



UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO
DEPARTAMENTO DE ENGENHARIA DE SISTEMAS

Dissertação de Mestrado

Planejamento de Redes WDM com Proteção para Caminhos Ópticos

Autor: Renato Miranda Steiner
Orientador: Prof. Dr. Raul Vinhas Ribeiro

Dissertação apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas como requisito parcial para obtenção do título de Mestre em Engenharia Elétrica.

Banca Examinadora:

Dra. Maria Silvina Medrano
Prof. Dr. Takaaki Ohishi
Prof. Dr. Akebo Yamakami

Fundação CPqD
DENSIS - FEEC - Unicamp
DT – FEEC – Unicamp

Campinas, 19 de Agosto de 2004

Resumo

Esta dissertação trata do dimensionamento inicial de tráfego em redes de caminhos ópticos WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) comutadas por comprimento de onda com proteção de caminhos. Fazemos uma introdução das tecnologias chave e dos principais aspectos de planejamento da rede. Apresentamos algumas opções de provisionamento de transporte para diversas arquiteturas de redes clientes. O problema de roteamento e designação de comprimento de onda (RWA – *Routing and Wavelength Assignment*) é apresentado, e são comparados modelos de programação inteira mista (MILP – *Mixed Integer Linear Program*) com formulações nó-arco e arco-caminho. A formulação arco-caminho é expandida para incorporar capacidade para proteção compartilhada e dedicada no RWA, em mais dois MILPs. Um algoritmo gerador de rotas alternativas conveniente ao problema foi elaborado. Comparamos diferentes esquemas de restauração de tráfego: pré-configurado 1+1, pré-configurado 1:1, e pré planejado 1:1 e 1:N. A modelagem de proteção/restauração é aplicada a uma rede de 15 nós. Todos os algoritmos foram implementados na linguagem de modelagem AMPL/CPLEX.

Palavras-chave: WDM, Redes Ópticas, RWA, Otimização, Programação Linear, Programação Inteira, Proteção, Restauração.

Abstract

This dissertation is a study about the initial traffic deployment in wavelength-routed WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) optical networks with path protection. We make an introduction of the key technologies and the major network planning aspects. We introduce some architectures for transport provisioning to various client network architectures. The RWA (*Routing and Wavelength Assignment*) problem is introduced, and node-link and link-path MILP (*Mixed Integer Linear Program*) formulations are compared. The link-path formulation is expanded to incorporate dedicated and spare capacity in the RWA, in more two MILPs. An algorithm for generation of alternative routes convenient to the problem was elaborated. Different traffic restoration schemes are compared: 1+1, pre-configured 1:1, and pre-planned 1:1 and 1:N. The protection/restoration framework is applied to a 15 nodes network. All the algorithms were implemented on the AMPL/CPLEX modelling language.

Keywords: WDM, Optical Networks, RWA, Optimization, Linear Programming, Integer Programming, Protection, Restoration.

Agradecimentos

Agradeço aqui a todos que contribuíram direta ou indiretamente na realização deste trabalho. Dentre eles destaco aqui: professor Raul pela orientação e conselhos; professor Waldman, por todo apoio; todos os colegas do DENSIS, em especial Aníbal e Olinto; todos os colegas do OPTINET-DECOM, em especial Agostinho e Karcus.

Agradeço sobretudo a meus pais, a quem dedico este trabalho.

Índice

Lista de Acrônimos	vii
1. Introdução	1
2. Introdução às Redes Ópticas	6
2.1. Evolução das Redes Ópticas	6
2.1.1. A Fibra Óptica Como Meio Físico de Transmissão	6
2.1.2. Enlaces WDM e Amplificadores Ópticos	8
2.1.3. Redes WDM	10
2.2. Arquiteturas de Superposição de Redes	14
2.3. Dimensionamento de Tráfego:	
Topologia Virtual e Topologia de Caminhos Ópticos	16
2.4. Conversão de Comprimento de Onda	18
2.5. Degradações Físicas	19
3. Roteamento e Designação de Comprimento de Onda	20
3.1. Apresentação do Problema	21
3.2. Formulação Matemática (RWA Estático)	23
3.2.1. Formulação Nó-Arco	24
3.2.2. Formulação Arco-Caminho	27
3.2.2.1. Rotas Alternativas	29
3.3. Metodologia	29
3.4. Exemplo	30
4. Redes WDM com Proteção	34
4.1. Sobrevivenciabilidade da Rede WDM	34
4.2. Esquemas de Proteção	35
4.3. Critérios Para a Escolha do Esquema de Proteção	39
4.4. Formulação Matemática	40
4.4.1. Proteção Dedicada	41
4.4.2. Proteção Compartilhada	42
4.5. Exemplo	45
5. Esquemas de Restauração	49

5.1. Latências da Rede	49
5.2. Esquemas de Restauração	50
5.2.1. Restauração Pré-Configurada 1+1 (Proteção Dedicada)	50
5.2.2. Restauração Pré-Configurada 1:1 (Proteção Dedicada)	50
5.2.3. Restauração Pré-Planejada (Proteção Dedicada ou Compartilhada)	52
5.3. Considerações	54
6. Aplicação das Modelagens	55
6.1. Planejamento do Tráfego	55
6.2. Restauração do Tráfego	59
7. Conclusões	61
7.1. Perspectivas de Trabalho	62
8. Referências	63
Apêndice I: Algoritmo Gerador de Rotas Alternativas	65
Apêndice II: Listagem do Algoritmo de RWA com Proteção Compartilhada	68

Figura 6.4: Arcos virtuais necessários no RWA com proteção dedicada	58
Figura 6.5: Arcos virtuais necessários no RWA com proteção compartilhada	58
Figura II.1: Variável sumsq em função da variável sum	67

Índice de Tabelas

Tabela 2.1: Evolução tecnológica das redes ópticas	7
Tabela 3.1: RWA: Modelagens estáticas e não-estáticas	23
Tabela 3.2: Conjunto de demandas para a rede exemplo	31
Tabela 4.1: Sobrevivência da rede: possibilidades de proteção e restauração ...	36
Tabela 4.2: Conjunto de demandas para a rede exemplo	44
Tabela 6.1: Resultados para o RWA sem proteção	56
Tabela 6.2: Resultados para o RWA com proteção	56
Tabela 6.3: Custos médios para implementar proteção	59
Tabela 7.1: Comparação de diferentes esquemas de proteção/restauração	61

Lista de Acrônimos

- ATM:** Asynchronous Transfer Mode (Modo de Transferência Assíncrono)
- DSF:** Dispersion Shifted Fiber (Fibra com Dispersão Deslocada)
- DWDM:** Dense Wavelength Division Multiplexing (Multiplexação Densa Por Comprimento de Onda)
- GMPLS:** Generalised Multiprotocol Label Switching (Protocolo de Chaveamento por Rótulos Generalizado)
- IETF:** Internet Engineering Task Force (Força Tarefa para Engenharia da Internet)
- IP:** Internet Protocol (Protocolo de Internet)
- ITU-T:** International Telecommunication Union – Telecommunication (União Internacional de Telecomunicações - Telecomunicações)
- LSP:** Label Switched Path (Caminho Chaveado por Rótulo)
- λSP:** Lambda Switched Path (Caminho Chaveado por Lambda)
- MPLS:** Multiprotocol Label Switching (Multiprotocolo de Chaveamento por Rótulo)
- MPλS:** Multiprotocol Lambda Switching (Multiprotocolo de Chaveamento por Lambda)
- OADM:** Optical Add-Drop Multiplexer (Multiplexador Óptico de Inserção-Derivação)
- OSDI:** Optical Systems Domain Interconnection (Interconexão de Domínios de Sistemas Ópticos)
- OSI:** Open Systems Interconnection (Interconexão de Sistemas Abertos)
- OXC:** Optical Cross-Connect (Comutador Óptico)
- RWA:** Routing and Wavelength Assignment (Roteamento e Designação de Comprimento de Onda)
- SDH:** Synchronous Digital Hierarchy (Hierarquia Digital Síncrona)
- SONET:** Synchronous Optical Network (Rede Óptica Síncrona)
- SRLG:** Shared Risk Link Group (Grupo de Arcos com Risco Compartilhado)
- VTD:** Virtual Topology Design (Projeto de Topologia Virtual)
- WDM:** Wavelength Division Multiplexing (Multiplexação por Comprimento de Onda)

Capítulo 1

Introdução

Vivemos hoje a era da informação, proporcionada pelo avanço dos serviços e da infraestrutura de telecomunicações nos últimos anos, sobretudo da Internet. De fato, a introdução massiva de meios de comunicação como telefonia fixa e celular, TV a cabo e Internet, no cotidiano de instituições públicas e privadas e de cidadãos comuns, caracteriza nossa época.

As telecomunicações passam por uma grande expansão do tráfego de longa distância, proporcionada pela expansão do sistema telefônico nacional e, principalmente, pelo avanço exponencial do tráfego de Internet (*Internet Protocol - IP*), que é caracteristicamente de longa distância. Neste cenário, as redes tipicamente consolidadas devem dar lugar a redes com novas tecnologias [1]. As redes ATM (*Asynchronous Transfer Mode*), por exemplo, destinadas a tráfego de Internet e telefonia, vêm sendo substituídas ou transformadas em redes MPLS (*Multiprotocol Label Switching*). Os sistemas SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*) utilizados no transporte para telefonia, devem gradualmente dar lugar às redes ópticas WDM (*Wavelength Division Multiplexing*, ou *Multiplexação por Comprimento de Onda*), mais especificamente às redes de caminhos ópticos comutadas por comprimento de onda. Capacidade de **suporte multi-cliente** (IP, ATM, SDH sobre uma mesma estrutura), **grande vazão de tráfego** e boa **sobrevivenciabilidade** na presença de falhas na infraestrutura são alguns dos atributos exigidos que as redes WDM podem cumprir no cenário emergente.

Este trabalho tem como objetivo estudar o planejamento de redes ópticas comutadas por comprimentos de onda, com capacidade de proteção contra falhas em enlaces de fibra óptica. Abordamos dois tipos de proteção de caminhos: *proteção dedicada* e *proteção compartilhada*. Implementamos os algoritmos na linguagem de modelagem AMPL, sobre o software de otimização CPLEX 8.1, e rodados num Pentium IV 1.6 GHz, 256MB RAM, com sistema Windows 2000.

Também fazemos um estudo sobre diferentes processos de restauração de tráfego que podem ser implementados nos esquemas de proteção estudados (pré-configurado 1+1, pré-configurado 1:1, e pré planejado 1:1 e 1:N), comparando suas eficiências.

Os modelos de programação inteira-mista para o planejamento de tráfego com proteção dedicada e compartilhada estudados neste trabalho foram propostos por Ramamurthy *et al.* [1]. Os modelos de restauração estudados foram obtidos das referências [1], [2], [4]. Após a introdução e análise dos modelos, comparamos alguns resultados obtidos em uma rede de 15 nós com resultados obtidos por Ramamurthy *et al.* [1] em uma rede com o mesmo grafo.

O trabalho está organizado da seguinte forma:

No Capítulo 2 (Introdução às Redes Ópticas) é apresentada a evolução tecnológica das redes de caminhos ópticos, desde o início das transmissões por enlaces de fibra óptica, passando por inovações como os amplificadores ópticos e a multiplexação de canais por comprimento de onda, até as redes de caminhos ópticos comutados por comprimento de onda. São também esboçadas as etapas principais do planejamento das redes comutadas por comprimento de onda (*projeto de topologia virtual – Virtual Topology Design (VTD)*; e *roteamento e designação de comprimentos de onda – Routing and Wavelength Assignment (RWA)*).

No Capítulo 3 (Roteamento e Designação de Comprimentos de Onda) é apresentado o problema de RWA, que consiste no roteamento e alocação de comprimentos de onda em caminhos ópticos pela rede. São analisadas uma formulação nó-arco e uma formulação arco-caminho. Apresentamos resultados para uma rede pequena (5 nós), como exemplo, utilizando novamente o AMPL/CPLEX como ferramenta computacional.

No Capítulo 4 (Redes WDM com Proteção) analisamos o conceito de sobrevivenciabilidade em redes ópticas, com enfoque em proteção dedicada e

proteção compartilhada de caminhos ópticos. Apresentamos modelagens de RWA para ambos enfoques, em formulação arco-caminho. São apresentados resultados para uma rede pequena (5 nós) como exemplo utilizando o AMPL/CPLEX.

No capítulo 5 (Esquemas de Restauração) são apresentados os esquemas de restauração de tráfego para as modelagens com proteção. São comparados esquemas 1+1, pré-configurado 1:1 e pré-planejado 1:1 e 1:N.

No capítulo 6 (Aplicação do Modelo) são discutidos e comparados com maiores detalhes os algoritmos e os esquemas de proteção e restauração estudados, aplicando-os a uma rede de porte maior (15 nós).

No capítulo 7 (Conclusões) são apresentadas as conclusões do trabalho e as perspectivas para futuros trabalhos.

Devido à multidisciplinaridade dos problemas estudados, a terminologia encontrada na literatura varia de autor para autor. Torna-se necessário estabelecer algumas definições dos termos empregados:

- **Nó:** ponto da rede, representando, em geral, uma central. É onde são localizados os OXCs e os pontos de acesso que definem os pares *origem-destino*;
- **Pares (s,d) (pares origem-destino):** representam pares de nós da rede ((*source,destiny*) - (origem,destino)), aos quais são atribuídas requisições por caminhos ópticos.
- **Arco (hop, link):** interliga dois nós e representa um enlace de fibra óptica. Assim como o enlace de fibra, o arco pode ser bidirecional ou unidirecional. Note que entre dois nós pode haver mais de um arco;
- **Rota:** conjunto de arcos consecutivos. Uma rota não deve passar por um mesmo nó duas vezes. Os nós extremos da rota correspondem a um par origem/destino;
- **Lambda (cor, comprimento de onda):** comprimento de onda do sinal óptico, com frequência $f = c/\lambda$, onde c é a velocidade da luz, λ é o

comprimento de onda, e f a frequência. É determinado pelo laser transmissor do sinal;

- **Arco virtual (canal, hop virtual, wavelength link):** representa um determinado comprimento de onda em uma determinada fibra;

- **Caminho óptico (circuito óptico, lightpath):** circuito de comunicação entre dois nós quaisquer da rede, ao qual é atribuído uma rota, um λ (comprimento de onda) e uma demanda. É representado pelo conjunto de arcos virtuais necessários para estabelecer a rota;

- **Carga de um arco:** quantidade de arcos virtuais usados num arco, ou a quantidade de λ s utilizados no arco. A carga máxima da rede é igual à maior carga em todos os arcos da rede;

- **Limite de número de λ s:** Toda rede possui uma limitação tecnológica quanto ao número máximo de λ s (ex: 4, 8, 16, 32, 40). Esta limitação pode se dar pela capacidade de comutação dos OXCs da rede, pelo conjunto de transmissores empregado nos OXCs, pela banda passante das fibras, ou pelo arranjo dos amplificadores ópticos na rede [3], [11];

- **Grau físico de um nó:** indica quantas fibras de entrada/saída o nó possui;

- **Grau virtual de um nó:** indica quantas interfaces (portas) o nó tem com a rede óptica. Limita o número de caminhos ópticos com fonte/destino no nó;

- **Topologia virtual:** representa o conjunto de demandas por caminhos ópticos na rede WDM, ou seja, o conjunto de pares (s,d) . Alguns autores chamam de topologia lógica ou de caminhos ópticos;

- **Topologia de caminhos ópticos:** neste trabalho, corresponde ao conjunto de caminhos ópticos ativados sobre a topologia de fibras. Alguns autores chamam de topologia física;

- **Topologia de fibras:** relacionada à infraestrutura da rede WDM, ou seja, o conjunto de fibras, OXCs e transmissores da rede e a

forma como são interconectados. Também denominada topologia física por alguns autores;

- **Demanda (requisição):** Nos problemas de RWA, é a solicitação de um ou mais caminhos ópticos entre dois nós quaisquer da rede. Em telecomunicações, costuma-se mensurar tráfego por erlangs ou bps, mas em problemas de RWA as demandas são sempre um número inteiro de caminhos, sendo assim designadas por números inteiros;

- **Plano de comprimento de onda:** grafo que representa os caminhos utilizando um determinado comprimento de onda. O conjunto de todos os planos de comprimento de onda equivale à topologia de caminhos ópticos da rede.

Capítulo 2

Introdução às Redes Ópticas

Iniciamos este capítulo apresentando um breve histórico da evolução das comunicações ópticas, desde seus primórdios até as redes de caminhos ópticos comutados por comprimento de onda. Em seguida, ilustramos brevemente a metodologia de planejamento de tráfego, dividida nas etapas de *projeto de topologia virtual* (VTD) e *roteamento e designação de comprimentos de onda* (RWA). Na terceira seção discutimos algumas alternativas de provisionamento de transporte WDM para diversas superposições de estruturas clientes. Terminamos o capítulo com considerações sobre as restrições físicas e de conversão de comprimento de onda.

2.1 Evolução das Redes Ópticas

2.1.1 A Fibra Óptica como Meio Físico de Transmissão

Podemos tomar como início das comunicações por fibras ópticas as transmissões por LEDs ou lasers multimodo em fibras multimodo, nos anos 70, com tecnologias desenvolvidas desde os anos 60. Substituindo redes de cobre, a fibra óptica surgia comercialmente como um meio alternativo para transmissão de dados em 1977. Assim surgiam as redes ópticas de primeira geração, consistindo em enlaces de fibra para redes de dados ou telefonia. Desde então, os sistemas de comunicações ópticas passaram por uma grande evolução, com o aumento progressivo das distâncias entre regeneradores e das taxas de transmissão [2], [4].

Na Tabela 2.1 temos um esquema ilustrativo desta evolução, que iremos comentar brevemente. Em telecomunicações, estima-se a capacidade de transmissão de um sistema pelo chamado “produto BL”, que é o produto da taxa

de transmissão pela distância. Na última coluna da tabela podemos acompanhar a evolução do produto BL ao longo dos anos.

Período	Gargalo	Solução	Capacidade (Gbps.km)
1970-78	Fibra Multimodo	Fibra Monomodo	0.02 a 2 → 50
1978-88	Lasers Multimodo	Lasers Monomodo	50 → 1000
	Disp. Cromática	DSFs	
1988-95	Eletrônica (Transmissão)	WDM	$10^3 \rightarrow 5 \times 10^5$
	Atenuação	EDFAs	
1995-	Eletrônica (Roteamento)	OXCs	Transparência e Capilaridade ("Networking")

Tabela 2.1: Evolução tecnológica das redes ópticas.

No período entre 1970-78, o principal limitante da capacidade dos enlaces ópticos era a dispersão intermodal, provocada pelas fibras multimodo. As fibras multimodo, difundidas na época, apresentam um núcleo com diâmetro grande (50-85 μm), da mesma ordem do comprimento de onda utilizado na transmissão. O grande diâmetro possibilita a propagação dos sinais luminosos em diferentes ângulos pela fibra, gerando um alargamento indesejado do tempo de transmissão do sinal, conhecido como dispersão intermodal. Os sistemas desta geração operavam tipicamente em taxas de 32 a 140 Mbps, por até 10 km, ao final dos quais era necessária a regeneração o sinal. As fibras monomodo, com diâmetro em torno de 8-10 μm , vieram solucionar este problema.

