

**Universidade Estadual de Campinas - UNICAMP**  
**Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação**

**Esquemas de Proteção e  
Conversão de Comprimento de Onda  
em Redes Ópticas WDM**

**Autor: Marcio Sáenz Savasini**  
**Orientador: Prof. Dr. Helio Waldman**

**Tese de Mestrado** apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação como parte dos requisitos para obtenção do título de Mestre em Engenharia Elétrica. Área de concentração: **Telecomunicações e Telemática.**

Banca Examinadora

Prof. Dr. Helio Waldman ..... DECOM/FEEC/UNICAMP  
Prof. Dr. Yuzo Iano ..... DECOM/FEEC/UNICAMP  
Prof. Dr. Maurício F. Magalhães ..... DCA/FEEC/UNICAMP  
Prof. Dr. Marcelo L. F. Abbade ..... FEE/PUCCAMP

**17 de Fevereiro de 2005**  
**Campinas, SP - Brasil**

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA  
BIBLIOTECA DA ÁREA DE ENGENHARIA - BAE - UNICAMP

Sa91e Savasini, Marcio Sáenz  
Esquemas de proteção e conversão de comprimento de  
onda em redes ópticas WDM / Marcio Sáenz Savasini. --  
Campinas, SP: [s.n.], 2005.

Orientador: Helio Waldman  
Dissertação (Mestrado) - Universidade Estadual de  
Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de  
Computação.

1. Comunicações óticas. 2. Sistemas de  
Telecomunicação. 3. Redes de computação. I. Waldman,  
Helio. II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de  
Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Titulo em Inglês: Protection schemes and wavelength conversion in WDM optical  
networks

Palavras-chave em Inglês: Optical Networks, Protection and Restoration e Wavelength  
Conversion

Área de concentração: Telecomunicações e Telemática

Titulação: Mestre em Engenharia Elétrica

Banca examinadora: Yuzo Iano, Maurício Ferreira Magalhães, Marcelo Luis Francisco  
Abbade.

Data da defesa: 17/02/2005

# Resumo

Este trabalho tem como objetivo analisar a redução na probabilidade de bloqueio com o uso de conversores de comprimento de onda e esquemas de proteção em redes ópticas. É apresentada a proteção por roteamento em sub-grafos, um método de criar caminhos de proteção dependentes a falha para cada conexão. Alguns esquemas para eliminar realocações desnecessárias de conexões no caso de falha, sem penalizar fortemente a aceitação de novas conexões, foram sugeridos e comparados.

Outro tema abordado no trabalho foi o ganho do uso de conversores de comprimento de onda em redes em malha em um ambiente dinâmico de tráfego. Foi utilizado nas simulações um número limitado de conversores plenos espalhados pela rede. Foi analisada a quantidade suficiente de conversores para se ter uma probabilidade de bloqueio satisfatória, pensando em minimizar os investimentos a serem feitos no momento de uma expansão da rede.

Para um melhor entendimento dos problemas estudados há uma descrição do funcionamento da rede óptica e seus elementos principais e dos algoritmos de roteamento e alocação de comprimento de onda utilizados e descritos na literatura.

**Palavras-chave** Redes Ópticas, Algoritmos de Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda, Proteção e Restauração, Conversão de Comprimento de Onda

# Abstract

This work examines the blocking reduction with the use of wavelength converters and some protection schemes in optical networks. Sub-Graph Routing Protection, a protection method that creates different failure-dependent protection paths for each connection is presented. Some schemes were proposed and compared, aiming at eliminating unnecessary connection reallocations on a failure occurrence, without compromising the acceptance of new connections.

Another topic studied for this work is the conversion gain, when wavelength converters are used in mesh topology networks under dynamic traffic. A limited number of total converters were used in the simulations. The sufficient amount of converters for a satisfactory blocking probability was analyzed, for minimizing investments in a network upgrade.

For a better problem formulation understanding the optical network and its elements were explained. The routing and wavelength allocation algorithms proposed in the literature are also detailed.

**Keywords** Optical Networks, Routing and Wavelength Allocation Algorithms, Protection and Restoration, Wavelength Conversion.

# Sumário

Resumo	i
Abstract	iii
Sumário	v
Lista de Figuras	ix
Lista de Tabelas	xi
Lista de Abreviaturas	xiii
<b>1 Introdução</b>	<b>1</b>
<b>2 A Rede Óptica</b>	<b>5</b>
2.1 Histórico das Comunicações Ópticas . . . . .	5
2.2 Componentes das Redes Ópticas . . . . .	8
2.2.1 Fibra Óptica . . . . .	8
2.2.2 Amplificadores Ópticos . . . . .	10
2.2.2.1 Amplificadores de Fibras Dopadas a Érbio . . . . .	10
2.2.2.2 Amplificadores Raman . . . . .	11
2.2.2.3 Amplificadores Ópticos de Semicondutores . . . . .	11
2.2.3 Terminais de Linha Óptica (OLT) . . . . .	12
2.2.4 Multiplexadores Ópticos de Adição e Derivação (OADM) . . . . .	13
2.2.5 <i>Cross-Connects</i> Ópticos (OXC) . . . . .	14
2.2.6 Conversores de Comprimento de Onda . . . . .	14
2.2.6.1 Conversão Optoeletrônica . . . . .	15
2.2.6.2 Chaveamento Óptico . . . . .	15
2.2.6.3 Mistura de Quatro Ondas - FWM . . . . .	16
<b>3 RWA</b>	<b>17</b>
3.1 Subproblema do Roteamento . . . . .	19
3.1.1 Roteamento Fixo . . . . .	19
3.1.2 Roteamento Fixo-Alternado . . . . .	20

3.1.3	Roteamento Adaptivo . . . . .	20
3.2	Subproblema da Alocação de Comprimento de Onda . . . . .	21
3.2.1	Randômico - RF . . . . .	21
3.2.2	Prioridade Fixa - FF . . . . .	21
3.2.3	Mais Usado - MU . . . . .	22
3.2.4	Roteamento por Mínima Carga - LLR . . . . .	22
3.2.5	Máxima Soma - MaxSum . . . . .	22
3.3	RWA Integrado . . . . .	23
3.4	Restrições no RWA . . . . .	23
3.4.1	Restrições Físicas . . . . .	23
3.4.2	Restrição de Diversidade . . . . .	25
3.4.3	Restrição de Continuidade de Comprimento de Onda . . . . .	26
<b>4</b>	<b>Conversão de Comprimento de Onda</b>	<b>27</b>
4.1	Conversão Limitada . . . . .	32
4.2	Localização de Conversores pela Rede . . . . .	34
4.2.1	Probabilidade de Bloqueio Mínima Primeiro - MBPF . . . . .	35
<b>5</b>	<b>Proteção em Redes Ópticas</b>	<b>37</b>
5.1	Sistemas Ponto-A-Ponto . . . . .	39
5.1.1	Proteção 1+1 . . . . .	39
5.1.2	1:1 . . . . .	40
5.1.3	1:N . . . . .	41
5.2	Redes em Anel . . . . .	41
5.2.1	OMS-DPRing . . . . .	42
5.2.2	OMS-SPRing . . . . .	42
5.2.3	OCh-SPRing . . . . .	43
5.3	Redes WDM em Malha . . . . .	43
5.3.1	Reserva Compartilhada - Backup Multiplexing . . . . .	44
5.3.1.1	Cobertura de Nós . . . . .	46
5.3.1.2	Proteção de Trecho . . . . .	46
5.3.1.3	Cobertura de Anel . . . . .	46
5.3.1.4	Ciclos Pré-Configurados . . . . .	47
5.3.1.5	Correlação de Caminhos de Trabalho . . . . .	47
5.3.2	Proteção por Roteamento em Sub-Grafos . . . . .	48
5.3.2.1	RWA sem Restrições . . . . .	51
5.3.2.2	RWA com Restrições . . . . .	53
5.3.2.3	Planejamento entre Chegadas - IAP . . . . .	55
5.3.2.4	Planejamento na Chegada - OAP . . . . .	61
5.3.2.5	Colorimento Flexível de Caminhos de Proteção . . . . .	65

---

<b>6</b>	<b>Simulação e Resultados</b>	<b>69</b>
6.1	Ganho de Conversão . . . . .	69
6.1.1	Análise dos Resultados . . . . .	70
6.2	Proteção . . . . .	76
6.2.1	RWA na Rede Base . . . . .	77
6.2.2	RWA nos Sub-Grafos . . . . .	78
6.2.2.1	RWA sem Restrições . . . . .	78
6.2.2.2	RWA com Restrições . . . . .	78
6.2.2.3	RWA sem Restrições + Planejamento entre Chegadas - IAP	79
6.2.2.4	Planejamento na Chegada - OAP . . . . .	79
6.2.2.5	Colorimento Flexível de Caminhos de Proteção . . . . .	80
6.2.3	Análise dos Resultados . . . . .	80
<b>7</b>	<b>Conclusões</b>	<b>87</b>
7.1	Proteção usando SGRP . . . . .	87
7.2	Conversão de Comprimento de Onda . . . . .	88
7.3	Trabalhos Futuros . . . . .	88
<b>8</b>	<b>Índice Remissivo de Autores</b>	<b>91</b>
	<b>Referências Bibliográficas</b>	<b>95</b>

# Lista de Figuras

2.1	Evolução do produto taxa-distância . . . . .	6
2.2	Variação da atenuação com o comprimento de onda . . . . .	9
2.3	O amplificador de fibra dopada a érbio . . . . .	11
2.4	Terminal de Linha Óptica . . . . .	12
2.5	<i>Add/Drop Multiplexer</i> Óptico . . . . .	13
5.1	Esquema de proteção 1+1 . . . . .	40
5.2	Esquema de proteção 1:1 . . . . .	41
5.3	Esquema de proteção 1:N . . . . .	42
5.4	Esquema de proteção OMS-DPRING . . . . .	43
5.5	Esquema de proteção OMS-SPRING: antes da falha . . . . .	44
5.6	Esquema de proteção OMS-SPRING . . . . .	45
5.7	Ilustração da restrição de SRLG . . . . .	45
5.8	Proteção por roteamento em sub-grafos . . . . .	49
5.9	RWA sem Restrições . . . . .	52
5.10	RWA com Restrições . . . . .	54
5.11	A-C aceita . . . . .	57
5.12	Resultado do 1º planejamento . . . . .	57
5.13	E-A aceita . . . . .	58
5.14	Resultado do 2º planejamento . . . . .	58
5.15	C-D aceita . . . . .	59
5.16	Resultado do 3º planejamento . . . . .	59
5.17	B-E aceita . . . . .	60
5.18	Resultado do 4º planejamento . . . . .	60
5.19	OAP - A-C aceita . . . . .	62
5.20	OAP - E-A aceita . . . . .	62
5.21	OAP - C-D aceita . . . . .	64
5.22	OAP - B-E aceita . . . . .	64
5.23	Colorimento Flexível - A-C aceita . . . . .	67
5.24	Colorimento Flexível - E-A aceita . . . . .	67
5.25	Colorimento Flexível - C-D aceita . . . . .	68
5.26	Colorimento Flexível - B-E aceita . . . . .	68

6.1	Topologias . . . . .	70
6.2	NSFNet . . . . .	73
6.3	Rede hipotética brasileira . . . . .	74
6.4	NJLATA . . . . .	75
6.5	3x3 Mesh-Torus . . . . .	81
6.6	NJLATA . . . . .	82
6.7	NSFNet . . . . .	83
6.8	Rede hipotética brasileira . . . . .	84

# Lista de Tabelas

5.1	Listas para o 1º planejamento . . . . .	58
5.2	Listas para o 2º planejamento . . . . .	59
5.3	Listas para o 3º planejamento . . . . .	60
5.4	Listas para o 4º planejamento . . . . .	61

# Lista de Abreviaturas

## Abreviaturas em Ordem Alfabética

ASE - *Amplifier Spontaneous Emission* - Emissão Espontânea Amplificada

ATM - *Asynchronous Transfer Mode* - Modo de Transferência Assíncrono

EDFA - *Erbium-Doped Fiber Amplifier* - Amplificador Óptico com Fibra Dopada a Érbio

FF - *First Fit* - Alocação com Prioridade Fixa

FWM - *Four-Wave Mixing* - Mistura de Quatro Ondas

GMPLS - *Generalized Multi-Protocol Label Switching* - Chaveamento por Rótulo Multi-Protocolos Generalizado

IAP - *Inter-Arrival Planning* - Planejamento entre Chegadas

IP - *Internet Protocol* - Protocolo de Internet

LED - *Light Emitting Diode* - Diodo emissor de luz

LLR - *Least-Loaded Routing* - Alocação por Mínima Carga

MaxSum - *Maximum Sum* - Alocação pela Máxima Soma

MBPF - *Minimum Blocking Probability First* - Probabilidade de Bloqueio Mínima Primeiro

MPLS - *Multi-Protocol Label Switching* - Chaveamento por Rótulo Multi-Protocolo

MU - *Most Used* - Alocação pelo Mais Usado

OADM - *Optical Add-Drop Multiplexer* - Multiplexadores Ópticos de Adição e Derivação

OAP - *On-Arrival Planning* - Planejamento na Chegada

OCh - *Optical Channel* - Canal Óptico

- OCH-SPRing *OCh- Shared Protection Ring* - Anel de Proteção Compartilhada - OCh
- OLT - *Optical Line Terminal* - Terminal de Linha Óptica
- OMS - *Optical Multiplex Section* - Seção de Multiplexagem Óptica
- OMS-DPRing - *OMS - Dedicated Protection Ring* - Anel de Proteção Dedicada - OMS
- OMS-SPRing - *OMS - Shared Protection Ring* - Anel de Proteção Compartilhada - OMS
- OXC - *Optical Cross-Connects* - *Cross-Connect* Óptico
- PMD - *Polarization Mode Dispersion* - Dispersão de Modo de Polarização
- RF - *Random Fit* - Alocação Aleatória
- RWA - *Routing and Wavelength Assignment* - Alocação de Rota e Comprimento de Onda
- SAN - *Storage Area Network* - Rede de Armazenamento
- SDH - *Synchronous Digital Hierarchy* - Hierarquia Digital Síncrona
- SGRP - *Sub-Graph Routing Protection* - Proteção por Roteamento em Sub-Grafos
- SOA - *Semiconductor Optical Amplifiers* - Amplificador Óptico a Semicondutor
- SONET - *Synchronous Optical Network* - Rede Óptica Síncrona
- SPAWG - *Shortest Path on the Available Wavelength Graph* - Caminho Mais Curto no Grafo de Comprimento de Onda Disponível
- SRLG - *Shared Risk Link Group* - Grupo de Compartilhamento de Risco de Enlace
- WDM - *Wavelength Division Multiplexing* - Multiplexagem por Divisão em Comprimento de Onda
- WG - *Wavelength Graph* - Grafo de Comprimento de Onda

# Capítulo 1

## Introdução

Sistemas de comunicações ópticas já vêm sendo utilizados há algum tempo para estabelecer conexões entre grandes centros distantes, oferecendo um aumento na capacidade de tráfego suportado pelas redes. Estes sistemas são basicamente sistemas ponto-a-ponto, onde somente a transmissão dos dados é feita no domínio óptico, deixando as outras funções, como roteamento, armazenamento e processamento de informações, para o domínio eletrônico. As taxas alcançadas pela eletrônica não possibilitam o total uso da capacidade oferecida pela tecnologia óptica.

Para se transpor essa limitação na capacidade utilizada nas fibras ópticas foi desenvolvida a técnica de multiplexação por divisão de comprimento de onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM), que consegue juntar, numa mesma fibra óptica, vários canais de informação com taxas convencionais à eletrônica, limitadas pela capacidade de processamento de informação dos dispositivos [1].

As redes ópticas WDM se apresentam como as maiores candidatas para as futuras redes de comunicação de grandes distâncias, associadas a um plano de controle GMPLS (*Generalized Multi-Protocol Label Switching*). Nessas redes as funções de roteamento são executadas no domínio óptico, sem a necessidade de conversões opto-eleto-ópticas. Isso torna a rede óptica

transparente para o uso de qualquer cliente (IP/MPLS, ATM, SDH/SONET, SAN, Gigabit Ethernet) [2].

A integração entre redes já existentes é facilitada com a rede óptica servindo de camada física e fornecendo caminhos ópticos para as redes-cliente. As conexões são estabelecidas entre um nó origem e um nó destino. Se na rede óptica os nós forem desprovidos da habilidade de conversão de comprimento de onda, as conexões terão que fazer uso do mesmo comprimento de onda em todos os enlaces pelos quais passarem.

Um importante objetivo a ser buscado nas redes ópticas WDM é atender o máximo número de requisições de conexões, minimizando a probabilidade de bloqueio [3]. Produtos com alto nível tecnológico demandam muito capital inicial, exigindo o máximo retorno. O atendimento aos clientes deve ser o mais eficiente possível.

Conexões não podem compartilhar as mesmas rotas e os mesmos comprimentos de onda em uma mesma fibra. Assim algoritmos de roteamento e de alocação de comprimento de onda (*Routing and Wavelength Assignment* - RWA) são extremamente necessários para se combinar a rota e o comprimento de onda das conexões, de modo a evitar-se na medida do possível o bloqueio de futuras requisições.

Uma solução para se diminuir o bloqueio de requisições de conexões é a eliminação da restrição de continuidade de comprimento de onda para uma conexão. Com a implantação de conversores de comprimento de onda nos nós da rede óptica, uma conexão não fica mais restrita a utilizar o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces desde o nó origem até o nó destino. Uma maior flexibilidade é dada à alocação de comprimentos de onda, possibilitando o aumento do atendimento de requisições.

Esta solução, porém, pode apresentar altos custos, como possíveis atraso e degradação do sinal, e um investimento financeiro muito grande. Conversores de comprimento de onda são elementos caros e ainda limitados tecnologicamente. Por isso mostra-se interessante o uso inteligente destes componentes, com sua localização na rede estrategicamente planejada.

---

É esperado que as redes ópticas cheguem a um certo estágio, onde o bloqueio deva ser muito pequeno e o volume de tráfego seja enorme. Qualquer mal-funcionamento da rede poderia comprometer um número muito grande de usuários, interrompendo os serviços por um determinado intervalo de tempo. O motivo mais comum para estas súbitas interrupções é a ruptura de alguma fibra devido ao uso de escavadeiras. Mas podem ocorrer também devido a falhas em equipamentos da rede. Esquemas de proteção das conexões contra falhas na rede se tornam imprescindíveis para que os usuários fiquem satisfeitos com os serviços prestados e os acordos de garantia de serviço sejam cumpridos.

Para se garantir que conexões estejam protegidas contra falhas na rede pode-se usar elementos de rede sobressalentes, que ficam reservados para a restauração das conexões até que o problema seja solucionado. De fato, alguns esquemas de proteção fazem uso da própria rede para proteger conexões, introduzindo redundância. Entretanto, esta forma de proteção a conexões restringe muito a capacidade da rede, limitando a aceitação de novas conexões.

Caminhos reservados para proteção podem ser compartilhados entre conexões, desde que estas conexões não dividam qualquer elemento da rede. Esse compartilhamento dos caminhos de proteção dilui o custo dos elementos sobressalentes entre os clientes das conexões a serem protegidas.

Um esquema inovador, chamado proteção por roteamento em sub-grafos (*Sub-Graph Routing Protection* - SGRP) [4], faz uso da complexidade computacional para proteger conexões ópticas em uma rede WDM, sem a necessidade de reservar elementos explicitamente para a proteção. Cada conexão tem um caminho de proteção específico para cada tipo de falha na rede. Este esquema mostra-se como uma alternativa eficiente em termos da utilização da capacidade da rede.

Esta Dissertação propõe modificações no esquema de proteção SGRP para que alguns de seus pontos possam ser melhorados. O foco do estudo foi a eliminação da *realocação altruísta*. Entende-se por realocação altruísta, a realocação de conexões que não utilizavam o elemento

de rede que falhou. Estas conexões não devem ser realocadas por não serem diretamente afetadas pela falha. A interrupção do serviço, neste caso, é inaceitável. O esquema de proteção a conexões precisa ser bem planejado para que o cliente permaneça satisfeito com a operação do serviço.

Outro tema abordado nesta Dissertação é o ganho na aceitação de requisições de conexões quando conversores de comprimento de onda são utilizados na rede óptica. Serão apresentados sistemas com conversão plena e ubíqua e com limitações no número de conversores.

Esta Dissertação é organizada desta maneira:

**Capítulo 1** é a introdução, mostrando os aspectos gerais da Dissertação;

**Capítulo 2** apresenta o histórico das comunicações ópticas e os principais componentes utilizados nas redes ópticas

**Capítulo 3** define o problema do RWA e mostra alguns algoritmos de RWA para redes WDM de caminhos ópticos;

**Capítulo 4** apresenta os esquemas de proteção a conexões existentes e algumas propostas para superar pontos negativos destes esquemas;

**Capítulo 5** introduz conversores de comprimento de onda na rede óptica e analisa o desempenho da rede com a utilização destes elementos;

**Capítulo 6** mostra os resultados das simulações feitas para o cenário de redes com proteção e de redes com conversores de comprimento de onda;

**Capítulo 7** apresenta a conclusão e propostas para trabalhos futuros.

# Capítulo 2

## A Rede Óptica

### 2.1 Histórico das Comunicações Ópticas

Sistemas de comunicações transmitem informação de um lugar a outro, estejam eles separados por poucos metros ou distâncias transoceânicas. A informação é comumente transportada por uma portadora eletromagnética com frequência variando de poucos megahertz a vários terahertz. Sistemas de comunicações ópticas utilizam portadoras de alta frequência ( $\sim 100THz$ ). Para a transmissão de informação normalmente é empregada a fibra óptica. Com sua grande capacidade a tecnologia óptica, juntamente com a microeletrônica, revolucionou a tecnologia de comunicações e é tida como fator crucial para o advento da “Era da Informação”.

O uso da luz para propósitos de comunicação, porém, é muito mais antigo que o imaginado, se analisarmos comunicações em um contexto mais amplo. Fogo e sinais de fumaça eram usados por grande parte das civilizações antigas para se transmitir notícias “simples”, como uma vitória em uma guerra. Ao fim do século XVIII sinalizações eram feitas através de lâmpadas, bandeiras e outros dispositivos de sinalização. Sistemas de comunicações de longa distância puderam ser implementados nesta época através da codificação mecânica das mensagens, com uso de estações repetidoras pelo caminho. Em uma estação repetidora, o operador deveria ver a mensagem em forma de luz e retransmití-la para a próxima estação.

Tais sistemas eram lentos e limitados em distância. Em termos atuais, pode-se dizer que sua taxa de bits efetiva era menor que  $1 \text{ b/s}$ .

Com a invenção do telégrafo ( $\sim 1830$ ), a luz foi substituída pela eletricidade como meio portador de informação, aumentando as taxas para  $10 \text{ b/s}$  e o alcance do sistema. Posteriormente, com o uso de novas técnicas de codificação e de outros tipos de meios de transmissão, conseguiu-se atingir valores cada vez mais altos para o produto taxa-distância ( $BL$ ), como pode ser visto na Figura 2.1. Hoje em dia os sistemas ópticos WDM podem apresentar alguns  $\text{THz} \cdot \text{km}$ .

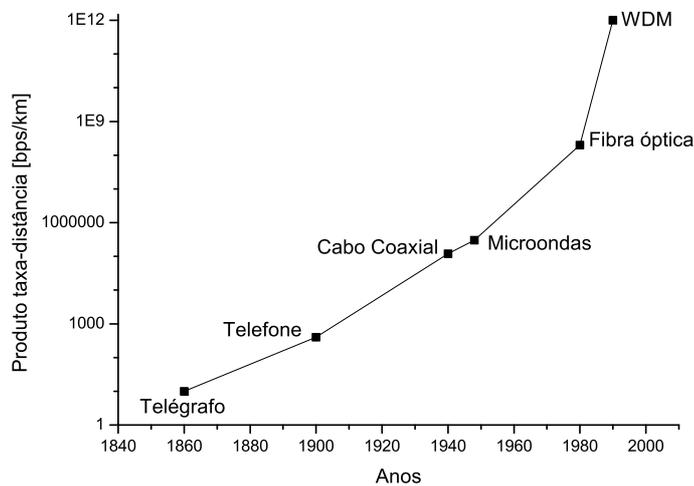


Figura 2.1: Evolução do produto taxa-distância

A pesquisa focada neste tema começou a ser desenvolvida na década de 1960, com experiências mostrando que a luz, modulada por dados de informação, podia ser confinada em um guia de onda de fibra de vidro. Sistemas de transmissão surgiram no começo da década de 1970, com a invenção da fibra óptica com alto grau de pureza e com baixa perda. Diodos emissores de luz (*Light Emitting Diode* - LED) transformavam os dados do sinal elétrico em sinal óptico através da transmissão ou não da luz, e fotodetectores os traziam de volta ao domínio eletrônico na recepção. As fibras utilizadas eram as fibras multimodo,

que apresentavam alta dispersão intermodal devido ao diâmetro relativamente grande do seu núcleo.

Na virada para a década de 1980 surgiram sistemas que utilizavam lasers semicondutores de GaAs, na região de comprimento de onda em torno de  $0,8 \mu m$  (primeira janela óptica) a taxas de 32 a  $140 Mb/s$ . O meio de transmissão era ainda a fibra multimodo. Estes sistemas constituíram a primeira geração de comunicações ópticas. Seu uso era limitado a distâncias de  $10 km$  por causa da alta dispersão, sendo assim necessária a regeneração do sinal.

Buscou-se uma solução para eliminar esta limitação, e por volta de 1984 a fibra monomodo foi desenvolvida. Este tipo de fibra tem um núcleo menor que o da fibra multimodo, forçando toda energia a transitar em um único modo, eliminando a dispersão intermodal. As frequências dos lasers Fabry-Perot foram mudadas para uma região no espectro com atenuação mais fraca, em torno de  $1,3 \mu m$  (segunda janela óptica), com a mudança do material para InGaAsP. Essas mudanças possibilitaram um aumento nas taxas de transmissão, que passaram para  $1-2 Gb/s$ , e nas distâncias entre regeneradores, passando para  $40 km$ . Assim as redes da segunda geração das comunicações ópticas foram amplamente implementadas.

Para se diminuir ainda mais o efeito atenuante da fibra no sinal óptico desenvolveu-se sistemas que operavam na terceira janela óptica (em torno de  $1,55 \mu m$ ). Distâncias ainda maiores entre regeneradores se tornaram possíveis, de  $60$  a  $70 km$ . Entretanto, um novo fator limitante foi enfrentado, a dispersão cromática. Para solucionar este entrave, novos lasers foram implementados: os lasers DFB (*Distributed-feedback*). Estes lasers têm espectros bem mais estreitos que os Fabry-Perot, diminuindo o efeito da dispersão cromática. Essa inovação possibilitou que os sistemas operassem em taxas superiores a  $10 Gb/s$ , chegando assim nos limites das possibilidades de operação eficiente dos sistemas eletrônicos de modulação e de multiplexagem.

A próxima evolução ocorrida nas comunicações ópticas foi a implementação da amplificação por fibras dopadas a érbio (*Erbium-Doped Fiber Amplifier* - EDFA). Com a técnica já

desenvolvida desde a década de 1960, os amplificadores ópticos só se tornaram comerciais no começo da década de 1990. O mais extraordinário desses elementos de rede é a capacidade de amplificar os sinais de diferentes comprimentos de onda simultaneamente. Desta maneira, sistemas ópticos WDM foram impulsionados, sendo utilizados em redes de longa distância.

Em sistemas ópticos WDM, cada canal de informação é modulado em um portadora óptica com um certo comprimento de onda (ou frequência óptica). As portadoras ópticas são então combinadas e transmitidas em uma única fibra. Com isso a capacidade de transmissão das redes ópticas passou a barreira de 1 *Tb/s* em uma fibra.

