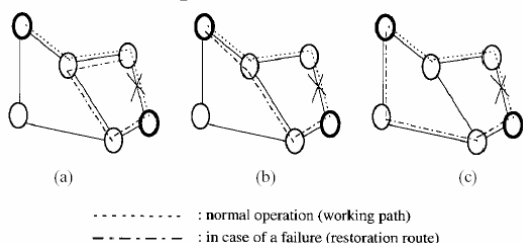


7. Димензионирање на преживливи WDM мрежи

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 должини³¹. 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 кросконеки). 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.

³¹ 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 работните³² (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 цели³³. 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 статички 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

³² Овој тип на реставрација накратко ќе го нарекувам реставрација на патеки со диверзификација.

³³ 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 (α цена), цена која се однесува на оптичкото влакно (β цена), и цена која се однесува на каналот (γ цена). Тоталната цена на линкот е сума од три придонеси: α цената, β цената помножена по бројот на користени оптички влакна, и γ цената помножена по бројот на користени канали. α 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 β 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 γ 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 β 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 γ цената. Секој параметар може да се разликува за различен линк. Цената на оптичкото влакно може да се раздвои на три компоненти:

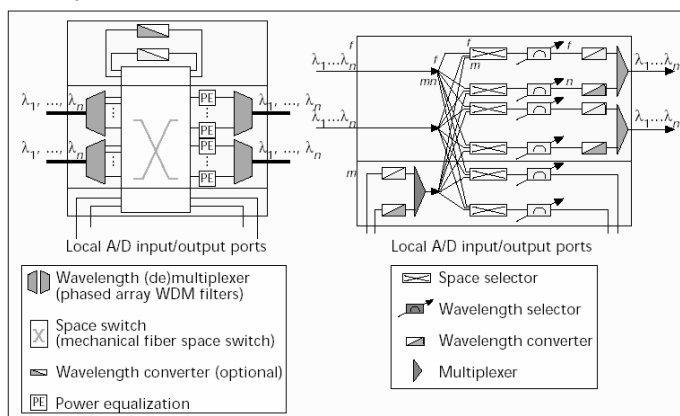
- Фиксна сума (β_{oi}): која се однесува на терминалната опрема (на пример, мултиплексер и демултиплексер),
- Сума променлива во зависност од должината (β_{li}) која се однесува на пример на оптичкото влакно,
- Сума променлива во зависност од бројот на оптички засилувачи (β_{ai}) која се однесува на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

Вкупната β цена на линкот ќе биде:

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

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

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 β цената. OPEN крос-

конектот 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

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

Вкупната цена на линкот е:

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

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 α , β , и γ . 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 кросконект, степен на поврзаност на кросконектот (node degree), број на "k" 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.

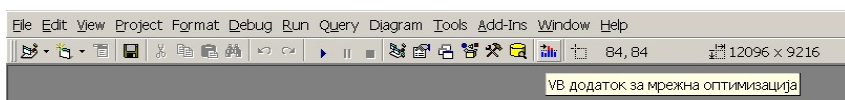
Резултат од ова е димензионирана мрежа со оптимизиран тип на јазли, работни и резервни влакна (или канали) за секој линк, најсоодветни работни патеки по кои треба да се рутираат сообраќајните барања и реставрациони рути по кои треба да се рерутира сообраќајот при дефект на даден линк.

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).

