

Universidade Estadual de Campinas

Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação

Departamento de Comunicações

DECOM – FEEC – UNICAMP

Estratégias Evolutivas para a Rede Óptica a partir de Anéis WDM

Autor: José Renato de Paula Naves

Orientador: Helio Waldman

Tese submetida à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas - FEEC/UNICAMP, como parte dos requisitos exigidos para a obtenção do título de Mestre em Engenharia Elétrica.

Banca Examinadora:

Helio Waldman (Presidente)

Renato Baldini Filho

Edson Moschim

João Crisóstomo Weyl Albuquerque Costa

DECOM - FEEC - UNICAMP

DECOM - FEEC - UNICAMP

DT - FEEC - UNICAMP

UFPA

Campinas, 6 de maio de 2002

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

N229e

Naves, José Renato de Paula

Estratégias evolutivas para a rede óptica a partir de
anéis WDM / José Renato de Paula Naves.--Campinas,
SP: [s.n.], 2002.

Orientador: Helio Waldman.

Dissertação (mestrado) - Universidade Estadual de
Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de
Computação.

1. Sistemas de comunicação em banda larga. 2.
Sistemas de telecomunicação. 3. Comunicações óticas.
I. Naves, José Renato de Paula. II. Universidade
Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica
e de Computação. III. Título.

Resumo

Quando resultam da evolução de uma infra-estrutura de rede síncrona SDH/SONET, as redes WDM tendem a adotar inicialmente a mesma topologia física da sua rede cliente: o anel. A rápida evolução dos níveis de tráfego de alta velocidade que caracteriza as rede modernas, porém, deve forçar a evolução desta topologia. O aumento da planta de fibras em anéis WDM é uma possível estratégia evolutiva para a rede óptica. Isto pode ser feito mantendo ou não a dimensionalidade dos nós e/ou a topologia do anel. Com a adição de mais fibra, pode-se simplesmente duplicar o anel, ou então inserir nós roteadores, e obter configurações alternativas mediante a implementação de cordas sobre o anel, as quais são caracterizadas pelo número de lances (*hops*) subentendidos pela corda no anel original. Este trabalho compara os ganhos de capacidade que podem ser obtidos através destas estratégias.

Palavras Chave: WDM, anel óptico, alocação de rota e comprimento de onda, bloqueio.

Abstract

When evolving from SDH/SONET synchronous network infrastructures, WDM networks tend to be initially configured in the same physical topology as their client networks: the ring. The fast growth of high-speed traffic volumes that characterize modern networks, however, is expected to drive the evolution of this topology. Growing the fiber plant by adding up more WDM rings is a possible evolutionary strategy for the optical network. This can be done while keeping the nodal degrees or not. With the addition of more fiber, rings can be just duplicated with the addition of more OADM's and possible permutation of the nodes, or else they can be connected through routing nodes (OXC's). The latter alternative allows for the implementation of chords on the ring, which are characterized by the number of hops subtended by each chord in the original ring. This work compares the capacity gains that can be obtained through such strategies.

Key Words: WDM, optical ring, routing and wavelenght assignment, blocking.

Agradecimentos

É uma grande satisfação ver este trabalho concluído. Atribuo este êxito às valiosas contribuições providas por importantes pessoas. Seja através dos ensinamentos transmitidos, ou pelo inestimável apoio moral e incentivos, agradeço a todos os meus professores, amigos e familiares, à minha mãe e a Camila - sem a participação tão presente de vocês eu não teria superado mais este desafio na minha vida.

Um agradecimento especial ao meu orientador Helio Waldman, pela oportunidade concedida para realizar este mestrado, e por sua imensa competência na condução dos estudos.

Aos amigos Renê, Dean e Eduardo com os quais convivi nestes últimos dois anos, aos companheiros de laboratório em geral, e em particular a Raul pelo auxílio inicial nas simulações, e ao apoio de sempre do amigo Marcos Cassiolato.

Agradeço à FAPESP pelo apoio financeiro e ao Centro de Desenvolvimento e Pesquisa da Ericsson Telecomunicações S.A.; Brasil.

*Dedico este trabalho aos meus pais – Laudelino de Paula Naves (em memória) e
Marília Bersi de Paula.*

ÍNDICE

LISTA DE FIGURAS	xi
SÍMBOLOS	xiii
PREFÁCIO	xv
I – EVOLUÇÃO DAS REDES ÓPTICAS	1
1.1 - Considerações Gerais	1
1.2 - Redes Ópticas de Primeira Geração	2
1.2.1 - Infra-estrutura Pública de Telecomunicações	3
1.2.2 - Interconexão de Computadores	5
1.2.3 - Redes de Área Metropolitana	6
1.3 - Redes Ópticas de Segunda Geração	9
1.3.1 - Topologias Físicas para as Redes <i>Broadcast</i>	10
1.3.2 - Acopladores	11
1.3.3 - Protocolos de Controle e Acesso ao Meio	14
1.4 - Redes Ópticas de Terceira Geração	17
II – MODELOS DE REDE E TRÁFEGO	21
2.1 - Aspectos Básicos da Conectividade Óptica WDM	21
2.1.1 - Arquitetura do Nó Óptico	21
2.1.2 - Escalabilidade	23
2.1.3 - Conversão de Comprimento de Onda	24
2.1.4 - Transparência	27
2.1.5 - Funções OAM e Controle em Sistemas Transparentes	29
2.2 - Tipos de Redes: Estáticas ou Reconfiguráveis	29
2.3 - Caracterização do Tráfego	30
2.3.1 - A Natureza Auto-Similar do Tráfego <i>Internet</i>	32
2.3.2 - Organização do Tráfego (<i>Traffic Grooming</i>)	33

2.4 - Alocação de Rota e Comprimento de Onda	35
2.4.1 - Modelo para a Rede WDM	35
2.4.2 - Métricas para a Implementação do Algoritmo MS no Anel WDM	38
III – REDES ÓPTICAS WDM COM TOPOLOGIA EM ANEL	41
3.1 - Considerações Gerais	41
3.2 - Anel Simples	42
3.3 - Duplicação dos Nós	43
3.4 - Proteção ao Tráfego em Redes Ópticas	48
3.4.1 - Tipos de Proteção	49
3.4.2 - Simulações	51
IV – REDES ÓPTICAS WDM COM TOPOLOGIA EM MALHA	59
4.1 - Considerações Gerais	59
4.2 - Novo Simulador	60
4.3 - Introdução de Nós Roteadores (OXC's)	63
4.3.1 - Rede Anel Cordas	63
4.3.2 - Alocação Conjunta de Rota e Comprimento de Onda	66
4.3.3 - Minimização da Probabilidade de Bloqueio Média	72
4.3.4 - Rede Anel Malha	74
V – REDES ÓPTICAS WDM: UMA VISÃO FUTURA	77
5.1 - Considerações Gerais	77
5.2 - Comutação Óptica de Rajadas (<i>Optical Burst Switching</i> - OBS)	78
5.2.1 - Técnicas de Comutação de Rajadas	79
5.3 - Comutação Óptica de Pacotes (<i>Optical Packet Switching</i> - OPS)	82
5.3.1 - Resolução de Contenção	83
5.3.2 - Sincronização e Formato do Pacote Óptico	84
5.4 - GMPLS (<i>Generalized Multi-Protocol Label Switching</i>)	87
VI – CONCLUSÕES E COMENTÁRIOS	91
6.1 - Considerações Gerais	91
6.2 - Sugestões para Trabalhos Futuros	94
REFERÊNCIAS	97

LISTA DE FIGURAS

Figura 1.1: Principais topologias físicas para redes <i>broadcast-and-select</i> .	10
Figura 1.2: Acoplador 4 x 4.	13
Figura 1.3: Rede WDM com roteamento de comprimento de onda.	18
Figura 1.4: Arquiteturas de camadas para as futuras redes de telecomunicações.	20
Figura 2.1: Esquema genérico de um OADM.	22
Figura 2.2: Esquemas básicos da arquitetura de um OXC: (a) rígido; (b) com reorganização; (c) estritamente sem bloqueio, (d) estritamente sem bloqueio com matrizes de comutação espacial de dimensões menores.	23
Figura 2.3: Bloqueio em redes WDM. Linhas em negrito indicam comprimentos de onda não disponíveis.	24
Figura 2.4: Diferentes tipos de conversão de comprimento de onda ilustrados em um OADM. Os portos locais não estão mostrados.	25
Figura 2.5: A natureza auto-similar do tráfego <i>internet</i> .	32
Figura 2.6: O conceito de buraco.	38
Figura 3.1: Comparação entre diferentes algoritmos de alocação de comprimento de onda no anel com $W=4$ e $L=4$.	42
Figura 3.2: Comparação do desempenho do algoritmo MS no anel simples (AS) e no anel duplo (AD), para duas e quatro rotas.	44
Figura 3.3: Duplicação dos nós para $a=2$ e 3.	45
Figura 3.4: Resultados das simulações no anel simples e nos anéis duplos com $a=1$, $a=2$ e $a=3$.	45
Figura 3.5: Resultados das simulações nos anéis simples e duplo com 17 nós, para cordas de tamanhos 1, 2, 3 e 4.	47
Figura 3.6a): Demandas com diferentes percentuais de tráfego protegido, para a duplicação dos nós com $a=1$.	51
Figura 3.6b): Demandas com diferentes percentuais de tráfego protegido, para a duplicação dos nós com $a=2$.	52
Figura 3.6c): Demandas com diferentes percentuais de tráfego protegido, para a duplicação dos nós com $a=3$.	52
Figura 3.7a): Requisições sem proteção para as demandas com 10, 50 e 90% do tráfego total protegido.	53
Figura 3.7b): Requisições com proteção para as demandas com 10, 50 e 90% do tráfego total protegido.	54
Figura 3.8a): Probabilidade de bloqueio para as requisições sem proteção, quando estas estão limitadas a 5, 7 e 10 hops, e sem restrição de tamanho (curvas SR). Demanda com 50% do tráfego total com proteção.	55
Figura 3.8b): Probabilidade de bloqueio para o tráfego com proteção, limitando o tamanho máximo das requisições sem proteção em 5, 7 e 10 hops e SR (sem restrição). Demandas com 10,50 e 90% do tráfego total com proteção.	55
Figura 3.9: Ganho obtido quando são bloqueadas requisições sem proteção maiores que 7 hops.	56
Figura 4.1: Rede formada pela combinação de OADM's e OXC's.	60
Figura 4.2: Árvore gerada a partir do nó zero da rede representada na figura 4.1.	62