Com as maiores distâncias entre regeneradores, a dispersão cromática voltou à cena. Moduladores externos ligados aos lasers DFB ajudam a minimizar o problema. Havendo necessidade, fibras de compensação de dispersão (*Dispersion Compensating Fibers* - DCF) podem ser utilizadas para estender o alcance entre regeneradores. Sistemas atuais podem chegar a centenas de canais de 10 *Gb/s* ou dezenas de canais de 40 *Gb/s*, com espaçamento entre portadoras de 50 *GHz* e com separação de regeneradores superiores a 1000 *km*.

## 2.2 Componentes das Redes Ópticas

### 2.2.1 Fibra Óptica

As fibras ópticas se mostraram um excelente meio para a transmissão de dados quando comparadas ao cobre ou ao ar livre. A atenuação nas fibras ópticas depende do comprimento de onda usado pelo laser. Esse parâmetro pode variar bastante, como mostrado na Figura 2.2. Em sistemas da primeira geração a atenuação chegava a 3 *dB/km*, referente à primeira janela óptica de 0,8  $\mu m$ . Nas outras janelas ópticas, 1,3 e 1,55  $\mu m$ , a atenuação é reduzida a valores de 0,5 e de 0,2 *dB/km*, respectivamente. A banda de informação que a fibra oferece pode chegar a 40 *THz* se considerarmos as três janelas ópticas. Mas como os novos sistemas fazem uso dos amplificadores ópticos de fibras dopadas a érbio, devemos levar em

consideração que estes têm uma banda passante, em torno de  $1,55 \mu\text{m}$ , de aproximadamente  $5 \text{ THz}$ , justamente na região de menor perda nas fibras.

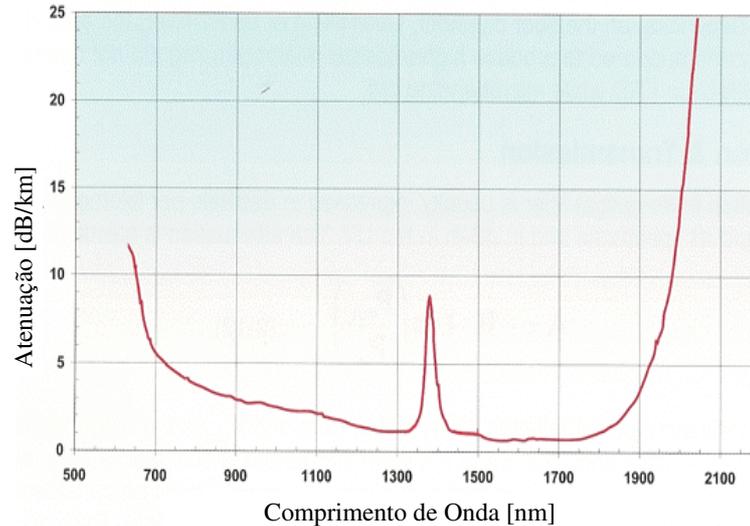


Figura 2.2: Variação da atenuação com o comprimento de onda

A escolha do tipo de fibra óptica a ser implementada junto com o sistema óptico é de extrema importância. Se o sistema a ser instalado for servir um único canal com altas taxas de informação, deve-se escolher fibras com dispersão deslocada (*Dispersion-Shifted Fibers* - DSF), para se reduzir os efeitos da dispersão sobre a transmissão. Sistemas WDM apresentam grandes efeitos não-lineares quando utilizados em conjunto com DSF. Para este caso o indicado seria o emprego de fibras monomodo com dispersão pequena, mas não nula (*Non-Zero Dispersion-Shifted* - NZDS) ou outras, como a fibra de área efetiva grande (*Large Effective Area Fiber* - LEAF).

Transmissões de 120 canais a  $20 \text{ Gb/s}$  cada já foram realizadas com sucesso entre uma distância de  $6200 \text{ km}$  [5]. Novos tipos de fibra estão sendo desenvolvidos, especialmente para a eliminação do pico de atenuação entre a segunda e a terceira janelas ópticas, devido a absorção de energia por moléculas de água dentro da fibra. Com isso uma nova região no espectro poderá ser utilizada nas comunicações ópticas, aumentando ainda mais sua capacidade.

## 2.2.2 Amplificadores Ópticos

Os amplificadores ópticos são elementos essenciais nos atuais sistemas ópticos WDM. Para compensar a atenuação enfrentada dentro das fibras e as perdas sofridas em elementos da rede pela luz, alguns métodos são implementados para amplificar a potência transmitida em forma de luz. Como não passam o sinal para o domínio eletrônico os amplificadores ópticos são insensíveis a taxa de bit e a formato de sinal. Outro ponto positivo é sua larga banda de ganho, que possibilita a amplificação de muitos sinais ao mesmo tempo, economizando elementos de rede.

Alguns desses métodos são o uso das fibras dopadas a érbio, amplificadores Raman e amplificadores ópticos de semicondutores.

### 2.2.2.1 Amplificadores de Fibras Dopadas a Érbio

Um trecho de núcleo de fibra de sílica é dopada com íons de um elemento raro chamado érbio, ( $Er^{3+}$ ). Este trecho é bombeado por um sinal de energia mais alta, com comprimentos de onda tipicamente de 980 *nm* e 1480 *nm*. Estes elementos (*Erbium-doped Fiber Amplifiers* - EDFA) amplificam sinais em torno de 1550 *nm*. No final do trecho pode haver um sinal remanescente do bombeio, que deve ser separado do sinal amplificado, como pode ser visto na Figura 2.3.

Entre os motivos que garantiram o sucesso do uso dos EDFAs, pode-se citar:

1. A disponibilidade de lasers semicondutores de bombeio, que são extremamente compactos e confiáveis;
2. A independência da polarização e fácil acoplamento nos sistemas ópticos;
3. A simplicidade do dispositivo;
4. Largura de banda de 45 *nm* na região do comprimento de onda de 1550 *nm*

( $\Delta f \simeq 5THz$ ), com relativa planura de ganho nessa região. Isso possibilita a amplificação de vários canais WDM simultaneamente.

5. O fato de não introduzir interferência entre canais na amplificação de sinais WDM de alta frequência, devido aos tempos de vida relativamente longos do estado meta-estável ( $\sim 10ns$ ).

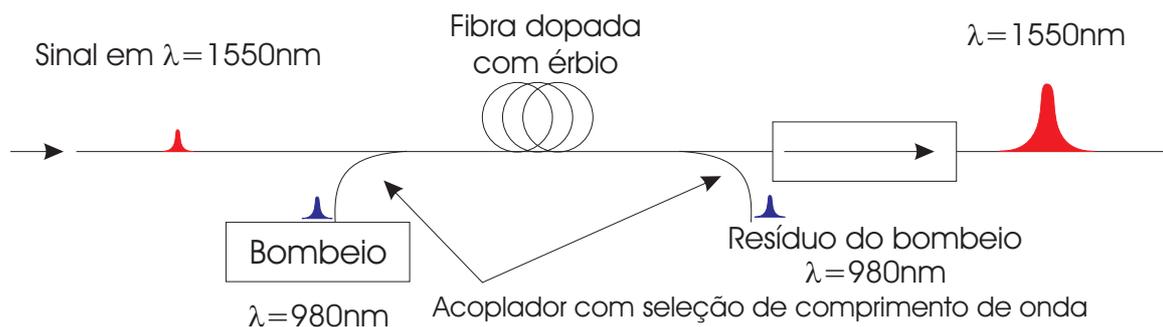


Figura 2.3: O amplificador de fibra dopada a érbio

### 2.2.2.2 Amplificadores Raman

Um efeito não-linear que afeta o sinal propagante em fibras ópticas pode também ser usado para a amplificação do sinal. Sinais localizados no espectro  $13 THz$  abaixo da frequência do sinal de bombeio sofrem um ganho em potência. Se o bombeio estiver em torno de  $1460\text{-}1480 nm$  o ganho Raman estará na janela de  $1550\text{-}1600 nm$ . Um ponto positivo deste tipo de amplificação é que ela ocorre para qualquer comprimento de onda, possibilitando a abertura de novas bandas para sistemas WDM. Outro fator positivo é que não é necessária a troca de fibras, podendo-se usar fibras comuns.

### 2.2.2.3 Amplificadores Ópticos de Semicondutores

A tecnologia de amplificadores ópticos de semicondutores (*Semiconductor Optical Amplifiers* - SOA) é mais antiga que a tecnologia para a amplificação usando fibras dopadas a érbio.

SOAs conseguem amplificar sinais contidos em uma banda de 100 *nm* (aproximadamente 13 *THz*). Sinais na segunda e terceira janelas ópticas podem até mesmo ser amplificados simultaneamente. Entretanto, seu uso como amplificadores não é tão bom quanto o de EDFAs. Os SOAs introduzem muita interferência inter-canal quando usados em sistemas WDM. As perdas por acoplamento e por dependência de polarização dos SOAs fazem com que os EDFAs apresentem ganhos maiores. Os SOAs apresentam outras funcionalidades, sendo usado como chave óptica, por exemplo.

### 2.2.3 Terminais de Linha Óptica (OLT)

Os terminais de linha óptica (*Optical Line Terminal - OLT*) são elementos de rede usados nas extremidades das conexões ponto-a-ponto da rede óptica. Suas funcionalidades principais são: adequação do tráfego à rede óptica (*Transponder*), agregação de vários comprimentos de onda em uma única fibra (Mux) e também a separação destes canais na chegada ao destino (Demux), como mostra a Figura 2.4.

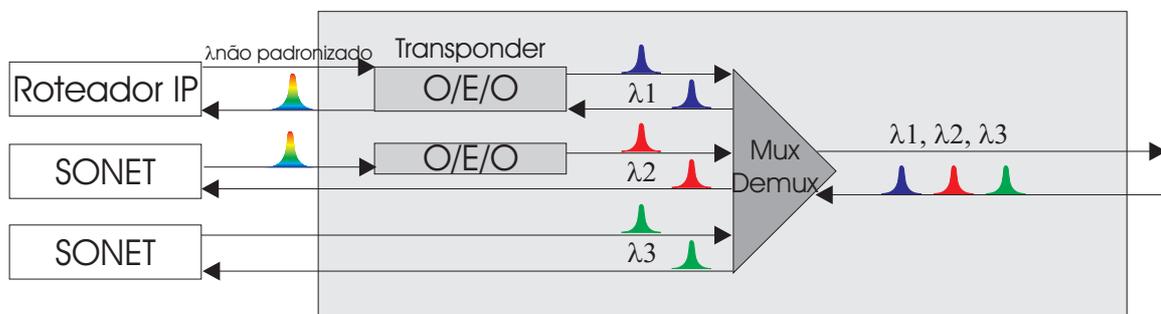


Figura 2.4: Terminal de Linha Óptica

OLTs são elementos caros. Sua utilização deve ser feita de forma racional, sem desperdícios de recursos escassos. Cada OLT contém um multiplexador ou demultiplexador de comprimentos de onda para agregá-los ou separá-los, e um transponder para cada comprimento de onda, que adapta o sinal da rede cliente para ser transmitida na rede óptica. A

conexão do cliente com a rede óptica pode ser feita de diversas maneiras, inclusive utilizando comprimentos de onda não especificados dentro da rede. Se uma conexão já vem do cliente com um comprimento de onda padronizado para a rede, a conexão pode ser estabelecida sem a necessidade de um transponder.

### 2.2.4 Multiplexadores Ópticos de Adição e Derivação (OADM)

Para se reduzir o custo da rede óptica o uso de multiplexadores ópticos de adição e derivação (*Optical Add-Drop Multiplexer* - OADM) de canais ópticos se torna indispensável. Estes elementos podem estar localizados junto a amplificadores ópticos ou em algum lugar onde a entrada e saída de tráfego se faz necessária.

Os OADMs têm duas portas de linhas, conectadas à rede, e outras portas locais para a adição ou derivação de caminhos ópticos. Tratando somente os canais que tem aquele nó como destino ou origem pode-se reduzir o número de transponderes a serem utilizados nos nós. Os comprimentos de onda, que devem somente passar por aquele nó, não precisam ser adequados à rede óptica, eliminando o uso de transponderes. Os sistemas passam a deixar de ser ponto-a-ponto e uma certa inteligência nos nós é exigida. Um exemplo de OADM pode ser visto na Figura 2.5.

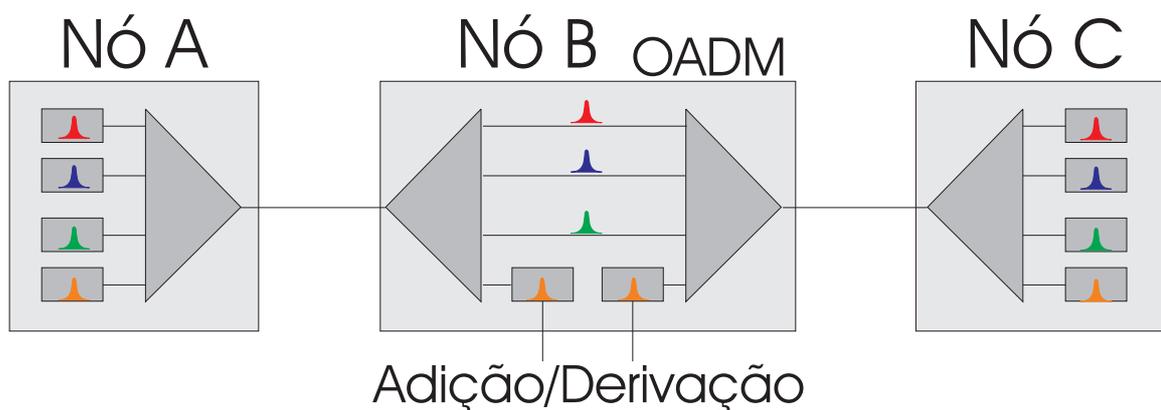


Figura 2.5: *Add/Drop Multiplexer* Óptico

Entre os nós A e B somente uma conexão está estabelecida. Assim como entre os nós B e C. Já entre os nós A e C são três as conexões estabelecidas. Nos nós A e C é necessário o uso de OLT para adequar e agregar o tráfego na rede óptica. Com o uso de um OADM no nó B elimina-se o uso de seis transponderes que tratariam os sinais dos três comprimentos de onda que passam através de B. Somente dois transponderes são obrigatórios, já que o nó B tem uma conexão com A e outra com C.

Para uma maior flexibilidade os OADMs devem ser reconfiguráveis, com o uso de filtros e lasers sintonizáveis. Nos sistemas atuais, os OADMs são estáticos, pré-configurados no momento de planejamento da rede.

### 2.2.5 *Cross-Connects* Ópticos (OXC)

Para redes em malha a função de chavear as conexões se torna mais complicada. Em redes lineares, OADMs conseguem exercer essa funcionalidade sem grandes complicações. Em nós com grau nodal maior as possibilidades de interconexões aumentam, tanto para conexões passantes como para conexões originadas ou destinadas àquele nó. Os *cross-connects* ópticos (*Optical Cross-Connects* - OXC) conseguem chavear grandes quantidades de conexões, além de adicionar e/ou derivar novas conexões oriundas de redes cliente.

Outros pontos importantes de um OXC seriam a detecção de falhas na rede, transparência de taxa de bit, monitoramento de desempenho, conversão de comprimento de onda e agregação de tráfego de redes clientes na rede óptica.

### 2.2.6 Conversores de Comprimento de Onda

Conversores de comprimento de onda são elementos importantes em redes ópticas WDM por duas razões: adequar o sinal óptico na entrada ou na saída da rede óptica com as redes clientes e para maximizar a utilização dos comprimentos de onda disponíveis em cada enlace. Esta última será amplamente discutida no capítulo 5.

A configuração das portas de entrada e de saída de um conversor pode ser classificada como fixa ou variável. Portas de entrada ou de saída fixas manipulam somente um comprimento de onda, recebendo ou transmitindo a conexão. Portas de entrada variáveis recebem conexões em diferentes comprimentos de onda. Saídas variáveis dão maior flexibilidade na escolha de comprimentos de onda para uma conexão.

Três exemplos de se converter comprimentos de onda são descritos a seguir:

### **2.2.6.1 Conversão Optoeletrônica**

A forma mais simples de se converter comprimentos de onda é converter o sinal óptico em sinal elétrico, regenerá-lo e transmití-lo em um laser de comprimento de onda desejado. O comprimento de onda na saída é fixo, qualquer que seja o comprimento de onda da entrada. A transparência deste sistema depende do tipo de regeneração utilizada.

A regeneração mais simples (1R) se baseia na amplificação do sinal elétrico. É totalmente transparente a formatos de modulação e serve também para sinais analógicos. Regeneração e remodelagem (2R) do pulso é usado somente para sinais digitais. A remodelagem é feita passando o sinal em portas lógicas. Sua utilização em cascata fica limitada devido à acumulação do jitter de fase introduzido. A regeneração com remodelagem do sinal e também retemporização (3R) anula completamente os efeitos de não-linearidades, dispersões na fibra e ruído e não acrescenta ruído. A transparência é perdida, já que a retemporização é dependente das taxas de bit.

### **2.2.6.2 Chaveamento Óptico**

O chaveamento óptico (*Optical Gating*) utiliza um dispositivo, cujas características variam de acordo com a intensidade do sinal de entrada. Essas variações na intensidade do sinal podem ser transferidas para um sinal não modulado de teste em um comprimento de onda diferente. A saída o sinal de teste contém a mesma informação do sinal de entrada, mas em

outro comprimento de onda. Este elemento tem como característica a entrada variável e a saída pode ser fixa ou variável, dependendo do sinal de teste.

### 2.2.6.3 Mistura de Quatro Ondas - FWM

O fenômeno conhecido como mistura de quatro ondas (*Four-Wave Mixing* - FWM) pode ser também utilizado para realizar a conversão de comprimentos de onda. Este efeito não-linear faz com que três canais com frequências  $f_1$ ,  $f_2$  e  $f_3$  produzam uma quarta onda de frequência  $f_1 + f_2 - f_3$ . O interessante é que o comprimento de onda resultante está na mesma janela óptica que as ondas que interagiram.

A principal vantagem dessa técnica de conversores é a transparência, já que o efeito não depende de formato de modulação e taxa de bit. A desvantagem seria a necessidade de filtragem na saída do conversor.

# Capítulo 3

## RWA

As redes ópticas WDM surgiram como uma técnica promissora para aproveitar a banda de Terahertz disponibilizada pelas fibras monomodo. Essa grande capacidade servirá inúmeras aplicações, vindo elas de qualquer tipo de rede cliente. Nas redes ópticas, uma conexão é estabelecida entre um nó origem e um nó destino, passando por enlaces da rede, formando um caminho óptico. Se nos nós não houver conversão de comprimento de onda, os caminhos ópticos precisarão obedecer a restrição de continuidade de comprimento de onda.

Neste momento especula-se o ganho em atendimento que conversores de comprimento de onda podem proporcionar ao sistema, se implementados. A possibilidade de se trocar de comprimento de onda pelo trajeto de um caminho óptico pode reduzir a probabilidade de bloqueio e a quantidade de comprimentos de onda necessários para atender uma certa demanda.

A banda oferecida por um caminho óptico excede em muito a necessidade de chamadas individuais para as aplicações existentes. Por isso um caminho óptico seria um fluxo de tráfegos, oriundos de diferentes clientes, multiplexados no tempo. Com a evolução das aplicações, estas podem requerer bandas cada vez maiores, chegando a valores da ordem da banda oferecida por um caminho óptico.

É difícil prever como se comportarão as propriedades estatísticas do tráfego e as bandas requeridas em cada serviço. A configuração dos caminhos ópticos será ditada por um

algoritmo de roteamento e alocação de comprimento de onda (*Routing and Wavelength Assignment* - RWA) [6]. Requisições de conexões serão feitas pela rede cliente e a rede óptica terá que fornecer uma rota e um comprimento de onda, respeitando as restrições que podem ser impostas ao algoritmo, como por exemplo, continuidade de comprimento de onda, limitação de potência de transmissão e outras limitações físicas, como poderão ser vistas na secção 3.4.

Dependendo da demanda por conexões os caminhos ópticos podem permanecer relativamente fixos no tempo, com mudanças apenas em caso de falha na rede. Por outro lado, em ambientes mais dinâmicos, como tráfego de Internet ou tráfego com largura de banda comparada à banda de caminhos ópticos, as requisições de conexões podem variar consideravelmente durante o tempo. Chegadas de requisições e terminos de conexões podem ocorrer freqüentemente.

Assim o tráfego pode ser caracterizado como estático ou dinâmico. Para o caso estático a lista de conexões a serem estabelecidas é conhecida com antecedência. É dado do problema a matriz de tráfego, que especifica a banda necessária entre qualquer par de nós da rede. Outra entrada para o algoritmo RWA é a topologia física da rede. Os resultados do algoritmo podem variar para cada tipo de disposição de elementos de rede. A solução ótima é calculada *offline*.

As rotas e comprimentos de onda são determinados da melhor maneira possível para atender o maior número de requisições ou para se minimizar o uso de comprimentos de onda ou de componentes escassos. No caso de uma nova requisição ser aceita, todas as rotas e comprimentos de onda terão que ser recalculados, para se ter uma nova solução ótima. Isso pode acarretar interrupções indesejadas em conexões já aceitas previamente.

Considerando-se as restrições impostas a sua resolução, o problema de RWA no caso estático pode ser formulado como um problema de programação inteiro-linear (ILP) [7], cuja complexidade computacional é NP-completa [8]. O processo de otimização para este tipo de problema apresenta solução prática somente para redes pequenas. Algumas heurísticas

também foram propostas para se trocar complexidade computacional por eficiência de capacidade.

No caso dinâmico novas requisições têm que ser aceitas sem atrapalhar os caminhos ópticos já estabelecidos. Para isto são designadas as melhores rotas e comprimentos de onda a novas conexões, a partir do estado momentâneo da rede. Os objetivos a serem buscados são semelhantes aos do caso estático: atender o máximo de requisições de conexões futuras ou minimizar o uso de recursos escassos.

Ao atender uma requisição de conexão, o algoritmo tem a informação sobre todas as conexões já ativas, as rotas e os comprimentos de onda utilizados. Esses dados são usados para se rotear e atribuir o comprimento de onda de forma que a conexão seja estabelecida sem ocorrer interrupções nas outras conexões.

Uma idéia bem mais realista seria um meio termo entre o caso estático e o caso dinâmico. Conexões que permanecem ligadas durante um grande intervalo de tempo conviveriam com conexões que são iniciadas e terminadas com uma frequência bem maior.

Para se reduzir a complexidade, o processo pode ser dividido em dois sub-processos: a escolha da rota física e a alocação de comprimento de onda.

## **3.1 Subproblema do Roteamento**

Algumas estratégias para se estabelecer uma rota são apresentadas a seguir:

### **3.1.1 Roteamento Fixo**

Na estratégia de roteamento fixo uma única rota é designada previamente para conexões entre cada par origem-destino. Cada nó obtém uma lista de roteamento, onde a rota para cada nó destino está definida. Todas as possíveis rotas entre os pares origem-destino são pré-calculadas no estágio de planejamento da rede.

Geralmente a rota mais curta, calculada a partir de algoritmos de menor caminho como o de Dijkstra [9], é fixada para as conexões. Assim, como somente uma rota é possível entre um par origem-destino, o problema fica reduzido à escolha do comprimento de onda pela rota definida.

Esta estratégia apresenta um alto custo de desempenho para a rede, com uma baixíssima complexidade computacional. Como ela só apresenta uma possibilidade de rota, a probabilidade de bloqueio de requisições de conexões futuras tende a aumentar devido à falta de alternativas.

### 3.1.2 Roteamento Fixo-Alternado

Para se aumentar as chances de aceitação de conexões pode-se aumentar o número de rotas disponíveis (caminhos alternativos) entre os pares origem-destino. A estratégia de roteamento fixo-alternado designa mais de uma rota fixa para cada par origem-destino. Normalmente são escolhidas a rota mais curta, a segunda rota mais curta, a terceira rota mais curta, etc, até um limite escolhido na fase de planejamento da rede. O algoritmo deve selecionar qual rota fixa apresenta um menor custo, levando-se em consideração alguma métrica previamente escolhida, e depois alocar o comprimento de onda na rota selecionada.

O desempenho desta estratégia se mostra bem melhor que a estratégia de roteamento fixo, ao custo de complexidade computacional. A escolha dos caminhos alternativos deve ser feita com cuidado, balanceando o provável tráfego pela rede, senão alterações no desempenho podem ser verificadas.

### 3.1.3 Roteamento Adaptivo

O roteamento adaptivo consiste em se escolher a rota entre o nó origem e o nó destino dinamicamente, levando em consideração o estado da rede. O estado da rede é determinado pelo conjunto de conexões já estabelecidas e ativas.

O esquema adaptivo mais comum usa o algoritmo de menor caminho de Dijkstra na topologia residual. Este algoritmo tem uma alta complexidade computacional,  $O(N^2)$ , onde  $N$  é o número de nós da rede. Para redes com a habilidade de conversão de comprimento de onda, total ou parcial, o algoritmo de Dijkstra pode ser estendido [8] a uma pilha de planos de comprimento de onda. Ligações entre planos existem onde há a possibilidade de se converter de um comprimento de onda para outro, com o seu custo de conversão.

## 3.2 Subproblema da Alocação de Comprimento de Onda

Alguns algoritmos para a alocação de comprimentos de onda são descritos a seguir:

### 3.2.1 Randômico - RF

A alocação randômica (*Random Fit* - RF) de comprimento de onda seleciona um comprimento de onda aleatoriamente entre os disponíveis. Este algoritmo tende a balancear o tráfego entre os comprimentos de onda.

### 3.2.2 Prioridade Fixa - FF

No algoritmo de prioridade fixa (*First Fit* - FF) [8] uma lista de comprimentos de onda é feita seguindo alguma prioridade pré-estabelecida. O primeiro comprimento de onda disponível, seguindo a seqüência da lista, é selecionado. Desta maneira, as conexões tendem a ser estabelecidas com os comprimentos de onda no topo da lista.

### 3.2.3 Mais Usado - MU

O esquema de alocação de comprimento de onda mais usado (*Most Used* - MU) [10] estabelece à nova conexão o comprimento de onda que está sendo mais usado na rede no momento da requisição. Este algoritmo procura aproveitar os espaços residuais no plano de comprimento de onda mais usado na rede. Aquele comprimento de onda menos usado, ou até mesmo ainda não utilizado, permanecerá livre, aumentando as chances de aceitação de novas requisições de conexões.

### 3.2.4 Roteamento por Mínima Carga - LLR

O algoritmo de roteamento por mínima carga (*Least-Loaded Routing* - LLR) calcula para cada comprimento de onda o número de conexões que ainda poderá passar no enlace mais congestionado da rota, no caso deste comprimento de onda ser selecionado. O comprimento de onda que apresentar mais conexões disponíveis para o futuro é escolhido. Dois ou mais comprimentos de onda podem empatar neste critério, fazendo-se necessário algum critério de desempate, prioridade fixa, por exemplo. Este algoritmo foi desenvolvido para um ambiente multi-fibra. Note que se houver somente uma fibra por enlace, haverá sempre um empate entre os comprimentos de onda livres do enlace menos congestionado.

### 3.2.5 Máxima Soma - MaxSum

O algoritmo de máxima soma (*Maximum Sum* - MaxSum) [11] tenta minimizar o bloqueio a conexões futuras à rede, minimizando os efeitos de se estabelecer a nova conexão. Verifica-se qual o número total de conexões sobre todas as rotas que ainda podem ser estabelecidas no caso da aceitação da requisição por um comprimento de onda. É escolhido o comprimento de onda, cuja alocação resultar na maior soma de rotas (rota-comprimento de onda) “livres” para todos os pares origem-destino.