Outro fator limitante nas transmissões era a dispersão cromática. Toda fibra apresenta um coeficiente de dispersão cromática, a qual consiste no alargamento espectral dos sinais ópticos, podendo prejudicar a transmissão caso seja muito grande. No período 1978-88 foram desenvolvidas duas formas de se minimizar o

problema. Os lasers monomodo, que apresentam uma largura espectral muito menor do que os até então difundidos lasers multimodo; e as fibras com pico de dispersão deslocado (*Dispersion Shifted Fibers* – DSFs), que apresentam um coeficiente de dispersão cromática muito baixo na faixa de 1,55 μm . Esta faixa passou a ser utilizada nas comunicações ópticas devido a seu menor coeficiente de atenuação (até então predominavam as transmissões na faixa de 1,3 μm , em fibras convencionais). As distâncias dos enlaces passaram então a ser da ordem de até 100 km.

2.1.2 Enlaces WDM e Amplificadores Ópticos

No período seguinte, 1988-95 (tabela 2.1), a vazão demandada para as linhas de transmissão começava a forçar os limites do processamento eletrônico. Com o maior controle sobre dispersão, a atenuação passou também a ser um fator limitante na transmissão. A combinação de dois grandes adventos veio então aumentar a capacidade dos sistemas de comunicações ópticas: as transmissões com multiplexação em comprimento de onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM), e os amplificadores ópticos [4], [11].

Os amplificadores ópticos, principalmente os dopados a érbio (*Erbium Doped Fiber Amplifiers* - EDFAs), permitiram uma maior distância entre regeneradores. Esta passaria a ser da ordem de até 1000 km, no caso de sistemas com EDFAs combinados com amplificadores Raman, que têm seu funcionamento baseado no espalhamento Raman. Este consiste na transferência de potência de um sinal de bombeio específico para outro de menor frequência na fibra, um fenômeno bem conhecido no campo da fotônica [4], [11].

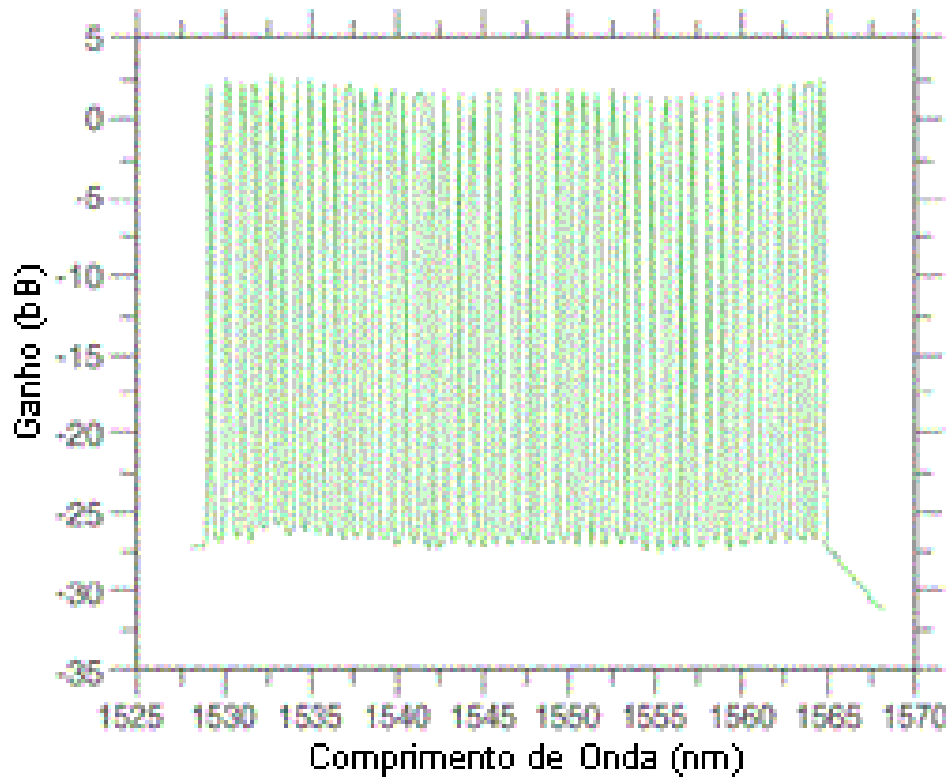


Figura 2. 1: Espectro de um sistema WDM com 45 canais.

Os sistemas WDM possibilitaram a multiplexação de dezenas de canais, cada um em um comprimento de onda (frequência) específico, numa mesma fibra (figura 2.1). Isto multiplicou a capacidade de transmissão pelo número de comprimentos de onda multiplexados, dando origem à chamada segunda geração de redes ópticas. O padrão *Dense Wavelength Division Multiplexing* (DWDM) da ITU-T (G.692), por exemplo, comporta até 80 canais com espaçamento de 50 GHz (~ 0.4 nm) em torno da frequência de 193,1 THz (1552,52 nm). Sendo λ o comprimento de onda utilizado, f a frequência e c a velocidade da luz no vácuo:

$$\lambda = \frac{c}{f} \quad (2.1)$$

$$\begin{aligned} \Delta\lambda &= \Delta\left(\frac{c}{f}\right) = -\frac{c}{f^2} \Delta f = \\ &= \frac{2,998 \times 10^{17} \text{ nm} \times \text{s}^{-1} \times 5 \times 10^{10} \text{ s}^{-1}}{1,931^2 \times 10^{28} \text{ s}^{-2}} \cong 0,4 \text{ nm} \end{aligned} \quad (2.2)$$

Com estes adventos, aliados a uma sofisticada engenharia para controle de dispersão e não-linearidades, foi possível aumentar em mais algumas ordens de grandeza a capacidade de transmissão dos sistemas ópticos. Temos hoje sistemas com um produto BL na ordem de até 500 Tbps.Km.

2.2.3 Redes WDM

Até então, utilizavam-se as tecnologias ópticas somente como meio físico de transmissão, sendo que ao final de cada enlace de fibra, os sinais ópticos passariam ao domínio eletrônico, sendo encaminhados aos clientes, ou re-encaminhados, após processamento, ao próximo enlace de fibra.

De acordo com a Lei de Moore, a capacidade de processamento eletrônico tem crescido a uma taxa de 100 vezes por década, sendo que a taxa de processamento eletrônico de um único canal já está próxima do limiar físico, com taxas da ordem de 10-40Gb/s [4], [11]. Em contrapartida, as capacidades de transmissão das redes ópticas vêm crescendo em uma proporção de aproximadamente 1000 vezes por década. Hoje, no âmbito das comunicações ópticas, já temos o processamento eletrônico como o principal 'gargalo' na transmissão. Conseqüentemente, torna-se desejável minimizar o processamento eletrônico pela rede na medida do possível.

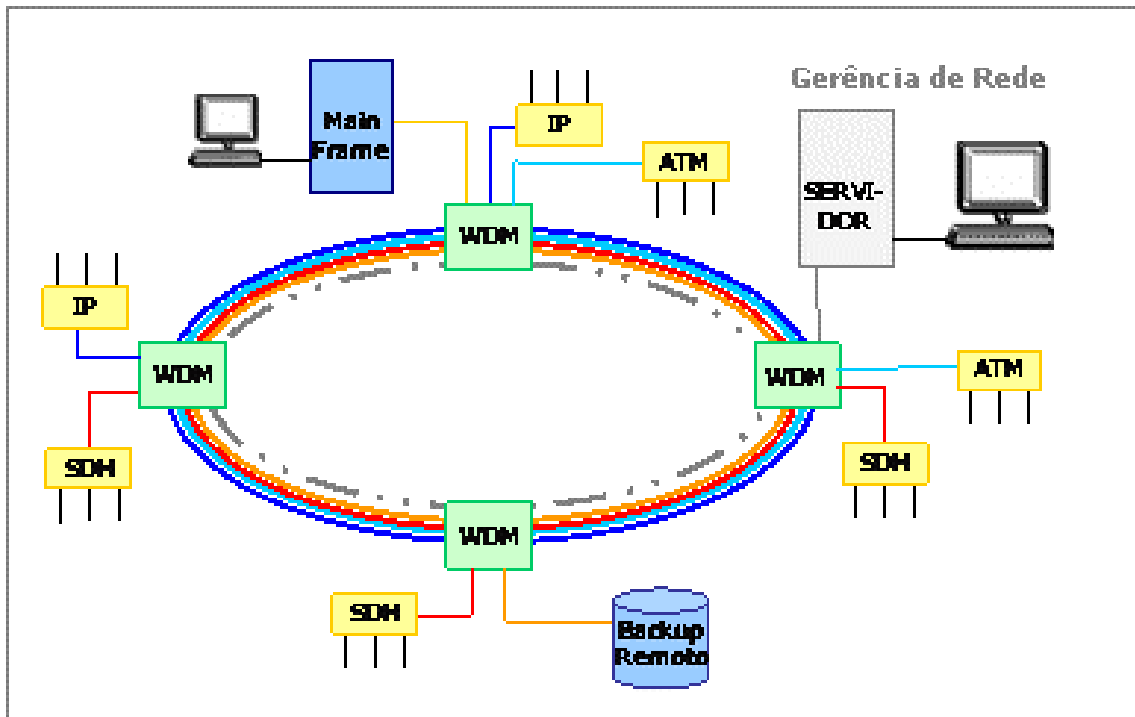


Figura 2. 2: Anel de caminhos ópticos WDM, transportando tráfego de múltiplos clientes.

Surge então o conceito de uma **camada de caminhos ópticos**, na qual os sinais ópticos podem ser roteados sem a necessidade de processamento eletrônico ao final dos enlaces intermediários. Isto torna-se possível com a introdução de novos elementos na rede: os *Optical Add-Drop Multiplexers* (OADMs) e os *Optical Cross-Connects* (OXCs), os primeiros, utilizados tipicamente em topologias em anel e os últimos, em topologias em malha.

Na figura 2.2, temos uma rede WDM de caminhos ópticos em forma de anel, atendendo a clientes de diversos tipos (IP, ATM, SDH, e uma linha privada de backup). De modo geral, podemos admitir que a rede possui um plano de gerenciamento próprio, exceto em arquiteturas GMPLS.

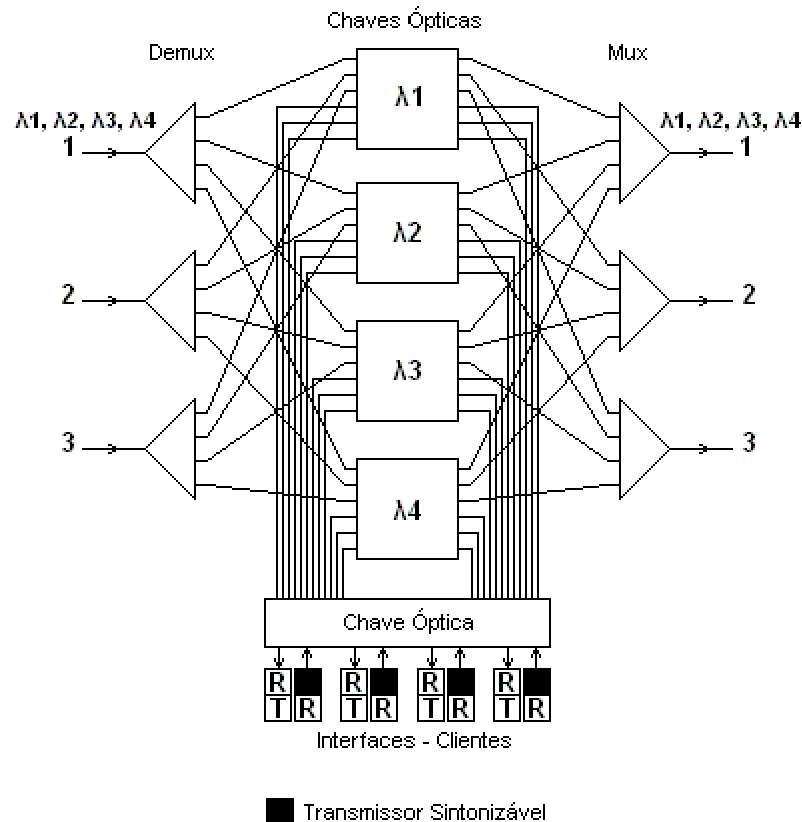
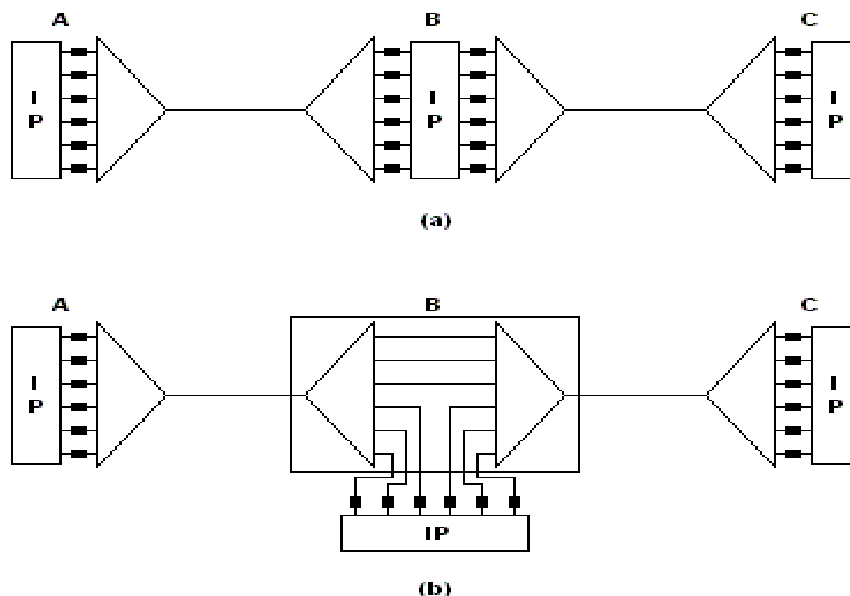


Figura 2.3: Comutador Óptico (OXC) com três fibras de entrada/saída e quatro lambdas, com quatro portas locais.

Devido à sua funcionalidade complexa, existem diversas arquiteturas de OXCs. Para auxiliar a compreensão, apresentamos aqui uma arquitetura típica, ilustrada na figura 2.3 [3], [4]. Temos os sinais WDM sendo demultiplexados na entrada do OXC e encaminhados às chaves ópticas de lambdas correspondentes. Estas irão chavear os sinais de entrada para as saídas correspondentes, sendo então multiplexados novamente nas fibras de saída. Há também as portas locais, que são a interface com a rede cliente no nó. De uma maneira simplificada, as portas de saída para o cliente consistem num receptor (R) para o sinal WDM ligado em um transmissor simples (T); as de entrada do cliente consistem num receptor e um laser sintonizável (preto), para gerar os sinais WDM no lambda desejado. Há ainda mais uma chave entre as portas locais e as demais chaves, para conectar as portas locais às chaves de lambdas corretos.



**Figura 2.4: (a) Rede WDM ponto-a-ponto;
(b) Rede WDM de caminhos ópticos com um OADM no nó B.**

Para ilustrar as funcionalidades de uma camada de caminhos ópticos, vamos utilizar como exemplo a rede linear de três nós da figura 2.4. Na rede tomada como exemplo, composta pelos nós A, B e C, temos demandas de canais IP (que poderiam também ser tráfego de outro gênero, como SDH/SONET ou ATM) a 10 Gbps cada, que são convertidos em sinais ópticos WDM e multiplexados nas fibras. Vamos supor que tenhamos demandas por três caminhos entre cada par de nós (AB, BC e CA).

Podemos montar a rede com sistemas ponto-a-ponto (figura 2.4(a)), de modo que o tráfego de A para C será extraído em B, processado no roteador intermediário e encaminhado novamente em outro canal WDM para o nó C.

Alternativamente, configurando o nó B como um OADM (figura 2.4(b)), teremos três canais WDM passantes pelo nó, sem serem processados, destinados às demandas entre A e C, de modo que o roteador de B utilizará então somente a metade das portas de entrada/saída antes necessárias.

2.2 Arquiteturas de Superposição de Redes

Apresentamos, a seguir, algumas alternativas para provisionamento de tráfego IP em redes ópticas [4], [5], [13], [15]. Espera-se que o tráfego IP seja dominante em redes de longa distância futuras, podendo coexistir com o tráfego de telefonia (ATM, SDH) numa mesma rede de caminhos ópticos.

As redes de Internet (IP) são tipicamente compostas por roteadores interligados em topologias em malha. Como já foi visto no capítulo anterior, estas redes não garantem certos requisitos de qualidade de serviço necessários para muitas aplicações no cenário emergente das telecomunicações. Dentre as deficiências, podemos citar perda de pacotes e falta de diferenciação de serviços por prioridade, atrasos, variações de atraso (*jitter*), pouca ou nenhuma garantia de sigilo de informação e baixa eficiência de restauração contra falhas. As redes ATM são uma proposta para lidar com a maioria dessas deficiências, oferecendo ainda uma estrutura para tráfego síncrono (telefonia). A tecnologia SDH, por sua vez, permite proteção e restauração eficientes, numa estrutura de transporte adequada, e WDM fornece capacidade e roteamento conveniente para numerosos canais de altas taxas de transmissão. Podemos, então, superpor IP sobre ATM sobre SDH sobre WDM, aproveitando as melhores funcionalidades de cada nível de rede (figura 2.6 (a)) [4], [5].

Este modelo apresenta sérios problemas, dentre os quais destacamos a enorme quantidade e diversidade de equipamento demandada, e a complexidade de sinalização, controle e gerenciamento (um plano de para cada nível). Além disso, temos um excesso da capacidade de transmissão utilizada para outras funcionalidades (cabeçalhos, sinalização), que pode chegar a ultrapassar 20% da vazão total da rede.

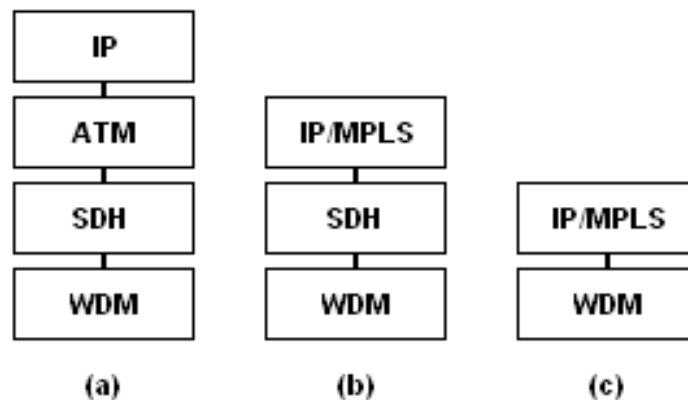


Figura 2. 5: Alternativas de superposição de tecnologias para redes IP com qualidade de serviço.

Um primeiro passo na evolução desta arquitetura pode vir a ser a introdução do *Multiprotocol Label Switching* (MPLS), que garante as funcionalidades de qualidade providos pela camada ATM, através do provisionamento de *Label Switched Paths* (LSPs), canais virtuais reservados para o tráfego IP (figura 2.6 (b)) [5],[15].

Outro avanço pode estar na implantação de um plano de gerenciamento com proteção contra falhas na camada óptica, que tornaria desnecessária a sobrevivenciabilidade (capacidade de sobrevivência) da camada SDH [1], [2], [4], [5], [10], [13].