Figura 4.3: Ampliação da planta de fibras no anel usando OXC's. (a) Anel Cordas $a=4$ (4OXC's). Rede formada por 25% dos nós sendo OXC's. (b) Anel Cordas $a=2$ (8OXC's). (c) Anel Cordas $a=4$ (8OXC's). As redes das figuras b) e c) são constituídas por 50% dos nós sendo OXC's e os outros 50% sendo OADM's.	64
Figura 4.4: Comparação dos ganhos de capacidade provenientes da duplicação dos nós e da introdução de nós roteadores.	65
Figura 4.5: Comparação entre algoritmos de roteamento para as topologias apresentadas nas figuras 4.3a) e 4.3c).	66
Figura 4.6: Comparação entre os desempenhos dos algoritmos JRW, DRS e JRW_SP.	69
Figura 4.7: Comparação entre os desempenhos dos algoritmos com limitação no tamanho das rotas disponíveis.	70
Figura 4.8: Comparação entre os desempenhos dos algoritmos considerando a perda global de capacidade e perda relativa de capacidade.	71
Figura 4.9: Comparação entre os desempenhos dos algoritmos que fazem a minimização da probabilidade de bloqueio instantânea e média.	73
Figura 4.10: Anel malha formado somente por OXC's e $a=3$.	74
Figura 4.11: Comparação entre as topologias Anel Malha, para $a=2, \dots, 7$.	75
Figura 5.1: O uso de um tempo de atraso e reserva atrasada no protocolo JET.	80
Figura 5.2: O formato do pacote óptico proposto nas tecnologias de comunicação avançadas e no projeto KEOPS.	85
Figura 5.3: Um comutador de pacotes ópticos genérico, consistindo de uma interface de entrada, matriz de comutação, interface de saída e um controlador.	86

SÍMBOLOS

<i>a</i>	Corda. Número de lances (<i>hops</i>) subentendidos pela corda no anel original.
AA	Aleatório. Algoritmo de alocação de comprimento de onda.
PF	Prioridade Fixa. Algoritmo de alocação de comprimento de onda.
MS	MAXSUM. Algoritmo de alocação de comprimento de onda.
N	Número de nós da rede.
W	Número total de comprimentos de onda disponíveis.
L	Carga máxima suportada nos enlaces.
AS	Probabilidade de bloqueio no anel simples. Anel com dezesseis nós (OADM's), quatro comprimentos de onda e carga quatro.
AD(2R)	Probabilidade de bloqueio em um anel duplo com cordas de tamanho 1, quando são disponibilizadas somente as duas rotas mais curtas para acomodar uma dada requisição.
AD (4R)	Probabilidade de bloqueio em um anel duplo com cordas de tamanho 1, quando são disponibilizadas as quatro alternativas de roteamento para acomodar uma dada requisição.
C_prot(X%)	Probabilidade de bloqueio para as requisições com proteção, quando X% da demanda total exige proteção.
S_prot(X%)	Probabilidade de bloqueio para as requisições sem proteção, quando X% da demanda total exige proteção.
C_prot(X%)_Y	Probabilidade de bloqueio para as requisições com proteção, quando X% da demanda total exige proteção, e são bloqueadas requisições sem proteção maiores que Y <i>hops</i> .
S_prot(X%)_Y	Probabilidade de bloqueio para as requisições sem proteção, quando X% da demanda total exige proteção, e são bloqueadas requisições sem proteção maiores que Y <i>hops</i> .
DRS	Algoritmo de roteamento dinâmico com prioridade para o caminho mais curto.
JRW	Algoritmo de alocação conjunta de rota e comprimento de onda. Utiliza como critério para a escolha do par (rota, comprimento de onda) o algoritmo MAXSUM.
JRW_SP	Algoritmo de alocação conjunta de rota e comprimento de onda, aplicado somente entre as rotas mais curtas para uma dada requisição.
JRW_SP(+X)	Algoritmo de alocação conjunta de rota e comprimento de onda, aplicado somente entre as rotas mais curtas + X enlaces, para uma dada requisição.
JRW_RL	Algoritmo de alocação conjunta de rota e comprimento de onda. Utiliza como critério para a escolha do par, a perda relativa de rotas.
MinCost_JRW_SP	Algoritmo de alocação conjunta de rota e comprimento de onda, aplicado somente entre as rotas mais curtas para uma da requisição. Este algoritmo minimiza a probabilidade de bloqueio média da rede segundo determinada função custo.

PREFÁCIO

As sociedades modernas são caracterizadas pela rápida circulação de grandes quantidades de informação em diversas formas (voz, dados, vídeo, imagens paradas, etc.) sobre grandes distâncias geográficas. Estas informações podem estar sendo geradas em tempo real ou armazenadas em bancos de dados remotos, pouco interessando aos futuros usuários (ou aos clientes que pagam por estas aplicações) saber de que distância vêm estas informações. Estamos caminhando na direção de uma sociedade que requer que tenhamos acesso a informação na ponta dos nossos dedos, quando, onde e em qualquer formato que precisarmos.

Na era da informação, estamos vendo uma contínua demanda por redes com capacidades cada vez maiores a custos cada vez mais baixos. Esta demanda é agravada por diferentes fatores. O explosivo crescimento da *internet* e a *World Wide Web* têm levado mais e mais usuários a explorar estes meios de comunicação, provocando um consumo de grandes quantidades de largura de banda devido a transferências de dados envolvendo vídeo e imagens de alta qualidade. Além disso, uma chamada telefônica de um usuário conectado à *internet* deve permanecer, em média, mais tempo ativa que uma simples chamada de voz, resultando em um aumento significativo na carga que a rede telefônica deve suportar. A tecnologia de multiplexagem por divisão em comprimento de onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM), que consiste em modular eletronicamente vários comprimentos de onda por sinais distintos e propagá-los todos ao mesmo tempo na fibra óptica, têm se tornado a tecnologia de transmissão preferida nas redes de transporte das operadoras de longa distância.

Esta tecnologia fornece uma solução prática para o problema do descompasso entre as velocidades de transmissão óptica e processamento eletrônico. Este descompasso surge já que a capacidade teórica das fibras está próximo aos 75 Terabits-por-segundo (Tbps), enquanto que atualmente o processamento eletrônico está limitado a poucos Gigabits-por-segundo (Gbps). Com WDM, vários canais independentes (cada um operando em alguns Gbps) são modulados em uma velocidade que está dentro dos limites do processamento eletrônico.

A nível de experimentos de laboratório, já existem sistemas próximos a 1000 canais por fibra, e no tocante à velocidade de processamento, canais ópticos sendo modulados em

160 Gbps [1]. Até o momento, a tecnologia disponível comercialmente possibilita 128 canais sendo modulados em 2,5 Gbps.

Rápidos avanços no desenvolvimento de componentes ópticos tais como *lasers* e filtros sintonizáveis, bem como, amplificadores e acopladores têm permitido a transição a partir dos enlaces WDM ponto-a-ponto, para redes WDM. A rede de caminhos ópticos está sendo viabilizada com o advento dos *optical add-drop multiplexers* (OADM's) e dos roteadores de comprimento de onda (*wavelength crossconnects* – OXC's). Estes dispositivos permitem terminar canais (comprimentos de onda) individualmente em um nó, enquanto os demais passam transparentemente. Este fato, possibilita que sejam estabelecidos caminhos de luz fim-a-fim (conhecidos como *lightpaths*), o que alivia a necessidade das caras conversões opto-eletrônicas e de equipamentos de processamento elétrico. A evolução destas tecnologias deverá condicionar as soluções arquitetônicas que serão adotadas pelas redes futuras. Uma única rede óptica, de dimensões nacionais, transportando tráfego de forma transparente e totalmente óptica a partir de uma variedade de fontes tem sido vislumbrada. Entretanto, desafios ainda permanecem para que esta perspectiva seja realizada.

O primeiro capítulo desta dissertação refere-se a evolução das redes ópticas, a qual inicia-se com as redes que usam a fibra óptica somente como meio de transmissão, passando pelas redes de segunda geração, as quais já usam a tecnologia fotônica para transmissão ponto-a-ponto em vários comprimentos de onda sob a mesma fibra, e por final as modernas redes de roteamento de comprimento de onda.

No capítulo 2 descrevemos os modelos de tráfego e rede adotados para as simulações, bem como tratamos de alguns assuntos relacionados à conectividade óptica, como conversão de comprimento de onda, arquitetura do nó óptico, etc.

Os resultados deste trabalho estão concentrados nos capítulos 3 e 4, sendo que no primeiro, analisamos os ganhos obtidos a partir da duplicação dos nós de um anel de caminhos ópticos, além de abordarmos também a questão da proteção neste tipo de rede. Já no capítulo 4, os resultados são referidos a redes ópticas com topologia em malha, sendo estas formadas pela combinação de OADM's e OXC's ou somente OXC's interligados por enlaces de fibra (cordas). Neste capítulo fazemos também comparações entre alguns algoritmos de roteamento.

No capítulo 5 comentamos a respeito das tendências evolutivas para as redes com roteamento por comprimento de onda, no que diz respeito às técnicas de comutação e plano de controle, para a integração das camadas IP e óptica.

Por final, no capítulo 6 tecemos alguns comentários e conclusões acerca dos resultados obtidos, além de sugestões para trabalhos futuros.

CAPÍTULO I

Evolução das Redes Ópticas

Neste capítulo é abordado a evolução das redes ópticas, desde das primeiras redes que usam fibra óptica simplesmente em substituição aos fios metálicos para obter maiores capacidades de transmissão, até as redes ópticas de terceira geração que realizam mais funções no domínio óptico, tais como o roteamento e chaveamento de comprimentos de onda.

1.1 - Considerações Gerais

O uso de fibras ópticas para transmissão de informação tornou-se amplamente difundido durante a década de 80, como é notório pela instalação das redes de telecomunicações pelo mundo. Estas redes têm evoluído ao longo de um século histórico de avanços tecnológicos e mudanças sociais. As redes que forneciam somente serviços telefônicos básicos através de uma operadora local, estão agora transmitindo o equivalente a milhares de enciclopédias por segundo, graças a enorme largura de banda fornecida pelas fibras ópticas. Além de disponibilizarem uma banda muito maior que os cabos metálicos, as fibras ópticas têm como outras vantagens a baixa atenuação, baixo custo, alta resistência física e flexibilidade, imunidade ao ruído e interferências eletromagnéticas e resistência a corrosão.

As aplicações em telecomunicações podem, de um modo geral, ser classificadas em duas categorias, longas e curtas distâncias, dependendo se o sinal óptico é transmitido sobre distâncias relativamente longas ou curtas, em comparação com as distâncias municipais típicas (aproximadamente 100 Km). Os sistemas de telecomunicações em longas distâncias requerem troncos de alta capacidade e beneficiam-se pelo uso das fibras ópticas. Por isso a tecnologia por trás dos sistemas de comunicação à fibra óptica é frequentemente conduzida pelas aplicações em longas distâncias. Cada geração sucessiva dos sistemas de comunicações ópticos é capaz de operar a taxas de bit mais altas e sobre distâncias mais longas. Regenerações periódicas no sinal óptico através do uso de repetidores ainda são necessárias na

maioria dos sistemas de longa distância. Entretanto, mais que uma ordem de grandeza aumentou tanto no espaçamento entre repetidores, quanto nas taxas de bit em comparação com as respectivas medidas dos sistemas coaxiais, o que tornou os sistemas de comunicações ópticos muito atrativos para aplicações em longa distâncias. Além disso, distâncias de transmissão de milhares de quilômetros podem ser alcançadas através do uso de amplificadores ópticos.