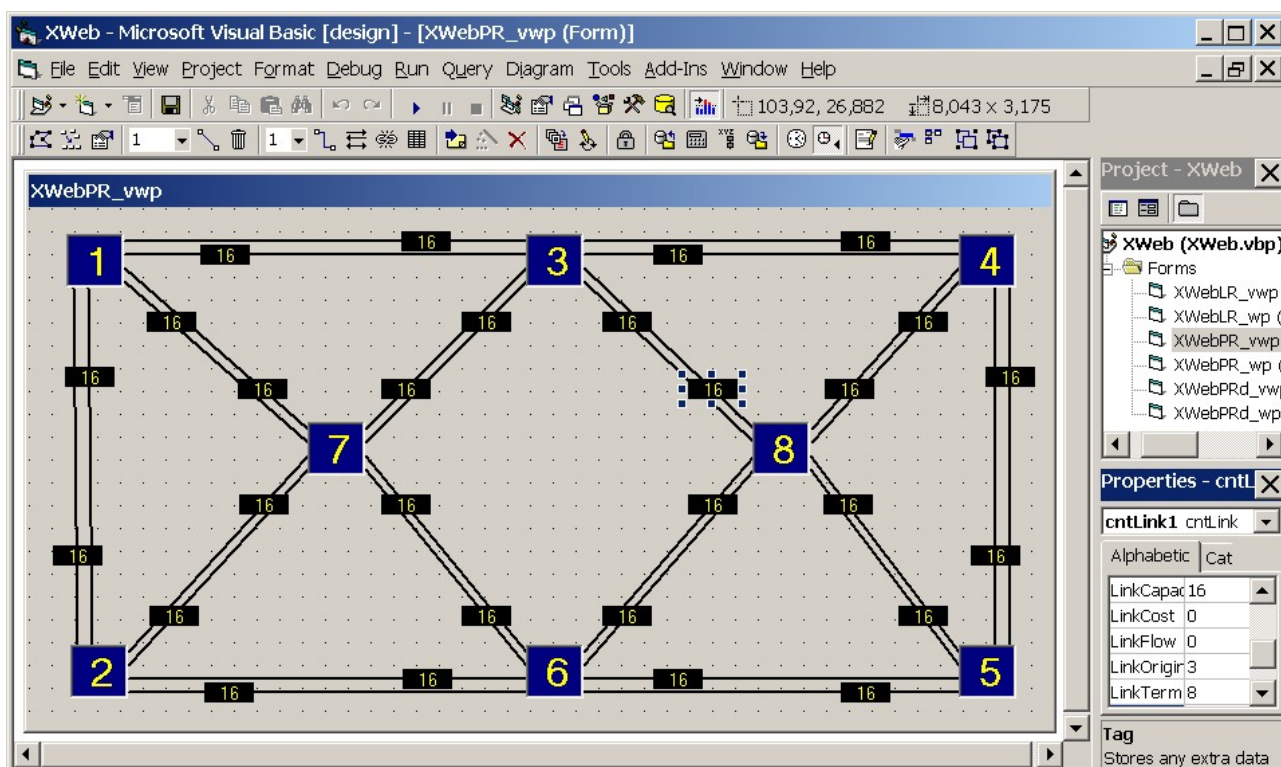
Разбирливо е дека Microsoft не може да ги претпостави сите желби на секој VB програмер на земјата, па затоа тие направија мудар чекор отворајќи ја скоро целата внатрешна структура на VB6 IDE кон надвор, од активен проект до индивидуалните форми, контроли и процедури. Пристапни се исто така сите прозори,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



слика 7.3 VB додатока 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.

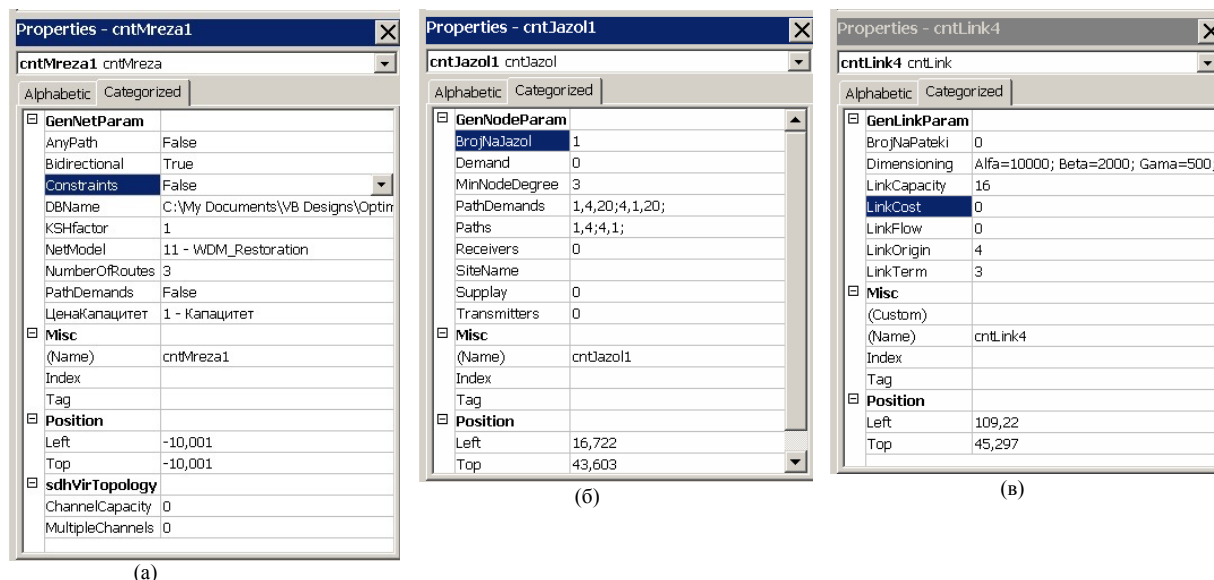
Согласно со ова доколку корисникот сака да додаде специјална можност во VB околината, тој само треба да напише додаток (add-in) и да го инсталира во VB6 IDE. Развиен е додаток



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).

