



Universidade Federal de Campina Grande  
Centro de Engenharia Elétrica e Informática  
Departamento de Engenharia Elétrica  
Programa de Pós Graduação em Engenharia Elétrica

Dissertação de Mestrado

**Roteamento Adaptativo com Agregação de  
Tráfego em Redes Ópticas Dinâmicas**

Paulo Ribeiro Lins Júnior

Campina Grande – PB  
Junho de 2008

Universidade Federal de Campina Grande  
Centro de Engenharia Elétrica e Informática  
Departamento de Engenharia Elétrica  
Programa de Pós Graduação em Engenharia Elétrica

## **Roteamento Adaptativo com Agregação de Tráfego em Redes Ópticas Dinâmicas**

Paulo Ribeiro Lins Júnior

Dissertação de Mestrado submetida à Coordenação do Programa de Pós Graduação em Engenharia Elétrica do Departamento de Engenharia Elétrica da Universidade Federal de Campina Grande como requisito necessário para obtenção do grau de Mestre em Ciências no Domínio da Engenharia Elétrica.

Área de Concentração: Comunicações.

Marcelo Sampaio de Alencar  
Orientador

Edmar Candeia Gurjão  
Orientador

FICHA CATALOGRAFICA ELABORADA PELA BIBLIOTECA CENTRAL DA UFCG

L759r Lins Junior, Paulo Ribeiro  
Roteamento adaptativo com agregacao de trafego em redes opticas dinamicas / Paulo Ribeiro Lins Junior.- Campina Grande, 2008.  
85 f. : il.

Dissertacao (Mestrado em Engenharia Eletrica) - Universidade Federal de Campina Grande, Centro de Engenharia Eletrica e Informatica.

1. Redes Opticas 2. Engenharia de Trafego 3. Roteamento Adaptativo 4. Agregacao de Trafego 5. Dissertacao I. Alencar, Marcelo Sampaio de, Dr. II. Gurjao, Edmar Candeia, Dr. III. Universidade Federal de Campina Grande - Campina Grande (PB) IV. Titulo

CDU 004.728.4(043)

**ROTEAMENTO ADAPTATIVO COM AGREGAÇÃO DE TRÁFEGO EM REDES  
ÓPTICAS DINÂMICAS**

**PAULO RIBEIRO LINS JÚNIOR**

Dissertação Aprovada em 27.06.2008



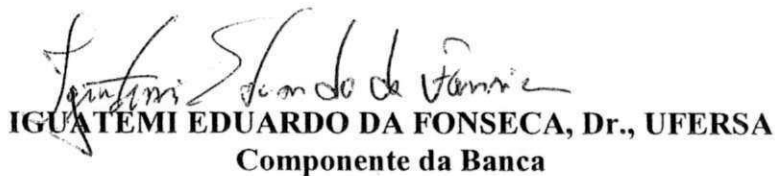
**MARCELO SAMPAIO DE ALENCAR, Ph.D., UFCG**  
Orientador



**EDMAR CANDEIA GURJÃO, D.Sc., UFCG**  
Orientador



**JOSÉ EWERTON POMBO DE FARIAS, Dr., UFCG**  
Componente da Banca



**IGUATEMI EDUARDO DA FONSECA, Dr., UFERSA**  
Componente da Banca

CAMPINA GRANDE - PB  
JUNHO-2008

*Dedico esse trabalho a todos os que vêm na educação a  
solução para a ignorância que aflige o mundo.*

---

---

# Agradecimentos

---

- ★ À energia que rege o universo e as minúsculas partes que o compõe (seja ela chamada de Deus, Alá, Rah, Tupã, Força ou qualquer outro apelido), por permitir que eu faça parte desse todo tão magnífico;
- ★ À minha estimada família que, de sua forma, sempre ajudou e respeitou a mim e ao meu trabalho. Em especial ao exemplo de força, fé e capacidade de vencer adversidades, a quem carinhosamente chamo de mãe e a grande figura da qual tirei grandes lições e que chamo de pai;
- ★ À minha namorada Alixandra Guedes, “mô bein”, pelo carinho, respeito, companheirismo e principalmente pela ENORME paciência que sempre teve com minhas ausências e mudanças de humor, agravadas em demasia nos últimos meses;
- ★ Aos meus grandes irmãos e amigos de longa data Jerônimo Silva Rocha, Erik Silva, Jonas Agápito, Adrian Lívio, Olímpio Cipriano, Diego Bezerra, José Luís, Yuri de Carvalho, entre outros, e a grande Adail, pessoas sem as quais definitivamente não teria chegado até aqui. Aos amigos mais recentes porém não menos importantes Carlos Danilo, Gilney Barros, Jean Felipe, Késia Santos e Ewerton Rômulo. À todos os companheiros de Iecom, que tornam o dia-dia rotineiro do laboratório mais agradável;
- ★ Aos meus orientadores, Prof. Marcelo Sampaio de Alencar, mais que um orientador, um amigo com quem tenho o prazer e o privilégio de trabalhar há alguns anos e Prof. Edmar Candeia Gurjão, grande mestre e amigo, por ter sido e ainda ser um guru e uma referência de profissional e de ser humano;
- ★ Aos professores do Departamento de Engenharia Elétrica que cumpriram sua missão como tutores e me ajudaram a crescer técnica e profissionalmente. Também agradeço aos que não cumpriram sua missão como tutores, por terem me dado um ótimo exemplo do que não quero jamais ser;
- ★ Ao Iecom, pela estrutura física necessária para a realização desse trabalho;
- ★ À CAPES, pelo suporte financeiro ao desenvolvimento dessa dissertação.

*“... a realidade não é apenas como percebida na superfície, possuindo também uma dimensão mágica e, tendo-se vontade, é legítimo exagerá-la e dar-lhe cor, para que a passagem por esta vida não se torne tão tediosa”.*

—ISABEL ALLENDE (Eva Luna)

---

---

# Resumo

---

Este trabalho trata do problema do estabelecimento dinâmico de caminhos ópticos em redes ópticas WDM sem a consideração de conversão de comprimento de onda. São estudadas duas técnicas de engenharia de tráfego : o balanceamento de carga utilizando roteamento adaptativo e a agregação de tráfego. Com relação ao roteamento adaptativo, são estudadas cinco funções custo, das quais uma está sendo proposta e as outras foram retiradas da literatura, associadas ao algoritmo de roteamento de Dijkstra e à heurística *first-fit* de alocação de comprimento de onda. Já o algoritmo de agregação de tráfego estudado considera a banda dos subcanais dos comprimentos de onda alocada sob demanda, abordagem comumente distinta da encontrada na literatura. Os algoritmos de roteamento adaptativo e agregação de tráfego têm seus desempenhos comparados, com respeito à probabilidade de bloqueio e utilização média dos enlaces, para três topologias, incluindo uma simples de seis nós, a rede NSF e uma árvore de anéis. Na análise são considerados três cenários. No primeiro, considera-se apenas o roteamento adaptativo, sem uso de agregação de tráfego. No segundo, somente a agregação. E no terceiro, a fusão dessas técnicas como forma de melhorar a distribuição de recursos na rede. Com os resultados obtidos é possível observar que a integração de um algoritmo de roteamento adaptativo com um algoritmo de agregação de tráfego para o roteamento e alocação de comprimento de onda melhora o desempenho com relação à probabilidade de bloqueio e à distribuição de carga entre os enlaces da rede.

**Palavras-chave:** Redes Ópticas WDM, Engenharia de Tráfego, Roteamento Adaptativo, Funções Custo, Agregação de Tráfego



---

---

# Abstract

---

This work discusses the problem of dynamic routing and wavelength assignment in WDM optical networks, without wavelength conversion. Two traffic engineering strategies are considered: load balancing, using adaptive routing, and traffic grooming. For the adaptive routing, five weigh functions are studied, of which one is proposed and the others were obtained from the literature, associated to the Dijkstra algorithm and the first-fit wavelength assignment heuristic. The traffic grooming algorithm considers the wavelength sub-channel bandwidth allocated on demand, which is distinct from the usual literature approach. The adaptive routing and traffic grooming algorithms are compared, in terms of blocking probability link average utilization, to three topologies, which include a six node network, the NSF network and one ring tree. Three scenarios are considered in the analysis. Adaptive routing is considered for the first scenario, without traffic grooming. Grooming alone is considered for the second. The third scenario includes both techniques as means to improve the resource distribution in the network. The results show that integration of adaptive routing algorithm with traffic grooming for routing and wavelength assignment improves better performance with respect to blocking probability and load distribution between the links of the network.

**Keywords:** WDM Optical Networks, Traffic Engineering, Adaptive Routing, Weigh Functions, Traffic Grooming

---

---

# Sumário

---

<b>1</b>	<b>Introdução</b>	<b>1</b>
1.1	Apresentação . . . . .	1
1.2	Contextualização . . . . .	2
1.3	Principais Contribuições . . . . .	3
1.4	Escopo da Dissertação . . . . .	4
<b>2</b>	<b>Redes Ópticas Multiplexadas a Comprimento de Onda</b>	<b>6</b>
2.1	Multiplexação por Comprimento de Onda . . . . .	6
2.2	Arquiteturas Multicamadas . . . . .	11
2.2.1	Quatro Camadas: IP sobre ATM sobre SDH/SONET sobre WDM . . . . .	13
2.2.2	Três Camadas: IP sobre SDH/SONET sobre WDM . . . . .	14
2.2.3	Duas Camadas: IP sobre WDM . . . . .	14
2.2.4	GMPLS . . . . .	16
2.2.5	Uma alternativa ao GMPLS: ASON . . . . .	17
2.3	A arquitetura Multi-Cliente . . . . .	17
2.4	Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda . . . . .	20
2.4.1	Estabelecimento Estático de Caminho Óptico . . . . .	23
2.4.2	Estabelecimento Dinâmico de Caminho Óptico . . . . .	26
2.4.3	Roteamento . . . . .	27
2.4.4	Alocação de Comprimento de Onda . . . . .	29
<b>3</b>	<b>Engenharia de Tráfego em Redes Ópticas</b>	<b>33</b>
3.1	Qualidade de Serviço . . . . .	33
3.2	Introdução à Engenharia de Tráfego . . . . .	34
3.3	Agregação de Tráfego . . . . .	37
3.3.1	Estabelecimento de Conexões em Redes com Agregação de Tráfego . . . . .	38
3.4	Aspectos Físicos da Agregação de Tráfego . . . . .	40
<b>4</b>	<b>Proposta de Algoritmo de Roteamento Adaptativo</b>	<b>43</b>
4.1	Introdução . . . . .	43

---

4.2	Proposta de Algoritmo de RWA Adaptativo . . . . .	45
4.2.1	Algoritmo Proposto . . . . .	45
4.2.2	Manutenção da Tabela de Roteamento . . . . .	46
4.2.3	Seleção dos Nós . . . . .	46
4.2.4	Seleção de Rota . . . . .	48
4.2.5	Funções Custo Avaliadas . . . . .	52
4.2.6	Manutenção da Matriz de Ocupação . . . . .	55
4.2.7	Alocação de Comprimento de Onda com Agregação de Tráfego . . . . .	56
<b>5</b>	<b>Simulação e Resultados Obtidos</b>	<b>61</b>
5.1	Ambiente de Simulação . . . . .	61
5.2	Resultados . . . . .	64
5.2.1	Primeiro cenário: Roteamento adaptativo sem agregação de tráfego . . . . .	64
5.2.2	Segundo cenário: Agregação de tráfego sem roteamento adaptativo . . . . .	69
5.2.3	Terceiro cenário: Roteamento adaptativo na presença de agregação de tráfego . . . . .	74
<b>6</b>	<b>Conclusões e Sugestões de Trabalhos Futuros</b>	<b>79</b>
	<b>Referências Bibliográficas</b>	<b>85</b>

---

---

# Lista de Figuras

---

1.1	Relação entre número de usuários e largura de banda requerida para as categorias de usuários que acessam as redes de longa distância . . . . .	2
2.1	Progresso na capacidade dos enlaces ópticos: a) enlace óptico ponto-a-ponto unidirecional; b) enlace com quatro canais e c) multiplexação por divisão no comprimento de onda de quatro canais. . . . .	8
2.2	Representação de uma rede óptica transparente ilustrando a formação do domínio de transparência. . . . .	9
2.3	Interconexão em uma rede óptica com representação dos elementos . . . . .	10
2.4	Possibilidades de arquiteturas multicamadas para redes ópticas WDM. . . . .	12
2.5	Arquitetura Multi-cliente: o plano de controle se torna responsável por organizar o estabelecimento de conexões entre as redes clientes e a rede óptica . . . . .	18
2.6	Modelos para estabelecimento dos planos de controle . . . . .	19
2.7	Conversão de comprimentos de onda . . . . .	22
2.8	Modelo de grafo para redes de comunicações . . . . .	24
3.1	OXC com capacidade de agregação de tráfego. . . . .	41
4.1	Fluxograma do algoritmo proposto. . . . .	47
4.2	Comportamento das funções custo investigadas. . . . .	55
5.1	Topologia simples em malha com seis nós. . . . .	62
5.2	Topologia da rede NSF. . . . .	62
5.3	Topologia de uma árvore de anéis. . . . .	63
5.4	Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a topologia de seis nós no 1º cenário. . . . .	65
5.5	Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a topologia da rede NSF no 1º cenário. . . . .	66
5.6	Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a árvore de anéis no 1º cenário. . . . .	67

---

5.7	Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a topologia de 6 nós no 1º cenário. . . . .	68
5.8	Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a topologia da rede NSF no 1º cenário. . . . .	68
5.9	Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a árvore de anéis no 1º cenário. . . . .	69
5.10	Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a topologia de seis nós no 2º cenário. . . . .	70
5.11	Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a topologia da rede NSF no 2º cenário. . . . .	71
5.12	Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a árvore de anéis no 2º cenário. . . . .	71
5.13	Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a topologia de 6 nós no 2º cenário. . . . .	72
5.14	Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a topologia da rede NSF no 2º cenário. . . . .	72
5.15	Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a árvore de anéis no 2º cenário. . . . .	73
5.16	Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a topologia de seis nós no 3º cenário. . . . .	74
5.17	Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a árvore de anéis no 3º cenário. . . . .	75
5.18	Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a topologia da rede NSF no 3º cenário. . . . .	76
5.19	Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a topologia de 6 nós no 3º cenário. . . . .	76
5.20	Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a topologia da rede NSF no 3º cenário. . . . .	77
5.21	Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a árvore de anéis no 3º cenário. . . . .	78

---

---

# Lista de Tabelas

---

2.1	Valores recomendados para sinais OC- <i>N</i> e STM- <i>M</i> . . . . .	7
5.1	Índices dos enlaces da topologia de seis nós. . . . .	64
5.2	Índices dos enlaces da topologia da rede NSF. . . . .	64
5.3	Índices dos enlaces da árvore de anéis. . . . .	64

---

---

# Lista de Siglas

---

ANSI – *American National Standards Institute*  
ASON – *Rede Óptica Comutável Automaticamente*  
ASTN – *Rede de Transporte Comutável Automaticamente*  
ATM – *Asynchronous Transfer Mode*  
BER – *Taxa de Erro de Bit*  
CAC – *Connection Admission Control*  
DLE – *Dynamic Lighthpath Establishment*  
GMPLS – *Generalized Multi-Protocol Label Switching*  
HDLC – *High-Level Data Link Control*  
IETF – *Internet Engineering Task Force*  
ITU – *International Telecommunication Union*  
LCP – *Least-Congested Path*  
LS – *link state*  
LSR – *Label-Switched Routers*  
MPLS – *Multi-Protocol Label Switching*  
MPλS – *Multi-Protocol Lambda Switching*  
OADM – *Optical Add/Drop Multiplexers*  
OC – *Optical Carrier*  
OLT – *Optical Line Terminal*  
OXC – *Optical Crossconnect*  
QoS – *Quality of Service*  
RWA – *Routing and Wavelength Assignment*  
SDH – *Synchronous Digital Hierarchy*  
SLA – *Service Level Agreement*  
SLE – *Static Lighthpath Establishment*  
SONET – *Synchronous Optical Network*  
STM – *synchronous transport module*  
STS – *Synchronous Transport Signal*  
TE – *traffic engineering*  
WDM – *Wavelength-Division Multiplexing*

# CAPÍTULO 1

---

## Introdução

---

### 1.1 Apresentação

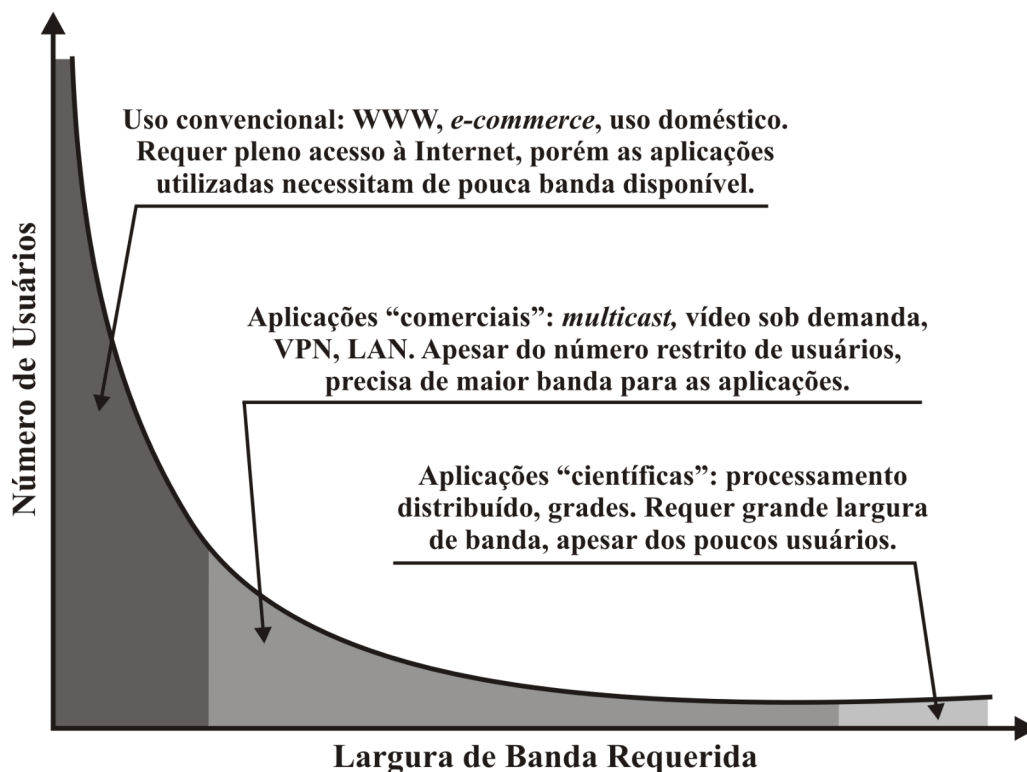
O acesso à Internet no Brasil e no mundo vem experimentando um crescimento cada vez mais considerável no número de usuários e de tipos de serviços disponibilizados. Esse aumento de usuários acarreta o aumento na utilização de serviços de Internet que precisam de grande largura de banda, como acesso de vídeo sob demanda, *Internet-banking*, voz sobre IP, entre outros. Além disso, o acesso a redes de longa distância com taxa de transmissão na ordem de *Gbits/s* possibilitou o surgimento de uma nova classe de usuários, que lidam com processamento distribuído de alto desempenho. Como exemplos desses usuários podem ser citados: universidades, institutos de pesquisa e empresas que operam na área de física de altas energias, astrofísica, geociências, telemedicina, meteorologia, dentre outros. As aplicações utilizadas por esses “novos” usuários incluem:

- transferência de grandes volumes de dados de instrumentos remotos;
- análise remota;
- processamento paralelo usando tecnologias de grade;
- transmissão de imagens e de vídeo de muito alta definição.

O gráfico mostrado na Figura 1.1 ilustra a relação entre número de usuários e largura de banda requerida pelas aplicações utilizadas para as categorias de usuário que acessam as redes de longa distância, segundo Laat (2008).

O avanço tecnológico experimentado pelas redes de computadores tem exigido dos sistemas de telecomunicações a capacidade de atender aos constantes aumentos das taxas de transmissão para os diversos sistemas de informação. Nesse quadro, as redes ópticas se apresentam como a alternativa tecnológica mais viável e assim, as fibras ópticas vêm substituindo gradativamente os cabos metálicos na infra-estrutura das redes de telecomunicações e aumentando potencialmente a capacidade e a confiabilidade dos sistemas de comunicação existentes.





**Figura 1.1** Relação entre número de usuários e largura de banda requerida para as categorias de usuários que acessam as redes de longa distância (LAAT, 2008).

## 1.2 Contextualização

Essa popularização da Internet e dos serviços à ela correlacionados criou uma forte exigência de qualidade de serviço sobre a infra-estrutura das redes de comunicações, que está diretamente ligada a fatores como baixo atraso na transmissão, alta largura de faixa disponível, alta disponibilidade e baixa taxa de interrupção de transmissão. As redes ópticas multiplexadas por divisão em comprimento de onda (WDM - *Wavelength Division Multiplexing*), devido, principalmente, às suas características físicas, tem ganhado cada vez mais aceitação como meio de transporte promissor para o tráfego da Internet e de outras fontes que necessitam dessas características de qualidade.

Os usuários dessas redes se comunicam por conexões ópticas estabelecidas fim-a-fim, denominadas de caminhos ópticos, desde um nó origem até um nó destino em uma rede óptica e que utilizam, na ausência de conversão de comprimento de onda, o mesmo comprimento de onda disponível em todos os enlaces que compõem o caminho entre esses nós.

Tendo em vista que a maioria das redes ópticas operam como *backbones* ou redes metropolitanas, os usuários desse tipo de rede são outras redes, referenciadas, de acordo com Fonseca (2005), como redes clientes. Sendo assim, a principal função da rede óptica é dar suporte às suas redes clientes fornecendo-lhes caminhos ópticos para que possam estabelecer suas conexões.

O problema de estabelecer conexões em uma rede óptica envolve o uso de algoritmos de roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA – *Routing and Wavelength Assignment*). Tipicamente, um caminho óptico era caracterizado pelo conjunto “rota mais comprimento de onda”; entretanto, em uma visão multi-cliente, caminhos ópticos na rede totalmente óptica podem possuir características diferentes dependendo da aplicação e/ou da rede cliente que os está solicitando (FONSECA, 2005) (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). Sendo assim, além de uma rota e de um comprimento de onda, para sua melhor caracterização, é necessário que um caminho óptico possua também atributos de qualidade de serviço óptico associados à sua criação no contexto de rede totalmente óptica.

Isto é feito a partir do estabelecimento de um Contrato de Nível de Serviço (SLA – *Service Level Agreement*) entre a rede cliente e a rede óptica. No SLA parâmetros como: probabilidade de bloqueio, que representa a razão entre o número de caminhos ópticos rejeitados e o número total de pedidos de caminhos ópticos que chegam na rede óptica, taxa de erro de *bit* (BER - *Bit Error Rate*), além de outros parâmetros, podem ser acordados entre a rede cliente e a rede óptica (FONSECA, 2005).

Uma das principais funções do plano de controle da rede óptica é coordenar a tarefa de selecionar rotas e comprimentos de onda disponíveis para o estabelecimento de um caminho óptico que suporte uma requisição solicitada entre dois nós. Também é do plano de controle a responsabilidade de garantir que as conexões estabelecidas nesses caminhos ópticos tenham a qualidade de serviço solicitada pelos usuários da rede. Nesse contexto, a engenharia de tráfego surge como a principal ferramenta capaz de proporcionar a garantia de qualidade requerida pelos usuários sobre os serviços utilizados.

A engenharia de tráfego tem como função principal controlar os fluxos de tráfego em uma infra-estrutura física de transporte, de modo a atender critérios definidos pela operação da rede. Ao ter como enfoque a otimização do desempenho da rede utilizando tecnologias e princípios científicos para medição, modelagem, caracterização e controle de tráfego da Internet, ela se tornou um instrumento indispensável nos sistemas autônomos<sup>1</sup>, devido o alto custo de recursos de rede e por causa da natureza comercial e competitiva da Internet. Estes fatores enfatizam a necessidade de uma máxima eficiência operacional. A engenharia de tráfego procura maximizar o desempenho orientado a tráfego ou orientado a recursos (AWDUCHE *et al.*, 2002).

### 1.3 Principais Contribuições

Neste trabalho são analisadas cinco propostas de funções custo utilizadas no roteamento adaptativo, sendo que uma utiliza como métrica para o estabelecimento dos caminhos ópticos o número de enlaces e as outras quatro adotam a disponibilidade de comprimentos de onda como métrica. O desempenho dessas funções é avaliado com relação ao número de bloqueios ocorri-

---

<sup>1</sup>Um sistema autônomo é um grupo de redes que é gerenciado por um ou mais operadores que possuem uma clara e única política de roteamento.

dos na rede durante um determinado período de tempo e com relação à ocupação de cada enlace pelas conexões estabelecidas. A proposta apresentada sugere a integração de um algoritmo de agregação de tráfego em redes ópticas a ser usado em conjunto com o algoritmo adaptativo proposto, na tentativa de obter um melhor balanceamento da carga na rede, diminuindo, assim, a sobrecarga em determinados enlaces e proporcionando o uso mais uniforme dos recursos disponíveis.

Dentre os possíveis benefícios da integração da agregação de tráfego com roteamento adaptativo comum se destaca a esperada diminuição no número de comprimentos de onda para se manter um dado número de bloqueios na rede. Tal característica se traduz em sistemas com menor custo se comparados aos que não utilizam a integração proposta. Por outro lado, se garante que a extensibilidade da rede projetada praticamente não será afetada, pois há a capacidade de se suportar um volume maior de tráfego.

## 1.4 Escopo da Dissertação

O restante dessa dissertação está dividida da seguinte forma:

- **Capítulo 2** – Neste capítulo são apresentados os conceitos fundamentais sobre redes ópticas com multiplexação por comprimento de onda. O capítulo inicia com uma justificativa para o uso desse tipo de rede, baseada na melhor distribuição do tráfego pela banda disponibilizada pelas fibras ópticas. Em seguida são apresentadas as principais características e arquiteturas utilizadas para implementar esse tipo de rede. Essa informação serve de “plano de fundo” para a caracterização da função atribuída ao plano de controle: a seleção de rotas e alocação de comprimentos de onda necessários para o estabelecimento dos caminhos ópticos, canais que suportam o fluxo de tráfego das conexões nas redes ópticas. São apresentados as características e as principais abordagens para esse problema, seja para o cenário de tráfego estático ou dinâmico.
- **Capítulo 3** – Qualidade de serviço, no contexto de rede de comunicação, é um conceito que exprime a capacidade que a rede tem de oferecer e garantir diversos tipos de contratos de utilização da sua infra-estrutura. Para que essa qualidade, normalmente acordada entre provedor e usuário, seja mantida, faz-se uso de técnicas de engenharia de tráfego. A engenharia de tráfego tenta otimizar os parâmetros da qualidade de serviço centrados no usuário, o que significa minimização de congestionamento e maximização de vazão de tráfego. Neste capítulo, uma visão geral sobre qualidade de serviço e engenharia de tráfego aplicada às redes ópticas é apresentada. São apresentadas algumas técnicas de engenharia de tráfego que possibilitam a garantia de que o caminho óptico selecionado para o estabelecimento de uma conexão possua a qualidade de serviço solicitada pela rede cliente, dando especial ênfase ao balanceamento de carga através de roteamento adaptativo e à agregação de tráfego.

- **Capítulo 4** – Neste capítulo é discutida a proposta da integração do roteamento adaptativo, utilizando funções custo dependentes do número de comprimentos de onda disponíveis no enlace, com um algoritmo de agregação de tráfego buscando um menor número de bloqueios e uma utilização de recursos da rede mais uniforme. São apresentadas cinco propostas de funções custo utilizadas no roteamento adaptativo, sendo que uma utiliza como métrica para o estabelecimento dos caminhos ópticos o número de enlaces e as outras quatro adotam a disponibilidade de comprimentos de onda como métrica. Também é sugerida a integração de um algoritmo de agregação de tráfego em redes ópticas a ser usado em conjunto com o algoritmo adaptativo.
- **Capítulo 5** – Os resultados obtidos a partir de simulações do algoritmos apresentados no capítulo anterior são mostrados nesse capítulo. São analisadas três topologias de redes em malha, uma simples, com seis nós, uma baseada na rede da *National Science Foundation*, conhecida como NSF e uma árvore de anéis interligados, em três cenários na simulação. No primeiro cenário, é considerado apenas o uso de roteamento adaptativo como técnica para melhorar o desempenho da rede em termos do número de bloqueios ocorridos e da utilização média dos enlaces da rede. No segundo, considera-se apenas a técnica de agregação de tráfego. O terceiro cenário considera a utilização de ambas as técnicas conjuntamente.
- **Capítulo 6** – Este capítulo traz as conclusões acerca dos resultados obtidos no trabalho e discutidos no capítulo anterior, junto com as considerações sobre as possíveis diretrizes para futuras pesquisas na área de engenharia de tráfego em redes ópticas dinâmicas a partir do estudo feito aqui.

## CAPÍTULO 2

---

# Redes Ópticas Multiplexadas a Comprimento de Onda

---

Neste capítulo são apresentados os conceitos fundamentais sobre redes ópticas com multiplexação por comprimento de onda. São apresentadas as principais características e arquiteturas utilizadas nesse tipo de rede, com enfoque na caracterização da função atribuída ao plano de controle: a seleção de rotas e alocação de comprimentos de onda necessários para o estabelecimento dos caminhos ópticos, canais que suportam o fluxo de tráfego das conexões nas redes ópticas, tanto para o cenário de tráfego estático quanto dinâmico.

### 2.1 Multiplexação por Comprimento de Onda

Até a década de 70 as redes de comunicação eram utilizadas essencialmente para transmissão de voz utilizando comutação de circuito. Qualquer evento, como uma falha ou o estabelecimento de uma nova conexão, que causasse alteração na rede, gerava a necessidade de reconfiguração manual.

Com o passar do tempo o número de usuários aumentou e foi incluída a transmissão de dados, elevando o tráfego na rede e, conseqüentemente, a necessidade por mais largura de banda. A fibra óptica se mostrou um meio de transmissão eficiente, capaz de suprir essa maior demanda por largura de faixa e velocidade de transmissão (SOMANI, 2005).

Com a utilização da fibra óptica como meio de transmissão, os provedores de acesso à rede estabeleceram um formato padronizado de interconexão, que ficou conhecido como Rede Óptica Síncrona (SONET – *Synchronous Optical Network*) na América do Norte e como Hierarquia Digital Síncrona (SDH - *Synchronous Digital Hierarchy*) em outras partes do mundo (SILLER; SHAFI, 1996) (PERROS, 2005).

Essa primeira geração de redes de fibras ópticas foi utilizada para aumentar a capacidade da rede que a precedeu, sendo toda a comutação e serviços de rede efetuados por meio de sinais elétricos.

A taxa básica de transmissão do SONET é 51,84 Mbit/s. Essa taxa é atribuída ao sinal STS-1, sendo a sigla STS referente ao Sinal de Transporte Síncrono (*Synchronous Transport Signal*). Todas as demais taxas usadas no SDH/SONET são múltiplas dessa taxa básica, de forma que o sinal STS- $N$  tem como taxa de transmissão  $N$  vezes a taxa básica. Após ser submetido a uma conversão eletro-óptica para que possa ser transmitido pela fibra, o sinal óptico na camada física recebe a denominação de OC- $N$ , sendo a sigla OC atribuída à Portadora Óptica (*Optical Carrier*), e o  $N$  indica o múltiplo da taxa básica. Em termos práticos, é comum se referir a enlaces SONET como enlaces OC- $N$ . O Instituto Americano de Padrões (ANSI – *American National Standards Institute*), no seu padrão T1.105, estabelece os seguintes valores para  $N$ : 1, 3, 12, 24, 48 e 192.