As aplicações de telecomunicações em curtas distâncias atendem ao tráfego intermunicipal e local. Tais sistemas operam tipicamente em taxas de bit mais baixas e sobre distâncias menores que 10 Km.

O conceito da Rede Digital de Serviços Integrados em Faixa Larga (*Broadband Integrated Services Digital Network*, ou B-ISDN) requer uma alta capacidade dos sistemas de comunicações, além da capacidade destes em transportar múltiplos serviços. Provavelmente, somente os sistemas de comunicação a fibra óptica sejam capazes de satisfazer as exigências pela demanda por banda larga.

As redes de comunicação por fibra óptica podem ser classificadas, do ponto de vista da respectiva evolução, em redes ópticas de primeira, segunda e terceira geração, as quais são descritas nas seções seguintes.

1.2 - Redes Ópticas de Primeira Geração

Nesta geração de redes, o uso da tecnologia fotônica restringiu-se apenas à substituição dos tradicionais cabos metálicos como meios de transmissão vigentes pelas fibras ópticas, possibilitando apenas a transmissão ponto-a-ponto (em um único comprimento de onda) entre nós fisicamente adjacentes, sendo as funções de processamento, comutação e encaminhamento do tráfego, realizadas no domínio eletrônico. Estas redes são usadas para transmissão a taxas maiores ou iguais a 100 Mb/s e distâncias superiores a poucos quilômetros, sendo a velocidade de transmissão limitada pela velocidade de processamento das interfaces eletrônicas. As redes de primeira geração são normalmente usadas em redes de telecomunicações, redes *backbone*, excetuando-se as redes de acesso residencial.

Exemplos de redes ópticas de primeira geração incluem as redes SONET (*Synchronous Optical Network*)/SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*), as quais formam o núcleo da infra-

estrutura de telecomunicações na América do Norte, na Europa e no Japão, assim como uma variedade de redes empresariais, tais como, ESCON (*Enterprise Serial Connection*), Canal de Fibra (*Fibre Channel*), e HIPPI (*High-Performance Parallel Interface*), usadas para interligação de equipamento computacional e sistemas periféricos, ou redes FDDI (*Fiber Distributed Data Interface*) ou DQDB (*Distributed Queue Dual Bus*) bastante utilizadas em redes de área local (LANs) ou metropolitana (MANs).

Nas seções seguintes, é abordada esta geração de redes ópticas em três ambientes distintos, que correspondem à infra-estrutura pública de telecomunicações, redes metropolitanas e redes para interconexão de computadores de grande porte entre si e com seus periféricos.

1.2.1 - Infra-estrutura Pública de Telecomunicações

Em meados da década de 60, anterior aos padrões SONET e SDH, a infra-estrutura pública de telecomunicações era baseada na tecnologia PDH (*Plesiochronous Digital Hierarchy*). Naquela época, o foco era a multiplexação digital de circuitos de voz. No final da década de 80, as operadoras e fabricantes passaram a buscar novos paradigmas de transmissão e multiplexação, culminando no surgimento dos padrões SONET/SDH. Os principais fatores que motivaram esta padronização são discutidos a seguir.

- **Multiplexação:** Em PDH, devido a forma como os fluxos de baixa velocidade são multiplexados, é muito difícil a extração destes a partir de sinais de alta velocidade sem a realização de um processamento significativo nestes últimos. O padrão SONET/SDH, define métodos de multiplexação explícitos, o que torna mais simples a extração de fluxos de baixa velocidade. Neste padrão, todos os relógios dos equipamentos da rede são perfeitamente sincronizados a um relógio mestre, o que faz com que as taxas de transmissão sejam múltiplas inteiras da taxa básica. Isto torna o projeto dos multiplexadores e demultiplexadores bem mais simples do que seus equivalentes em PDH.
- **Gerenciabilidade:** O padrão SONET/SDH incorpora uma extensiva gama de informações de gerência, destinadas ao monitoramento do desempenho do tráfego, diferentemente do padrão PDH, onde este tipo de informação é escassa.

- *Interoperabilidade:* A tecnologia PDH não define um formato padrão no enlace de transmissão, desta forma, os fabricantes usam diferentes codificações de linha e interfaces ópticas, o que torna difícil a interconexão de seus equipamentos através de um enlace de transmissão. Em SONET/SDH este problema é evitado, pois interfaces ópticas padrões são definidas, o que permite a interoperabilidade básica no enlace entre os equipamentos de diferentes fabricantes. Infelizmente, ainda existem alguns aspectos que não foram padronizados, como por exemplo, os canais de comunicação para propósitos de gerenciamento e supervisão da rede.
- *Proteção:* O tempo para a restauração do serviço após uma falha em SONET/SDH, é inferior a 60 ms, o que é muito menor em comparação com PDH, que leva tipicamente vários segundos e até mesmo minutos.

As taxas de transmissão SONET/SDH padronizadas estão relacionadas na tabela 1.1 mostrada a seguir.

Sinal SONET	Sinal SDH	Taxa de Bit (Mb/s)
STS-1		51,84
STS-3	STM-1	155,52
STS-12	STM-4	622,08
STS-24		1244,16
STS-48	STM-16	2488,32
STS-192	STM-64	9953,28

Tabela 1.1: Taxas de transmissão para os padrões SONET/SDH.

Um dos aspectos que tem permitido o padrão SONET/SDH sobreviver a períodos de grandes mudanças nas demandas por capacidade das redes é sua escalabilidade. Teoricamente não existem limites superiores para as taxas de bit SONET/SDH, entretanto, como taxas de bit cada vez mais elevadas são usadas, limitações físicas nos *lasers* e nas fibras ópticas começam a restringir o aumento da taxa de bit em cada sinal, como solução para atender a crescente demanda por larguras de banda.

Uma das principais características do padrão SONET/SDH é a sua habilidade em sustentar a topologia em anel. Anéis oferecem um alto grau de disponibilidade de recursos na presença de falhas (como por exemplo, corte em fibras e falhas em equipamentos de transmissão) além de serem topologicamente simples. Por isso, esta tecnologia de rede é freqüentemente referenciada como auto-restauradora (*self-healing*).

1.2.2 – Interconexão de Computadores

Diferentemente do padrão SONET/SDH, a maioria das redes para interconexão de computadores não incorporam mecanismos de proteção, e portanto dependem da camada óptica para fornecer proteção contra falhas. As características comuns destas redes é que elas tendem a usar componentes ópticos de custos mais baixos e operam em modestas taxas de bit.

As três primeiras redes descritas a seguir são primordialmente utilizadas para interconectar computadores entre si e a sistemas periféricos. A quarta, FDDI, é amplamente empregada em redes de área metropolitana. Também são descritas brevemente duas outras tecnologias de conectividade: ATM e IP.

ESCON (*Enterprise Serial Connection*)

Este padrão foi criado pela IBM com a finalidade de substituir a baixa velocidade e o número limitado das interfaces de entrada e saída (E/S) a base de fios cobre por interfaces ópticas. A arquitetura ESCON inclui um comutador eletrônico de circuitos conhecido como ESCON *director*, que permite que os dispositivos sejam interconectados de um modo flexível.

A taxa de bit por canal ESCON é de 200 Mb/s. Para enlaces com comprimento inferior a 3 Km são usados LEDs (*light-emitting diodes*) operando em 1,3 μm sobre fibras multimodo. Para distâncias maiores, até 20 Km, devem ser utilizados *lasers* MLM (*multiple longitudinal mode*) em 1,3 μm sobre fibras monomodo.

Canal de Fibra (*Fiber Channel*)

Este padrão é usado para o mesmo conjunto de aplicações que o ESCON, permitindo taxas de bit de 200, 400, ou 800 Mb/s para a carga útil (*payload*). Na taxa de bit mais alta, são usados *lasers* MLM em 1,3 μm sobre fibras monomodo, até mesmo para curtas distâncias.

Assim como o padrão ESCON, a arquitetura Canal de Fibra inclui portos de E/S em computadores e periféricos, bem como, no comutador eletrônico.

HIPPI (*High-Performance Parallel Interface*)

Este padrão corresponde a uma interface paralela elétrica de E/S a 800 Mb/s. Devido a variações no *clock*, a distância máxima é limitada a 25 m. Para distâncias maiores, HIPPI é serializado e transmitido em fibras monomodo correspondendo a um novo padrão, conhecido como *Serial HIPPI*, o qual inclui uma interface óptica de 1,2 Gbaud¹. O padrão HIPPI é amplamente empregado nas instalações de supercomputadores.

1.2.3 - Redes de Área Metropolitana

FDDI (*Fiber Distributed Data Interface*)

Esta é uma rede de área metropolitana padrão, que opera a 100 Mb/s sobre fibras multimodo ou monomodo. Ela é comumente disposta na forma de dois anéis de fibra incorporando mecanismos de proteção similares ao SONET BLSR/2s (*bidirectional line-switched rings*). O padrão FDDI foi especificamente desenvolvido para se obter uma implementação de baixo custo e, portanto, as especificações padrões são projetadas para serem alcançadas usando como transmissores LEDs operando em 1,3 μm , fibras multimodo e diodos *pin* como receptores. Nestas condições a distância máxima entre duas estações no anel FDDI é limitada a 2 Km, ao passo que se forem utilizados *lasers* e fibras monomodo esta distância é estendida para 40 Km. As especificações do padrão FDDI para a potência média mínima na saída do transmissor (LED) e na entrada do receptor (*pin*) são: -20 dBm e -31 dBm, respectivamente, portanto uma perda de 11 dB é permitida. Sendo o comprimento máximo do enlace igual a 2 Km, as perdas por atenuação não ultrapassam 5 dB (mesmo em 2,5 dB/Km), de modo que uma considerável margem é alocada para as perdas originárias de emendas e conectores, entre outras.

¹ As taxas obtidas após a codificação de linha são usualmente referidas como *bauds*; desta forma dizemos que a taxa de transmissão é 1,2 Gbaud ao invés de 1,2 Gb/s.