### 3.3 RWA Integrado

Um método de se achar a rota e o comprimento de onda a ser utilizado por uma conexão de forma integrada é o SPAWG *Shortest Path on the Available Wavelength Graph*. Ele consiste em criar diferentes planos de comprimento de onda, sobre cada qual há um conjunto de vértices e arestas correspondentes a cada nó e enlace da rede, respectivamente. Onde houver a possibilidade de conversão de comprimento de onda, haverá uma ligação entre os planos correspondentes. Um nó conversor acrescenta ao grafo ligações entre todos os vértices que simbolizam este nó em cada plano, já que a conversão é plena. A partir da formação deste grafo de planos de comprimento de onda (*Wavelength Graph* - WG) é utilizado o algoritmo de Dijkstra para se achar o menor caminho possível no momento de chegada da requisição. Note que se não houver conversão de comprimento de onda em nenhum nó da rede, o menor caminho estará em somente um plano e a conexão usará somente um comprimento de onda desde a origem até o destino.

### 3.4 Restrições no RWA

As restrições no algoritmo de roteamento e alocação de comprimento de onda podem ser divididas em três categorias principais: aquelas impostas pelo meio físico de transmissão, outras impostas por condições de diversidade, e restrições na continuidade de comprimento de onda.

#### 3.4.1 Restrições Físicas

Sinais ópticos passando por fibras ou por componentes da rede podem sofrer distorções lineares ou não-lineares. Estas distorções acarretam perdas na qualidade do sinal óptico. Os principais fatores desta degradação no sinal são a atenuação, o ruído e o *crosstalk*.

O efeito da atenuação depende do comprimento de onda do sinal, com um mínimo na

região da terceira janela óptica ( $\lambda = 1550nm$ ). Ele é proporcional à distância percorrida pelo sinal dentro da fibra óptica. Outros efeitos de degradação da relação sinal-ruído são a dispersão de modo de polarização (*Polarization Mode Dispersion* - PMD), emissão espontânea amplificada (*Amplifier Spontaneous Emission* - ASE) e a dispersão cromática [2].

A PMD acontece por causa da birrefringência das fibras, que não são perfeitamente simétricas. Com isso dois modos ortogonalmente polarizados tem diferentes constantes de propagação. Como a energia do sinal é dividida entre esses modos, o pulso sofre um alargamento.

A ASE é o ruído dominante gerado pelos EDFAs. O amplificador não distingue os fótons do sinal dos gerados pelas emissões espontâneas, amplificando ambos. Com os sistemas de longa distância é necessário o uso de vários amplificadores em cascata. Assim a ASE vai se acumulando, degradando a relação sinal-ruído e pode até saturar os EDFAs mais à frente, diminuindo o ganho proporcionado por eles.

A dispersão cromática faz com que a forma dos pulsos propagados na fibra não seja preservada, provocando, em geral, um alargamento dos mesmos. Isso ocorre devido a dois fatores: a dispersão material e a dispersão de guia de onda. A dispersão material existe por causa da dependência do índice de refração da sílica em relação ao comprimento de onda da luz. Diferentes componentes em frequência têm velocidades de propagação diferentes. A dispersão de guia de onda ocorre porque parte da energia de um modo propaga-se pelo núcleo e outra parte propaga-se pela casca da fibra. O índice de refração efetivo enfrentado pela onda é dependente da relação das energias que propagam pelo núcleo e pela casca. Quanto maior o comprimento de onda, mais energia propagará pela casca. Quanto menor o comprimento de onda, a energia da luz fica mais confinada no núcleo da fibra óptica.

O *crosstalk* é um efeito não-linear que acontece devido à interferência entre diferentes caminhos ópticos passando por um mesmo componente óptico. Em geral, efeitos não-lineares são difíceis de serem tratados analiticamente, já que lidam com dependências complexas.

A maior parte dos estudos sobre o roteamento e a alocação de comprimentos de onda em redes ópticas WDM é baseada na suposição de que todos os caminhos ópticos têm a qualidade do sinal perfeita. Para se garantir isto, regeneradores teriam que ser usados naquelas conexões fortemente degradadas pela camada física. Esses elementos de rede são caros, sendo então útil a definição de “domínios de transparência” [12, 13, 14, 15] para formar sub-redes totalmente ópticas, onde o uso de regeneradores seria eliminado e as restrições físicas poderiam ser relaxadas para o algoritmo de RWA. Domínios de transparências podem ser conectados através de um nó roteador de borda, que provê a regeneração dos sinais.

Alguns estudos já realizados levam em consideração restrições físicas no algoritmo de roteamento e alocação de comprimento de onda. RWA com restrições na potência dos sinais foram estudados usando-se algoritmos genéticos [16]. Também as limitações impostas por efeitos não-lineares, como a mistura de quatro ondas [17, 18], foram estudadas adicionadas ao roteamento e à alocação de comprimento de onda.

### 3.4.2 Restrição de Diversidade

Em redes WDM dois caminhos ópticos são chamados de diversos se eles nunca estiverem sujeitos a uma mesma falha simples ao mesmo tempo. Para determinar quais caminhos ópticos não são diversos é preciso se definir os grupos de risco compartilhado (*Shared Risk Link Group* - SRLG).

Estes grupos são formados por caminhos ópticos que sofrerão interrupção do sinal transmitido no caso de uma certa falha simples na rede. Falhas simples seriam o rompimento de fibra óptica ou então uma falha em algum elemento de rede. Caminhos ópticos que utilizam algum recurso em comum são agrupados nos SRLGs.

Um exemplo de um SRLG seria o conjunto de caminhos ópticos que passam por uma mesma fibra ou então por fibras de um mesmo duto. Todos estariam sujeitos a interrupções no caso do rompimento do duto em questão por uma construção ou acidente no local. Outro

exemplo seria um conjunto de caminhos ópticos que passam por uma região propensa a terremotos ou outros desastres naturais, mesmo estando em dutos separados e até mesmo a uma certa distância.

### 3.4.3 Restrição de Continuidade de Comprimento de Onda

A restrição de continuidade de comprimento de onda é única a redes WDM de caminhos ópticos. Um caminho óptico é formado por canais em um certo comprimento de onda em cada enlace da rota a ser percorrida. Sem a utilização de conversores de comprimento de onda ou de conversão opto-eletróptica, os canais têm que ter o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces da rota. No processo de seleção da rota do caminho óptico esta condição restringe a aceitação de novas requisições de conexões.

Para driblar a restrição de continuidade de comprimento de onda pode-se usar conversores de comprimento de onda. Os nós dotados destes elementos podem ser divididos em totalmente ou parcialmente conversíveis. Um nó é totalmente conversível se cada fluxo de entrada pode ser convertido para qualquer comprimento de onda na saída. Assim o nó pode ser modelado como tendo  $F \times K$  canais, sendo  $F$  o número de fibras e  $K$  o número de comprimentos de onda por fibra.

Se a conversão é limitada nos nós da rede, dizemos que a conversão é parcial. Isto pode acontecer pela limitação no número de conversores em cada nó ou pela rigidez na conversão. Fluxos na entrada têm disponível conversores fixos para determinados comprimentos de onda, de  $\lambda_1$  somente para  $\lambda_3$ , por exemplo. A conversão parcial também pode ocorrer entre um certo grupo de comprimentos de onda para outro. Um exemplo disso seria que qualquer conexão usando  $\lambda_1$ ,  $\lambda_2$  ou  $\lambda_3$  possa ser convertida para  $\lambda_4$  ou  $\lambda_5$ . Conversores de comprimento de onda são tidos como elementos escassos da rede. Seu uso tem que ser feito de uma forma racional.

## Capítulo 4

# Conversão de Comprimento de Onda

A restrição de continuidade de comprimento de onda imposta aos algoritmos de roteamento e alocação de comprimento de onda pode ser evitada com o uso de conversores de comprimento de onda. Este dispositivo recebe um canal de dados sobre uma portadora óptica e produz um canal com os mesmos dados da entrada sobre uma outra portadora óptica na saída.

Se conversores de comprimento de onda forem dispostos nos *cross-connects* ópticos das redes WDM, as conexões não precisarão seguir o mesmo comprimento de onda em todos os seus enlaces, melhorando a utilização dos enlaces e reduzindo a probabilidade de bloqueio de requisições. Redes com conversores de comprimento de onda se assemelham às tradicionais redes chaveadas por circuitos.

Uma idéia pioneira para as redes ópticas era de se construir redes totalmente ópticas ou transparentes [34], onde nenhuma conversão opto-eletrônica entre o nó origem e o nó destino ocorresse. Neste tipo de rede os conversores de comprimento de onda deveriam ser completamente ópticos. Entretanto, não-linearidades ópticas, dispersão cromática, ASE e outros fatores ainda limitam a escalabilidade de uma rede WDM transparente [15]. Nota-se que regeneradores 3R (reamplificação, remodelagem e retemporização) podem ser necessários para contornar as restrições físicas. Estes regeneradores fazem uso da conversão opto-eletrônica

para realizar suas 3 funções básicas.

Como o sinal passa do domínio óptico para o domínio eletrônico, a conversão de comprimento de onda pode ser feita detectando-se o sinal através de um fotodetector e modulando um laser sintonizado no comprimento de onda desejado com o sinal recebido. Assim a conversão de comprimento de onda pode ser facilmente implementada em nós com regeneradores opto-eletrônicos, mas ao custo principalmente de transparência e de sintonia.

Esse argumento sugere que conversão de comprimento de onda pode ser introduzida em redes WDM sem grandes custos adicionais, onde houver regeneração do sinal. Porém, a introdução de conversores de comprimento de onda em um *cross-connect* dificulta o projeto do mesmo.

Pode-se esperar que conversores de comprimento de onda aumentem o custo financeiro e a complexidade de redes WDM. É, então, de extrema importância se estabelecer as reais vantagens que os conversores podem oferecer ao desempenho das redes ópticas, provendo interoperabilidade entre elementos de diferentes fornecedores [35] e simplificando o gerenciamento da rede [36].

Para redes estáticas, aquelas que atendem uma matriz de tráfego fixa, o benefício potencial do uso de conversores de comprimento de onda é a redução do número total de comprimentos de onda necessários para se atender uma certa demanda de conexões. Muitos trabalhos já foram realizados abordando esse cenário [37, 38, 39].

Para as redes WDM dinâmicas as melhorias no desempenho podem ser analisadas através da diminuição da probabilidade de bloqueio para um tráfego oferecido fixo, ou então, através do aumento de tráfego suportado para uma probabilidade de bloqueio fixa. Esta última métrica é de interesse particular de operadoras de serviços de telecomunicações, representando a possibilidade de aumentar a receita para uma mesma qualidade de serviço.

O ganho de desempenho obtido com a habilidade de conversão de comprimento de onda depende de alguns fatores, como:

1. A topologia e o tamanho da rede;
2. O número de comprimentos de onda usados em cada enlace;
3. O número de fibras em cada enlace;
4. Os algoritmos de roteamento e alocação de comprimento de onda;
5. O processo de chegada de chamadas.

Para a discussão feita neste trabalho os transmissores são imaginados sintonizáveis, assim uma conexão pode ser estabelecida em qualquer comprimento de onda disponível na fibra de saída. A vantagem de se usar transmissores sintonizáveis ao invés de transmissores fixos já foi analisada [40]. Em cada enlace será imaginado apenas uma fibra com o mesmo número de comprimentos de onda disponíveis.

Um fator interessante para se observar a dependência das melhorias alcançadas pela conversão de comprimento de onda é o diâmetro da rede. Este é definido como o tamanho, em enlaces, da maior rota, entre todas as possíveis de serem estabelecidas, entre qualquer par origem-destino com tráfego não nulo.

Numa suposta rede completamente conectada, onde cada nó se interliga com todos os demais, não há ganho de conversão. Mas com o aumento do tamanho das rotas os desempenhos, em uma mesma rede, com e sem conversão, divergem. Em geral a probabilidade de uma conexão ser bloqueada em uma rede sem conversão cresce com o aumento do tamanho das rotas, tendo em vista que se torna mais difícil um mesmo comprimento de onda estar disponível em todos os enlaces da conexão. Por outro lado em redes com conversão, o acréscimo na probabilidade de bloqueio com o aumento no tamanho das rotas é menos dramático, já que uma conexão pode usar qualquer comprimento de onda em um enlace, desde que exista um transmissor disponível naquele comprimento de onda e ele esteja livre [41].

O ganho com o uso de conversores é mais significativo em redes em malha do que em redes em anel, apesar do fato que grandes topologias em anel têm rotas correspondentemente

grandes [41, 42]. Isso ocorre devido à grande probabilidade de uma conexão usar um enlace adjacente quando já está usando um dado enlace na topologia em anel. Isto reduz a “mistura” de conexões ao longo de uma rota, reduzindo a necessidade de conversão. Em uma topologia em malha os nós têm um grau de conectividade maior. Um caminho óptico “encontra” um maior número de conexões por sua rota.

O encontro de duas rotas pode representar uma possível interferência entre as mesmas. Uma quantificação desse efeito é o tamanho de interferência  $L$ , que é definido como o número esperado de enlaces compartilhados por dois caminhos ópticos que compartilham algum enlace. Sendo  $H$  o tamanho da rota, pode-se definir o comprimento efetivo da rota  $H/L$ , a razão entre o tamanho da rota e o tamanho de interferência, que se mostra como um fator importante na análise do ganho de conversão em uma rede.

Como exemplo, pode-se perceber que uma rede em anel consiste em rotas grandes, mas tamanho de interferência também grande, levando a tamanhos efetivos de rota pequenos. A conversão de comprimento de onda causa melhorias marginais [41, 3, 42]. O mesmo ocorre para redes altamente conectadas como redes completamente conectadas, que têm tamanhos de interferência relativamente pequenos, mas também rotas relativamente curtas [42, 43]. Em contraste, uma topologia em malha pode ter rotas relativamente longas e tamanhos de interferência curtos. A conversão neste caso melhora o desempenho da rede significativamente.

Outro fator interessante de se observar é a dependência com o número de comprimentos de onda das melhorias da conversão. Uma rede com um único comprimento de onda não apresenta diferenças com ou sem conversão. Com o aumento do número de comprimentos de onda, o ganho ocasionado pela conversão começa a aparecer, já que ocorre uma maior mistura de conexões.

Mas o tráfego suportado também aumenta com o aumento do número de comprimentos de onda. O ganho de utilização, a razão entre a utilização da rede com conversão e a utilização

---

da rede sem conversão para uma mesma probabilidade de bloqueio, mede o acréscimo de tráfego que a conversão proporciona. Essa medida é de extremo interesse das operadoras de telecomunicações, mostrando o possível aumento de receitas com o investimento.

O ganho de utilização cresce rapidamente com o número de comprimentos de onda, quando este é pequeno. Entretanto, o ganho de utilização decresce a partir de uma certa quantidade de comprimentos de onda, tendendo ao valor 1 com a quantidade de comprimentos de onda tendendo ao infinito. Isto ocorre porque com um número muito grande de comprimentos de onda, o tráfego será dificilmente bloqueado mesmo sem conversores na rede.

Como dito anteriormente, as futuras redes deverão servir para tráfego estático e dinâmico concomitantemente. O tráfego estático deverá ocupar o maior número de comprimentos de onda no início, dando lugar a tráfegos dinâmicos ao longo do tempo. Por isso é interessante estudar os ganhos de conversão com um número limitado de comprimentos de onda.

Em sistemas multi-fibra o ganho de conversão diminui com o aumento do número de fibras e a diminuição do número de comprimentos de onda. No limite, um sistema com muitas fibras que opera somente um comprimento de onda não apresenta ganho de conversão.

Os algoritmos de roteamento e alocação de comprimento de onda influenciam também no ganho que a conversão pode proporcionar a uma rede. Se um algoritmo levar em consideração a relação entre o tamanho dos caminhos e a interferência entre eles, pode-se aumentar o ganho da conversão. Devido a sua simplicidade o algoritmo randômico de alocação de comprimentos de onda foi o mais usado nos estudos já realizados. Alguns algoritmos podem levar a um melhor desempenho as redes sem conversão, diminuindo o efeito dos conversores.

Dependendo do processo de chegada das chamadas, o ganho do uso de conversores na probabilidade de bloqueio de requisições pode variar. A maior parte dos estudos é feita assumindo tráfego com chegadas poissonianas e tempo de duração exponencial negativo. São suposições comuns para a modelagem de tráfego telefônico de voz nas tradicionais redes elétricas. Para redes WDM dinâmicas, o tráfego poissoniano pode ser aplicado quando as

chamadas forem de conexões ocupando grandes larguras de banda. Se as conexões contiverem tráfego de menores taxas multiplexados no tempo, essa suposição não apresenta uma boa aproximação. Assim, parece necessário um modelo mais apropriado de tráfego para uma melhor análise de conexões que carregam diferentes tráfegos de menor capacidade.

Alguns estudos utilizaram [44, 45] a razão entre a variância e a média da distribuição do tráfego para analisar a dependência do ganho do uso de conversores. Tráfegos com altas razões entre sua variância e sua média mostraram ganhos pequenos com o uso de conversores de comprimento de onda na probabilidade de bloqueio. Tráfego em rajadas apresenta esta característica.

A conversão de comprimento de onda reduz a probabilidade de bloqueio média e reduz a injustiça à política de aceitação de caminhos. Em uma rede sem conversores requisições de caminhos mais longos são mais facilmente bloqueadas que aquelas para caminhos mais curtos, já que é mais difícil de um mesmo comprimento de onda estar disponível em todos os enlaces do caminho.

## 4.1 Conversão Limitada

Até este ponto toda a discussão foi feita se imaginando que todos os nós da rede tenham a habilidade de converter comprimentos de onda. Mas nem sempre será possível contar com conversão total e ubíqua. Limitações no número de conversores plenos em toda a rede ou então limitações no número de comprimentos de onda que poderão ser convertidos nos nós ocorrerão com frequência, devido ao seu elevado custo de implementação.

Em redes com conversão limitada, cada nó poderá converter um número de comprimentos de onda. Por outro lado, nas redes com conversão esparsa somente uma fração dos nós é equipada com conversores capazes de executar um certo número de conversões simultâneas.

Um problema de se usar um número restrito de conversores em cada nó da rede é a

complexidade do *cross-connect*. Este elemento deverá deixar certos comprimentos de onda passarem sem sofrer conversão e dar a chance a outros de serem convertidos. Isso aumenta também a dificuldade da camada de controle da rede.

Modelos analíticos para redes WDM com conversores localizados em somente alguns nós da rede podem ser achados na literatura [42, 36, 46]. Nas análises feitas, aumentando-se o número de nós que contenham conversores de comprimento de onda, a probabilidade de bloqueio vai diminuindo, tendendo aos valores encontrados com conversão total e ubíqua.

A partir de uma certa quantidade de conversores o resultado já se aproxima do caso com conversores em todos os nós. Isso mostra que pode-se economizar elementos de conversão e se obter resultados muito satisfatórios. Na verdade, com um número relativamente pequeno de conversores na rede, já é possível de se obter um desempenho satisfatório. Além disso, a disposição espacial dos conversores na rede pode também alterar os resultados obtidos. Desta maneira é interessante se analisar quais seriam os nós ideais para receber os conversores.

Com o objetivo de se achar a configuração ideal dos conversores pelos nós da rede, poder-se-ia resolver o problema analisando a probabilidade de bloqueio em todas as  $\binom{N}{K}$  possibilidades de se dispor  $K$  conversores de comprimento de onda em uma rede de  $N$  nós. Este processo se mostra ineficiente para redes grandes. Além disso, a localização de conversores para redes em malha foi mostrado ser NP-árduo [47]. Soluções de menor complexidade foram propostas [48, 49, 50].

Vários fatores afetam a solução ótima para colocação dos conversores na rede. Intuitivamente pensaríamos que os nós com maior trânsito de tráfego deveriam receber os conversores. Entretanto, colocar um conversor em um nó com uma taxa de trânsito de tráfego alta, mas que “mistura” pouco o tráfego, pode ser ineficiente, já que neste caso resultaria somente em uma troca de tráfego entre os comprimentos de onda. Por outro lado, um nó que trata pouco trânsito de tráfego dificilmente receberá um conversor. O ganho de se ter um conversor neste tipo de nó não seria tão grande como com o conversor em outros nós.

Além disso, o espaçamento entre conversores afeta possivelmente a colocação ótima. Com distâncias maiores a probabilidade de bloqueio aumenta. A localização dos conversores pode ser feita de modo a se diminuir o tamanho de cada segmento da conexão. Por segmento de conexão entende-se cada trecho da conexão entre conversores, mantendo assim o mesmo comprimento de onda. Tendo um número limitado de conversores para toda a rede, uma localização adequada dos mesmos é necessária para se ter um maior benefício.

## 4.2 Localização de Conversores pela Rede

Há alguns fatores de motivação de se estudar a localização dos conversores na rede. Um deles é o problema que caminhos mais longos enfrentam maiores probabilidades de bloqueio. Exigências de qualidade de serviço podem requerer que os conversores sejam distribuídos de forma a minimizar o bloqueio de conexões longas.

Como o problema é geralmente complexo, heurísticas sub-ótimas podem ser aplicadas para a solução do problema, atingindo um desempenho quase-ótimo. O processo de colocação dos conversores pode ocorrer em várias fases, otimizando a cada fase a localização de alguns conversores para algum objetivo. Desta maneira, uma solução satisfatória só será obtida através da iteração das fases.

O objetivo do uso de conversores de comprimento de onda nesta Dissertação será o de minimizar a probabilidade de bloqueio de futuras requisições em um ambiente dinâmico. Ao invés de usar o método exaustivo de procurar a melhor configuração para  $K$  conversores em  $N$  nós, será usada a heurística proposta em [49] chamada probabilidade de bloqueio mínima primeiro (*Minimum Blocking Probability First* - MBPF).

### 4.2.1 Probabilidade de Bloqueio Mínima Primeiro - MBPF

A heurística propõe que se avalie a probabilidade de bloqueio da rede adicionando-se um conversor de comprimento de onda por vez. Desta maneira, a complexidade da heurística é reduzida a  $O(KN)$  ao invés de  $O(N^K)$ . A heurística terá  $K$  rodadas. A localização do conversor  $i$  será obtida ao final da rodada  $i$ . Designa-se como “nó candidato” um nó que não contenha um conversor. Na rodada  $i$  calcula-se a probabilidade de bloqueio da rede com o conversor  $i$  em cada nó candidato. O conversor  $i$  será colocado no nó que apresentar a menor probabilidade de bloqueio. Na rodada  $i + 1$  o conversor  $i + 1$  irá passar por cada nó candidato, calculando-se a probabilidade de bloqueio. A colocação deste conversor segue a idéia do primeiro. Isto ocorrerá até que todos os conversores estejam devidamente dispostos na rede.

Essa heurística se mostra interessante também devido ao fato dela fazer a rede escalável. Numa possível atualização da rede, a introdução de conversores pode ser feita gradualmente, sempre minimizando a probabilidade de bloqueio, e sem alterar a localização dos outros conversores já inseridos na rede. A solução ótima para a atualização da localização dos conversores seria mais uma vez a busca exaustiva da melhor configuração dos conversores, podendo-se até mesmo alterar a localização de alguns.

# Capítulo 5

## Proteção em Redes Ópticas

A tecnologia de multiplexação por divisão em comprimento de onda qualifica a rede óptica para servir de rede de transporte para qualquer tipo de rede cliente e suas aplicações. A enorme capacidade oferecida pela fibra óptica é dividida em canais de informação de taxas tratáveis no domínio eletrônico. Um grande número de usuários finais pode sofrer interrupções em seus serviços na ocorrência de uma falha em algum componente da rede. Estas interrupções podem gerar grandes prejuízos tanto para as operadoras como para os usuários.

Fazer a proteção na camada óptica se mostra mais eficiente do que deixar essa função para as camadas clientes. Um exemplo disto pode ser ilustrado por um rompimento em uma fibra. Nela, vários comprimentos de onda ativos seriam interrompidos. Sem a proteção na camada óptica, cada camada cliente deveria providenciar a proteção para suas conexões, inundando o gerenciamento das redes clientes de alarmes de sinalização, por causa de uma falha simples. Com a proteção na camada óptica, todas as conexões das redes clientes seriam restauradas conjuntamente, diminuindo a complexidade, o tempo de restauração do processo e o custo de proteção.

A adição de equipamentos na rede óptica, como já visto, exige fortes investimentos. A proteção normalmente é feita através da inserção de elementos que ficam reservados para o

caso de falhas. Esquemas de proteção que permitam o compartilhamento destes recursos de proteção diluem o custo de proteção entre diferentes conexões. Estes esquemas devem ainda levar em consideração o número de comprimentos de onda que serão protegidos para melhor utilizar os elementos da rede.

Estatísticas de monitoramento de redes mostram que falhas não são incomuns em redes “backbone” [19, 20, 21]. Portanto, é de extrema importância que a rede óptica WDM seja tolerante a falhas, já que podem ocasionar degradação no desempenho da rede [22]. As operadoras devem seguir as determinações estipuladas em contrato feito com os usuários de sua rede, que geralmente exigem altos níveis de disponibilidade dos serviços contratados.

A camada óptica pode ser subdividida em camada de canal óptico (*Optical Channel - OCh*) e na camada de seção multiplexada (*Optical Multiplex Section - OMS*). A primeira manipula cada conexão por inteiro, desde o nó de origem até o nó destino. A camada de seção trata as conexões em conjunto. A camada de seção opera sobre cada parte da rede entre elementos de multiplexação ou demultiplexação de comprimentos de onda.

Os esquemas de proteção podem atuar em qualquer uma das duas camadas. Um esquema de proteção na camada de canal restaura um caminho óptico por vez. Deste modo serão necessários OLTs, separadores e/ou comutadores para cada canal a ser protegido. Já esquemas atuantes na camada de seção restauram conjuntos de caminhos ópticos em um enlace, não conseguindo operar caminhos ópticos individuais.

Mecanismos de proteção podem ser classificados de acordo com sua escalabilidade, dinamismo, capacidade de oferecer classes de serviço, velocidade de restauração e eficiência em capacidade [23]. Atualmente, o tráfego é pouco dinâmico e praticamente incremental, mas, com o aumento do volume de dados gerado por certas aplicações multimídia como a Internet e TV de alta definição, prevê-se para um futuro próximo que o tráfego se torne dinâmico, com caminhos ópticos sendo rapidamente ativados e desativados de acordo com a demanda.

A habilidade de sobrevivência é introduzida em redes ópticas provendo às conexões um

caminho primário de trabalho e um caminho substituto, para o caso de uma falha. Tipicamente, a informação é transmitida pelo caminho de trabalho durante a operação normal da rede, mudando de caminho no momento de restauração das conexões afetadas pela falha. Esses dois caminhos não podem compartilhar nenhum elemento de rede, senão os dois caminhos seriam interrompidos no caso de uma falha neste elemento comum. Portanto dois caminhos disjuntos são geralmente necessários para se estabelecer uma conexão a ser protegida.

Para sistemas de transmissão óptica ponto-a-ponto os esquemas de proteção têm implementação simples, exigindo pouco do sistema de controle. Anéis ópticos metropolitanos apresentam esquemas de proteção mais sofisticados. A proteção pode ser feita com a mudança completa de rota para o caminho óptico ou com variações somente onde a falha ocorreu, seguindo esquemas de proteção já utilizados em redes SDH/SONET. Apesar de mecanismos de proteção já terem sido amplamente investigados para topologias em anel, a proteção em redes em malha vem lançando novos desafios.

Neste capítulo será mostrada a evolução da proteção até chegar nas redes ópticas com topologias em malha com esquemas de proteção para todos os tipos de sistemas ópticos.

## 5.1 Sistemas Ponto-A-Ponto

Esquemas de proteção para sistemas ponto-a-ponto atuam geralmente na camada de seção. Se uma falha ocorrer em qualquer posição do enlace, todos os canais passando pela fibra serão afetados. Assim a proteção do conjunto completo de canais pode economizar no investimento em equipamentos. Existem porém esquemas que atuam na camada de canal.