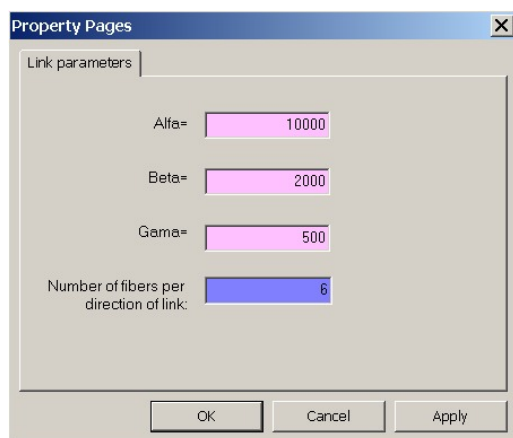


слика 7.5 Прозорец со својства за контролите (а) Мрежа, (б) Јазол, (в) Линк

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

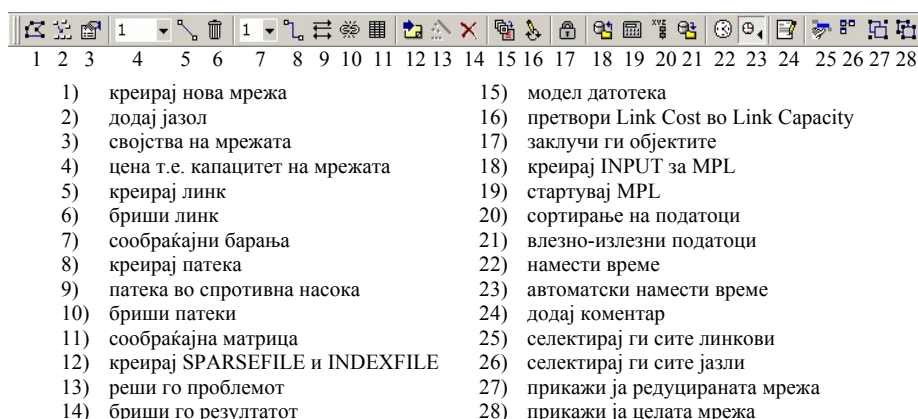
За моделите од оваа глава користен е типот на мрежен проблем 11 и се однесува на WDM реставрација.

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 α , β , γ (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 α , β , γ 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. Поедноставно е својствата на линкот да се дефинираат од формата што се појавува после притискање на копчето 5. На оваа форма се сетираат α , β , γ , 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.

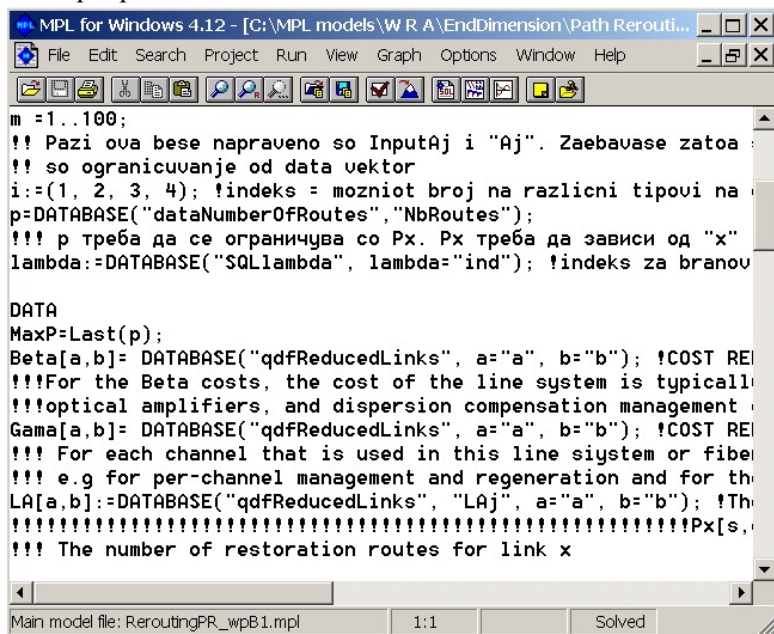
	1	2	3	4	5	6	7	8
1				20				
2								10
3					20			
4	20							
5			20				20	
6								
7					20			
8		10						

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.