ATM (*Asynchronous Transfer Mode*)

O modo de transferência assíncrono é um padrão de conectividade que foi desenvolvido com vários objetivos, dentre os quais pode-se destacar a constituição de uma plataforma tecnológica comum para as redes de comunicação de dados, voz e vídeo, operadas em arquiteturas que permitam alto grau de conectividade e interatividade entre todos os seus nós. Uma rede ATM usa pacotes ou células com um tamanho fixo de 53 bytes, este tamanho de célula é um compromisso entre as exigências conflitantes das aplicações de voz e dados. Por um lado, serviços de dados exigem baixíssimas probabilidades erro em suas transmissões, mesmo que para isso tenham que ser feitas retransmissões; mas são relativamente tolerantes aos atrasos acarretados por essas retransmissões ou por filas ocasionalmente provocadas por congestionamento nos nós da rede. Por outro lado, serviços de voz e vídeo são relativamente mais tolerantes à ocorrência de erros de bit, mas sua qualidade se degrada muito se houver atrasos de transmissão superiores a um limiar pequeno (algumas dezenas de ms), e especialmente se houver variações desses atrasos. Dos 53 bytes da célula ATM, pelo menos 5 bytes constituem o cabeçalho, que é o *overhead* necessário para carregar as informações, (como por exemplo o destino do pacote).

Uma das principais vantagens do ATM é sua capacidade de prover garantias de qualidade-de-serviço (QoS) para as aplicações, tais como largura de banda e atraso, ao mesmo tempo que usa a multiplexação estatística das células para tornar eficiente o uso da largura de banda do enlace. Esta tecnologia consegue este feito através do uso de informações obtidas *a priori* a respeito das características da conexão, como por exemplo, o valor de pico e o valor médio de largura de banda requeridos. Além disso, ATM usa o controle de admissão para bloquear as novas conexões quando necessário para satisfazer às exigências de garantia de qualidade-de-serviço. Vários padrões para a camada física são especificados para ATM. Esta escala inicia em 25,6 Mb/s para cabos de cobre de par trançado e estende-se até 622,08 Mb/s para fibras ópticas monomodo.

O emprego da tecnologia ATM está sendo mais lento que o esperado por várias razões. Uma delas é que o venerado protocolo *internet* (IP), que será estudado em seguida, continua sendo suficiente para muitas aplicações e também está evoluindo no sentido de prover os mesmos tipos de funcionalidades que o ATM. Uma outra razão é a relativa lentidão no desenvolvimento de padrões. Na área das redes locais, o ATM está enfrentando uma

competição com outras LANs emergentes tais como as versões de 100 Mb/s e 1 Gb/s da *ethernet* [2].

IP (*Internet Protocol*)

A rede *internet* foi desenvolvida inicialmente com a finalidade de interligar redes de computadores em modo assíncrono, não orientado para conexão, esta rede se desenvolveu extraordinariamente na comunidade dos usuários de computador, no interior da qual veio universalizar serviços como o correio eletrônico e as aplicações baseadas no modelo cliente-servidor, como o acesso remoto a bases de dados, computação distribuída, etc.. Seu ponto forte é o alto grau de conectividade e interatividade que ela estabelece entre os usuários, propiciado pela transmissão de pacotes em redes dotadas de acesso múltiplo. Sua arquitetura permite a partilha de recursos físicos, no sentido de maximizar a eficiência do seu uso.

Em comparação com o ATM, o IP tradicional fornece apenas simples serviços de datagrama para suas camadas superiores e não provê garantias de QoS, ao contrário do que ocorre em ATM. Como a rede IP é destinada a transmissão de dados, ela usa pacotes de tamanho variável e é muito tolerante a atrasos, e a variações de atraso, que podem degradar severamente a qualidade de serviços de transmissão de vídeo, e especialmente de voz. Daí ser problemática a sua aplicação no suporte de serviços de transmissão em multimídia.

Um dos mais conhecidos protocolos da camada de transporte que atua diretamente sobre o IP é o TCP (*Transmission Control Protocol*). Por esta razão, tais redes são conhecidas comumente por redes TCP/IP.

Com o rápido crescimento dos serviços baseados na *Internet*, tanto os usuários quanto os operadores das redes têm sentido a necessidade de algumas garantias de qualidade de serviço, o que gerou um grande esforço entre os desenvolvedores do padrão IP no sentido de acrescentar essas garantias. Um exemplo destes esforços é o protocolo RSVP (*Resource Reservation Protocol*). Outra alternativa é simplesmente manter o protocolo existente e aumentar a largura de banda disponível e a velocidade dos roteadores, de modo a garantir a taxa de transmissão do usuário [2].

1.3 - Redes Ópticas de Segunda Geração

As redes ópticas de segunda geração são caracterizadas pelo uso de vários comprimentos de onda em uma mesma fibra, sem entretanto prover funções de roteamento. O propósito fundamental de qualquer rede de comunicação é fornecer conectividade entre pares de nós que desejam comunicar-se entre si. Para estabelecer conectividade óptica entre os nós, as redes ópticas de segunda geração usam topologias físicas que permitem a disseminação (*broadcast*) dos sinais luminosos de todos os comprimentos de onda para todos os nós da rede. Assim sendo, a detecção de um sinal por um nó depende de mecanismos que rejeitem os comprimentos de onda vizinhos. Atualmente esta detecção é feita por filtros ópticos atuando diretamente no domínio óptico.

Uma topologia física² do tipo *broadcast* apresenta conectividade total entre todos os nós. Entretanto, a necessidade de sintonizar um canal de cada vez, bem como as limitações de agilidade na mudança dessa sintonia, impedem que esta conectividade se transporte para a topologia de caminhos físicos³ [23]. Uma vez que a topologia física seja do tipo *broadcast*, a topologia de caminhos físicos apresentará um ramo direcionado para cada par de nós, no comprimento de onda em que o transmissor da origem do ramo e o receptor do destino do ramo estejam sintonizados. Além disso, para evitar colisões, cada comprimento de onda só poderá ser utilizado por um par origem-destino (de ramo). Desta maneira, sendo N o número de nós, o número total de comprimentos de onda necessários para estabelecer conectividade total na topologia de caminhos físicos será $N.(N-1)$, o que implica na não escalabilidade desta rede.

Utilizando uma técnica conhecida como *multihopping*, é possível estabelecer a conectividade entre todos os nós da rede mesmo na presença de limitações (no que diz respeito ao número de comprimentos de onda). Esta técnica consiste no reenvio das informações recebidas pelos nós intermediários através de outro ramo (diferente daquele onde a informação foi recebida) da topologia de caminhos físicos até chegar ao seu destino final. Nesse caso, cada envio é chamado de um *hop*, e a rede é dita *multihop*. Nessas redes, os nós intermediários

² A topologia física descreve a disponibilidade de fibras e acopladores entre os nós físicos.

³ Entende-se por topologia de caminhos físicos, também chamada de topologia virtual, ao grafo que descreve a trajetória da informação por todos os nós intermediários entre o nó origem e o nó destino, para cada par origem destino.

precisam ler pelo menos o endereço de destino da informação (fornecido pelo cabeçalho das células em redes ATM), o que significa que no estágio atual das tecnologias comerciais, que eles precisam ser eletrônicos. A necessidade de processamento eletrônico nos nós intermediários implica na não transparência destas redes. A seguir são apresentadas algumas das topologias físicas mais comuns adotadas pelas redes *broadcast-and-select*, ou seja, redes que difundem-e-selecionam (comprimentos de onda).

1.3.1 – Topologias Físicas para as Redes *Broadcast*

Qualquer topologia física que difunda os sinais luminosos para todos os nós pode dar suporte a uma rede do tipo *broadcast-and-select*. Em redes sem amplificação óptica, porém, a escolha da topologia adequada é crítica, pois a rede impõe a incidência de pesadas perdas de partilha (*splitting losses*). Na figura 1.1 estão representadas as duas alternativas mais conhecidas: a estrela e o barramento óptico.

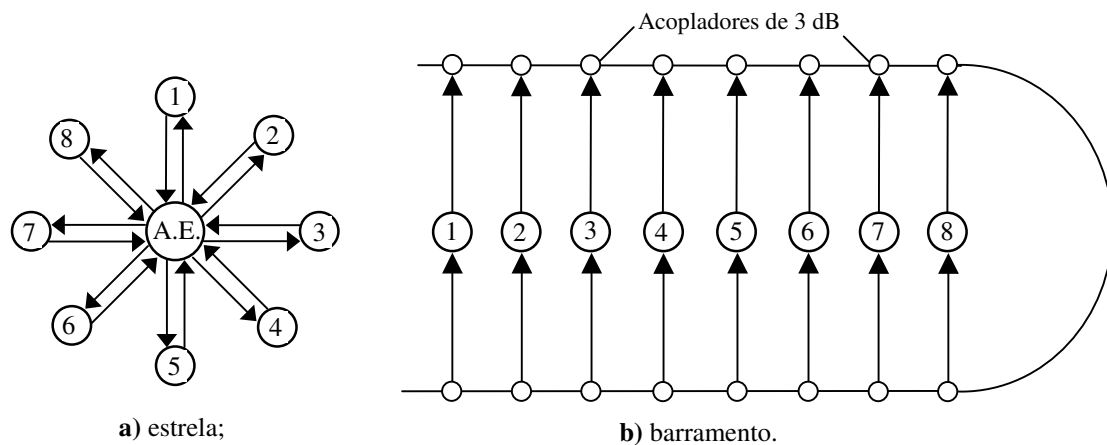


Figura 1.1: Principais topologias físicas para redes *broadcast-and-select*.

Tanto a topologia em estrela quanto a topologia em barramento usam acopladores ópticos. O acoplador estrela (A.E.) na figura 1.1a) pode ser implementado usando-se acopladores 2 x 2, ou através de um único dispositivo óptico integrado. Este acoplador possui uma entrada para cada transmissor e uma saída para cada receptor da rede. Cada entrada do acoplador estrela é reproduzida em todas as suas saídas, naturalmente em um nível de potência inferior. Assim sendo, o atraso por *hop* é dado simplesmente pela propagação do transmissor ao acoplador e do acoplador ao receptor para cada ramo da topologia de caminhos físicos.

Desta forma, eventuais limitações sobre o atraso restringem apenas o número máximo de *hops* que pode ser usado em uma conexão *multihop*, o que não ocorre, por exemplo, em uma topologia linear do tipo anel ou barramento usando a configuração em estrela, em que o atraso de propagação entre os nós torna-se demasiadamente grande, e proporcional ao número de nós, o que é um grande problema para as redes de serviços integrados (como geralmente se pretende que sejam as futuras redes WDM), onde o atraso de propagação é dominante, e precisa ser mantido sobre controle. Daí a necessidade de uma topologia física compatível com a configuração em estrela [52].