### 5.1.1 Proteção 1+1

O esquema de proteção 1+1 é um esquema de proteção dedicado, onde o tráfego é transmitido simultaneamente por dois caminhos disjuntos desde o nó origem até o nó destino como pode

ser visto na Figura 5.1. Este esquema exige elementos de rede em dobro, aumentando o custo financeiro do projeto.

A recepção é feita pela escolha de um dos dois sinais. Se ocorrer alguma falha no caminho escolhido, o nó destino simplesmente troca a recepção e continua recebendo a informação. Esta forma de proteção tem um tempo de restauração muito pequeno e não requer sinalização entre a origem e o destino.

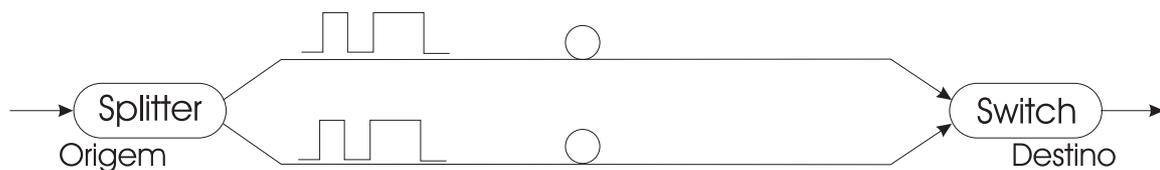


Figura 5.1: Esquema de proteção 1+1

### 5.1.2 1:1

Neste esquema de proteção ainda são necessários dois caminhos disjuntos para cada conexão a ser protegida, como mostra a Figura 5.2. Porém, a informação trafega somente por um deles, ficando o outro reservado para a restauração da conexão. No caso de uma falha os nós origem e destino precisam chavear a transmissão e a recepção para o caminho de proteção. Para isso é necessário um protocolo de sinalização entre a origem e o destino.

Um ponto positivo em relação ao esquema anterior é que os caminhos de proteção podem ser utilizados para tráfego de baixa prioridade durante a operação normal da rede. Este tráfego será descartado se alguma falha ocorrer no caminho de trabalho. Um ponto negativo é que o tempo de restauração do caminho afetado pela falha é maior. Outro fator negativo é que ainda é necessário reservar elementos de rede para a proteção. Entretanto, este é aliviado pelo uso de tráfego de baixa prioridade.

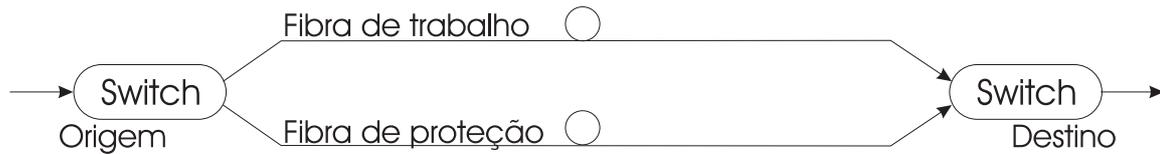


Figura 5.2: Esquema de proteção 1:1

### 5.1.3 1:N

Este esquema de proteção é uma extensão do esquema anterior. Ele faz uso inteligente da capacidade da rede, compartilhando caminhos de proteção entre mais de um caminho de trabalho, como visto na Figura 5.3. Há economia de recursos com o uso desta política, dividindo o custo da proteção por  $N$  conexões.

Seguindo a restrição anterior, o caminho de trabalho e de proteção devem ser disjuntos. Mas neste esquema os caminhos de trabalho que compartilharão um mesmo caminho de proteção também devem ser disjuntos. Se dois caminhos de trabalho utilizarem algum componente de rede em comum (compartilham o mesmo risco) e este componente falhar, os dois tráfegos serão chaveados para seus caminhos de proteção. Se os caminhos de proteção designados para os dois tráfegos forem o mesmo, haverá um conflito. Assim mais uma condição deve ser respeitada no momento de se rotear os caminhos de trabalho e proteção, os caminhos de trabalho não podem fazer parte de um mesmo SRLG.

## 5.2 Redes em Anel

Para redes ópticas com topologia em anel os esquemas de proteção se assemelham muito aos esquemas utilizados em redes SDH/SONET, podendo atuar tanto na camada de canal como na camada de seção.

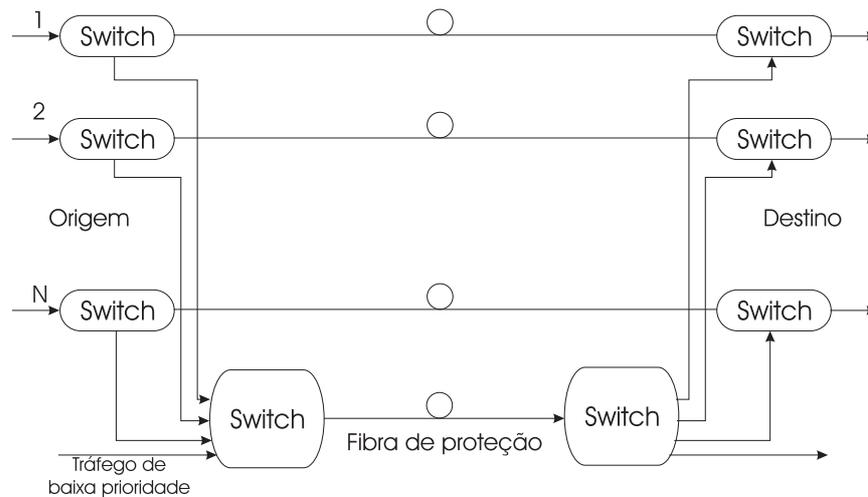


Figura 5.3: Esquema de proteção 1:N

### 5.2.1 OMS-DPRing

O esquema de proteção OMS-DPRing (*OMS - Dedicated Protection Ring*) atua na camada de seção e utiliza um par de fibras [24]. Cada fibra contém tráfego em um único sentido, mas cada nó transmite nas duas direções do anel. Diferentes comprimentos de onda devem ser usados por cada nó para não haver conflitos. Durante a operação normal o anel funciona como um barramento com um par de amplificadores desligados, Figura 5.4(a).

Se uma falha ocorre, os amplificadores adjacentes à falha são desligados e os que estavam inativos são ligados, restaurando o tráfego, como mostrado na Figura 5.4(b).

### 5.2.2 OMS-SPRing

Este esquema de proteção (*OMS - Shared Protection Ring*) para anel também atua na camada de seção e utiliza dois pares de fibras. Um par contém elementos WDM e o outro par é usado para o propósito de proteger as conexões e não contém elementos WDM, como mostra a Figura 5.5. No momento de uma falha o sinal é desviado para o outro par de fibras seguindo o mesmo sentido de tráfego (Figura 5.6(a)) ou retorna pelo par de fibras de proteção no

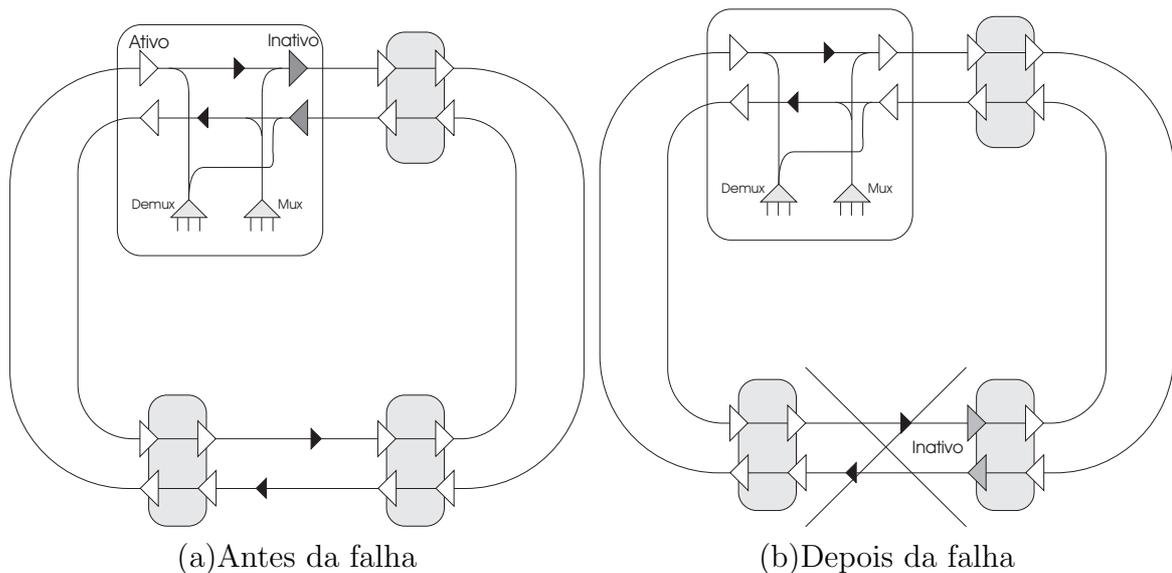


Figura 5.4: Esquema de proteção OMS-DPRING

sentido contrário ao anterior (Figura 5.6(b)). Com a redução de elementos WDM na rede, um menor custo é encontrado para a proteção.

### 5.2.3 OCh-SPRing

Um esquema que atua na camada de canal é o OCh-SPRing (*OCh - Shared Protection Ring*). Neste esquema de proteção os caminhos de trabalho são ativados no menor caminho no anel. Quando um caminho de trabalho falha, ele é restaurado por um desvio para as fibras de proteção seguindo o mesmo sentido no anel ou faz o retorno por estas fibras no sentido contrário, com conexões semelhantes ao esquema OMS-SPRing.

## 5.3 Redes WDM em Malha

A migração de topologias em anel para topologias em malha multiplicou a capacidade de transmissão da rede e aumentou também a dinâmica do tráfego. Entretanto, para estas redes os esquemas de proteção são mais complexos daqueles usados em sistemas ponto-a-ponto ou

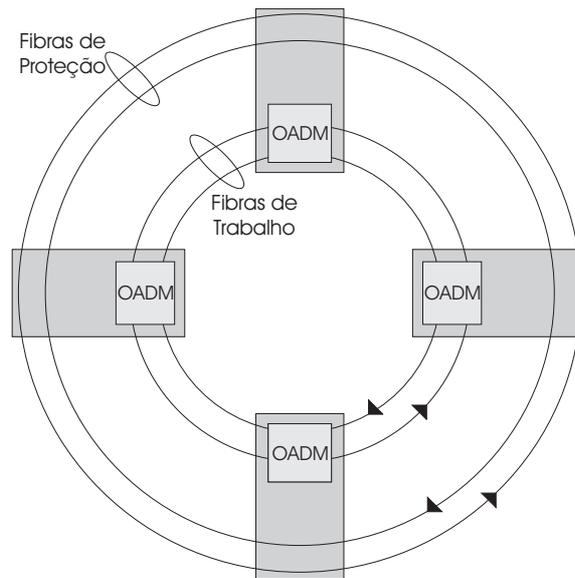


Figura 5.5: Esquema de proteção OMS-SPRING: antes da falha

em redes em anel.

Esquemas de proteção dedicada para redes em malha WDM funcionam da mesma forma como nos sistemas ponto-a-ponto ou em topologias em anel. Por isso esta seção se dedicará a mostrar estratégias de proteção que compartilhem a capacidade ociosa da rede.

### 5.3.1 Reserva Compartilhada - Backup Multiplexing

Para se proteger conexões compartilhando-se a capacidade ociosa da rede, deve-se levar em consideração a restrição de diversidade de grupo de risco compartilhado (SRLG). Caminhos de trabalho pertencentes a uma mesmo SRLG não podem compartilhar um caminho de proteção. A importância disso é garantir 100% de restaurabilidade depois de qualquer falha em qualquer enlace ou nó da rede.

Um exemplo pode ser visto na Figura 5.7. Os caminhos de trabalho  $T1$  e  $T2$  passam por um mesmo enlace AB, dividindo assim o mesmo risco de falha. O caminho de proteção  $P2$  de  $T2$  não deve usar nenhum recurso usado pelo caminho de proteção  $P1$  de  $T1$  para garantir

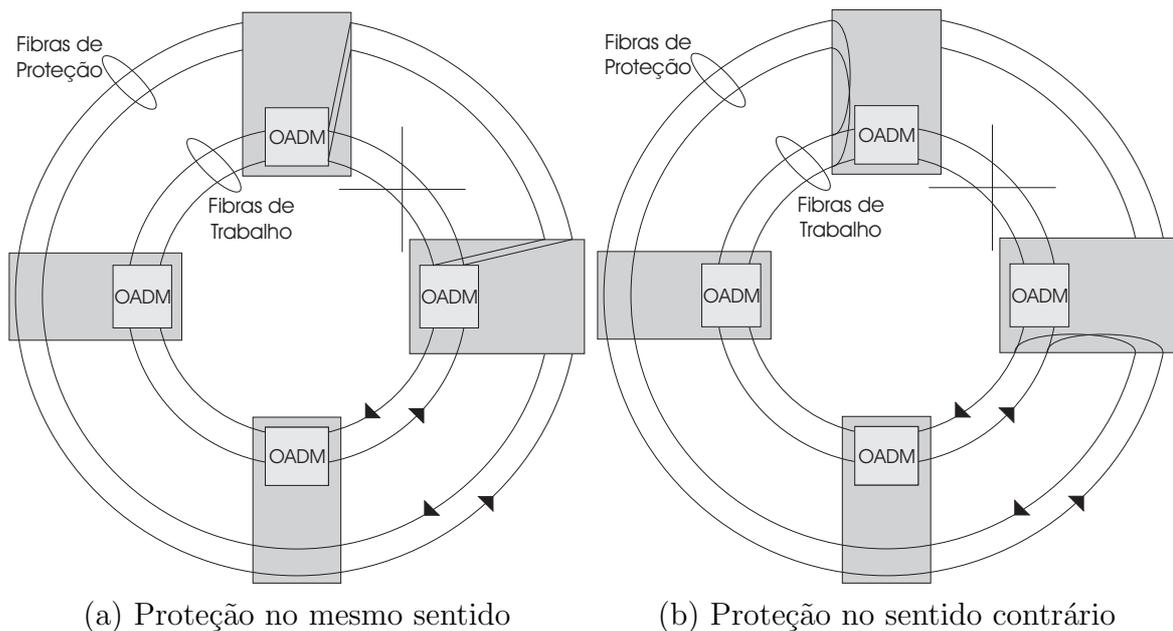


Figura 5.6: Esquema de proteção OMS-SPRING

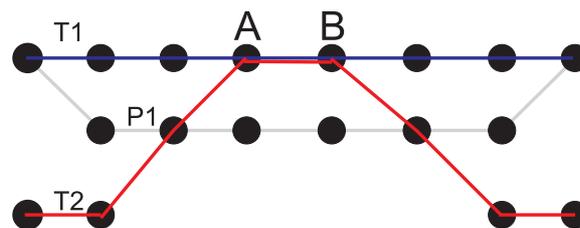


Figura 5.7: Ilustração da restrição de SRLG

que os dois caminhos estejam protegidos contra uma possível falha no enlace AB.

Quanto maior o número de enlaces atravessados pelo caminho  $T1$ , mais caminhos de trabalho dividirão riscos com  $T1$ , não podendo compartilhar recursos de proteção. Para contornar este problema é interessante se fazer a alocação inteligente da capacidade ociosa. Dependendo da dinâmica do tráfego diferentes alternativas podem ser empregadas.

Para casos de tráfego estático algumas destas alternativas são mostradas a seguir. As quatro primeiras são esquemas de proteção orientados a trechos da rede. Já o último esquema é orientado a caminho e provê a capacidade necessária para a proteção em cada enlace da rede.

### 5.3.1.1 Cobertura de Nós

Este esquema tenta alocar um ciclo reserva para a proteção contra falhas em enlaces. Quando uma falha ocorre, o tráfego que passaria pelo enlace é desviado para o ciclo reserva para a restauração. A capacidade do ciclo deve ser pelo menos igual à capacidade máxima dos enlaces para garantir 100% de restaurabilidade. Um ponto negativo deste esquema de proteção é que o tempo de restauração pode ser inaceitavelmente longo numa rede grande.

Um algoritmo para se achar um anel como ciclo de proteção com uma distância mínima, contando os enlaces, é apresentado em [25].

### 5.3.1.2 Proteção de Trecho

Uma proposta apresentada em [26] mostra um exemplo de proteção de trecho. A idéia é que cada trecho da rede tenha um caminho de proteção caso algum elemento pertencente ao trecho falhe. O algoritmo procura rotas alternativas para cada trecho desejado. Como esta estratégia foi idealizada para redes IP, algumas modificações devem ser tomadas, como transformar os fluxos de tráfego para variáveis inteiras.

### 5.3.1.3 Cobertura de Anel

Como as estratégias de proteção para anel já foram extensivamente estudadas, a idéia de se dividir a rede em anéis para o propósito de proteção pareceu atraente. A capacidade reservada para a proteção pode ser pré-planejada ou pré-configurada em anéis, sendo que cada enlace seja protegido por dois anéis, um em cada direção. A capacidade dos anéis de proteção de um dado enlace tem que somar ao menos a capacidade de tráfego do mesmo para garantir 100% de restaurabilidade.

### 5.3.1.4 Ciclos Pré-Configurados

O ciclo pré-configurado (*p-cycle*) é uma estratégia já bem desenvolvida para alocar capacidade ociosa em padrões de anéis na rede ainda no estágio de planejamento. De maneira diferente à cobertura em anel, os *p-cycles* permitem que enlaces contornados pelos anéis sejam protegidos pelo ciclo. Como os ciclos são pré-configurados o tempo de restauração é bem curto, ao custo de uma pouca utilização da capacidade ociosa.

### 5.3.1.5 Correlação de Caminhos de Trabalho

Para se alocar capacidade de reserva para caminhos ópticos, a relação entre os caminhos de trabalho de um mesmo SRLG precisa ser investigada. Em [27] a correlação entre caminhos de trabalho e de proteção pode ser avaliada através de matrizes. Os caminhos de trabalho e de proteção são representados por vetores linha binários de tamanho  $1 \times |L|$ :  $a_r = a_{r,l}$  e  $b_r = b_{r,l}$ , sendo  $|L|$  o número de enlaces na rede. O  $l$ -ésimo elemento do vetor é igual a 1 se o caminho correspondente passa pelo enlace  $l$ .

Duas matrizes podem ser determinadas pelos vetores,  $A = a_{r,l}$  e  $B = b_{r,l}$ , ambas de tamanho  $|CO| \times |L|$ , sendo  $|CO|$  o número de caminhos ópticos. A matriz  $C = c_{i,j|L| \times |L|} = B^T \cdot M \cdot A$ , onde  $M$  é uma matriz diagonal de tamanho  $|CO| \times |CO|$ , com a diagonal tendo como valores a demanda de caminhos ópticos por par origem-destino. A capacidade mínima requerida para cada enlace no caso de qualquer falha simples é o máximo de cada linha na matriz  $C$ .

Para o caso de tráfego dinâmico o roteamento com capacidade de sobrevivência deve ter como resultado um par de caminhos de trabalho e de proteção disjuntos, considerando custos que enlaces podem oferecer e o estado momentâneo dos enlaces. Um esquema já desenvolvido é o algoritmo de Suurballe [28, 29].

### 5.3.2 Proteção por Roteamento em Sub-Grafos

Proteção por roteamento em sub-grafos (*Sub-Graph Routing Protection* - SGRP)[4] é um esquema novo e singular de proteção ao tráfego dinâmico em redes WDM de caminhos ópticos. É um esquema de proteção orientado a caminho dependente a falha, onde cada conexão tem um caminho de proteção específico para cada falha. Além disso, esse esquema de proteção não reserva explicitamente recursos para proteção. Essas são as principais diferenças entre SGRP e os esquemas mais comuns de proteção orientada a caminhos, como proteção dedicada e proteção com reserva compartilhada e são responsáveis pelo seu excelente desempenho. Inicialmente concebida para oferecer proteção contra falhas simples de enlace, SGRP foi também estendida para oferecer proteção contra falhas múltiplas de enlaces, falhas de nós, e falhas de grupos de enlaces com risco compartilhado (SRLG) [30]. Nesta Dissertação serão analisados somente casos de falhas simples em enlaces, mas extrapolações do conceito para outros cenários podem ser realizadas em trabalhos futuros.

A idéia principal da proteção por roteamento em sub-grafos é bastante inteligente. A topologia da rede pode ser representada por um grafo não-orientado  $G(V, E)$  com um conjunto de vértices  $V$  e um conjunto de arestas  $E$ . O conjunto  $V$  representa os nós e o conjunto  $E$  representa enlaces bidirecionais de uma rede óptica.  $G(V, E)$  é também chamado de rede base. Uma falha simples na aresta  $e_i$  pode ser representada por um sub-grafo  $G_i = G - e_i$ : o grafo original sem a aresta  $e_i$ . Portanto, todas as falhas simples em enlaces da rede podem ser representadas por  $L$  sub-grafos, onde  $L$  é a cardinalidade do conjunto de arestas  $E$ , como mostrado na Figura 5.8.

No esquema de proteção por roteamento em sub-grafos uma conexão somente é aceita se ela puder ser roteada em cada um dos  $L$  sub-grafos e na rede base com sucesso, passando pelas possíveis restrições impostas. Na ocorrência de uma falha em um enlace, a rede altera seu estado para aquele representado pelo sub-grafo correspondente. Cada sub-grafo representa a topologia da rede com uma falha simples. Se uma conexão é roteada em todos os sub-grafos,

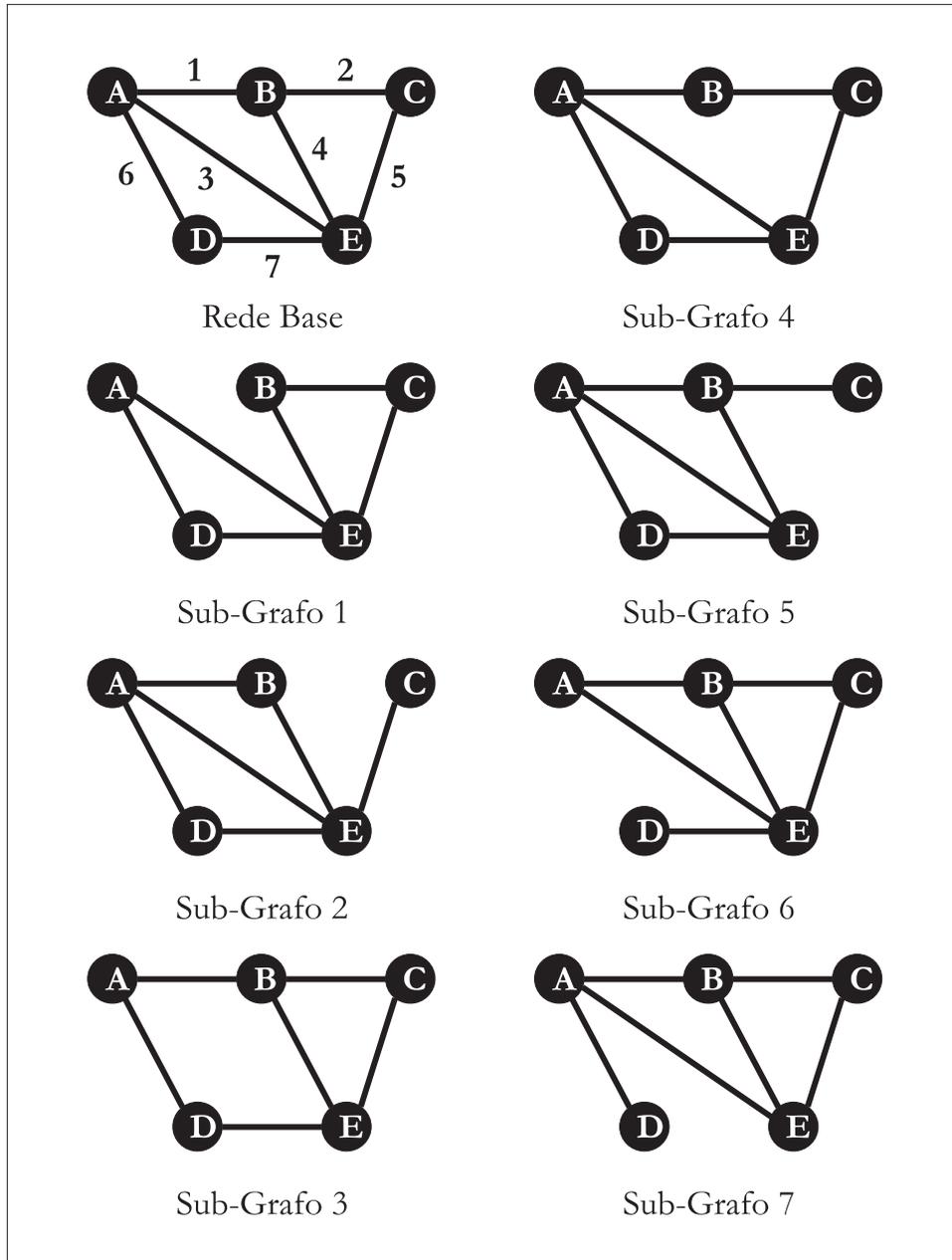


Figura 5.8: Proteção por roteamento em sub-grafos

ela estará protegida contra qualquer tipo de falha simples possível na rede.

Um ponto interessante a ser observado é a possibilidade de realocação de conexões no caso de uma falha, mesmo que estas conexões realocadas não sejam diretamente afetadas pela falha ocorrida. Se uma conexão é roteada diferentemente na rede base e em algum sub-grafo  $G_i$ , onde ela poderia utilizar a mesma rota e comprimento de onda que na rede base, e se o enlace  $i$  falhar, haverá uma realocação “desnecessária” do ponto de vista desta conexão, acarretando uma interrupção no serviço. Para solucionar este problema é de extrema importância a utilização de um RWA que leve em consideração na hora da aceitação da requisição realocações desnecessárias. Esta realocação desnecessária é designada *realocação altruísta*. Naqueles sub-grafos correspondentes a falhas em enlaces por onde uma certa conexão passa na rede base, esta conexão sofrerá indiscutivelmente realocação, já que a mesma rota não estará disponível.

O roteamento e a alocação de comprimento de onda das conexões na rede base e nos sub-grafos podem ser feitos conjuntamente ou independentemente. Se forem independentes, o caminho e o comprimento de onda designados para uma conexão nos sub-grafos não terão qualquer relação com a configuração na rede base. Neste caso, um intenso processo de realocação ocorrerá sempre que uma falha acontecer, já que é muito provável que o caminho ou o comprimento de onda alocado no sub-grafo seja diferente daquele utilizado sem a ocorrência da falha. Em contraste, o RWA da rede base e dos sub-grafos, quando feitos conjuntamente, podem minimizar a realocação de caminho e de comprimento de onda.

A seguir serão melhor detalhadas as estratégias utilizadas na proteção por roteamento em sub-grafos. Nos exemplos, a rede simulada é a apresentada na Figura 5.8, operando com 2 comprimentos de onda ( $W = 2$ ). A alocação de comprimento de onda é do tipo randômica. Uma seqüência de requisições, (A-C, E-A, C-D, B-E), é estabelecida, como exemplo. A configuração da rede base e dos sub-grafos para cada caso será ilustrada em figuras.

### 5.3.2.1 RWA sem Restrições

Esta estratégia de RWA usada em proteção SGRP é a mais simples de ser implementada, mas é também a estratégia em que mais realocações altruístas acontecem. A única restrição imposta às requisições para aceitação é a básica na proteção por roteamento em sub-grafos. A conexão tem que ser roteada em todos os sub-grafos com sucesso para a sua aceitação.