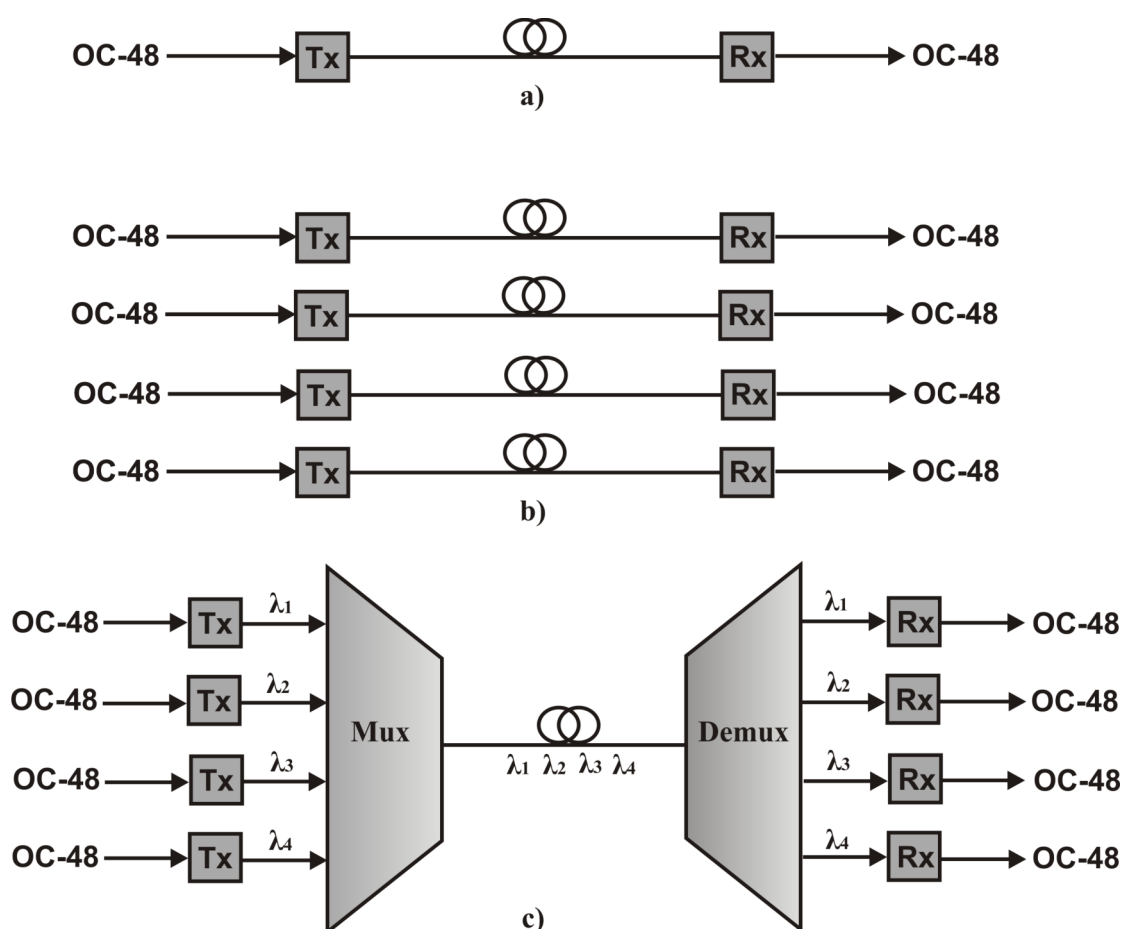
Para o SDH, o sinal básico tem uma taxa de transmissão equivalente ao STS-3, ou seja, 155,52 Mbit/s. Esse sinal é conhecido como Módulo de Transporte Síncrono – Nível 1 ou STM-1 (*Synchronous Transport Module – Level 1*). Taxas superiores são designadas como STM- $M$ . A União Internacional de Telecomunicações (ITU – *International Telecommunication Union*) recomenda os seguintes valores para  $M$ : 1, 4, 8, 16, 32 e 64. Esses valores são equivalentes aos dos sinais OC- $N$  SONET, em que  $N = 3M$ . Isto mostra uma tentativa de manutenção de uma compatibilidade entre o SONET e o SDH. Diferentemente do SONET, o SDH não faz distinção entre o sinal elétrico (o STS, no SONET) e o sinal óptico (OC, no SONET), denominando ambos os tipos de sinais como STM- $M$ . A Tabela 2.1 sumariza os valores recomendados pela ANSI, no caso do SONET e pela ITU, no caso do SDH, para os sinais OC- $N$  e STM- $M$  (PERROS, 2005).

**Tabela 2.1** Valores recomendados para sinais OC- $N$  e STM- $M$  (PERROS, 2005).

Taxa de Transmissão (Mbit/s)	Sinais STS- $N$	Sinais OC- $N$	Sinais STM- $M$
51,84	STS-1	OC-1	–
155,52	STS-3	OC-3	STM-1
622,08	STS-12	OC-12	STM-4
1244,16	STS-24	OC-24	STM-8
2488,32	STS-48	OC-48	STM-16
4976,64	STS-96	OC-96	STM-32
9953,28	STS-192	OC-192	STM-64

Um enlace óptico ponto-a-ponto unidirecional é formado, em uma descrição bastante elementar, por um transmissor óptico, tipicamente um *laser* ou um diodo emissor de luz (LED), em uma ponta do enlace e na outra um fotoreceptor, como ilustrado na Figura 2.1 a). Por exemplo, se for assumido que o enlace de fibra óptica tem uma capacidade de 2,5 Gbit/s, então ele pode suportar até 16 conexões do tipo STM-1 SDH ou OC-3 SONET operando a 155 Mbit/s, desde que submetidas a uma conversão eletro-óptica. Porém, em redes SDH/SONET, uma fibra só pode suportar uma conexão. Em outras palavras, para se estabelecer mais de uma conexão simultâneas, nesse caso, necessita-se fazer uso de um enlace para cada uma das conexões, como mostrado na Figura 2.1 b).

Um problema surge, entretanto, quando é preciso estabelecer um número maior de conexões, tendo em vista que se necessita de um número grande de fibras ópticas para isso. Além disso, o fato de se estabelecer uma única conexão em uma fibra óptica representa por si só um desperdício considerável da largura de faixa disponibilizada por este meio. Esses problemas podem ser contornados pelo uso de outra técnica: a Multiplexação por Divisão no Comprimento de Onda (WDM – *Wavelength-Division Multiplexing*). Neste tipo de multiplexação, conexões distintas são portadas por diferentes comprimentos de onda, que podem ser multiplexados e trafegar em uma única fibra óptica, como mostrado na Figura 2.1 c). Ou seja, para se utilizar duas ou mais conexões simultaneamente, não existe mais a necessidade de várias fibras ópticas; todo o tráfego é multiplexado para uma só fibra (MUKHERJEE, 2006).



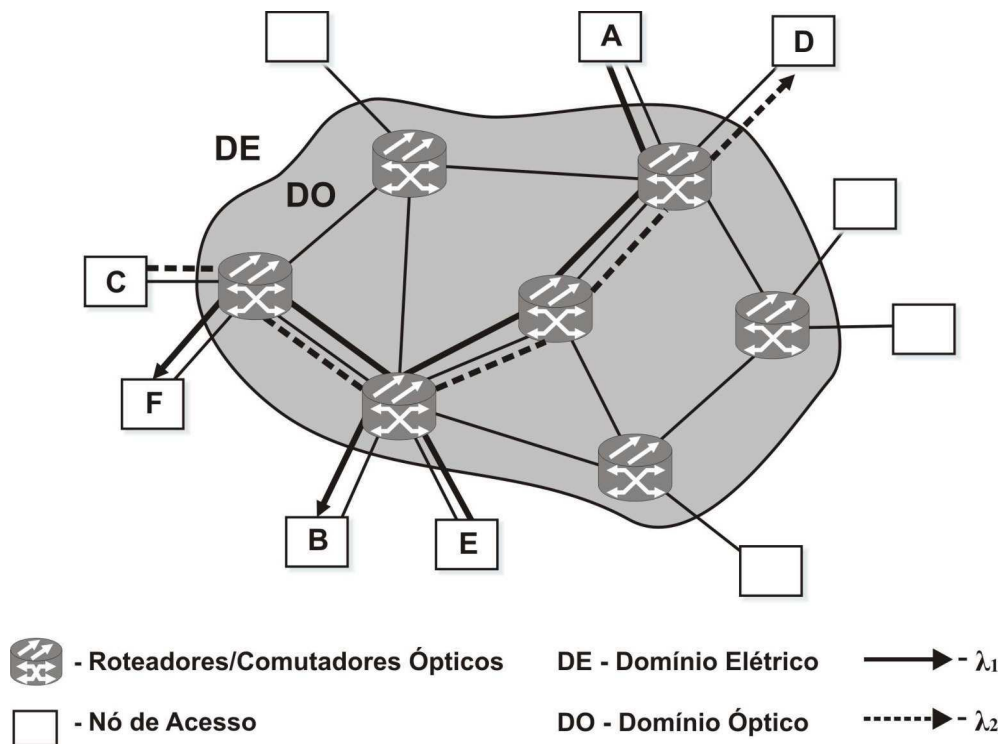
**Figura 2.1** Progresso na capacidade dos enlaces ópticos: a) enlace óptico ponto-a-ponto unidirecional; b) enlace com quatro canais e c) multiplexação por divisão no comprimento de onda de quatro canais.

De maneira simples, um sistema WDM pode ser visto como um conjunto de canais ópticos, cada um usando um comprimento de onda, mas todos compartilhando um único meio de transmissão. Tais sistemas transportam dezenas a centenas de comprimentos de onda por fibra, com cada comprimento de onda podendo suportar uma taxa igual ou superior a 1 Gbit/s.

Alguns dos sistemas ópticos atualmente em operação ainda utilizam SDH/SONET como tecnologia de transmissão óptica, principalmente nas redes em que ainda há uma predominância

do tráfego de voz. Entretanto, tais redes não serão capazes de fluir um volume de tráfego mais intenso e dinâmico, devido principalmente à natureza das novas aplicações, como, por exemplo, a Internet. A conversão eletro-óptica, usada para levar o sinal do domínio elétrico para o óptico e vice-versa, gera um gargalo significativo na rede. Devido ao seu alto custo, grande dependência da taxa de transmissão de *bits* e do formato de modulação, a conversão eletro-óptica pode limitar a evolução e flexibilidade da rede (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

É esperado que redes ópticas totalmente ou parcialmente transparentes surjam a partir da introdução de comutadores ópticos (OXC – *Optical Crossconnect*) em alguns nós das redes que possuam esse gargalo eletro-óptico (também referidas como redes opacas). Com isso, acredita-se as redes roteadas por comprimento de onda (*Wavelength Routed Networks*), se caracterizem por domínios ou “ilhas” de transparência, ou seja, existirão sub-redes totalmente ópticas tendo em suas bordas elementos que realizam conversão eletro-óptica e que podem se comunicar com outros domínios, expandindo assim as possibilidades de arquiteturas e serviços a serem transmitidos (FONSECA, 2005). Essa idéia é ilustrada na Figura 2.2.



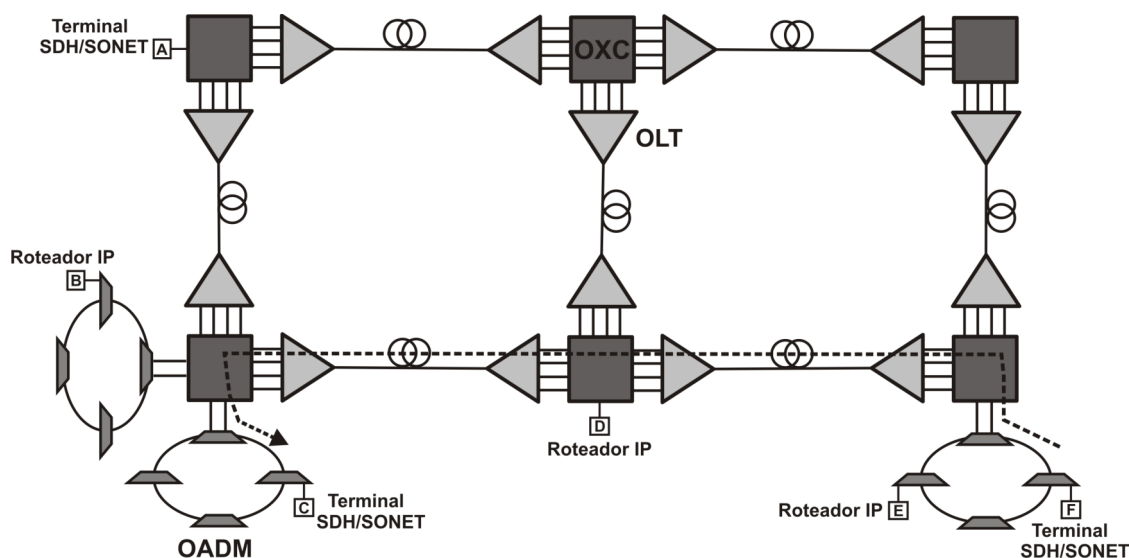
**Figura 2.2** Representação de uma rede óptica transparente ilustrando a formação do domínio de transparência.

Os usuários dessas redes se comunicam por caminhos ópticos (*lightpaths*). Esses caminhos ópticos são estabelecidos e mantidos pelos nós intermediários através de multiplexadores OADM (*Optical Add-Drop Multiplexer*) e OXCs. Caminhos ópticos são conexões ópticas estabelecidas fim-a-fim desde um nó origem até um nó destino de uma rede óptica, utilizando o mesmo comprimento de onda disponível em todos os enlaces. Diferentes caminhos ópticos po-



dem utilizar o mesmo comprimento de onda, desde que não compartilhem enlaces em comum, considerando a ausência de conversores de comprimento de onda. A essa propriedade é dado o nome de restrição de continuidade do comprimento de onda. Por exemplo, na Figura 2.2 é mostrado o estabelecimento de três caminhos ópticos, que fazem uso de dois comprimentos de onda ( $\lambda_1$  e  $\lambda_2$ ). Como ilustrado, devido ao fato dos caminhos ópticos de A para B e de C para D utilizarem enlaces comuns, o mesmo comprimento de onda não pode ser utilizado por eles de acordo com a restrição de continuidade. Já para se estabelecer o caminho óptico entre E e F, como este não possui enlaces comuns com o primeiro caminho óptico estabelecido, o comprimento de onda  $\lambda_1$  pode ser escolhido novamente sem restrições (ZANG *et al.*, 2000).

Os elementos chave responsáveis pela interconexão óptica são os terminais ópticos (OLTs – *Optical Line Terminals*), multiplexadores OADMs e comutadores ópticos (OXCs) interconectados através de enlaces de fibra, como mostrado na Figura 2.3, na qual se pode observar também a ilustração do estabelecimento de um caminho óptico.



**Figura 2.3** Interconexão em uma rede óptica com representação dos elementos (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

OLTs são elementos de rede utilizados no início e no fim de um enlace para multiplexar e demultiplexar comprimentos de ondas. Os principais elementos funcionais que compõem um OLT são os *transponders* e os multiplexadores/demultiplexadores. Um *transponder* adapta o sinal de entrada (vindo de um cliente da rede óptica) para um sinal que possa ser utilizado dentro da rede óptica. Em casos nos quais a interface do equipamento da rede cliente possui funções de adaptação de comprimento de ondas, o uso de *transponders* é desnecessário. O sinal de saída de um *transponder* é multiplexado em diferentes comprimentos de onda por um multiplexador (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

Os OADMs são usados na rede para inserir (*add*) ou extrair (*drop*) canais ópticos (comprimentos de onda) de uma transmissão óptica. Fundamentalmente, eles recebem vários sinais em múltiplos comprimentos de onda e seletivamente derivam alguns comprimentos de onda

enquanto deixam passar os demais. Uma das principais contribuições dos OADMs às redes ópticas é o barateamento do sistema, já que uma economia considerável de OLTs é possível. São elementos tipicamente utilizados em topologias lineares e anulares (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002) (FONSECA, 2005).

O OXC é o elemento responsável por executar todas as funções de estabelecimento e manutenção dos caminhos ópticos. O processo de comutação de comprimentos de onda pode exigir uma conversão óptico-elétrica na porta de entrada e uma conversão eletro-óptica na porta de saída, no caso de redes opacas, ou pode ser totalmente óptico, no caso de redes transparentes. As principais funções fornecidas por um OXC são (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002):

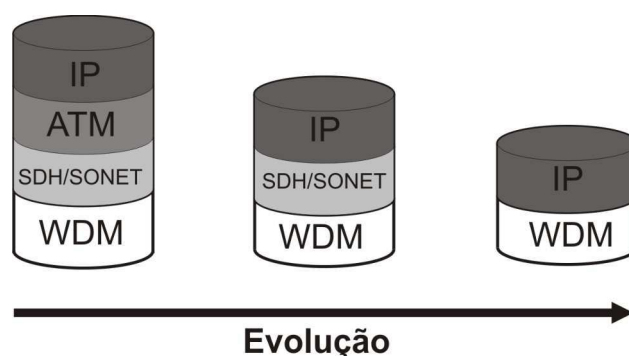
1. serviço de provisionamento – um OXC pode ser usado para prover os caminhos ópticos na rede de forma automatizada;
2. extensibilidade – os OXCs têm um grande número de portas (na faixa de dezenas a milhares) e são capazes de comutar comprimentos de onda de qualquer porta de entrada para qualquer de saída;
3. proteção – muitas arquiteturas de OXCs proporcionam um certo grau de “inteligência”, fazendo com que, a partir de uma falha detectada na rede, seja possível rapidamente estabelecer novas rotas aos caminhos ópticos atingidos pela falha;
4. conversão de comprimento de onda – além de comutar o sinal óptico de uma extremidade à outra, os OXCs podem também incorporar capacidades de conversão de comprimentos de onda.

Esses elementos permitem o surgimento de diversas arquiteturas que integram as redes ditas clientes, que necessitam transmitir seus dados à outras redes, à rede óptica de transporte.

## 2.2 Arquiteturas Multicamadas

Diversas propostas de arquitetura para enviar tráfego baseado em pacote (como o tráfego IP, por exemplo) sobre redes WDM baseadas em comutação de comprimentos de onda têm sido apresentadas nos últimos anos. Uma das primeiras alternativas é baseada em uma arquitetura multicamadas, envolvendo IP sobre ATM sobre SDH/SONET sobre WDM. Essa arquitetura, no entanto, implica em quatro camadas de gerenciamento, cada uma com seus equipamentos próprios e os custos de configuração e operação associados. Na mesma linha, uma arquitetura com três camadas (IP sobre SDH/SONET sobre WDM) também é proposta. Entretanto, apesar de possíveis virtudes, essa arquitetura multicamadas gera um aumento considerável no custo de gerenciamento e do oferecimento dos serviços, entre outros problemas (BONENFANT; RODRIGUEZ-MORAL, 2001). Em função disso, o modelo de duas camadas, IP diretamente sobre WDM, vem sendo considerado como a arquitetura mais atraente. Os benefícios incluem

maior flexibilidade, melhor extensibilidade, mais eficiência de operação e melhor capacidade para engenharia de tráfego. A Figura 2.4 apresenta essas possibilidades de arquiteturas multicamadas para redes ópticas WDM. É interessante ressaltar que o termo “IP diretamente sobre WDM” refere-se a interconexão dos equipamentos (isto é, conexão direta entre roteadores IP e dispositivos WDM), mas não de um mapeamento direto do protocolo IP sobre WDM. Existem várias propostas de padronizações desse mapeamento, na Força Tarefa de Engenharia da Internet (IETF – *Internet Engineering Task Force*) (MALIS; SIMPSON, 1999), no ANSI (ANSI, 2000) e no ITU (G.707, 2000), que são, de uma forma geral, complementares e baseadas em enquadramentos SDH/SONET, Gigabit Ethernet e/ou Comutação Multi-protocolo por Rótulos (MPLS – *Multi-Protocol Label Switching*).



**Figura 2.4** Possibilidades de arquiteturas multicamadas para redes ópticas WDM.

Desta forma, uma das principais metas atuais no tocante à engenharia de tráfego em redes ópticas é prover uma arquitetura de integração entre as duas tecnologias, que permita o provisionamento de canais ópticos orientados para caminhos de dados IP. Nesse contexto, a IETF vem investindo na MPLS (AWDUCHE, 1999) (ROSEN, 2001) e em seus aperfeiçoamentos, a Comutação Multi-protocolo por Lambdas (MP $\lambda$ S – *Multi-Protocol Lambda Switching*) (AWDUCHE; REKHTER, 2001) e a Comutação Multi-protocolo por Rótulos Generalizada (GMPLS – *Generalized Multi-Protocol Label Switching*) (ASHWOOD-SMITH, 2002) que despontam, até o momento, como os melhores elementos integradores para tal arquitetura. Isso porque MPLS pode ser usado como um instrumento para engenharia de tráfego. Além do mais, ele é facilmente adequado à tecnologia WDM, quando comprimentos de onda são usadas como rótulos. A proposta mais recente é a GMPLS, que estende o plano de controle do MPLS para englobar comutação por divisão de tempo, comutação por comprimento de onda e comutação por divisão de espaço.

A seguir são discutidas as propostas de arquiteturas multicamadas mais relevantes para mapear o protocolo IP sobre WDM.

### 2.2.1 Quatro Camadas: IP sobre ATM sobre SDH/SONET sobre WDM

Muitas operadoras até bem pouco tempo atrás (algumas até hoje) baseavam suas soluções de redes em ATM (*Asynchronous Transfer Mode*). A intenção dessas operadoras era poder agregar diferentes tipos de tráfego em um mesmo fluxo e, em função disso, obter ganhos significativos de largura de banda, se comparada com outras soluções baseadas em diferentes tipos de redes para cada serviço (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

Entretanto, a superação do tráfego de voz pelo tráfego de dados e a tendência de crescimento considerável deste último para os próximos anos vem indicando que a Internet será a fonte da maior parte do tráfego gerado nas redes de transporte (JOURDAN, 2001) (CHUNG, 1998). Desta forma, passa a fazer mais sentido para as operadoras construir um estrutura de rede otimizada para a entrega de tráfego do tipo da Internet, enquanto os serviços remanescentes podem ser definidos sobre esta rede ou, alternativamente, continuarem sobre uma rede ATM separada.

As redes ATM têm como uma de suas principais virtudes oferecer um alto grau de flexibilidade em termos de projeto e engenharia de redes. A tecnologia ATM permite que os engenheiros de rede estabeleçam caminhos explícitos para diferentes tipos de tráfego, bem como que vários enlaces sejam monitorados baseados em diferentes parâmetros, como carga do tráfego, congestionamento, entre outros. Em função disso, uma solução comumente aplicada ao transporte de dados da Internet é o uso da arquitetura IP sobre ATM sobre SDH/SONET (CHUNG, 1998) (MUKHERJEE, 2006). No entanto, essa pilha de protocolos introduz um desperdício considerável de largura de banda. Diversas fontes indicam que o IP sobre ATM clássico proporciona um desperdício em torno de 18% a 25%, fora os 4% fixos provenientes do uso de SDH/SONET (BONENFANT; RODRIGUEZ-MORAL, 2001).

As operadoras, contudo, consideravam que as virtudes e os benefícios da tecnologia ATM eram maiores que suas desvantagens, principalmente porque a capacidade de engenharia de tráfego limitada dos protocolos IP e os projetos complexos e muito caros de circuitos integrados para células/datagramas de tamanho variável que operassem em alta velocidade (LIS-TANI; ERAMO, 2000) indicavam uma estagnação na capacidade dos roteadores das redes IP tradicionais. Entretanto, nos últimos anos, tais argumentos foram ficando obsoletos com o surgimento do MPLS e com avanço da tecnologia de circuitos integrados, que já permite o desenvolvimento de roteadores capazes de encaminhar pacotes na taxa de 40 Gbit/s.

Uma vez que as virtudes oferecidas pela tecnologia ATM deixaram de ser tão mais compensadoras em relação ao excesso de complexidade de gerenciamento dessas redes, o requisito de se implementar IP sobre ATM deixou de existir, principalmente nos grandes *backbones*. As redes ATM passaram a ser encaradas como um nível adicional de complexidade, bastante oneroso, tanto em termos de gerenciamento como em termos de equipamentos e, conseqüentemente, no que diz respeito ao oferecimento de serviços.

### 2.2.2 Três Camadas: IP sobre SDH/SONET sobre WDM

Uma das principais vantagens da tecnologia SDH/SONET é a capacidade de recuperação desta no caso da ruptura de uma fibra ou na falha de um nó SDH/SONET. Além disso, um dos propósitos originais das redes SDH/SONET era o de sincronizar os equipamentos da rede, porque com a rede inteira sincronizada, sua robustez aumentaria (G.707, 2000). Contudo, com a atual tecnologia de GPS, passou a ser razoavelmente barato instalar um sincronizador de alta precisão na rede. Isso, aliado à grande penetração da tecnologia IP, tornou a rede muito mais tolerante a falhas de temporização, o que diminui ainda mais a importância da camada SDH/SONET.

A tecnologia SDH/SONET, por questões de proteção e recuperação, tem ainda a desvantagem de utilizar sempre apenas um dos lados do anel de fibra, deixando outro lado de reserva, ao passo que roteadores IP conectados diretamente a dispositivos WDM podem usar comprimentos de onda em ambos os lados do anel, distribuindo o tráfego, o que permite dobrar a utilização da largura de banda de qualquer enlace da rede a um custo incremental muito baixo. No caso da ruptura de uma fibra, é possível chavear o tráfego de melhor esforço para a fibra sobrevivente ou, opcionalmente, re-rotear o tráfego por um caminho completamente diferente até o destinatário. Devido à natureza do tráfego na Internet, as consequências da ruptura de uma fibra, ou problemas menores, é menos severa no ambiente de uma rede de dados do que em ambientes de telecomunicação tradicional e, com isso, técnicas bem conhecidas de controle de fluxo, armazenamento ou re-roteamento podem ser empregadas (CHUNG, 1998) (LISTANI; ERAMO, 2000).

Além do exposto, em uma Internet baseada em uma rede óptica, o roteador pode estabelecer comprimentos de onda assimétricos para transmitir/receber de modo a balancear o ingresso e saída do tráfego na rede. Redes SDH/SONET sempre foram construídas baseadas na suposição que o tráfego transmitido/recebido era balanceado e, em função disso, não podem ser otimizadas para fluxos assimétricos de transmissão/recepção, como é o caso do tráfego da Internet.

### 2.2.3 Duas Camadas: IP sobre WDM

Os custos excessivos apresentados pelas arquiteturas multicamadas anteriormente mencionadas vêm fazendo com que o modelo de duas camadas, IP diretamente sobre WDM, seja considerado o mais atraente para transportar tráfego IP sobre uma infra-estrutura óptica. Essa arquitetura de duas camadas, entre outras virtudes, oferece maior flexibilidade, melhor eficiência e menor custo (MUKHERJEE, 2006).

Conforme comentado, a expressão “IP diretamente sobre WDM” refere-se à interconexão dos equipamentos (isto é, conexão direta entre roteadores IP e dispositivos WDM) e não a um mapeamento direto do protocolo IP sobre WDM. Afinal, sistemas de fibras ópticas, em geral, oferecem um serviço para fluxos de dados contínuos, enquanto os datagramas IP não têm essa

característica. Para realizar o mapeamento de datagramas IP em comprimentos de onda são necessários passos intermediários de encapsulamento. Existem várias propostas para o enquadramento de pacotes IP (BONENFANT; RODRIGUEZ-MORAL, 2001). As mais importantes são baseadas em enquadramentos SDH/SONET ou Gigabit Ethernet.

A padronização do mapeamento dos datagramas IP em quadros SDH/SONET foi definida pela IETF (MALIS; SIMPSON, 1999) e recentemente complementada no ANSI (ANSI, 2000) e no ITU (G.707, 2000). Os datagramas IP são encapsulados em pacotes PPP<sup>1</sup>, o que fornece encapsulamento multiprotocolo, controle de erro e funções de controle de inicialização. Os datagramas encapsulados são então enquadrados usando HDLC (*High-Level Data Link Control*), de acordo com a RFC2615 (MALIS; SIMPSON, 1999). Eles, por sua vez, são mapeados em envelopes de carga SONET (SPE – *Synchronous Payload Envelope*). A principal função do HDLC é fornecer a demarcação dos datagramas IP encapsulados em PPP por intermédio de um enlace de transporte síncrono.

Contudo, o enquadramento SDH/SONET possui limitações relacionadas ao processo de segmentação e remontagem, que pode ser bastante custoso em termos de tempo de processamento, resultando em degradação na vazão e no desempenho da rede. Outra desvantagem do uso de quadros SDH/SONET é o atual alto custo dos *transponders* e equipamentos de regeneração.

A principal vantagem do enquadramento SDH/SONET é que ele transporta sinalização e informações de gerenciamento no cabeçalho. Contudo, muitas dessas informações são reservadas para monitoramento de falhas e operações de suporte ao sistema. Essa sobrecarga de informações pode ser minimizada se tais funções forem incorporadas pelos dispositivos IP. Algumas empresas têm trabalhado em um novo padrão de enquadramento chamado *Fast-IP* ou *Slim SDH/SONET* (JOURDAN, 2001), que propõe utilizar técnicas mais modernas para posicionamento do cabeçalho e para o casamento do tamanho do quadro com o do pacote.

A outra abordagem baseia-se no uso de tecnologias típicas de redes locais para regeneração, tal como o Gigabit Ethernet. Essa abordagem é mais apropriada para redes campus e metropolitanas, para as quais, em geral, há mais disponibilidade de largura de banda e os sistemas de acesso podem usar protocolos proprietários. É importante mencionar, contudo, que tais implementações não são padronizadas, já que o padrão IEEE 802.3 define que comutadores Ethernet devem ser interconectados por fibras ópticas a distâncias de no máximo 5 km. No entanto, muitos fornecedores garantem distâncias bem maiores, em torno de 10 km e podendo chegar até a 80 km com extensores de fibra (BONENFANT; RODRIGUEZ-MORAL, 2001).

---

<sup>1</sup> PPP, sigla para Protocolo Ponto-a-Ponto, se refere a um protocolo da camada de enlace que opera sobre enlaces ponto-a-ponto. Esse enlace pode ser desde uma linha telefônica discada até um enlace SDH/SONET (KUROSE; ROSS, 2006).

## 2.2.4 GMPLS

Em linhas gerais, o MPLS fornece uma maneira eficiente para se estabelecer conexões lógicas sobre redes baseadas em comutação de pacotes (AWDUCHE, 1999) (ROSEN, 2001). O MPLS usa uma técnica conhecida como comutação de rótulos para encaminhar os dados na rede, inserindo um rótulo pequeno e de tamanho fixo em cada pacote na entrada da rede MPLS. A partir daí, em cada nó da rede, denominado roteador comutado por rótulos (LSR – *Label-Switched Routers*), o pacote é roteado baseado nas informações do rótulo e da interface em que chegou e encaminhado para uma interface de saída com um novo rótulo. O caminho que os pacotes seguem na rede é definido pela transição dos valores dos rótulos, que são trocados em cada LSR. Uma vez que o mapeamento entre os rótulos é constante em cada LSR, o caminho completo, chamado LSP (*Label Switched Path*), é determinado pelo valor inicial do rótulo. Um conjunto de pacotes que é rotulado com os mesmo rótulo na entrada da rede MPLS é dito ter a mesma equivalência de classe. É importante mencionar que o MPLS não substitui o roteamento IP, mas trabalha conjuntamente com este último para fornecer um encaminhamento mais rápido dos pacotes através dos LSRs, além de permitir a reserva de largura de banda para tráfegos com diferentes requisitos de qualidade de serviço (QoS – *Quality of Service*).

O GMPLS estende o plano de controle do MPLS para englobar, além da comutação por rótulos, comutação por divisão de tempo (por exemplo, como nos multiplexadores em redes SONET), comutação por comprimento de onda (como nas redes roteadas por comprimento de onda) e comutação por divisão de espaço (por exemplo, porta de entrada para porta de saída). Além disso, enquanto o MPLS tradicional é unidirecional, o GMPLS suporta o estabelecimento de caminhos bidirecionais (ASHWOOD-SMITH, 2002). Nos LSRs utilizados no GMPLS o plano de roteamento não reconhece limites de pacotes nem de células e, em função disso, não são capazes de encaminhar dados baseados em informações transportadas tanto no cabeçalho de pacotes como no de células. Especificamente, tais LSRs incluem dispositivos em que a decisão de encaminhamento é baseada em fatias de tempo, comprimentos de onda ou portas físicas. Seu plano de controle suporta cada uma dessas cinco classes de interfaces: pacotes, células, fatias de tempo, comprimentos de onda ou portas físicas. Um caminho pode ser estabelecido apenas entre interfaces do mesmo tipo. Dependendo da tecnologia que está sendo usada pelas interfaces, o caminho pode ter nomes diferentes, por exemplo, circuito SDH ou caminho óptico. No contexto de GMPLS todos são chamados de LSPs, caminhos comutados por rótulos.

Para atender a ampliação do escopo do MPLS para o domínio óptico e para o domínio do tempo, algumas novas formas de rótulos são necessárias no GMPLS. Essas novas formas de rótulos são referenciadas coletivamente como rótulos gerais (*generalized labels*) e contêm informações suficientes para permitir ao nó destinatário programar seus dispositivos de comutação. Uma vez que os nós enviam e recebem essa nova forma de rótulo, passam a saber que tipos de enlaces estão sendo usados (ASHWOOD-SMITH, 2002).

## 2.2.5 Uma alternativa ao GMPLS: ASON

Atualmente, uma alternativa ao uso do GMPLS como modelo de plano de controle para as redes ópticas é conhecida como Rede Óptica Comutável Automaticamente (ASON), cujas discussões se iniciaram em 1999 pelo Comitê ITU-T, que aprovou a primeira versão da Recomendação ITU-T G.8080 em 2001. Nessa recomendação evidencia-se a aplicação do ASON às redes ópticas transparentes e às redes ópticas opacas, como SDH/SONET. Antes da Recomendação G.8080 ser aprovada, havia uma discussão no ITU-T em reservar as Redes SDH/SONET para as Redes de Transporte Comutáveis Automaticamente (ASTN – *Automatic Switched Transport Network*), visando torná-las uma espécie de rede óptica genérica, denominada Rede de Transporte Óptica (OTN – *Optical Transport Network*), que essencialmente englobaria as redes ópticas transparentes e opacas, restando ao ASON a aplicação restrita às redes ópticas transparentes (DANTE, 2005).

O ASON é uma arquitetura projetada para configurar as conexões fim-a-fim entre os nós ópticos com um sistema de controle e gerenciamento inteligente, satisfazendo os requisitos de proteção e restauração, engenharia de tráfego, controle de admissão de conexões (CAC – *Connection Admission Control*) e policiamento das conexões, a fim de prover qualidade de serviço, confiabilidade e segurança. O ASON também apresenta algumas outras vantagens, tais como: provisão de largura de banda sob demanda, mecanismo de controle distribuído, suporte à configuração dinâmica de diversos tipos de conexões ópticas (por exemplo: permanente, levemente-permanente e comutável), capacidade de interconexão entre as camadas de pacote e ópticas (IP sobre WDM) podendo ser integrado ao GMPLS, como mostrado em (FOISEL, 2005) e aplicação às principais topologias de rede, especialmente em malha (TOMIC *et al.*, 2004).