Na topologia em barramento mostrada na figura 1.1b, os nós transmitem no barramento através de um acoplador e recebem deste a partir de outro acoplador. Nos acopladores de transmissão e de recepção, apenas um dos portos de saída e um dos de entrada são usados, respectivamente (os portos não usados não estão representados na figura). As duas topologias diferem no número e na maneira como os acopladores são usados. A rede em barramento com n nós usa $2n$ acopladores 2×2 , ao passo que a rede em estrela com n nós usa um único acoplador estrela $n \times n$, que pode ser implementado usando-se $\frac{n}{2} \cdot \log_2 n$ acopladores 2×2 (assumindo que n é uma potência de 2). Na ausência de amplificação fotônica, o tamanho (número de nós) da rede será geralmente limitado pelas perdas de partilha que ocorrem nos acopladores, merecendo destaque as perdas intrínsecas. Estas perdas ocorrem mesmo em acopladores ideais, de uma saída qualquer em relação a uma entrada, que se referem à energia perdida para outras saídas do acoplador. Portanto, embora cada sinal passe através de uma média de n acopladores ($2n-1$ no pior caso) no caso do barramento, para a rede em estrela cada sinal passa somente por $\log_2 n$. Este fator representa um papel fundamental na determinação do orçamento de potência nos enlaces destas topologias [2].

1.3.2 - Acopladores

Em [2] mostra-se que o campo elétrico de saída (E_{oi}) de um acoplador direcional 2×2 , pode ser escrito em termos do campo elétrico de entrada (E_{ii}), conforme mostrado na equação 1.1.

$$\begin{pmatrix} E_{o1}(f) \\ E_{o2}(f) \end{pmatrix} = e^{-j\beta l} \begin{pmatrix} \cos(kl) & j \sin(kl) \\ j \sin(kl) & \cos(kl) \end{pmatrix} \begin{pmatrix} E_{i1}(f) \\ E_{i2}(f) \end{pmatrix}. \quad (1.1)$$

Sendo k o coeficiente de acoplamento, l o comprimento do acoplamento, e β a constante de propagação. Essa equação assume que os acopladores são ideais e nenhuma potência é perdida, entretanto, se for considerado que uma fração γ da potência de cada entrada é perdida, e denotando $\alpha = \sin^2(kl)$, a equação anterior pode ser escrita em termos da potência óptica, como na equação 1.2 a seguir.

$$\begin{pmatrix} P_{o1}(f) \\ P_{o2}(f) \end{pmatrix} = (1-\gamma) \begin{pmatrix} 1-\alpha & \alpha \\ \alpha & 1-\alpha \end{pmatrix} \begin{pmatrix} P_{i1}(f) \\ P_{i2}(f) \end{pmatrix}. \quad (1.2)$$

Desta forma, uma fração γ de cada potência de entrada é perdida (dissipada pelo acoplador), e do restante, uma fração de $1-\alpha$ da potência da entrada 1 (ou respectivamente da entrada 2) é transferida para a saída 1 (respectivamente para saída 2), e uma fração α para a saída 2 (respectivamente para a saída 1). Os símbolos α e γ são chamados de fator de perda de partilha (fator de acoplamento) e fator de perda em excesso (perda extrínseca).

Nos acopladores de passagem utilizados em barramentos ópticos, o fator α representa a fração da energia do barramento acoplada ao receptor do nó local, ou igualmente, a fração da potência do transmissor acoplada no barramento. Assim, a perda de acoplamento em dB é dada por: $-10\log_{10} \alpha$, e a perda de passagem⁴ é $[-10\log_{10}(1-\alpha)]$ dB.

No caso da topologia em estrela, considerando $\alpha=1/2$ (neste caso o acoplador é dito de 3 dB) todas as saídas receberão a mesma fração de potência de cada sinal de entrada. Sabendo-se que são necessários $\frac{n}{2} \cdot \log_2 n$ (sendo n o número de nós) acopladores de 3 dB para se construir um acoplador estrela $n \times n$ (como pode ser visto pela figura 1.2), as perdas intrínsecas e extrínsecas sofridas neste acoplador são dadas pelas equações 1.3a e 1.3b, respectivamente.

$$L_i(dB) = 3\log_2 n = 10\log_{10} n; \quad (1.3a)$$

$$L_e(dB) = (-10\log_{10} \gamma)(\log_2 n). \quad (1.3b)$$

⁴ A perda de passagem refere-se a perda sofrida pela potência luminosa ao passar por cada acoplador.

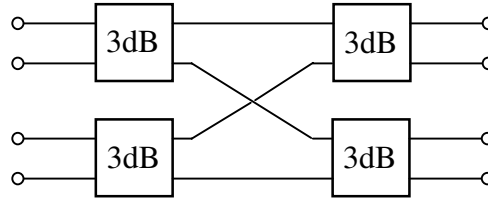


Figura 1.2: Acoplador 4 x 4.

Observe que ao ir de uma entrada qualquer para uma saída qualquer, um sinal passará sempre por $\log_2 n$ acopladores de 3 dB. Assim, para a rede em estrela, a perda total entre cada par entrada-saída, desprezando-se a perda de propagação, é dada pela equação 1.4.

$$L_{est} = 10 \log_{10} n - (\log_2 n) 10 \log_{10} \gamma. \quad (1.4)$$

Como a potência de cada entrada é distribuída para n saídas, a perda intrínseca de $10 \log_{10} n$ é inevitável, entretanto, o fator fundamental a ser notado é que a perda extrínseca cresce logarithmicamente com n no caso da estrela.

Para calcular as perdas na topologia em barramento (figura 1.1b), assume-se que todos os $2n$ acopladores são idênticos e que a entrada 1 e a saída 1 estão conectadas ao barramento. Desta forma, uma fração α da potência do barramento é acoplada em cada receptor na metade inferior do barramento, e uma fração α da potência de cada transmissor é acoplada na metade superior do barramento. Considerando o pior caso, onde nó 1 transmite para o nó 2 (ou vice-versa), a perda total em dB é dada pela equação 1.5.

$$L_{bar} = \alpha^2 (1 - \alpha)^{2n-3} \gamma^{2n-1}. \quad (1.5)$$

Fazendo $\frac{dL_{bar}}{d\alpha} = 0$ para determinar o valor ótimo de α que minimiza L_{bar} , obtém-se:

$$\alpha_{ot} = \frac{2}{(2n-1)} \cong \frac{1}{n},$$

Substituindo este valor na expressão 1.5 obtém-se o correspondente valor de L_{bar} :

$$L_{bar}^{ot} = \gamma^{2n-1} \left(\frac{1}{e.n} \right)^2. \quad (1.6)$$

Como pode-se notar pelas equações anteriores, além da perda intrínseca ser maior para o caso do barramento, o que é mais relevante é o fato da perda extrínseca crescer de forma

linear com n , deixando claro que a topologia em estrela é a melhor escolha para este tipo de rede [2].

1.3.3 - Protocolos de Controle e Acesso ao Meio (MAC)

Nas redes apresentadas na seção anterior, assumindo que cada nó tenha um par de fibras, uma para a transmissão e outra para recepção, e que existam W comprimentos de onda, os nós da rede podem transmitir e receber informações em qualquer um dos canais disponíveis, através da utilização de um ou mais transmissor(es) e/ou receptor(es) sintonizáveis. Entretanto, se dois nós transmitirem simultaneamente no mesmo comprimento de onda, devido a natureza *broadcast* da rede, os sinais colidirão e ambos serão perdidos ou corrompidos. Considere ainda o caso onde os dois nós transmitem em comprimentos de onda diferentes mas para o mesmo nó destino, se o nó destino tem apenas um único receptor sintonizável, ele poderá selecionar somente uma das transmissões. Neste caso as duas transmissões contenderão.

Para solucionar contenções e evitar, minimizar, as colisões prejudiciais, é necessário que haja alguma coordenação entre os vários nós da rede. O mecanismo que provê esta coordenação é chamado de protocolo de controle e acesso ao meio. O desafio no desenvolvimento de protocolos MAC é explorar eficientemente a vasta largura de banda das fibras ópticas de modo a satisfazer a crescente demanda pela transmissão de informações sob restrições de recursos da rede e restrições impostas nas informações transmitidas.

Nos itens a seguir, comenta-se brevemente a respeito dos protocolos MAC para redes WDM com topologia em estrela, com foco para os protocolos utilizados em arquiteturas *single-hop*. De acordo com o serviço prestado para a informação transmitida, pode-se dividir os protocolos MAC em três categorias, a saber: protocolos MAC para a transmissão de pacotes, para a transmissão de mensagens de tamanho variável e protocolos MAC para transmissão de mensagens em tempo real [1].

Protocolos MAC para a Transmissão de Pacotes

Os protocolos MAC para a transmissão de pacotes em redes WDM *single-hop* com topologia em estrela também são chamados de protocolos “legados” (“*legacy protocols*”), já

que eles são dedicados à transmissão de pacotes de tamanho fixo. Em uma rede *single hop*, é necessário uma significativa coordenação dinâmica entre os nós, de forma a acessarem os recursos da rede. De acordo com os esquemas de coordenação, os protocolos MAC podem ser adicionalmente classificados em duas subcategorias [1].

Sem transmissão prévia de protocolos de coordenação

Estes protocolos não necessitam de canais para a transmissão prévia de coordenação. Todos os canais de transmissão são alocados antecipadamente aos nós transmissores ou acessados por estes através de disputa. Os protocolos desta categoria podem ainda ser classificados como alocação fixa, protocolos de alocação fixa parcial e protocolos de acesso aleatório tendo como representantes o TDM ponderado (*weighted time-division-multiplexing*), o protocolo de alocação de destino (*destination allocation-DA*) e o *slotted-ALOHA*, respectivamente [1].

Transmissão prévia de protocolos de coordenação

Para estes protocolos os canais de transmissão são agrupados em canais de controle e canais de dados. Estes protocolos podem ainda ser classificados em duas categorias que referem-se à maneira que o canal de controle é acessado. Neste caso, tem-se os protocolos de acesso aleatório, que incluem o ALOHA, *slotted-ALOHA* e o CSMA, e na outra categoria os protocolos de reserva, tendo como principal representante o DT-WDMA (*dynamic time-wavelength division multiple access*), onde um canal é reservado como o de controle e é acessado somente na maneira TDM pré-designada [1].

Protocolos MAC para Transmissão de Mensagens de Tamanho Variável

As principais vantagens de transmitir mensagens de tamanho variável sobre redes WDM são:

- Para uma aplicação, as métricas de desempenho das suas unidades de dados (*application data unit - ADU*) são medidas mais pertinentes do que aquelas especificadas pelos pacotes individuais (protocolos do item anterior);
- Este enfoque ajusta-se perfeitamente na atual tendência de transportar tráfego IP sobre redes WDM;

- Fragmentação e remontagem de mensagens não são necessárias.

Existem dois protocolos conhecidos como FatMAC e LiteMAC [1], que tentam combinar as técnicas de reserva e pré-alocação para agendar a transmissão de mensagens de tamanho variável sem colisão. O protocolo FatMAC baseia-se em um enfoque híbrido que reserva acesso a canais alocados previamente através de pacotes de controle. A reserva especifica o destino, o canal e o tamanho da mensagem da próxima transmissão de dados. No caso do protocolo LiteMAC, além de usar mecanismos especiais de agendamento, cada nó é equipado com um transmissor e um receptor sintonizável, sendo portanto mais flexível que o FatMAC, que usa receptores fixos em cada nó. Entretanto, ambos protocolos têm habilidade para transmitir mensagens de tamanho variável sem colisão, através do agendamento.