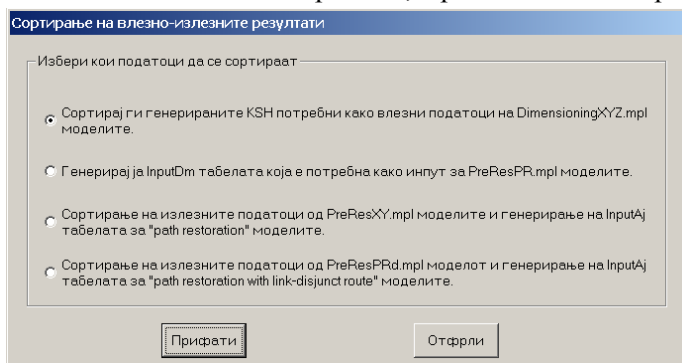
Копчето 12 (види слика 7.7) наместо во база на податоци мрежните својства ги експортира во обична податочна датотека. Се користи за основните мрежни проблеми елаборирани во глава 5.3 (најкраток пат, максимален проток, минимална цена и некои изведени, WDM_demands, WDM_MaxFlow; види табела 7.1). Копчето 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.

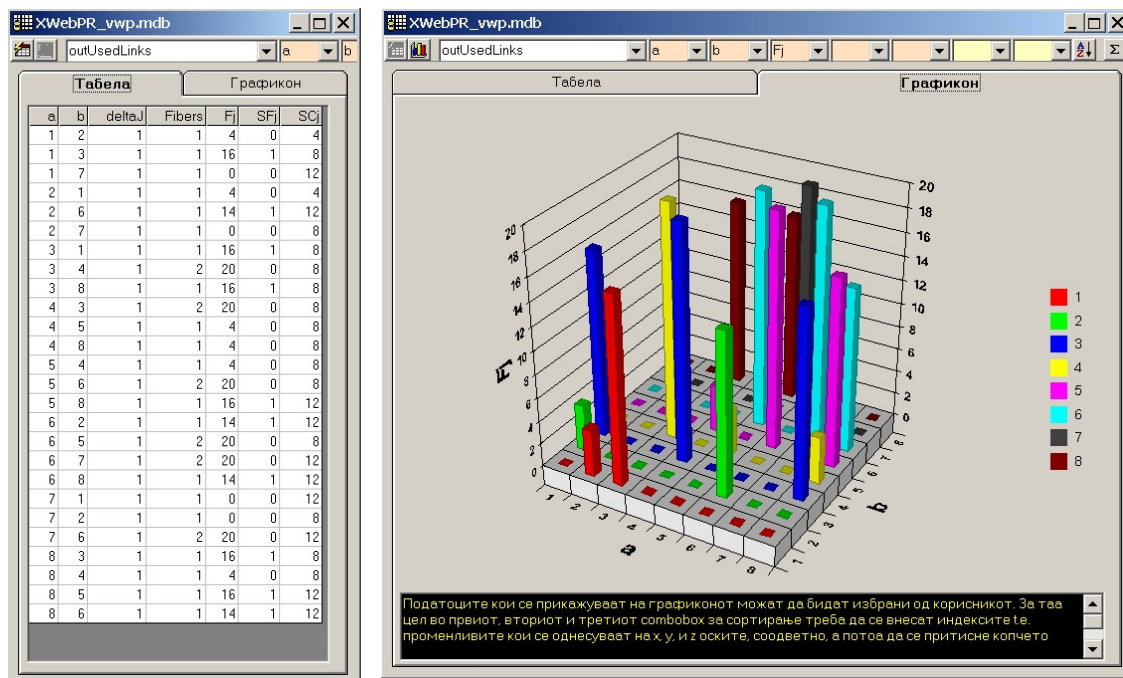
Копчето 19 го стартува програмот MPL for Windows во кој се напишани математичките модели (види глава 9). MPL (Mathematical Programming Language) е современ систем за моделирање кој овозможува поставување на комплицирани модели, кои вклучуваат илјадници ограничувања, во јасен, концисен и ефикасен начин. 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 линковите³⁴. Вака предложените k – најкратки патеки се кандидати за рутирање на сообраќајното барање во моделот за доделување на работните капацитети и рутирање³⁵ (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
1	4	3	4	3	1	2
1	4	1	3	3	1	2
1	4	3	4	4	1	2
1	4	1	3	4	1	2
1	4	1	3	10	1	2
1	4	3	4	10	1	2
1	4	3	4	11	1	2
1	4	1	3	11	1	2
1	4	3	4	13	1	2
1	4	1	3	13	1	2
1	4	3	4	15	1	2
1	4	1	3	15	1	2
1	4	1	3	18	1	2
1	4	3	4	18	1	2
1	4	3	4	19	1	2
1	4	1	3	19	1	2
1	4	1	3	1	1	3
1	4	3	8	1	1	3
1	4	8	4	1	1	3
1	4	8	4	6	1	3
1	4	1	3	6	1	3
1	4	3	8	6	1	3
1	4	3	8	7	1	3
1	4	1	3	7	1	3
1	4	8	4	7	1	3