## 2.3 A arquitetura Multi-Cliente

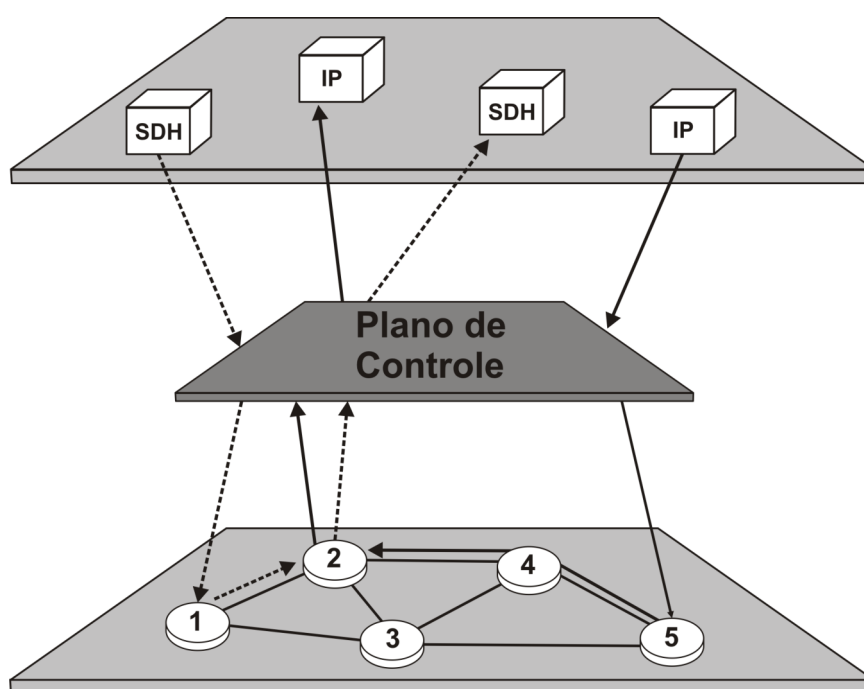
O uso do GMPLS ou mesmo do ASON como possíveis *frameworks* para a nova geração de redes ópticas transparentes faz surgir uma nova arquitetura para estas, chamada de Arquitetura Multi-Clientes. Como ambos têm a funcionalidade de interconectar redes com características distintas, tais com redes ATM, SDH/SONET, IP e WDM, pode-se pensar, para essa nova geração de redes ópticas, em tratar as redes WDM como *backbones* que vêem as demais redes como redes clientes (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

Sob essa visão, o principal objetivo da rede óptica é dar suporte às suas redes clientes fornecendo-lhes caminhos ópticos para que possam estabelecer suas conexões. O estabelecimento de conexões em uma rede óptica envolve o uso de algoritmos de roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA – *Routing and Wavelength Assignment*), tendo em vista que, tipicamente, um caminho óptico é caracterizado pelo conjunto “rota mais comprimento de onda”. Entretanto, segundo Fonseca (2005), em uma visão multi-cliente, caminhos ópticos



podem possuir características diferentes dependendo da aplicação e/ou da rede cliente que os está solicitando, como, por exemplo, diferentes níveis de QoS.

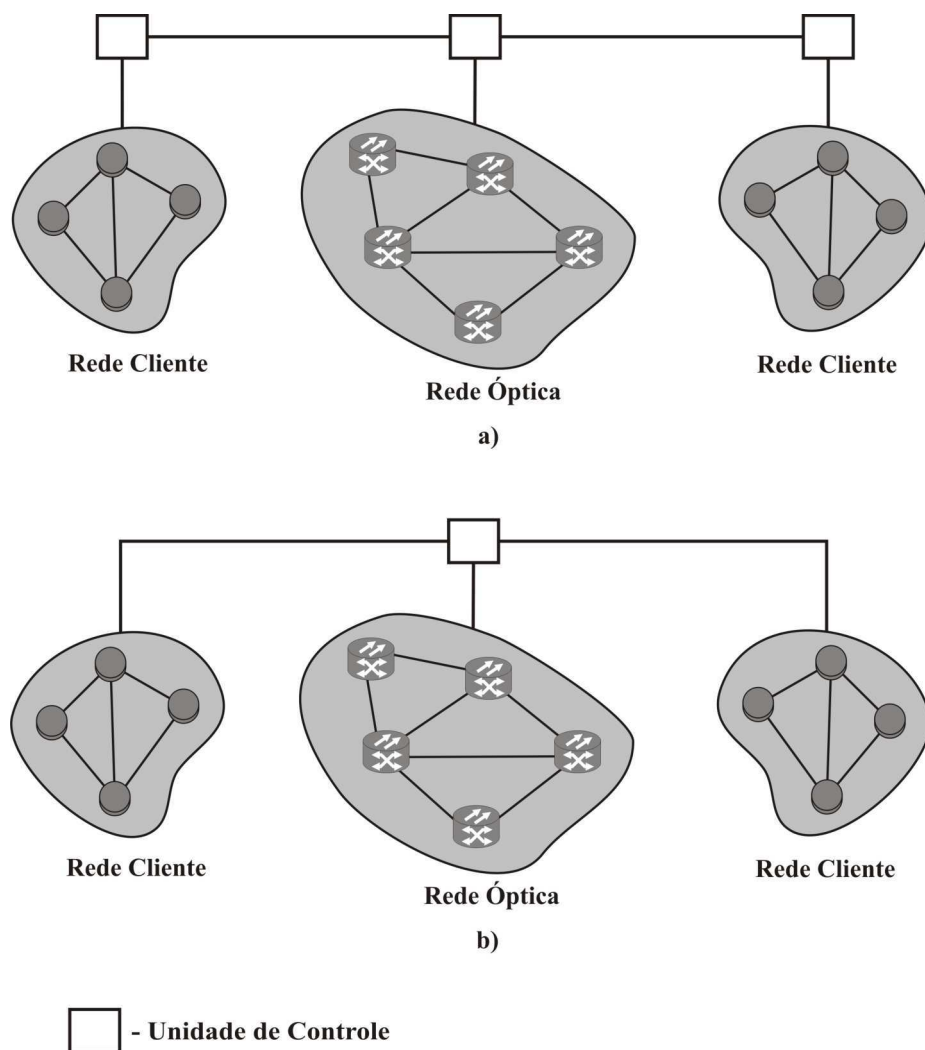
Para que o estabelecimento das conexões ópticas possa se realizar respeitando-se as características exigidas por cada rede cliente, existe uma entidade que se encarrega da interconexão entre as redes clientes e a rede óptica: o plano de controle. A Figura 2.5 traz uma ilustração da interligação entre as redes clientes e a rede óptica e enfatiza o aparecimento dessa nova entidade, que passa a ser a responsável por organizar o estabelecimento de conexões entre as duas redes. Como mencionado anteriormente, duas soluções estão sendo propostas para o plano de controle: o GMPLS, do IETF e o ASON, do ITU-T, existindo, inclusive, sugestões de uso conjunto das duas propostas (FONSECA, 2005) (FOISEL, 2005).



**Figura 2.5** Arquitetura Multi-cliente: o plano de controle se torna responsável por organizar o estabelecimento de conexões entre as redes clientes e a rede óptica (FONSECA, 2005).

A principal função do plano de controle é configurar conexões na rede. Como em uma rede óptica o problema de estabelecer conexões envolve principalmente o uso de um algoritmo de RWA, este trabalha em consonância com o plano de controle. Por exemplo, suponha que uma rede SDH/SONET solicite uma conexão com um dado nível de QoS, como ilustrado na Figura 2.5. Um dos principais procedimentos a serem executados pelo plano de controle é fazer uso do algoritmo de RWA da rede óptica para selecionar uma rota e um comprimento de onda. Nesse exemplo, a rota selecionada foi 1 – 2 e o comprimento de onda  $\lambda_1$  foi atribuído para esse caminho óptico. Para que além da rota escolhida e do comprimento de onda selecionado o plano de controle possa garantir o nível de QoS acordado no SLA, ele precisa conhecer o estado e as restrições ao uso de certos recursos da rede. Com base nesse conhecimento, o plano pode estabelecer os caminhos ópticos pensando na garantia de QoS desejada.

A implementação do plano de controle requer a transferência de informações entre as entidades que participam do processo de controle. A noção de um plano de controle padrão serve para facilitar a interoperabilidade entre os diversos equipamentos. A principal questão é determinar como a interoperabilidade entre os equipamentos ocorre. Nesse contexto, a noção de domínios é útil. Grandes redes podem ser divididas em pequenos domínios devido a questões como gerenciamento, definição de limites entre os protocolos e extensibilidade do plano de controle. Portanto, um plano de controle deve ser capaz de prover e manter conexões da rede por múltiplos domínios (MUKHERJEE, 2006). Existem dois modelos para estabelecimento dos planos de controle: o modelo *overlay* (Figura 2.6 a)) e o modelo *peer* (Figura 2.6 b)).



**Figura 2.6** Modelos para estabelecimento dos planos de controle: a) *overlay* e b) *peer*.

No modelo *Overlay*, os planos de controle das redes clientes e óptica são independentes. Essas redes clientes não têm acesso à topologia interna da rede óptica, enxergando apenas as outras redes clientes equivalentes a elas conectadas à rede óptica. Esse modelo é similar ao modelo de integração IP sobre ATM clássico, por exemplo. Ao esconder o conteúdo da rede de transporte, o modelo *Overlay* define fronteiras administrativas e de controle entre a rede

de núcleo e as redes clientes. Também são distintos os esquemas de endereçamento adotados. Os roteadores de borda das redes cliente não participam da mesma instância do protocolo de roteamento em execução no núcleo da rede; em particular, os elementos de borda desconhecem a topologia do núcleo. Podem existir, no entanto, interações de roteamento entre elementos de borda (roteadores) e de núcleo (comutadores ópticos) para permitir a troca de informações de alcançabilidade com outros elementos de borda (TOMIC *et al.*, 2004). A sinalização entre as redes é feita por meio de interfaces de serviço nas bordas da rede óptica pelas quais as redes clientes requisitam a criação e o encerramento de caminhos ópticos.

No modelo *Peer*, as redes cliente e óptica são geridas por uma única instância do plano de controle. Roteamento e sinalização são unificados: roteadores de borda e comutadores ópticos operam em conjunto, de forma que as interações entre elementos na borda e no núcleo da rede sejam as mesmas que ocorrem entre elementos de núcleo. Isto permite ao roteador ter acesso à topologia física da rede de núcleo. Também é adotado um esquema de endereçamento comum a todas as redes. As interfaces de serviço entre as redes clientes e óptica deixam de existir e os serviços definidos por essas interfaces são incorporados à sinalização (ASHWOOD-SMITH, 2002).

Uma questão que deve ser levada em consideração é se as funcionalidades do plano de controle devem estar presentes nos próprios elementos de rede. Tipicamente, esse é o caso das redes IP, para as quais os protocolos de roteamento e sinalização estão diretamente implementados nos roteadores. No caso de redes ópticas, as funcionalidades do plano de controle são distintas das funcionalidades de transporte. Isso permite que as funcionalidades do plano de controle sejam implementadas fora do elemento de comutação óptica, por exemplo, por um agente *proxy*. Nesse caso, um único agente de controle pode representar múltiplos elementos de rede. Duas entidades adjacentes do plano de controle não precisam estar diretamente conectadas, bastando que haja alcançabilidade IP entre estas entidades para a formação do canal de controle (TOMIC *et al.*, 2004).

## 2.4 Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda

Uma característica intrínseca e única das redes WDM roteadas a comprimento de onda é a estreita ligação entre o estabelecimento de rotas e a atribuição de comprimentos de onda. Como visto na Figura 2.2 e discutido anteriormente, o estabelecimento de um caminho óptico é implementado pela seleção de uma rota, composta de enlaces físicos, entre um nó origem e um nó destino e a alocação de um comprimento de onda específico para a conexão (ROUSKAS; PERROS, 2002). O problema de prover caminhos ópticos a uma rede óptica é chamado de problema de Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda ou simplesmente RWA (ZANG *et al.*, 2000) e é significativamente mais complexo do que o problema de roteamento em redes eletrônicas. A complexidade adicional surge pelo fato do estabelecimento de um caminho óptico estar sujeito a uma restrição, conhecida como restrição de comprimento de onda, que estabelece que, na

ausência de conversores de comprimento de onda, o caminho óptico precisa ocupar o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces entre um nó origem e um nó destino da rede (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

O problema pode ser apresentado da seguinte forma. Considere uma rede com  $K$  enlaces e  $W$  comprimentos de onda. O estado do  $i$ -ésimo enlace,  $1 \leq i \leq K$ , no instante de tempo  $t$  pode ser especificado pelo vetor coluna

$$\sigma_t^{(i)} = \begin{bmatrix} \sigma_t^{(i)}(1) \\ \sigma_t^{(i)}(2) \\ \vdots \\ \sigma_t^{(i)}(W) \end{bmatrix}, \quad (2.1)$$

em que,  $\forall j$  tal que  $1 \leq j \leq W$ ,  $\sigma_t^{(i)}(j) = 1$  se o comprimento de onda  $j$  é usado por um caminho óptico no instante de tempo  $t$ , no enlace  $i$  e  $\sigma_t^{(i)}(j) = 0$  se este comprimento de onda estiver disponível. Assim sendo, o estado da rede é descrito pela matriz

$$\sigma_t = \begin{bmatrix} \sigma_t^{(1)}(1) & \sigma_t^{(2)}(1) & \cdots & \sigma_t^{(K)}(1) \\ \sigma_t^{(1)}(2) & \sigma_t^{(2)}(2) & \cdots & \sigma_t^{(K)}(2) \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \sigma_t^{(1)}(W) & \sigma_t^{(2)}(W) & \cdots & \sigma_t^{(K)}(W) \end{bmatrix}. \quad (2.2)$$

Dada uma requisição para o estabelecimento de conexão óptica no instante de tempo  $t$  entre os nós origem e destino, a função do algoritmo de RWA é selecionar um caminho  $E$ , composto pelos enlaces  $(e_1, e_2, \dots, e_n)$ , tal que  $\sigma_t^{(e_l)}(j) = 0$  para todo  $l = 1, 2, \dots, n$ . Tal consideração satisfaz a restrição de continuidade de comprimento de onda.

No entanto, essa restrição pode ser relaxada se os OXCs nos nós das redes forem equipados com conversores de comprimentos de onda (RAMAMURTHY; MUKHERJEE, 1998). Em um OXC sem capacidade de conversão de comprimento de onda, um sinal entrando pela porta de entrada  $p_i$  com comprimento de onda  $\lambda_1$  pode ser comutado para a porta  $p_j$  de saída, mas continua no mesmo comprimento de onda  $\lambda_1$ . Na presença de conversores de comprimento de onda, esse mesmo sinal pode ser comutado para a mesma porta  $p_j$ , mas ocupando qualquer  $\lambda_n$  diferente do  $\lambda_1$ . Uma ilustração de diferentes níveis de capacidade de conversão de comprimento de onda é mostrada na Figura 2.7.

Na conversão fixa de comprimento de onda, normalmente um caso especial, cada comprimento de onda só pode ser convertido para outro comprimento de onda. Por exemplo, pode-se dizer que, num conversor fixo, se  $\lambda_1$  pode ser convertido para  $\lambda_2$ , ele não pode ser convertido para  $\lambda_3$  ou  $\lambda_4$  (ROUSKAS; PERROS, 2002). A conversão de comprimento de onda limitada (SHARMA; VARVARIGOS, 1999) denota que cada comprimento de onda na entrada do conversor pode ser convertido para um conjunto específico de comprimentos de onda na saída. Por exemplo,  $\lambda_1$  pode ser convertido para  $\lambda_1$  e  $\lambda_2$  na saída e não para  $\lambda_3$ ; já  $\lambda_2$  pode ser conver-

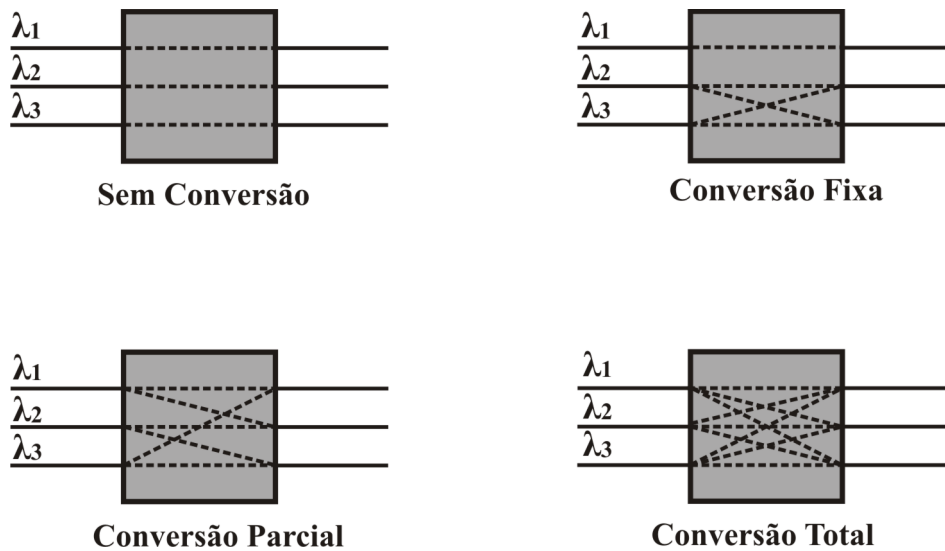


Figura 2.7 Conversão de comprimentos de onda

tido para  $\lambda_2$  e  $\lambda_3$  na saída e não para  $\lambda_1$ . Já a capacidade de conversão total de comprimentos de onda implica que qualquer comprimento de onda na entrada pode ser convertido para qualquer comprimento de onda na saída (ROUSKAS; PERROS, 2002). A vantagem da conversão de comprimento de onda total é que ela aumenta a flexibilidade da rede e minimiza a probabilidade de bloqueio, tendo em vista que melhora o aproveitamento dos recursos da rede. Como resultado, o problema de RWA se reduz à seleção da rota, tendo em vista que não existe mais a necessidade de se escolher um dado comprimento de onda.

O uso de conversão de comprimento de onda (total ou limitada) aumenta as possibilidades de escolha de caminhos ópticos, tendo em vista tornar mais eficiente o uso dos comprimentos de onda, o que acarreta uma melhora de desempenho. Porém, Tamashiro (2003) e Chan e Yum (1994), comentam que conversores de comprimentos de onda oferecem uma melhoria insignificante quando implantados em uma rede ARPA II com quatro fibras por enlace e quatro comprimentos de onda por fibra, ou uma rede em malha *Torus* com múltiplas fibras. Além do mais, o custo de se ter conversores com capacidade de conversão total é demasiadamente elevado. Sendo assim, pode ser mais viável tentar aumentar o número de comprimentos de onda por enlace, reduzindo o uso de conversores de comprimentos de onda na rede, sem, no entanto, ter um decréscimo significativo em seu desempenho.

O algoritmo de RWA é o problema fundamental no controle de uma rede óptica WDM. Desde que o desempenho de uma rede não depende apenas de seus recursos físicos (por exemplo, quantidades e disponibilidade de OXCs, conversores, enlaces de fibras, comprimentos de onda por fibra, etc.), mas também de como ela é controlada, o objetivo de um algoritmo de RWA é alcançar o melhor desempenho possível levando em consideração as possíveis restrições físicas e lógicas que podem limitar esse desempenho (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

O problema do RWA pode se apresentar de diferentes formas. As diferentes variantes, entretanto, podem ser genericamente classificadas de duas formas: um RWA estático, chamado de estabelecimento estático de caminho óptico (SLE – *Static Ligthpath Establishment*), segundo o qual as requisições de tráfego são conhecidas *a priori* e as rotas e respectivas alocações de comprimentos de onda são estabelecidas antes da sinalização entre os nós componentes das rotas e um RWA dinâmico, chamado de estabelecimento dinâmico de caminho óptico (DLE – *Dynamic Ligthpath Establishment*), em que as requisições são estabelecidas no momento em que são solicitadas, de acordo com o estado atual da rede.

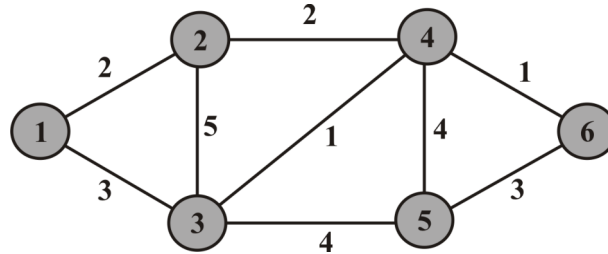
### 2.4.1 Estabelecimento Estático de Caminho Óptico

Uma solução para o estabelecimento estático de caminhos ópticos (SLE) consiste em selecionar um conjunto de caminhos ópticos permanentes ou semi-permanentes que cria uma topologia lógica (ou virtual) entre os pares de nós origem e destino. Essa topologia é limitada pela topologia física, composta pelos enlaces de fibras ópticas e pelos OXCs. Por isso, o problema de SLE é comumente referenciado como um problema de projeto de topologia virtual (ROUSKAS; PERROS, 2002). Na topologia virtual, há um enlace direcionado do nó  $s$  ao nó  $d$  se um caminho óptico com origem  $s$  e destino  $d$  é estabelecido continuamente e esse enlace virtual pode ser formado por vários enlaces físicos. O tipo de topologia virtual que pode ser criada é, portanto, em termos de arquitetura, restrita pela topologia física à qual está atrelada. Em particular, geralmente não é possível implementar topologias virtuais completamente conectadas, isto é, com enlaces ligando todos os nós: para  $N$  nós componentes da rede, a topologia virtual requer que cada nó mantenha  $N - 1$  caminhos ópticos enquanto que a topologia física da rede óptica pode suportar um total de  $N(N - 1)$  caminhos ópticos.

Se o padrão de tráfego na rede for razoavelmente bem conhecido e variações nesse tráfego somente ocorrerem após longos períodos de tempo, a técnica mais eficiente para o estabelecimento de conexões ópticas entre dois nós é pela formulação e solução do problema de SLE. Por exemplo, o SLE é apropriado para provisionamento de conexões permanentes ou semi-permanentes (ZANG *et al.*, 2000). Desde que essas conexões normalmente, após alocadas, não sejam realocadas ou extintas por um longo período de tempo, se torna mais proveitoso otimizar a forma com que os recursos da rede (por exemplo, enlaces físicos e comprimentos de onda) são selecionados para cada conexão.

Nessa forma mais geral, o problema de RWA é especificado pela topologia e pelo padrão de tráfego. A topologia física corresponde à instalação do cabeamento e dos dispositivos utilizados e pode ser representada por uma estrutura denominada *grafo*. Um grafo  $G = (V, E)$  é formado por um conjunto  $V = (v_1, v_2, \dots, v_n)$  de vértices ou nós e um conjunto  $E = (e_1, e_2, \dots, e_m)$  de arestas ou enlaces, no qual cada aresta é um par de nós do conjunto  $V$ . Os nós do grafo representam os pontos de roteamento (no caso os OXCs, roteadores, comutadores, entre outros dispositivos) – os pontos nos quais são tomadas as decisões de escolha de rota para o tráfego

– e as arestas que conectam esses nós representam os enlaces de fibras ópticas entre esses nós. Uma abstração gráfica de uma rede é ilustrada na Figura 2.8 (KUROSE; ROSS, 2006) (MUKHERJEE, 2006).



**Figura 2.8** Modelo de grafo para redes de comunicações

Como ilustrado na Figura 2.8, uma aresta também possui um valor que representa seu custo. Normalmente o custo de uma aresta pode refletir a dimensão física do enlace correspondente (por exemplo, um enlace transcontinental pode ter um custo maior que um enlace regional), a largura de banda do enlace ou o custo financeiro associado. Sendo assim, para qualquer aresta  $e_m = (v_i, v_j)$  em  $E$ , denomina-se  $c(v_i, v_j)$  o custo da aresta entre os nós  $v_i$  e  $v_j$ . Se não há uma ligação entre os nós  $v_i$  e  $v_j$ , ou seja, se não existe uma aresta  $e_m$  pertencente à  $E$  diz-se que  $c(v_i, v_j) = \infty$ . Caso contrário, considera-se que o nó  $v_i$  é adjacente ao nó  $v_j$ . Além disso, no modelamento de redes, pode-se considerar grafos unidirecionais, para os quais  $c(v_i, v_j) \neq c(v_j, v_i)$  e grafos bidirecionais, em que  $c(v_i, v_j) = c(v_j, v_i)$ .

Dado que são atribuídos custos às várias arestas (ou enlaces) na abstração do grafo, uma meta natural de um algoritmo de roteamento é identificar a rota ou caminho de menor custo entre fontes e destinos. O custo de um caminho pode ser simplesmente a soma de todos os custos das arestas ao longo do caminho, ou seja,  $c(v_1, v_2) + c(v_2, v_3) + \dots + c(v_{m-1}, v_m)$ . Dados quaisquer dois nós  $v_i$  e  $v_j$ , normalmente há muitos caminhos entre os dois, e cada um dos caminhos tem um custo. Um ou mais desses caminhos é o caminho de menor custo. No caso específico de todas as arestas apresentarem o mesmo custo, o caminho de menor custo também é o caminho mais curto, isto é, o caminho com menor número de enlaces entre a origem e o destino (KUROSE; ROSS, 2006).

Já o padrão de tráfego é especificado na matriz de tráfego  $\mathbf{T} = [\rho \cdot p_{sd}]$ , em que  $\rho \cdot p_{sd}$  é a medida do tempo de duração do tráfego fluindo do nó  $s$  para o nó  $d$ . A quantidade  $\rho$  representa a carga total oferecida à rede (determinística), enquanto o parâmetro  $p_{sd}$  define a distribuição de probabilidade da carga ofertada (AHUJA *et al.*, 1993).

O roteamento e alocação de comprimentos de onda no SLE podem ser considerados como problemas de otimização e, por isso, podem ser tratados utilizando formulações de programação inteira (PI). Usualmente, o objetivo principal desse tipo de formulação é minimizar o nível de congestionamento máximo em uma rede sujeita a restrição de recursos (AHUJA *et al.*, 1993). Apesar de outros objetivos serem interessantes no processo de otimização no projeto de

uma rede estática, como a minização do número médio de enlaces componentes de uma rota ou da distância média entre os nós origem e destino dessa rota, a minimização do congestionamento da rede é preferível visto que ela pode ser tratada usando formulações de programação linear inteira (PLI). A formulação PLI é bastante eficiente para o tratamento de problemas com um grande número de variáveis, como no caso da otimização de redes de grande porte, que pode se tornar um trabalho intratável usando outras técnicas. Uma descrição das principais técnicas de formulação PLI para o problema de SLE é apresentada em (JAUMARDA *et al.*, 2007).

É perceptível que o problema do RWA estático pode ser decomposto em subproblemas distintos. A decomposição pode ser considerada aproximada ou inexata, no sentido de que a solução de subproblemas de forma sequencial e posterior combinação das soluções encontradas pode não resultar na solução ótima que seria encontrada no tratamento do problema integral, ou, ainda, algum dos subproblemas pode não ter uma solução mais simples que o problema original. Porém, na maioria das vezes, esse particionamento do problema integral em subproblemas tende a facilitar seu tratamento, principalmente do ponto de vista computacional, bem como tende a dar resultados satisfatórios e bem próximos do ótimo (ROUSKAS; PERROS, 2002). Assumindo a ausência de conversão de comprimento de onda, o problema do RWA estático pode ser subdividido nos seguintes problemas:

- **Subproblema de estabelecimento do caminho óptico** – determina os enlaces físicos que comporão as rotas a serem utilizadas para o estabelecimento da topologia virtual (caminhos ópticos);
- **Subproblema de atribuição de comprimento de onda** – determina o comprimento de onda que será usado por cada caminho óptico, observando a restrição de continuidade de comprimento de onda;
- **Subproblema do roteamento do tráfego** – condiciona o tráfego entre dois nós a utilizar o caminho óptico determinado pelo algoritmo de RWA.

Um grande número de algoritmos heurísticos têm sido desenvolvidos na literatura na tentativa de resolver o problema do SLE. Pode-se classificar estas heurísticas, de uma maneira geral, em três grandes classes (ZANG *et al.*, 2000):

- Algoritmos que resolvem todos os subproblemas usando programação linear inteira de forma sub-otimizada;
- Algoritmos que se preocupam com somente um dos três subproblemas apresentados;
- Algoritmos que tentam integrar a topologia virtual à topologia física, tratando-as de maneira unificada.

Soluções sub-ótimas podem ser obtidas usando ferramentas clássicas, desenvolvidas originalmente para a resolução de problemas de otimização complexos, diretamente sobre as



formulações PLI. Dentre essas ferramentas, podem ser destacados o uso de algoritmos genéticos (PAVANI; WALDMAN, 2004) (PAVANI, 2003), modelos de colônias de formigas (CARO, 2004), (NGO *et al.*, 2006) (NGO *et al.*, 2005), busca tabu (DZONGANG *et al.*, 2005), *simulated annealing* (KATANGUR *et al.*, 2004) e relaxação LP (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001), dentre outras técnicas.

### 2.4.2 Estabelecimento Dinâmico de Caminho Óptico

Na operação dinâmica de uma rede, os nós submetem requisições ao plano de controle para o estabelecimento de caminhos ópticos de acordo com suas necessidades. Dependendo do estado da rede no momento da requisição, a disponibilidade de recursos pode ou não ser suficiente para o estabelecimento de um caminho óptico no par de nós origem e destino correspondente. O estado da rede consiste da informação acerca de todas as rotas físicas e comprimentos de onda utilizados pelos caminhos ópticos ativos e muda de maneira aleatória à medida que novos caminhos ópticos vão se tornando ativos ou inativos na rede. Dessa forma, cada vez que uma requisição é feita, um algoritmo precisa ser executado em tempo real para determinar se é possível estabelecer um caminho óptico para ela. Se a requisição para um caminho óptico não for aceita devido à falta de recursos, então ela será bloqueada.

Devido ao fato de serem executados em tempo real, algoritmos de RWA em ambiente de tráfego dinâmico precisam ser simples. Tendo em vista que tratar os problemas de roteamento e alocação de comprimento de onda de forma unificada é oneroso do ponto de vista computacional, uma abordagem típica para se desenvolver algoritmos eficientes é desacoplar o problema em dois sub-problemas: o problema do roteamento e o problema da alocação de comprimento de onda e tratá-los de forma independente (ZANG *et al.*, 2000). Dessa forma, a maioria dos algoritmos de RWA dinâmicos para redes roteadas a comprimentos de onda consistem basicamente dos seguintes passos gerais:

- **1º Passo** – escolher os enlaces físicos que comporão a rota para cada par de nós origem e destino, de acordo com alguma métrica estabelecida, podendo-se criar listas que enumerem as rotas desde a melhor até a pior;
- **2º Passo** – ordenar os comprimentos de onda em uma lista de acordo com alguma métrica particular;
- **3º Passo** – selecionar a melhor rota e o melhor comprimento de onda, de forma a tentar estabelecer o melhor caminho óptico possível.

A natureza específica de um algoritmo de RWA dinâmico é determinada pelo número de rotas candidatas e pela forma como elas são selecionadas a partir de uma lista de possibilidades, a ordem com que os comprimentos de onda são listados e a forma como essas listas de rotas e comprimentos de onda são acessadas para se compor o caminho óptico requerido por uma rede cliente.

### 2.4.3 Roteamento

O problema do roteamento já foi ligeiramente discutido com relação ao problema de SLE e de DLE. Se um algoritmo estático é usado no cálculo para a seleção das melhores rotas, estas são estabelecidas e ordenadas de forma descorrelacionada do estado da rede. Já se um algoritmo adaptativo é utilizado para tal fim, os rotas que comporão os possíveis caminhos ópticos bem como seu ordenamento podem variar dependendo do estado atual da rede. Um algoritmo estático é executado *off-line*, ou melhor, anteriormente ao processo de sinalização entre os nós para o estabelecimento do caminho e as rotas calculadas são ordenadas e armazenadas para um uso posterior, que leva à uma baixa latência na rede durante o estabelecimento do caminho óptico. Algoritmos adaptativos, por sua vez, são executados no momento em que é feita uma requisição por um caminho óptico e que os nós sinalizam para sua obtenção. Por esse motivo, é dito que eles são executados *on-line*.