Deste modo não há preocupação na maneira como as conexões são roteadas nos sub-grafos. As conexões são roteadas tanto na rede base como nos sub-grafos pela menor rota, levando-se em conta a topologia do sub-grafo. Se a menor rota não estiver disponível, a requisição é bloqueada. Se houver mais de uma menor rota, uma será sorteada. O comprimento de onda é sorteado aleatoriamente entre os disponíveis. A probabilidade de ocorrer realocações altruístas é muito alta, já que mesmo seguindo a mesma rota na rede base e nos sub-grafos que contém todos os enlaces utilizados pela conexão na rede base, a chance de se escolher outro comprimento de onda aumenta com o número de comprimentos de onda da rede.

Para a seqüência de requisições solicitadas no exemplo, uma possível configuração final da rede base e dos sub-grafos é mostrada na Figura 5.9. Primeiramente uma conexão entre os nós A e C é solicitada. A conexão é aceita, já que em todos os sub-grafos a conexão é roteada pela menor rota e um comprimento de onda aleatório é selecionado. Nota-se que, mesmo seguindo a mesma rota como na rede base (A-B-C), a conexão apresenta um comprimento de onda diferente nos sub-grafos 4 e 6. Se uma falha ocorrer no enlace 4 ou no enlace 6, uma realocação altruísta de comprimento de onda acontecerá. Isso já demonstra um ponto negativo em não se rotear as conexões nos sub-grafos levando-se em consideração a configuração da rede base.

Em seguida as conexões E-A, C-D e B-E são requisitadas em seqüência e suas aceitações testadas em cada sub-grafo. Foi selecionado à conexão E-A um comprimento de onda diferente do seu na rede base nos sub-grafos 1 e 2, por causa da rota de proteção da conexão A-C. Isto implicará em realocações altruístas no caso de falhas nos enlaces correspondentes.

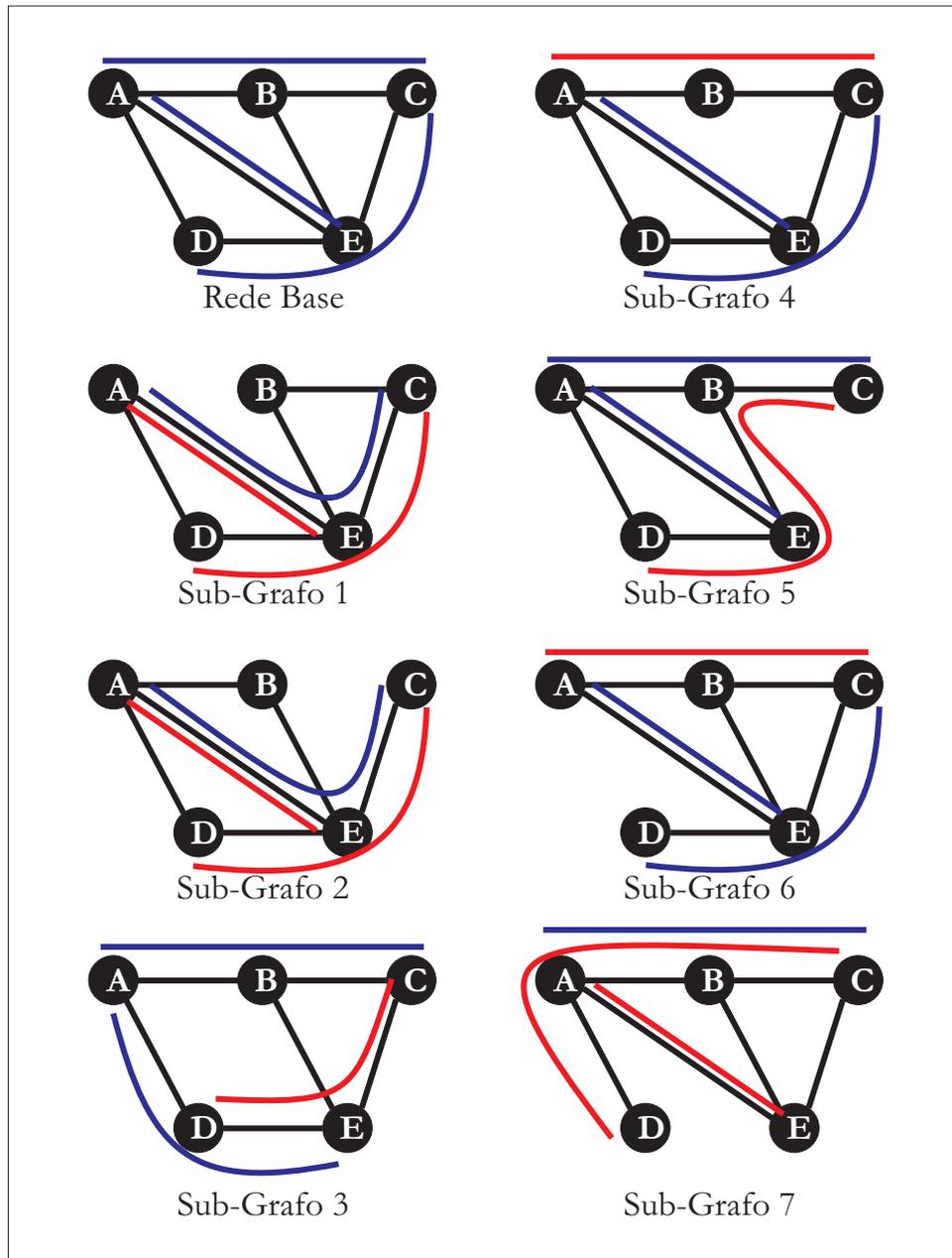


Figura 5.9: RWA sem Restrições  
( $W=2$ )

A conexão também sofrerá realocação desnecessária se o estado da rede mudar para aquele descrito pelo sub-grafo 7. A conexão C-D é também aceita, por atender às restrições, e sofrerá também realocações altruístas se certos tipos de falhas ocorrerem.

Com a seleção de rotas e comprimentos de onda da forma como mostrado na Figura 5.9 a conexão B-E não teria comprimento de onda disponível no sub-grafo 4. Assim ela foi bloqueada por não atender a restrição que todas as conexões devem ser roteadas em todos os sub-grafos para se protegê-las em qualquer caso de falha simples.

### 5.3.2.2 RWA com Restrições

Nesta estratégia a realocação altruísta é eliminada, adicionando-se uma restrição para se aceitar as requisições de conexões. Nos sub-grafos que contém todos os enlaces utilizados pela conexão na rede base, as conexões são roteadas da mesma forma (rota e comprimento de onda) como na rede base. Assim, se alguma falha correspondente a esses sub-grafos ocorrer, as conexões não sofrerão realocação desnecessária. Nos sub-grafos restantes, as conexões são roteadas com a mesma estratégia de RWA usada na rede base, ou seja, a conexão é roteada pelo menor caminho e o comprimento de onda é selecionado randomicamente. Nestes sub-grafos a realocação irá sempre existir.

A eliminação da realocação altruísta tem como custo o aumento da probabilidade de bloqueio. Em muitos casos a conexão não pode ser roteada da mesma forma como na rede base em algum sub-grafo. A conexão é, portanto, rejeitada por não poder ser protegida no sub-grafo em questão.

A mesma seqüência de requisições é feita a esta estratégia de RWA usando SGRP. A primeira conexão, A-C, é aceita. Desta vez ela é roteada da mesma forma como na rede base em todos os sub-grafos possíveis. Na seqüência a conexão E-A é testada na rede base e nos sub-grafos. O mesmo comprimento de onda utilizado pela conexão A-C é escolhido aleatoriamente para a conexão E-A na rede base. Neste caso, a segunda requisição é bloqueada por

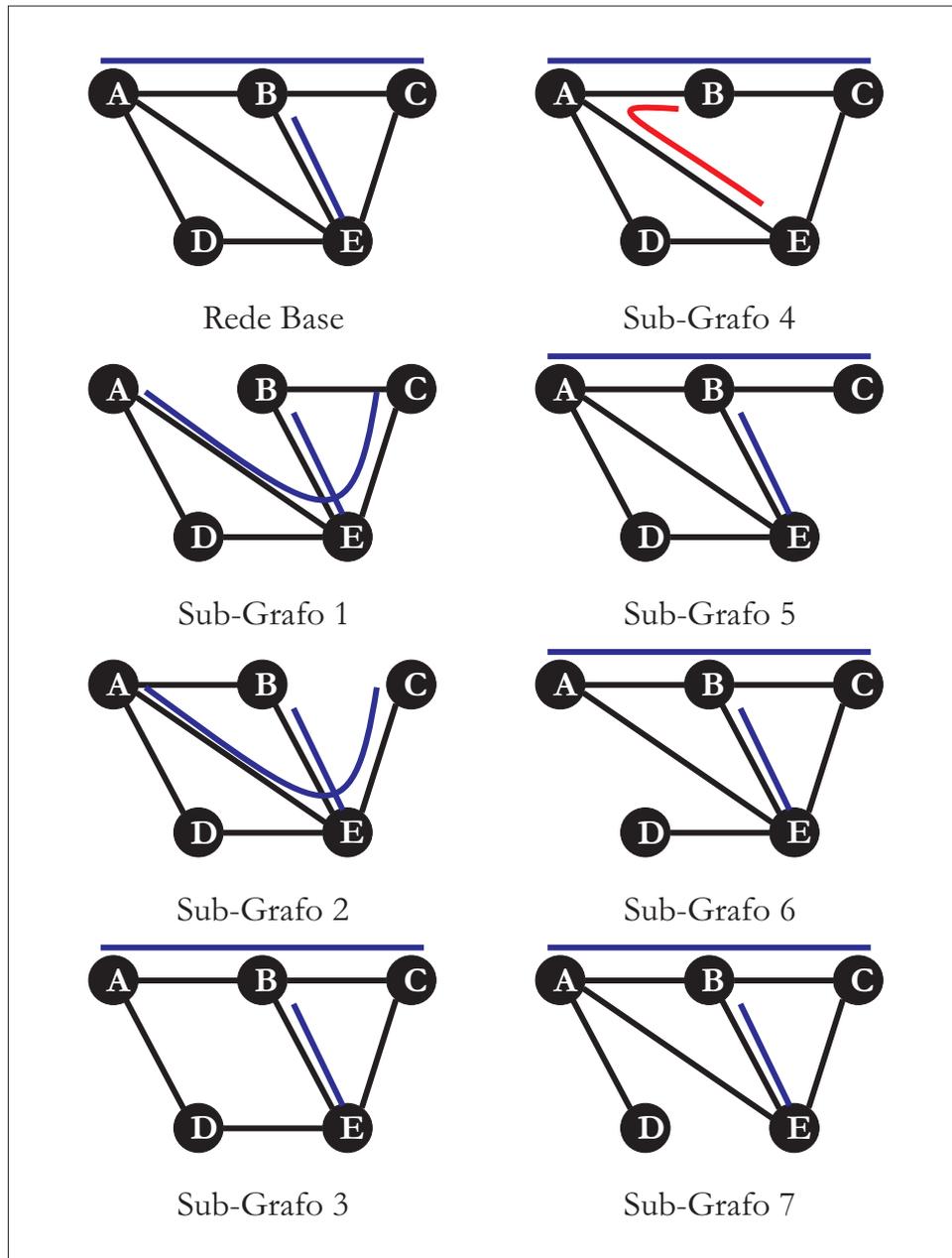


Figura 5.10: RWA com Restrições  
( $W=2$ )

não poder ser roteada nos sub-grafos 1 e 2 pela mesma rota e comprimento de onda como na rede base.

O mesmo ocorre para a requisição C-D no sub-grafo 2. A restrição imposta neste esquema de RWA aumenta o bloqueio de novas conexões. A conexão B-E é aceita por conseguir atender todas as restrições.

### 5.3.2.3 Planejamento entre Chegadas - IAP

Estratégias de re-planejamento da rede entre chegadas de eventos (ativações ou desativações de caminhos) melhoram o desempenho do sistema ao custo de processamento computacional. Ganhos no desempenho são executados entre eventos de rede (execução *offline*), isto é, entre chegadas ou terminos de conexões, num período ocioso dos processadores. O re-planejamento de conexões roteadas em sub-grafos é viável do ponto de vista operacional, levando-se em consideração que sub-grafos não são entidades físicas, mas sim estados a serem incorporados pela rede no caso de uma falha.

O requisito para um planejamento entre chegadas bem sucedido é que o tempo de planejamento seja menor que o intervalo entre eventos de rede, senão o planejamento será abortado. Atualmente o intervalo entre eventos de rede é muito grande. Como o tráfego pode ser considerado incremental, o provisionamento de novas conexões pode demorar horas e até mesmo dias.

A estratégia proposta [31] otimiza o roteamento e a alocação de comprimento de onda das conexões em cada sub-grafo a fim de mitigar as realocações altruístas. Estas não são totalmente eliminadas, como no caso do RWA com restrições, pelo fato do re-planejamento poder ser abortado se alguma conexão não puder ser roteada, segundo o critério requerido, em algum sub-grafo ou por exigir muito tempo de processamento. A aceitação das requisições segue o algoritmo RWA sem restrições.

A idéia é priorizar, no sub-grafo  $G_i$ , o roteamento das conexões que não utilizam o enlace

$i$  na rede base, designando-lhes os mesmos caminhos e comprimentos de onda. Conexões que passam pelo enlace  $i$  na rede base, que seriam de qualquer maneira realocadas no sub-grafo  $G_i$ , são então alocadas na capacidade remanescente. Se isto não for possível, o planejamento entre chegadas é cancelado e o estado inicial do sub-grafo é restaurado.

O planejamento é feito para cada sub-grafo, seguindo-se os seguintes passos:

1. Estado inicial de  $G_i$  é salvo;
2. Todas as conexões são apagadas de  $G_i$ ;
3. Duas listas de conexões são geradas:  $C_F$  – conexões que passam pelo enlace  $i$  na rede base;  $C_N$  – conexões que não passam pelo enlace  $i$  na rede base;
4. Conexões da lista  $C_N$  são roteadas em  $G_i$  como na rede base;
5. Conexões da lista  $C_F$  são roteados usando o menor caminho sobre todos os planos de comprimento de onda (SPAWG), em ordem de chegada;
6. Se não for possível rotear todas as conexões no sub-grafo  $G_i$ , seu estado inicial, salvo em 1, é retomado.

No exemplo usado para as duas estratégias anteriores, o planejamento entre chegadas consegue fazer com que a última requisição (B-E) seja aceita. O planejamento organiza as conexões como na rede base sempre que possível. Se uma nova conexão puder ser roteada na rede base, as chances dela ser roteada com sucesso em todos os sub-grafos aumenta.

Após o roteamento bem sucedido da primeira conexão, A-C, em todos os sub-grafos como na Figura 5.11, as duas listas,  $C_N$  e  $C_F$ , são montadas como mostrado na tabela 5.1. As mudanças nos sub-grafos 4 e 6 são executadas, resultando nas configurações mostradas na Figura 5.12.

A conexão E-A é requisitada, roteada em todos os sub-grafos da mesma forma como na Figura 5.13 e posteriormente as listas são novamente formadas, tabela 5.2. Seguindo os

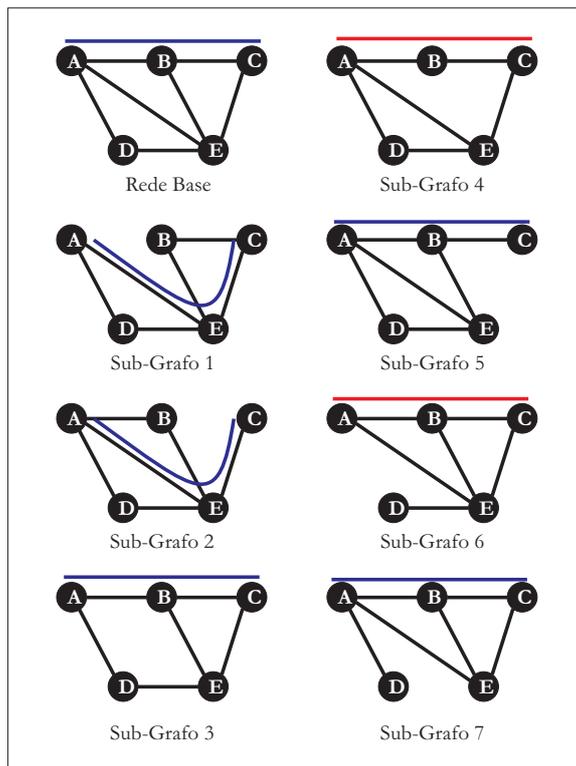


Figura 5.11: A-C aceite

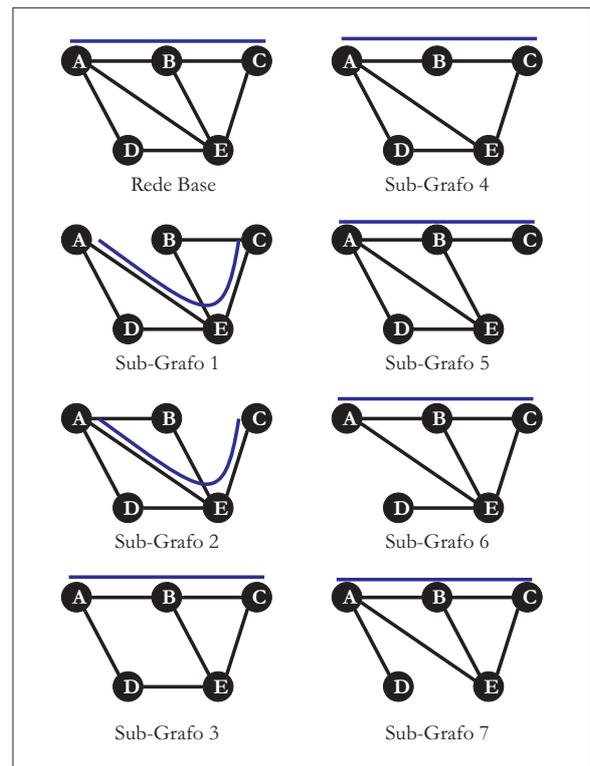


Figura 5.12: Resultado do 1º planejamento

passos descritos acima, os sub-grafos são apagados e reconfigurados. A conexão E-A não sofrerá mais realocações altruístas em caso de falha no enlace 1 ou no enlace 2, como pode-se observar na Figura 5.14.

O mesmo procedimento ocorre na chegada da requisição da conexão C-D. Ela é roteada com sucesso em todos os sub-grafos, Figura 5.15, e é aceita. O planejamento é iniciado, tabela 5.3 e o resultado é a configuração mostrada na Figura 5.16.

O ganho do planejamento é notado na aceitação da conexão B-E. A conexão é roteada em todos os sub-grafos, Figura 5.17. Depois, ainda, ocorre um novo planejamento, tabela 5.4 e Figura 5.18, e a rede espera por novas requisições de conexões.

Tabela 5.1: Listas para o 1º planejamento

<i>Sub-Grafo</i>	$C_N$	$C_F$
$G_1$	-	A-C
$G_2$	-	A-C
$G_3$	A-C	-
$G_4$	A-C	-
$G_5$	A-C	-
$G_6$	A-C	-
$G_7$	A-C	-

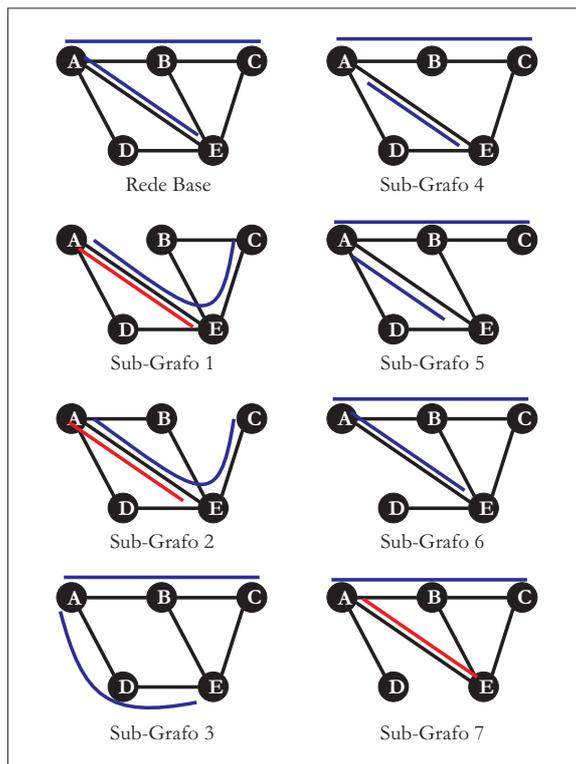


Figura 5.13: E-A aceita

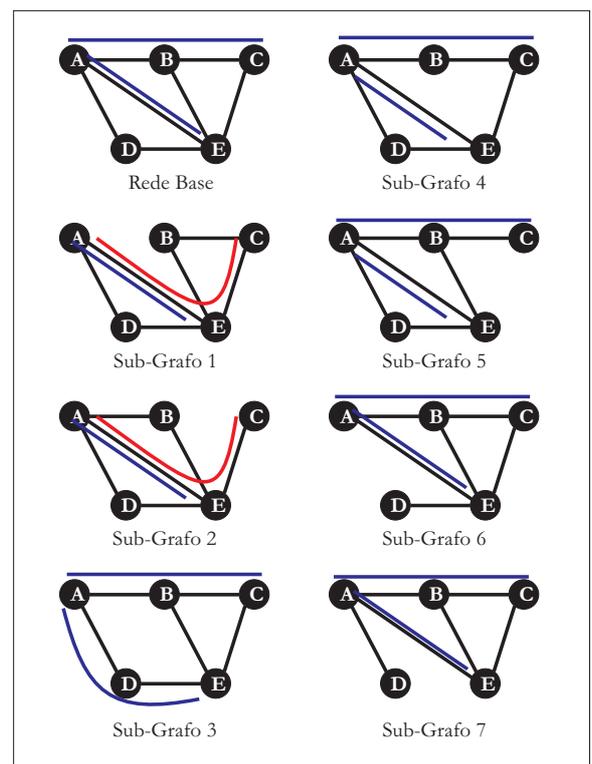


Figura 5.14: Resultado do 2º planejamento

Tabela 5.2: Listas para o 2º planejamento

<i>Sub-Grafo</i>	$C_N$	$C_F$
$G_1$	E-A	A-C
$G_2$	E-A	A-C
$G_3$	A-C	E-A
$G_4$	A-C;E-A	-
$G_5$	A-C;E-A	-
$G_6$	A-C;E-A	-
$G_7$	A-C;E-A	-

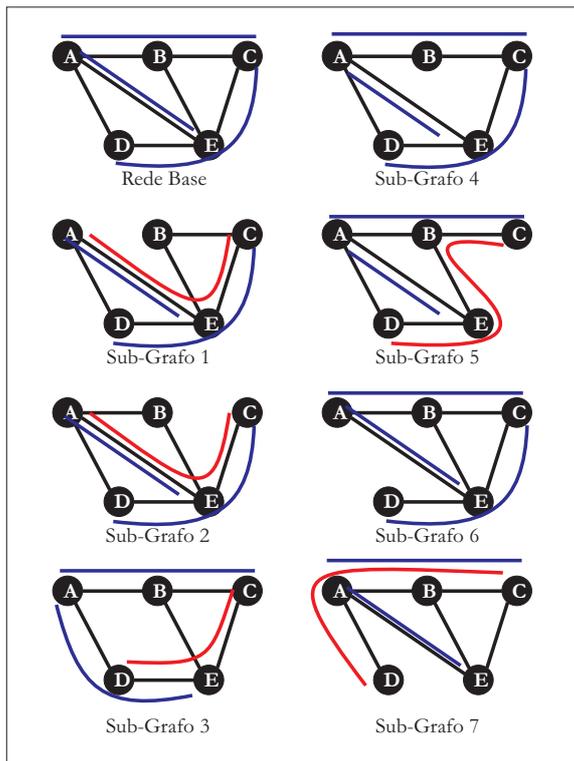


Figura 5.15: C-D aceita

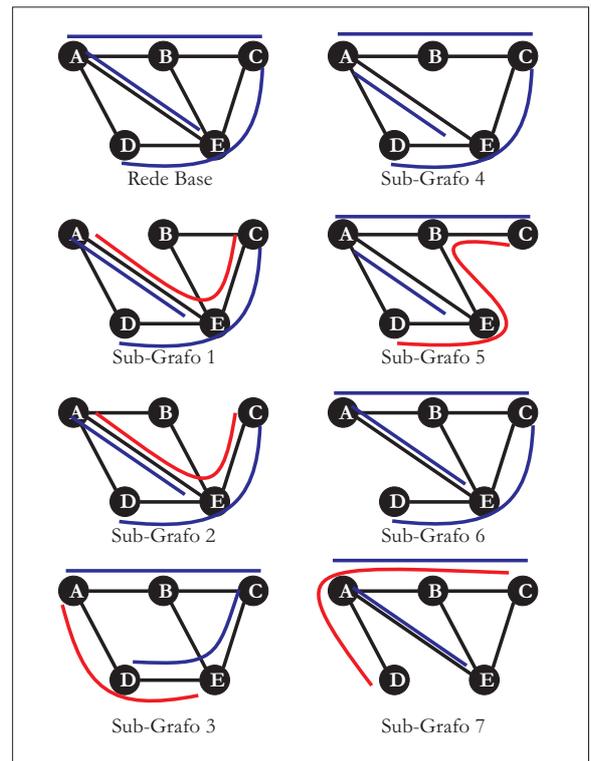


Figura 5.16: Resultado do 3º planejamento

Tabela 5.3: Listas para o 3º planejamento

<i>Sub-Grafo</i>	$C_N$	$C_F$
$G_1$	E-A;C-D	A-C
$G_2$	E-A;C-D	A-C
$G_3$	A-C;C-D	E-A
$G_4$	A-C;E-A;C-D	-
$G_5$	A-C;E-A	C-D
$G_6$	A-C;E-A;C-D	-
$G_7$	A-C;E-A	C-D

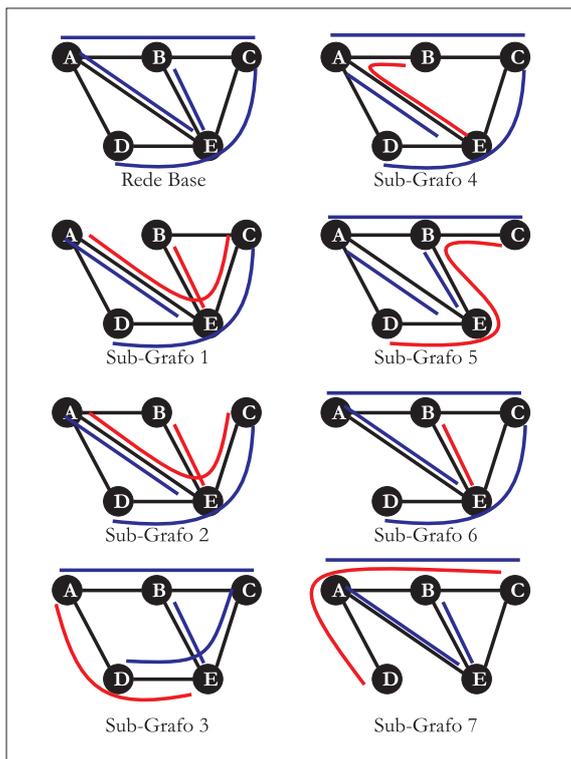


Figura 5.17: B-E aceita

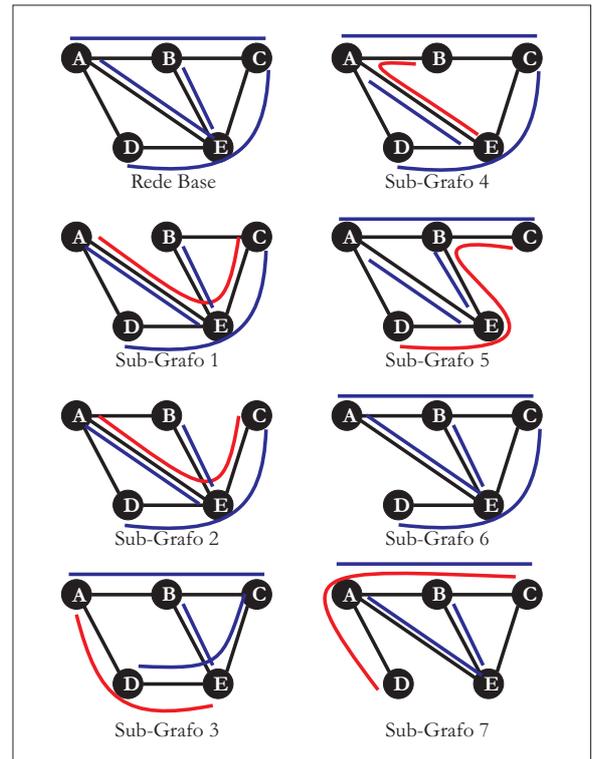


Figura 5.18: Resultado do 4º planejamento

Tabela 5.4: Listas para o 4º planejamento

<i>Sub-Grafo</i>	$C_N$	$C_F$
$G_1$	E-A;C-D;B-E	A-C
$G_2$	E-A;C-D;B-E	A-C
$G_3$	A-C;C-D;B-E	E-A
$G_4$	A-C;E-A;C-D	B-E
$G_5$	A-C;E-A;B-E	C-D
$G_6$	A-C;E-A;C-D;B-E	-
$G_7$	A-C;E-A;B-E	C-D

#### 5.3.2.4 Planejamento na Chegada - OAP

A fim de eliminar a realocação altruísta é necessário se levar em consideração o modo como as conexões são roteadas nos sub-grafos no momento de aceitação das requisições. Um roteamento e alocação de comprimento de onda em conjunto na rede base e nos sub-grafos antes de se estabelecer a conexão faz com que conexões só sejam realocadas quando algum enlace por onde elas passam falhar.