(а)

s	d	a	b	k	dm	deltaJPM	HD
1	4	1	3	1	8	1	2
1	4	3	4	1	8	1	2
1	4	1	3	2	3	1	3
1	4	3	8	2	3	1	3
1	4	8	4	2	3	1	3
1	4	2	6	3	9	1	4
1	4	6	8	3	9	1	4
1	4	8	4	3	9	1	4
1	4	1	2	3	9	1	4
2	8	6	8	1	8	1	2
2	8	2	6	1	8	1	2
2	8	7	6	2	1	1	3
2	8	6	8	2	1	1	3
2	8	2	7	2	1	1	3
2	8	1	3	3	1	1	3
2	8	2	1	3	1	1	3
2	8	3	8	3	1	1	3
3	5	8	5	1	11	1	2
3	5	3	8	1	11	1	2
3	5	3	4	2	9	1	2
3	5	4	5	2	9	1	2
4	1	4	3	1	8	1	2
4	1	3	1	1	8	1	2
4	1	4	8	2	3	1	3
4	1	3	1	2	3	1	3
4	1	8	3	2	3	1	3

(б)

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).

Податоците кои се корисни за моделот за димензионирање (т.е. рутирање) се содржани во променливата $UL_j^{m,k}$ која укажува на тоа кои линкови се користат за рутирање на k -та рута која пренесува единица (една бранова должина) од сообраќајното барање на sd парот. Можно е дел од сообраќајните барања да бидат рутирани по иста патека што за моделот за рутирање и доделување на работни капацитети значи една остварлива KSH патека. Во суштина излезните податоци од овој модел може да се употребат директно во моделот за димензионирање но поради големата редуванса (повторување на исти KSH) дополнително го оптоваруваат и го зголемуваат времето на извршување.

Затоа, претходно се користи програмот за сортирање на податоци (види слика 7.10) кој ги заменува повеќекратно повторените KSH со една (види слика 7.12). На пример, од слика 7.12а се гледа дека има осумкратно повторување на рутата 1-3-4 за

³⁴ Искористување на линковите од предложените k -најкратки патеки за другите сообраќајни парови.

³⁵ 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
$PATH_k^m$	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 алгоритмот за сортирање.

следниве скалари кои се зададени во графичкиот модел:

A_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:

$$\text{MIN } F_{\max} \quad \text{ф. 7.3}$$

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.

$$F_{\max} \geq \sum_{m=1}^M \sum_{k=1}^{d_m} UL_j^{m,k} \quad \forall j=1,2,\dots,L \quad \text{ф. 7.4}$$

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 ($a=d$).

$$\sum_{\substack{b=1 \\ \text{IF } a \neq d}}^N UL_{a,b}^{s,d,k} - \sum_{\substack{b=1 \\ \text{IF } a \neq s}}^N UL_{b,a}^{s,d,k} = \begin{cases} PATH_m^k & \text{за } s = a \\ -PATH_m^k & \text{за } d = a \\ 0 & \text{за други} \end{cases} \quad \forall s,d,a,k; \quad \text{ф. 7.5}$$

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.

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

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:

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

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.

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

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

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 "покртки" 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.

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

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

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

³⁶ 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 мрежи³⁸. 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 кросконекти³⁹.

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

δ_j	Бинарна променлива со вредност 1 доколку линкот ⁴⁰ j се користи, а во спротивно 0.
δ_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_λ^j	Целобројна променлива која го дава бројот на канали со бранова должина λ кои се користат за рутирање на работниот сообраќај на линкот j . (WP модел)

³⁷ 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.

³⁸ Ова е само една од многуте можности за проширување на трудот.

³⁹ 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).

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

F_m^p	Проток ⁴¹ 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 λ кој го опслужува сообраќајното барање dm за m -от s,d сообраќаен пар (WP модел).
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, α се однесува на трошоците за полагање на кабелот (копање, полагање на црево и сл.), β се однесува на оптичкото влакно т.е. на терминалната опрема (мултиплексер, оптички засилувач или дополнително влакно за компензација на дисперзија), а γ 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.
Λ_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)
δ_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: $K(2)=8$)
λ	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:

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

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

⁴¹ Единица за проток е λ 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).

$$\sum_u \delta_n^{j=u} \cdot \delta_{j=u} \geq MND_n \quad \forall n \quad \Phi. 7.22$$

⁴² 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 ИОО⁴³ 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 редутирање.

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 α , β и γ , 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 δ_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

⁴³ 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 ⁴⁴, вториот потекнува од UF_j, UC_j, δ_j , третиот потекнува од δ_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 $F_{m,\lambda}^p$ ⁴⁵. 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. B&C 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

⁴⁴ 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·M што е горниот лимит со кој што овој член може да придонесе во вкупниот број на променливи.