O número de caminhos escolhidos para o estabelecimento de uma conexão óptica é outro parâmetro importante a ser considerado. Com relação a esse parâmetro, podem existir três tipos principais de algoritmos de roteamento:

- ➔ **Fixo** – Este método é a forma mais direta de seleção de rotas, pois configura uma rota permanente ou semi-permanente entre o par de nós origem e destino, selecionada por algum algoritmo que calcula o caminho mais curto entre dois pontos de um grafo (como o algoritmo de Dijkstra ou de Bellman-Ford, por exemplo). Esse tipo de algoritmo de roteamento tem como principal vantagem sua simplicidade. Entretanto, devido a uma grande sensibilidade à falhas na rede, se por algum motivo algum dos recursos<sup>2</sup> reservados para o estabelecimento do caminho óptico sobre a rota pré-determinada estiver indisponível, a probabilidade de bloqueio de rede pode se tornar considerável, tanto para casos estáticos quanto para dinâmicos (ZANG *et al.*, 2000);
- ➔ **Fixo-Alternado** – Neste método considera-se a seleção de rotas alternativas à rota mais curta. Em cada nó da rede, deve-se manter uma tabela de roteamento que contém uma lista ordenada com os caminhos fixos calculados para cada nó destino. A ordenação destes nós pode ser feita por qualquer métrica que se escolha, conforme discutido anteriormente, ficando as rotas com menor custo como as primeiras da lista. Quando uma conexão é requisitada, o nó fonte tenta estabelecer uma conexão com o nó destino por meio de cada rota usando a tabela de roteamento, começando sempre pela rota de menor custo. Caso a primeira não esteja disponível, a segunda rota mais curta é então utilizada e assim por diante até conseguir uma rota. Caso não seja encontrado um caminho disponível, a requisição é perdida. O roteamento fixo-alternado provê um alto grau de tolerância à falhas nos enlaces reduzindo a probabilidade de bloqueio se comparado ao roteamento fixo. Ao estabelecer conexões em uma rede WDM roteada em comprimentos de onda é sempre

---

<sup>2</sup>Como recursos leia-se comprimentos de onda ou enlaces de fibra óptica operacionais.

desejável prover algum grau de proteção contra falhas nos nós e nos enlaces da rede com a reserva de alguns comprimentos de onda. Um enfoque para proteção é configurar dois caminhos ópticos de enlaces disjuntos para qualquer requisição de conexão. Um caminho óptico, denominado caminho óptico principal, é usado para transmitir dados enquanto outro caminho (caminho alternativo) será usado como *backup* na eventualidade de uma falha no caminho principal. Uma proteção adicional contra falhas nos nós é obtida escolhendo os caminhos ópticos (principal e alternativos) disjuntos quanto aos nós. Esse método pode ser visto como uma solução simples de proteção, pois a proteção da conexão contra falhas no enlace pode ser feita tomando os caminhos alternativos disjuntos ao caminho principal em relação ao enlace e escolhendo um deles como *backup* (MUKHERJEE, 2006).

➔ **Adaptativo** – No roteamento adaptativo, conforme comentado, a rota de um nó fonte à um nó destino é escolhida dinamicamente, dependendo do estado da rede, que é determinado pelo número de caminhos ópticos atualmente em operação na rede. Uma possível métrica a se usar para o estabelecimento de rotas de forma adaptativa é o menor custo. Nessa abordagem, cada enlace não utilizado na rede tem um custo unitário ( $c(v_i, v_j) = 1$ ) e cada enlace utilizado tem um custo  $c(v_i, v_j) = C$  no caso de possuir a capacidade de conversão de comprimento de onda e  $c(v_i, v_j) = \infty$ , caso não possua. Quando uma conexão óptica é solicitada, a rota de menor custo no estado atual da rede é determinada entre o par de nós origem e destino. Se houver vários percursos com mesmo custo, a rota é escolhida aleatoriamente. Nessa abordagem de roteamento, uma rota é bloqueada somente quando não houverem mais rotas e/ou comprimentos de onda disponíveis para o estabelecimento do caminho óptico. No roteamento adaptativo a probabilidade de bloqueio é a menor dos demais métodos mencionados anteriormente, mas este requer um mecanismo de controle e gerenciamento complexo para atualizar as Tabelas de Roteamento dinamicamente. Uma outra abordagem para roteamento adaptativo é conhecida como roteamento pelo caminho menos congestionado (LCP – *least-congested path*) (CHAN; YUM, 1994). De forma similar ao roteamento fixo-alternado, essa abordagem pré-seleciona uma seqüência de rotas para cada par de nós origem-destino. O congestionamento na rota é medida pelo número de comprimentos de onda disponíveis nessa rota. Ele passa a ser a métrica para organizar a lista de rotas a serem utilizadas, de forma que a rota menos congestionada ocupe a primeira posição na lista e a mais congestionada, a última. Uma desvantagem do LCP é sua complexidade computacional. Na seleção do caminho menos congestionado, todos os enlaces de todas as rotas candidatas devem ser examinadas. Dependendo da topologia da rede, tal busca pode consumir bastante tempo no processo de roteamento.

## 2.4.4 Alocação de Comprimento de Onda

A alocação de comprimento de onda completa o problema de estabelecimentos de caminhos ópticos em redes WDM. Geralmente se existem vários comprimentos de onda possíveis, alguma heurística deve ser usada para escolher um deles para atribuir ao caminho óptico que está sendo estabelecido. É importante que o comprimento de onda seja escolhido de modo a reduzir o bloqueio das conexões subsequentes, respeitando-se a restrição de comprimento de onda. Normalmente, algoritmos de alocação de comprimento de onda são desenvolvidos para redes sem conversão de comprimento de onda, que representa, em termos teóricos, o pior caso, visto que, na presença de conversão, o comprimento de onda pode ser escolhido de forma aleatória em qualquer enlace (ZANG *et al.*, 2000) (MUKHERJEE, 2006) (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

Assim como no roteamento, a alocação de comprimentos de onda pode ser feita de maneira fixa ou adaptativa. Na alocação fixa, o conjunto de comprimentos de onda candidatos à atribuição é selecionado antes da requisição do caminho óptico. Quando a alocação é adaptativa, o conjunto de possíveis comprimentos de onda é verificado no momento da requisição da conexão, com a ordem de busca sendo modificada de acordo com a métrica adotada e o estado atual da rede. Devido principalmente à complexidade de se estabelecer comprimentos de onda de maneira fixa, que geralmente possui um custo computacional relativamente alto, o uso de heurísticas adaptativas para tal tarefa é a abordagem preferida para sua solução. Essas heurísticas podem ser classificadas de uma forma geral em três tipos (MUKHERJEE, 2006):

- **Balanceamento de Carga** – estes algoritmos de alocação de comprimento de onda objetivam o balanceamento da carga na rede entre os diferentes comprimentos de onda, de modo a fazer com que a utilização dos enlaces se faça de uma maneira mais homogênea. Exemplos desses tipos de algoritmos são: menos usado (*least-used*) e aleatório (*random*). Geralmente, tais heurísticas possuem desempenho inferior às demais;
- **Agrupamento** – estes algoritmos concentram a utilização dos comprimentos de onda em uma faixa, fazendo com que sejam selecionados em vários pontos da rede. Exemplos deste tipo de algoritmos são: *first-fit*, mais usado (*most-used*), produto mínimo (*min-product*) e menos carregado (*least loaded*). São de fácil implementação e eficientes quando a informação sobre o estado da rede é precisa;
- **Globais** – consideram o problema do RWA de uma maneira global, selecionando comprimentos de onda de acordo com o estado da rede. Normalmente são os que possuem melhor desempenho, porém, são de difícil implementação devido à necessidade de informação global da rede atualizada, o que dificulta a extensibilidade. Exemplos desses algoritmos são: *max-sum*, perda de capacidade relativa (*relative capacity loss*) e perda de capacidade relativa distribuída (*distributed relative capacity loss*).

Dentre as principais heurísticas encontradas na literatura, merecem destaque (MUKHERJEE, 2006):

- ➔ **First-Fit – FF**: A estratégia do algoritmo FF é enumerar todos os comprimentos de onda e selecionar de ordem crescente aquele comprimento de onda disponível de menor índice da lista. Ele corresponde ao primeiro comprimento de onda disponível selecionado. Esta estratégia de atribuição de comprimentos de onda não requer informações globais da rede, tais como: o estado das conexões e sua topologia, a não ser que a rede não possua conversores de comprimentos de onda. A idéia dessa estratégia é agrupar todos os comprimentos de onda de maior uso nos índices mais baixos da lista para as rotas curtas e médias que representam a maior parte do conjunto de conexões, e disponibilizar os maiores índices para rotas mais longas. Dessa maneira, haverá uma grande probabilidade de que os comprimentos de onda de maiores índices possam estar disponíveis para serem alocados em rotas de longo alcance, pois conforme foi mencionado, a alocação de um comprimento de onda disponível para uma determinada rota deverá ocorrer quando a lista de comprimentos de onda for percorrida de forma crescente para sua seleção. Esse algoritmo não requer informação global do sistema, e assim seu custo computacional é menor, pois não é necessário pesquisar comprimentos de onda disponíveis em todo o espaço dos comprimentos de onda em cada rota. Atua bem em termos de probabilidade de bloqueio e de imparcialidade de atribuição e na prática é preferido pelo seu pequeno custo computacional e sua baixa complexidade.
- ➔ **Aleatório (Random) – R**: Este algoritmo inicialmente procura determinar no espaço dos comprimentos de onda o conjunto de todos os comprimentos de onda disponíveis para a rota requisitada. Dentre os comprimentos de onda disponíveis um deles é escolhido aleatoriamente (geralmente com uma probabilidade uniforme). Assim como o FF, o algoritmo R não requer informação global do sistema, possuindo, também um custo computacional menor decorrente dessa característica.
- ➔ **Menos Usado (Least-Used) – LU**: O algoritmo LU seleciona um comprimento de onda que foi o último a ser utilizado na rede de modo a tentar balancear a carga entre todos os comprimentos de onda. Com isso, facilita a quebra de caminhos ópticos muito longos. Seu desempenho é pior que o do algoritmo *random*, pois introduz um *overhead* de comunicação adicional, uma vez que necessita de informações globais da rede para determinar qual foi o último comprimento de onda utilizado. Apresenta também uma necessidade de armazenamento adicional e um maior custo computacional. Não é preferido na prática.
- ➔ **Mais Usado (Most-Used) – MU**: Oposto ao algoritmo LU, o algoritmo MU seleciona o comprimento de onda mais utilizado na rede. Apresenta melhor desempenho que o algoritmo LU e que o algoritmo FF, pois procura estabelecer as conexões com poucos comprimentos de onda conservando a capacidade ociosa dos comprimentos de onda menos

utilizados. Apresenta *overhead* de comunicação, necessidade de armazenamento e custo computacional similar ao algoritmo LU.

- ➔ **Produto Mínimo (*Min-Product*) – MP:** Este algoritmo é utilizado em redes com múltiplas fibras. Para redes com uma única fibra o algoritmo MP se reduz ao algoritmo FF. O algoritmo MP procura organizar os comprimentos de onda na fibra de modo a minimizar o número de redes conectadas com a mesma fibra.
- ➔ **Menos Carregado (*Least-Load*) – LL:** Como o algoritmo MP, o algoritmo LL é também projetado para atuar em redes com múltiplas fibras. Esse algoritmo seleciona o comprimento de onda que possui maior capacidade residual no link mais carregado ao longo da rota  $p$ . Quando utilizado em redes com uma única fibra, a capacidade residual é ajustada em zero ou em um e o algoritmo seleciona o comprimento de onda de menor índice que apresente capacidade residual igual a 1 (com isso se reduz ao algoritmo FF). O algoritmo LL possui melhor desempenho que os algoritmos MU e FF em termos de probabilidade de bloqueio nas redes com múltiplas fibras.
- ➔ **Max-Sum –  $M\Sigma$ :** O algoritmo da Soma Máxima foi proposto para redes com múltiplas fibras, porém pode ser aplicado também em redes com uma única fibra. Esse algoritmo considera todos os possíveis caminhos ópticos na rede com suas rotas pré-definidas e procura maximizar a capacidade caminho restante após o estabelecimento de uma conexão. Assume que a matriz de tráfego (obtida das possíveis requisições de conexão) é definida previamente e que se mantém estável por um período de tempo.
- ➔ **Perda de Capacidade Relativa (*Relative Capacity Loss*) – RCL:** O método RCL está baseado no método  $M\Sigma$ . Este método escolhe um comprimento de onda  $i$  que minimiza a capacidade relativa de perda. Se um comprimento de onda  $j$  ao ser escolhido bloqueia um caminho  $p_1$  e se outro comprimento de onda ao ser escolhido diminui a capacidade dos caminhos  $p_1$  e  $p_2$ , mas não os bloqueia, então o comprimento  $j$  deve ser escolhido em detrimento do comprimento  $i$ , apesar da capacidade total de perda do comprimento  $j$  ser maior que a do comprimento  $i$ . O RCL calcula a perda e capacidade relativa para cada caminho em cada comprimento de onda disponível e escolhe o comprimento de onda que minimiza a soma das perdas de capacidade relativa em todos os caminhos.
- ➔ **Perda de Capacidade Relativa Distribuída (*Distributed Relative Capacity Loss*) – DRCL:** O método DCRL é implementado usando o algoritmo de Bellman-Ford. Nesse algoritmo cada nó permuta tabelas de roteamento com seus nós vizinhos e atualiza sua própria tabela de roteamento. O DRCL introduz em cada nó uma tabela RCL e permite aos nós permutar esta tabela entre si. As tabelas RCL são atualizadas de maneira similar às tabelas de roteamento. Cada entrada da tabela RCL é uma tripla composta pelo comprimento de onda  $w$ , destino  $d$  e pela perda da capacidade relativa  $rcl(w, d)$ . Quando

uma requisição de conexão chega ao nó e mais de um comprimento de onda se encontra disponível para o caminho solicitado, o método similarmente aos métodos RCL e  $M\Sigma$  procura trabalhar com estes comprimentos de onda considerando o conjunto de caminhos potenciais para futuras conexões. O método DRCL considera todos os caminhos ópticos do nó origem da requisição de conexão para todos os outros nós da rede, excluindo o nó destino da conexão requisitada. O método escolhe o comprimento de onda que minimiza a soma dos  $rcl(w, d)$  sobre todos os possíveis destinos  $d$ .

- ➔ **Reserva de Comprimento de Onda (*Wavelength Reservation*) – WR:** Nesse método um dado comprimento de onda em um enlace específico é reservado para o fluxo de tráfego, usualmente tráfego multissalto. Este método reduz a probabilidade de bloqueio para tráfego multissalto, enquanto aumenta a probabilidade de bloqueio para as conexões que atravessam um único enlace da fibra (tráfego salto simples).
- ➔ **Limiar de Proteção (*Protecting Threshold*) – PT:** Neste método uma conexão *single-hop* terá atribuído um comprimento de onda apenas se o número de comprimentos de onda disponíveis no enlace estiver acima de um certo nível de limiar. Os métodos PT e WR não especificam quais comprimentos de onda serão escolhidos, mas especificam quais requisições de conexão podem ou não ter um comprimento de onda atribuído em função das condições de uso corrente dos comprimentos de onda. Esse método não trabalham sozinho, mas em conjunto com os outros métodos apresentados.

## CAPÍTULO 3

---

# Engenharia de Tráfego em Redes Ópticas

---

Este capítulo apresenta uma visão geral e descritiva sobre as técnicas de engenharia de tráfego aplicadas às redes ópticas WDM como meio de garantir a qualidade de serviço necessária no estabelecimento de conexões entre redes clientes. A Engenharia de Tráfego propicia a melhor utilização dos recursos da rede, exercendo influência direta sobre o roteamento e garantindo a banda necessária para uma determinada aplicação.

### 3.1 Qualidade de Serviço

Conforme discutido no capítulo anterior, um caminho óptico é comumente caracterizado pela rota selecionada e pelo comprimento de onda alocado. Porém, além de uma rota e de um comprimento de onda, para sua melhor caracterização, é necessário que um caminho óptico possua também atributos de qualidade de serviço (QoS - *quality of service*). Isto é feito a partir do estabelecimento de um Contrato de Nível de Serviço (SLA – *Service Level Agreement*) entre a rede cliente e a rede óptica, que pode prever níveis aceitáveis para determinados parâmetros que ajam diretamente sobre o QoS, tais como: probabilidade de bloqueio, que representa a razão entre o número de caminhos ópticos rejeitados e o número total de requisições para o estabelecimento de conexões ópticas que chegam na rede; taxa de erro de *bit* (BER), que representa o número de *bits* recebidos com erro na recepção dividido pelo número total de *bits* que estão sendo transportados por um dado caminho óptico, além de outros parâmetros. (FONSECA, 2005).

Qualidade de serviço, numa rede de comunicação de dados, é um conceito que exprime a capacidade que a rede tem de oferecer e garantir diversos tipos de contratos de utilização da sua infra-estrutura. Normalmente, a expressão qualidade de serviço é utilizada para classificar redes que oferecem e garantem determinados serviços, como as redes com comutação a circuitos, por exemplo, em oposição ao que sucede em outro tipo de redes, como são normalmente as redes de comutação de pacotes, nas quais o serviço é designado por melhor esforço (*best-effort*) ou



“tão cedo quanto possível” (*as soon as possible*), expressões que são usadas como antônimos de QoS.

Enquanto nas redes comutadas a circuito, como as redes WDM, é reservado um canal com uma largura de banda fixa entre dois pontos extremos, nas redes comutadas a pacotes, como as redes IP, não existe qualquer reserva de largura de banda, sendo usada toda a que estiver disponível, que pode eventualmente ser insuficiente para as necessidades de uma aplicação qualquer, em determinado momento. O custo de manter garantias de QoS em redes comutadas a circuito está no possível sub-aproveitamento da infra-estrutura instalada, que é tipicamente maior em relação a uma rede que não ofereça quaisquer garantias, como é o caso das redes IP.

Quando as aplicações estabelecem contratos com a rede ou, dito de outra forma, quando estabelecem reservas de recursos, têm que especificar um conjunto de métricas cujo significado seja perfeitamente conhecido por todas as partes envolvidas na comunicação. A esse conjunto de métricas dá-se o nome de parâmetros de QoS. Idealmente, o conjunto de parâmetros de QoS suportados devem ser totalmente independentes entre si, mas, combinados de forma arbitrária, devem satisfazer as especificações de qualidade dos serviços.

Do ponto de vista do usuário, a QoS provida pela rede é medida em termos do

- **Atraso médio** – tempo médio levado para um dado fluxo de tráfego percorrer um trecho da rede;
- **Jitter** – variação no atraso dos dados em um mesmo fluxo;
- **Média de bloqueios de conexões** – média de tentativas de estabelecimento de conexões sem sucesso;
- **Largura de banda máxima e disponível** – capacidade máxima disponível de um enlace.

Portanto, a Engenharia de Tráfego visa otimizar os parâmetros de QoS, o que significa minimização de congestionamento e maximização de vazão de tráfego. Para esse propósito, roteamento baseado no menor custo em redes IP tradicionais ou roteamento explícito em redes MPLS são utilizados em (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). Já em uma rede WDM, a topologia virtual pode ser reconfigurada para prover melhor desempenho da rede quando as funções de engenharia de tráfego das camadas superiores não operarem satisfatoriamente. Como os modelos de arquiteturas mais discutidos sugerem IP sobre WDM, utilizando GMPLS ou ASON como planos de controle, várias funções presentes em ambas as camadas mais altas e mais baixas, tais como proteção e restauração contra falhas ou balanceamento de carga, por exemplo, podem trabalhar conjuntamente de forma satisfatória (ELWALID *et al.*, 2003).

## 3.2 Introdução à Engenharia de Tráfego

Uma das funções da Engenharia de Tráfego é controlar os fluxos de tráfego em uma infra-estrutura física de transporte, de modo a atender critérios definidos pela operação da rede.

Ao ter como enfoque a otimização do desempenho da rede, em relação a aplicação de tecnologias e princípios científicos para medição, modelagem, caracterização e controle de tráfego da Internet, ela se tornou um instrumento indispensável, devido o alto custo de recursos de rede e por causa da natureza comercial e competitiva da Internet. Esses fatores enfatizam a necessidade de uma máxima eficiência operacional. A Engenharia de Tráfego procura maximizar o desempenho orientado à tráfego ou orientado à recursos (AWDUCHE *et al.*, 2002).

O desempenho orientado a tráfego inclui aspectos que aumentam a QoS de fluxos de tráfego. Por exemplo, no modelo de serviço melhor esforço (classe única), utilizado na Internet, os objetivos de desempenho orientados a tráfego incluem: minimização de perda de pacotes, minimização de atrasos, maximização de processamento e execução de contratos de nível de serviço (SLA – *Service Level Agreements*), sendo a minimização da perda de pacotes um objetivo importante de desempenho orientado à tráfego. Já o desempenho orientado à recursos inclui aspectos tocantes à otimização da utilização de recursos de rede. Gerenciamento eficiente de recursos de rede é o veículo para obtenção desses objetivos. Em particular, deve-se evitar que subconjuntos de recursos de rede se tornem super-utilizados e congestionados enquanto outros subconjuntos, ao longo de possíveis caminhos alternativos, permanecem sub-utilizados. Assim, uma função central de Engenharia de Tráfego é administrar de forma eficaz os recursos da rede, principalmente a disponibilização de banda para a alocação de conexões.

Minimizar congestionamento é um objetivo tanto para desempenho orientados a tráfego quanto a recursos. O interesse recai sobre problemas de congestionamento prolongados, em vez de congestionamentos passageiros que resultam de rajadas quase instantâneas. O congestionamento geralmente se manifesta em dois cenários: quando os recursos de rede são insuficientes ou inadequados para acomodar a carga oferecida ou quando os fluxos de tráfego são ineficientemente mapeados sobre recursos disponíveis, fazendo com que os subconjuntos de recursos de rede se tornem super-utilizados, enquanto outros permanecem pouco utilizados.

Segundo Ahuja *et al.* (1993), o primeiro tipo de problema de congestionamento pode ser resolvido por expansão da capacidade, por aplicação de técnicas clássicas de controle de congestionamento ou por ambos. Técnicas clássicas de controle de congestionamento tentam regular a demanda de forma que o tráfego se ajuste sobre os recursos disponíveis e incluem limitação de taxa, controle de fluxo de janela, gerenciamento de filas de roteamento, controle baseado em escalonamento e outros.

O segundo tipo de problema de congestionamento é resultante da alocação ineficiente de recursos e pode ser resolvido com Engenharia de Tráfego. Em geral, o congestionamento resultante da má alocação de recursos pode ser reduzido adotando-se políticas de redistribuição e balanceamento de carga. O objetivo de tais estratégias é minimizar congestionamento com a alocação eficiente de recursos. Quando o congestionamento é minimizado por meio de uma alocação eficiente de recursos, a ocorrência de bloqueios e o surgimento de gargalos diminuem. Com isso, a rede cliente passa a perceber um significativo acréscimo de QoS na rede. Fica claro, então, que o balanceamento de carga é uma política importante de otimização do desempenho.

Além disso, como a função básica de uma rede de comunicações é transportar o tráfego requisitado pelos usuários entre uma origem e um destino, e como a função do roteamento é determinar os caminhos a serem seguidos pelos fluxos de tráfego, um dos principais alvos da engenharia de tráfego é o controle e otimização dos mecanismos de roteamento. Os mecanismos de engenharia de tráfego também são responsáveis por manter a confiabilidade da rede, por meio de mecanismos de proteção e sobrevivência à ocorrência de falhas. Especialmente em redes de alta velocidade, a tolerância à falhas é um requisito fundamental da Engenharia de Tráfego, tendo em vista que a ocorrência de uma falha em algum componente da rede<sup>1</sup> pode ocasionar a interrupção de uma conexão que esteja transportando um fluxo grande de tráfego. Em redes IP, por exemplo, a tolerância à falhas é usualmente provida por protocolos de roteamento distribuídos com convergência lenta de atraso, o que não é apropriado para redes de alta velocidade, como rede SDH/SONET ou WDM. Entretanto, a disponibilização de esquemas de proteção e restauração na camada óptica pode evitar que as ocorrências de falhas prejudiquem significativamente conexões já estabelecidas, evitando, assim, grandes perdas por parte dos usuários. Funções de sobrevivência e restauração bem controladas habilitam a manutenção de uma rede rentável e que, ao mesmo tempo, satisfaz as especificações dos SLAs.

Para obter a melhora do desempenho, a utilização dos recursos da rede precisa ser periodicamente otimizada pelo processo de Engenharia de Tráfego. De acordo com Awduche *et al.* (2002), esse processo consiste da medição, caracterização, modelagem e controle da rede. A medição de determinados fatores nos componentes da rede é a abordagem mais prática para diagnosticar e identificar possíveis problemas na rede. Isso abrange a coleta de informações, tais como atraso médio da rede, incidência de bloqueios e utilização dos enlaces. Algumas vezes é necessário que o operador da rede injete fluxos de tráfego destinados a testes para poder medir o estado atual da rede (IETF, 2008). Por meio da análise do tráfego medido, a dinâmica da rede pode ser melhor caracterizada, levando em conta a natureza do tipo de tráfego mais comum na rede, suas características e o seu desempenho do ponto de vista do usuário.

Para a aplicação em redes WDM, existem diversos mecanismos de Engenharia de Tráfego, entre os quais os principais são: coordenação das funções de Engenharia de Tráfego entre redes clientes e redes WDM, funções de proteção/restauração de tráfego na ocorrência de falhas, agregação de tráfego, balanceamento de carga pelo uso de protocolos de roteamento adaptativo, roteamento baseado em restrições da camada física e engenharia de topologia virtual (MUKHERJEE, 2006).

Neste trabalho são consideradas duas dessas metodologias: o roteamento adaptativo objetivando o balanceamento de carga na rede e a agregação de tráfego. A primeira foi apresentada no Capítulo 2. A seção a seguir explica a agregação de tráfego em redes ópticas WDM roteadas a comprimento de onda.

---

<sup>1</sup>Como componentes da rede consideram-se OADMs, OXCs, enlaces de fibra, conversores óptico-eletrônicos, etc. . .

### 3.3 Agregação de Tráfego

Conforme mencionado, em uma rede WDM roteada a comprimento de onda, um caminho óptico provê um mecanismo básico de comunicação entre dois nós. Esse caminho pode estender-se por vários enlaces de fibra e o tráfego transportado por ele pode ser roteado por roteador óptico intermediário entre dois nós. Embora a largura da banda de um caminho óptico (isto é, de um comprimento de onda) em uma rede óptica WDM seja relativamente alta<sup>2</sup>, somente uma pequena fração dos usuários dessas redes utilizam essa banda na íntegra em cada conexão estabelecida. Muitos ocupam um comprimento de onda com conexões cujas taxas de transmissão são significativamente inferiores à largura de banda disponibilizada no canal, fato que caracteriza um desperdício ou mau uso dos recursos da rede. Assim, o provisionamento eficiente das conexões com taxas de transmissão diversificadas e inferiores à capacidade do canal é um importante problema da Engenharia de Tráfego, conhecido como problema de agregação de tráfego (MODIANO; LIN, 2001).

O problema de agregação de tráfego pode ser formulado da seguinte forma. Dada uma configuração de rede (incluindo topologia física, número de transceptores em cada nó, número de comprimentos de onda em cada enlace de fibra óptica e a capacidade de cada comprimento de onda) e de requisições para o estabelecimento de conexões com diferentes granularidades de banda, tais como OC-12, OC-48, etc., necessita-se determinar como configurar os comprimentos de onda para satisfazer as requisições de conexão. A granularidade é um parâmetro de redes ópticas com capacidade de agregação de tráfego que indica a quantidade de fluxos de tráfego que um dado comprimento de onda pode suportar (MUKHERJEE, 2006).

O conjunto de requisições de conexões pode ser disponibilizado de uma só vez (tráfego estático) ou um de cada vez (tráfego dinâmico). A agregação de tráfego com tráfego de natureza estática é um problema de otimização dual. Em um cenário sem bloqueios, em que a rede tem recursos suficientes para suportar todas as conexões, o objetivo é minimizar o custo da rede, por exemplo, o número total de comprimentos de onda utilizados em uma rede WDM, enquanto satisfaz todas as requisições. Em um cenário de bloqueio, em que nem todas as conexões têm recursos disponíveis para serem estabelecidas, o objetivo é maximizar a vazão da rede. Com tráfego dinâmico, no qual as conexões são requisitadas uma a uma ao longo do tempo, que implica em minimizar a ocorrência de bloqueios na rede para conexões futuras.

O problema da agregação de tráfego é usualmente dividido em quatro sub-problemas, que não são necessariamente independentes:

- ➔ Determinação da topologia virtual, que consiste de conjuntos dos caminhos ópticos possíveis;
- ➔ Roteamento dos caminhos ópticos sobre a topologia física;

---

<sup>2</sup>Atualmente 40Gbit/s (OC-768 ou STM-256) e, futuramente, indo para 100Gbit/s.

- Atribuir um comprimento de onda ao caminho óptico;
- Roteamento do tráfego na topologia virtual.

Para resolver o problema da agregação de tráfego para ambientes com características estáticas, uma abordagem é tentar resolver os quatro subproblemas separadamente. Essa abordagem determina primeiro a topologia virtual, depois estabelece a rota e o comprimento de onda que irão compor o caminho óptico para só então rotear o tráfego sobre o caminho óptico (MODIANO; LIN, 2001).

Mais recentemente, estudos com agregação de tráfego em redes WDM com topologia em malha têm ganhado importância. Apesar das redes SDH/SONET, com topologia de anéis interligados, terem sido utilizadas como a primeira geração da infra-estrutura de rede óptica, elas possuem algumas limitações que fazem com que se torne difícil o aumento de capacidade de rede para suportar o crescente volume de tráfego. Para a próxima geração de redes ópticas, espera-se o surgimento de certas características, como controle de estabelecimento de conexões e roteamento inteligentes em redes em malha. Essa rede permitirá mecanismos de Engenharia de Tráfego mais rápidos e eficientes, como funções de proteção e restauração além de provisionamento de largura de banda automática, baseada em topologia em malha irregulares, o que aumentará a extensibilidade da rede.

### 3.3.1 Estabelecimento de Conexões em Redes com Agregação de Tráfego

Há três componentes importantes no controle de uma rede óptica WDM que determinam como conexões de diferentes granularidades de largura de banda são estabelecidas (MUKHERJEE, 2006): protocolo de descoberta de recursos, de sinalização e algoritmo de roteamento.

#### Descoberta e gerenciamento de recursos

O protocolo de descoberta de recursos determina como os recursos da rede são descobertos, representados e mantidos pelos OXCs, no caso de controle distribuído ou pelo sistema de controle e gerenciamento da rede, no caso de controle centralizado.

Devido à existência de OXCs com capacidades de agregação variadas, Somani (2005) sugere que os caminhos ópticos podem ser classificados em quatro tipos:

- **Caminho óptico sem agregação** – Um caminho óptico entre os nós  $i$  e  $j$  é considerado sem capacidade de agregação se ele não se conecta a nenhum nó com capacidade de agregar fluxos com baixa taxa de transmissão. Ele representa o caso mais básico, em que cada fluxo de tráfego é alocado para um comprimento de onda diferente;
- **Caminho óptico com agregação na fonte** – Um caminho óptico entre os nós  $i$  e  $j$  considerado com agregação na fonte quando somente o nó fonte, no caso  $i$ , possui capacidade de realizar agregação. Por exemplo, se um caminho óptico for estabelecido com origem

em um OXC com capacidade de agregação total de tráfego e destino em um OXC sem agregação, tem-se um caso de agregação na fonte;

- **Caminho óptico com agregação no destino** – Um caminho óptico é considerado com agregação no destino quando somente o nó destino é capaz de realizar agregação de tráfego. Por exemplo, esse caso acontece quando um OXC sem capacidade de agregação se conecta com um OXC com capacidade de agregação total;
- **Caminho óptico com capacidade de agregação total** – Nesse caso, considera-se que o caminho óptico tem os nós fonte e destino com capacidade de agregação de tráfego.

Ainda segundo Somani (2005), o estado do enlace, tanto físico (enlace de fibra) quanto virtual (caminho óptico), pode ser representado como:

- **Enlace físico** – A representação de um enlace físico, considerando capacidade de conversão completa de comprimentos de onda, pode ser denotado como  $f(m, n, t, w, c)$ , no qual  $m$  e  $n$  representam os nós origem e destino, respectivamente,  $t$  denota o índice da fibra, para o caso de redes com múltiplas fibras entre um mesmo par de nós,  $w$  indica a quantidade de comprimentos de onda disponíveis no enlace e  $c$ , seu custo. Em uma rede WDM com restrição de continuidade, ou seja, com capacidade de conversão parcial ou ausente, mais informação é necessária para indicar a disponibilidade de cada canal. Se há múltiplas fibras entre o mesmo par de nós, de acordo com Mukherjee (2006), a informação sobre elas precisa ser empacotada, com o intuito de diminuir o custo computacional do algoritmo de roteamento bem como a quantidade de informação relativa aos enlaces que circula pela rede.
- **Enlace virtual** – A representação de um caminho óptico entre dois nós origem  $i$  e destino  $j$  pode ser dada por  $l(i, j, v, t, m_1, m_2, c)$ , em que  $v$  denota o tipo de caminho óptico, de acordo com a classificação feita previamente,  $t$  é o índice identificador do caminho óptico,  $m_1$  e  $m_2$  são, respectivamente, os limites inferior e superior para a largura de banda disponível no enlace. Alguns algoritmos estabelecem que existe um limite mínimo para a banda disponível no canal óptico, com base na capacidade de agregação entre os nós de origem e de destino. O limite máximo é considerado como o número de comprimentos de onda disponíveis no enlace. E  $c$  indica o custo do enlace virtual.

Tais informações servem de base para o controle e melhor distribuição dos recursos disponíveis.

### Considerações sobre roteamento

Nas redes com capacidade de agregação de tráfego, o algoritmo de roteamento é responsável por determinar como a rota de uma conexão com baixa taxa de transmissão é calculada

e selecionada levando em conta a política de agregação de tráfego escolhida. Essa política de agregação reflete a intenção do operador da rede de como alocar os recursos disponíveis na rede para as conexões ativas na rede.