Protocolos MAC para Serviços em Tempo Real

Uma função importante das redes de computadores de alta velocidade, assim como, das redes WDM, é prover serviços em tempo real para aplicações com restrições de tempo como as de vídeo e voz. A maioria dos protocolos MAC que provêem serviços de tempo real em redes WDM com topologia em estrela, são protocolos com reserva baseada em pré-coordenação. De acordo com o tipo de serviço prestado às mensagens transmitidas, os protocolos MAC para serviços de tempo real podem ser classificados em três tipos: protocolos para serviço de melhor esforço, protocolos com serviço determinístico garantido e protocolos com serviço estatístico garantido. Uma infinidade de protocolos MAC para estes tipos serviços têm sido propostos, sendo [1] um bom ponto de partida para os pesquisadores que trabalham nesta área encontrar referências que abordam os esforços de pesquisa conduzidos na década passada, bem como, fundamentos para investigações futuras.

1.4 - Redes Ópticas de Terceira Geração

Nesta seção são caracterizadas as redes ópticas de terceira geração, as quais compreendem o tema principal desta tese. A principal característica destas redes é que elas incorporam funções de roteamento baseadas no comprimento de onda em que a informação se encontra, o que as torna vantajosas em relação às redes das gerações anteriores que só suportam transmissões ponto-a-ponto. Nestas últimas, a parte elétrica de um nó da rede tem que suportar não só o tráfego destinado a esse nó, mas também o tráfego que passa por esse nó e é destinado a outros nós da rede. Se este último tráfego puder ser encaminhado no domínio óptico, a carga na parte elétrica de um nó será reduzida significativamente, o que consequentemente irá gerar uma economia de custos na camada superior, em termos de regeneradores adicionais, portas em comutadores e custos de processamento. Este é um tópico atual que está conduzindo o desenvolvimento das redes ópticas de terceira geração.

Em geral, a topologia de uma rede com roteamento de comprimento de onda consiste de vários nós OXC's conectados entre si por enlaces de fibra ponto-a-ponto. A rede provê caminhos de luz (*lightpaths*) entre pares de nós. Um caminho de luz é simplesmente uma via com uma grande largura de banda por onde trafegam dados a taxas elevadas, não necessitando passar por conversões O/E/O (óptica-eletrônica e eletro-óptica) em cada nó intermediário. Isto é realizado alocando-se um comprimento de onda em cada enlace do caminho entre os dois nós. Claramente, não se pode alocar o mesmo comprimento de onda a dois caminhos de luz para um dado enlace da rede. Cada enlace pode suportar um certo número de comprimentos de onda, o qual depende de limitações tecnológicas impostas nos componentes e na transmissão.

Recentemente tem havido um crescente interesse a respeito dos problemas de projeto de topologia virtual sobre estas redes, o qual visa combinar as melhores características da óptica e da eletrônica. A topologia virtual projetada e implementada sobre uma rede física não apenas determina o desempenho da rede em termos de métricas como vazão (*throughput*⁵), mas também envolve um custo, determinado pela quantidade e maneira que os componentes de rede são usados para implementar esta topologia. O objetivo do projeto da topologia virtual é otimizar algumas métricas de desempenho da rede. Então, uma formulação particular do

⁵ O *throughput* de uma rede, refere-se a uma fração da capacidade de transmissão desta rede que corresponde a transmissão de dados úteis, ou seja, que chegam ao seu destino final (livres de colisões e contenções).

problema busca minimizar o congestionamento da rede, ou o atraso médio de pacotes. Na otimização, usualmente o número de comprimentos de onda disponíveis é tomado como uma restrição. Se ambas minimizações são desejadas, então uma delas é usualmente expressa como uma restrição relacionada com o conhecimento das características físicas da rede. Em geral, ambas são importantes pois muito pouca ênfase têm sido dada ao aspecto do congestionamento, o que usualmente resulta em uma topologia virtual muito semelhante a topologia física, o que implica em conversões opto-eletrônicas em quase todos os nós intermediários, e também a pouca atenção ao aspecto do atraso pode resultar em topologias virtuais muito pouco relacionadas a topologia física, com longos caminhos de luz o que aumenta o atraso.

A figura 1.3 ilustra uma rede física simples, na qual os caminhos de luz (indicados por linhas pontilhadas e tracejadas) foram configurados para permitir a comunicação entre nós que não estão diretamente conectados por um enlace de fibra. A topologia virtual provê um certo grau de independência com relação a topologia física, pois diferentes topologias virtuais podem ser configuradas, o que nos permite escolher a topologia que resultará num melhor desempenho da rede dado suas condições, como por exemplo o tráfego médio entre os nós.

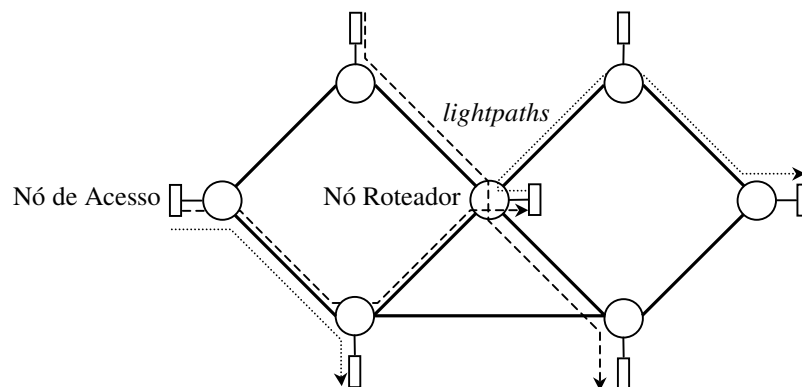


Figura 1.3: Rede WDM com roteamento de comprimento de onda.

Além da função de roteamento fornecida pela camada fotônica, as redes com roteamento por comprimento de onda apresentam as seguintes características:

- **Transparência:** Esta característica refere-se a capacidade dos caminhos de luz poderem transportar tráfego em uma variedade de taxas de bit, protocolos e formatos, o que possibilita à camada óptica suportar uma variedade de camadas superiores simultaneamente. Alguns caminhos poderiam transportar tráfego das redes SONET/SDH,

enquanto outros poderiam transportar células ATM diretamente (no capítulo 2 esta característica é abordada com mais detalhes).

- **Reuso de Comprimento de Onda:** Embora o número de comprimentos de onda possa ser limitado, a rede pode ainda prover uma enorme capacidade, já que os comprimentos de onda podem ser espacialmente reusados na rede. Isto é ilustrado na figura 1.3, onde dois caminhos separados usam o mesmo comprimento de onda. Desta forma, o número de caminhos que a rede pode suportar pode ser muito maior que o número de comprimentos de onda disponíveis.
- **Confiabilidade:** A rede pode ser configurada de maneira que na presença de falhas, os caminhos de luz possam ser re-roteados automaticamente sobre caminhos alternativos, o que resulta em um alto grau de confiabilidade da rede.
- **Chaveamento de Circuitos (*Circuit Switching*):** Os caminhos providos pela camada óptica podem ser ativados e desativados de acordo com as necessidades impostas pela demanda. O que é análogo ao estabelecimento e terminação de circuitos nas redes comutadas por circuito, exceto pelo fato de que de nas redes fotônicas a taxa que estas ações ocorrem é bem menor do que nas redes telefônicas, por exemplo, dada a grande diferença de largura de banda alocada.

Uma questão interessante a ser discutida é a variedade de tráfegos provenientes das camadas clientes que a rede fotônica pode suportar. O tráfego pode vir tanto da rede síncrona de transporte (padrão SONET/SDH), que já conta com seus próprios mecanismos de proteção, ou diretamente da rede ATM, que precisa de garantias de qualidade de serviço para algumas de suas classes de tráfego, ou ainda tráfego IP, conforme pode ser visualizado na figura 1.4. Logo, para uma mesma rede, diferentes caminhos ópticos podem ter diferentes requisitos de proteção e de qualidade de serviço, com possíveis implicações tanto sobre a topologia física quanto para a topologia de caminhos físicos.

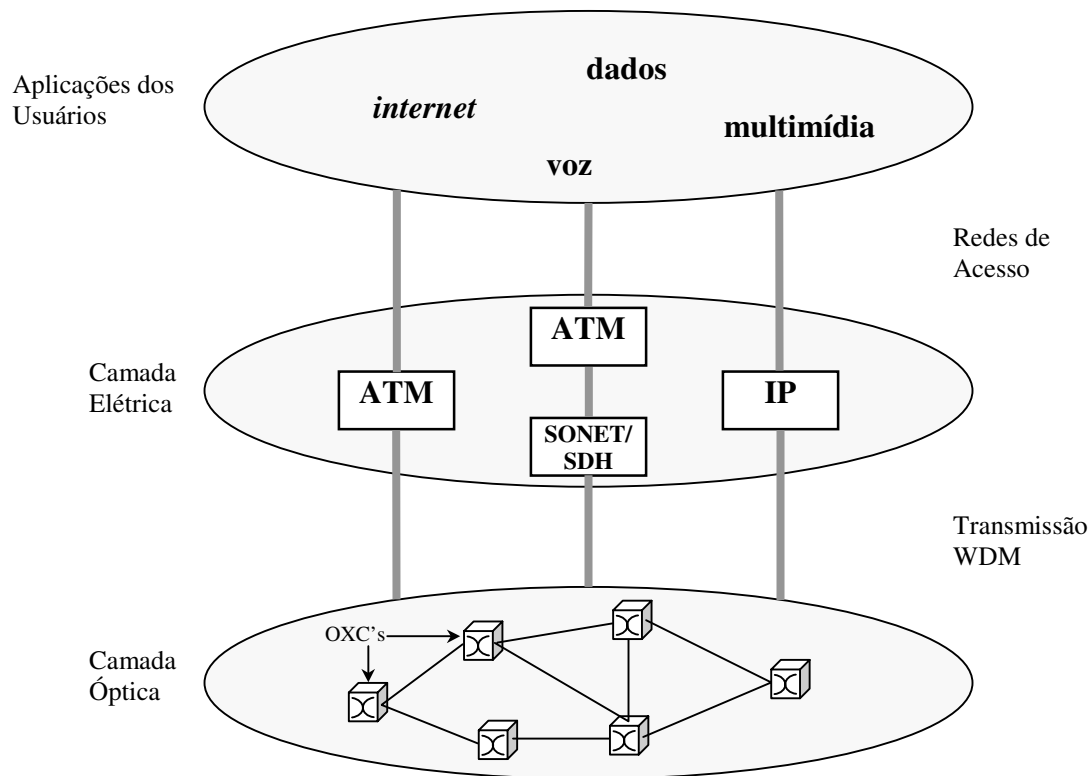


Figura 1.4: Arquiteturas de camadas para as futuras redes de telecomunicações.