Obtemos, assim, uma arquitetura predominante em dois níveis (IP/MPLS e WDM), capaz de provisionar serviços IP com qualidade de serviço, alta capacidade de transmissão e sobrevivenciabilidade (figura 2.5 (c)). A princípio, esta arquitetura consiste em dois planos de gerenciamento independentes, um no domínio IP/MPLS e outro no domínio óptico.

Uma outra arquitetura, baseada na convergência dos planos de gerenciamento MPLS e óptico, está sendo estudada por órgãos como *Internet Engineering Task Force* (IETF), *Open Systems Interconnection* (OSI) e *Optical Systems Domain Interconnection* (OSDI) [5]. Estes órgãos estão juntando

esforços para estabelecer interfaces e planos de controle adequados para a interconexão entre os domínios MPLS e óptico. Neste contexto surge o *Multiprotocol Lambda Switching* (MP λ S), um plano de controle e sinalização baseado no MPLS para a camada de rede óptica. O MP λ S associa *Lambda Switched Paths* (λ SPs) aos caminhos ópticos, em analogia aos LSPs no nível IP.

Com a expectativa do surgimento de redes multi-clientes, está em desenvolvimento também o *Generalised Multiprotocol Label Switching* (GMPLS) [3], uma extensão do MPLS que incorpora o MP λ S e pode também passar a atuar sobre redes TDM como SDH, estabelecendo TDM LSPs, ou seja, rótulos similares a LSPs porém multiplexados no tempo, referentes aos containers SDH. O GMPLS é uma proposta de um plano de controle unificado para uma rede multiserviço que poderá agregar MPLS, SDH, WDM e outras tecnologias numa mesma rede com um plano de controle unificado, inspirado no MPLS.

2.3 Dimensionamento de Tráfego: Topologia Virtual e Topologia de Caminhos Ópticos

Numa rede de caminhos ópticos, o conjunto das demandas por caminhos ópticos constitui a *topologia virtual*. Vejamos como a topologia virtual pode ser projetada a partir da topologia física e da demanda de tráfego dos clientes. Definir, simplesmente, um caminho óptico para cada demanda dos clientes dificilmente será a melhor solução, ou mesmo uma solução factível para o problema. Isto ocorre devido à existência de algumas restrições que devem ser levadas em consideração como, por exemplo, vazão máxima (capacidade de transmissão) de um caminho óptico e grau virtual de cada nó (número máximo de caminhos ópticos entrando/saindo do nó, equivalente ao número de interfaces com o cliente no nó). Em virtude destas restrições, pode ser conveniente agrupar algumas demandas de forma a passá-las por nós intermediários, sendo processadas eletronicamente nestes. Desta forma, uma determinada requisição do cliente pode transitar por dois ou mais caminhos ópticos consecutivos até chegar ao nó destino. Como objetivo, podemos querer maximizar a vazão da rede, ou restringir

o atraso médio do tráfego nos trajetos fim-a-fim. Outro critério bastante estudado é o da minimização da quantidade de processamento eletrônico do tráfego nos nós. Este problema é conhecido como *projeto de topologia virtual* (*Virtual Topology Design* – VTD, ou *Lightpath Topology Design* - LTD); não será tratado aqui, mas pode ser visto com maiores detalhes em [4], [9], [12]. Os resultados deste projeto constituem dados de entrada para o problema de roteamento e designação de comprimento de onda (*Routing and Wavelength Assignment* – RWA) (figura 2.6).



Figura 2.6: Fluxograma com as principais etapas no planejamento de uma rede de caminhos WDM.

Chamamos de *roteamento e designação de comprimentos de onda* (RWA) o problema de dimensionar a topologia de caminhos ópticos na camada de fibras [3], [4], [7], [8]. O problema de RWA é trivial no caso da figura 2.4. Mas numa topologia mais complexa, este pode se tornar bem difícil, como veremos no próximo capítulo.

Poderíamos também formular os problemas de VTD e RWA em um só, o que garantiria uma solução melhor. Mas o problema torna-se computacionalmente intratável, e poderia ser resolvido apenas para redes pequenas [4], [9]. Sendo assim, costuma-se resolver primeiramente o VTD para definir quais demandas entre os nós ópticos (caminhos ópticos) devem ser estabelecidos e, em seguida, executar o RWA para dimensionar os caminhos na rede de fibras. Pode ainda haver alguma iteratividade entre os dois algoritmos; por

exemplo, se o RWA tiver uma solução considerada ruim ou for infactível, podemos retroceder ao VTD e rodá-lo novamente com outros parâmetros nas restrições, até obtermos uma solução de RWA satisfatória.

2.4 Conversão de Comprimento de Onda

Como vimos, numa rede WDM puramente óptica temos os caminhos ópticos confinados em planos de comprimento de onda, levando muitas vezes à fragmentação dos recursos da rede devido à restrição de continuidade de comprimento de onda (um caminho óptico deve ter o mesmo λ em todos os arcos por onde passa). Pode-se lidar com este aspecto considerando a alocação de conversores de λ pela rede [4]. Através dos conversores, os caminhos podem atravessar de um plano de comprimento de onda a outro, aumentando o espaço de soluções factíveis do problema. Essencialmente, um conversor é um equipamento que transforma o λ de entrada em outro λ de saída, preservando a informação transmitida. Os conversores mais populares são os optoeletrônicos, que consistem basicamente num fotodetector seguido por um transmissor laser no λ desejado. Há também conversores puramente ópticos. Dependendo da tecnologia, pode-se ter conversores fixos, parciais ou totais. O conversor fixo transforma o λ de entrada em um único λ de saída específico de saída ($\lambda_i \rightarrow \lambda_j$); o conversor limitado pode transformar o λ de entrada em outro, dentro um conjunto específico de λ s ($\lambda_i \rightarrow \{\lambda_j, \lambda_k, \dots, \lambda_l\}$); o conversor pleno pode transformar o λ de entrada em qualquer λ que possa ser utilizado na rede ($\lambda_i \rightarrow \{\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_W\}$, onde W é o número de comprimentos de onda na rede).

Como são dispositivos caros, procura-se limitar sua implantação, de modo a localizá-los esparsamente pela rede, visando economizar recursos. Há modelos específicos para tratar o RWA com alocação esparsa de conversores, que exigem um tratamento mais complexo. No caso de redes com conversão plena em todos os nós, podemos eliminar a restrição de continuidade de comprimento de onda, tornando a formulação equivalente às das tradicionais redes de caminhos (SDH,

ATM), de modo que o problema de designação de lambdas passa a ser trivial. Apesar da simplicidade, esta solução pode tornar-se inviável devido ao alto custo dos conversores. Neste trabalho, não consideramos a utilização de conversores.

2.5 Degradações Físicas do Sinal Óptico

Há também a questão das degradações físicas do sinal (dispersão e atenuação, não-linearidades) [4], [11], que podem ser incorporadas no modelo de RWA [6]. Isto torna a modelagem mais complexa e difícil de ser tratada, podendo ter implicações como, por exemplo, afetar o balanço de potência nos amplificadores ópticos da rede e a necessidade de alocar regeneradores nos nós e nos arcos (fibras) onde estes sejam necessários. Uma abordagem eficiente para o problema da atenuação consiste em dividir a rede em 'ilhas de transparência', conectadas entre si através de nós 'opacos' (com conversão óptica-eletrônica-óptica).

Neste trabalho, consideramos que problemas de degradações físicas são tratados no nível de transmissão, de modo que os sinais não saem significativamente degradados ao final dos caminhos ópticos.

Capítulo 3

Roteamento e Designação de Comprimento de Onda

3.1 Apresentação do problema

Como foi visto no capítulo anterior, as redes de caminhos ópticos são uma opção muito adequada para transmissões em média e longa distância, agregando o tráfego em caminhos ópticos com altas taxas de bits (chegando tipicamente a taxas de 1Gb/s, 2.5Gb/s, 10Gb/s por canal). Além da imensa capacidade dos canais, estas redes podem ter a característica de ser multi-clientes, de forma a agregar canais SDH, IP ou ATM em uma mesma rede de transporte, encapsulados em caminhos ópticos.

Uma vez dimensionada a estrutura física da rede de caminhos ópticos (enlaces de fibras, OXCs, e interfaces dos clientes) como descrito no capítulo anterior, chega-se ao momento de rotear as demandas por tráfego na infraestrutura disponível, ativando caminhos ópticos. Este problema é conhecido por Roteamento e Designação de Comprimento de Onda (*Routing and Wavelength Assignment* - RWA). Neste trabalho, trataremos do RWA estático, no qual as demandas são definidas *a priori*, e o que buscamos é o planejamento inicial do tráfego na infraestrutura [3], [4]. Há ainda modelos de RWA incremental e dinâmico, no qual considera-se o roteamento e designação de lambdas para caminhos individuais ao longo do tempo [2]. No caso incremental, os caminhos são ativados individualmente ao longo do tempo, permanecendo ativados. No caso dinâmico, acrescenta-se a característica da volatilidade dos caminhos, de modo que estes podem ser desativados ao longo do tempo.

O RWA estático, por sua vez, possui duas abordagens básicas quanto ao objetivo: *Min-RWA* e *Max-RWA*. Objetivos típicos para o Min-RWA são minimizar o número de arcos virtuais necessários, ou de fibras necessárias, ou ainda a carga máxima (a quantidade máxima de caminhos ópticos passando em qualquer enlace

da rede). Minimizando a carga máxima, podemos obter uma estimativa da quantidade mínima de comprimentos de onda necessários na rede, reduzindo custos com optoeletrônica.

Vale notar que, em redes puramente ópticas (sem conversão de comprimento de onda), nem sempre a carga máxima equivale ao número de comprimentos de onda necessários [3], [4]. Podemos observar isto no seguinte exemplo: Consideremos um anel WDM com seis nós: A, B, C, D, E, e F, e as demandas: AD, EB e CF. Obteremos, ao minimizar a carga em enlaces, algo como ilustrado na figura 3.1. A carga máxima obtida foi 2, nos arcos AB, CD e EF. No entanto, é necessário designar lambdas (cores ou comprimentos de onda) aos caminhos ópticos, de modo a obedecer duas condições: um caminho deve ter o mesmo lambda (cor) em todos os arcos por onde passa; e dois caminhos passando por um mesmo arco devem ter lambdas (cores) diferentes. Ao considerar a designação de lambdas, notamos que são necessários 3 comprimentos de onda para satisfazer as restrições de conflito de lambdas nos arcos.

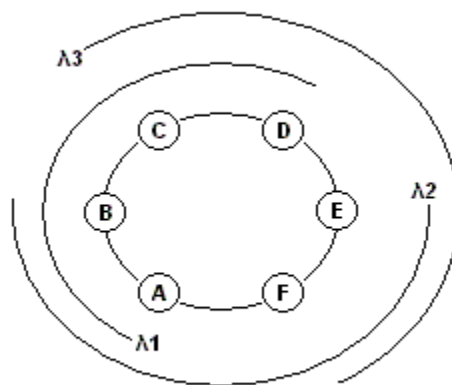


Figura 3. 1: Carga versus número de lambdas usados.

Estimando-se a quantidade mínima necessária de comprimentos de onda para tornar o roteamento de todas as demandas factível, pode-se minimizar a

capacidade global utilizada (arcos virtuais necessários por toda a rede), como descreveremos mais à frente. Estes são problemas conhecidos como *Min-RWA*.

No *Max-RWA*, dadas as características limitadas da rede (ex: número de lambdas, número máximo de arcos virtuais por caminho) e uma demanda total superior à sua capacidade, busca-se maximizar o número de conexões estabelecidas com êxito.

Temos, assim, diversas abordagens para o problema, sendo que devemos escolher a modelagem mais conveniente para cada situação. Considerando um problema real, devemos pensar primeiramente no planejamento da rede, numa etapa em que será dimensionado o tráfego inicial. Nesta etapa é mais recomendável o RWA estático, uma vez que buscamos, assim, otimizar os recursos globais da rede. Numa primeira abordagem, pode-se aplicar o *Min-RWA*, visando minimizar os recursos utilizados. Caso as demandas sejam superiores à capacidade da rede, tornando o *Min-RWA* infactível, a alternativa é empregar o *Max-RWA*, para estabelecer todas as conexões possíveis.

Porém, em uma rede real, ao longo do tempo, ocasionalmente ocorrerá o surgimento de novas demandas por tráfego, e então entra em cena o RWA incremental/dinâmico. A preocupação passará a ser a alocação sucessiva de caminhos individuais, visando maximizar a probabilidade de sucesso na alocação de futuras requisições. Tráfego mal balanceado e segmentação dos recursos da rede são condições a serem evitadas. Desta forma, dadas as condições do tráfego, costuma-se alocar novos caminhos ópticos visando minimizar a probabilidade de bloqueio de futuras requisições. O RWA dinâmico também poderá lidar com a atualização do estado da rede após a desativação de caminhos, de modo a disponibilizar os recursos dos caminhos desativados para atender a futuras requisições. Na tabela 3.1 temos um esquema de classificação para o RWA.

<i>Routing and Wavelength Assignment</i>			
Estático		Não-Estático	
MinRWA	MaxRWA	Incremental	Dinâmico

Tabela 3.1: Designação e Roteamento de Comprimento de Onda (RWA): Modelagens estáticas e não-estáticas.

O problema de RWA estático foi bem estudado em [2], [4], [7], [8], e costuma ser resolvido por programação inteira mista; contudo, devido à sua complexidade computacional, várias heurísticas foram propostas para sua solução [8]. Neste trabalho estudamos o min-RWA.

3.2 Formulação Matemática (RWA Estático)

A formulação do problema de RWA em um programa inteiro misto guarda grande semelhança com a de problemas convencionais de fluxos em redes, tais como dimensionamento de rotas de tráfego em redes clássicas de comunicações por caminhos [14]. No caso de redes de caminhos ópticos, algumas restrições específicas devem ser levadas em consideração na formulação do problema. A particularidade aqui, além da designação de lambdas, consiste basicamente nas restrições de continuidade de comprimento de onda de cada caminho ao longo dos arcos, e na restrição de conflito de lambdas nos arcos.

Para o problema de roteamento, há três abordagens básicas:

- **Roteamento fixo (*fixed routing* - FR) – modelo de caminho mínimo:** Há uma única rota pré-estabelecida entre cada par de nós, de modo que só resta o problema de designação de lambdas. As rotas podem ser calculadas usando um algoritmo de caminho mínimo, como o algoritmo de Dijkstra ou o de Bellman-Ford. É a abordagem menos complexa, uma vez que, determinadas as rotas, resta apenas a designação de lambdas. Dentre as alternativas aqui

apresentadas é a de menor complexidade, e a que dá os piores resultados, portanto não será explorada neste trabalho;

- **Roteamento por rotas alternativas (*fixed-alternate routing – FAR*) - formulação arco-caminho:** Há um conjunto de rotas pré-estabelecidas entre cada par de nós, de modo que se tenha que escolher uma para cada demanda por caminho entre os nós. Para cada par de nós, as rotas podem ser calculadas por um algoritmo de k rotas mais curtas (como o algoritmo de Yen), ou por qualquer algoritmo gerador de rotas. Algoritmos geradores de rotas disjuntas tornam-se interessantes para melhorar o balanceamento de tráfego na rede, ou para satisfazer requisitos de sobrevivenciabilidade, como veremos no próximo capítulo. No RWA incremental/dinâmico, a abordagem de FAR agiliza o controle de ativação/desativação de caminhos na rede, uma vez que cada nó da rede já tem as rotas possíveis tabeladas;
- **Roteamento adaptativo (*adaptive routing - AR*) – formulação nó-arco:** As rotas são geradas pelo algoritmo de roteamento. O RWA incremental/dinâmico requer um esforço maior dos planos de controle e gerenciamento para continuamente manter as tabelas de roteamento nos nós atualizadas. Embora dê os melhores resultados, é computacionalmente pesado.

3.2.1 Formulação Nó-Arco

A formulação nó-arco, ou seja, por roteamento adaptativo, guarda grande semelhança com a formulação de problemas de fluxos multiproduto em redes [14]. Como realizamos aqui a designação de lambdas simultaneamente, devemos adicionar à formulação do problema de fluxos em redes índices atribuindo lambdas aos arcos virtuais, mais as restrições de continuidade de comprimento de onda e de conflito de lambdas nos arcos [4], [8]. Na formulação nó-arco, os arcos são definidos em termos de pares de nós (i,j) de adjacência. Podemos formular o problema da seguinte forma:

Seja um grafo $G(A,V)$, onde A é o conjunto de arcos da rede, e V é o conjunto de nós da rede, e seja a cardinalidade de A dada por $Card(A)=E$, e $Card(V)=N$. O número máximo de comprimentos de onda disponível é W . A variável binária $path_{i,j,w}^{s,d}$ indica se há um caminho entre o par (s,d) passando pelo arco (i,j) utilizando o lambda (comprimento de onda) w . A variável inteira $load_{ij}$ indica quantos lambdas são utilizados no arco (fibra) entre os nós i e j . As demandas por conexões entre cada par de nós, que deverão ter caminhos associados a elas, são parâmetros inteiros dados por $demand^{s,d}$. O vínculo da continuidade de comprimento de onda será estabelecido através da variável inteira $\lambda^{s,d,w}$, que indica quantos caminhos entre o par (s,d) usam o comprimento de onda w .

Objetivo: Minimizar a quantidade de arcos virtuais utilizados na rede; assim, garante-se que o tráfego será roteado de forma a utilizar o mínimo possível da capacidade da rede, para um determinado número de comprimentos de onda disponíveis:

$$\min \sum_{ij \in A} load_{ij} \quad (3.1)$$

Sujeito a:

- Definição de carga para cada enlace de fibra: em cada arco, a carga é a quantidade de lambdas ativados na fibra correspondente e equivale à quantidade de caminhos que passam por ele (figura 3.2).

$$load_{ij} = \sum_{s=1}^N \sum_{\substack{d=1 \\ d \neq s}}^N \sum_{w=1}^W path_{i,j,w}^{s,d}, \quad \forall i,j \quad (3.2)$$

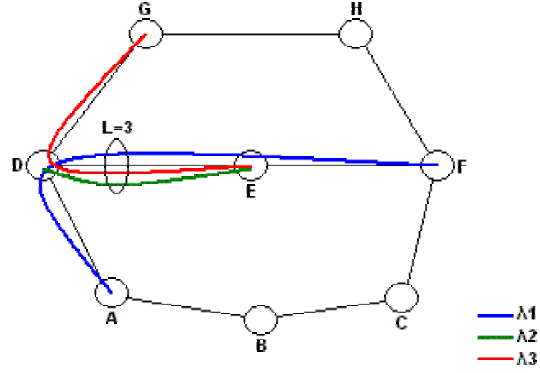


Figura 3.2: No arco (fibra) DE, temos uma carga $L=3$, correspondente aos caminhos ADEF (λ_1), GDE (λ_2), e DE (λ_3). Cada um deve ter um lambda diferente para evitar o conflito de lambdas.