Em uma rede óptica WDM, a rota atribuída a uma requisição de conexão realizada pode ser calculada pelo nó origem ou pelo plano de controle. Considere que  $R(s, d, b)$  denota uma requisição de conexão com origem  $s$ , destino  $d$  e  $b$  indica a taxa de transmissão da conexão. De acordo com Zhu *et al.* (2005), existem as seguintes possibilidades de roteamento para a requisição de conexão:

1. Transportar a conexão  $R$  utilizando um comprimento de onda já existente entre os nós  $s$  e  $d$  para  $m_1 \leq r \leq m_2$ ;
2. Transportar  $R$  usando múltiplos caminhos ópticos com capacidade de agregação;
3. Selecionar um comprimento de onda (com ou sem capacidade de agregação) para transportar  $R$  entre os nós  $s$  e  $d$ , se existirem recursos para tal;
4. Transportar  $R$  utilizando uma combinação dos caminhos ópticos com agregação já existentes com novos caminhos estabelecidos.

Uma vez que há várias formas de transportar uma conexão óptica, múltiplas rotas podem ser estabelecidas simultaneamente. A decisão sobre como escolher uma dada rota dentre todas as rotas selecionáveis é uma questão de Engenharia de Tráfego e é normalmente descrita como a política de agregação do operador da rede.

Em um ambiente com tráfego com características dinâmicas, conexões com variadas taxas de transmissão, requerendo várias larguras de banda diferentes, permanecem por um dado instante de tempo e depois desocupam a rede. Uma política de agregação pode ter diferentes desempenhos sob diferentes condições de tráfego dinâmico. Entretanto, agregação dinâmica de tráfego pode levar à necessidade de ajustar dinamicamente a política de agregação de acordo com o padrão de tráfego e com o estado atual da rede. Dessa forma, a investigação de políticas de agregação em ambientes de tráfego dinâmico se torna um tema interessante de pesquisa.

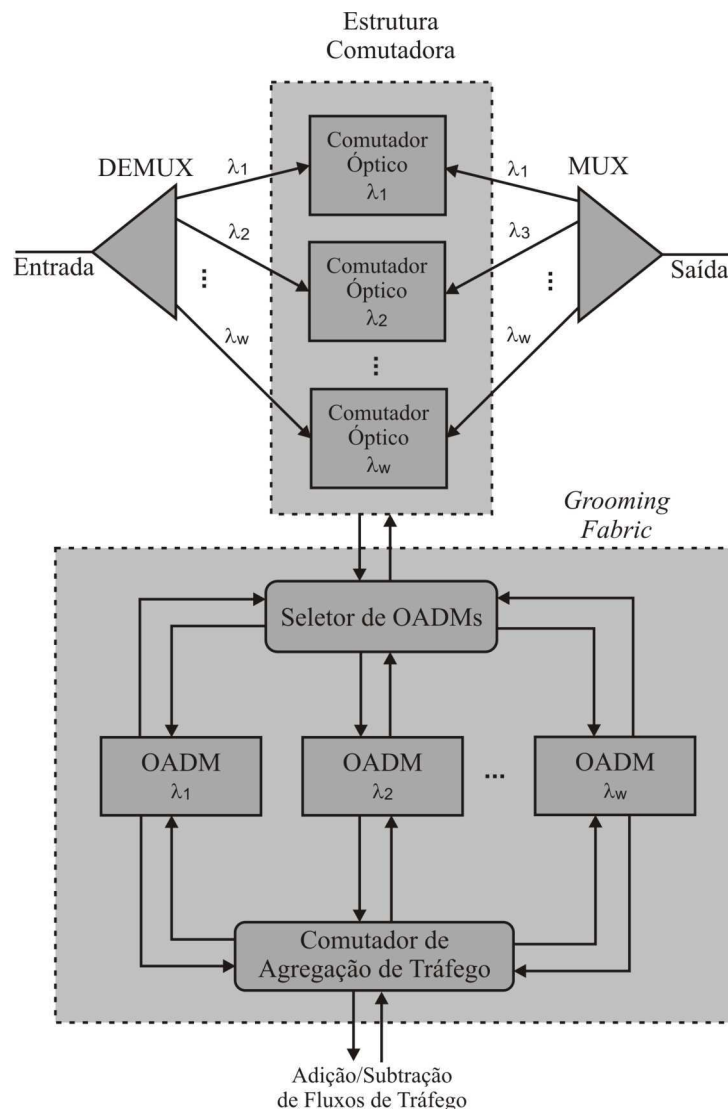
### Sinalização

Após a seleção da rota ser realizada com sucesso, cada nó intermediário ao longo da rota necessita ser informado sobre as condições atuais da rede, utilizando para isso protocolos de sinalização apropriados. Esses protocolos determinam como as conexões são configuradas e como a rede aloca os recursos para a conexão solicitada.

## 3.4 Aspectos Físicos da Agregação de Tráfego

Segundo Somani (2005), a arquitetura de um nó com capacidade de agregação de tráfego consiste de um OXC interconectado por enlaces bidirecionais. O OXC consiste de uma estru-

tura comutadora de comprimentos de onda que provê a funcionalidade de seleção de comprimento de onda e de um *grooming fabric* que provê a capacidade de agregação de tráfego, como ilustrado na Figura 3.1.



**Figura 3.1** OXC com capacidade de agregação de tráfego.

A estrutura comutadora de comprimento de onda é composta de  $W$  comutadores ópticos, um para cada comprimento de onda. Cada conexão na entrada da estrutura é direcionada para o comutador correspondente ao comprimento de onda que foi alocado para o caminho óptico em uso. Os sinais comutados são então multiplexados e enviados para a saída, para serem enviados para o próximo enlace. Todos esse processo se passa inteiramente no domínio óptico.

O *grooming fabric* é formado por uma matriz de OADMs, que são selecionados a depender do comprimento de onda utilizado a conexão por um seletor de OADMs, como ilustrado na Figura 3.1. cada OADM está conectada a um comutador de agregação de tráfego, de forma a poderem adicionar ou extrair as conexões cuja taxa de transmissão seja inferior à capacidade disponível de um dado comprimento de onda selecionado. Os OADMs podem ser do tipo



fixo, no qual cada um deles é utilizado por um comprimento de onda (caso mostrado na Figura 3.1) ou podem ser do tipo sintonizável, em que um só OADM pode ser utilizado por vários comprimentos de onda diferentes.

## CAPÍTULO 4

---

# Proposta de Algoritmo de Roteamento Adaptativo

---

Neste capítulo é discutida a proposta da integração do roteamento adaptativo, utilizando funções custo dependentes do número de comprimentos de onda disponíveis no enlace, com um algoritmo de agregação de tráfego buscando um menor número de bloqueios e uma utilização de recursos da rede mais uniforme.

### 4.1 Introdução

Nos capítulos anteriores foram apresentados os fundamentos sobre o problema do roteamento e da alocação de comprimento de onda em redes ópticas WDM e algumas técnicas de engenharia de tráfego que possibilitam a garantia de que o caminho óptico selecionado para o estabelecimento de uma conexão possua a qualidade de serviço solicitada pela rede cliente.

Neste capítulo é discutida a proposta da integração do roteamento adaptativo, utilizando funções custo dependentes do número de comprimentos de onda disponíveis no enlace, com um algoritmo de agregação de tráfego buscando um menor número de bloqueios e uma utilização de recursos da rede mais uniforme.

A literatura apresenta diversos trabalhos que tratam do problema do roteamento em redes ópticas WDM, mais especificamente de como estabelecer custos para os enlaces de redes ópticas, sejam elas estáticas ou dinâmicas, de forma a se conseguir, por exemplo, uma melhor distribuição dos recursos disponíveis na rede. Em especial, para as redes dinâmicas, a abordagem mais utilizada tem sido a consideração de custos adaptativos, seguindo funções predefinidas que tenham como argumentos os parâmetros da rede. Karasan e Ayanoglu (1998) apresentam uma heurística de seleção dinâmica de rotas e de comprimentos de onda, baseada no caminho menos congestionado (LLR – *Least-Loaded Routing*). Uma abordagem denominada algoritmo de roteamento conjunto (JRA – *Joint Routing Algorithm*) é apresentada por Wen *et al.* (2003) para roteamento adaptativo e comparada com outros algoritmos. Mokhtar e Azi-

zoglu (1998) adotam uma abordagem mais geral para o RWA adaptativo. O algoritmo proposto nesse trabalho considera todas as possíveis rotas entre um par de nós origem e destino e utiliza a informação do estado atual da rede para ponderar as rotas, de forma que a rota em melhores condições esteja no topo da lista das possíveis rotas. Uma abordagem similar é usada por Dante (2005) com uma comparação entre três algoritmos clássicos de roteamento – o RIP (*Routing Information Protocol*), o OSPF (*Open Shortest Path Function*) e o IGRP (*Interior Gateway Routing Protocol*) – e o algoritmo WLC (*Weighted Link Capacity*) proposto. Já Brunato *et al.* (2003) abordam o balanceamento de carga sendo executado a partir de modificações na tabela de roteamento, na tentativa de se obter a melhor rota. Essa rota é analisada e buscada em um conjunto das rotas possíveis e seu uso configura, segundo o autor, a necessidade de modificação na tabela. Fabry-Asztalos *et al.* (2000) realizam um estudo comparativo entre três métricas de roteamento adaptativo, duas das quais serão consideradas neste trabalho.

Devido à sua importância para o projeto de redes com grandes dimensões e pouca disponibilidade de recursos como conversores de comprimentos de onda, por exemplo, a agregação de tráfego recebeu nos últimos anos uma atenção significativa tanto no meio acadêmico quanto no industrial. Oliveira (2006) realizou um estudo comparativo entre dois algoritmos de agregação de tráfego em redes ópticas IP sobre WDM, com o objetivo de obter uma correlação entre a granularidade dos fluxos de tráfego IP e os parâmetros de desempenho da rede WDM. Zhang e Ramamurthy (2003) analisam heurísticas para agregação de tráfego em redes SONET sobre WDM reconfiguráveis, utilizando busca tabu para encontrar a melhor combinação de parâmetros que determina a escolha da rota e do comprimento de onda a serem utilizados. A abordagem apresentada por Lee *et al.* (2005) utiliza tabelas que mantêm uma lista de rotas disjuntas interligando nós com capacidade de agregação de tráfego. O algoritmo proposto por este trabalho busca a melhor rota sobre uma topologia virtual, montada com base na tabela citada, dependendo de combinação de parâmetros da rede. Kamal (2006) faz um apanhado das principais técnicas para agregação de tráfego *multicast* em redes WDM em malha sob tráfego estático. Já Huang *et al.* (2004) tratam o problema considerando uma rede em malha como um conjunto de árvores de anéis interligadas. O algoritmo proposto por eles estabelece caminhos ópticos com base nessa consideração.

Alguns trabalhos propõem também o estudo de agregação considerando um padrão de tráfego dinâmico em redes ópticas WDM. Zhu e Mukherjee (2002) comparam dois algoritmos para seleção de rotas e seus resultados indicam que, para se obter um desempenho aceitável em um ambiente dinâmico, deve-se usar diferentes abordagens para a agregação de tráfego e para a seleção de rotas em diferentes estados da rede. Thiagarajan e Somani (2000) propõem um esquema para controle de admissão de conexão para assegurar uma probabilidade de bloqueio menor e mais distribuída na rede. Um modelo de correlação entre capacidade do enlace e capacidade de agregação dos nós é apresentado por Srinivasan e Somani (2002) para calcular a probabilidade de bloqueio em uma rede WDM com restrições na capacidade de agregação. O trabalho de Thiagarajan e Somani (2001) apresenta esquemas de estabelecimento de cami-

nhos ópticos em redes ópticas em malha considerando a capacidade de agregação de tráfego na rede. Cox e Sanchez (2001) estudam o planejamento e o projeto de redes WDM em malha com previsão da demanda de tráfego, com o intuito de minimizar os custos associados à distribuição e utilização dos recursos disponíveis e satisfazer todas as conexões. Xin *et al.* (2002) desenvolveram uma heurística para agregação de tráfego baseada no conceito de colaboração de grupo.

## 4.2 Proposta de Algoritmo de RWA Adaptativo

Neste trabalho são analisadas cinco propostas de funções custo utilizadas no roteamento adaptativo, em que uma utiliza como métrica para o estabelecimento dos caminhos ópticos o número de enlaces e as outras quatro adotam a disponibilidade de comprimentos de onda como métrica. O desempenho dessas funções é avaliado com relação ao número de bloqueios ocorridos na rede durante um determinado período de tempo e com relação à ocupação de cada enlace pelas conexões estabelecidas. A proposta apresentada sugere a integração de um algoritmo de agregação de tráfego em redes ópticas a ser usado em conjunto com o algoritmo adaptativo, na tentativa de obter um melhor balanceamento da carga na rede, diminuindo, assim, a sobrecarga em determinados enlaces e proporcionando o uso mais uniforme dos recursos disponíveis.

Dentre os possíveis benefícios da integração da agregação de tráfego com roteamento adaptativo se destaca a esperada diminuição no número de comprimentos de onda para se manter um dado número de bloqueios na rede. Tal característica se traduz em sistemas mais baratos tendo em vista que podem ser projetados de tal forma que necessitem disponibilizar menos recursos. Por outro lado, se garante que a escalabilidade da rede projetada praticamente não será afetada, pois há capacidade para suportar um volume maior de tráfego.

O algoritmo proposto é apresentado a seguir. Cada uma de suas etapas é discutida e justificada, com base na premissa estabelecida no Capítulo 2: algoritmos de RWA em ambiente de tráfego dinâmico precisam ser simples, para que o custo computacional não se torne um impedimento à sua implementação. A notação utilizada também segue a do Capítulo 2.

### 4.2.1 Algoritmo Proposto

A ocorrência de bloqueios em redes WDM está relacionado, principalmente, à falta de caminhos ópticos disponíveis para o estabelecimento das chamadas. Assim, reduzir o bloqueio implica em rearranjar os caminhos ópticos a serem estabelecidos visando uma melhor acomodação deles ou a manutenção da potencialidade para reagir às falhas em esquemas de proteção e restauração (BRUNATO *et al.*, 2003).

O algoritmo proposto neste trabalho combina o uso de um esquema de roteamento adaptativo com agregação de tráfego afim de diminuir esse congestionamento. Esse algoritmo é

apresentado na Figura 4.1. Nele, uma requisição para o estabelecimento de uma conexão óptica é rejeitada em duas situações:

- Quando não existe rota disponível entre um dado par de nós origem e destino que solicitaram o estabelecimento da conexão;
- Quando não há mais comprimentos de onda disponíveis para serem alocados à conexão.

A seguir, cada um dos blocos do fluxograma da Figura 4.1 é descrito com detalhes.

### 4.2.2 Manutenção da Tabela de Roteamento

O primeiro bloco do algoritmo é responsável pela criação e pela manutenção da tabela de roteamento, uma matriz de adjacências ponderada que contém toda a informação sobre o estado atual da rede com relação às conexões, como os enlaces existentes na rede e seus respectivos pesos, que representam os custos de cada enlace. Essa tabela, que é atualizada de forma iterativa, é uma matriz do tipo  $N \times N$ , como mostrada a seguir

$$C = \begin{bmatrix} C_{11} & C_{12} & C_{13} & \cdots & C_{1N} \\ C_{21} & C_{22} & C_{23} & \cdots & C_{2N} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ C_{N1} & C_{N2} & C_{N3} & \cdots & C_{NN} \end{bmatrix}, \quad (4.1)$$

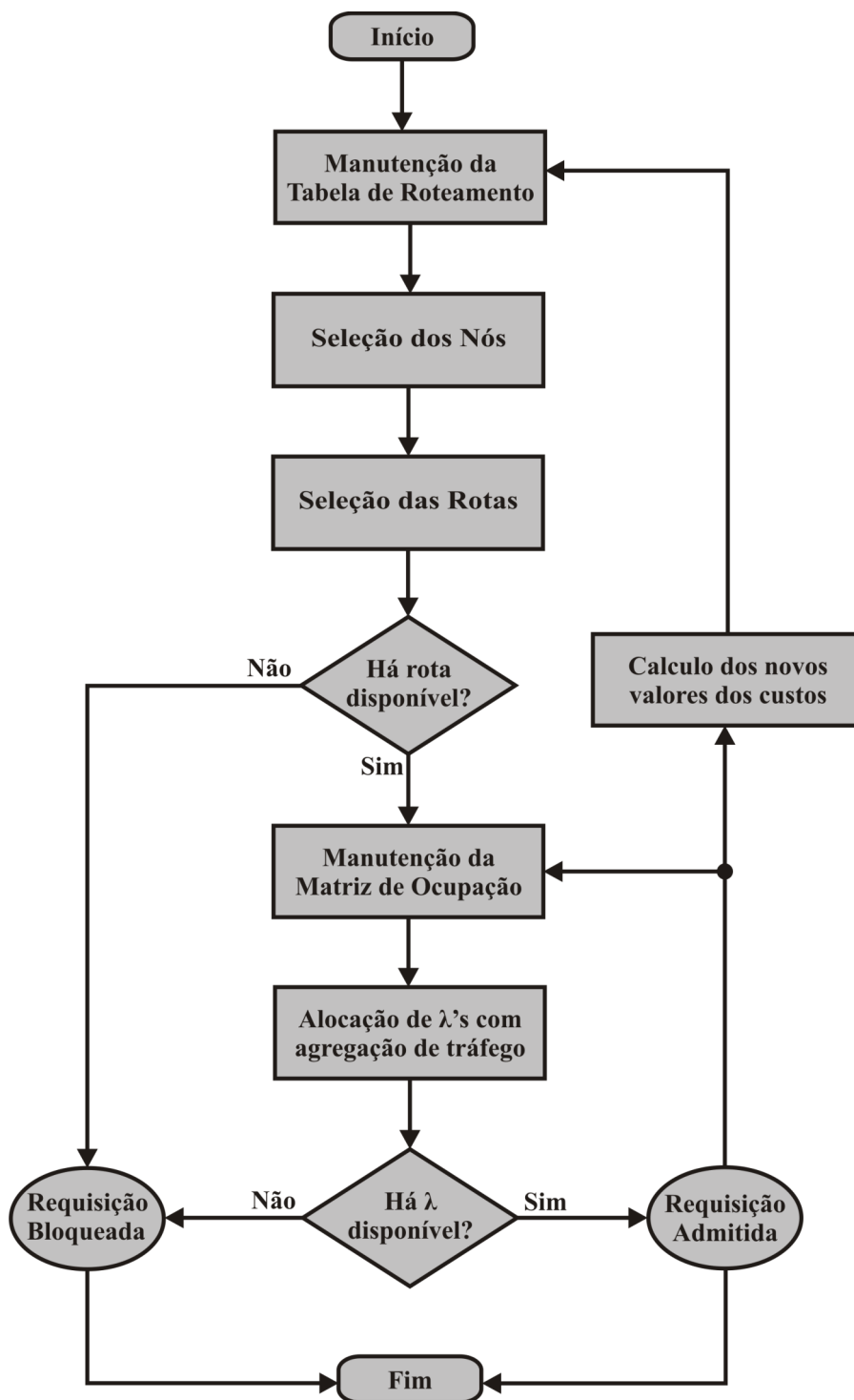
em que  $N$  representa o número total de nós na rede e

$$C_{ij} = \begin{cases} T, & \text{se há conexão entre os nós } i \text{ e } j, \forall i, j = 1, 2, 3, \dots, N; \\ \infty, & \text{caso contrário.} \end{cases} \quad (4.2)$$

O valor  $T$  é unitário na primeira iteração e muda a medida que vão surgindo novas requisições ou sumindo as conexões ativas, de acordo com a função custo utilizada pelo algoritmo de roteamento adaptativo, tendo como valor máximo a quantidade de comprimentos de onda total do enlace.

### 4.2.3 Seleção dos Nós

No algoritmo, considera-se que existe uma requisição para o estabelecimento de um caminho óptico quando uma rede cliente (chamada de nó origem) solicita ao plano de controle que estabeleça uma conexão entre ele e uma outra rede cliente (chamada de nó destino). Essa operação pode ou não seguir as recomendações de algum contrato de nível de serviço, no qual se definem limites aceitáveis para parâmetros da rede, como a taxa de erro de *bit* máxima suportável para a transferência de dados no caminho óptico selecionado, largura de faixa mínima disponível, limite mínimo para disponibilidade dos serviços (relacionando diretamente com o



**Figura 4.1** Fluxograma do algoritmo proposto.

número máximo de bloqueios), entre outros. Na simulação, a seleção dos nós origem e destino é feita seguindo uma distribuição uniforme, o que garante que as requisições realizadas se distribuam na rede segundo essa distribuição.

#### 4.2.4 Seleção de Rota

Os enlaces componentes do caminho entre os nós origem e destino, neste trabalho, são selecionados por meio de um algoritmo de roteamento adaptativo. O roteamento adaptativo consiste de dois passos básicos:

- coleta de informação da rede, que deve ser armazenada e mantida por alguma entidade responsável pelo controle da rede;
- seleção do melhor caminho usando a informação coletada.

##### Coleta de informação da rede

O primeiro passo executado no roteamento adaptativo é capturar informação sobre o estado atual da rede, definido por um conjunto de parâmetros associados aos nós e aos enlaces, como, por exemplo, largura de banda disponível, atraso, capacidade de processamento, capacidade de agregação de tráfego e de conversão de comprimento de onda, dentre outros.

A informação sobre a rede pode ser obtida utilizando dois protocolos: estado de enlace ou vetor de distâncias (KUROSE; ROSS, 2006). No protocolo de estado de enlace, cada nó transmite as informações referentes aos enlaces aos quais está conectado para todos os demais nós na rede. Nesse caso, cada nó tem de ter informação completa sobre a topologia da rede. Por esse motivo, a informação sobre o estado da rede é dita ser global. Já no protocolo de vetor de distância o estado da rede é gradativamente atualizado em um nó, à medida que ele permuta informações com os nós vizinhos. Esse tipo de informação é chamada de informação local sobre a rede. Nessa abordagem, os nós não necessitam ter informações sobre toda a topologia da rede, bastando conhecerem informações sobre seus nós adjacentes. As tabelas de roteamento indicam somente que nó vizinho é preferido em um dado instante de tempo para ter o tráfego repassado.

As duas abordagens têm suas próprias vantagens e desvantagens. A vantagem da abordagem por estado de enlace está na simplicidade. Porém, centralizar a informação diminui a capacidade de expansão da rede para topologias maiores e mais complexas, pois a difusão da informação global em uma topologia maior pode levar a perdas e atrasos consideráveis. A escalabilidade, por outro lado, é a grande vantagem do protocolo de vetor de distância. Como a informação é trocada somente entre nós adjacentes, essa abordagem permite que, no caso de uma expansão da rede, não aumentem as perdas ou os atrasos relacionados ao comprimento das rotas. Entretanto, o protocolo que utiliza vetor de distância necessita de um tempo maior para coletar a informação dos nós vizinhos, gerando, assim, maiores atrasos com relação ao tempo de processamento.

## Escolha do caminho

O segundo passo executado no roteamento adaptativo é identificar um caminho (rota) de um nó origem para um nó destino utilizando a informação coletada da rede por um dos protocolos citados. A seleção do caminho depende da quantidade de informação coletada e de onde as decisões de roteamento são realizadas. Com base nisto, a estratégia de roteamento pode ser dividida em duas categorias (KUROSE; ROSS, 2006):

➔ **Roteamento centralizado:** No roteamento centralizado, cada ponto de controle da rede mantém a informação global sobre o estado da rede. Quando uma requisição para o estabelecimento de uma conexão óptica é feita ao plano de controle, um caminho entre a rede cliente que fez a requisição e o destino é selecionada de um conjunto de possíveis rotas e uma mensagem de sinalização é enviada por esse caminho. Se houver recursos disponíveis em todos os enlaces componentes da rota selecionada para o estabelecimento dessa conexão, ela é estabelecida e a informação sobre os enlaces dessa rota é atualizada. Se não houver recursos disponíveis, a solicitação é então rejeitada.

A principal vantagem do roteamento centralizado é sua facilidade de implementação. É relativamente mais simples desenvolver algoritmos e heurísticas sofisticados de forma centralizada do que distribuída. Segundo Ahuja *et al.* (1993), essa abordagem evita ainda que surjam problemas como a replicação desnecessária de informações e a realização de decisões de roteamento durante o estabelecimento de uma conexão, situação responsável pela ocorrência *deadlocks*<sup>1</sup>. Em outras palavras, todos os pontos de controle têm completo conhecimento e domínio sobre os caminhos que são estabelecidos.

O principal contraponto à utilização do roteamento centralizado é a possibilidade de ocorrência de falha na atualização da informação global do estado da rede. A quantidade de informação a ser atualizada cresce com o aumento da dimensão de rede. Com o aumento do tamanho dos caminhos, a probabilidade de ocorrência de uma falha que inviabilize a transmissão da informação atualizada se torna maior e tal evento pode levar a seleção de rotas erradas.

➔ **Roteamento distribuído:** Como o próprio nome sugere, nesta abordagem a decisão do roteamento é feita de uma maneira distribuída, ou seja, a tarefa de escolher a rota é dividida entre os pontos de controle da rede. Quando uma requisição de conexão chega a um ponto de controle, o nó vizinho que possua uma melhor possibilidade de levar a conexão ao nó destino com menor custo é identificado e este, por sua vez, escolherá seu nó vizinho preferido e assim sucessivamente, até que se alcance o destino. Nessa abordagem, os pontos de controle só necessitam reter a informação relativa aos seus vizinhos.

---

<sup>1</sup>*Deadlocks* ocorrem quando recursos da rede são alocados para uma dada rota sem que essa rota esteja completamente estabelecida.



O desempenho dos algoritmos de roteamento distribuído é afetado de forma direta pela possível inconsistência da informação acerca do estado da rede. O tempo levado para os pontos de controle conseguirem uma visão consistente do estado da rede aumenta com o tamanho da rede. Ao contrário do roteamento centralizado, esquemas de roteamento distribuídos têm o problema de formação de laços de informação devido ao fato das decisões de roteamento serem feitas de forma independente entre os pontos de controle da rede. No entanto, a detecção e eliminação desses laços têm se tornado parte integrante da maioria dos algoritmos de roteamento distribuído.

Os algoritmos de roteamento dinâmicos podem ainda ser classificados em duas categorias, com base na natureza da técnica utilizada para a seleção do caminho (SRIRAM *et al.*, 1998): a abordagem baseada no destino, na qual são selecionados todos os melhores caminhos entre um dado nó origem e todos os demais nós da rede, e que tem como exemplo mais conhecido o algoritmo de Dijkstra, e a abordagem baseada na conexão, na qual a rota é selecionada para um par específico de nós origem e destino, utilizada neste trabalho.

### A estratégia de roteamento adotada neste trabalho

Neste trabalho é utilizado o algoritmo de roteamento conhecido como algoritmo de estado de enlace (LS – *Link State*). No algoritmo de estado de enlace a topologia da rede e todos os custos dos enlaces são informações disponibilizadas para todos os nós por um plano de controle centralizado (KUROSE; ROSS, 2006).

O algoritmo de estado de enlace utilizado é conhecido como algoritmo de Dijkstra, em homenagem a seu inventor. O algoritmo original, que possui uma abordagem baseada no destino, encontra todas as menores rotas entre um dado nó origem e todos os outros nós da rede. A modificação adotada neste trabalho baseia-se na conexão e o cálculo da menor rota é feito entre um nó origem e um nó destino especificados.

Aqui, cada OXC envia periodicamente informações sobre o estado dos enlaces aos quais estão conectados. Essa informação é usada para atualizar a tabela de roteamento de acordo com a função custo utilizada pelo algoritmo. Em redes WDM, a informação do estado do enlace pode incluir o *status* específico em um dado instante de tempo, tal como o número de comprimentos de onda, a disponibilidade ou o custo atual de cada enlace da rede.

Quando uma nova conexão é solicitada, o controle da rede utiliza a tabela de roteamento atualizada para fornecer a melhor rota entre os nós origem e destino.

Para a descrição do algoritmo de Dijkstra modificado, considere as seguintes definições:

- $V(i)$ : conjunto dos enlaces vizinhos ao nó  $i$ ;
- $E_{ij}$ : enlace com origem no nó  $i$  e destino no nó  $j$ ;
- $C_{ij}$ : custo do enlace com origem no nó  $i$  e destino no nó  $j$ ;

- $dist(i)$ : distância do nó  $i$  ao nó origem;
- $pred(i)$ : predecessor do nó  $i$ ;
- $N$ : número de nós na rede;
- $s$ : nó origem;
- $d$ : nó destino;
- $S$ : conjunto de nós rotulados permanentemente;
- $S'$ : conjunto de nós rotulados temporariamente.

No algoritmo, são definidos dois conjuntos de nós, os rotulados de forma permanente ( $S$ ) e os de forma temporária ( $S'$ ) e o conjunto  $dist(i)$  de um nó  $i$  contido no conjunto  $S$  representa o caminho com menor custo entre esse nó e a origem. A execução rotula os nós de forma permanente, em ordem crescente de distância, a partir do nó origem. Em cada iteração, um nó  $i$  é selecionado, tornado permanente e os nós adjacentes a este (incluídos no conjunto  $V(i)$ ) são atualizados. O algoritmo termina quando todos os nós se tornam permanentes, ou seja, estão contidos no conjunto  $S$ . Para a seleção da menor rota, é mantida uma árvore com base na origem, que usa índices denominados predecessores ( $pred(i)$ ), que armazenam a identificação do nó imediatamente anterior ao nó atual para o caminho calculado. O conjunto de nós predecessores permite ao algoritmo retornar, a partir do nó destino, os enlaces pertencentes ao caminho calculado entre os nós origem e destino (AHUJA *et al.*, 1993).

O pseudo-código do algoritmo de estado de enlace, de acordo com Tamashiro (2003), se encontra no Algoritmo 1.

O algoritmo acima possui uma natureza aditiva. Seja  $P = \{e_1, e_2, \dots, e_L\}$ ,  $\forall e_i \in E$ , um caminho composto por  $L$  enlaces, sendo  $i = 1, 2, 3, \dots, M$ , no qual  $M$  o número máximo de enlaces ativos da rede. O custo total do caminho  $P$  é calculado como o somatório dos custos individuais de cada enlace que o compõem, ou seja,

$$C_{T,P} = \sum_{i=1}^L C_{e_i,P}, \quad (4.3)$$

em que  $C_{T,P}$  representa o custo total da rota  $P$  e  $C_{e_i,P}$  indica o custo do enlace individual  $e_i$ , que compõe a rota  $P$ .

O número total de nós que é necessário pesquisar em todas as iterações é  $n(n+1)/2$ . Sendo assim, pode-se afirmar que a complexidade<sup>2</sup> da implementação desse algoritmo de estado de enlace para o pior caso é da ordem de  $n$  ao quadrado, ou seja,  $O(n^2)$  (KUROSE; ROSS, 2006).

<sup>2</sup>A complexidade de um algoritmo consiste na quantidade de operações necessárias para a sua execução, expressa em função das operações fundamentais, as quais variam de acordo com o algoritmo e do volume de dados utilizados (KUROSE; ROSS, 2006).

**Algoritmo 1** Algoritmo de roteamento de Dijkstra modificado**Entrada:** tabela de roteamento; nós origem ( $s$ ) e destino ( $d$ )**Saída:** melhor rota entre os nós origem ( $s$ ) e destino ( $d$ ) selecionados

```

 $S \leftarrow \emptyset;$ 
 $S' \leftarrow \{1, 2, \dots, N\};$ 
 $dist(i) \leftarrow \infty, \forall i \in S';$ 
 $dist(s) \leftarrow 0$  e  $pred(s) \leftarrow 0;$ 
enquanto  $|S| < N$  faça
  Escolha  $i$  tal que  $dist(i) = \min\{dist(j) : j \in S'\};$ 
   $S \leftarrow S \cup \{i\};$ 
   $S' \leftarrow S' \cap \{i\};$ 
  para todo  $E_{ij} \in V(i)$  faça
    enquanto  $j \neq d$  faça
      se  $dist(j) < dist(i) + C_{ij}$  então
         $dist(j) \leftarrow dist(i) + C_{ij};$ 
         $pred(j) \leftarrow i;$ 
      fim
    fim do laço 'enquanto'
  fim do laço 'para'
fim do laço 'enquanto'

```

### 4.2.5 Funções Custo Avaliadas

Conforme mencionado, o roteamento adaptativo faz atualizações de sua tabela de roteamento. Essas atualizações seguem uma determinada métrica, geralmente especificada por uma ou mais funções custo. As funções possuem como argumento parâmetros da rede, que podem ser calculados e/ou mensurados, e retornam um novo valor para o custo em um dado enlace, em consonância com seu estado atual. A tabela de roteamento é, então, atualizada com esses novos valores calculados, de forma que uma conexão estabelecida em um dado instante de tempo provavelmente não verá a mesma tabela de roteamento que a conexão estabelecida num instante de tempo anterior.

Neste estudo, são consideradas cinco possibilidades de função custo para executar a atualização da tabela de roteamento e, por conseguinte, da informação global da rede. Essas funções baseiam-se em parâmetros da rede diretamente ligados à qualidade da conexão.

