee
- [52] IEEE/ACM Transactions On Networking, vol 1. No. 5. October 1996  
**Some Principles for Designing a Wide-Area WDM Optical Network**  
 Biswanath Mukherjee, Dhritiman Banerjee, S. Ramamurthy, and Amarnath Mukherjee
- [53] IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 14, no. 5, June 1996  
**A Practical Approach for Routing and Wavelength Assignment in Large Wavelength-Routed Optical Networks**  
 Dhritiman Banerjee and Biswanath Mukherjee

## Димензионирање на преживливи WDM мрежи

- [54] IEEE Journal on Selected Areas In Communications, vol. 16, No.7, September 1998  
**Dimensioning of Survivable WDM Networks**  
 Bart Van Caenegem, Wim Van Parys, Filip De Turck, and Piet M. Demeester
- [55] IEEE Journal on Selected Areas In Communications, vol. 16, No.7, September 1998 (complete issue)
- [56] IEEE Journal On Selected Areas In Communications, vol. 18, no. 10, October 2000 (complete issue)
- [57] IEEE Journal on Selected Areas In Communications, vol. 16, No.7, June 1996  
**Design of the Optical Path Layer in Multiwavelength Cross-Connected Networks**  
 Nico Wauters and Pet Demeester
- [58] IEEE Journal on Selected Areas In Communications, vol. 15, February 1997  
**Wavelength requirements in arbitrarily connected wavelength-routed optical networks**  
 S. Baroni, P. Bayvel
- [59] Kluwer Academic Publishers, 2001  
**Network Synthesis Problems**  
 Christelle Wynants
- [60] Management Science, vol. 17, no. 11, pp 712–716, July 1971.  
**“Finding the K shortest loopless paths in a network,”**  
 J. Y. Yen
- [61] Artech House, 1996  
**Advances in Transport Network Technologies, Photonic Networks, ATM, and SDH**  
 Ken-Ichi Sato