- Conservação de fluxo nos nós: em cada nó, o fluxo que sai pelos arcos adjacentes a ele será igual à demanda do par (s,d) roteada no lambda w .

$$\sum_{i=1}^N path_{i,j,w}^{s,d} - \sum_{k=1}^N path_{j,k,w}^{s,d} = \begin{cases} -\lambda^{s,d,w}, & s = j \\ \lambda^{s,d,w}, & d = j \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases}, \quad (3.3)$$

$$j = 1, \dots, N, \quad w = 1, \dots, W$$

- Continuidade de comprimento de onda: nesta formulação as restrições de fluxo nos nós se aplicam a cada plano de comprimentos de onda separadamente. A seguinte restrição assegura que todas as demandas são roteadas.

$$\sum_{w=1}^W \lambda^{s,d,w} = demand^{s,d}, \quad \forall s, d \quad (3.4)$$

- Conflito de lambdas: em cada arco, cada caminho deve ter um lambda diferente (figura 3.2).

$$\sum_{\substack{s,d=1 \\ s \neq d}}^N path_{i,j,w}^{s,d} \leq 1, \quad \forall i, j \quad (3.5)$$

3.2.2 Formulação Arco-Caminho

Analiseemos agora a formulação arco-caminho, ou seja, o FAR com designação simultânea de lambdas [1], [2], [3], [7], [8]. Além de apresentar um equilíbrio entre *performance* e complexidade, esta formulação nos permitirá expandir o modelo no capítulo 4, para incorporar, sem maiores dificuldades, o roteamento de caminhos de proteção.

As rotas consideradas por esta formulação constituem um subconjunto do conjunto de todas as rotas possíveis da rede. Isto pode ser uma vantagem sobre a formulação arco-caminho se considerarmos a redução da complexidade computacional do problema devido ao conjunto restrito de rotas possíveis. Nesta formulação, os arcos são enumerados pelo índice l . Podemos formular o problema da seguinte forma:

Seja um grafo $G(A, V)$, onde A é o conjunto de arcos da rede, e V o conjunto de nós da rede, e seja $Card(A)=E$ e $Card(V)=N$. W é o número máximo de comprimentos de onda disponível. Entre cada par de nós (s, d) na rede, temos um conjunto R^{sd} de rotas alternativas. A variável binária $path^{s,d}_{k,w}$ indica se há um caminho usando a k -ésima rota entre o par (s, d) no lambda w . $load_l$ é uma variável inteira indicando quantos lambdas são utilizados no arco (fibra) l . As demandas por conexões entre cada par de nós, que deverão ter caminhos associados a elas, são parâmetros inteiros dados por $demand^{s,d}$.

Objetivo: Minimizar a quantidade de arcos virtuais utilizados na rede: assim, garante-se que o tráfego será roteado de forma a utilizar o mínimo possível da capacidade da rede, para um determinado número de comprimentos de onda disponíveis:

$$\min \sum_{l \in A} load_l \quad (3.6)$$

Sujeito a:

- Definição de carga para cada enlace de fibra: em cada arco, a carga é a quantidade de lambdas ativados na fibra correspondente, e equivale à quantidade de caminhos que passam por ele. Voltando à figura 3.2, por exemplo, temos no arco DE uma carga igual a 3:

$$load_l = \sum_{s=1}^N \sum_{\substack{d=1 \\ d \neq s}}^N \sum_{\substack{k \in R^{sd} \\ l \in A^k}} \sum_{w=1}^W path_{k,w}^{s,d}, \quad 1 \leq l \leq E \quad (3.7)$$

- Conformidade de lambdas nas fibras: Em cada arco, os arcos virtuais devem ter lambdas diferentes. Na figura 3.2, por exemplo, temos três caminhos passando pelo arco (fibra) DE, sendo que a cada um deve-se atribuir um lambda diferente, para evitar conflito no arco:

$$\sum_{s=1}^N \sum_{\substack{d=1 \\ d \neq s}}^N \sum_{\substack{k \in R^{sd} \\ l \in A^k}} path_{k,w}^{s,d} \leq 1, \quad 1 \leq l \leq E, \quad 1 \leq w \leq W \quad (3.8)$$

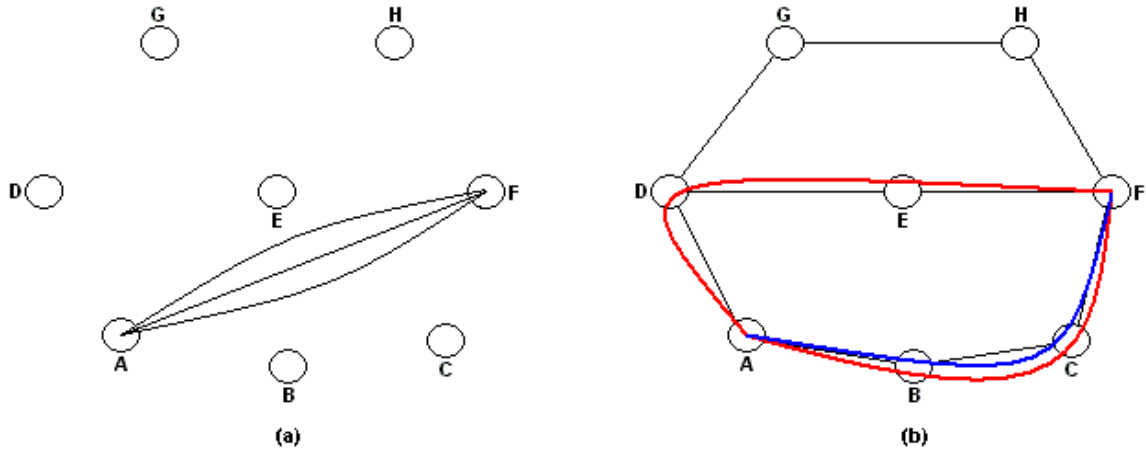


Figura 3.3: Topologia virtual (a) e topologias de caminhos ópticos e de fibras (b): temos três demandas entre A e F (a), duas roteadas por ABCF, e uma por ADEF (b).

- Designação de caminhos às demandas: por exemplo, para atender a três unidades de demanda entre os nós A e F na figura 3.3(a), temos três caminhos distintos na figura 3.3(b):

$$\sum_{k \in R^{sd}} \sum_{w=1}^W path_{k,w}^{s,d} = demand^{s,d} \quad , \quad 1 \leq s \leq N, 1 \leq d \leq N, s \neq d \quad (3.9)$$

Estamos tratando de problemas de programação linear mista-inteira. São problemas NP-completos, pois sua complexidade aumenta exponencialmente com o tamanho do problema. A formulação nó-arco apresenta resultados melhores, mas a formulação arco-caminho apresenta menor dificuldade de resolução, sendo mais apropriada para redes de porte maior.

3.2.2.1 Rotas Alternativas

As rotas alternativas usadas no modelo arco-caminho podem ser geradas de acordo com diversos critérios. Em redes pequenas, podemos obter manualmente quantas rotas quisermos entre cada par de nós, mas já em redes maiores é necessário implementar algum algoritmo que gere um conjunto de rotas entre cada par de nós da rede. Pode-se, por exemplo, utilizar um algoritmo de k-rotas mais curtas, como o algoritmo de Yen. Neste trabalho foi implementado um algoritmo que gera k-rotas, buscando, para cada par de nós, um compromisso entre minimizar o comprimento total dos caminhos e minimizar o número de arcos em comum entre eles. O algoritmo pode fazer isso de forma a garantir que pelo menos duas rotas sejam disjuntas (Apêndice I).

3.3 Metodologia

Tomamos como objetivo a minimização do número de arcos virtuais utilizados. É interessante atingir este objetivo utilizando o menor número possível de lambdas na rede. Acomodar os caminhos desta maneira resultará no maior número possível de lambdas livres, aumentando a *capacidade aberta* da rede, ou

seja, a capacidade de acomodar futuras demandas. Para isso o algoritmo de RWA é rodado iterativamente (figura 3.4) com um certo valor inicial $W1$ para o número máximo de lambdas, que gera uma solução infactível. A cada iteração, $W1$ é incrementado de uma unidade, até obtermos um valor mínimo para W que torne o RWA factível.

Em redes grandes, podemos ter dificuldades em estimar um valor inicial para $W1$ de modo a poupar a quantidade de iterações da metodologia. Uma maneira eficiente de se estimar $W1$ é executar o RWA com o objetivo de minimizar a carga máxima nos arcos, tomando um limite de comprimentos de onda bem maior que o necessário (vide a discussão sobre carga máxima e quantidade de lambdas na seção 3.1). Podemos então utilizar o valor mínimo encontrado para a carga máxima nos arcos como um valor para $W1$, de modo a encontrarmos o valor necessário de W em poucas iterações.

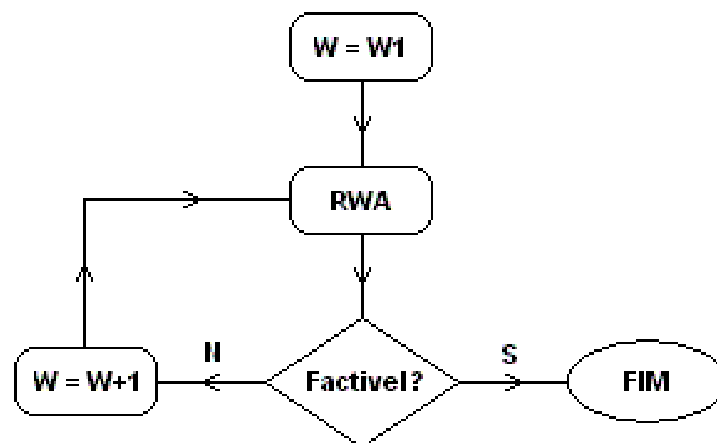


Figura 3. 4: Metodologia adotada para determinar o número mínimo de lambdas na rede.

3.4 Exemplo

Elaboramos algoritmos em AMPL sobre CPLEX para resolver o problema pelas formulações nó-arco e arco-caminho. As simulações foram feitas num

Pentium VI 1.6 GHz, com sistema Windows 2000. Segue-se, como exemplo, uma rede de 5 nós (OXCs) (figura 3.5), com arcos bidirecionais (pares de fibras unidirecionais, orientadas em direções opostas), numerados de 1 a 7. Consideramos, para cada par de nós, um conjunto de 3 rotas alternativas. Por se tratar de uma rede pequena, as rotas alternativas foram definidas manualmente, sem o emprego de algum algoritmo gerador.

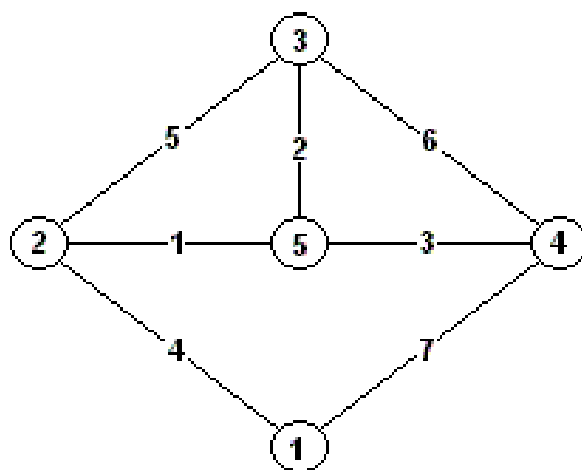


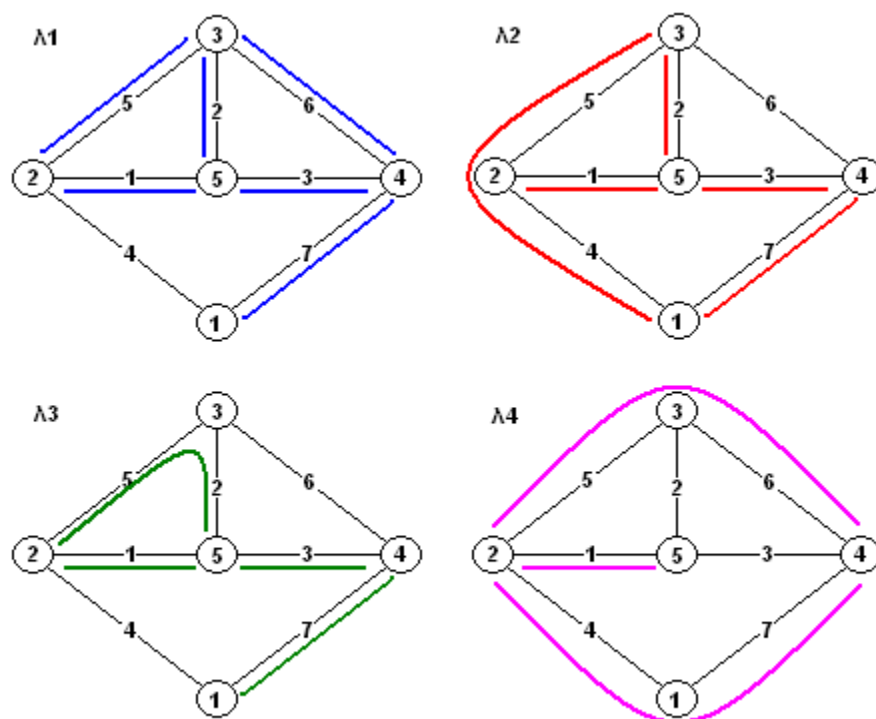
Figura 3. 5: Rede tomada como exemplo para RWA.

As formulações dadas admitem caminhos unidirecionais. Contudo, para facilitar a exposição, as demandas a serem atendidas aqui são compostas por 18 caminhos bidirecionais, distribuídas de acordo com a tabela 3.2. Se, por exemplo, entre os nós 2 e 4 temos uma demanda por dois caminhos, isto significa que teremos dois caminhos do nó 2 para o nó 4 numa fibra e dois caminhos do nó 4 para o nó 2 em fibras opostas, ao longo da mesma rota.

	2	3	4	5
1	0	1	3	0
2	-	1	2	5
3	-	-	1	2
4	-	-	-	3

Tabela 3.2: Conjunto de demandas por caminhos bidirecionais para a rede exemplo.

Na formulação nó-arco, que gera os caminhos em sua execução, obtivemos o roteamento de todos os caminhos utilizando 4 lambdas (figura 3.6). Entre os nós 2 e 5, por exemplo, temos demanda por 5 caminhos, sendo que a solução encontrada foi de 4 caminhos roteados pelo arco 1, cada um utilizando os lambdas 1, 2, 3 e 4, e um quinto caminho roteado pelos arcos 5 e 2, utilizando o lambda 3. Observemos que, segundo a metodologia adotada, com 3 lambdas o exemplo torna-se infactível e, com 5 lambdas, estamos superdimensionando a rede com um lambda desnecessário. O algoritmo chegou a uma contagem de arcos virtuais (objetivo) igual a 22.



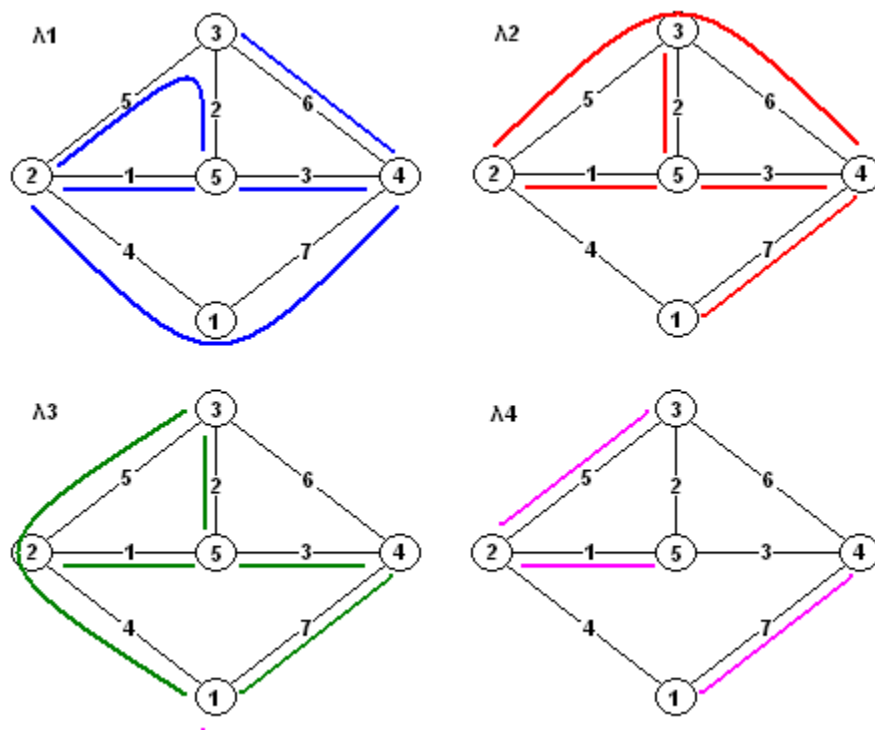
Lambda	Λ_1	λ_2	λ_3	λ_4	Total
Arcos	6	6	5	5	22

Figura 3. 6: Solução do algoritmo de RWA pela formulação nó-arco para o exemplo proposto.

Já o algoritmo com formulação arco-caminho obteve também uma solução ótima com 4 lambdas, chegou à mesma contagem de 22 arcos virtuais (figura 3.7).

Não houve melhorias significativas no resultado com o aumento de rotas alternativas, (4 ou 5 rotas).

Este exemplo mostrou que a formulação arco-caminho pode ser vantajosa devido à sua rapidez, com eficiência comparável à formulação nó-arco. Em redes maiores, que exigem uma maior eficiência computacional, esta vantagem pode ser ainda maior.



Lambda	λ_1	λ_2	λ_3	λ_4	Total
Arcos	7	6	6	3	22

Figura 3. 7: Solução do algoritmo de RWA com formulação arco-caminho para o exemplo proposto.

Redes WDM com Proteção

4.1 Sobrevivenciabilidade em redes WDM

Por mais robustas que sejam as grandes redes de ópticas de telecomunicações, elas estão sempre sujeitas a falhas em enlaces de fibras (arcos), ou mesmo nas próprias centrais (nós), causando a interrupção da transmissão de todos os caminhos que passem pela fibra ou equipamento danificado. Dentre as principais causas de falhas em fibras estão rompimentos devidos a construção civil, acidentes e roedores, além de catástrofes naturais.

Em redes que agregam grandes volumes de tráfego, o aspecto de sobrevivência do tráfego ganha importância. A interrupção de uma única linha representa, na perspectiva dos clientes, volumosa perda de informação, e da perspectiva da operadora, a perda de valiosas receitas. No caso de redes WDM, podemos admitir que uma única fibra abriga fluxos da ordem de 1-100Gb/s, o equivalente a centenas de milhares de ligações telefônicas.

Sob estas condições, o aspecto da **sobrevivenciabilidade** da rede torna-se muito importante. Uma rede é considerada sobrevivenciável se for capaz de sempre manter a continuidade de seus serviços perante falhas em sua infraestrutura [1], [2], [4], [10], [13], [15]. Pode-se lidar com a sobrevivenciabilidade *a posteriori* (restauração) ou *a priori* (proteção) [1]:

Restauração Dinâmica: os recursos necessários para os caminhos secundários são calculados e ativados posteriormente às falhas. Abrange mecanismos de sinalização e reconfiguração da rede para recuperar o tráfego. Neste caso a sobrevivenciabilidade não é garantida, pois não se tem segurança de que haverá recursos suficientes para proteção.