As propriedades anteriormente descritas tornam as redes WDM muito atrativas para constituírem o *backbone* das futuras redes de transporte. O principal desafio no projeto destas redes é entretanto, levar em conta as várias características de cada tecnologia disponível (antigas ou emergentes) de forma a construir redes de transporte eficientes e robustas no sentido de não necessitarem de uma completa reformulação, cada vez que uma nova onda de avanços tecnológicos torne-se economicamente viável.

CAPÍTULO II

Modelos de Rede e Tráfego

Neste capítulo são apresentados os principais tópicos relacionados com a conectividade óptica, bem como, os modelos de tráfego e rede adotados para as simulações.

2.1 - Aspectos Básicos da Conectividade Óptica WDM

A conectividade óptica teve início com alguns conceitos muito simples e básicos, e está evoluindo rapidamente no sentido de solucionar um tema muito atual que refere-se a construção de redes de grandes dimensões robustas, mesmo na presença de falhas e aumento do tráfego, e que evoluirão suavemente com o tempo e tamanho. Os avanços na tecnologia óptica têm permitido a construção de dispositivos de roteamento de comprimento, tais como os OADM's (*optical add-drop multiplexers*), e os altamente flexíveis OXC's (*wavelength crossconnects*).

Existem vários tópicos principais relacionados com a conectividade óptica, os quais precisam ser analisados quando se trata de redes ópticas:

- (1) Estrutura dos dispositivos de roteamento de comprimento de onda.
- (2) Escalabilidade da Rede.
- (3) Conversão de Comprimento de Onda.
- (4) Transparência.
- (5) Operação, Gerenciamento e Controle da Rede (funções OAM).

2.1.1 - Arquitetura do Nó Óptico

A figura 2.1 ilustra o esquema geral de um OADM. Este dispositivo pode seletivamente extrair ou adicionar um comprimento de onda específico entre os canais WDM transportados por uma fibra. Os outros comprimentos de onda passam opticamente pelo nó.

Este nó óptico é caracterizado por várias funcionalidades. Por exemplo, ele pode ser rígido, no sentido de extrair/adicionar um ou mais comprimentos de onda fixos; ou flexível, extraindo/adicionando qualquer comprimento de onda a sua disposição. Detalhes tecnológicos da arquitetura dos OADM's podem ser obtidos em [10].

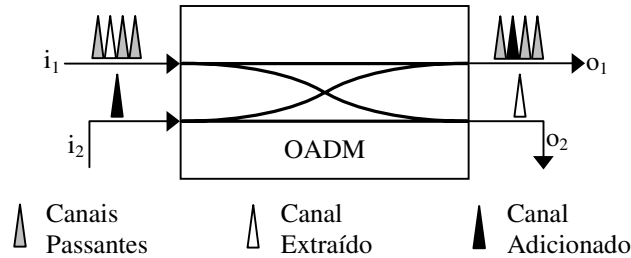


Figura 2.1: Esquema genérico de um OADM.

Um OXC possibilita rotear canais individuais chegando em qualquer um dos seus portos de entrada para qualquer um dos seus portos de saída. Existem diversas arquiteturas para um OXC, dependendo se ele é rígido, se permite reorganização (*rearrangeability*) ou se é estritamente sem bloqueio. Os esquemas básicos são mostrados na figura 2.2a-d.

A configuração mais simples (figura 2.2a) não dá a possibilidade de reorganização. Um OXC com essa característica é mostrado na figura 2.2b, sendo que a função de reorganização é introduzida através da inserção de matrizes de comutação espacial. Deste modo, cada comprimento de onda chegando pelas fibras de entrada, pode ser roteado para qualquer fibra de saída que ainda não esteja usando aquele comprimento de onda. Este OXC apresenta uma largura de banda proporcional a NMB , sendo N o número de portos de fibra de entrada e de saída, M é o número de comprimentos de onda transportado por cada fibra, e B é a taxa de bits de cada comprimento de onda.

A restrição de que dois canais transportados por duas fibras diferentes no mesmo comprimento de onda, não podem ser roteados simultaneamente para uma mesma fibra de saída, pode ser aceita ou não, dependendo da topologia da rede, dimensões, tráfego, funções de operação, administração e manutenção, entre outras. Tal restrição pode ser eliminada usando conversores de comprimento de onda em conjunto com um comutador de grandes dimensões dentro do nó óptico, conforme mostrado na figura 2.2c. Esta configuração insere significativa complexidade a estrutura do nó roteador, mas permite uma melhor reutilização dos comprimentos de onda. Para evitar estes comutadores grandes, que não são práticos,

especialmente devido a grande dimensão do OXC ($N \times M$), a arquitetura apresentada na figura 2.2d pode ser adotada, permitindo ser obtida uma grande flexibilidade. Nesta arquitetura, a seleção do canal é obtida através da combinação de divisores de potência passivos e filtros sintonizáveis. Diversos comutadores de pequenas dimensões substituem o grande comutador da figura 2.2c. Abordagens tecnológicas relacionadas aos OXC's, bem como vários esquemas de arquiteturas podem ser encontrados em [10].

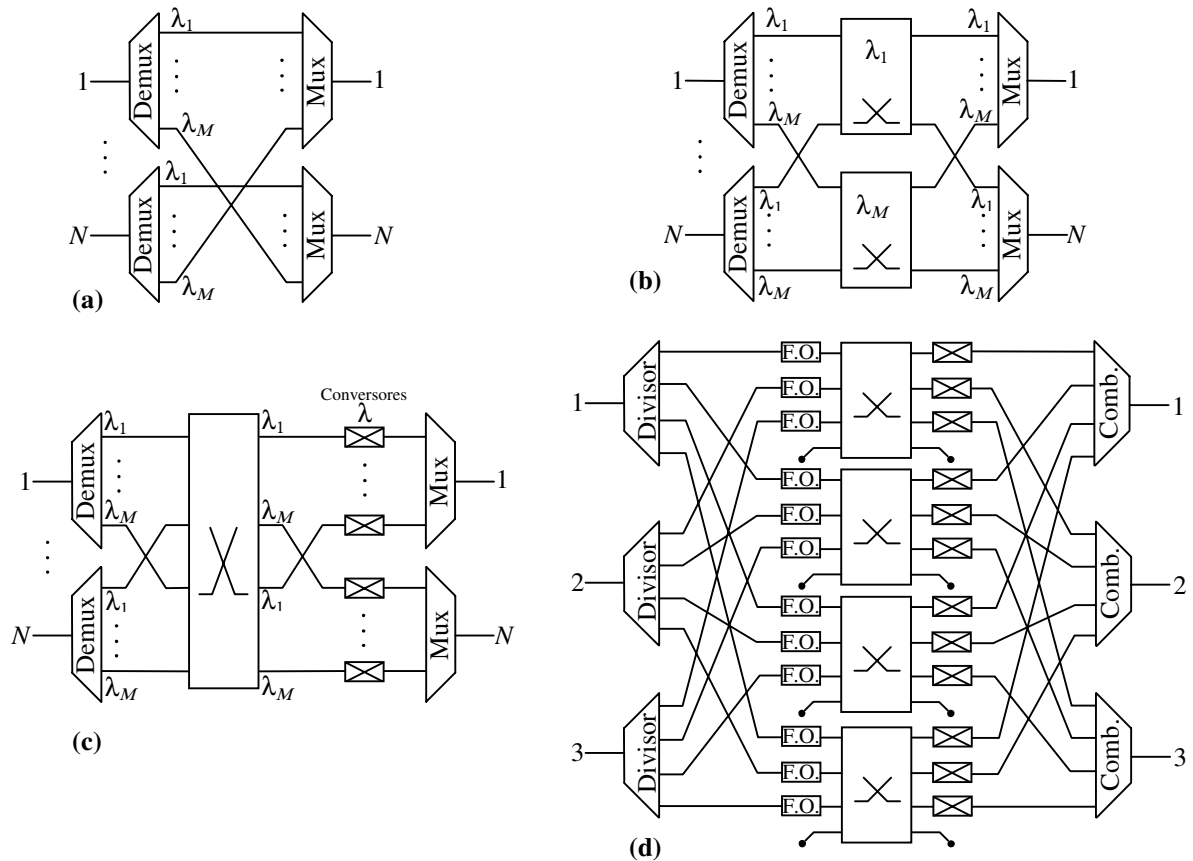


Figura 2.2: Esquemas básicos da arquitetura de um OXC: (a) rígido; (b) com reorganização; (c) estritamente sem bloqueio, (d) estritamente sem bloqueio com matrizes de comutação espacial de dimensões menores.

2.1.2 - Escalabilidade

A escalabilidade significa que sempre é possível adicionar nós a rede; esta é uma exigência crítica. Através do emprego de mais cópias de um equipamento, uma rede pode atender a um número crescente de usuários localizados em uma região de gradativa demanda por serviços, ao mesmo tempo que oferece uma maior capacidade agregada. Escalabilidade implica no “reuso” de comprimento de onda. De fato, se eventualmente o número de

comprimentos de onda é limitado, a implicação é que o número de nós da rede deve ser completamente independente do número de comprimentos de onda.

Apenas o roteamento de comprimentos de onda não é suficiente para permitir escalabilidade em redes ópticas. Um grau mais alto de escalabilidade pode ser alcançado se todo canal puder ser comutado para um novo caminho, que pode ser em um comprimento de onda diferente, exigindo desse modo, conversão de comprimento de onda. Isto efetivamente requer ambas comutações; espacial e de comprimento de onda; não somente canais são comutados para diferentes portas de saída em cada nó, mas também de um comprimento de onda para outro. Isto pode ser realizado em uma rede baseada em comutação por circuitos ou comutação por pacotes. Se a comutação de um comprimento de onda para outro puder ser inteiramente óptica, então uma rede transparente totalmente óptica pode ser realizada com escalabilidade “verdadeira”.

2.1.3 - Conversão de Comprimento de Onda

Em redes simples de roteamento de comprimento de onda, um caminho de luz entre dois nós ao longo de uma rota particular deve usar um único comprimento de onda em todos os enlaces desta rota. Esta exigência é conhecida como restrição de continuidade de comprimento de onda. Por exemplo, considere a rota com dois enlaces mostrada na figura 2.3. Suponha que uma conexão deva ser estabelecida entre os nós 1 e 3 através de uma rota que passe por um OXC no nó 2. Esta conexão somente poderá ser estabelecida se o mesmo comprimento de onda estiver disponível em ambos os enlaces. Se apenas comprimento de onda λ_1 estiver livre no enlace 1, e somente λ_2 no enlace 2, então a conexão não pode ser estabelecida.