A estratégia de RWA com restrições (seção 5.3.2.2) elimina a realocação altruísta com o custo de bloquear muitas conexões. Isto porque, os sub-grafos vão sendo preenchidos com os caminhos de proteção na seqüência em que as requisições vão sendo feitas. Depois de configurado um caminho de proteção em um sub-grafo para uma dada conexão, ele nunca muda de rota e nem de comprimento de onda. Um caminho de proteção só é eliminado no instante em que uma conexão for terminada.

O alto bloqueio para conexões futuras ocorre por causa dos caminhos de proteção de conexões diretamente afetadas pela falha correspondente ao sub-grafo. As conexões que não são diretamente afetadas por uma falha no enlace  $i$ , seguem a configuração da rede base. Estas não irão interferir no caminho de proteção de futuras conexões, já que os caminhos na rede base não se interferem. Já as conexões diretamente afetadas pela falha possuem um caminho de proteção diferente ao seu caminho de trabalho na rede base. Assim eles podem

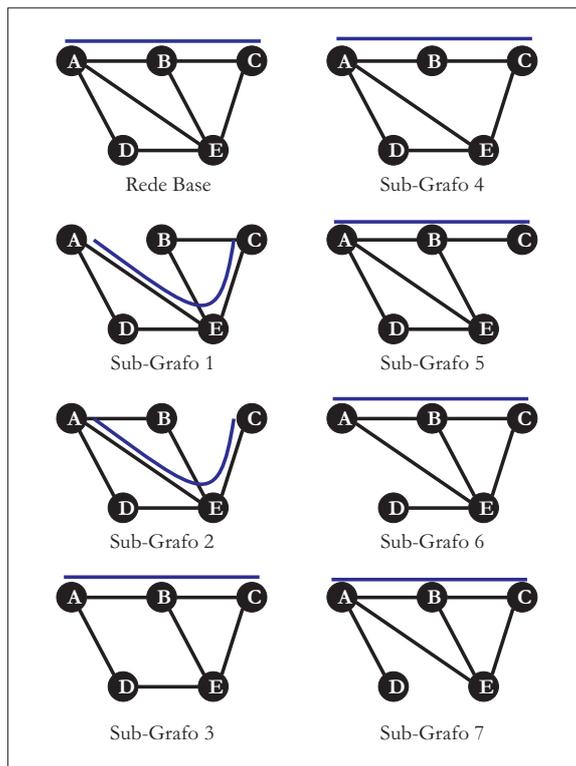


Figura 5.19: OAP - A-C aceito

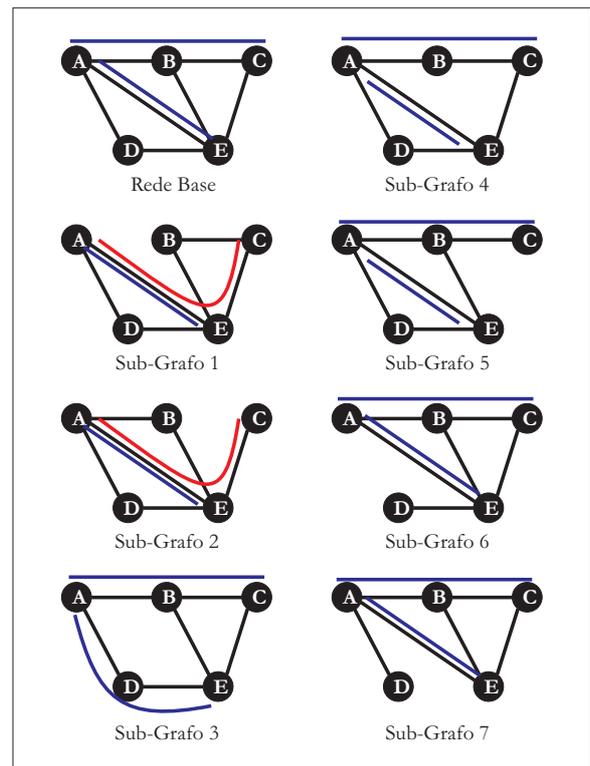


Figura 5.20: OAP - E-A aceito

bloquear os caminhos de proteção de conexões futuras, que não seriam afetadas pela falha.

Usando a idéia do planejamento entre chegadas, seção 5.3.2.3, de limpar os sub-grafos, rotear primeiramente as conexões não diretamente afetadas pela falha correspondente e depois as conexões afetadas diretamente pela falha, desenvolveu-se a estratégia de planejamento na chegada (*On-Arrival Planning* - OAP [32]). O princípio é o mesmo, mas o momento de sua aplicação é no instante de aceitação da requisição. É uma restrição na aceitação que leva em consideração o estado da rede.

O algoritmo utilizado para o planejamento na chegada é descrito a seguir.

#### Na Rede Base:

1. A conexão é provisoriamente roteada pela rota mais curta;
2. Se não for possível, a conexão é bloqueada.

Em cada Sub-Grafo  $G_i$

1. Estado inicial de  $G_i$  é salvo;
2. Todas as conexões são apagadas de  $G_i$ ;
3. Duas listas de conexões são geradas, **incluindo a nova requisição**:  $C_F$  – conexões que passam pelo enlace  $i$  na rede base;  $C_N$  – conexões que não passam pelo enlace  $i$  na rede base;
4. Conexões da lista  $C_N$  são roteadas em  $G_i$  como na rede base;
5. Conexões da lista  $C_F$  são roteados usando o menor caminho entre todos os planos de comprimento de onda (SPAWG), em ordem de chegada;
6. Se não for possível rotear todas as conexões da lista  $C_F$ , a requisição é bloqueada e o estado inicial do sub-grafo, assim como o da rede-base, é retomado.

Aplicando-se a mesma seqüência de requisições de conexões utilizada para as estratégias acima, pode-se ver como ficam configurados a rede base e os sub-grafos após cada requisição. Primeiramente a requisição A-C é aceita, sendo roteada em todos os sub-grafos (Figura 5.19). No momento da chegada da segunda requisição de conexão (E-A) o algoritmo roteia a conexão na rede base, e depois “limpa” os sub-grafos, monta as duas listas e roteia as conexões nos sub-grafos de acordo com os passos descritos. O caminho de proteção da conexão A-C troca de comprimento de onda nos sub-grafos 1 e 2 como mostrado na Figura 5.20. As tabelas  $C_N$  e  $C_F$  para cada passo desta estratégia são iguais às tabelas formadas para o planejamento entre chegadas.

Quando a conexão entre os nós C e D é requisitada, somente há mudança no sub-grafo 3, com a conexão E-A trocando de comprimento de onda (Figura 5.21). Já para a conexão entre os nós B e E ser aceita, nenhuma alteração nas configurações dos sub-grafos é exigida. A conexão B-E é aceita resultando na Figura 5.22.

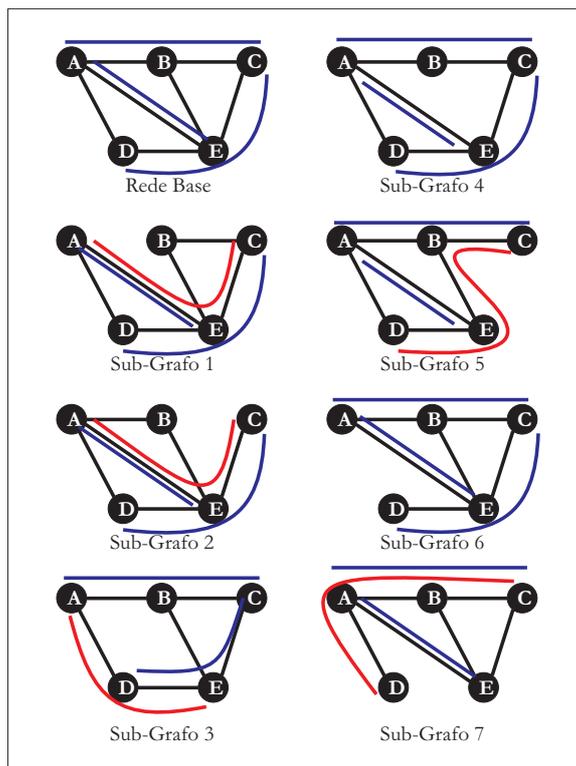


Figura 5.21: OAP - C-D aceito

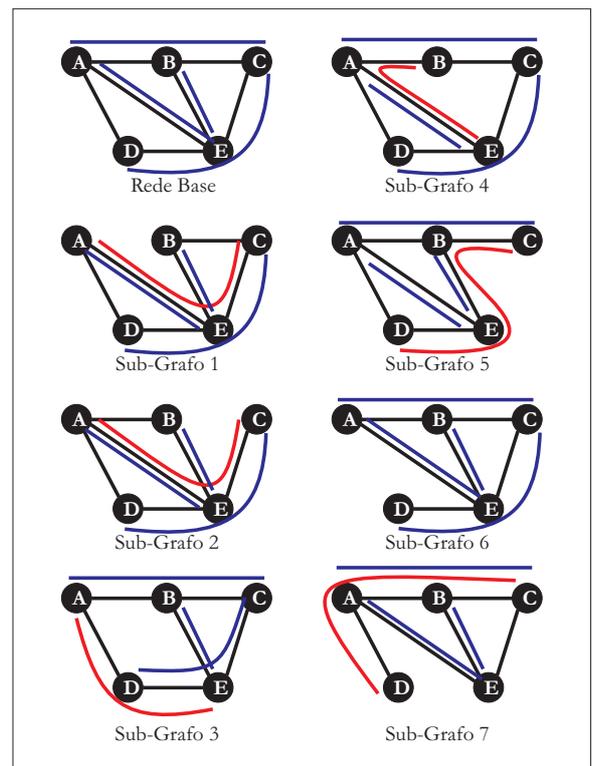


Figura 5.22: OAP - B-E aceito

### 5.3.2.5 Colorimento Flexível de Caminhos de Proteção

Foi visto que estratégias que utilizam um algoritmo de RWA nos sub-grafos que leva em consideração a configuração da rede base conseguem reduzir e até mesmo eliminar as realocações altruístas. Para se atingir este objetivo pode-se acrescentar restrições à aceitação de conexões, ou então fazer um re-planejamento do estado dos sub-grafos. Ao se acrescentar restrições à aceitação de conexões, pode-se comprometer muito a probabilidade de bloqueio da rede. Para tentar minimizar este efeito, sem a necessidade de um re-planejamento completo da configuração dos sub-grafos, uma nova estratégia foi proposta [33]: o colorimento flexível dos caminhos de proteção das conexões diretamente afetadas pela falha correspondente ao sub-grafo.

Esta estratégia também organiza os sub-grafos de maneira eficiente no momento de aceitação das requisições. A diferença é que para os caminhos de proteção de conexões diretamente afetadas por uma falha uma menor rota é fixada no momento em que a conexão é aceita, mas seu comprimento de onda fica livre para dar mais alternativas a outros caminhos. O algoritmo utilizado é descrito abaixo:

**Na rede base:**

1. A conexão é roteada na rota mais curta e seu comprimento de onda é sorteado aleatoriamente;
2. Se não for possível a conexão é bloqueada.

**Em cada sub-grafo  $G_i$ :**

1. Estado inicial de  $G_i$  é salvo;
2. Todas as conexões são apagadas de  $G_i$ ;
3. Duas listas de conexões são geradas, **incluindo a nova requisição**:  $C_F$  – conexões que passam pelo enlace  $i$  na rede base;  $C_N$  – conexões que não passam pelo enlace  $i$  na

rede base;

4. Conexões da lista  $C_N$  são roteadas em  $G_i$  como na rede base;
5. Conexões da lista  $C_F$  têm seu comprimento de onda em  $G_i$  sorteado dentre os disponíveis, em ordem de chegada. Se a **nova requisição** estiver na lista  $C_F$  ela será roteada pelo seu menor caminho;
6. Se não for possível alocar comprimentos de onda para todas as conexões da lista  $C_F$ , a requisição é bloqueada e o estado inicial do sub-grafo é retomado.

Esta estratégia apresenta uma menor complexidade computacional, devido à fixação de uma menor rota para os caminhos de proteção no momento da aceitação das conexões, facilitando sua implementação. Esta rota pode ser guardada em uma memória e ser utilizada em todas as próximas aceitações de requisições. A cada processo de aceitação só necessitam ser calculadas as menores rotas em cada sub-grafo para a requisição, que está tendo sua aceitação testada. Ao passo que nas estratégias anteriores, cada caminho de proteção é re-calculado, para se utilizar mais eficientemente a capacidade ociosa dos sub-grafos.

A configuração da rede base, assim como a dos sub-grafos, pode ser vista nas figuras 5.23, 5.24, 5.25, 5.26. Cada figura representa a configuração dos sub-grafos no momento da aceitação de cada requisição.

É esperado que esta estratégia bloqueie menos requisições que a estratégia de RWA com restrições, seção 5.3.2.2, devido a flexibilização na escolha do comprimento de onda dos caminhos de proteção. Esta flexibilização pode prover um recurso necessário para um caminho de proteção não sofrer uma realocação altruísta.

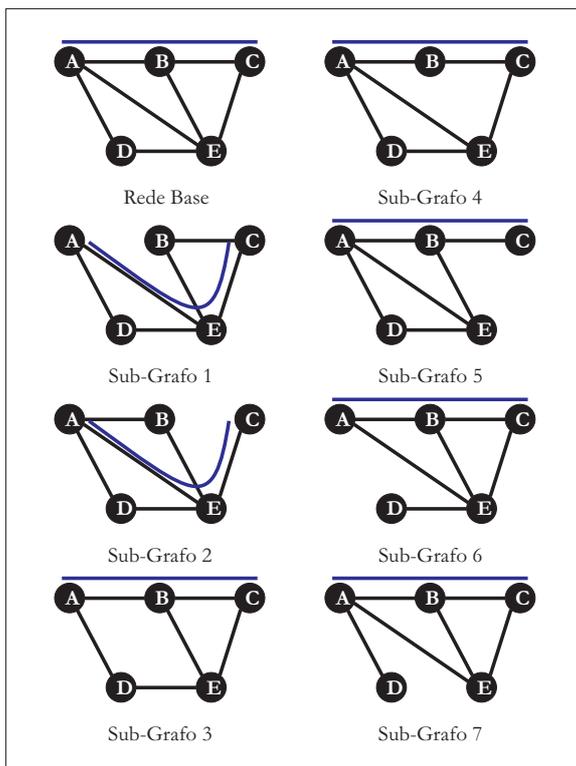


Figura 5.23: Colorimeto Flexível - A-C aceito

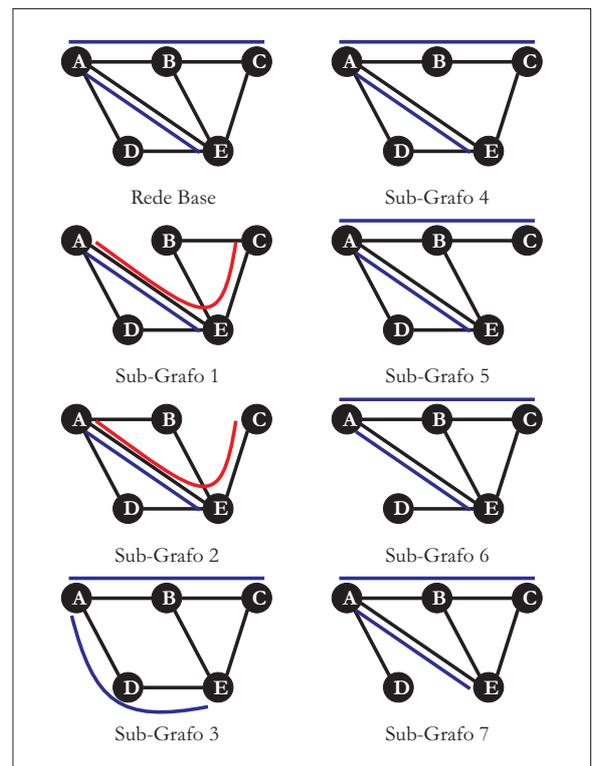


Figura 5.24: Colorimeto Flexível - E-A aceito

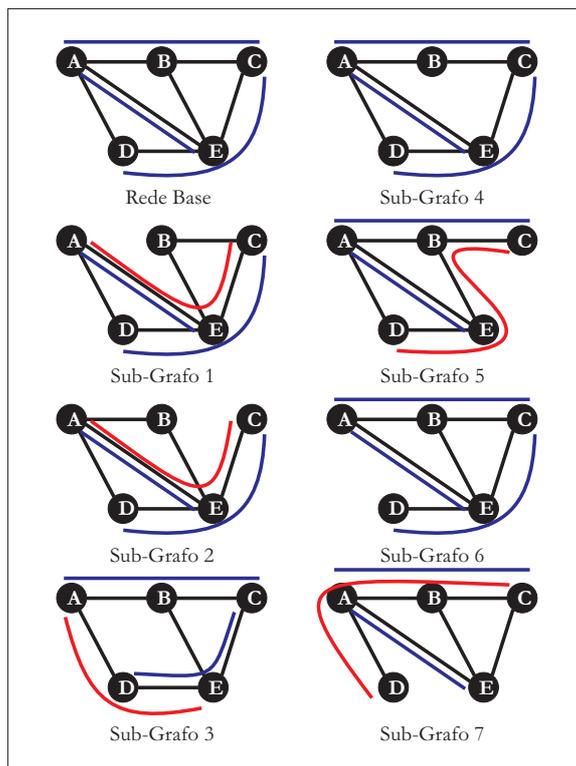


Figura 5.25: Colorimento Flexível - C-D aceito

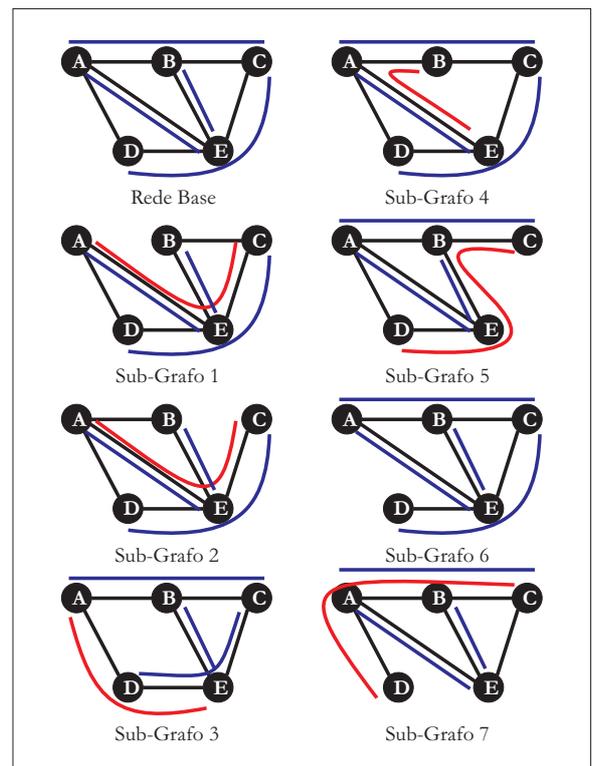


Figura 5.26: Colorimento Flexível - B-E aceito

# Capítulo 6

## Simulação e Resultados

### 6.1 Ganho de Conversão

Para as simulações foi usado um programa desenvolvido em linguagem JAVA, implementado no Laboratório de Conectividade Óptica (*Optical Networking Laboratory - OptiNet*) na Unicamp. O tráfego considerado é uniforme. A chegada de requisições segue uma distribuição Poissoniana e o tempo de duração tem uma distribuição exponencial. As topologias utilizadas na simulação foram NSFNet, NJLATA e a rede hipotética brasileira da Figura 6.1. Os enlaces foram considerados bidirecionais. O algoritmo de roteamento e alocação de comprimentos de onda utilizado foi o SPAWG.

Para a análise do ganho de conversão foram observados os sistemas com 4 e 8 comprimentos de onda. Já para a análise da quantidade suficiente de conversores em uma rede os sistemas trabalhavam com 4 comprimentos de onda. As curvas de probabilidade de bloqueio foram obtidas pela média de 5 rodadas, cada com 10.000 requisições.

### 6.1.1 Análise dos Resultados

Em redes lineares ou em anel, mesmo com dimensões muito grandes, ocorre muita interferência entre as conexões, i.e., as conexões percorrem grandes trechos conjuntamente. Isto faz com que a conversão de comprimento de onda seja apenas uma troca de canal entre diferentes informações propagantes pela rede. As simulações demonstraram o ganho do uso de nós conversores de comprimento de onda em redes ópticas com topologia em malha 6.1.

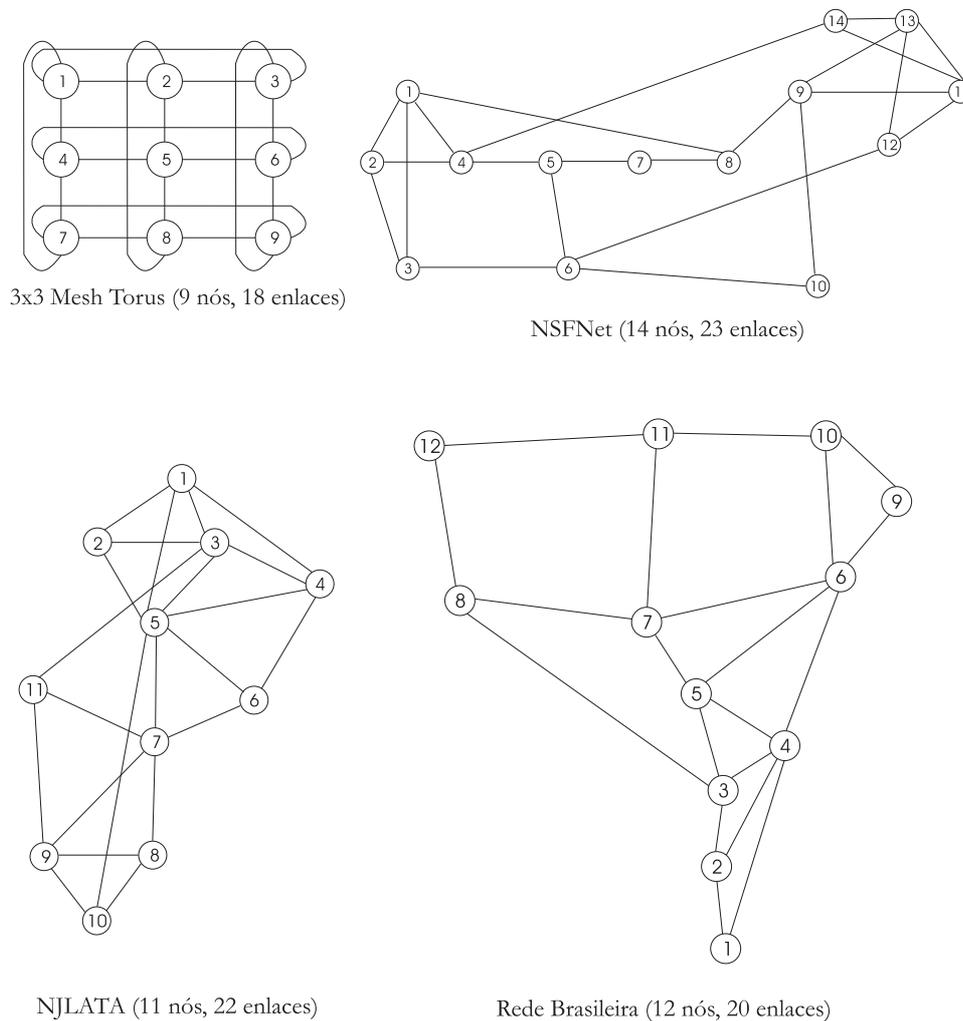


Figura 6.1: Topologias

Como o algoritmo utilizado para a definição da rota e do comprimento de onda cria

ligações entre os planos de comprimento de onda na posição dos nós conversores, é necessária a atribuição de um custo para estes enlaces. A formulação ideal de uma métrica para o custo dos enlaces físicos e daqueles correspondentes à conversão exige a introdução do conceito de criticalidade dos enlaces. Um enlace pode se tornar crítico à medida que o número de comprimentos de onda disponíveis diminui. A atribuição de um último comprimento de onda livre em uma fibra pode impossibilitar a ligação entre alguns pares origem-destino, sendo este fato crítico para um melhor aproveitamento da rede.

A utilização de conversores de comprimento de onda pode também fazer com que um nó se torne crítico. Os recursos de conversão serão provavelmente escassos nas redes ópticas. A utilização de um último conversor disponível em um nó pode bloquear futuras conexões, além do custo de se implementar conversão nos nós da rede. Para esta análise as redes com conversão foram simuladas com custo de conversão nulo e não-nulo.

Em todas as topologias simuladas (NSFNet, NJLATA e Rede Brasileira) pôde-se perceber que a curva de probabilidade de bloqueio da rede com conversores em todos os nós com diferentes custos de conversão são muito próximas. Isso foi verificado para diferentes valores de custo de conversão, apesar de somente o custo igual a 0.1 estar representado nos gráficos. A razão deste fato é que caminhos sem conversão têm custos menores. O algoritmo SPAWG atribui à conexão a rota que apresenta o menor custo. Qualquer rota com conversão terá um custo maior que as rotas sem conversão e só serão utilizadas quando não houver rotas sem conversão disponíveis.

Para todos os sistemas analisados a conversão apresentou ganho na probabilidade de bloqueio, tanto com 4 (figuras 6.2 (a), 6.4 (a) e 6.3 (a)) como com 8 comprimentos de onda (6.2 (b), 6.4 (b) e 6.3 (b)). Para as 3 topologias o ganho maior ocorreu na operação com 8 comprimentos de onda. Se estiverem disponíveis mais comprimentos de onda esse ganho provavelmente tenderá a diminuir, já que mesmo sem conversores as conexões terão muitas possibilidades de encontrar um comprimento de onda livre.