Proteção: os recursos para rotas alternativas são alocados na etapa do planejamento de tráfego inicial da rede. Envolve mecanismos de restauração que serão abordados no capítulo 5. Em sistemas de telecomunicações, há diversos esquemas de reserva de recursos para garantir a sobrevivência do tráfego, tanto em redes de pacotes como em redes de caminhos. No caso de redes comutadas por caminhos (circuitos), tais como ATM, MPLS, e sobretudo SDH, estudos sobre proteção de tráfego já foram intensivamente realizados [4], [5], [15].

4.2 Esquemas de Proteção

Nesta seção, apresentamos esquemas de proteção, propostos em [1], [2], [4]. Quanto aos caminhos da rede com proteção, chamamos de primários os caminhos designados para transmitir o tráfego em condições normais. Caminhos secundários (ou de proteção) são usados para proteger um caminho primário ou um segmento dele.

O conceito de proteção de caminhos pode se dar em diversos níveis da infra-estrutura, por exemplo, no caso de redes ópticas, em cada um dos níveis: canal (arco virtual), fibra, duto, ou galeria. Cada nível de proteção definirá categorias de **grupos de arcos com risco compartilhado (*Shared Risk Link Group – SRLG*)** [1], [2], que descrevem as relações de risco compartilhado entre diferentes caminhos primários. Dois caminhos que se interseccionem numa determinada fibra da rede, por exemplo, estarão numa mesma categoria de SRLG de fibras, uma vez que ambos terão seu tráfego interrompido, caso ocorra alguma falha no arco em comum.

Restrições de SRLG determinam quando as capacidades reservadas para proteção de dois ou mais caminhos podem ser compartilhadas, baseadas nas relações de SRLG entre os caminhos primários envolvidos.

Neste trabalho, os elementos considerados sujeitos a falhas são os arcos (enlaces de fibra). A proteção contra falhas em nós é usualmente tratada com a

redundância de equipamentos terminais em cada estação. Neste trabalho, daremos enfoque às falhas em fibras.

O objetivo é dimensionar o tráfego com proteção contra falhas únicas, considerando-se que se uma falha é pouco provável, uma segunda falha até que a rede volte a seu estado normal de operação será **muito** pouco provável.

Para que sejam capazes de lidar com sobrevivência a falhas, as redes com proteção devem ter parte de seus recursos alocados como capacidade de reserva para proteção, que deverá ser usada por caminhos secundários em caso de falha. Nas redes de caminhos, há algumas abordagens para reserva de recursos para proteção [1], [2]. Na tabela 4.2, cada ponto indica uma combinação das abordagens a seguir:

	Proteção		Restauração Dinâmica
	Dedicada	Compartilhada	
Caminho	•	•	•
Arco	•	•	•

Tabela 4.1: Sobrevivência da rede: possibilidades de proteção e restauração.

Por exemplo, neste trabalho estudamos proteção dedicada de caminho, e proteção compartilhada de caminho (os dois primeiros pontos da primeira linha), por serem esquemas mais confiáveis e econômicos, como veremos adiante.

Proteção dedicada: os recursos de proteção são exclusivos. No caso de proteção de caminhos, temos dois caminhos dedicados para cada demanda na rede, um primário, por onde o nó destino recebe o tráfego, e um secundário, que deverá ser utilizado em caso de falha.

Proteção compartilhada: os recursos de proteção podem estar sujeitos a compartilhamento entre dois ou mais caminhos/arcos primários. O compartilhamento de recursos de proteção permite uma melhor capacidade-eficiência no planejamento da rede.

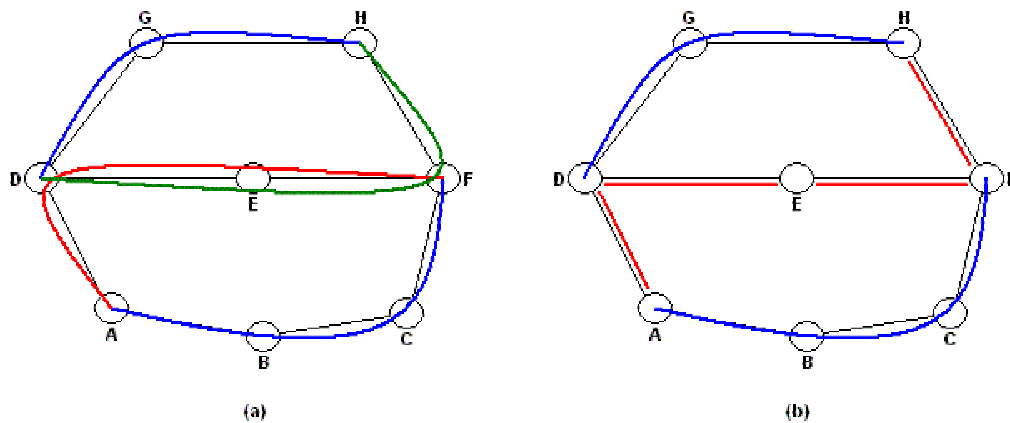


Figura 4.1: Proteção de caminhos numa rede WDM: (a) proteção dedicada; (b) proteção compartilhada.

Para ilustrar o conceito de compartilhamento de recursos de proteção das redes em malha, segue-se um exemplo: na figura acima, temos uma comparação entre dois esquemas de proteção de caminhos: proteção dedicada (fig. 4.2(a)) e proteção compartilhada (fig. 4.2(b)). No exemplo, temos dois caminhos primários ativados (azul), ABCF e DGH. No caso da proteção dedicada (a), são reservados um caminho para ABCF (vermelho), e outro para DGH (DEFH, verde), com uma carga extra para proteção de 1 comprimento de onda em AD, 2 em DE, 2 em EF, e 1 em FH (total=6). Com proteção compartilhada (b), será necessária uma carga de um único comprimento de onda nos mesmos links AD, DE, EF, e FH (total=4), o que representa uma economia de recursos de 2 arcos virtuais na rede (nos arcos DE e EF).

Podemos ainda escolher entre proteção de arco e proteção de caminho:

Proteção de arcos: reserva capacidade pela rede em torno de cada arco virtual utilizado pelo tráfego (figura 4.1 (a)), que deverá ser utilizada caso este venha a falhar.

Proteção de caminho: reserva capacidade na forma de caminhos alternativos para todos os caminhos primários da rede de modo que tenham rotas alternativas contra qualquer falha individual.

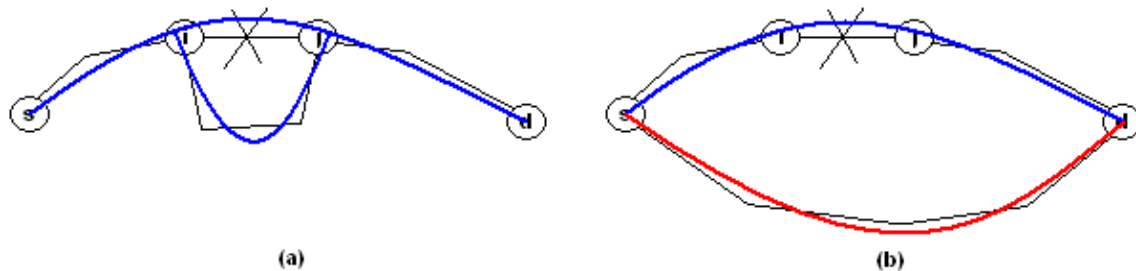


Figura 4.2: Proteção de arco (a); proteção de caminho (b).

A grande vantagem em se utilizar esquemas de proteção de caminhos ao invés de proteção de arcos está na economia de recursos para proteção. Esta característica deverá ser o objetivo do projeto em certas circunstâncias (ex: redes de longa distância) onde o tráfego não varia muito e a eficiência de capacidade torna-se o objetivo do planejamento. Reservar um único caminho de proteção para cada caminho primário é mais econômico que reservar um ciclo de proteção para cada arco ao longo de cada caminho primário.

Além disso, em redes puramente ópticas com proteção de arcos, todos os recursos da rede (arcos virtuais) ao longo de um ciclo de proteção têm de estar no mesmo λ que os correspondentes caminhos primários, de modo que o tráfego possa ser comutado para o ciclo de proteção. Sob tal consideração, a otimização deve ser efetuada em cada plano de λ s separadamente. Já em proteção de caminhos, rotas primárias e secundárias associadas ao mesmo tráfego podem tomar diferentes planos de λ s, resultando em maior flexibilidade na seleção de caminhos. Em esquemas de proteção compartilhada, esta flexibilidade também proporciona um maior grau de compartilhamento de recursos entre caminhos secundários.

Apesar de ser mais econômica que a proteção de arcos, a proteção de caminhos requer um tempo de restauração maior e um plano de sinalização mais complexo, uma vez que, em caso de falha, a restauração de tráfego se dará por todo o caminho de proteção, e não apenas em torno do enlace que falhar.

4.3 Critérios Para a Escolha do Esquema de Proteção

Dentre os critérios para a escolha do esquema de proteção a ser adotado, devemos considerar:

- Classe de serviço: Uma rede deve prover mecanismos de proteção/restauração para provisionamento de banda aos usuários finais, conforme o acordo de nível de serviço (SLA – *Service Level Agreement*).
- Capacidade-eficiência: Concerne aos esforços em se fazer um melhor uso dos recursos da rede. Para atender a este critério, os esquemas de roteamento devem fazer o melhor uso possível de toda a capacidade da rede por meio de algum processo de otimização ou heurística;
- Tempo de restauração: Uma falha de transmissão na rede deve ser rapidamente corrigida. Dependendo dos requisitos do cliente, um tempo de restauração da ordem de 1ms ou até menos pode ser crucial. Aspectos de restauração dos esquemas de proteção serão abordados no próximo capítulo.
- Modularidade (*Scalability*): É importante que a complexidade computacional dos protocolos/algoritmos da rede mantenham-se baixos com a expansão das capacidades da rede. Um projeto modular para a rede assegura que algoritmos e protocolos tenham flexibilidade para serem aplicados em redes que sejam grandes tanto em tamanho como em capacidade. Também é importante a modularidade no gerenciamento de redes com maiores taxas de mudança de tráfego;

Em redes futuras, outro aspecto que deve ganhar importância é a *dinamicidade*, ou seja, a sensibilidade dos protocolos/algoritmos de controle reagindo a mudanças de tráfego. A Internet óptica de próxima geração deverá, dinamicamente, provisionar caminhos ópticos em redes onde as requisições chegam uma a uma, sem conhecimento prévio de chegadas futuras. Neste caso, que não será abordado neste trabalho, o aspecto da dinamicidade torna-se importante.

4.4 Formulação matemática

Para a alocação de recursos tanto para proteção dedicada quanto para proteção compartilhada, foi utilizada neste trabalho a formulação arco-caminho, como proposta por Ramamurthy *et al.* em [1].

4.4.1 Proteção dedicada

No RWA com proteção dedicada de arcos, devemos considerar que as rotas secundárias devem ser disjuntas por arcos das rotas primárias;

Seja um grafo $G(A,V)$, onde A é o conjunto de arcos da rede e V o conjunto de nós da rede, e seja $Card(A)=E$ e $Card(V)=N$. W é o número máximo de comprimentos de onda disponível. Entre cada par de nós (s,d) na rede, temos um conjunto R^{sd} de rotas alternativas, sendo $Card(R^{sd})=M$ (consideramos um mesmo número de rotas entre cada par (s,d)). A variável binária $path^{s,d}_{r,w}$ indica se há um caminho usando a r -ésima rota entre o par (s,d) no lambda w . A variável binária $prot^{s,d}_{j,r,w}$ indica se há um caminho usando a j -ésima rota entre o par (s,d) no lambda w , protegendo um caminho na rota r . $load_l$ e $lprot_l$ são variáveis inteiras que indicam quantos lambdas (primários e secundários, respectivamente) são utilizados no arco (fibra) l . As demandas por conexões entre cada par de nós, que deverão ter caminhos associados a elas, são parâmetros inteiros dados por $demand^{s,d}$.

Objetivo: Minimizar a quantidade de arcos virtuais utilizados na rede:

$$\min \sum_{l \in E} (load_l + lprot_l) \quad (4.1)$$

Sujeito a:

- Número de canais em cada arco:

$$load_l + lprot_l \leq W, \quad 1 \leq l \leq E \quad (4.2)$$

- Definição de carga de caminhos primários e secundários nos arcos: a carga gerada pelos caminhos secundários equivale ao número de lambdas reservados para proteção no arco:

$$load_l = \sum_{\substack{s,d=1 \\ s \neq d}}^N \sum_{\substack{r \in R^{sd} \\ l \in r}} \sum_{w=1}^W path_{r,w}^{s,d}, \quad 1 \leq l \leq E \quad (4.3)$$

$$lprot_l = \sum_{\substack{s,d=1 \\ s \neq d}}^N \sum_{\substack{b,r \in R^{sd} \\ l \in b}} \sum_{w=1}^W prot_{b,r,w}^{s,d}, \quad 1 \leq l \leq E \quad (4.4)$$

- Atribuição de caminhos às demandas:

$$\sum_{p=1}^M \sum_{w=1}^W path_{r,w}^{s,d} = demand^{s,d}, \quad 1 \leq s \leq N, 1 \leq d \leq N, s \neq d \quad (4.5)$$

- Conformidade de lambdas nos arcos (no máximo um canal de cada comprimento de onda usado num mesmo arco):

$$\sum_{\substack{s,d=1 \\ s \neq d}}^N \sum_{\substack{r \in R^{sd} \\ l \in r}} (path_{r,w}^{s,d} + prot_{b,r,w}^{s,d}) \leq 1, \quad 1 \leq l \leq E, 1 \leq w \leq W \quad (4.6)$$

- Atribuição de caminhos secundários disjuntos dos respectivos caminhos primários:

$$\sum_{w=1}^W path_{r,w}^{s,d} = \sum_{\substack{b \in R^{sd} \\ b \neq r}} \sum_{w=1}^W prot_{b,r,w}^{s,d}, \quad (4.7)$$

$$1 \leq s \leq N, 1 \leq d \leq N, \forall r \in R^i, 1 \leq w \leq W$$

4.4.2 Proteção compartilhada

Trataremos agora da proteção compartilhada de caminhos, devendo considerar que:

- as rotas secundárias devem ser disjuntas das rotas primárias;
- dois caminhos secundários poderão compartilhar um comprimento de onda num mesmo arco (fibra) somente se seus respectivos caminhos primários forem disjuntos entre si; caso contrário, uma falha numa fibra por onde passem ambos os caminhos primários poderá desencadear conflito entre seus caminhos secundários.

Seja um grafo $G(A,V)$, onde A é o conjunto de arcos da rede e V o conjunto de nós da rede, e seja $Card(A)=E$ e $Card(V)=N$. W é o número máximo de comprimentos de onda disponível. Entre cada par de nós (s,d) na rede temos um conjunto R^{sd} de rotas alternativas, sendo $Card(R^{sd})=M$ (consideramos um mesmo número de rotas entre cada par (s,d)). A variável binária $path_{r,w}^{s,d}$ indica se há um caminho usando a r -ésima rota entre o par (s,d) no lambda w . A variável binária $prot_{j,r,w}^{s,d}$ indica se há um caminho usando a j -ésima rota entre o par (s,d) no lambda w , protegendo um caminho na rota r . A variável binária $spare_{l,w}$ indica se o lambda w é reservado no arco l para proteção. $load_l$ e $lprot_l$ são variáveis inteiras que indicam quantos lambdas (primários e secundários, respectivamente) são utilizados no arco (fibra) l . As demandas por conexões

entre cada par de nós, que deverão ter caminhos associados a elas, são parâmetros inteiros dados por $demand^{s,d}$.

Objetivo: Minimizar a quantidade de arcos virtuais utilizados na rede:

$$\min \sum_{l \in E} (load_l + lprot_l) \quad (4.8)$$

Sujeito a:

- Número de canais em cada arco:

$$load_l + lprot_l \leq W \quad , \quad 1 \leq l \leq E \quad (4.9)$$

- Definição de carga de caminhos primários e secundários nos arcos: a carga gerada pelos caminhos secundários equivale ao número de lambdas reservados para proteção no arco:

$$load_l = \sum_{\substack{s,d=1 \\ s \neq d}}^N \sum_{\substack{r \in R^{sd} \\ l \in r}} \sum_{w=1}^W path_{r,w}^{s,d} \quad , \quad 1 \leq l \leq E \quad (4.10)$$

$$lprot_l = \sum_{w=1}^W spare_w^l \quad , \quad 1 \leq l \leq E \quad (4.11)$$

- Atribuição de caminhos às demandas:

$$\sum_{p=1}^M \sum_{w=1}^W path_{r,w}^{s,d} = demand^{s,d} \quad , \quad 1 \leq s \leq N, 1 \leq d \leq N, s \neq d \quad (4.12)$$

- Alocação de capacidade reserva necessária de acordo com as rotas secundárias definidas: 4.13 define um limitante superior para a variável binária de alocação de capacidade reserva, e 4.14 define um limitante inferior para a mesma. Multiplicamos $spare_w^l$ por um limitante equivalente ao numero máximo possível de caminhos de proteção que passam pelo arco virtual (l,w) :

$$spare_w^l \leq \sum_{\substack{s,d=1 \\ s \neq d}}^N \sum_{\substack{r,b \in R^{sd} \\ l \in b}} prot_{b,r,w}^{s,d}, \quad 1 \leq l \leq E, \quad 1 \leq w \leq W \quad (4.13)$$

$$N(N-1) \times E \times M \times spare_w^l \geq \sum_{\substack{s,d=1 \\ s \neq d}}^N \sum_{\substack{r,b \in R^{sd} \\ l \in b}} prot_{b,r,w}^{s,d}, \quad (4.14)$$

$$1 \leq l \leq E, \quad 1 \leq w \leq W$$

- Conformidade de lambdas nos arcos:

$$\sum_{\substack{s,d=1 \\ s \neq d}}^N \sum_{\substack{r \in R^{sd} \\ l \in r}} (path_{r,w}^{s,d} + spare_w^l) \leq 1, \quad 1 \leq l \leq E, \quad 1 \leq w \leq W \quad (4.15)$$

- Compartilhamento de recursos de proteção somente entre rotas primárias disjuntas (figura 4.2(b)): a expressão abaixo proíbe que haja mais de um caminho de proteção no arco virtual (l,w) com caminho primário passando por um mesmo arco m qualquer:

$$\sum_{s=1}^N \sum_{\substack{d=1 \\ d \neq s}}^N \sum_{\substack{r \in R^{sd} \\ d \neq s, l \in b}} \sum_{\substack{b \in R^{sd} \\ m \in b}} prot_{b,r,w}^{s,d} \leq 1, \quad 1 \leq l \leq E, \quad 1 \leq m \leq E, \quad 1 \leq w \leq W \quad (4.16)$$

- Atribuição de rotas secundárias disjuntas das rotas primárias:

$$\sum_{w=1}^W path_{r,w}^{s,d} = \sum_{\substack{b \in R^{sd} \\ b \neq r}} \sum_{w=1}^W prot_{b,r,w}^{s,d}, \quad (4.17)$$

$$1 \leq s \leq N, \quad 1 \leq d \leq N, \quad \forall r \in R^i, \quad 1 \leq w \leq W$$

4.5 Exemplo

Utilizamos a mesma rede exemplo do capítulo anterior, com 5 nós (figura 4.3), para ilustrar os algoritmos com proteção dedicada e proteção compartilhada, construídos a partir das formulações apresentadas acima. Foi utilizado o mesmo conjunto de 3 rotas alternativas do capítulo anterior para cada par de nós, também o mesmo conjunto de demandas (tabela 4.2). Novamente, os algoritmos foram implementados em AMPL sobre CPLEX. As simulações foram feitas num Pentium VI 1.6 GHz, com sistema Windows 2000.