Um algoritmo de RWA pode considerar como possíveis métricas de roteamento alguns parâmetros importantes de uma rede óptica, tais como:

- ➔ **Número de enlaces** – a escolha do número de enlaces como métrica para a estratégia de roteamento representa o caso mais básico, utilizado pelo protocolo RIP. Com essa métrica, os custos de cada enlace são iguais (normalmente com valor unitário, como adotado pelo RIP) e a rota selecionada com menor custo se traduz na rota com menor número de enlaces;

- ➤ **Distância** – a escolha da distância como métrica pode ser justificada pela tentativa de se diminuir os efeitos da camada física. A escolha de rotas longas propicia mais facilmente a degradação do sinal óptico, resultando em uma taxa de erro mais elevada que, por consequência, diminui a qualidade de serviço disponibilizada pela rede (DANTE, 2005). Essa diminuição pode infringir cláusulas do contrato de nível de serviço, o que ocasiona punições ao provedor da rede, conforme será discutido no Capítulo 3;
- ➤ **Largura de banda dos canais ópticos** – pode-se optar por priorizar os canais que possuam maior largura de banda, o que evita o aumento na latência da rede e na ocorrência de bloqueios, tendo em vista que a conexão a ser estabelecida não usa os prováveis gargalos formados pelos enlaces com menor disponibilidade de banda;
- ➤ **Conjunto de comprimentos de onda disponíveis por enlace óptico** – a escolha desse parâmetro para a estratégia de roteamento está diretamente ligada à consideração de capacidade do canal. Quanto mais comprimentos de onda forem desocupados, mais largura de banda disponível e maior a capacidade de alocar novas conexões nesses enlaces. Assim, a consideração dessa métrica tende a desestimular o uso de enlaces que já estejam com conexões ativas, o que eventualmente pode tornar mais uniforme a utilização dos enlaces a a distribuição de carga na rede.

Neste trabalho, convencionou-se que, para um enlace entre os nós  $i$  e  $j$ , em que  $(i, j) \in E$ ,

- ➤  $C_{ij}$  – denota o custo do enlace entre os nós  $i$  e  $j$  na  $k$ -ésima iteração;
- ➤  $C_{ij}^{-1}$  – denota o custo do enlace entre os nós  $i$  e  $j$  na iteração anterior à  $k$ -ésima iteração;
- ➤  $\lambda_{ij}^U$  – refere-se à quantidade de comprimentos de onda utilizados no enlace e
- ➤  $\lambda_{ij}^T$  – representa o número total de comprimentos de onda no enlace.

Considera-se, como condição inicial para o problema, o custo inicial de todos os enlaces com valor igual a  $C_{ij}^0 = 1, \forall (i, j) \in E$ . À medida que as conexões ópticas são estabelecidas ou liberadas, esse custo tem seu valor, respectivamente, incrementado ou decrementado até que o valor do custo calculado convirja para um limiar superior determinado pela função (para algumas funções adotadas esse limite é  $C_{ij} = \infty$ ), o que indica que esse enlace não pode mais ser usado no estabelecimento de novos caminhos ópticos, pois não possui mais comprimentos de onda disponíveis. Dessa forma, espera-se que, se uma conexão foi estabelecida em um dada rota, o custo dos enlaces mude de forma tal que para a próxima requisição de conexão esse caminho tenha um custo maior que na iteração anterior. Quando a conexão for liberada, ou seja, não houver mais uso do caminho óptico estabelecido, o custo é então decrementado, tornando os enlaces que compõem a rota mais favorável ao estabelecimento das rotas subsequentes. Essa abordagem propicia um desestímulo ao uso de enlaces que possuam conexões ativas, o que

funciona como um incentivo à procura dos enlaces com menos ou sem nenhuma conexão ativa estabelecida. O resultado disso é uma melhor distribuição da carga na rede.

As funções custo  $C_{ij}$  consideradas nesse estudo são:

**Baseada no número de enlaces (NE)** – Nesse caso o custo é referido como

$$C_{ij} = 0, \forall (i, j) \in E. \quad (4.4)$$

Conforme mencionado, esse representa o caso mais básico, em que o roteamento não é adaptativo, ou seja, o valor dos custos não se altera com a alteração do estado da rede e a rota selecionada é a rota composta pelo menos número de enlaces entre os nós origem e destino escolhidos. Essa função é adotada para fins de comparação de desempenho entre as demais relações propostas;

**Baseada na capacidade do enlace 1 (CE1)** – O custo determinado por essa função tem seu valor incrementado em 1, caso uma nova conexão seja estabelecida no enlace ao qual se refere esse custo. No caso de finalização dessa mesma conexão, o enlace tem seu custo decrementado também em uma unidade. Assim, a função custo,  $\forall (i, j) \in E$ , é dada por

$$C_{ij} = \begin{cases} C_{ij}^{-1} + 1, & \text{se uma nova conexão foi estabelecida,} \\ C_{ij}^{-1} - 1, & \text{se uma conexão ativa foi finalizada.} \end{cases} \quad (4.5)$$

**Baseada na capacidade do enlace 2 (CE2)** – Essa função custo, baseada no trabalho de Dante (2005), é especificada,  $\forall (i, j) \in E$ , da seguinte forma

$$C_{ij} = \begin{cases} \frac{\lambda_{ij}^T}{\lambda_{ij}^T - \lambda_{ij}^U} & \text{se } \lambda_{ij}^U < \lambda_{ij}^T, \\ \infty & \text{se } \lambda_{ij}^U = \lambda_{ij}^T. \end{cases} \quad (4.6)$$

Nessa função, o valor do peso aumenta com características exponenciais à medida que  $\lambda_{ij}^U$  aumenta. Isto indica que a estratégia de roteamento deve evitar a seleção de um enlace cuja variável  $\lambda_{ij}^U$  tenha aumentado, o que pode levar à esperada distribuição do tráfego entre todos os enlaces da rede.

**Baseada na capacidade do enlace 3 (CE3)** – Essa função custo é baseada na função apresentada por Fabry-Asztalos *et al.* (2000) e é especificada como

$$C_{ij} = \begin{cases} 1 - \log \left[ \left( 1 - \frac{\lambda_{ij}^U}{\lambda_{ij}^T} \right)^{\lambda_{ij}^U} \right] & \text{se } \lambda_{ij}^U < \lambda_{ij}^T, \\ \infty & \text{se } \lambda_{ij}^U = \lambda_{ij}^T. \end{cases} \quad (4.7)$$

Essa função utiliza a probabilidade de um enlace não estar sendo utilizado como argumento de uma função logarítmica. De acordo com Fabry-Asztalos *et al.* (2000), a probabilidade de todos os comprimentos de onda estarem ao mesmo tempo disponíveis no futuro pode ser estimado pela seguinte relação

$$p = \left( 1 - \frac{\lambda_{ij}^U}{\lambda_{ij}^T} \right). \quad (4.8)$$

Para uma rota composta por múltiplos enlaces, devido às características do algoritmo de Dijkstra, o valor de  $p$  é maximizado. Para evitar a influência dessa natureza aditiva, é utilizada a abordagem baseada no logarítmo como função custo.

**Baseada na capacidade do enlace 4 (CE4)** – Essa função é proposta neste trabalho como alternativa às funções descritas anteriormente, baseadas em outros trabalhos. O custo é alterado da seguinte maneira

$$C_{ij} = 1 + \lambda_{ij}^U \cdot \exp\left(\frac{\lambda_{ij}^U}{\lambda_{ij}^T}\right). \quad (4.9)$$

A motivação para a escolha de uma função exponencial como função custo tem a mesma justificativa da anterior, apresentada por Fabry-Asztalos *et al.* (2000): suprimir o comportamento aditivo do algoritmo de Dijkstra.

A Figura 4.2 ilustra o comportamento de cada uma dessas funções, tendo como parâmetro o número de comprimentos de onda utilizados, variando de 0 a 50.

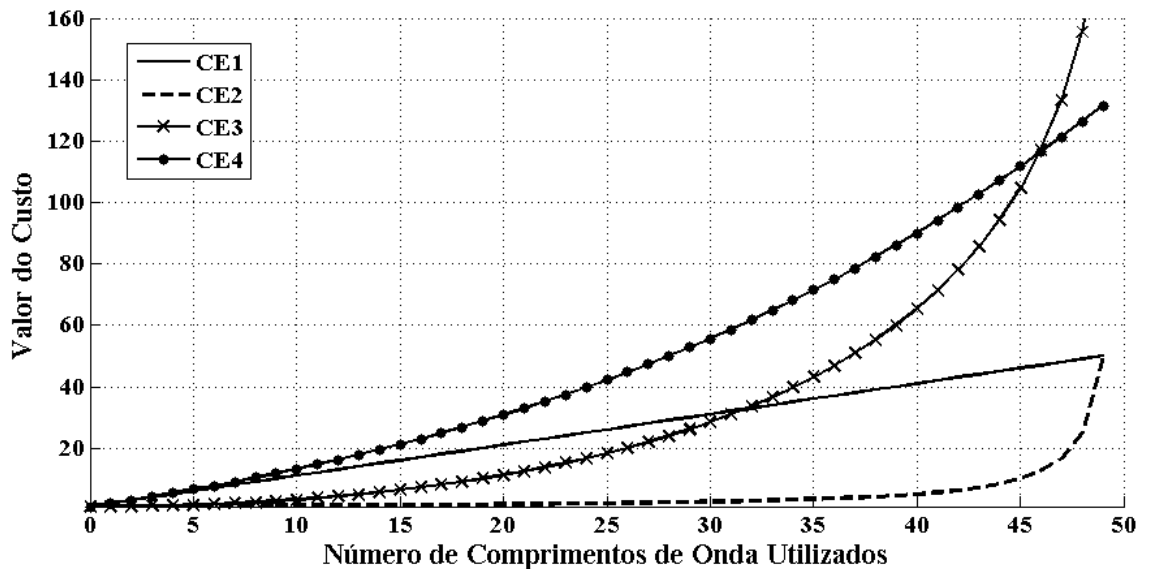


Figura 4.2 Comportamento das funções custo investigadas.

#### 4.2.6 Manutenção da Matriz de Ocupação

A matriz de ocupação (*Ocup*) é uma estrutura adotada para o gerenciamento dos comprimentos de onda que são alocados pelo algoritmo de RWA. Trata-se de uma matriz em cujas linhas estão as  $M = N(N - 1)$  possíveis enlaces, considerando que não são aceitas requisições

de conexões de um nó para ele mesmo e nas colunas, os  $W$  comprimentos de onda disponíveis para cada enlace. Assim, o elemento  $\lambda_{ij}$  indica o comprimento de onda  $j$  no enlace  $i$ .

$$Ocup = \begin{bmatrix} \lambda_{11} & \lambda_{12} & \lambda_{13} & \cdots & \lambda_{1W} \\ \lambda_{21} & \lambda_{22} & \lambda_{23} & \cdots & \lambda_{2W} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \lambda_{M1} & \lambda_{M2} & \lambda_{M3} & \cdots & \lambda_{MW} \end{bmatrix}, \quad (4.10)$$

em que

$$\lambda_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{indicando que o comprimento de onda } j \text{ do enlace } i \text{ está ocupado} \\ 0, & \text{indicando que o comprimento de onda } j \text{ está livre no enlace } i \end{cases} \quad (4.11)$$

No algoritmo, os enlaces são indexados de acordo com a fórmula

$$i = (s - 1) \cdot N + d - 1, \quad (4.12)$$

na qual  $s$  é o nó origem do enlace,  $d$  é o nó destino do enlace e  $N$  é o número de nós da rede. Por exemplo, sob essa regra de indexação, em uma rede com seis nós, um enlace entre os nós 1 e 5 terá como índice o valor 4, ao ponto que um enlace entre os nós 2 e 6, terá um índice de valor 11.

Essa relação foi obtida de uma implementação do algoritmo de Dijkstra, disponibilizada por Rodrigues (2006), que serviu de base para a implementação utilizada neste trabalho.

#### 4.2.7 Alocação de Comprimento de Onda com Agregação de Tráfego

Nesse trabalho, os comprimentos de onda são alocados à medida que vão sendo solicitados, utilizando métodos heurísticos. A heurística escolhida foi a *First-Fit*, descrita no Capítulo 2, tendo como justificativa para a escolha as suas qualidades e facilidade de implementação.

A estratégia do algoritmo *first-fit* é enumerar todos os comprimentos de onda e selecionar de ordem crescente aquele comprimento de onda disponível de menor índice da lista. Desta maneira, haverá uma grande probabilidade de que os comprimentos de onda de maiores índices possam estar disponíveis para serem alocados em rotas de longo alcance, pois conforme foi mencionado, a alocação de um comprimento de onda disponível para uma determinada rota deve ocorrer quando a lista de comprimentos de onda for percorrida de forma crescente para sua seleção.

Este algoritmo não requer informação global do sistema e assim seu custo computacional é menor, pois não é necessário pesquisar comprimentos de onda disponíveis em todo o espaço dos comprimentos de onda em cada rota. Atua bem em termos da ocorrência de bloqueios e da imparcialidade de atribuição e, na prática, é preferido pelo seu pequeno custo

computacional e sua baixa complexidade se comparado às demais heurísticas citadas no Capítulo 2.

Nas descrições a seguir, são utilizadas as seguintes definições:

- $P_i$ : vetor contendo os enlaces ópticos que compõe o caminho óptico com origem em  $i$  e término em  $j$ ;
- $L$ : comprimento do caminho óptico, ou seja, número de enlaces existentes na menor rota entre o nós origem e destino;
- $\lambda(ij)$ : elemento da matriz de ocupação, indexada pelo número do enlace  $i$  e pelo comprimento de onda  $j$ . O valor  $\lambda(ij) = 1$  indica que o comprimento de onda  $j$  do enlace  $i$  está ocupado, enquanto que o valor  $\lambda(ij) = 0$ , qualquer que seja o enlace  $i$ , indica que o comprimento de onda  $j$  está livre;
- $\lambda_{MAX}$ : número máximo de comprimentos de onda por enlace;
- $B_{ij}^T$ : largura de banda disponível no comprimento de onda  $j$  do enlace  $i$ ;
- $B_i^k$ : taxa de transmissão ou largura de banda que deverá ser ocupada pela  $k$ -ésima conexão sobre o enlace  $i$ . É fácil observar que  $B_i^k \leq B_i^T$ ;
- $w$ : índice do comprimento de onda;
- *LambdaAlocado*: variável utilizada para controle do algoritmo.
- *temp*: variável temporária.

O algoritmo *first-fit* convencional é descrito a seguir. Este procedimento tenta encontrar uma coluna da matriz de ocupação (*Ocup*) na qual todas as entradas correspondentes aos enlaces da rota selecionada pelo algoritmo de roteamento estão livres. Em outras palavras, ele procura por um comprimento de onda que esteja livre em todos os enlaces componentes do caminho escolhido. Isso garante que a restrição de continuidade do comprimento de onda seja respeitada, uma vez que, neste trabalho, não se considera conversão de comprimento de onda na rede. O contador de comprimentos de onda  $w$  é incrementado para alocar um novo comprimento de onda na seqüência, caso o valor anterior não tenha sido alocado, até se atingir o número máximo de comprimentos de onda disponíveis no enlace. Se, ao atingir esse valor máximo, o comprimento não for encontrado, ou seja, caso toda a seqüência de comprimentos de onda seja verificada e nenhum deles esteja disponível para alocação, a solicitação de conexão é tratada como bloqueada.

Uma vez escolhido o comprimento de onda para a rota selecionada, é feita uma atualização da matriz de ocupação mudando o valor '0' (que indica que o comprimento de onda está livre) para '1' (que indica que o comprimento de onda está ocupado). Dessa forma, na



**Algoritmo 2** Algoritmo *first-fit* convencional (FF)

**Entrada:** matriz de ocupação; conjunto de enlaces que compõe a rota escolhida pelo algoritmo de roteamento

**Saída:** comprimento de onda escolhido para, junto com os enlaces selecionados, compor o caminho óptico para o estabelecimento da conexão requerida

$w \leftarrow 1$ ;

$\text{LambdaAlocado} \leftarrow \text{FALSO}$ ;

**para**  $i$  variando de 1 a  $L$  **faça**

$\text{temp} \leftarrow \lambda(P_i, w)$

**se**  $\text{temp} = 0$  **então**

$\text{LambdaAlocado} \leftarrow \text{VERDADE}$ ;

**caso contrário se**  $w \leq \lambda_{MAX}$  **então**

$w \leftarrow w + 1$ ;

**caso contrário**

**retorna** *Requisição Bloqueada*;

**fim**

**fim do laço ‘para’**

próxima requisição, se a rota for composta por algum enlace que compunha a rota anterior, o comprimento de onda alocado para essa segunda requisição deverá ser o seguinte da lista de comprimentos de onda disponíveis.

**Algoritmo 3** Atualização da matriz de ocupação para o FF

**para**  $i$  variando de 1 a  $L$  **faça**

$\lambda(P_i, w) \leftarrow \begin{cases} 1, & \text{se o comprimento de onda } w \text{ estiver ocupado} \\ 0, & \text{se o comprimento de onda } w \text{ estiver desocupado} \end{cases}$

**fim do laço ‘para’**

Devido à natureza dinâmica do tráfego na rede, quando uma conexão deixa de existir, a matriz de ocupação é novamente atualizada e o valor relativo ao comprimento de onda que estava sendo usado passa novamente a ‘0’, indicando que o mesmo está livre para ser usado por outra conexão.

Segundo Tamashiro (2003), este algoritmo tem complexidade de pior caso  $O(N^2 + NW)$ , considerando o algoritmo de Dijkstra.

**Agregação de tráfego**

Comumente a capacidade de transmissão de um caminho óptico é superior à necessidade de um único fluxo de tráfego. Por essa razão, dedicar um único canal óptico para cada conexão individual pode se traduzir em uma má utilização da banda disponível. Algoritmos de agregação de tráfego em rede ópticas WDM emergem como uma solução para esse problema, pois trabalham multiplexando, demultiplexando e comutando os fluxos de tráfego com requerimento de banda inferior à capacidade dos enlaces para os quais foram alocados.

A maioria dos trabalhos citados no início deste capítulo apresentam uma abordagem para a agregação de tráfego baseada na subdivisão do canal óptico em subcanais, com largura de banda pré-determinada. As conexões só ocupam uma parte desses canais, não sendo considerado, em muitos desses, a existência de conexões que ocupem toda a largura de banda do comprimento de onda. Essa consideração leva à aceitação, para fins de simulação, de que cada requisição feita ao plano de controle possui um limiar para a taxa de transmissão do fluxo de tráfego. Porém, na prática, uma conexão pode, a princípio, assumir qualquer valor de taxa de transmissão entre zero e a capacidade máxima do enlace<sup>3</sup>. No algoritmo proposto neste trabalho, cada comprimento de onda foi subdividido em dez subcanais e cada conexão pode ter uma taxa de transmissão equivalente à um ou mais subcanais, inclusive dez, o que configuraria a situação na qual uma conexão ocupa toda a banda do caminho óptico. Tal abordagem objetiva uma maior proximidade da realidade. Vale salientar também que, apesar de se considerar o tráfego com natureza dinâmica e a alocação de largura de faixa para os subcanais utilizados na agregação de tráfego ser feita sob demanda, considera-se que a taxa de transmissão das conexões estabelecidas é constante (CBR – *Constant Bit Rate*).

O algoritmo de agregação de tráfego proposto baseia-se no algoritmo conhecido como *Direct-link* (SALVADORI, 2005), que tem como diretriz primária maximizar a utilização dos comprimentos de onda. O algoritmo da proposta procura, para toda requisição de estabelecimento de um caminho óptico, um canal óptico estabelecido que satisfaça a demanda por banda da requisição. Se não existir nenhum caminho óptico estabelecido com banda disponível suficiente para tal, então tenta-se o estabelecimento de um novo canal. Esse algoritmo se apresenta como uma modificação do *first-fit* convencional e é descrito a seguir.

---

**Algoritmo 4** Algoritmo *first-fit* com agregação de tráfego (FF-Ag)

---

**Entrada:** matriz de ocupação; conjunto de enlaces que compõe a rota escolhida pelo algoritmo de roteamento; taxa de transmissão da conexão a ser estabelecida ( $B_i^k$ )

**Saída:** comprimento de onda escolhido para, junto com os enlaces selecionados, compor o caminho óptico para o estabelecimento da conexão requerida

$w \leftarrow 1$ ;

$\text{LambdaAlocado} \leftarrow \text{FALSO}$ ;

**para**  $i$  variando de 1 a  $L$  **faça**

**se**  $B_i^k \leq \lambda(P_i, w)$  **então**

$\text{LambdaAlocado} \leftarrow \text{VERDADE}$ ;

**caso contrário se**  $w \leq \lambda_{MAX}$  **então**

$w \leftarrow w + 1$ ;

**caso contrário**

**retorna** *Requisição Bloqueada*;

**fim**

**fim do laço ‘para’**

---

<sup>3</sup>A taxa de transmissão não pode ser superior à capacidade do enlace.

Nele a matriz de ocupação deixa de ter apenas dois valores, como no algoritmo convencional: ‘0’, indicando comprimento de onda livre e ‘1’, indicando comprimento de onda ocupado. Os valores guardados pela matriz agora são as larguras de banda disponíveis em cada comprimento de onda. Assim,

$$\lambda(ij) = B_{ij}^T, \forall i \in E \text{ e } \forall j \in \{1, 2, 3, \dots, \lambda_{MAX}\}. \quad (4.13)$$

Quando uma requisição de conexão óptica é feita, o algoritmo testa se a taxa de transmissão indicada pela requisição é suportada no comprimento de onda verificado. Caso seja, o comprimento é alocado para o caminho óptico que transporta o fluxo de tráfego e uma atualização é feita na matriz de ocupação. A largura de banda disponível dos enlaces que foram ocupados é decrementada do valor da taxa de transmissão da conexão que os ocupou. Assim, para uma conexão a ser estabelecida no futuro, nesses mesmos enlaces, a banda disponível será menor. No caso da capacidade de transmissão do comprimento de onda testado ser inferior à requerida pela conexão, os comprimentos de onda seguintes são testados até que se encontre um com capacidade suficiente ou não se encontre nenhum, caracterizando situação de bloqueio na rota.

---

**Algoritmo 5** Atualização da matriz de ocupação para o FF-Ag

---

**para**  $i$  variando de 1 à  $L$  **faça**

$$\lambda(P_l, w) \leftarrow \begin{cases} \lambda(P_l, w) - B_i^k, & \text{se a conexão foi estabelecida} \\ \lambda(P_l, w) + B_i^k, & \text{se a conexão foi finalizada} \end{cases}$$

**fim do laço ‘para’**

---

## CAPÍTULO 5

---

# Simulação e Resultados Obtidos

---

Neste capítulo são apresentadas as características da arquitetura do simulador desenvolvido e os detalhes referentes ao ambiente de simulação, além dos principais resultados obtidos de simulações. O objetivo das simulações é analisar o desempenho de redes que empregam as técnicas de Engenharia de Tráfego apresentadas e discutidas no capítulo anterior. A avaliação considera aspectos do desempenho da rede com relação à probabilidade de bloqueio de conexões e à utilização média dos enlaces.

A simulação compreende três cenários, para os quais os algoritmos descritos no Capítulo 4 são avaliados individual ou conjuntamente.

### 5.1 Ambiente de Simulação

O simulador, desenvolvido em linguagem C++, é dirigido a eventos discretos, que representam as requisições de caminho óptico para o estabelecimento das conexões entre redes clientes. O simulador possui como entradas a topologia da rede, apresentada como uma matriz de adjacências ponderada, e o número de comprimentos de onda máximo em cada enlace.

A simulação de redes ópticas transparentes pode ser realizada levando em conta uma demanda de conexões estática, para uma matriz de tráfego estática definida antes da simulação e que não varia ao longo da execução, ou levando em consideração uma demanda de conexões dinâmica, que escolhe aleatoriamente os pares de endereços de origem e destino de uma conexão, o tempo de início da conexão e o período de duração da conexão. O simulador implementado considera um modelo de requisição de conexão dinâmico.

São consideradas para os experimentos três topologias de redes em malha, uma com seis nós, apresentada na Figura 5.1, uma segunda baseada na rede da *National Science Foundation*, conhecida como NSF, apresentada na Figura 5.2 e uma topologia baseada em uma árvore de anéis, mostrada na Figura 5.3, em três cenários na simulação. No primeiro cenário, é estudado o efeito do uso de estratégias de roteamento adaptativo como técnica para melhorar o desempenho da rede. No segundo, considera-se apenas a técnica de agregação de tráfego. O

terceiro cenário considera a utilização de ambas as técnicas conjuntamente. Nas simulações realizadas, considerou-se que cada enlace é formado por duas fibras com capacidade de transportar o tráfego em sentidos inversos, de forma que o enlace se torne bidirecional. Dessa forma, para a simulação, o custo associado ao enlace formado pela fibra com origem em  $i$  e destino em  $j$  pode diferir do custo do enlace com origem em  $j$  e término em  $i$ . Considerou-se também que cada fibra possui uma quantidade máxima de 24 comprimentos de onda.

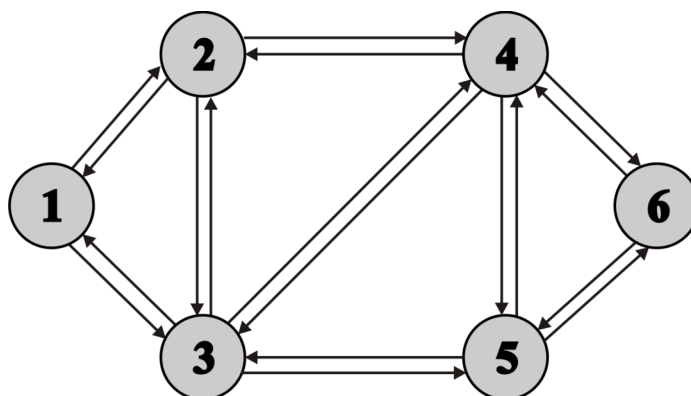


Figura 5.1 Topologia simples em malha com seis nós.

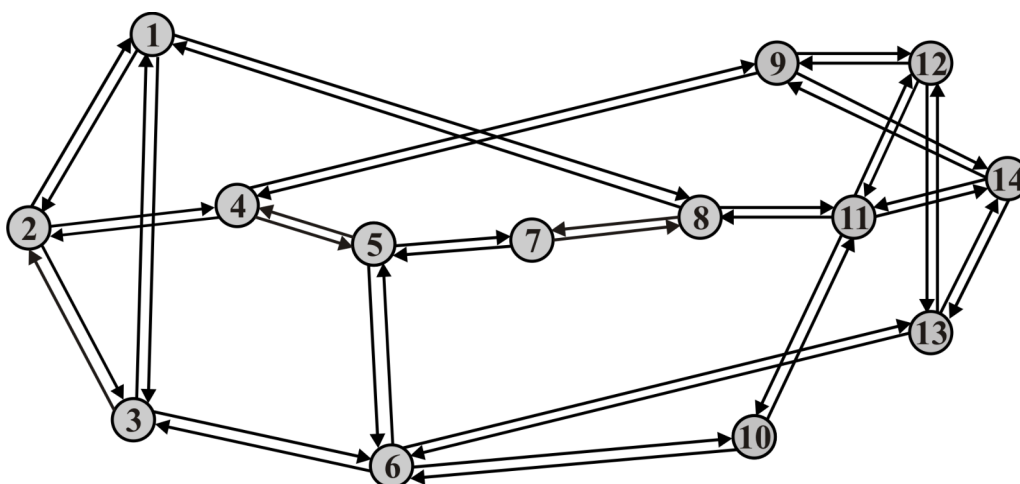
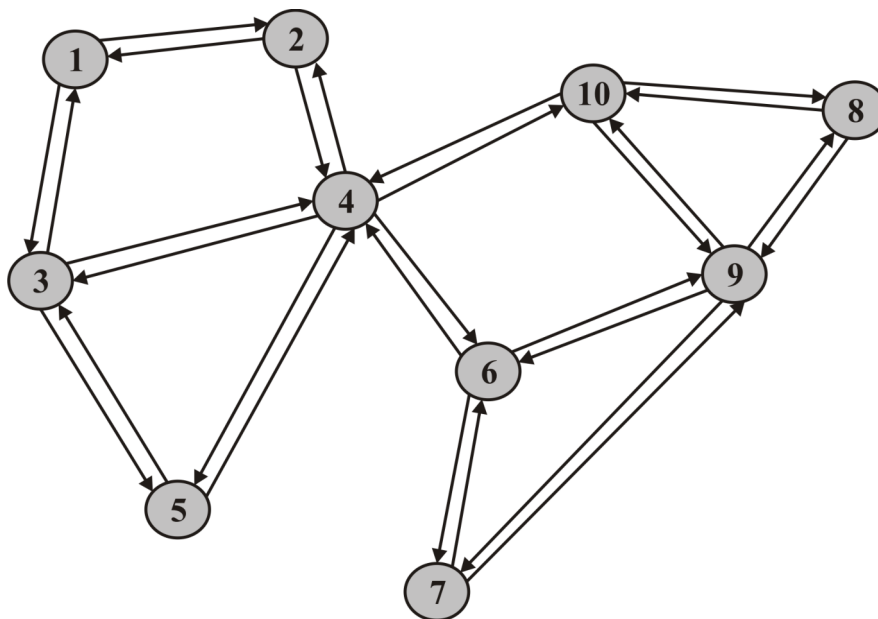


Figura 5.2 Topologia da rede NSF.

Nas execuções da simulação, o critério de parada utilizado é o número de requisições de conexão. São contabilizadas as requisições de conexão e não apenas as conexões estabelecidas com sucesso. Um número significativo de requisições de conexão é executado de maneira que o efeito transitório inicial seja desprezível e o regime permanente de operação da rede predomine. A carga na rede varia de 200 erlangs a 800 erlangs, sendo considerado que o tempo médio entre a requisição de conexões segue a distribuição de Poisson com média fixa de uma unidade de tempo e o tempo médio de duração das conexões estabelecidas segue uma distribuição Exponencial negativa, com média variando de 200 a 800 unidades de tempo, com incremento de



**Figura 5.3** Topologia de uma árvore de anéis.

30 unidades, o que perfaz um montante de 21 valores diferentes de carga considerados. Para cada valor de carga, são feitas 20.000 conexões, em um total de cinco execuções. Devido à natureza dinâmica do tráfego considerada, para os cálculos da probabilidade de bloqueio e da ocupação dos enlaces, considera-se a média dos resultados parciais de cada uma das execuções. Considerou-se também que cada comprimento de onda tem uma capacidade de 10 *Gbits/s* e que cada conexão pode ter uma taxa de transmissão variando de 1 *Gbits/s* até 10 *Gbits/s*.

Ao fim da quinta execução são calculados os valores da probabilidade de bloqueio média da rede e da utilização média do enlace, que servem de métrica de comparação do desempenho dos algoritmos simulados. A probabilidade de bloqueio é definida como a razão entre o número de bloqueios ocorridos sobre o número de requisições efetuadas em toda a rede. A utilização dos enlaces é definida como a razão entre o número de requisições estabelecidas em um dado enlace e o número de requisições estabelecidas em toda a rede. Para a realização do estudo, a utilização do enlace é calculada para um valor baixo de carga, para ter um número maior de conexões estabelecidas, visando uma melhor análise da distribuição dos caminhos ópticos pela rede. Considerou-se, em todos os cenários, que a utilização média do enlace é a média dos valores parciais para a carga de 230 erlangs.

Os resultados obtidos para a utilização média dos enlaces são mostrados em um gráfico da porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace da rede. Esses enlaces são indexados de acordo com as Tabelas 5.1, 5.2 e 5.3, para as redes com topologia de seis nós, NSF e árvore de anéis respectivamente.