Apesar das características das curvas de probabilidade de bloqueio indicarem ganhos com o uso de conversores, os valores destes ganhos não foram grandes. A provável causa deste fator é o uso do algoritmo SPAWG. Como ele encontra o caminho de menor custo disponível no momento da chegada da requisição, ele só irá bloquear no caso de não haver nenhuma forma de se chegar da origem ao destino no WG. Isso diminui o bloqueio das conexões, mesmo não havendo conversores.

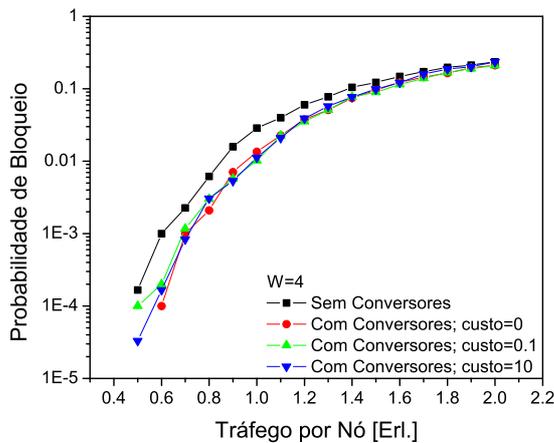
Para uma probabilidade de bloqueio de 1% o aumento no tráfego suportado com conversão para a rede NSFNet foi de 12% com  $W=4$  e 15% com  $W=8$ . Para a rede NJLATA com 4 comprimentos de onda o ganho foi de 5% e com 8 comprimentos de onda foi de 3,5%. Já para a rede hipotética brasileira os ganhos foram de 18% e de 16,5%, no caso de  $W=4$  e  $W=8$ , respectivamente.

Com o aumento do tráfego o ganho com o uso de conversores diminui, devido a saturação da própria rede. Com muito tráfego é difícil encontrar um caminho e um comprimento de onda livres para a aceitação de uma requisição.

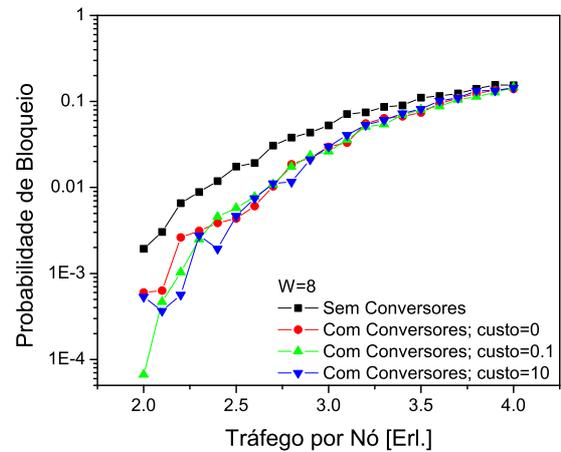
Para a análise da otimização da localização dos conversores em uma atualização gradual da rede foi implementada a heurística MBPF. Ela consiste na colocação dos conversores um a um, na posição daquele que leva a rede a operar com uma probabilidade de bloqueio mínima.

Seguindo estes passos pode-se observar nas figuras 6.2 (c), 6.4 (c) e 6.3 (c) a variação da probabilidade de bloqueio com o aumento do número de conversores empregados na rede, numa operação com 4 comprimentos de onda. Para um tráfego de 1 Erl por nó a rede NSFNet apresentou uma redução de 37,5% na probabilidade de bloqueio com a colocação de apenas dois nós conversores, o que representa 14% dos nós da rede. Para um resultado muito próximo ao obtido com todos os nós com habilidade de conversão, necessita-se somente de 6 nós conversores (43% dos nós da rede). A seqüência da colocação dos conversores encontrada nas simulações foi 6-1-13-11-4-3-5-14-9-2-12-8-10-7.

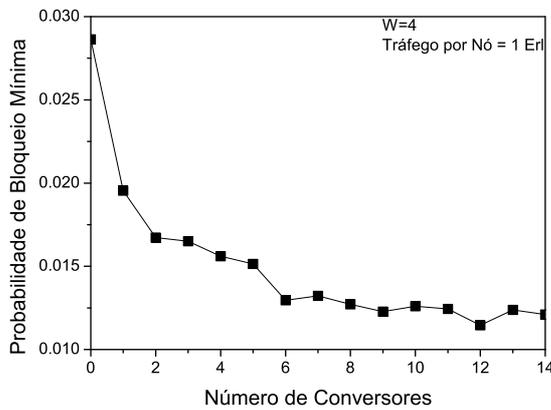
Com um tráfego de 1 Erl por nó a rede hipotética brasileira apresenta redução de 53% na



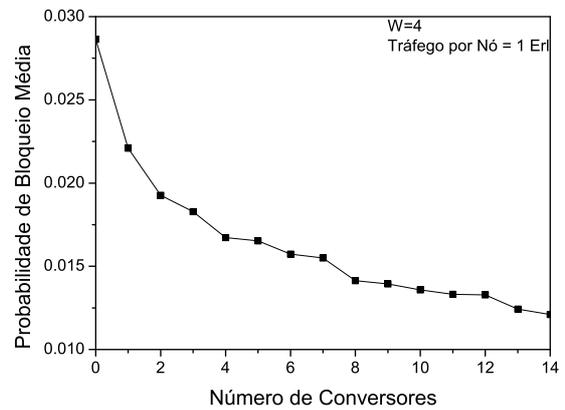
(a) W=4



(b) W=8



(a) Probabilidade de Bloqueio Mínima

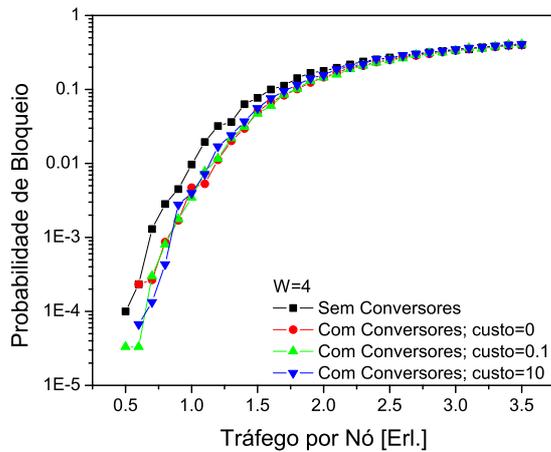


(b) Probabilidade de Bloqueio Média

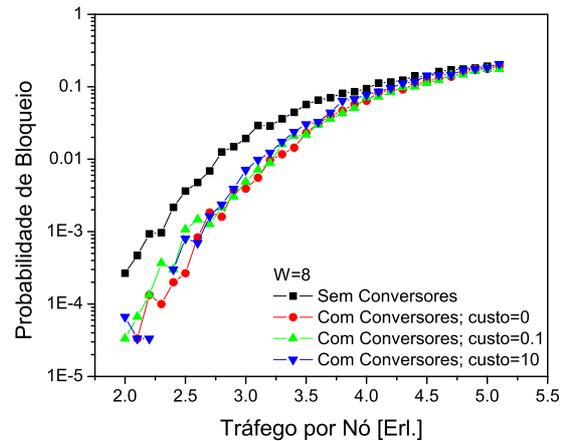
Figura 6.2: NSFNet

probabilidade de bloqueio com a implantação de 4 nós conversores (um terço do total). Já com metade dos nós com conversão (6 nós) chegou-se a valores muito próximos de bloqueio àqueles encontrados com conversão ubíqua. Os nós que receberam os conversores na heurística foram 4-5-11-6-2-7-10-3-8-12-1-9.

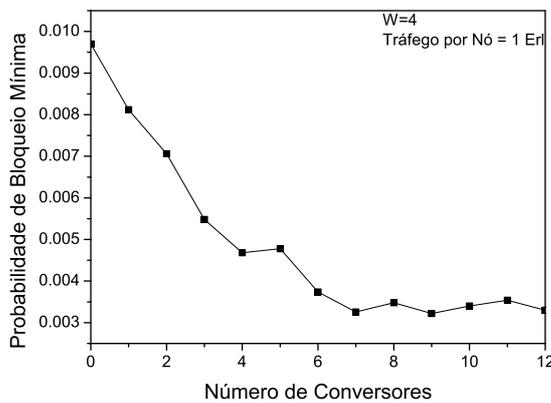
Já para tráfegos maiores, como o ganho de conversão é menor, necessita-se de um número maior de conversores na rede. Para a rede NJLATA e um tráfego de 2 Erl nota-se na Figura 6.4 (c) a queda da probabilidade de bloqueio é mais lenta e a introdução de um conversor a



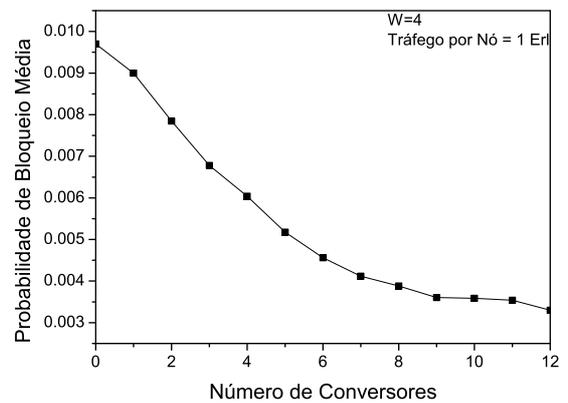
(a) W=4



(b) W=8



(a) Probabilidade de Bloqueio Mínima

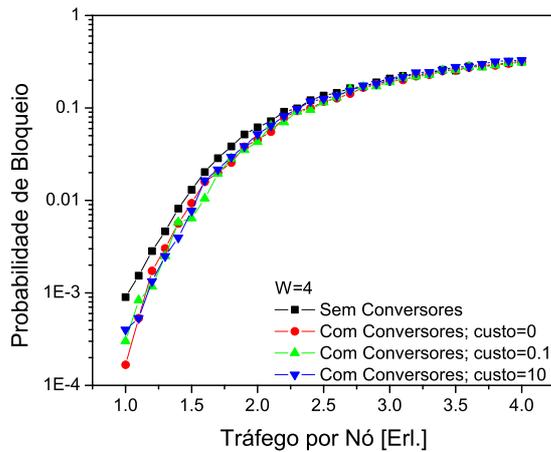


(b) Probabilidade de Bloqueio Média

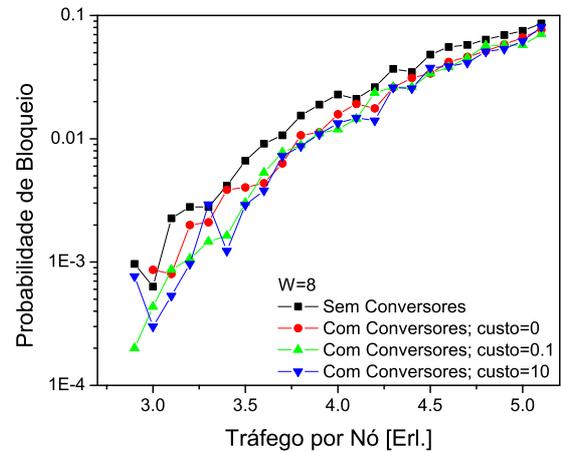
Figura 6.3: Rede hipotética brasileira

mais na rede não tem o mesmo efeito que com tráfegos menores. Os nós 6-9-4-7-2-5-11-1-3-8-10 foram escolhidos na seqüência para receber os conversores.

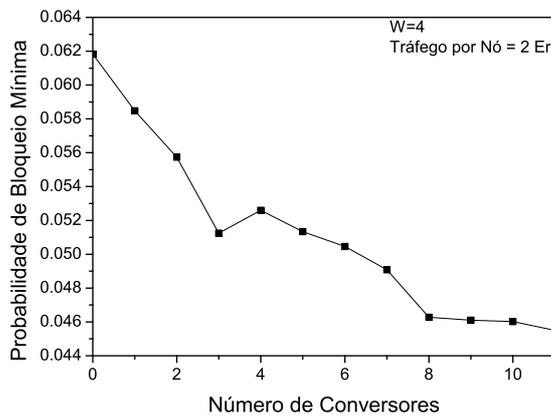
As probabilidades mínimas para cada passo da heurística apresentaram ruído de simulação. Como a análise foi feita para valores baixo de bloqueio, um número maior de requisições é necessário para que as curvas fiquem mais suaves. A introdução de um conversor de comprimento de onda na rede não pode piorar o desempenho da admissão de chamadas. Em alguns pontos isso foi constatado.



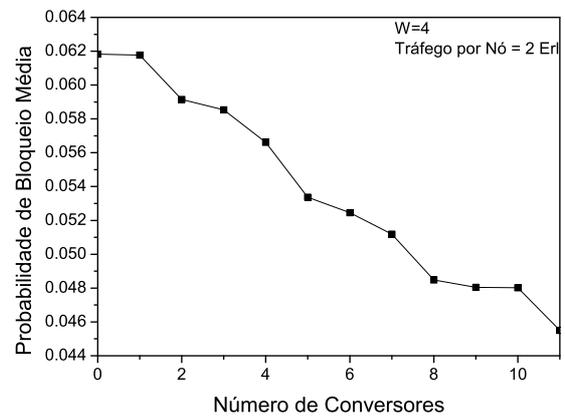
(a) W=4



(b) W=8



(a) Probabilidade de Bloqueio Mínima



(b) Probabilidade de Bloqueio Média

Figura 6.4: NJLATA

Mas ao se analisar as figuras 6.2 (d), 6.4 (d) e 6.3 (d), onde estão traçadas as probabilidades de bloqueio média em função do número de conversores, pode-se perceber que há sempre ganho marginal ao se introduzir um conversor na rede. A probabilidade de bloqueio média foi calculada entre as probabilidades das  $N - i + 1$  possibilidades de se colocar o novo conversor na rodada  $i$  da heurística MBPF.

## 6.2 Proteção

O mesmo programa desenvolvido no Laboratório de Conectividade Óptica (*Optical Networking Laboratory* - OptiNet) foi utilizado para as simulações da proteção SGRP. Uma modificação feita adicionou a restrição de comprimento de onda em todos os nós. O tráfego considerado é uniforme. A chegada de requisições segue um regime Poissoniano e o tempo de duração tem uma distribuição exponencial. As topologias utilizadas são mostradas na Figura 6.1: *3x3 Mesh-Torus* (9 nós e 18 enlaces), NJLATA (11 nós, 22 enlaces), NSFNet (14 nós e 23 enlaces) e uma rede hipotética ligando as principais capitais brasileiras (12 nós e 20 enlaces).

Todos os enlaces são bidirecionais com 16 comprimentos de onda. As curvas foram obtidas pela média dos resultados das últimas 10 etapas de uma série de 11, com 1000 requisições de conexões cada, para simular a ocupação da rede em estado estacionário.

Esquemas de proteção compartilhada oferecem 100% de restaurabilidade no caso de falha simples, reservando caminhos alternativos para cada caminho de trabalho. O custo de se proteger conexões é alto, devido ao aumento do bloqueio enfrentado por requisições futuras.

Em trabalhos anteriores já foi observado o melhor desempenho de esquemas de proteção por roteamento em sub-grafos em relação àqueles de proteção compartilhada, quando analisada a probabilidade de bloqueio [4]. A proteção por roteamento por sub-grafos tem como principal vantagem não alocar capacidade de reserva explicitamente para a proteção.

A desvantagem deste esquema de proteção, porém, é a possível reorganização altruísta de algumas conexões na rede no momento da ocorrência de uma falha. Conexões diretamente afetadas pela falha são obrigadas a mudar de rota em qualquer esquema de proteção. Entretanto, se as rotas de proteção no esquema por roteamento em sub-grafos não forem bem planejadas, algumas conexões, mesmo que não diretamente afetadas pela falha ocorrida, podem ser reroteadas para viabilizar a restauração de outras conexões.

Nesta dissertação procurou-se minimizar e até mesmo eliminar este efeito negativo, sem

prejudicar de maneira intensa a probabilidade de bloqueio. Para isto foram propostas algumas estratégias de se fazer o roteamento e alocação de comprimento de onda conjuntamente na rede base e nos sub-grafos. Estes são montados de acordo com possíveis falhas, contra as quais se quer proteger as conexões da rede. Assim, de acordo com a confiabilidade contratada por um cliente, pode-se ter um número diferente de sub-grafos.

Nas simulações foi considerado o caso mais comum de falha, a de enlace. A topologia de cada sub-grafo é a topologia da rede sem o enlace correspondente que falhou. Portanto, o número de sub-grafos é igual ao número de enlaces  $L$  para se garantir proteção contra falha simples em qualquer enlace.

Para efeitos de comparação e averiguar o ótimo desempenho dos algoritmos propostos, foram também simulados algoritmos encontrados em outros trabalhos. As métricas investigadas são probabilidade de bloqueio e probabilidade de realocação de conexões. Esta é a probabilidade de uma conexão ter que mudar seu caminho ou comprimento de onda para permanecer ativa após uma falha simples em algum enlace da rede.

### 6.2.1 RWA na Rede Base

Para todas as estratégias simuladas, o RWA na rede base utilizado foi o mesmo. As conexões são roteadas na rede base usando-se o algoritmo de menor caminho de Dijkstra aplicado à topologia de enlaces da rede. Todos os menores caminhos, ligando cada par de nós origem-destino, podem ser pré-calculados, no momento de planejamento da rede. É considerado como menor caminho aquele com o menor número de saltos (*hops*). Se houver mais de um caminho mais curto, um deles é escolhido aleatoriamente. O comprimento de onda de uma conexão também é escolhido aleatoriamente, dentre os disponíveis.

## 6.2.2 RWA nos Sub-Grafos

### 6.2.2.1 RWA sem Restrições

Nesta estratégia o mesmo RWA usado na rede base é aplicado para as conexões em cada sub-grafo. Cada conexão é roteada pelo menor caminho pela topologia do sub-grafo. A escolha do comprimento de onda é feita aleatoriamente. Esta estratégia foi proposta por Frederick e Somani [4].

Como as conexões são roteadas nos sub-grafos sem se levar em conta a configuração da rede base, a chance de uma conexão ser roteada diferentemente em qualquer sub-grafo é muito grande. Não há uma política de se rotear da mesma forma o caminho na rede base e suas alternativas para o caso de alguma falha, evitando-se realocações. A quantidade de realocações altruístas pode causar interrupções desnecessárias, degradando a qualidade do serviço.

### 6.2.2.2 RWA com Restrições

Na estratégia proposta por Datta e Somani [30] as conexões são roteadas da mesma forma como na rede base nos sub-grafos que contém todos os enlaces por onde a conexão passa na rede base. Naqueles sub-grafos que não contém algum enlace utilizado pela conexão na rede base, é impossível de se rotear de forma idêntica à rede base. Somente nestes sub-grafos uma nova rota é encontrada e um comprimento de onda selecionado aleatoriamente. A rota a ser utilizada é a com o menor número de *hops*. Se mais de uma rota apresentar o mesmo tamanho mínimo possível, uma será sorteada.

Com esta restrição consegue-se eliminar a realocação altruísta, sendo que no caso de uma falha, uma conexão só será realocada se a falha ocorrer em algum enlace por ela utilizado. Esta realocação é inevitável. Outra consequência da restrição imposta por esta estratégia é o aumento do bloqueio de requisições. A mudança das rotas de conexões diretamente afetadas

por uma falha pode atrapalhar o roteamento neste sub-grafo de conexões futuras que não seriam afetadas pela falha. Como, uma vez selecionado, o caminho de proteção não se altera, ele irá bloquear conexões que utilizariam algum recurso em comum.

### 6.2.2.3 RWA sem Restrições + Planejamento entre Chegadas - IAP

Esta estratégia proposta tem como objetivo minimizar as realocações altruístas sem comprometer a aceitação de outras conexões. O processo de aceitação das requisições segue a estratégia RWA sem restrições, que bloqueia menos requisições. Após a aceitação de uma conexão, um processo de otimização das rotas das conexões em cada sub-grafo é iniciado, conforme foi descrito no capítulo 4.

Todas as conexões são apagadas dos sub-grafos. Primeiramente as conexões não afetadas pela falha correspondente ao sub-grafo (lista  $C_N$ ) são roteadas de maneira idêntica (rota e comprimento de onda) à rede base. Posteriormente aquelas conexões afetadas diretamente pela falha (lista  $C_F$ ) correspondente são roteadas pelo menor caminho e um comprimento de onda é sorteado. Se não for possível alocar todas as conexões no sub-grafo, a otimização é suspensa, retornando à configuração anterior.

Se o planejamento entre chegadas for bem sucedido, alocando todas as conexões em um sub-grafo, ele elimina a realocação altruísta no sub-grafo. Mas naqueles sub-grafos em que a otimização for cancelada alguma realocação desnecessária ainda ocorrerá no caso da falha. No geral, esta estratégia minimiza a quantidade de realocações altruístas, não eliminando-as.

### 6.2.2.4 Planejamento na Chegada - OAP

Com a idéia de se eliminar as realocações altruístas, esta estratégia executa o planejamento dos caminhos ópticos nos sub-grafos no momento da aceitação de uma nova requisição. Assim que o algoritmo recebe a requisição, ela é roteada na rede base e as configurações dos sub-grafos são apagadas. A nova conexão é encaixada em uma das duas listas do planejamento

para cada sub-grafo. Assim a nova conexão já participa do planejamento.

Se, por qualquer motivo, não for possível dispor todas as conexões, as já existentes e a recém requisitada, em algum sub-grafo, a nova conexão é bloqueada. A requisição só é aceita se o planejamento em todos os sub-grafos for bem sucedido.

#### 6.2.2.5 Colorimento Flexível de Caminhos de Proteção

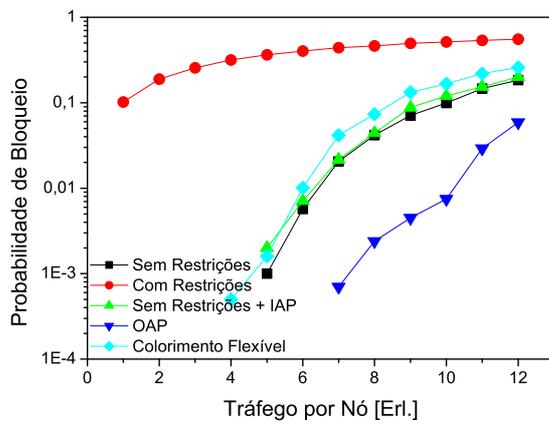
Para eliminar as realocações altruístas, adicionando uma restrição à aceitação das chamadas, mas não comprometendo fortemente a aceitação das requisições, foi proposta esta estratégia, que apresenta uma complexidade computacional relativamente baixa. Esta estratégia roteia primeiramente as conexões não afetadas diretamente pela falha para não ocorrer realocações altruístas.

Posteriormente, com uma rota já fixada no momento de sua aceitação, as conexões diretamente afetadas são roteadas no sub-grafo, recebendo um comprimento de onda ao final do processo. Essa flexibilização na escolha do comprimento de onda permite que outros caminhos de proteção utilizem os recursos previamente atribuídos para conexões que sofrerão realocações.

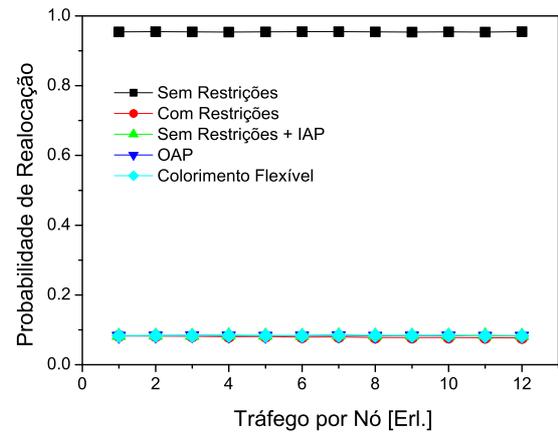
### 6.2.3 Análise dos Resultados

O resultado das simulações demonstraram o desempenho de cada algoritmo em alcançar os seus objetivos. Em todas as topologias de redes os algoritmos propostos obtiveram bons resultados. Isso os qualifica para a sua utilização em redes ópticas que protejam os caminhos ópticos contra falhas simples em enlaces.

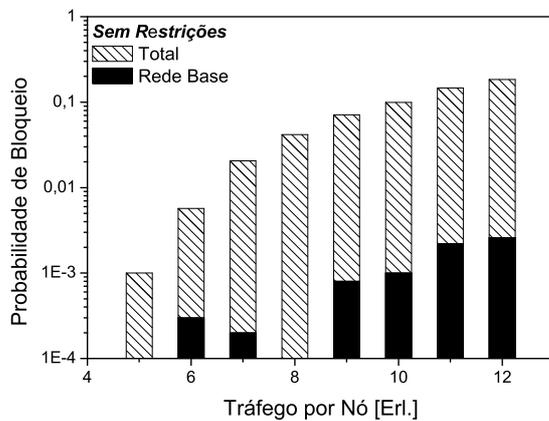
O algoritmo de RWA sem restrições simulado neste trabalho apresentou resultados semelhantes àqueles encontrados na literatura acima citada. Com uma baixa probabilidade de bloqueio, (figuras 6.5(a), 6.6(a), 6.7(a) e 6.8(a)), este esquema de proteção por roteamento em sub-grafos faz com que muitas realocações altruístas sejam executadas no momento de



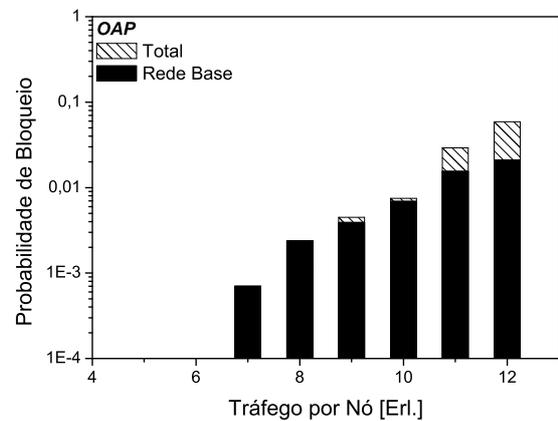
(a) Probabilidade de Bloqueio



(b) Probabilidade de Realocação



(c) Bloqueio - Sem Restrições



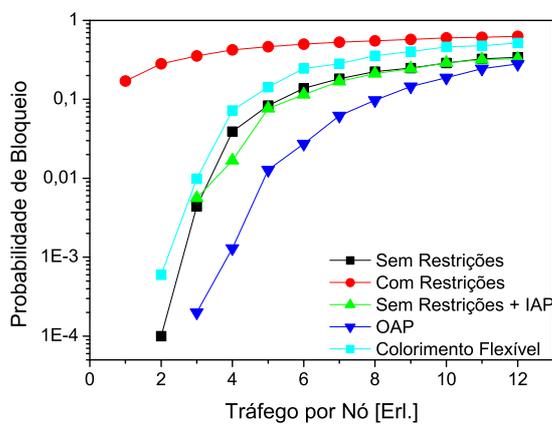
(d) Bloqueio - OAP

Figura 6.5: 3x3 Mesh-Torus

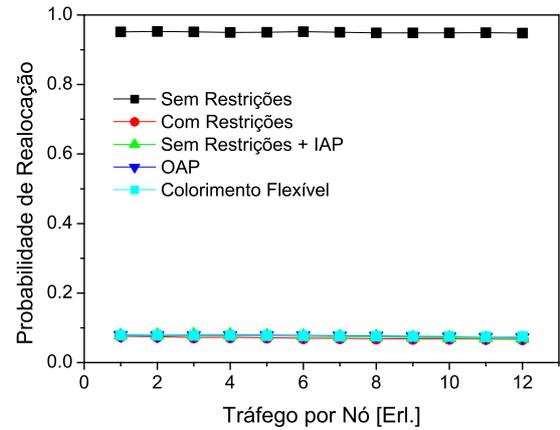
alguma falha na rede, (figuras 6.5(b), 6.6(b), 6.7(b) e 6.8(b)).