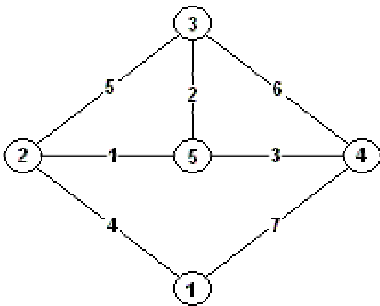


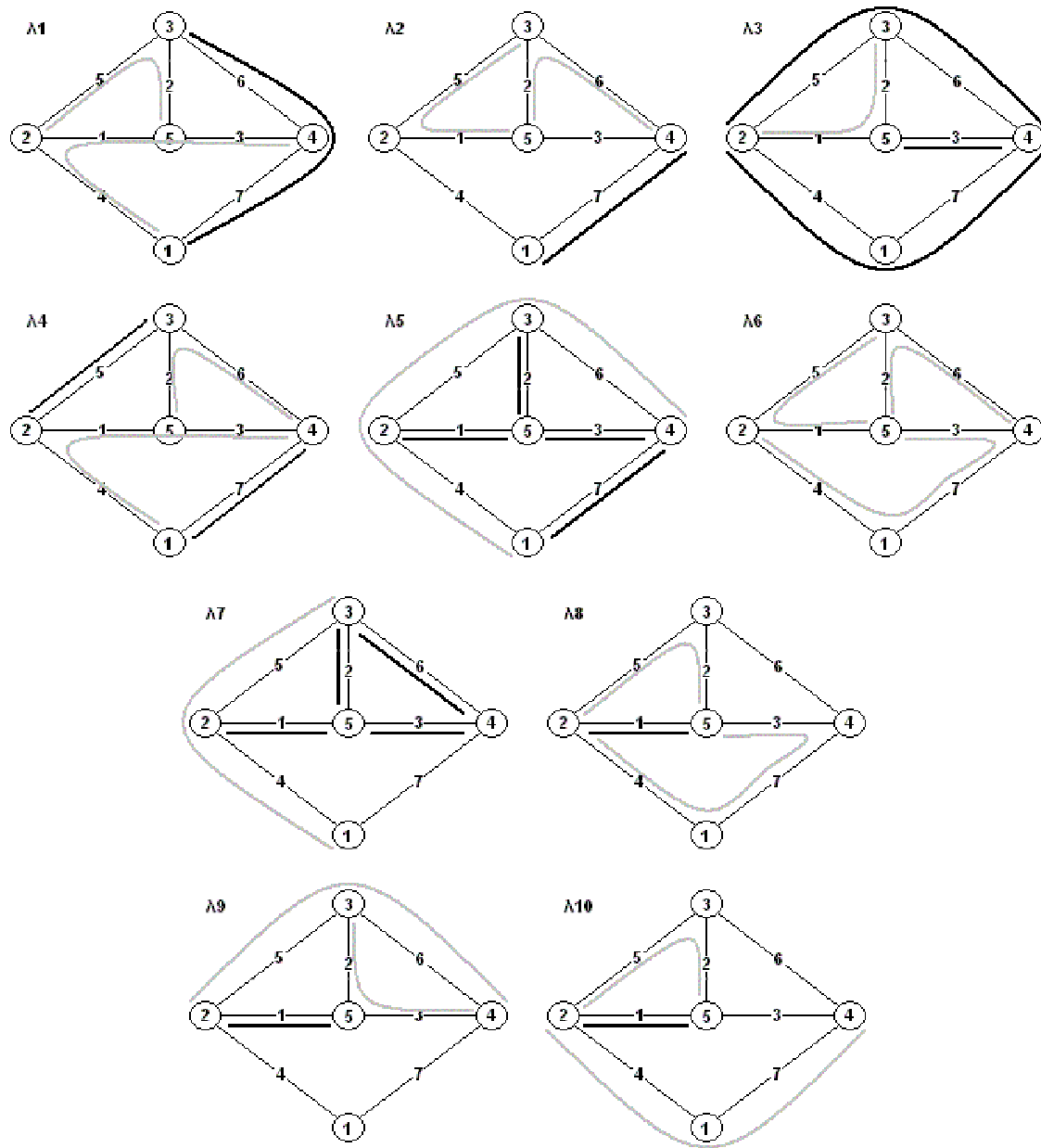
Figura 4.3: Rede tomada como exemplo.

	2	3	4	5
1	0	1	3	0
2	-	1	2	5
3	-	-	1	2
4	-	-	-	3

Tabela 4.2: Conjunto de demandas por caminhos bidirecionais para a rede exemplo.

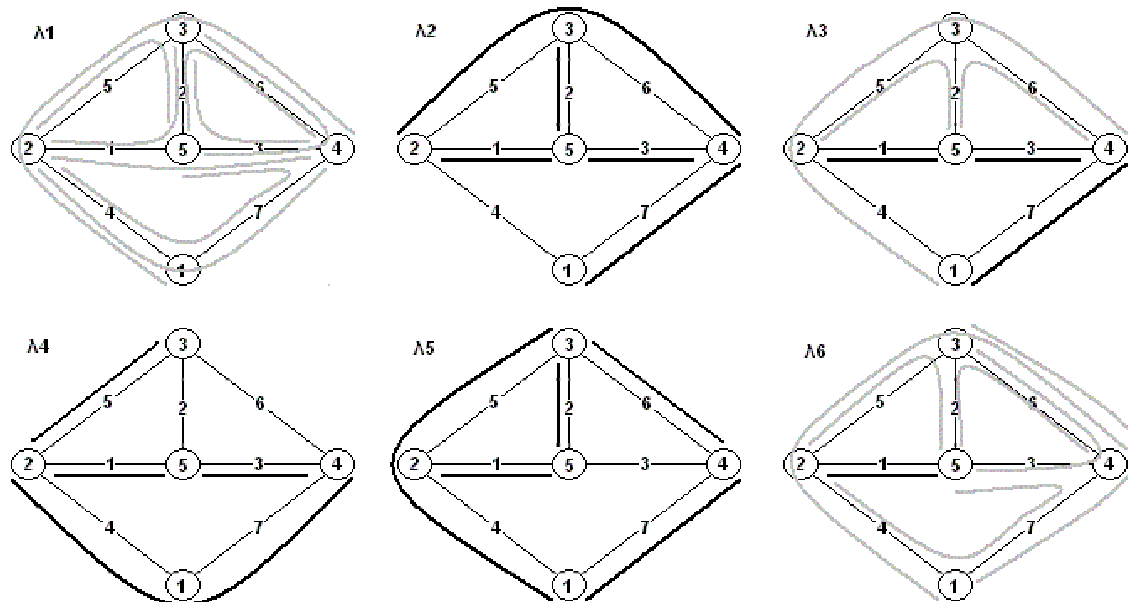
Pela formulação com proteção dedicada, são necessários 10 lambdas para atender às demandas (figura 4.4). O algoritmo chegou a uma contagem de arcos virtuais (objetivo) igual a 62, incluindo os arcos reservados para proteção.

Para atender a estas mesmas demandas com proteção compartilhada, foram necessários 6 lambdas, tomando-se 3 rotas alternativas (figura 4.5). O algoritmo chegou a uma contagem de arcos virtuais (objetivo) igual a 38, incluindo os arcos reservados para proteção.



Lambdas	Λ_1	Λ_2	Λ_3	Λ_4	Λ_5	Λ_6	Λ_7	Λ_8	Λ_9	Λ_{10}	Total
Prim	2	1	5	2	4	0	4	1	1	1	21
Prot	5	4	2	5	3	7	2	5	4	4	41

Figura 4.4: Solução do algoritmo de RWA com proteção dedicada para o exemplo proposto. Os caminhos primários estão em preto, e os secundários estão em cinza.



Lambda	λ_1	λ_2	λ_3	λ_4	λ_5	λ_6	Total
Prim	0	6	3	5	6	1	21
Prot	7	0	4	0	0	6	17

Figura 4.5: Solução do algoritmo de RWA com proteção compartilhada para o exemplo proposto. Os caminhos primários estão em preto, e os secundários estão em cinza.

Para este pequeno exemplo, os algoritmos convergiram em questão de segundos. Ambos os algoritmos não apresentaram melhoria com o aumento do número de rotas alternativas (até 5 rotas). Comparando os resultados dos modelos de proteção dedicada e compartilhada neste exemplo com os resultados do capítulo anterior (RWA sem proteção), constatamos que:

- Houve um aumento de 50% em termos de lambdas e de 73% em termos de arcos virtuais necessários na rede para incorporar proteção compartilhada.
- Houve um aumento de 150% em termos de lambdas e de 180% em termos de arcos virtuais necessários na rede para incorporar proteção dedicada.

A intenção aqui foi de apenas ilustrar qualitativamente a economia de recursos na rede com um esquema de proteção compartilhada, em comparação com um de proteção dedicada. Embora este exemplo ilustre bem a economia de recursos da proteção compartilhada sobre a proteção dedicada, de uma maneira geral a economia deverá ser mais modesta, como veremos no capítulo 6.

Esquemas de Restauração

No capítulo anterior, foram vistos modelos para o planejamento inicial de tráfego em redes de caminhos ópticos com capacidade reservada para proteção. Veremos agora como diferentes esquemas de restauração podem ser adotados nas modelagens estudadas.

5.1 Latências da Rede

O processo de restauração de tráfego depende de uma série de etapas envolvendo a detecção da falha, sinalização (propagação e processamento de sinais) e configuração dos OXCs. Empregaremos aqui valores estimados para os tempos de latência nas etapas de restauração, tais como atraso de propagação, tempo de detecção de falha, tempo de configuração de OXC, etc., de acordo com as tecnologias típicas emergentes. Estes valores de tempo foram propostos por Ramamurthy *et al.* [1]:

- O tempo de processamento de mensagens em um nó (D) é 10 μ s, correspondendo à execução de 10000 instruções em uma CPU de 1 GHz. Assumimos que os atrasos de enfileiramento de mensagens de controle num nó são incluídos no tempo de processamento de mensagem.
- O atraso de propagação em cada arco (P) é 400 μ s, correspondendo a enlaces de 80 Km.
- O tempo para configurar, testar, e acionar um OXC é C . Como não temos uma boa estimativa deste parâmetro, usaremos valores entre 10 ns e 10 ms.
- O tempo para detectar uma falha num arco é F . Este parâmetro pode variar de acordo com o tipo de sinalização usado no nível de enlace. Usaremos um valor estimado em 10 μ s.

Consideramos ainda que o número de arcos na rota primária é dado por n , e o da rota de proteção é dado por m .

5.2 Esquemas de Restauração

O tempo tomado entre o instante da falha no arco até o instante em que o circuito de proteção de uma rota afetada é estabelecido é chamado de *tempo de restauração* para a conexão (ou latência de restauração). Delineamos aqui os diferentes esquemas de restauração abordados, como propostos em [1] e [4]:

5.2.1 Restauração Pré-Configurada 1+1 (Proteção Dedicada)

Válido para projetos com proteção dedicada, nos quais o tráfego é transmitido pelos caminhos primário e secundário simultaneamente. Vantagem: tempo de restauração desprezível; Desvantagem: alto custo, pois além da reserva de recursos dedicados, é necessário o dobro de portas nos clientes para estabelecer transmissão dupla.

A detecção da falha deve ser feita no próprio nó destino. O nó destino também irá realizar a configuração de seu OXC para o caminho secundário. Não temos necessidade de sinalização, pois o processo de restauração é totalmente realizado no nó destino. Temos assim:

$$T_{1+1} = F + D \quad (5.1)$$

5.2.2 Restauração Pré-Configurada 1:1 (Proteção Dedicada)

Válido para projetos com proteção dedicada 1:1, nos quais os OXCs da rede estão pré-configurados para os caminhos secundários, mas os caminhos secundários não são ativados até que se necessite deles. Vantagem: em condições normais de operação, podem-se aproveitar os circuitos de proteção.

Observemos a figura 5.1. Primeiramente, os nós adjacentes ao arco afetado, assim que detectam a falha (a), enviam mensagens de falha em arco para os nós fonte e destino dos circuitos afetados (b). Então, o nó fonte envia uma mensagem de setup para o nó destino ao longo do canal de sinalização da rota de proteção (que já está pré-determinada e pré-configurada) (c). O nó destino, ao receber a mensagem de setup, envia uma mensagem de confirmação de volta para o nó fonte (d), completando, assim, o procedimento de chaveamento de proteção (e). Temos assim:

$$T_{1:1} = F + n \cdot P + (n+1)D + 2m \cdot P + 2(m+1)D \quad (5.2)$$

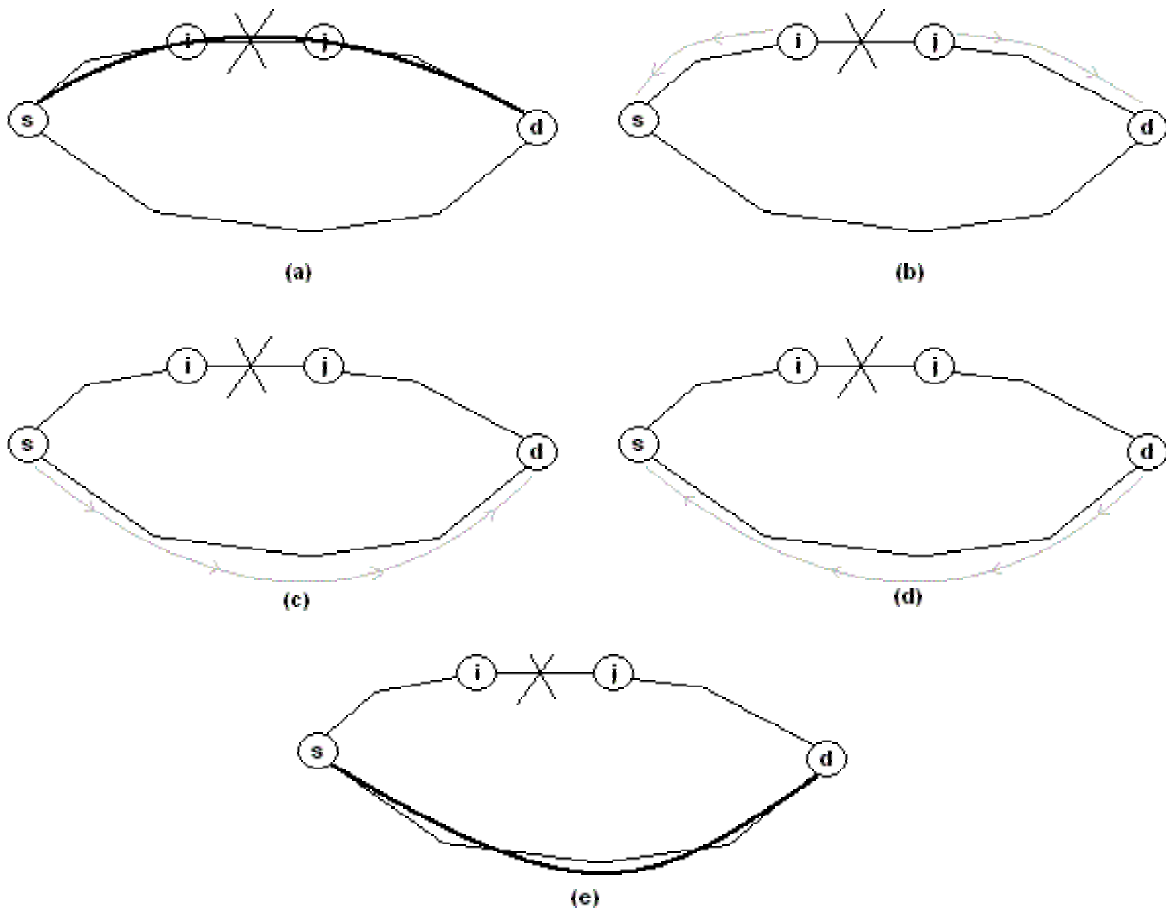


Figura 5.1: Sinalização no processo de restauração (exceto para esquemas 1+1).

5.2.3 Restauração Pré-Planejada (Proteção Dedicada ou Compartilhada)

Válido para projetos com proteção dedicada (1:1) e compartilhada (1:N). Os caminhos de proteção são pré-planejados, mas os OXCs não estão pré-configurados. Vantagem: em condições normais de operação, a capacidade reserva pode ser livremente configurada para o transporte de tráfego de baixa prioridade; Desvantagem: tempo de restauração maior.

O procedimento de restauração é bem semelhante ao da restauração pré-configurada, com a diferença de que a rota de proteção não está configurada. Os OXCs ao longo da rota secundária receberão o comando de ativação na medida em que o alerta da sinalização alcançar os nós (fig. 5.1(c)). Temos assim:

$$T_{pre-plan} = F + n \cdot P + (n+1)D + (m+1)C + 2m \cdot P + 2(m+1)D \quad (5.3)$$

5.3 Considerações

Como pudemos observar, a diferença entre as latências de restauração pré-configurada 1:1 e pré-planejada é determinada pelo atraso proporcionado pela configuração dos OXCs ao longo da rota de proteção. Se tivermos uma latência de configuração dos OXCs muito pequena, teremos uma diferença desprezível em comparação ao esquema pré-configurado. Se a latência dos OXCs for grande, o tempo de restauração pode-se tornar proibitivo, dependendo das requisições de restauração de tráfego do cliente.

Para clientes com necessidade estrita de continuidade na transmissão, pode-se adotar um esquema 1+1. Porém, teremos um provisionamento consideravelmente mais caro a estes clientes, devido à necessidade de portas redundantes. Notemos que podemos ter numa mesma rede com proteção dedicada diferentes esquemas com restauração 1+1 e 1:1, dependendo dos requisitos dos clientes.

Nos esquemas pré-planejado 1:1 e pré-configurado, caso tenhamos tráfego de baixa prioridade utilizando capacidade reserva, este deverá ser imediatamente interrompido em caso de acionamento de proteção que necessite da capacidade utilizada.

Quando os caminhos secundários são acionados, podem-se seguir duas alternativas: aguardar o reparo do arco danificado e, em seguida, retornar ao estado original da rede; ou conservar os circuitos secundários ativados como novos circuitos primários e replanejar os recursos de proteção. Neste segundo caso, teremos um problema bem semelhante ao do planejamento inicial da rede, com a simplificação de que os caminhos primários serão parâmetros de entrada e não variáveis.

Aplicação das Modelagens

Nos capítulos 3 e 4, apresentamos diversas formulações para o problema de roteamento e designação de lambdas, incluindo modelos com circuitos de proteção (dedicada/compartilhada). Os algoritmos elaborados foram aplicados em uma rede pequena para ilustração. No capítulo 5, apresentamos os esquemas de restauração para as modelagens propostas. Iremos agora analisar a aplicação destes algoritmos numa rede de porte médio.