**Tabela 5.1** Índices dos enlaces da topologia de seis nós.

Índice	Enlace	Índice	Enlace	Índice	Enlace
1	1 – 2	7	3 – 2	13	4 – 6
2	1 – 3	8	3 – 4	14	5 – 3
3	2 – 1	9	3 – 5	15	5 – 4
4	2 – 3	10	4 – 2	16	5 – 6
5	2 – 4	11	4 – 3	17	6 – 4
6	3 – 1	12	4 – 5	18	6 – 5

**Tabela 5.2** Índices dos enlaces da topologia da rede NSF.

Índice	Enlace	Índice	Enlace	Índice	Enlace
1	1 – 2	15	5 – 7	29	10 – 11
2	1 – 3	16	6 – 3	30	11 – 8
3	1 – 8	17	6 – 5	31	11 – 10
4	2 – 1	18	6 – 10	32	11 – 12
5	2 – 3	19	6 – 13	33	11 – 14
6	2 – 4	20	7 – 5	34	12 – 9
7	3 – 1	21	7 – 8	35	12 – 11
8	3 – 2	22	8 – 1	36	12 – 13
9	3 – 6	23	8 – 7	37	13 – 6
10	4 – 2	24	8 – 11	38	13 – 12
11	4 – 5	25	9 – 4	39	13 – 14
12	4 – 9	26	9 – 12	40	14 – 9
13	5 – 4	27	9 – 14	41	14 – 11
14	5 – 6	28	10 – 6	42	14 – 13

**Tabela 5.3** Índices dos enlaces da árvore de anéis.

Índice	Enlace	Índice	Enlace	Índice	Enlace	Índice	Enlace
1	1 – 2	8	4 – 2	15	6 – 4	22	9 – 6
2	1 – 3	9	4 – 3	16	6 – 7	23	9 – 7
3	2 – 1	10	4 – 5	17	6 – 9	24	9 – 8
4	2 – 4	11	4 – 6	18	7 – 6	25	9 – 10
5	3 – 1	12	4 – 10	19	7 – 9	26	10 – 4
6	3 – 4	13	5 – 3	20	8 – 9	27	10 – 8
7	3 – 5	14	5 – 4	21	8 – 10	28	10 – 9

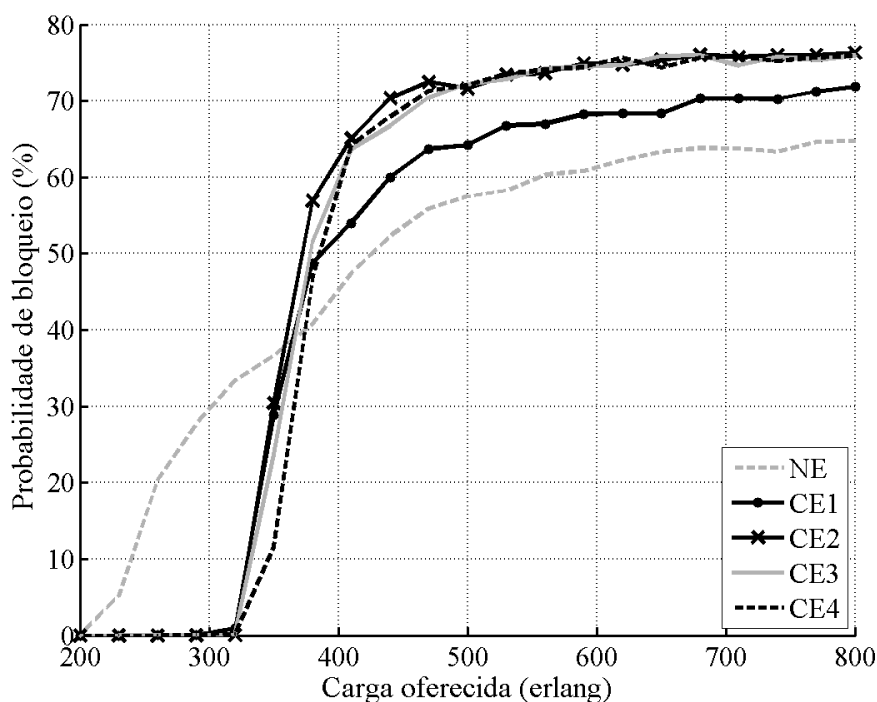
## 5.2 Resultados

### 5.2.1 Primeiro cenário: Roteamento adaptativo sem agregação de tráfego

O primeiro cenário considerado nos estudos feitos neste trabalho caracteriza-se pelo uso de roteamento adaptativo, considerando as funções custo descritas no Capítulo 4. Nele, os nós,

formados por OXCs sem a capacidade de conversão de comprimento de onda, não possuem a capacidade de agregar tráfego. Esse cenário tem como objetivo comparar o desempenho das funções custo propostas no capítulo anterior do ponto de vista da probabilidade de bloqueio e da utilização média dos enlaces, utilizando o ambiente de simulação descrito na seção anterior.

O gráfico da probabilidade de bloqueio em função da carga oferecida na rede é apresentado na Figura 5.4, para a topologia de seis nós, na Figura 5.5, para a topologia da rede NSF e na Figura 5.6, para a árvore de anéis.



**Figura 5.4** Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a topologia de seis nós no 1º cenário.

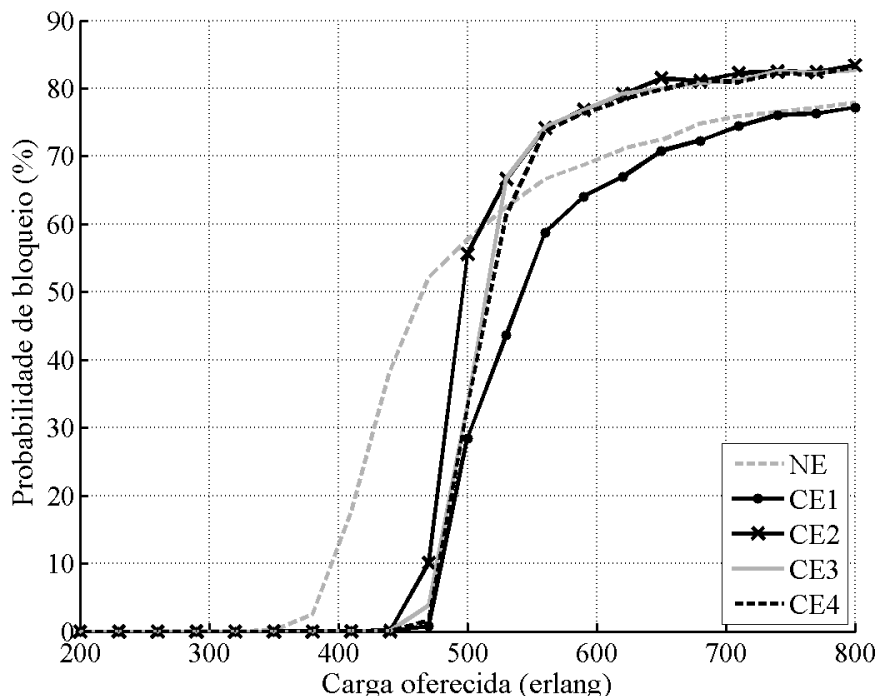
Os gráficos indicam que o roteamento adaptativo assegura, até um certo limiar de carga na rede, que a probabilidade de bloqueios seja menor do que o caso NE, em que a tabela de roteamento não é atualizada.

Para a rede de seis nós (Figura 5.4) os bloqueios começam a acontecer, considerando a estratégia adaptativa para o roteamento, com uma carga de 330 erlangs. Sem roteamento adaptativo, os bloqueios começam a acontecer com uma carga de 200 erlangs. Na faixa entre 200 erlangs e 350 erlangs, o roteamento adaptativo tem uma vantagem considerável sobre o não adaptativo. Acima de 350 erlangs, porém, a estratégia de roteamento adaptativa deixa de ser vantajosa, tendo em vista que a probabilidade de bloqueio obtida é aproximadamente 12% superior.

Dentre as funções custo, duas se destacam. Até uma carga de 380 erlangs, a função CE4, proposta nesse trabalho, possui o melhor desempenho, ao passo que, após essa carga, a função



CE1 se destaca com uma melhoria considerável na probabilidade de bloqueio com relação às outras funções.

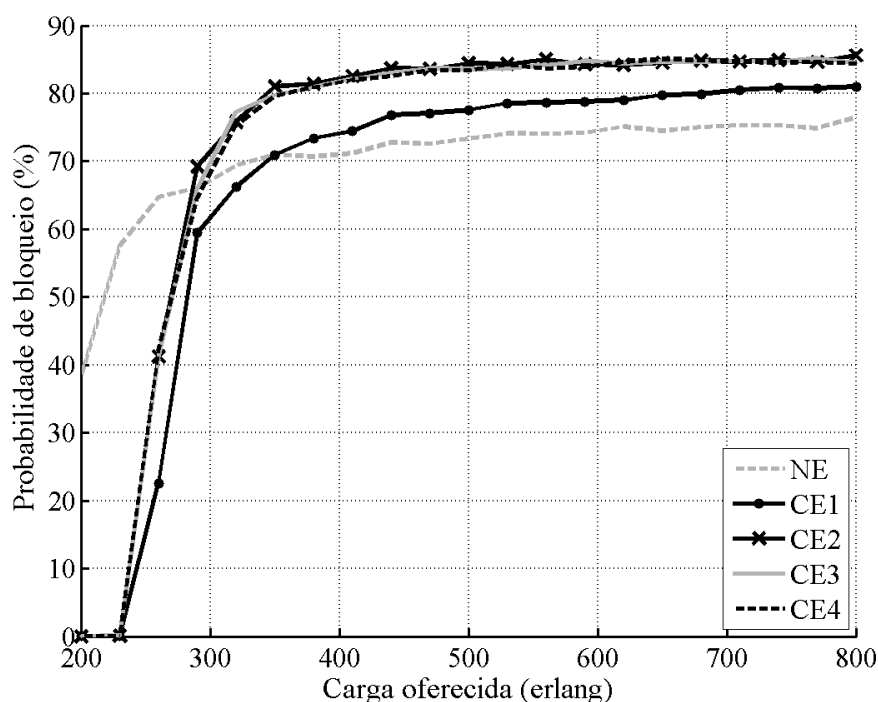


**Figura 5.5** Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a topologia da rede NSF no 1º cenário.

Para a rede NSF (Figura 5.5), os bloqueios começam a acontecer com uma carga de 350 erlangs para o roteamento não adaptativo e 470 erlangs, para o adaptativo. Devido à maior quantidade de nós e enlaces, os bloqueios nessa topologia acontecem com uma carga maior se comparados à topologia de seis nós.

Ao contrário do comportamento apresentado pela topologia de 6 nós, nessa rede o roteamento adaptativo utilizando a função custo CE1, na faixa de carga analisada, mostrou um desempenho melhor do que todas as outras funções custo e da NE. As demais funções tiveram um comportamento similar, mantendo a característica de melhorar o desempenho até uma certa carga e perdendo essa melhoria para a NE a partir desse limiar.

Para a rede com topologia em árvores em anéis, devido à presença de dois *hotspots* (nós 4 e 9), nós que concentram a interligação de enlaces, os bloqueios acontecem com cargas menores que para as outras duas topologias. O comportamento da probabilidade de bloqueio se assemelha ao descrito para a topologia de seis nós, inclusive com relação ao desempenho, que se mantém superior quando o roteamento adaptativo é utilizado até uma carga de 230 erlangs e, após esse limite, passa a ser inferior ao caso obtido com o roteamento não adaptativo. Dentre as funções custo, a CE1 também apresentou um melhor desempenho.

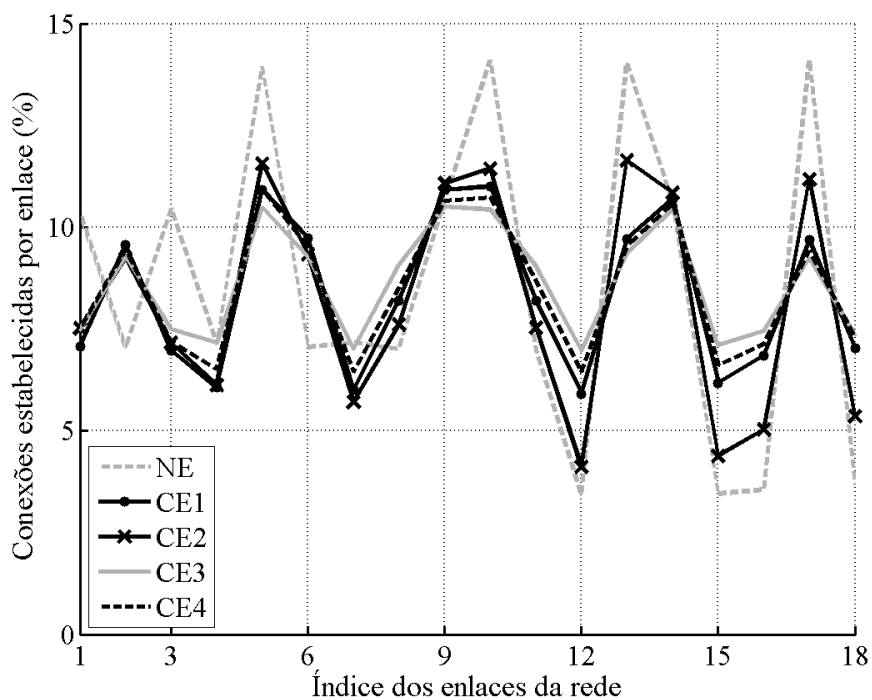


**Figura 5.6** Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a árvore de anéis no 1º cenário.

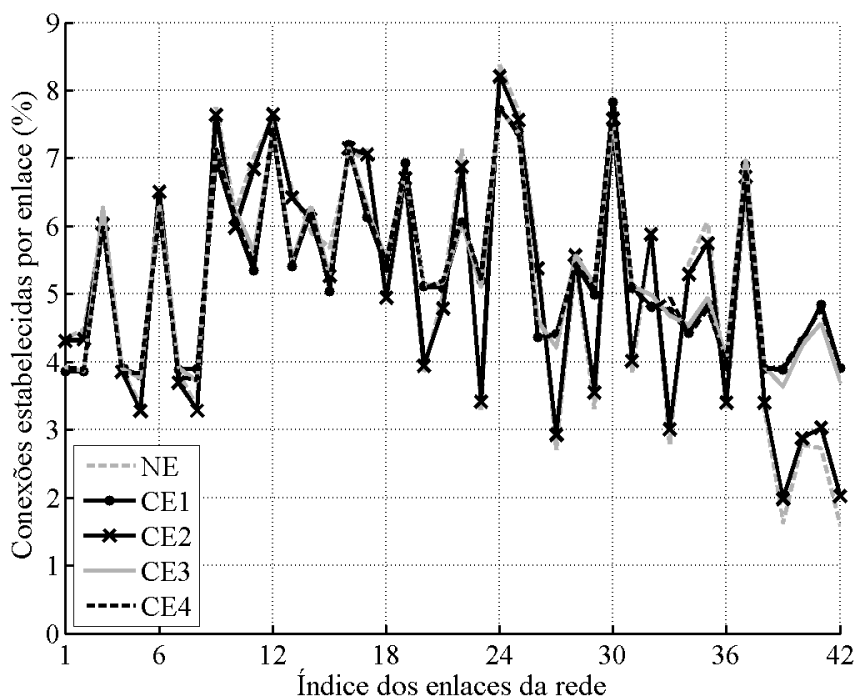
O resultado da utilização dos enlaces é mostrado no gráfico do número de conexões estabelecidas para cada enlace da rede, de acordo com a indexação apresentada nas Tabelas 5.1, 5.2 e 5.3, para a topologia de seis nós na Figura 5.7, para a topologia da rede NSF na Figura 5.8 e para a árvore de anéis na Figura 5.9.

Com relação à porcentagem de conexões estabelecidas em cada enlace para a topologia de seis nós (Figura 5.7), o uso de uma abordagem adaptativa para o roteamento melhorou a distribuição do tráfego para os enlaces, diminuindo os picos e vales observados pelo resultado da função NE. Esse resultado se deve ao fato de que o roteamento adaptativo altera o valor dos custos, desestimulando o uso dos enlaces que possuem mais conexões ativas e, por conseguinte, mais comprimentos de onda utilizados. Dentre as funções custo estudadas no roteamento adaptativo, as funções CE1, CE3 e CE4 possuem um desempenho praticamente similar, sendo superior ao apresentado pela função CE2.

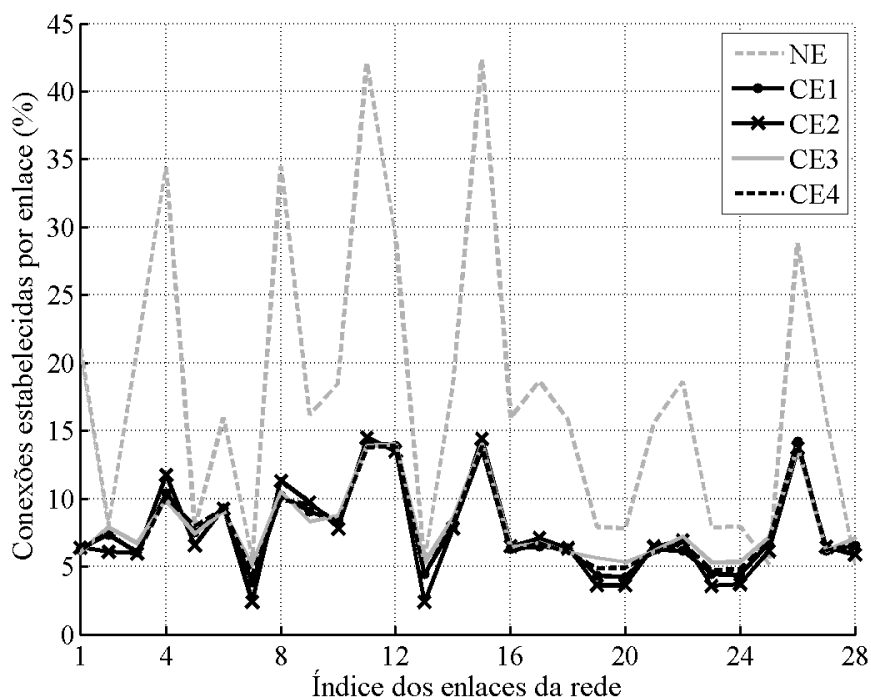
Para a rede NSF, conforme mostrado na Figura 5.8, a utilização dos enlaces não se altera com o uso de roteamento adaptativo comparativamente à abordagem sem atualização da tabela de roteamento. Esse resultado pode ser justificado com base na maior quantidade de nós e de enlaces dessa topologia. O maior número de enlaces leva à uma maior quantidade de opções de rotas a serem utilizadas entre qualquer par de nós origem e destino. Por conseguinte, as conexões, mesmo sem o uso de roteamento adaptativo, tendem a se distribuir pela rede de uma maneira mais uniforme para essa topologia do que para as outras estudadas.



**Figura 5.7** Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a topologia de 6 nós no 1º cenário.



**Figura 5.8** Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a topologia da rede NSF no 1º cenário.



**Figura 5.9** Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a árvore de anéis no 1º cenário.

A topologia da árvore de anéis, como comentado anteriormente, possui dois nós, 4 e 9, que concentram enlaces e, por conseguinte, conexões estabelecidas. Isso justifica o resultado mostrado na Figura 5.9, em que o uso de uma estratégia de roteamento não adaptativa (NE) gera uma concentração das conexões estabelecidas nos enlaces ligados aos dois nós referidos. Essa má distribuição das conexões é significativamente melhorada quando se passa a usar roteamento adaptativo, independente da função custo trabalhada, tendo em vista não haver grandes variações nos seus desempenhos.

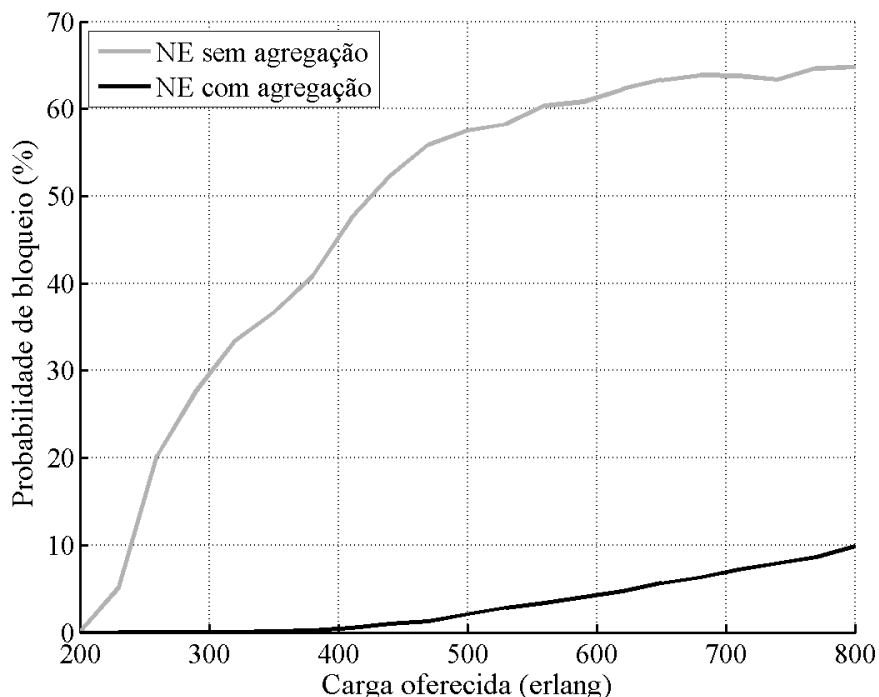
Os resultados desse cenário apresentam um ponto interessante: a seleção da abordagem de roteamento a ser utilizada deve levar em consideração não apenas a probabilidade de bloqueio como métrica de escolha para o algoritmo a ser utilizado, mas deve-se fazer uma ponderação entre o desempenho apresentado com relação à probabilidade de bloqueio e à distribuição das conexões pelos enlaces, objetivando, assim, um melhor custo benefício para o uso dos recursos da rede.

### 5.2.2 Segundo cenário: Agregação de tráfego sem roteamento adaptativo

O segundo cenário considera que todos os nós da rede agora possuem a capacidade de agregar tráfego, porém, a estratégia de roteamento utilizada não utiliza informação do estado da rede, ou seja, não se faz uso de roteamento adaptativo nesse cenário. Esse segundo cenário tem como objetivo comparar o desempenho do algoritmo de agregação de tráfego sem a con-

sideração das funções custo propostas no capítulo anterior, do ponto de vista da probabilidade de bloqueio e da utilização dos enlaces, utilizando o ambiente de simulação descrito na seção anterior.

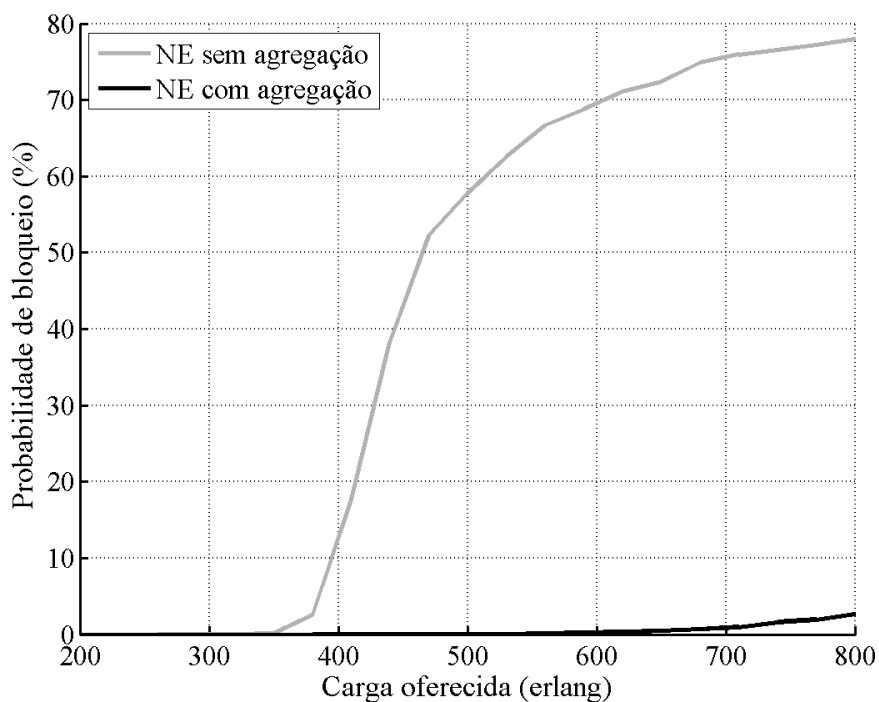
Para esse caso, a probabilidade de bloqueio em função da carga oferecida na rede é apresentada na Figura 5.10, para a topologia de seis nós, na Figura 5.11, para a topologia da rede NSF e na Figura 5.12, para a árvore de anéis.



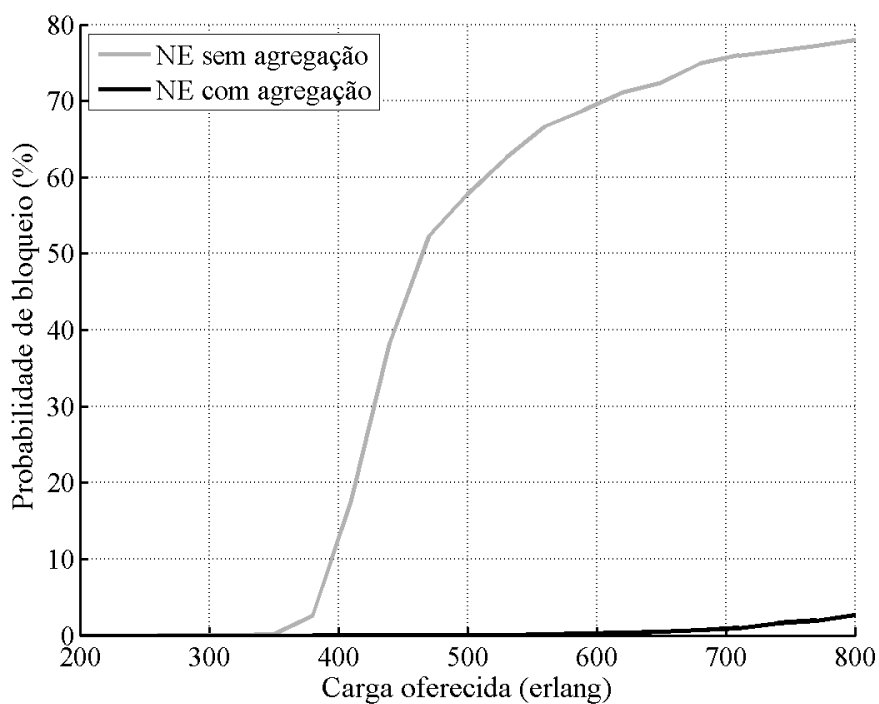
**Figura 5.10** Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a topologia de seis nós no 2º cenário.

Os resultados apresentados para as três topologias apresentam o mesmo comportamento, mostrando que a consideração da capacidade de agregação de tráfego nos OXCs (nós) diminui consideravelmente a incidência de bloqueios na rede. Esse resultado é justificado pelo fato de que, com a agregação de tráfego, uma conexão necessariamente não ocupa um comprimento de onda sozinha, ou seja, várias conexões podem ser estabelecidas ao mesmo tempo em um único comprimento de onda, desde que o somatório das taxas de transmissão de cada conexão dela não ultrapasse a capacidade do comprimento de onda. Dessa forma, o bloqueio, que acontece quando não existem mais comprimentos de onda disponíveis para serem alocados à conexão que está sendo solicitada, somente ocorre com uma carga significativamente maior.

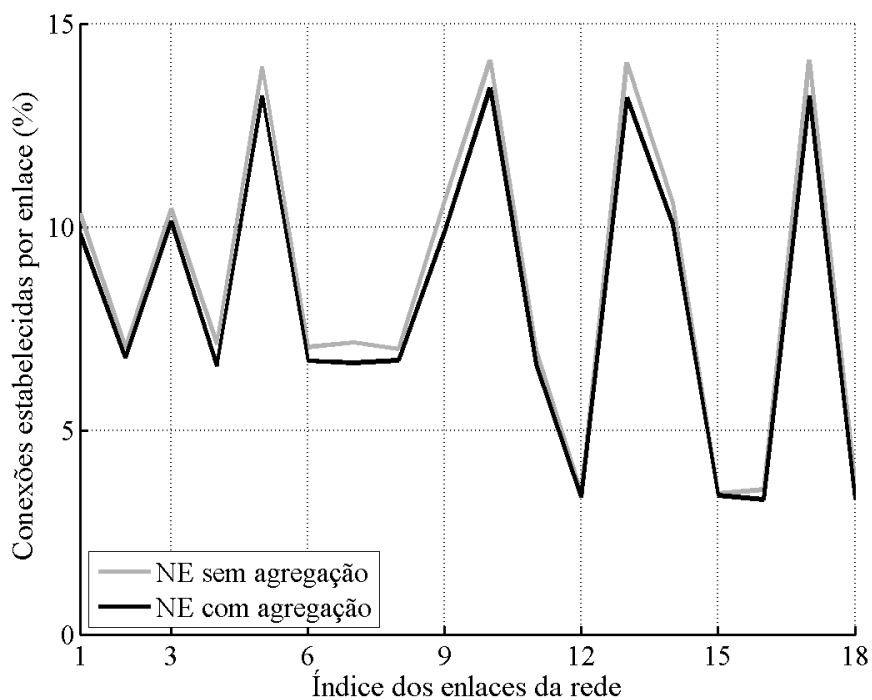
A utilização dos enlaces é mostrada no gráfico do número de conexões estabelecidas para cada enlace da rede, de acordo com a indexação apresentada nas Tabelas 5.1, 5.2 e 5.3, para a topologia de seis nós na Figura 5.13, para a topologia da rede NSF na Fig. 5.14 e para a árvore de anéis na Figura 5.15.



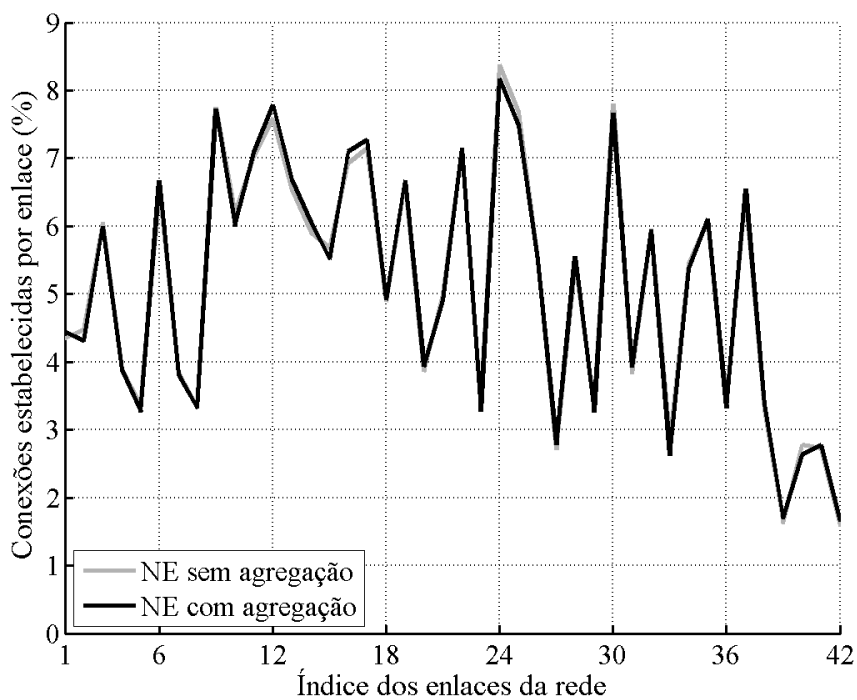
**Figura 5.11** Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a topologia da rede NSF no 2º cenário.



**Figura 5.12** Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a árvore de anéis no 2º cenário.



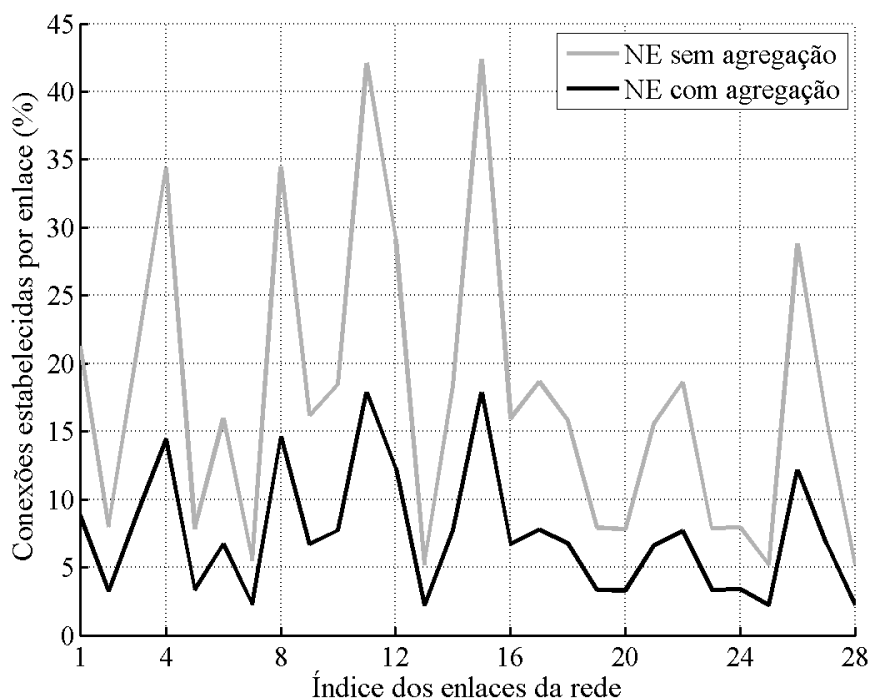
**Figura 5.13** Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a topologia de 6 nós no 2º cenário.



**Figura 5.14** Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a topologia da rede NSF no 2º cenário.

Pode-se observar que, para os resultados obtidos com as topologias de seis nós e NSF (Figuras 5.13 e 5.14, respectivamente), não há melhoria na distribuição de carga utilizando a agregação de tráfego com roteamento não adaptativo (NE com agregação) se comparado com o cenário sem agregação e sem atualização da tabela de roteamento (NE sem agregação). Esse resultado era esperado, pois a agregação de tráfego não possui a capacidade de distribuir a carga uniformemente na rede.

No entanto, essa afirmativa parece não proceder para a análise feita com a topologia da árvore de anéis. Para essa topologia, o uso de agregação de tráfego, mesmo sem roteamento adaptativo, melhorou consideravelmente a distribuição de carga na rede, conforme mostra a Figura 5.15.