⁴⁵ Сите други променливи освен δ_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: δ_j , UF_j , UC_j , F_m^p и NT_n за VWP мрежи, а за WP мрежи следните: δ_j , UF_j , UC_j , $F_{m,\lambda}^p$, NT_n . Тие се експортираат во табелата "outUsedLinks" (види слика 7.13) и "outFlowOnRoute-P". 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:

A_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:

$$\min F_{\max}$$

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 .

$$\sum_{\substack{b=1 \\ b \neq d \text{ IF } a=s}}^N UL_{a,b}^{s,d,k} - \sum_{\substack{b=1 \\ b \neq s \text{ IF } a=d}}^N UL_{b,a}^{s,d,k} = \begin{cases} PATH_m^k & \text{за } s = a \\ -PATH_m^k & \text{за } d = a \\ 0 & \text{за други} \end{cases} \quad \forall s, d, a, k; \quad j \neq m \quad \Phi. 7.40$$

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.

$$\sum_{m=1}^M \sum_{k=1}^{dm} UL_j^{m,k} \leq MF_j \cdot \Lambda_j - F_j \quad \forall j = 1, 2, \dots, L; \quad j \neq m \quad \Phi. 7.41$$

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:

$$\sum_{k=1}^{dm} PATH_m^k = dm \quad \forall m = 1, 2, \dots, L \quad \Phi. 7.42$$

5) Ограничување за симетричност во рерутирање на протокот од прекинатиот линк.

$$UL_{a,b,k}^{s,d} = UL_{b,a,k}^{d,s} \quad \forall s, d, a, b, k \quad \Phi. 7.43$$

6) Наредните две ограничувања спречуваат појава на затворени циклуси т.е патеки кои се враќаат на претходно поминат јазол.

$$\sum_{b=1}^N \sum_{k=1}^{dm} UL_{a=d,b}^{s,d,k} + \sum_{a=1}^N \sum_{k=1}^{dm} UL_{a,b=s}^{s,d,k} = 0 \quad \forall s, d \quad \Phi. 7.44$$

$$UL_{b,a}^{s,d,k} + UL_{a,b}^{s,d,k} \leq 1 \quad \forall s, d, a, b, k \quad \Phi. 7.45$$

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.

$$HD_k^m = \sum_{j=1}^L UL_j^{m,k}, \quad \forall m, k; \quad \forall k = 1, 2, \dots, d_m; \quad \Phi. 7.46$$

9) Ограничување за некои од променливите да примаат ненегативни целобројни, а некои бинарни вредности.

$$UL_j^{m,k}, PATHS_k^m \in \{0, 1\} \quad \forall j = 1, 2, \dots, L, \quad \forall k = 1, 2, \dots, dm, \quad \forall m = 1, 2, \dots, M$$

$$F_{\max}, HD_k^m \in Z^+ \quad \Phi. 7.47$$

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)

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		

(б)

слика 7.14 Исецок од (a) 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 предходниот математички модел:

D_x^m	Претставува дел од протокот на m -от s, d пар кој минува низ линкот x .
Λ_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 дефект⁴⁶.

$$\sum_{k=1}^{D_x^m} PATHS_x^{m,k} = D_x^m \quad \forall m, x \quad * \quad \Phi. 7.52$$

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 .

$$UL_{k,e,f}^{s,d,a,b} = UL_{k,f,e}^{s,d,a,b} \quad \forall s, d, a, b, e, f; \quad \forall k = 1, 2, \dots, D_x^m \quad * \quad \Phi. 7.53$$

6) Следат познатите ограничувања за спречување на затворени циклуси кои исто така се наметнуваат за секоја нецелосна мрежа.

$$\sum_{b=1}^N \sum_{k=1}^{D_x^m} UL_{x,x}^{s,d,d,b} + \sum_{a=1}^N \sum_{k=1}^{D_x^m} UL_{k,x}^{s,d,a,s} = 0 \quad \forall s, d, x \quad * \quad \Phi. 7.54$$

$$UL_{k,x}^{s,d,b,a} + UL_{k,x}^{s,d,a,b} \leq 1 \quad \forall s, d, a, b, k, x; \quad \forall k = 1, 2, \dots, D_x^m \quad * \quad \Phi. 7.55$$

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.

$$HD_x^{m,k} = \sum_{j=1}^L UL_{k,x}^{m,j}, \quad \forall m, x; \quad \forall k = 1, 2, \dots, D_x^m; \quad * \quad \Phi. 7.56$$

8) Ограничување за некои од променливите да примаат ненегативни целобројни, а некои бинарни вредности.

$$UL_{k,x}^{m,j}, PATHS_x^{m,k} \in \{0,1\} \quad \forall j, x = 1, 2, \dots, L, \quad \forall m = 1, 2, \dots, M, \quad \forall k = 1, 2, \dots, D_x^m \quad \Phi. 7.57$$

$$FMAX_x, HD_x^{m,k} \in \mathbb{Z}^+$$

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 експортира 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).