O algoritmo de RWA com restrições eliminou as realocações altruístas diminuindo a aceitação de requisições de conexões. Este algoritmo alcança o seu objetivo, mas torna inviável o uso do esquema de proteção por roteamento em sub-grafos.

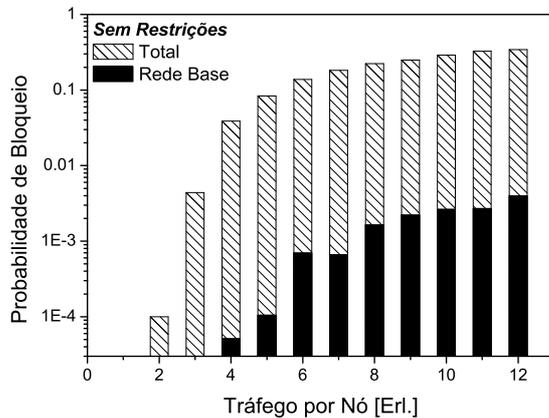
Pelos gráficos de probabilidade de bloqueio e de probabilidade de realocações percebe-se que o planejamento entre chegadas consegue reduzir a realocação altruísta sem comprometer a aceitação de conexões. A reorganização dos caminhos de proteção, através da otimização



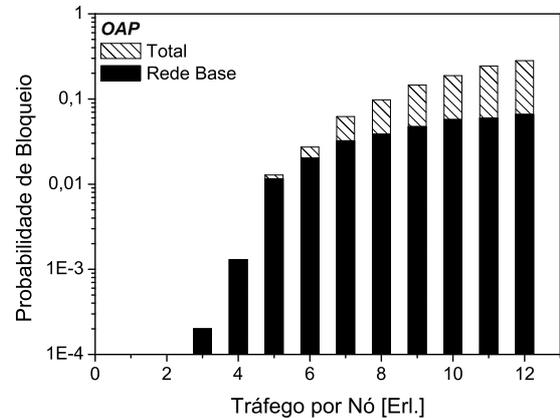
(a) Probabilidade de Bloqueio



(b) Probabilidade de Realocação



(c) Bloqueio - Sem Restrições

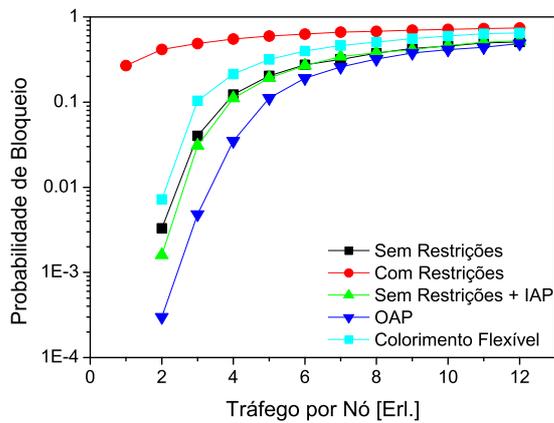


(d) Bloqueio - OAP

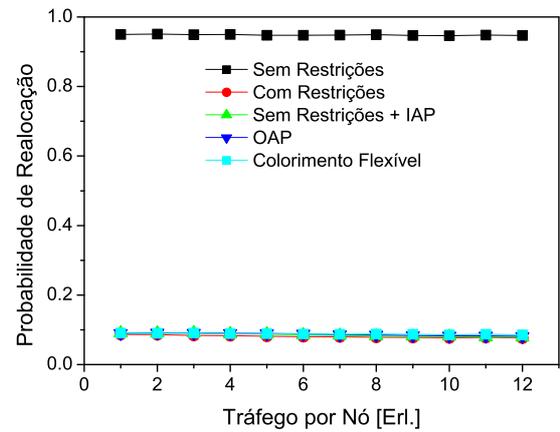
Figura 6.6: NJLATA

*offline* das conexões nos sub-grafos, quase elimina realocações desnecessárias no caso de falha na rede.

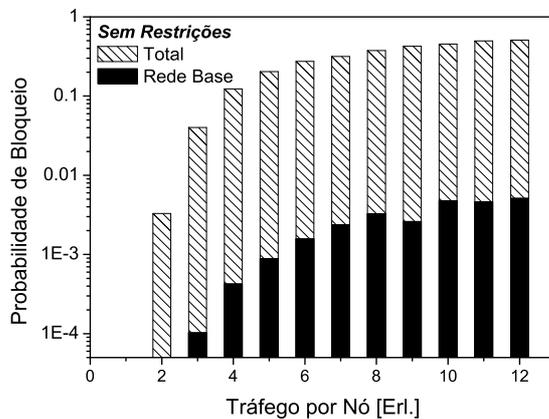
Para se eliminar a realocação altruísta, sem prejudicar o atendimento de chamadas, o algoritmo OAP apresentou um ótimo desempenho. Além disso, diminuiu a probabilidade de bloqueio de conexões. Entretanto, este ganho é obtido através da seleção da rota e do comprimento de onda. Estes são escolhidos como a menor rota em algum plano de comprimento de onda. Os outros algoritmos só procuram pela menor rota já pré-calculada.



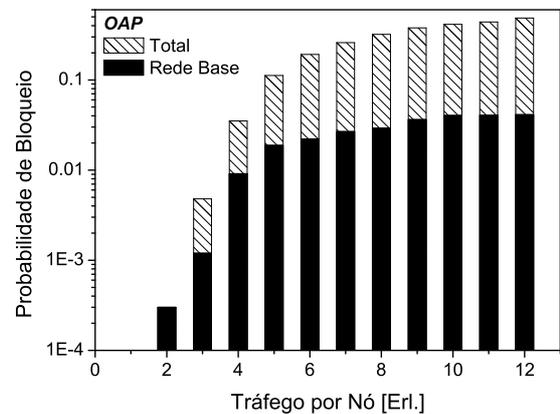
(a) Probabilidade de Bloqueio



(b) Probabilidade de Realocação



(c) Bloqueio - Sem Restrições

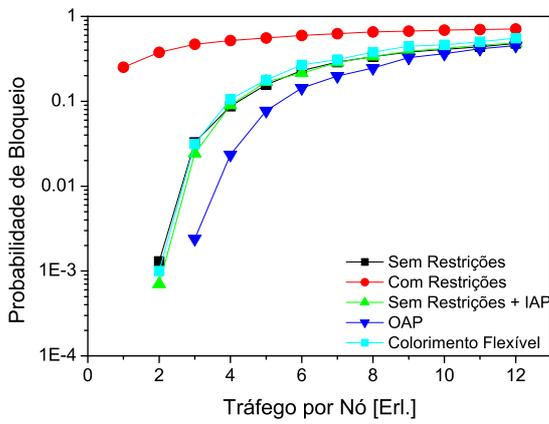


(d) Bloqueio - OAP

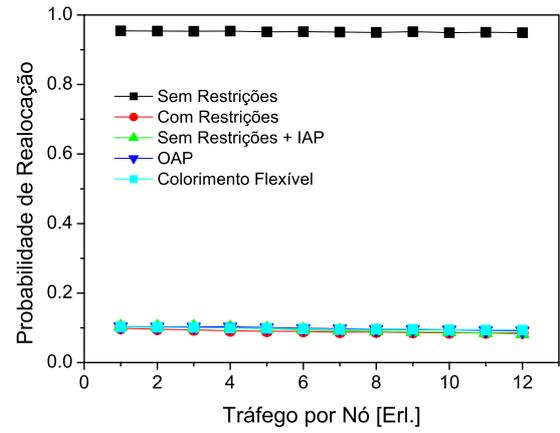
Figura 6.7: NSFNet

Se todos os comprimentos de onda desta rota estiverem ocupados, nenhum outro é testado, e a requisição é bloqueada.

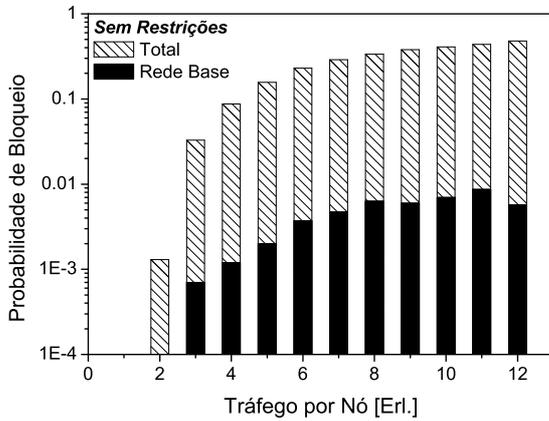
Uma característica marcante deste algoritmo foi o aumento do tráfego suportado para um mesmo bloqueio da rede com e sem proteção. O bloqueio de uma conexão na rede base equivale a um bloqueio da mesma conexão após a mesma sequência de conexões na rede sem proteção. Portanto, até o ponto onde o bloqueio ocorre na rede base, o custo de implementação de proteção é muito baixo.



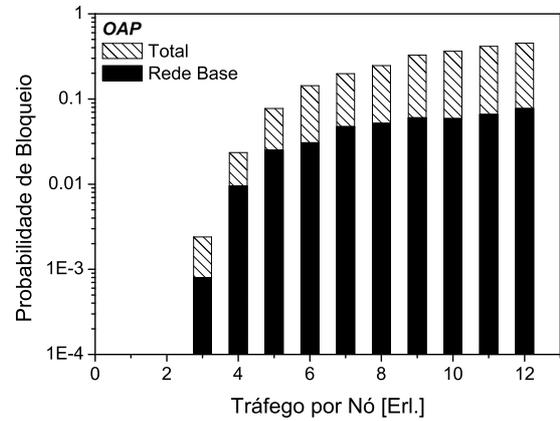
(a) Probabilidade de Bloqueio



(b) Probabilidade de Realocação



(c) Bloqueio - Sem Restrições



(d) Bloqueio - OAP

Figura 6.8: Rede hipotética brasileira

Nas figuras 6.5(c), 6.6(c), 6.7(c) e 6.8(c) vê-se que com o algoritmo de RWA sem restrições o bloqueio das conexões ocorre principalmente nos sub-grafos (diferença entre o bloqueio total e o bloqueio na rede base). Já com o esquema OAP, figuras 6.5(d), 6.6(d), 6.7(d) e 6.8(d), consegue-se uma utilização melhor da rede. O bloqueio ocorre na rede base numa proporção maior. Este acréscimo sugere que a proteção pode ser feita para um maior número de conexões, aumentando a receita das operadoras. Afinal, o bloqueio será o mesmo com ou sem proteção para um número maior de chamadas atendidas e as operadoras cobram pelo

serviço de proteção.

# Capítulo 7

## Conclusões

### 7.1 Proteção usando SGRP

A proteção por roteamento em sub-grafos se mostrou um modelo para se criar diferentes caminhos de proteção para cada conexão dependentes à falha sem reservar explicitamente capacidade de reserva. No momento que é detectado um problema na rede os nós disseminam esta informação e o controle da rede terá que alterar rotas e/ou comprimentos de onda de conexões atingidas. Cada sub-grafo guarda a configuração das conexões a ser implementada após a ocorrência de uma falha.

O desempenho da proteção dependente a falha está muito atrelada à maneira de como são escolhidos os caminhos de proteção. O algoritmo de roteamento e alocação de comprimento de onda utilizado nos sub-grafos deve mitigar o aumento no bloqueio de novas conexões em um ambiente de tráfego dinâmico com proteção na rede. Este algoritmo deve ainda proibir a realocação altruísta de conexões, i.e., a realocação de uma conexão que não é diretamente afetada pela falha. Para isso o RWA nos sub-grafos deve levar em consideração como as conexões estão roteadas na rede base, como os propostos neste trabalho.

A realocação altruísta pode acarretar interrupções que levem a dificuldades no cumpri-

mento dos contratos de qualidade de serviço. Pode-se escolher o número de sub-grafos onde uma conexão é roteada conforme o número de falhas simples contra as quais uma conexão deva ser protegida. Estas falhas podem afetar enlaces ou nós da rede. Isso abre espaço para a diferenciação de proteção para redes ópticas.

## 7.2 Conversão de Comprimento de Onda

A instalação de conversores de comprimento de onda aumenta as chances de uma requisição ser aceita. O ganho proporcionado pelos conversores é dependente da topologia, do seu grau nodal, do número de comprimentos de onda do sistema e do roteamento empregado no processo de aceitação das conexões. O ganho marginal ao se utilizar mais conversores é sempre positivo.

A maneira como esta conversão será feita é de extrema importância. Até hoje, como há a necessidade de se regenerar o sinal óptico após certa distância, a conversão de comprimento de onda pode ser feita nos pontos onde há conversão opto-eletróptica na rede. Isso minimiza o custo de se introduzir conversores na rede. Mas esforços têm sido feitos para dar mais transparência às redes, diminuindo a necessidade de regeneração dos sinais. Com isso alternativas para se fazer a conversão totalmente óptica e algoritmos que levem isso em consideração precisam ser pesquisados.

## 7.3 Trabalhos Futuros

Este trabalho indica alguns pontos interessantes para futuras pesquisas nas áreas de proteção e uso de conversores de comprimento de onda em redes ópticas. Na parte de proteção este trabalho indica a possibilidade da diferenciação das conexões quanto à qualidade de serviço exigida pelas mesmas. Um outro ponto interessante é analisar o compartilhamento de caminhos de proteção dependentes a falhas.

É importante se considerar as restrições da camada física nos algoritmos de RWA em cada sub-grafo, para se ter certeza que uma conexão poderá ser protegida no caso de falha. Os efeitos lineares e não-lineares que ocorrem nas fibras podem anular a possibilidade de uso de um certo caminho de proteção, ou então, criar interferências e ruídos em outros canais de trabalho já estabelecidos.

Um modo de se propagar as informações da ocorrência de falhas e da configuração da rede após a falha também deve ser estudado. A definição de protocolos está ocorrendo nos maiores organismos de padronização, mas nenhum ainda foi inteiramente implementado e testado para se fazer proteção em redes ópticas.

Para um melhor estudo do uso dos conversores de comprimento de onda é necessário limitar o número de conversores por nó. Como são elementos de custo financeiro alto, este é um recurso escasso e seu uso deve ser feito de modo racional. Diferentes arquiteturas de nós conversores também podem ser sugeridos.

A comparação entre sistemas monofibra com conversores e sistemas multifibra sem conversores também se mostra um campo interessante para pesquisa, já que por um mesmo cabo passam várias fibras ligando os mesmo pontos. Como forma de expansão da rede pode-se ligar mais fibras entre nós adjacentes ao invés de expandir o universo de opções de comprimentos de onda.

A junção das duas partes desta Dissertação é um campo interessante de estudo. A colocação de conversores de comprimento de onda em redes que utilizem proteção por roteamento em sub-grafos pode melhorar a aceitação de conexões. Além disso, a localização destes conversores pode ser feita levando-se em conta os caminhos de proteção de conexões.

Como o custo da proteção SGRP é dado pelo bloqueio adicional ocasionado pelos sub-grafos, se o roteamento dos caminhos de proteção nos sub-grafos for facilitado com os conversores, pode-se diminuir o custo total de proteção.

# Capítulo 8

## Índice Remissivo de Autores

- Acampora, A. 59, 60
- Aggarwal, A. 58
- Ahuja, R. K. 20
- Azizoglu, M. 60, 63
- Banerjee, A. 24
- Bar-Noy, A. 58
- Barry, R. 2, 22
- Batchellor, R. 32
- Blumenthal, D. 24
- Bye, S. J. 36
- Caenegem, B. Can 58
- Chiu, A. 24
- Chlamtac, I. 18, 21, 22, 64
- Chu, X. 64
- Clark, L. 58
- Cochrane, P. 57
- Coppersmith, D. 58
- Datta, P. 38, 70
- Demeester, P. 58
- Doshi, B. T.
- Drake, J. 24
- Du, D.-Z.
- Elrefaie, A. F.
- Eskildsen, L.
- Everitt, D.
- Fonseca, I. E. 24
- Frederick, M. T. 3, 38, 68, 70
- Fredette, A. 24
- Froberg, N. 24
- G. Vareille, J. F. Marcerou, F. Pitel 9
- Ganz, A. 18, 21, 22

- 
- Gao, S.  
Gerstel, O.  
Goldstein, E. 57  
Goldstein, E. L.  
  
Heatley, D. 57  
Heckingbottom, R. 57  
Herzberg, M. 36  
Ho, P.-H. 28  
Huang, C.  
Humblet, P. 2  
  
Iness, J.  
  
Jia, X.  
Jr, R. C. Almeida 24  
Jue, J.P. 18  
  
Karmi, G. 18, 21, 22  
Kovacevic, M. 59, 60  
Kumar, P. Sreenivasa 63  
  
Lacey, J.  
Lacey, J. P. R. 1  
Li, B. 64  
Lins, F. G. 59  
Liu, Y. 37  
Luciani, J. 24  
  
Magnanti, T. L. 20  
Mello, D. A. A. 45, 51, 53  
Moret, B. M. E. 36  
Mouftah, H. T. 28  
Mukherjee, B. 18  
  
Nagel, J. 57  
  
Orlin, J. B. 20  
  
Parys, W. Van 58  
Pavani, G. S. 24, 45  
Pelegriani, J. U. 45, 51, 53  
  
Ramaswami, R. 1, 18, 58  
Ribeiro, M. R. N. 24  
Rumsewicz, M.  
Rumsewicz, M. P. 1  
  
Savasini, M. S. 45, 51, 53  
Schneider, B. 58  
Shapiro, H. D. 36  
Shivakumar, M. 63  
Siripongwutikorn, P. 37  
Sivarajan, K. N. 1  
Sivarajan, K.N. 18  
Somani, A. 28, 60, 63  
Somani, A. K. 3, 38, 68, 70  
Sridharan, M. 28  
Strand, J. 24, 57

Subramaniam, S. 22, 60, 63

Sudan, M. 58

Suurballe, J. W. 38

Tarjan, R. E.

Tipper, D. 37

Tkach, R. 24, 57

Venugopal, K. R. 63

Waldman, H. 24, 45, 51, 53, 59

Wauters, N. 58

Yates, J. 62

Yates, J. M. 1

Zang, H. 18

# Referências Bibliográficas

- [1] J. M. Yates, M. P. Rumsewicz, and J. P. R. Lacey, “Wavelength converters in dynamically-reconfigurable WDM networks,” *IEEE Communications Surveys* (Second Quarter), 1999.
- [2] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan, *Optical Networks: a Practical Perspective*, Morgan Kaufmann Publishers, 2002.
- [3] R. Barry and P. Humblet, “Models of blocking probability in all-optical networks with and without wavelength changers,” *IEEE J. Select. Areas Commun.* **14**, pp. 858–867, June 1996.
- [4] M. T. Frederick and A. K. Somani, “A single-fault recovery strategy for optical networks using subgraph routing,” in *Proc. ONDM’03*, pp. 549–568, Feb. 2003.
- [5] J. F. M. G. Vareille, F. Pitel, “3 Tb/s (300 x 11,6 Gb/s) transmission over 7380 km using 28 nm C+L-band with 25 GHz channel spacing and NRZ format,” in *OFC 2001 Technical Digest*, pp. PD22/1–3, 2001.
- [6] H. Zang, J. Jue, and B. Mukherjee, “A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical WDM networks,” *Optical Networks Magazine* **1**, pp. 47–60, January 2000.
- [7] R. Ramaswami and K. Sivarajan, “Routing and wavelength assignment in all-optical networks,” *IEEE/ACM Trans. Networking* **3**, pp. 489–500, October 1995.
- [8] I. Chlamtac, A. Ganz, and G. Karmi, “Lightpath communications: an approach to high-bandwidth optical WAN’s,” *IEEE Trans. Commun.* **40**, pp. 1171–1182, July 1992.
- [9] R. K. Ahuja, T. L. Magnanti, and J. B. Orlin, *Network Flows: Theory, Algorithm and Applications*, Prentice Hall, Inc, 1993.
- [10] I. Chlamtac, A. Ganz, and G. Karmi, “Purely optical networks for terabit communication,” *IEEE INFOCOM* , 1989.
- [11] S. Subramaniam and R. Barry, “Wavelength assignment in fixed routing WDM networks,” *IEEE Int’l Conf. Commun.* , pp. 411–415, June 1997.

- [12] A. Chiu, R. Tkach, J. Luciani, A. Banerjee, J. Drake, D. Blumenthal, A. Fredette, N. Froberg, and J. Strand, "Impairments and other constraints on optical layer routing." Internet Draft, 2001.
- [13] E. L. Goldstein, L. Eskildsen, and A. F. Elrefaie, "Performance implications of component crosstalk in transparent lightwave networks," *IEEE Photon. Technol. Lett.* **6**, May 1994.
- [14] J. Strand, A. Chiu, and R. Tkach, "Issues for routing in the optical layer," *IEEE Commun. Mag.* **39**, pp. 81–88, Feb. 2001.
- [15] R. Tkach, E. Goldstein, J. Nagel, and J. Strand, "Fundamental limits of optical transparency," in *Optical Fiber Communication Conference*, pp. 161–162, Feb. 1998.
- [16] G. S. Pavani and H. Waldman, "Using genetic algorithms in constrained routing and wavelength assignment," in *Proc. ONDM'04*, **1**, pp. 565–584, Feb. 2004.
- [17] I. E. Fonseca, R. C. A. Jr, M. R. N. Ribeiro, and H. Waldman, "Algorithms for FWM-Aware routing and wavelength assignment," in *Proc. IMOC'03*, pp. 1–5, Sept. 2003.
- [18] I. E. Fonseca, R. C. A. Jr, M. R. N. Ribeiro, and H. Waldman, "Greedy algorithm for reducing FWM impairments in dynamic optical networks (in portuguese)," in *Anais do XX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, pp. 1–6, Oct. 2003.
- [19] M. Sridharan and A. Somani, "Revenue maximization in survivable WDM networks," in *Proc. SPIE OPTICOMM, Dallas, TX*, pp. 291–302, Aug. 2000.
- [20] O. Gerstel and R. Ramaswami, "Optical layer survivability - an implementation perspective," *IEEE J. Select. Areas Commun.* **18**, pp. 1885–1923, Oct. 2000.
- [21] B. T. Doshi, "Optical network design and restoration," *Bell Labs Technical Journal*, pp. 58–84, Jan.-Mar. 1999.
- [22] A. Somani, "Understanding fault tolerance and reliability," *IEEE Computer* **30**(4), pp. 45–50, 1997.
- [23] H. T. Mouftah and P.-H. Ho, *Optical Networks: Architecture and Survivability*, Kluwer Academic Publishers, 2003.
- [24] R. Batchellor, "Optical layer protection: Benefits and implementations," in *Proc. of National Fiber Optic Engineers Conference*, 1998.
- [25] B. M. E. Moret and H. D. Shapiro, *Algorithms from P to NP Volume I - Design and Efficiency*, Benjamin/Cummings Publishing Company, Inc., 1990.
- [26] M. Herzberg and S. J. Bye, "An optimal spare-capacity assignment model for survivable networks with hop limits," in *Proceedings IEEE, Globecom*, 1994.

- [27] Y. Liu, D. Tipper, and P. Siripongwutikorn, "Approximating optimal spare capacity allocation by successive survivable routing," in *Proceedings IEEE, Infocom'01*, **2**, pp. 699–708, apr 1994.
- [28] J. W. Suurballe, "Disjoint paths in a network," in *Networks*, **4**, pp. 125–145, 1974.
- [29] J. W. Suurballe and R. E. Tarjan, "A quick method for finding shortest pairs of disjoint paths," in *Networks*, **14(2)**, pp. 325–336, 1984.
- [30] P. Datta, M. T. Frederick, and A. K. Somani, "Sub-graph routing: a novel fault-tolerant architecture for shared-risk link group failures in WDM optical networks," in *Proc. DRCN'03*, Oct. 2003.
- [31] D. A. A. Mello, J. U. Pelegriani, M. S. Savasini, G. S. Pavani, and H. Waldman, "Inter-arrival planning for sub-graph routing protection in WDM networks," in *Proc. ICT'04*, Aug. 2004.
- [32] D. A. A. Mello, M. S. Savasini, J. U. Pelegriani, and H. Waldman, "Capacity-efficient fault tolerance using sub-graph routing protection," in *Proc. OpNeTec'04*, Oct. 2004.
- [33] M. S. Savasini, D. A. A. Mello, J. U. Pelegriani, and H. Waldman, "Colorimento flexível de caminhos de proteção em redes Ópticas WDM protegidas por sub-grafos," in *Anais do XXI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, Sept. 2004.
- [34] P. Cochrane, R. Heckingbottom, and D. Heatley, "The hidden benefits of optical transparency," *IEEE Commun. Mag.* **32**, pp. 90–97, Sept. 1994.
- [35] L. Clark, "Evolution of optical transport in the AT&T network," in *Optical Fiber Communication Conference*, p. 70, Feb. 1998.
- [36] N. Wauters, W. V. Parys, B. C. Caenegem, and P. Demeester, "Reduction of wavelength blocking through partitioning with wavelength converters," in *Optical Fiber Communication Conference*, pp. 122–123, Feb. 1997.
- [37] A. Aggarwal, A. Bar-Noy, D. Coppersmith, R. Ramaswami, B. Schneider, and M. Sudan, "Efficient routing and scheduling algorithms for optical networks," in *5th Annual ACM-SIAM Symp. on Discrete Algorithms*, pp. 412–423, Jan. 1994.
- [38] R. Barry and P. Humblet, "Bounds on the number of wavelengths needed in WDM networks," in *LEOS Summer Topical Mtg. Digest*, pp. 21–22, 1992.
- [39] N. Wauters and P. Demeester, "Wavelength translation in optical multi-wavelength multi-fiber transport network," in *Int'l J. of Opto-electronics*, pp. 53–70, Jan/Feb 1997.
- [40] H. Waldman and F. G. Lins, "Blocking in wdm networks under limitations in the number of transceivers per node," in *Proc. ONDM'04*, **1**, pp. 537–549, Feb. 2004.

- [41] M. Kovacevic and A. Acampora, "Benefits of wavelength translation in all-optical clear-channel networks," *IEEE J. Select. Areas Commun.* **14**, pp. 868–880, June 1996.
- [42] S. Subramaniam, M. Azizoglu, and A. Somani, "All-optical networks with sparse wavelength conversion," *IEEE/ACM Trans. Networking* **4**, pp. 544–557, Aug. 1996.
- [43] J. Yates, M. Rumsewicz, J. Lacey, and D. Everitt, "Modelling blocking probabilities in WDM networks with fixed alternate routing," *IEEE Int'l Conf. on Telecommun.* , pp. 1367–1372, Apr. 1997.
- [44] J. Yates, "Performance analysis of dynamically-reconfigurable wavelength-division multiplexed networks," *Ph.D. Thesis, The University of Melbourne, Australia* , 1997.
- [45] S. Subramaniam, A. Somani, M. Azizoglu, and R. Barry, "A performance model for wavelength conversion with non-poisson traffic," *IEEE INFO-COM* **1**, pp. 500–507, Apr. 1997.
- [46] J. Iness, "Efficient use of optical components in WDM networks," *Ph.D. Thesis, University of California, Davis* , 1997.
- [47] K. R. Venugopal, M. Shivakumar, and P. S. Kumar, "A heuristic for placement of limited range wavelength converters in all-optical networks," in *Proc. IEEE INFOCOM*, pp. 908–915, 1999.
- [48] S. Subramaniam, M. Azizoglu, and A. Somani, "On optimal converter placement in wavelength-routed networks," *IEEE INFO-COM* **1**, pp. 500–507, Apr. 1997.
- [49] X. Chu, B. Li, and I. Chlamtac, "Wavelength converter placement under different RWA algorithms in wavelength-routed all-optical networks," *IEEE Trans. Commun.* **51**, pp. 607–617, Apr. 2003.
- [50] S. Gao, X. Jia, C. Huang, and D.-Z. Du, "An optimization model for placement of wavelength converters to minimize blocking probability in WDM networks," *J. Lightwave Technol.* **21**, pp. 684–694, Mar. 2003.