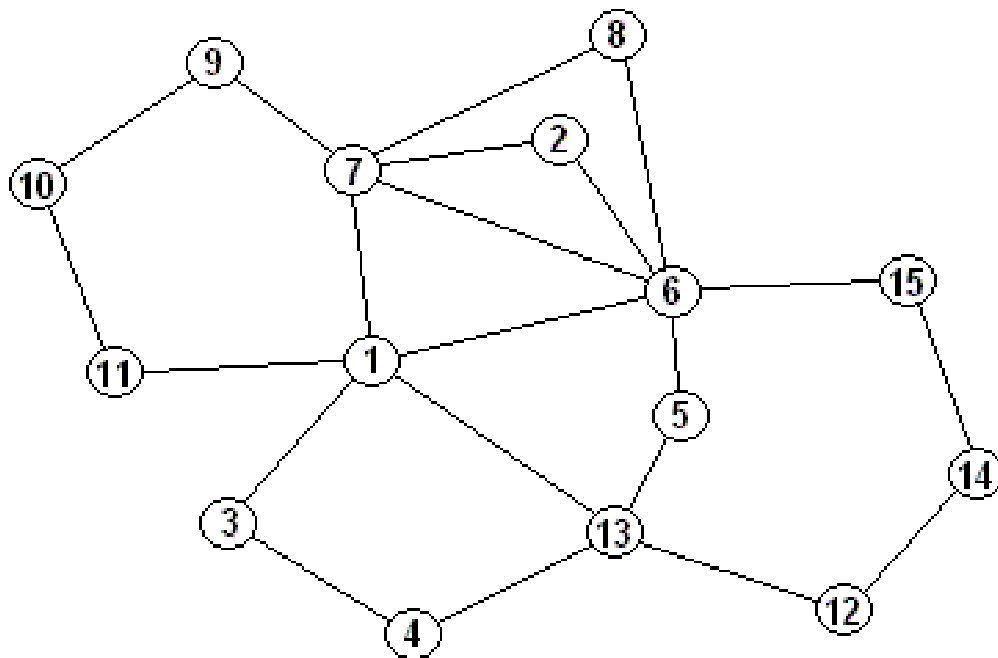


Figura 6.1: Rede utilizada na aplicação do modelo. Cada arco representa um par bidirecional de fibras.

Fundamentamos nossa análise numa rede de 15 nós, utilizada também por Ramamurthy *et al.* [1], utilizando um conjunto de 3 rotas alternativas entre cada par (s,d) para os algoritmos com proteção.

6.1 Planejamento de Tráfego

Foram geradas aleatoriamente matrizes de 10, 20, 30, 40 e 50 demandas por circuitos ópticos unidirecionais. Estas matrizes são apresentadas no Apêndice II. Para cada matriz foram feitas simulações dos modelos de proteção de circuitos dedicada e compartilhada, além do RWA por roteamento adaptativo, sem proteção (tabelas 6.1 e 6.2). As simulações foram concluídas rapidamente na máquina utilizada (Pentium IV 1.6 GHz, 256MB RAM, com sistema Windows 2000), com exceção do modelo com proteção compartilhada para demandas a partir de 30 requisições. Nestes casos, o algoritmo foi programado para rodar durante 3600s, gerando resultados sub-ótimos que se mostraram satisfatórios (tabela 6.2). Seguindo a metodologia adotada (capítulo 4), não houve problemas em determinar-se o número mínimo de lambdas necessário, mesmo para as demandas maiores.

A rede aqui utilizada apresenta o mesmo grafo da utilizada por Ramamurthy *et al.* [1], sendo que as demandas e os conjuntos de rotas utilizadas foram outros. Enquanto Ramamurthy *et al.* utilizaram um conjunto de 4 rotas alternativas para cada par de nós, aqui foi utilizado um conjunto de 3 rotas, geradas de acordo com o algoritmo descrito no Apêndice I. Utilizamos 3 rotas, pois com 4 rotas o algoritmo gerador calculou muitas rotas redundantes, o que é indesejável. Na tabela 6.1 temos a utilização da rede em termos de lambdas e de arcos virtuais para os esquemas de RWA com formulação nó-arco e arco-caminho. Temos ainda, como comparação, as capacidades necessárias em arcos virtuais obtidas por Ramamurthy *et al.* para demandas similares de até 30 requisições. Na tabela 6.2 temos a utilização da rede em termos de lambdas e de arcos virtuais para os esquemas de RWA com proteção dedicada e compartilhada. Temos também, como comparação, as capacidades necessárias em arcos virtuais obtidas por

Ramamurthy *et al.* para demandas similares de até 30 requisições Apesar de contarmos com um espaço de busca menor devido ao menor número de rotas alternativas, os resultados foram comparáveis aos de Ramamurthy *et al.*, para matrizes de tráfego com mesmas demandas. Com relação ao número de lambdas necessários, não pudemos comparar, pois não havia informações a respeito em Ramamurthy *et al* [1]:

	RWA Nó-Arco		RWA Arco-Caminho		Total – Literatura (Arco-Caminho)
Demanda	W	Arcos	W	Arcos	Arcos
10	2	27	2	27	29
20	4	46	4	46	45
30	4	74	4	74	74
40	5	100	5	101	-
50	7	124	7	125	-

Tabela 6.1: Resultados das simulações para RWA com formulação nó-arco e arco-caminho. *W* indica o número (mínimo) de lambdas utilizados, e *Arcos* indica a capacidade (arcos virtuais) necessária. Na última coluna da tabela temos os resultados obtidos por Ramamurthy *et al.* para a capacidade total necessária para a formulação arco-caminho, utilizando conjuntos de 4 rotas, para demandas por até 30 caminhos.

	RWA Pr Dedicada				RWA Pr Compartilhada				Total – Literatura	
Demanda	W	prim	prot	Total	W	prim	Prot	total	Pr Ded	Pr Com
10	4	26	46	72	4	27	37	64	69	63
20	8	53	76	129	7	51	59	110	119	95
30	9	77	120	197	7	78	78	156	200	168
40	11	124	139	263	10	125	113	238	-	-
50	13	145	183	328	13	160	140	300	-	-

Tabela 6.2: Resultados das simulações para RWA com proteção dedicada e compartilhada. *W* indica o número (mínimo) de lambdas utilizados, *prim* indica o número de arcos virtuais utilizados por circuitos primários, *prot* indica o número de arcos virtuais utilizados por circuitos de proteção, e *total* indica a soma dos dois últimos. Nas últimas 2 colunas da tabela temos os resultados obtidos por Ramamurthy *et al.* para a capacidade total necessária para proteção dedicada e compartilhada, utilizando conjuntos de 4 rotas, para demandas por até 30 caminhos.

Nos gráficos a seguir (figuras 6.2 a 6.5), plotamos os resultados obtidos (lambdas e arcos virtuais necessários) para os diferentes esquemas estudados:

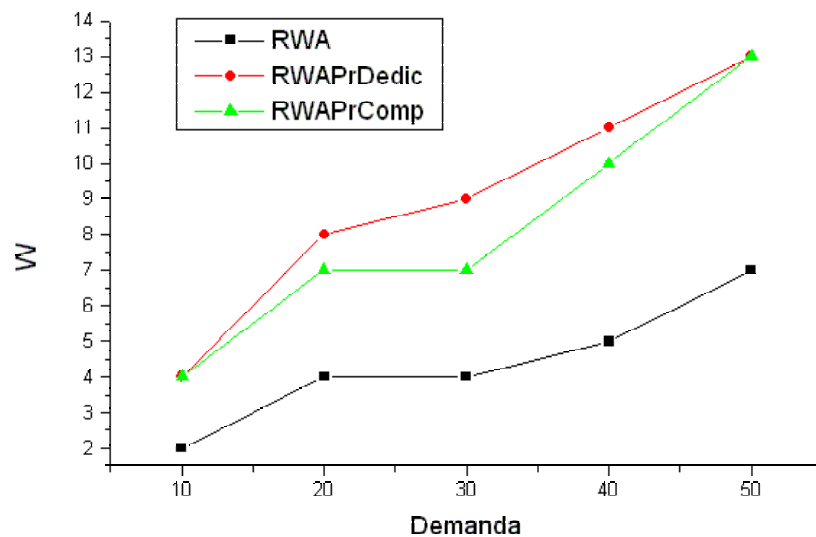


Figura 6.2: Lambdas necessários para as modelagens.

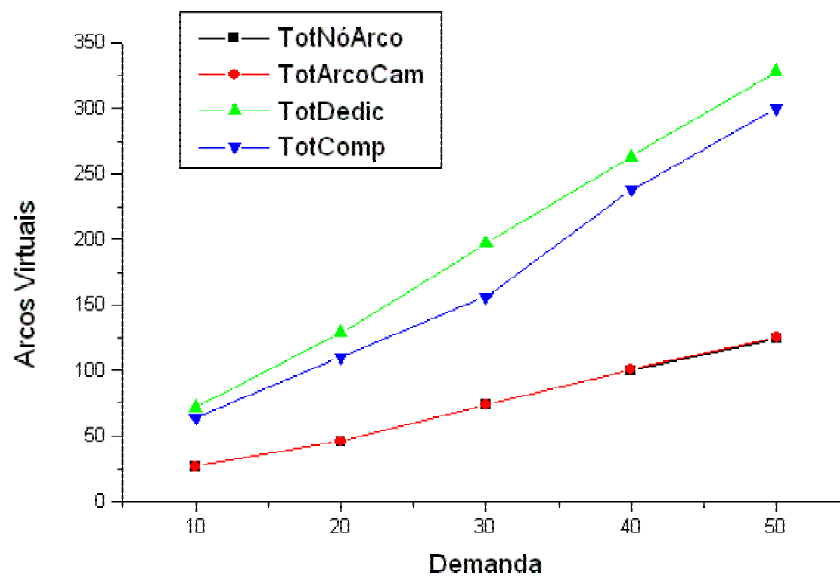


Figura 6.3: Quantidade de arcos virtuais necessários para as modelagens.

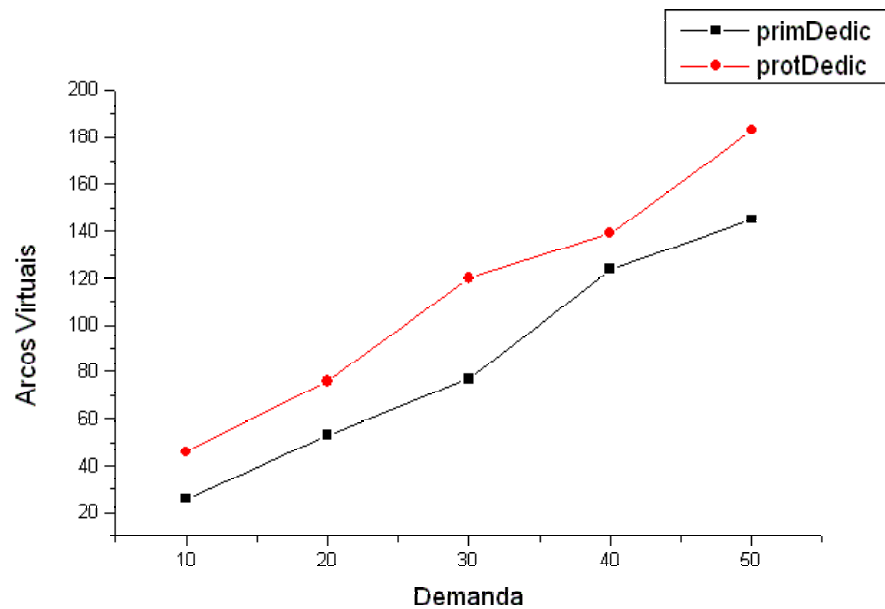


Figura 6.4: Arcos virtuais necessários para os circuitos primários e de proteção para o RWA com proteção dedicada.

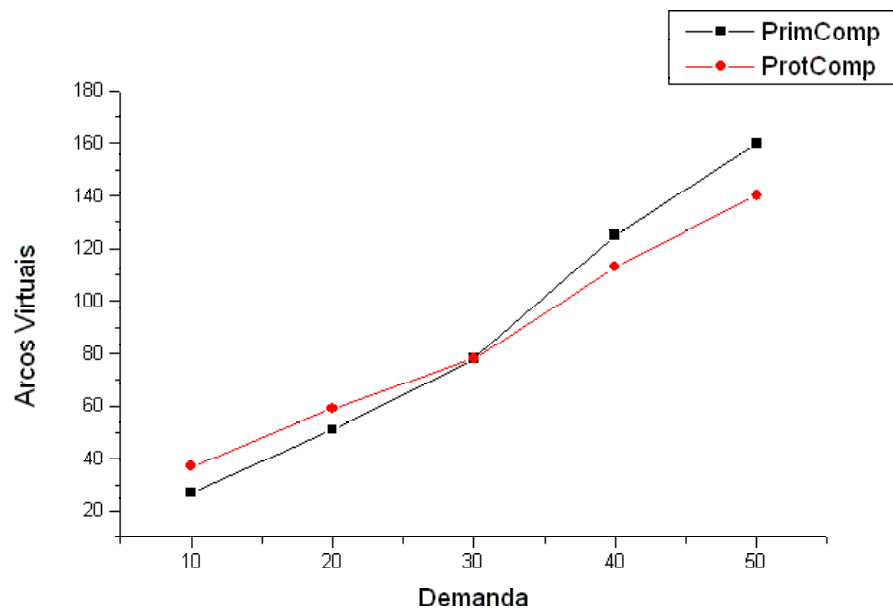


Figura 6.5: Arcos virtuais necessários para os circuitos primários e de proteção para o RWA com proteção compartilhada.

Observando a tabela 6.3, podemos verificar uma considerável economia de recursos do projeto com proteção compartilhada sobre o projeto com proteção dedicada, tanto em termos de lambdas (~9%) quanto de ocupação da rede em termos de arcos virtuais (~13%). Os dados representam a média obtida dos resultados obtidos de 10 a 50 requisições. Os valores estão normalizados pelo projeto sem proteção (formulação nó-arco). Vale lembrar que a economia de recursos se dá ao custo de um projeto com proteção contra falhas únicas apenas, sendo que, se mais de uma falha ocorrer simultaneamente, algumas conexões poderão ser perdidas [2].

	RWA (Nó-Arco)	Prot Dedicada	Prot Compart	Comp/Dedic
W	100	206	187	0.91
Arcos Virtuais	100	268	233	0.87

Tabela 6.3: Custos médios para implementar proteção dedicada e compartilhada na rede estudada, em termos de lambdas e de arcos virtuais necessários.

6.2 Restauração de Tráfego

Numa análise de pior caso, o tempo de restauração da rede deve ser igual ao maior tempo de restauração dos circuitos. Na rede estudada, considerando todos os enlaces com mesma extensão, o maior tempo de restauração deverá ser entre os nós 10 e 14, que são os mais distantes, com uma distância de 5 arcos (em qualquer das 3 rotas alternativas empregadas).

$$T_{1+1} = F + D \quad (6.1)$$

$$T_{1:1} = F + n \cdot P + (n+1)D + 2m \cdot P + 2(m+1)D \quad (6.2)$$

$$T_{pre-plan} = F + n \cdot P + (n+1)D + (m+1)C + 2m \cdot P + 2(m+1)D \quad (6.3)$$

Usando os parâmetros estipulados no capítulo 5, temos um tempo de restauração estimado em 20 μ s para o esquema 1+1, e 6,19 ms para o esquema pré-configurado 1:1.

O tempo de restauração para os esquemas pré-planejados 1:1 e 1:N dependerá fortemente do tempo de ativação dos OXCs ao longo da rota de proteção: Usando os parâmetros estipulados, temos um tempo de restauração estimado em 6,19 ms para $C = 10$ ns (assim como com proteção dedicada), 6,25 ms para $C = 10$ μ s, 9,19 ms para $C = 500$ μ s, e 66,2 ms para $C = 10$ ms. Temos então, na pior das hipóteses, uma latência de restauração razoável, na ordem de 60ms, comparável à latência de redes síncronas (SDH).

Capítulo 7

Conclusões

Neste trabalho, apresentamos alguns modelos para o problema de roteamento e designação de comprimentos de onda (RWA) em redes de caminhos ópticos com capacidade de proteção. Discutimos também mecanismos de restauração de tráfego.

Comparando os modelos de RWA com proteção dedicada e compartilhada em uma rede de 15 nós, constatamos uma economia de recursos na rede (lambdas necessários, capacidade utilizada) na ordem de 10% para esquemas com proteção compartilhada sobre proteção dedicada. A economia de recursos se dá ao custo de uma menor eficiência contra falhas múltiplas e da complexidade computacional maior do RWA.

esquema	Pré-conf 1+1	pré-conf 1:1	pré-plan 1:1	pré-plan 1:N
custo	maior	intermediário	intermediário	menor
complexidade do RWA	alta	alta	alta	muito alta
confiabilidade contra falhas múltiplas	média	média	média	baixa
capacidade p/ tráfego de baixa prioridade	nenhuma	apenas pelos caminhos secundários	livre p/ toda capacidade reserva	livre p/ toda capacidade reserva
latência de restauração	menor	intermediária	maior	maior

Tabela 7.1: Comparação de diferentes esquemas de proteção/restauração.

O esquema de proteção/restauração a ser tomado na rede irá depender da combinação de todos os atributos listados na tabela 7.1 que mais se adequem aos requisitos do projeto.

7.1 Perspectivas de Trabalho

Há alguns aspectos da metodologia aqui adotada que podem ser desenvolvidos. Um deles é o estudo de algoritmos geradores de rotas adequados ao problema. Métodos heurísticos (*simulated annealing*, algoritmos genéticos, etc.) para o problema de RWA com proteção também são bem-vindos, por ter este se demonstrado um problema pesado para programação inteira-mista. O emprego dos métodos heurísticos pode ainda facilitar a incorporação de outros aspectos no problema, como restrições físicas e conversão de lambda.

A modelagem estudada pode ganhar valor prático se integrada num contexto maior, que foge ao escopo deste trabalho. Podemos integrar a modelagem com um projeto de topologia virtual e engenharia de tráfego adequada, para lidar com a dinamicidade de tráfego na rede após seu dimensionamento inicial. Um estudo aprofundado dos planos de sinalização/controle/gerenciamento para uma rede deste tipo também torna-se crucial.

Referências

- [1] S. Ramamurthy, L. Sahasrabuddhe and B. Mukherjee, "Survivable WDM Mesh Networks", *Journal of Lightwave Technology*, vol. 21, no.4, April 2003, pp. 870-883.
- [2] Hussein. T. Mouftah and Pin-Han Ho, "Optical Networks – Architectures and Survivability", *Kluwer Academic Publishers*, Sept. 2002.
- [3] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan, "Routing and Wavelength Assignment in All-Optical Networks", *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 3, pp. 489-500, Oct. 1995.
- [4] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan, "Optical Networks: A Practical Perspective" (2nd Edition), San Fransisco, CA: Morgan Kaufmann, 2002.
- [5] B. G. Lee, "Integrated Broadband Networks: TCP/IP, ATM, SDH/SONET, and WDM/OPTICS", Artech House telecommunications library, 2002.
- [6] M. Ali, "Transmission-Efficient Design and Management of Wavelength-Routed Optical Networks", Kluwer Academic Publishers, 2001.
- [7] A. E. Ozdaglar, D. P. Bertsekas, "Routing and Wavelength Assignment in Optical Networks", *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 11, no. 2, April 2003, pp. 259-272.
- [8] H. Zang, J. P. Jue, B. Mukherjee, "A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Networks", *Optical Networks Magazine*, Jan. 2000, pp. 47-60.
- [9] R. M. Krishnaswamy, K. N. Sivarajan, "Design of Logical Topologies: A Linear Formulation for Wavelength-Routed Optical Networks with No Wavelength Changers", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 9, no. 2, April 2001, pp. 186-198.
- [10] E. Modiano, A. Narula-Tam, "Survivable Routing: A New Approach to the Design of WDM-Based Networks", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 20, no. 4, May 2002, pp. 800-809.
- [11] G. P. Agrawal, "Fiber-Optic Communication Systems" (3rd Edition), Wiley-Interscience, 2002.
- [12] R. Dutta, G. N. Rouskas, "A Survey of Virtual Topology Design Algorithms for Wavelength Routed Optical Networks", *Optical Networks Magazine*, Jan. 2000, pp. 73-90.