⁴⁶ 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 ⁴⁷ , 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. $\lambda=1,2,...,\Lambda$
$IR_p^{m,j}$	(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.

⁴⁷ 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 минувал 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 ($k=1,2,..., F_p^m$).

$$\sum_{b=1}^N UL_{p,k}^{s,d,a,b} - \sum_{b=1}^N UL_{p,k}^{s,d,b,a} = \begin{cases} PATH_p^{m,k} & \text{за } s=a \\ -PATH_p^{m,k} & \text{за } d=a \\ 0 & \text{за други} \end{cases} \quad \forall p,s,d,a; \quad \forall k=1,2,...,F_p^m \quad *$$

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.

$$UL_{p,k}^{s,d,a,b} = UL_{p,k}^{d,s,b,a} \quad \forall s,d,a,b,p; \quad \forall k=1,2,...,F_p^m \quad *$$

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.

$$UL_{p,k}^{m,j} + IR_p^{m,j} \leq 1; \quad \forall m, \forall j; \forall k = 1, 2, \dots, F_p^m; \forall p = 1, 2, \dots, MaxP \quad *$$

ф. 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.

$$\sum_{b=1}^N \sum_{k=1}^{F_p^m} UL_{p,k}^{s,d;a=d,b} + \sum_{a=1}^N \sum_{k=1}^{F_p^m} UL_{p,k}^{s,d;a,b=s} = 0 \quad \forall s, d, p$$

ф. 7.65

$$UL_{p,k}^{s,d,b,a} + UL_{p,k}^{s,d,a,b} \leq 1 \quad \forall s, d, a, b; \quad \forall k = 1, 2, \dots, D_x^m; \quad \forall p = 1, 2, \dots, MaxP \quad *$$

ф. 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.

$$HD_k^{m,p} = \sum_{j=1}^L UL_{p,k}^{m,j}, \quad \forall m; \quad \forall k = 1, 2, \dots, F_p^m; \quad \forall p = 1, 2, \dots, MaxP \quad *$$

ф. 7.67

9) Ограничување за некои од променливите да примаат ненегативни целобројни, а некои бинарни вредности

$$UL_{p,k}^{m,j}, PATHS_p^{m,k} \in \{0,1\} \quad \forall j = 1, 2, \dots, L; \forall m = 1, 2, \dots, M; \forall k = 1, 2, \dots, F_p^m; \forall p = 1, 2, \dots, MaxP$$

ф. 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)

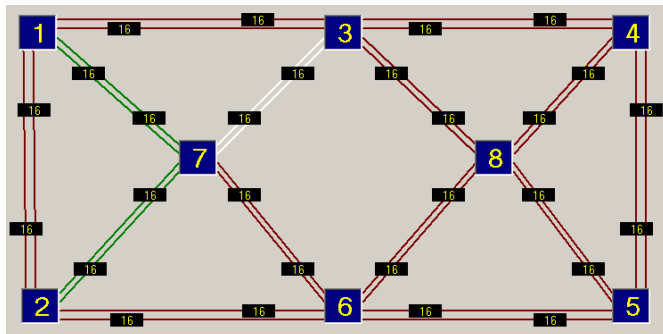
слика 7.16 Исецок од табелите (a) qdfPRdSortResWithM за PRd и (б) qdfSortedResRoutingWithM за PR модел

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 исецок е прикажан на слика 7.16a. 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 исецок 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_λ^x	Број на резервни оптички канали (spare channels) со бранова должина λ 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 λ од линкот j кој е во дефект
δ_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:

β_x, γ_x	Ова се скалари кои ја опишуваат цената на линкот, β се однесува на оптичкото влакно, а γ се однесува на канал.
Λ_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_λ^x	Неискористени оптички канали со бранова должина λ 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_λ^j	Проток предизвикан од работниот сообраќај на линкот j на бранова должина λ 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.
δ_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 рерутира 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: $K(2)=8$)
λ	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:

$$\text{MIN} \quad \sum_{x=1}^L (\beta_x \cdot SF_x + \gamma_x \cdot SC_x) + \sum_{n=1}^N \sum_{i=1}^I C_i \cdot \delta_i^n \quad \Phi. 7.69$$

а за WP мрежи целната функција е:

$$\min \sum_{x=1}^L (\beta_x \cdot SF_x + \gamma_x \cdot \sum_{\lambda=1}^{\Lambda} SC_{\lambda}^x) + \sum_{n=1}^N \sum_{i=1}^I C_i \cdot \delta_i^n \quad \Phi. 7.70$$