**Figura 5.15** Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a árvore de anéis no 2º cenário.

Os resultados obtidos para os dois primeiros cenários conduzem às seguintes observações:

- ➔ o uso de roteamento adaptativo, mas sem capacidade de agregação de tráfego pelos nós, acarreta uma melhoria na probabilidade de bloqueio para cargas baixas. Porém, a partir de um certo limiar, que varia em função da topologia, essa abordagem já não produz ganho se comparado ao roteamento não adaptativo. Com relação à utilização dos enlaces, o uso de roteamento adaptativo melhora consideravelmente a distribuição de carga na rede, sendo importante meio de se conseguir tal objetivo;



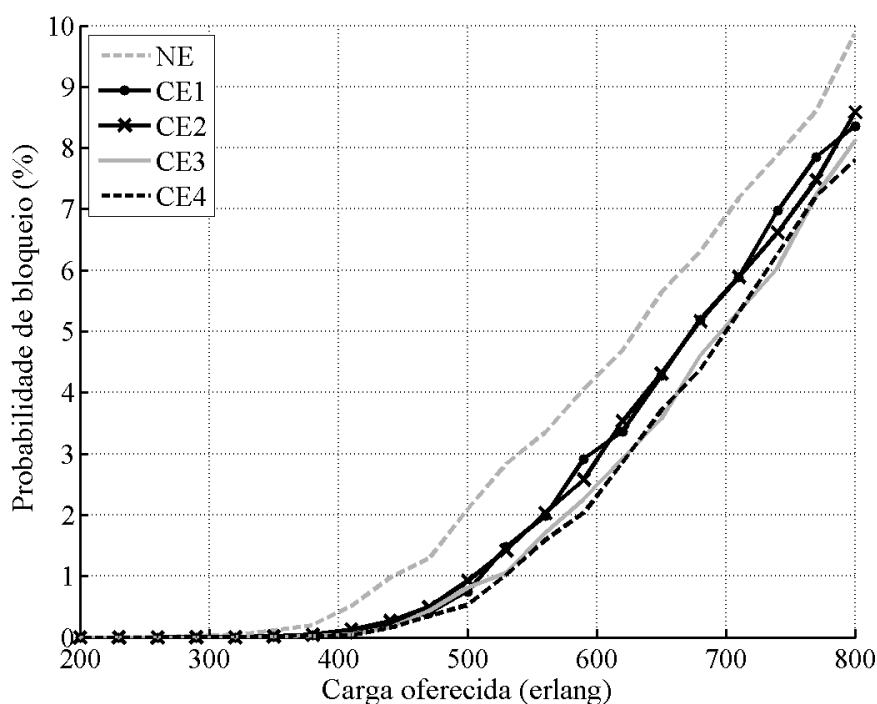
- ➔ a consideração da capacidade de agregação de tráfego nos nós, sem o uso de roteamento adaptativo ocasiona uma significativa diminuição na probabilidade de bloqueio da rede, mas, para duas das topologias estudadas, não melhora a distribuição de carga na rede.

Com base nessas observações, é proposto um terceiro cenário, no qual são considerados o uso do roteamento adaptativo como estratégia para seleção das rotas para o caminho óptico e a capacidade de agregação por parte dos OXCs que compõem os nós.

### 5.2.3 Terceiro cenário: Roteamento adaptativo na presença de agregação de tráfego

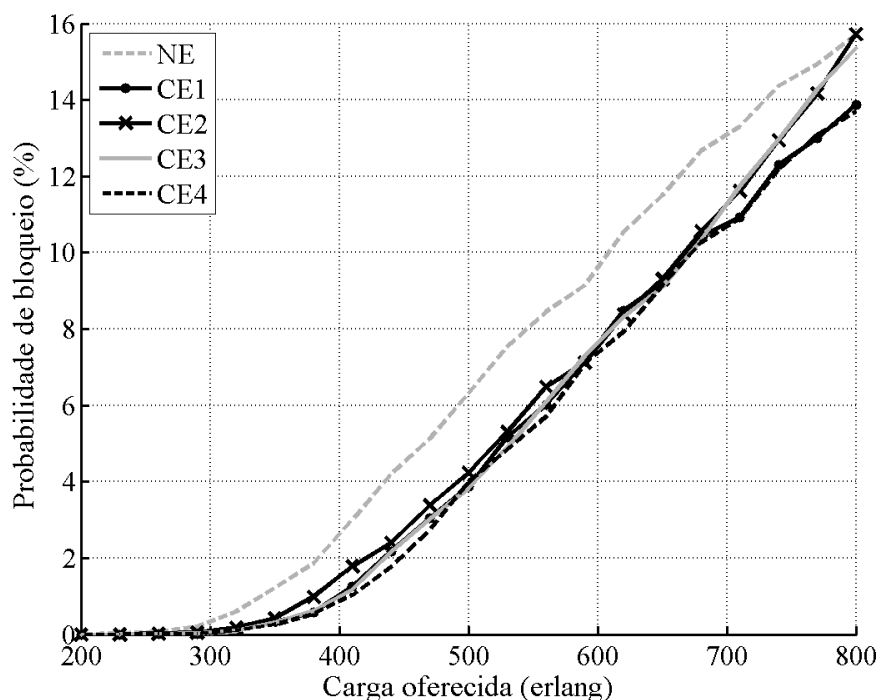
O terceiro cenário tem como objetivo comparar o desempenho do algoritmo de agregação de tráfego com a consideração das funções custo propostas no capítulo anterior, do ponto de vista da probabilidade de bloqueio e da utilização dos enlaces.

O gráfico da probabilidade de bloqueio em função da carga oferecida na rede é apresentado na Figura 5.16, para a topologia de seis nós, na Fig. 5.18, para a topologia da rede NSF e na Figura 5.17, para a árvore de anéis.



**Figura 5.16** Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a topologia de seis nós no 3º cenário.

Os resultados apresentados para a probabilidade de bloqueio nas topologias de seis nós e árvore de anéis (Figuras 5.16 e 5.17, respectivamente) mostram que há uma melhora com relação aos resultados do primeiro cenário. Os bloqueios, para esse cenário, começam a ocorrer



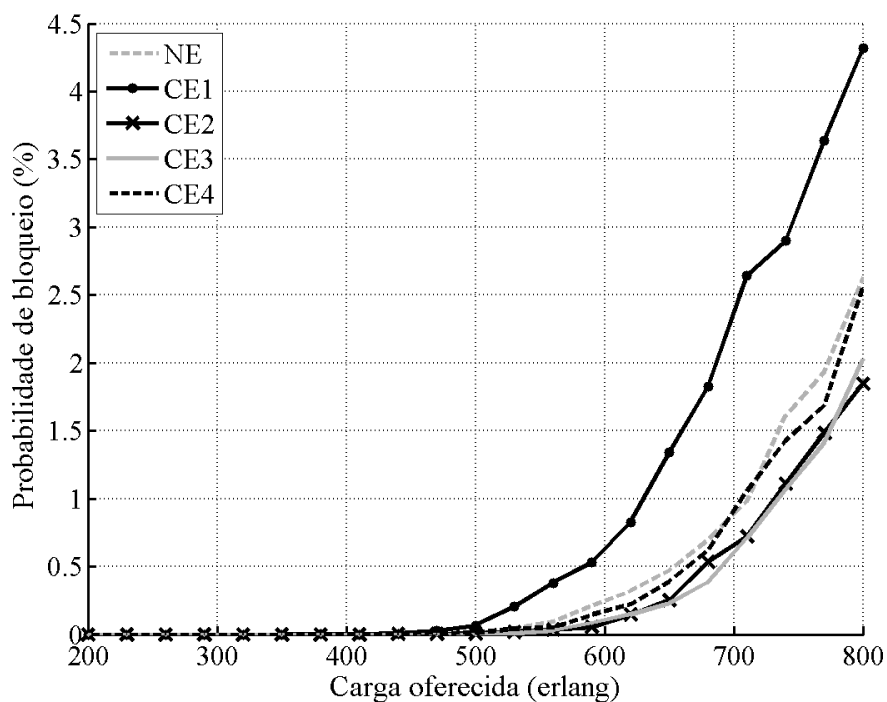
**Figura 5.17** Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a árvore de anéis no 3º cenário.

com cargas mais altas e, na faixa de carga analisada, o roteamento adaptativo acarreta uma probabilidade de bloqueios sempre inferior ao roteamento não adaptativo. As funções custo possuem um desempenho praticamente igual, tendo apenas, para a rede de seis nós, uma ligeira vantagem das funções custo CE3 e CE4 e, para a rede de árvore de anéis, das funções CE1 e CE4.

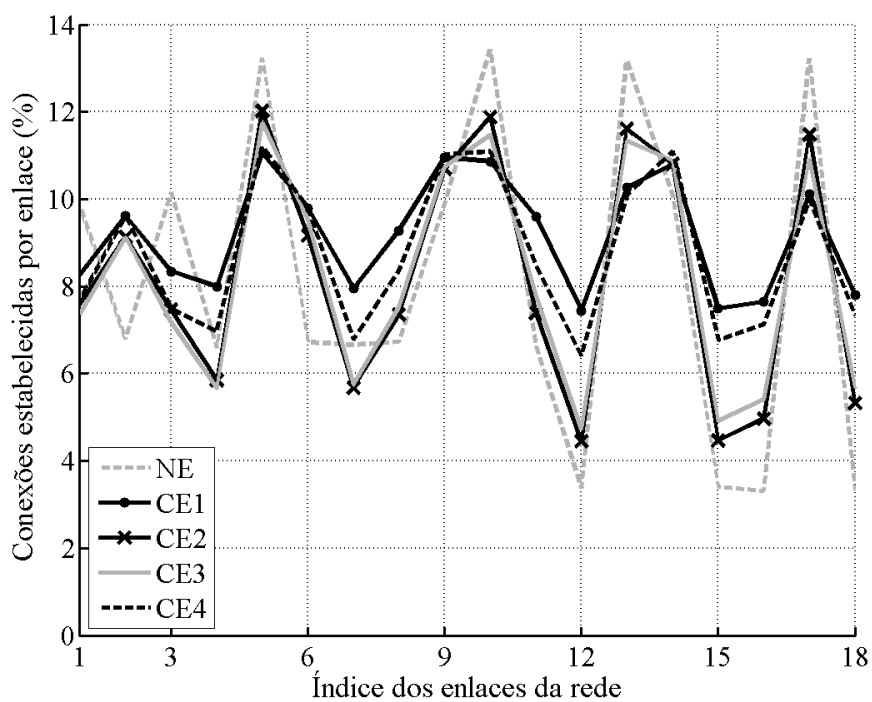
Para a topologia da rede NSF (Figura 5.18), observa-se que, apesar de haver um considerável ganho no desempenho se comparado ao primeiro cenário, apenas as funções custo CE2 e CE3 ocasionaram uma pequena vantagem sobre o uso do roteamento não adaptativo no terceiro cenário. A função CE4 teve um desempenho praticamente similar à NE. Um resultado interessante se deu com a função custo CE1. No primeiro cenário, essa função teve o melhor desempenho de todas. No entanto, para o cenário atual, seu desempenho é significativamente inferior a todas as funções analisadas, seja com roteamento adaptativo ou não.

A utilização da probabilidade de bloqueio para o terceiro cenário é mostrada, para a topologia de seis nós, na Figura 5.19, para a topologia da rede NSF, na Figura 5.20 e, para a árvore de anéis, na Figura 5.21.

O gráfico da Figura 5.19 mostra que o uso de roteamento adaptativo melhora a distribuição das conexões entre os enlaces, porém, comparando com os resultados do primeiro cenário (Figura 5.7), as funções CE2 e CE3 tiveram um desempenho pior, tendo em vista que a diminuição dos vales e picos foi percentualmente menor. A função CE4 manteve praticamente

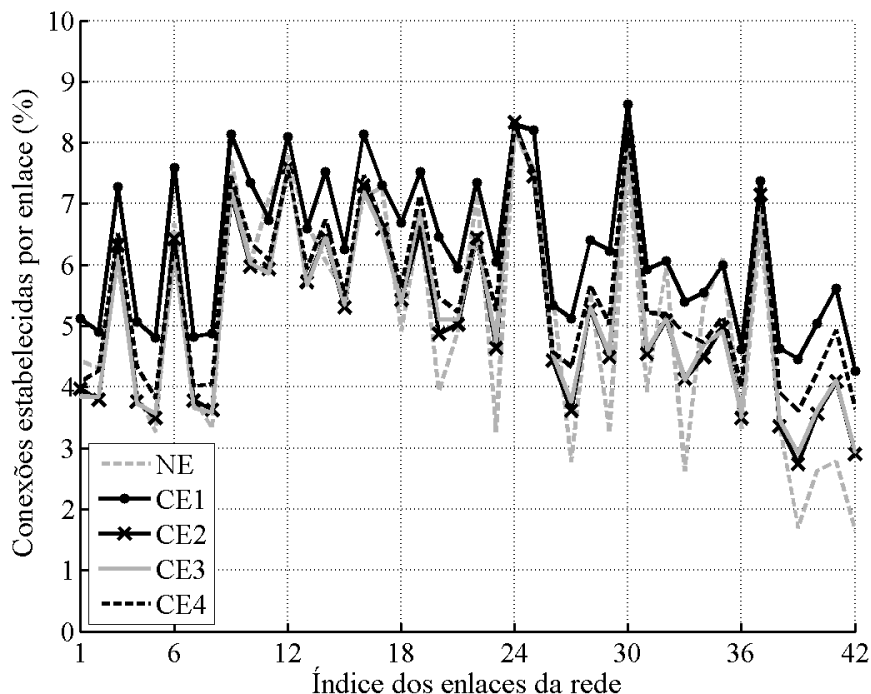


**Figura 5.18** Probabilidade de Bloqueio em função da carga oferecida para a topologia da rede NSF no 3º cenário.



**Figura 5.19** Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a topologia de 6 nós no 3º cenário.

o mesmo desempenho e a função CE1 ocasionou uma distribuição mais uniforme dentre os dois cenários comparados.



**Figura 5.20** Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a topologia da rede NSF no 3º cenário.

Para a rede NSF (Figura 5.20), o roteamento adaptativo com a agregação de tráfego ocasionou uma melhora na distribuição de carga na rede para todas as funções custo analisadas, se comparados os resultados desse cenário com os resultados do primeiro cenário (Figura 5.8), com destaque para o desempenho mais significativo conseguido pela função CE1.

Como mostrado no segundo cenário, a inserção da capacidade de agregação de tráfego na rede com topologia em árvores de anéis, mesmo desconsiderando o roteamento adaptativo, acarretou uma considerável melhoria na distribuição de carga da rede. No terceiro cenário, os resultados mostram que a consideração da agregação em conjunto com o roteamento adaptativo leva a uma distribuição das conexões na rede ainda melhor, com destaque para as funções CE1 e CE4, que possuem os melhores desempenhos.

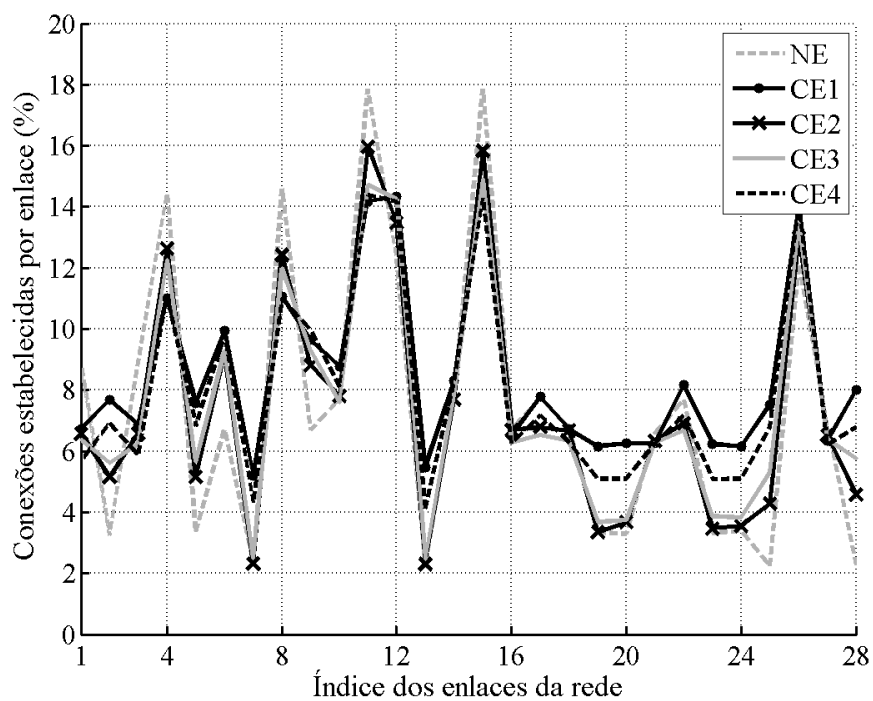


Figura 5.21 Porcentagem de conexões estabelecidas para cada enlace para a árvore de anéis no 3º cenário.

## CAPÍTULO 6

---

# Conclusões e Sugestões de Trabalhos Futuros

---

O estudo comparativo do desempenho de funções custo em algoritmos de roteamento adaptativos é parte fundamental do projeto de uma rede eficiente. Neste trabalho foram analisadas cinco funções custo para uso em um algoritmo de roteamento adaptativo, sendo que uma utiliza como métrica para o estabelecimento dos caminhos ópticos o número de enlaces, sem a atualização dos custos dos enlaces, e as outras quatro adotam a disponibilidade de comprimentos de onda como parâmetro para descrever o estado da rede. O desempenho dessas funções foi avaliado com relação ao número de bloqueios ocorridos na rede durante um determinado período de tempo e com relação à ocupação de cada enlace pelas conexões estabelecidas. A proposta apresentada sugeriu a integração de um algoritmo de agregação de tráfego em redes ópticas com o algoritmo adaptativo, na tentativa de obter, além da diminuição da probabilidade de bloqueio, um melhor balanceamento da carga na rede, com o objetivo de diminuir, assim, a sobrecarga em determinados enlaces e proporcionar o uso mais uniforme dos recursos disponíveis.

Dentre os benefícios observados com o uso da integração da agregação de tráfego com roteamento adaptativo comum se destaca a diminuição no número de comprimentos de onda para se manter um dado número de bloqueios na rede. Tal característica leva a sistemas mais baratos tendo em vista que podem ser projetados com menos recursos disponíveis. Por outro lado, se garante que a escalabilidade da rede projetada praticamente não é afetada, pois há capacidade de suportar um volume maior de tráfego. Além disso, o algoritmo apresentado neste trabalho é simples o suficiente para que outras métricas de roteamento possam ser adicionadas sem que seja necessária a modificação da estrutura fundamental do algoritmo.

Com relação aos resultados, o uso de roteamento adaptativo, mas sem capacidade de agregação de tráfego pelos nós, como analisado no cenário 1, acarreta uma melhoria na probabilidade de bloqueio para cargas baixas. Porém, a partir de um certo limiar, que varia em função da topologia, essa abordagem já não produz ganho se comparado ao roteamento não

adaptativo. Porém, com relação à utilização dos enlaces, o uso de roteamento adaptativo melhora consideravelmente a distribuição de carga na rede, sendo importante meio de se conseguir tal objetivo.

O segundo cenário, no qual é considerada a capacidade de agregação de tráfego nos nós, sem o uso de roteamento adaptativo, ocasiona uma significativa diminuição na probabilidade de bloqueio da rede, mas, para duas das topologias estudadas, não melhora a distribuição de carga na rede.

O terceiro cenário apresenta a principal situação avaliada no trabalho. A junção do roteamento adaptativo com a agregação de tráfego proporcionam uma considerável diminuição da probabilidade de bloqueio, independente da carga oferecida na rede, ocasionada pela agregação de tráfego, e uma significativa distribuição das conexões estabelecidas entre os enlaces.

Com base nisso, pode-se afirmar que os resultados dos cenários avaliados apresentam uma característica interessante: a de que a seleção da abordagem de roteamento a ser utilizada deve levar em consideração não apenas a probabilidade de bloqueio como métrica de escolha para o algoritmo a ser utilizado. Deve-se fazer uma ponderação entre o desempenho apresentado com relação à probabilidade de bloqueio e à distribuição das conexões pelos enlaces, objetivando, assim, uma melhor custo benefício para o uso dos recursos da rede. Nessa busca por melhor uso dos recursos, a agregação de tráfego aparece como uma ferramenta que, quando aliada ao roteamento adaptativo, gera tanto diminuição de probabilidade de bloqueio, quanto uma distribuição mais uniforme dos recursos disponíveis na rede.

Como sugestão para trabalhos futuros, pode-se fazer uso desse trabalho como ponto de partida para novas implementações, que objetivem, por exemplo, fazer uma avaliação comparativa entre os algoritmos propostos e novas heurísticas para roteamento e para a alocação de comprimento de onda. Além disso, podem ser estabelecidos modelos matemáticos para a probabilidade de bloqueio e relações analíticas entre a topologia da rede, a probabilidade de bloqueio e a utilização dos enlaces, o que pode servir de base para a implementação de algoritmos de roteamento adaptativos que tenham como parâmetro principal não só a quantidade de comprimentos de onda disponíveis no enlace, mas a quantidade de enlaces da rede, o comprimento máximo que os enlaces podem possuir para manterem uma certa qualidade de conexão e a carga oferecida na rede.

É interessante também que os resultados obtidos sejam comparados com cenários em que se considere capacidade de conversão de comprimento de onda parcial ou total. Esse tipo de análise ajuda a determinar até que ponto o uso e conversão de comprimento de onda pode ser mais vantajoso do que as técnicas apresentadas.

Uma outra possibilidade de trabalho seria a análise desses algoritmos em uma rede óptica levando em consideração os efeitos da camada física. Esses efeitos podem ser utilizados como métricas para a determinação do custo de cada enlace isoladamente ou em conjunto com outras métricas. O roteamento baseado na qualidade do sinal é outra importante técnica de Engenharia de Tráfego.

---

---

## Referências Bibliográficas

---

AHUJA, R. K.; MAGNANTI, T. L.; ORLIN, J. B. *Network Flows – Theory, Algorithms and Applications*. 1<sup>a</sup>. ed. Nova Jersey, U.S.A.: Prentice hall, 1993.

ANSI. *SONET – Payload Mappings*. Outubro 2000. Rev. Draft T1X1.5/2000-192R1.

ASHWOOD-SMITH, P. *Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Architecture*. Março 2002. Internet Draft. Draft-ietf-ccamp-gmpls-architecture-02.txt.

AWDUCHE, D. *Requirements for Traffic Engineering over MPLS*. Setembro 1999. RFC2702.

AWDUCHE, D. *et al. Overview and Principles of Internet Traffic Engineering*. Maio 2002. IETF RFC 3272.

AWDUCHE, D.; REKHTER, Y. Multiprotocol Lambda Switching: Combining MPLS Traffic Engineering Control with Optical Crossconnects. *IEEE Communications Magazine*, Março 2001.

BONENFANT, P.; RODRIGUEZ-MORAL, A. Framing Techniques for IP over Fiber. *IEEE Networks*, Julho 2001.

BRUNATO, M.; BATTITI, R.; SALVADORI, E. Dynamic Load Balancing in WDM Networks. *Optical Networks Magazine*, Setembro 2003.

CARO, G. D. *Ant Colony Optimization and its Application to Adaptive Routing in Telecommunication Networks*. Tese — Université Libre de Bruxelles, Bruxelles - Bélgica, Setembro 2004.

CHAN, K. man; YUM, T. shing P. Analysis of Least Congested Path Routing in WDM Light-wave Networks. In: *Proceedings of IEEE INFOCOM '94*. [S.l.: s.n.], 1994. p. 962–969.

CHUNG, T. W. *Architectural and Engineering Issues for Building an Optical Internet*. Setembro 1998. CANARIE Draft.

COX, L. A.; SANCHEZ, J. Cost Savings from Optimized Packing and Grooming of Optical Circuits: Mesh versus Ring Comparisons. *SPIE Optical Networks Magazine*, v. 2, Maio 2001.



- 
- DANTE, R. G. *Algoritmos de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda para as Redes Ópticas Inteligentes e Transparentes*. Tese — Universidade Estadual de Campinas, Campinas, SP, Novembro 2005.
- DZONGANG, C.; GALINIER, P.; PIERRE, S. A Tabu Search Heuristic for the Routing and Wavelength Assignment Problem in Optical Networks. In: *IEEE Communications Letters*. [S.l.: s.n.], 2005. p. 426–428.
- ELWALID, A. *et al.* Routing and Protection in GMPLS Networks: from Shortest Paths to Optimized Designs. *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, v. 21, n. 11, p. 2828–2838, Novembro 2003.
- FABRY-ASZTALOS, T.; Bhide, N.; SIVALINGAM, K. M. Adaptive Weight Functions for Shortest Path Routing Algorithms for Multi-Wavelength Optical WDM Networks. In: *Proceedings of ICC 2000*. New Orleans, LA: [s.n.], 2000. v. 3, p. 1330–1334.
- FOISEL, H. M. Optical Internetworking Forum: World Interoperability Tests and Demonstrations. In: *Proc. IEEE ECOC'04*. [S.l.: s.n.], 2005.
- FONSECA, I. E. da. *Uma Abordagem para Aprovisionamento e Diferenciação de QoS Óptico na Presença de FWM em Redes Ópticas Transparentes*. Tese — Universidade Estadual de Campinas, Campinas, SP, Abril 2005.
- G.707, I.-T. R. *Network Node interface for SDH*. Outubro 2000.
- HUANG, X.; FARAHMAND, F.; JUE, J. P. An Algorithm for Traffic Grooming in WDM Mesh Networks with Dynamically Changing Light-Trees. In: *Globecom 2004*. [S.l.]: IEEE Communications Society, 2004. p. 1813–1817.
- IETF. *IETF IP Performance Metrics Working Group*. 2008. <http://www.ietf.org/html.charters/ippm-charter.html>. Acessado em 12 de abril de 2008.
- JAUMARDA, B.; MEYER, C.; THIONGANE, B. Comparison of ILP Formulations for the RWA Problem. In: *Optical Switching and Networking*. Canadá: Elsevier, 2007. p. 157–172.
- JOURDAN, A. The Perspective of Optical Packet Switching in IP-Dominant Backbone and Metropolitan Networks. *IEEE Communications Magazine*, Março 2001.
- KAMAL, A. E. Algorithms for Multicast Traffic Grooming in WDM Mesh Networks. In: *IEEE Communications*. [S.l.: s.n.], 2006. v. 44, n. 11, p. 96–105.
- KARASAN, E.; AYANOGLU, E. Effects of Wavelength Routing and Selection Algorithms on Wavelength Conversion Gain in WDM Networks. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking*. [S.l.: s.n.], 1998. v. 6, n. 2, p. 186–196.

KATANGUR, A.; PAN, Y.; FRASER, M. Simulated Annealing Routing and Wavelength Lower Bounds Estimation on Wavelength-Division Multiplexing Optical Multistage Networks. In: *Optical Engineering*. [S.l.: s.n.], 2004. (5, 43), p. 1080–1091.

KRISHNASWAMY, R.; SIVARAJAN, K. Algorithms for Routing and Wavelength Assignment Based on Solutions of LP-Relaxation. In: *IEEE Communications Letters*. [S.l.: s.n.], 2001. p. 435–437.

KUROSE, J. F.; ROSS, K. W. *Redes de Computadores e a Internet: Uma Abordagem Top-Down*. São Paulo: Editora Addison Wesley, 2006.

LAAT, C. [www.austriangrid.at/e-science/Panel/Cees%20De%20Laat.pdf](http://www.austriangrid.at/e-science/Panel/Cees%20De%20Laat.pdf). 2008. Acessado em 21 de maio de 2008.

LEE, S. *et al.* Traffic Grooming Algorithm Using Shortest EDPs Table in WDM Mesh Networks. In: *Computational Science – ICCS 2005*. [S.l.]: Springer, 2005. (Lecture Notes in Computer Science, v. 3515), p. 559–567.

LISTANI, M.; ERAMO, V. Architectural and Technological Issues for Future Optical Internet Networks. *IEEE Communications Magazine*, Setembro 2000.

MALIS, A.; SIMPSON, W. *PPP over SONET/SDH*. Junho 1999. RFC 2615.

MODIANO, E.; LIN, P. J. Traffic Grooming in WDM Networks. *IEEE Communications Magazine*, v. 39, n. 7, p. 124–129, Julho 2001.

MOKHTAR, A.; AZIZOGLU, M. Adaptive Wavelength Routing in All-Optical Networks. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking*. [S.l.: s.n.], 1998. v. 6, n. 2, p. 197–206.

MUKHERJEE, B. *Optical WDM Networks*. California, USA: Springer, 2006.

NGO, S. H.; JIANG, X.; HORIGUCHI, S. Ant-Based Alternate Routing in All-Optical WDM Networks. In: *IEICE Transaction on Communication*. [S.l.]: IEICE, 2005. E89-B, p. 748–755.

NGO, S. H.; JIANG, X.; HORIGUCHI, S. An Ant-Based Approach for Dynamic RWA in Optical WDM networks. In: *Photonic Network Communications*. [S.l.]: Springer, 2006. p. 39–48.

OLIVEIRA, J. J. *Análise de Desempenho da Agregação de Tráfego IP em Redes WDM com Variação da Granularidade dos Fluxos*. Dissertação — Escola Politécnica da USP, São Paulo - SP, Março 2006.

PAVANI, G. S. *Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda com Restrições de Potência usando Algoritmos Genéticos*. Dissertação — Universidade Estadual de Campinas, Campinas - SP, Setembro 2003.

- 
- PAVANI, G. S.; WALDMAN, H. Using Genetic Algorithms in Constrained Routing and Wavelength Assignment. *8th IFIP Working Conference on Optical Network Design & Modelling*, p. 565–584, Janeiro 2004.
- PERROS, H. G. *Connection-Oriented Networks : SONET/SDH, ATM, MPLS and Optical Networks*. Inglaterra: John Wiley & Sons Ltd, 2005.
- RAMAMURTHY, B.; MUKHERJEE, B. Wavelength Conversion in WDM Networking. *IEEE Journal Selected Areas in Communications*, p. 1061–1073, Setembro 1998.
- RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. N. *Optical Networks: A Practical Perspective*. 2ª. ed. San Francisco, California, U.S.A.: Morgan Kaufmann Publishers, Inc., 2002.
- RODRIGUES, V. L. <http://www.vivaolinux.com.br/script/Algoritmo-de-Dijkstra/>. 2006. Acessado em 12 de julho de 2006.
- ROSEN, E. *Multiprotocol Label Switching Architecture*. Janeiro 2001. RFC3031.
- ROUSKAS, G. N.; PERROS, H. G. *A Tutorial on Optical Networks*. 2002. Networking 2002 Tutorials - LNCS.
- SALVADORI, E. *Traffic Engineering in Dynamic Optical Networks*. Tese — University of Trento, Trento - Itália, Fevereiro 2005.
- SHARMA, V.; VARVARIGOS, E. A. Limited Wavelength Translation in All-Optical WDM Mesh Networks. In: *Proceedings of IEEE INFOCOM '98*. [S.l.: s.n.], 1999. p. 893–901.
- SILLER, C. A.; SHAFI, M. *SONET/SDH*. Nova York, USA: IEEE Press, 1996.
- SOMANI, A. K. *Survability and Traffic Grooming in WDM Optical Networks*. Nova York, USA: Cambridge University Press, 2005.
- SRINIVASAN, R.; SOMANI, A. K. A Generalized Framework for Analyzing Time-Space Switched Optical Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 20, p. 202–215, Janeiro 2002.
- SRIRAM, R.; MANIMARAN, G.; MURTHYR, C. S. R. Preferred Link Based Delay-Constrained Least Cost Routing in Wide Area Networks. In: *Computer Communications*. [S.l.: s.n.], 1998. v. 21, n. 18, p. 1655–1669.
- TAMASHIRO, S. M. *Estudo de Algoritmos de Alocação de Rota e Comprimento de Onda em Redes Ópticas*. Dissertação (Dissertação de Mestrado) — Universidade Estadual de Campinas, Campinas - SP, Novembro 2003.

---

THIAGARAJAN, S.; SOMANI, A. K. Capacity Fairness of WDM Networks with Grooming Capabilities. In: *Proceedings of SPIE*. [S.l.: s.n.], 2000. (OptiComm 2000: Optical Networking and Communications), p. 191–201.

THIAGARAJAN, S.; SOMANI, A. K. Traffic Grooming for Survivable WDM Mesh Networks. In: *Proceedings of SPIE*. [S.l.: s.n.], 2001. (OptiComm 2001: Optical Networking and Communications, v. 4599), p. 54–65.

TOMIC, S. *et al.* ASON and GMPLS - Overview and Comparison. In: *Photonic Network Communications*. [S.l.]: Kluwer Academic Publishers, 2004. p. 111–130.

WEN, H. *et al.* Adaptive Routing and Wavelength Assignment Algorithms in WDM Grooming Networks. In: *Proceedings of ICCT2003*. [S.l.: s.n.], 2003. v. 3.

XIN, C. *et al.* An Integrated Lightpath Provisioning Approach in Mesh Optical Networks. In: *Proc. Optical Fiber Communication Conference and Exhibit – OFC 2002*. [S.l.: s.n.], 2002. p. 547–549.

ZANG, H.; JUE, J. P.; MUKHERJEE, B. A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Networks. *Optical Networks Magazine*, Janeiro 2000.

ZHANG, S.; RAMAMURTHY, B. Dynamic Traffic Grooming Algorithms for Reconfigurable SONET Over WDM Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 21, n. 7, Setembro 2003.

ZHU, K.; MUKHERJEE, B. On-line Approaches for Provisioning Connections of Different Bandwidth Granularities in WDM Mesh Networks. In: *Proc. Optical Fiber Communication Conference and Exhibit – OFC 2002*. [S.l.: s.n.], 2002. p. 549–551.

ZHU, K.; MUKHERJEE, B.; ZHU, H. *Traffic Grooming in Optical WDM Meshes Networks*. Estados Unidos: Springer, 2005.