- [13] A. Rodriguez-Moral, P. Bonenfant, S. Baroni, R. Wu, "Optical Data Networking: Protocols, Technologies, and Architectures for Next Generation Optical Transport Networks and Optical Internetworks", *Journal of Lightwave Technology*, vol. 18, no. 12, December 2000, pp. 1855-1870.
- [14] M. C. Goldberg, H. P. L. Luna, "Otimização Combinatória e Programação Linear – Modelos e Algoritmos", Editora Campus, 2000.
- [15] S. Sengupta, V. Kumar, D. Saha, "Switched Optical Backbone for Cost-Effective Scalable Core IP Networks", *IEEE Communications Magazine*, June 2003, pp. 60- 70.

Algoritmo Gerador de Rotas Alternativas

Num problema de roteamento com formulação arco-caminho, é preciso definir, para cada par de nós da rede com demandas entre si, um conjunto de rotas pré-estabelecidas para que o algoritmo de roteamento possa fazer as escolhas das melhores rotas. Para redes pequenas, podemos definir manualmente cada rota candidata na rede, mas em redes maiores isto se torna inviável. Supondo que queiramos gerar um mesmo número M de rotas entre cada par de nós de uma rede bidirecional, então teremos $N*(N-1)*M$ rotas, onde N é o número de nós, sendo que as rotas, por sua vez, serão mais longas em redes maiores. Podemos reduzir este número pela metade considerando que cada rota de s para d passa pelos mesmos arcos que a respectiva rota de d para s . Para uma rede de 15 nós, com três rotas para cada par, teremos $15*14*3/2 = 315$ rotas para calcular. Neste caso, torna-se necessário um algoritmo que gere as rotas.

Há diversos algoritmos geradores de rotas, como o algoritmo de Yen, que gera as k rotas mais curtas não cíclicas entre cada par de nós da rede. Entretanto, no caso de redes com proteção, simplesmente calcular as rotas mais curtas pode não ser o suficiente para tornar o roteamento factível. Não só se deseja que as rotas sejam curtas, mas sobretudo que sejam disjuntas entre si na medida do possível. Pelo menos uma das rotas deve ser completamente disjunta por arcos das demais, para que a restrição de rota primária disjunta da rota de proteção seja satisfeita.

Uma solução simples e satisfatória foi encontrada por meio de programação inteira, utilizando o próprio solver AMPL/CPLEX. Trata-se de um algoritmo que gera k rotas entre cada par de nós por meio de uma formulação nó-arco. Na função objetivo, penalizam-se os arcos mais carregados de rotas entre cada par (s,d) separadamente.

Formulação

Objetivo: minimizar a soma de todos os pesos na rede:

$$\min \sum_{\substack{s=1 \\ d=1 \\ s \neq d}}^N \sum_{\substack{i=1 \\ j=1 \\ i \neq j}}^N \text{sumsq}_{i,j}^{s,d} \quad (1.1)$$

Sujeito a:

Definição de carga nos arcos, para rotas entre cada par (s,d) separadamente:

$$\text{sum}_{i,j}^{s,d} = \sum_{k=1}^W \text{path}_{i,j,k}^{s,d}, \quad \forall s, d, i, j \quad (1.2)$$

Conservação de fluxo nos nós:

$$\sum_{i=1}^N \text{path}_{i,j,k}^{s,d} - \sum_{l=1}^N \text{path}_{j,l,k}^{s,d} = \begin{cases} -1, s = j \\ 1, d = j \\ 0, \text{ caso contrário} \end{cases}, \quad j = 1, \dots, N, k = 1, \dots, K \quad (1.3)$$

Função de pesos, definida a partir da soma:

$$\text{sumsq}_{i,j}^{s,d} \geq \text{sum}_{i,j}^{s,d}$$

$$\text{sumsq}_{i,j}^{s,d} \geq 3 * \text{sum}_{i,j}^{s,d} - 2$$

$$\text{sumsq}_{i,j}^{s,d} \geq 5 * \text{sum}_{i,j}^{s,d} - 6$$

$$\text{sumsq}_{i,j}^{s,d} \geq 7 * \text{sum}_{i,j}^{s,d} - 12$$

$$\text{sumsq}_{i,j}^{s,d} \geq 9 * \text{sum}_{i,j}^{s,d} - 20 \quad (1.4)$$

A variável real *sumsq* funciona como uma aproximação linear de uma função quadrática em função da carga nos arcos para cada par (s,d). A variável inteira *sum* indica quantas rotas entre (s,d) passam pelo arco (i,j). De acordo com as restrições acima, os valores mínimos para a variável real *sumsq* serão 1 para *sum*=1, 4 para *sum*=2, 9 para *sum*=3, 16 para *sum*=4. Podemos ajustar ou adicionar mais restrições para a função *sumsq*, de acordo com o número de rotas desejado e a topologia da rede.

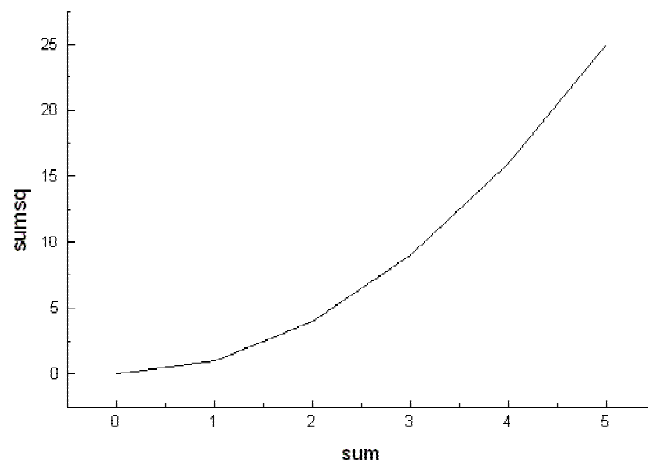


Figura II.1: A variável real *sumsq* é definida como uma aproximação quadrática em função da variável inteira *sum*.

Este algoritmo irá gerar rotas curtas, penalizando os arcos que tiverem mais rotas associadas a um mesmo par (s,d). Desta forma, estaremos buscando um compromisso entre rotas curtas e com mínimas intersecções (poucos ou nenhum arcos em comum). Apesar de procurar rotas com um mínimo de arcos em comum, o algoritmo não garante que não surjam rotas idênticas, de modo que tenhamos algumas rotas redundantes na solução. No entanto, ajustando-se convenientemente as restrições para *sumsq*, podemos garantir que, para cada par (s,d), pelo menos uma das *k* rotas será disjunta das demais. Esta condição é essencial para a factibilidade das rotas de proteção, e outros algoritmos de *k* rotas mais curtas não podem garanti-la.

Apêndice II

Listagem do Algoritmo de Proteção Compartilhada

Ao invés de anexar a listagem de cada algoritmo elaborado, segue-se aqui apenas a listagem do algoritmo de RWA com proteção compartilhada, que demandou maior esforço. Colocamos apenas as primeiras 4 matrizes de rotas alternativas (no total são $15 \times 3 = 45$). A matriz de 50 requisições está inserida no código, e as de 10 a 40 estão no final da listagem. Podemos afirmar, a grosso modo, que os algoritmos com proteção dedicada e sem proteção (formulação arco-caminho) são uma simplificação deste código. O algoritmo foi elaborado em AMPL/CPLEX 8.1, e rodado num Pentium IV 1.6GHz, 256MB RAM, com sistema Windows 2000, do Laboratório de Redes Ópticas do DECOM (FEEC/UNICAMP).

```
# RWA com protecao compartilhada, em termos de arcos-caminhos

set N; #nós da rede
set W; #comprimentos de onda
set ARCOS;
set ROTAS;
set SD within (N cross N); #matriz fonte-destino

param DEMANDAS{m in N, n in N}; #matriz de demandas por circuitos
param M{s in N, d in N, l in ARCOS, K in ROTAS}; #matriz de rotas
alternativas
param L; #carga maxima em um arco

var path{(s,d) in SD, k in ROTAS, w in W} binary; #indica se a k-esima
rota entre s,d esta ativada no lambda w
var prot{(s,d) in SD, j in ROTAS, k in ROTAS, w in W} binary; #indica se
ha um circuito entre s,d ativado na rota j no lambda w protegendo um
circuito que usa a rota k
var spare{l in ARCOS, w in W} binary; #indica se o lambda w esta
reservado para protecao no arco l
var hops{l in ARCOS}; #carga nos arcos
var sumhops;
var weight{l in ARCOS}; #peso nos arcos
var sumweight;

minimize OBJ: sumweight; # (8)

s.t. DEMAND{(s,d) in SD}:
```

sum{k in ROTAS, w in W} path[s,d,k,w] = DEMANDAS[s,d]; #garante que todas demandas são associadas a circuitos (10)

s.t. LAMB{l in ARCOS, w in W}:
sum{(s,d) in SD, k in ROTAS} (path[s,d,k,w]*M[s,d,l,k]) + spare[l,w] <= 1;
#um lambda poderá ser usado por no máximo um circuito numa mesma fibra (15)

s.t. PROT{(s,d) in SD, k in ROTAS}:
sum{w in W} path[s,d,k,w] = sum{j in ROTAS, w in W} prot[s,d,j,k,w];
#todos os circuitos primários terão um circuito de proteção associado (17)

s.t. LOAD{l in ARCOS}:
sum{w in W}(sum{(s,d) in SD, k in ROTAS}(path[s,d,k,w]*M[s,d,l,k]) + spare[l,w]) <= L; # define carga maxima nos arcos da rede

s.t. spareMAX{l in ARCOS, w in W}:
sum{(s,d) in SD, j in ROTAS, k in ROTAS} prot[s,d,j,k,w]*M[s,d,l,j] >= spare[l,w]; #associa alocação de proteção compartilhada com cada rota de proteção; se todas prot forem nulas, spare sera nula (13)

s.t. spareMIN{l in ARCOS, w in W}:
sum{(s,d) in SD, j in ROTAS, k in ROTAS} prot[s,d,j,k,w]*M[s,d,l,j] <= 10000*spare[l,w]; #N*(N-1)*ARCOS*ROTAS #associa alocação de proteção compartilhada com cada rota de proteção; se ao menos uma prot for 1 spare devera ser 1 (14)

s.t. DISJPATH1{(s,d) in SD, l in ARCOS, j in ROTAS, k in ROTAS, w in W}:
prot[s,d,k,k,w] = 0; #rota de proteção j será diferente da rota primaria k (17)

s.t. DISJPATH2{(s,d) in SD, l in ARCOS, j in ROTAS, k in ROTAS diff {j}, w in W}:
prot[s,d,j,k,w]*M[s,d,l,j]*M[s,d,l,k] = 0; #rota de proteção j será disjunta por arcos da rota primaria k (17)

s.t. DISJPROT1{m in ARCOS, l in ARCOS, w in W}:
sum{(s,d) in SD, j in ROTAS, k in ROTAS}
prot[s,d,j,k,w]*M[s,d,m,j]*M[s,d,l,k] <= 1; #proteção no arco m sob lambda w será compartilhada somente se os ROTAS primarios forem disjuntos por arcos (16)

s.t. WEIGHT{l in ARCOS}:
sum{w in W}(sum{(s,d) in SD, k in ROTAS}(path[s,d,k,w]*M[s,d,l,k]) + spare[l,w]) = weight[l]; #conta arcos virtuais usados em cada enlace.

s.t. SUMWEIGHT:
sum{l in ARCOS} weight[l] = sumweight; #objetivo: soma de arcos virtuais necessários na rede

s.t. HOPS{l in ARCOS}:
sum{w in W}(sum{(s,d) in SD, k in ROTAS}(path[s,d,k,w]*M[s,d,l,k]) + 0.001*spare[l,w]) = hops[l]; #conta arcos virtuais usados em cada arco. prot[] é considerada com menor peso

s.t. SUMHOPS:

```
sum{l in ARCOS}hops[l]=sumhops; #indica qtos arcos primarios e de
proteção são necessários
```

```
data;
```

```
set N:= 1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 11 12 13 14 15;
```

```
set W:= 1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 11 12 13;
```

```
set ARCOS:= 1-3 1-6 1-7 1-11 1-13 2-6 2-7 3-1 3-4 4-3 4-13 5-6 5-13 6-1
6-2 6-5 6-7 6-8 6-15 7-1 7-2 7-6 7-8 7-9 8-6 8-7 9-7 9-10 10-9 10-11 11-1
11-10 12-13 12-14 13-1 13-4 13-5 13-12 14-12 14-15 15-6 15-14;
```

```
set ROTAS:= 1 2 3;
```

```
#50 requisições:
```

```
set SD:
```

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	:=
1	-	-	-	+	-	-	-	-	-	-	+	+	+	-	-	
2	-	-	-	-	+	-	+	-	-	-	-	+	+	+	-	
3	-	-	-	-	+	-	-	-	-	-	-	+	-	+	-	
4	-	-	-	-	-	-	-	-	+	-	+	-	-	+	-	
5	-	-	-	-	-	-	+	-	+	+	-	+	+	+	-	
6	-	+	-	-	+	-	-	-	+	+	-	+	+	-	+	
7	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	
8	-	-	-	+	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	
9	+	+	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	+	-	
10	-	+	-	-	-	-	-	+	-	-	-	-	-	-	+	
11	-	-	-	-	-	-	-	+	-	+	-	-	-	-	-	
12	+	-	-	-	-	+	-	-	-	-	+	-	-	-	-	
13	-	-	-	+	-	-	+	-	+	-	-	-	-	-	-	
14	-	-	-	+	-	-	-	+	-	-	-	-	-	-	-	
15	-	-	-	-	-	+	+	-	-	-	-	-	-	-	-	;

```
param DEMANDAS:
```

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	:=
1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	1	1	1	0	0	
2	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	1	1	1	0	
3	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	
4	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	1	0	
5	0	0	0	0	0	0	1	0	1	1	0	1	1	2	0	
6	0	1	0	0	1	0	0	0	2	1	0	1	1	0	1	
7	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
8	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
9	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	
10	0	1	0	0	0	0	0	2	0	0	0	0	0	0	1	
11	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0	
12	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	
13	0	0	0	1	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0	0	
14	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	
15	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	;

```
param L = 13;
```

```
param M default 0:=
```

```

[1,*,*,1] (tr)
:      2    3    4    5    6    7    8    9    10    11    12    13    14    15    :=
1-11    0    0    0    0    0    0    0    0    1    1    0    0    0    0
1-13    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0
1-3      0    1    1    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0    0
1-6      1    0    0    1    0    0    1    1    0    0    1    0    0    1
1-7      0    0    0    0    1    1    0    0    0    0    0    0    0    0
11-10    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0    0    0    0    0
12-14    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0
13-12    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0
14-12    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0    0    0
15-14    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0    0    0
3-4      0    0    1    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0    0
4-13     0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0    0
6-15     0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0    0    1
6-2      1    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0
6-5      0    0    0    1    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0
6-7      0    0    0    0    0    0    0    1    0    0    0    0    0    0
6-8      0    0    0    0    0    0    1    0    0    0    0    0    0    0
7-6      0    0    0    0    1    0    0    0    0    0    0    0    0    0
7-9      0    0    0    0    0    0    0    1    0    0    0    0    0    0

```

```

[1,*,*,2] (tr)
:      2    3    4    5    6    7    8    9    10    11    12    13    14    15    :=
1-11    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0    0    0    0
1-13    0    1    0    0    0    0    0    0    0    0    1    1    0    1
1-3      0    0    1    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0
1-6      0    0    0    0    1    1    0    0    0    0    0    0    0    0
1-7      1    0    0    1    0    0    1    1    1    0    0    0    1    0
12-14    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1
13-12    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0    0    1
13-4      0    1    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0
14-15    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1
15-14    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0
3-4      0    0    1    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0
4-3      0    1    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0
6-15     0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0
6-5      0    0    0    1    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0
6-7      0    0    0    0    0    1    0    0    0    0    0    0    0    0
7-2      1    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0
7-6      0    0    0    1    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0
7-8      0    0    0    0    0    0    1    0    0    0    0    0    0    0
7-9      0    0    0    0    0    0    0    1    1    0    0    0    0    0
9-10     0    0    0    0    0    0    0    0    1    0    0    0    0    0

```

```

[1,*,*,3] (tr)
:      2    3    4    5    6    7    8    9    10    11    12    13    14    15    :=
1-11    0    0    0    0    0    0    0    1    1    0    0    0    0    0
1-13    1    0    1    1    0    0    1    0    0    0    1    1    0    0
1-3      0    1    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0
1-6      0    0    0    0    1    0    0    0    0    0    0    0    1    0
1-7      0    0    0    0    0    1    0    0    0    1    0    0    0    1
10-11    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0    0    0    0
10-9     0    0    0    0    0    0    0    1    0    0    0    0    0    0
11-10    0    0    0    0    0    0    0    1    1    0    0    0    0    0
13-12    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    1    0    0    0
13-4     0    0    1    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0    0

```

[2,**,1] (tr)															:
:	1	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	:=
1-13	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	
1-3	0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
10-11	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	
12-14	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	
13-12	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	1	
14-15	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	
2-6	0	0	1	1	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	
2-7	1	1	0	0	1	0	1	1	1	1	1	1	1	1	
3-4	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
6-1	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
6-5	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
6-7	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	
7-1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	
7-6	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
7-8	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	
7-9	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0	
9-10	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	0	

[illegible]

Demanda = 10:

72

Demanda = 20:

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	:=
1	0	1	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	
2	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
3	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
4	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	
5	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	
6	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
7	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
8	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
9	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
10	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	
11	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	
12	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	
13	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	2	
14	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
15	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	;

Demanda = 30:

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	:=
1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	
2	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	
3	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	
4	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	
5	0	0	1	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0	
6	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	
7	0	0	0	0	0	1	0	0	1	0	0	1	0	1	0	
8	0	0	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	
9	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	
10	0	0	0	1	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	
11	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	
12	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
13	0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	
14	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
15	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	;

Demanda = 40:

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	:=
1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
2	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	
3	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	
4	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	
5	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	
6	2	0	0	0	0	0	0	0	0	2	0	1	0	1	0	
7	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	1	0	
8	0	0	0	1	0	1	1	0	0	0	1	0	0	0	1	
9	0	0	0	0	1	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	
10	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	
11	1	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	2	
12	0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	
13	0	0	0	0	1	0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	
14	1	1	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	
15	1	0	0	0	0	0	2	0	0	0	0	0	0	0	0	;