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:

$$\sum_{p=1}^{P_j} F_p^{j,\lambda} = F_{\lambda}^j \quad \forall j, \lambda \quad \Phi. 7.72$$

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:

$$SC_x - ASC_x \leq \Lambda_x \cdot SF_x \quad \forall x, \text{ VWP case} \quad \Phi. 7.75$$

кој за WP мрежи станува:

$$SC_{x,\lambda} - ASC_{x,\lambda} \leq SF_x \quad \forall x, \forall \lambda, \text{ WP case} \quad \Phi. 7.76$$

4) Следново ограничување е последица 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.

$$\sum_{i=1}^I \delta_i^n = 1, \quad \forall n \quad \Phi. 7.78$$

$$\sum_{x=1}^L \delta_n^x \cdot (UF_x + SF_x) \leq 2 \cdot \sum_{i=1}^I K_i \cdot \delta_i^n, \quad \forall n \quad \Phi. 7.79$$

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

6) 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 еднонаочен 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:

$$SF_x, SC_\lambda^x, F_p^{j,\lambda}, NT_n \in Z^+, \quad \forall x, \forall j, \forall p, \forall \lambda, \forall n \quad \Phi. 7.83$$

$$\delta_i^n \in \{0,1\}, \quad \forall n, \forall i$$

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_λ^j	Број на резервни оптички канали (spare channels) со бранова должина λ 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 λ на m -та патека што минувала низ линкот x кој е во дефект.

δ_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:

β_j, γ_j	Ова се скалари кои ја опишуваат цената на линкот, β се однесува на оптичкото влакно, а γ се однесува на канал.
Λ_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_λ^j	Неискористени оптички канали со бранова должина λ 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. Индексот m не содржи информации за s,d сообраќајниот пар туку само ги нумерира патеките кои минуваат низ линкот x кој е во дефект.
$\delta_{m,p}^{j,x}$	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 λ 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" ⁴⁸ моделите.
δ_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 јазолот 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 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 рерутира сообраќајот кој е во прекин поради дефект на линкот x .
λ	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):

$$\text{MIN} \quad \sum_{j=1}^L (\beta_j \cdot SF_j + \gamma_j \cdot SC_j) + \sum_{n=1}^N \sum_{i=1}^I C_i \cdot \delta_i^n, \text{ VWP мрежа} \quad \text{ф. 7.84}$$

⁴⁸ 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 .⁴⁹

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 λ 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 прекине⁵⁰ 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 моделите 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:

⁴⁹ 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.

⁵⁰ 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:

$$SC_j \geq \sum_{m=1}^{A_x} \sum_{p=1}^{P_m^x} \delta_{m,p}^{j,x} \cdot F_p^{x,m} \quad \forall j, \forall x, j \neq x$$

ф. 7.89

а за WP:

$$SC_{j,\lambda} \geq \sum_{m=1}^{A_x} \sum_{p=1}^{P_m^x} \delta_{m,p}^{j,x} \cdot F_{p,\lambda}^{x,m} \quad \forall j, \forall x, \forall \lambda, j \neq x$$

ф. 7.90

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).

$$SC_j - ASC_j \leq \Lambda_j \cdot SF_j \quad \forall x, \text{ VWP мрежа}$$

ф. 7.91

$$SC_{j,\lambda} - ASC_{j,\lambda} \leq SF_j \quad \forall x, \forall \lambda, \text{ WP мрежа}$$

ф. 7.92

4) Ограничувања за симетрија се со цел да се оствари симетрично рерутирање на сообраќајните барања во двете насоки на прекинатиот линк.

$$F_p^{e,f,m} = F_p^{f,e,m}, \text{ VWP мрежа}$$

ф. 7.93

$$F_{p,\lambda}^{e,f,m} = F_{p,\lambda}^{f,e,m}, \text{ WP мрежа}$$

ф. 7.94

5) Следниве две ограничувања се однесуваат на оптимизација на јазлите, и се идентични со ф. 7.78 и ф. 7.79.

$$\sum_{i=1}^I \delta_i^n = 1, \quad \forall n \quad \text{ф. 7.95}$$

$$\sum_{j=1}^L \delta_j^n \cdot (UF_j + SF_j) \leq 2 \cdot \sum_{i=1}^I K_i \cdot \delta_i^n, \quad \forall n \quad \text{ф. 7.96}$$

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_j и SC_j 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 редундантност од 31,25% за 100% преживливост од дефект на еден линк. За WPb мрежа имаме редундантност 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. Редундантноста во поглед на резервни канали за VWP мрежата изнесува 81% , а за WPb мрежата таа е 110%. Редундантноста 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 редундантност 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, редундантноста 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)