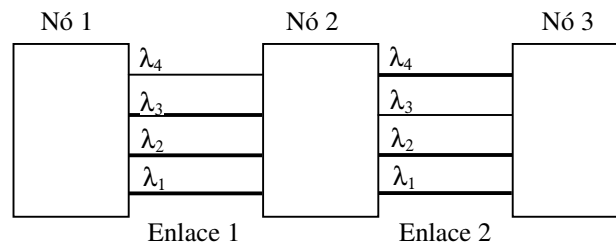


Figura 2.3: Bloqueio em redes WDM. Linhas em negrito indicam comprimentos de onda não disponíveis.

A exigência imposta pela restrição de continuidade de comprimento de onda pode ser evitada através do uso de conversores de comprimento de onda. O conversor de comprimento de onda é um dispositivo que toma como sua entrada, um canal de dados modulado em uma portadora óptica com um comprimento de onda λ_{in} , e gera em sua saída o mesmo canal modulado em uma portadora com um diferente comprimento de onda λ_{out} . Se conversores de comprimento de onda são inseridos nos OXC's em uma rede WDM, conexões podem ser estabelecidas sem a necessidade de encontrar um mesmo comprimento de onda desocupado em todos os enlaces de uma dada rota. Por exemplo, se um conversor de comprimento de onda estiver disponível no nó 2 na figura 2.3, a conexão poderia ser estabelecida usando o comprimento de onda λ_4 no enlace 1 e λ_3 no enlace 2. Isto significa que as redes com conversores de comprimento de onda são equivalentes as tradicionais redes comutadas por circuito.

A figura 2.4 mostra os diferentes tipos de conversão de comprimento de onda que podem ser implementadas em um nó. A arquitetura usa conversores de comprimento de onda com entrada e saída fixas.

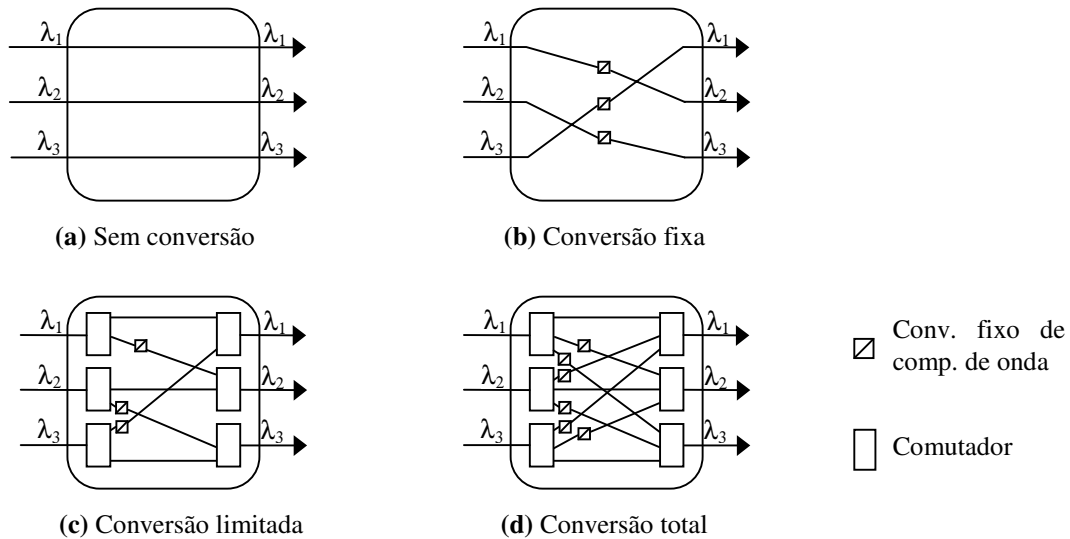


Figura 2.4: Diferentes tipos de conversão de comprimento de onda ilustrados em um OADM. Os ports locais não estão mostrados.

A capacidade de conversão de um nó pode ser caracterizada por um grau de conversão d , $1 \leq d \leq W$. Um comprimento de onda de entrada pode ser convertido em d comprimentos de onda diferentes em um nó. Com conversão fixa de comprimento de onda, um sinal chegando

em um nó no comprimento de onda λ_i deve sempre deixar o nó no comprimento de onda λ_j , independente do seu porto de entrada ou de saída. No caso sem conversão, $\lambda_i = \lambda_j$. Em ambas situações $d = 1$. Com a conversão total de comprimento de onda, um sinal chegando em λ_i pode deixar o nó em qualquer comprimento de onda λ_j . Esta é a situação mais flexível, e neste caso $d = W$. No caso da conversão limitada, um sinal chegando em λ_i pode deixar o nó em qualquer comprimento de onda $\lambda \in S(\lambda_i)$, sendo $S(\lambda_i)$ o conjunto de comprimentos de onda no qual a conversão pode ser feita.

A conversão pode ocupar um importante papel na melhoria da utilização dos comprimentos de onda disponíveis em uma rede, ou reduzindo a taxa de bloqueio das requisições de caminhos de luz. A conversão pode ser muito útil também quando precisa-se estabelecer um caminho de luz através de múltiplos domínios, administrados por diferentes operadores, os quais não coordenam sua respectiva alocação de comprimento de onda, ou então quando é necessário interconectar equipamentos de diferentes fabricantes que usam comprimentos de onda incompatíveis. Porém, espera-se que os conversores de comprimento de onda aumentem o custo e a complexidade das redes WDM. A não utilização de conversão de comprimento de onda reduziria significativamente os custos dos comutadores, mas também pode reduzir a eficiência da rede, porque mais comprimentos de onda podem ser necessários. Entretanto, vários estudos relatam que o ganho de eficiência devido a conversão de comprimento de onda é pequeno se comparado com o aumento de custos gerados [14,15]. Além disso, os conversores de comprimento de onda ópticos ainda são apenas curiosidades laboratoriais [2].

Como pode-se notar, a necessidade de conversão de comprimento de onda dentro de uma rede óptica permanece controversa. Ainda mais com a chegada ao mercado dos roteadores ópticos configuráveis, cuja função é encaminhar um dado comprimento de onda para o destino correto através de matrizes de comutação inteiramente ópticas, as conversões O/E/O podem ser evitadas, pois estes dispositivos serão capazes de absorver todo tráfego *internet* em crescimento exponencial com enormes vantagens. Entre os principais benefícios estão o tempo de comutação ultra-rápido, transparência na taxa de bit e protocolos. Trata-se da tecnologia MEMS (*Micro Eletromechanical Systems*) [11], que baseia-se em microespelhos móveis sobre uma base de silício, para refletirem uma onda luminosa de um porto de entrada para um porto de saída. Entretanto, os dispositivos ópticos baseados na tecnologia MEMS têm

ainda que superar barreiras tecnológicas de forma a confirmar seu potencial como tecnologia de comutação óptica preferida a longo prazo.

2.1.4 - Transparência

Este termo é usado com diferentes significados, e com diferentes pesos. A transparência absoluta pode ser entendida como a propriedade pela qual todo sinal trafega ao longo de uma rede independentemente do seu formato de modulação, protocolo, velocidade (taxa de bits no caso de sinais PCM), etc.; isto é, somente os equipamentos terminais determinariam as limitações no formato do sinal. Entretanto, devido às limitações físicas de propagação na fibra e a natureza dos dispositivos ópticos pelos quais o sinal passa, a transparência absoluta nunca pode ser alcançada [10]. Então, é mais útil especificar um certo grau de transparência. O grau mais simples de transparência é dos sinais digitais (independência da taxa de bits, formato e protocolo). Por exemplo, transmissão analógica requer uma maior relação sinal-ruído e linearidade no sistema do que em uma transmissão digital, além de ser mais susceptível a degradação do sinal (*impairments*). Transparência total exigiria que a rede fosse transparente a todo sinal óptico com modulação em amplitude, fase ou frequência.

Ao considerar a transparência de uma rede óptica, é necessário levar em conta as limitações reais do meio físico e a natureza física de cada dispositivo óptico usado na rede, alguns dos quais não são facilmente evitados. Os que operarão em ambientes de redes locais não irão necessariamente operar em redes nacionais ou internacionais. Portanto, é necessário compreender o grau exigido de transparência e avaliar os custos para conseguir este grau de transparência.

Grau de Transparência

O grau de transparência oferecido por uma implementação eletrônica depende do tipo de regeneração do sinal empregada dentro do nó. Se a implementação é completamente analógica, ela pode oferecer quase o mesmo grau de transparência que a óptica (com exceção de poder suportar somente formatos de modulação baseados em amplitude). Se a implementação for digital, ela claramente não suportará tráfego analógico.

Existem três tipos de técnicas de regeneração para dados digitais. A padrão é conhecida como regeneração com *retiming* e *reshaping*, também chamada de 3R. Nela o bit de sincronização é extraído do sinal, e o sinal é sincronizado novamente. Esta técnica essencialmente produz uma cópia recente do sinal a cada passo de regeneração, permitindo que o sinal passe por um grande número de regeneradores. Entretanto, isto elimina completamente a transparência para as taxas de bit e formatos de quadro, já que a aquisição de sincronismo usualmente requer o conhecimento de ambos parâmetros.

Um segundo método de regeneração do sinal óptico é redefini-lo (*reshape*) sem realizar o *retiming*. Isto também é conhecido como regeneração 2R, e pode oferecer transparência para as taxas de bit sem suportar dados analógicos ou diferentes formatos de modulação. Entretanto, este enfoque limita o número de passos de regeneração permitidos, particularmente a taxas de bit mais altas, acima de algumas centenas de Mb/s. A limitação é devida ao *jitter* que se acumula a cada passo de regeneração.

A forma final de regeneração é a 1R, onde o sinal é simplesmente recebido e retransmitido sem *retiming* e *reshaping*. Esta forma de regeneração também pode tratar com dados analógicos, mas seu desempenho é significativamente inferior quando comparado as outras duas formas de regeneração.

Conectividade Óptica Opaca

Neste enfoque, cada caminho de luz encontra regeneradores em cada nó da rede. A porção totalmente óptica da rede está limitada somente aos enlaces WDM ponto-a-ponto, que incluem o uso de amplificadores ópticos. A grande virtude destas redes é que elas separam a transmissão da comutação e impedem a degradação do sinal ao longo do seu caminho. Outra importante vantagem desta arquitetura é que ela permite a conversão de comprimento de onda em um ambiente multifabricantes. Tais redes provêem mecanismos simples para desempenho e gerenciamento de falhas. Entretanto, o grande inconveniente destas redes é o alto custo instalado inicialmente nas adicionais conversões ópticas eletrônicas nos nós intermediários [8,9].

Redes Ópticas Híbridas

Essa é uma proposta mais prática, na qual “domínios opticamente transparentes” serão interconectados via dispositivos de comutação opaca que permitem regeneração total [9]. Está claro que este modelo híbrido será a arquitetura de escolha [21]. Ele provê o melhor de ambos os mundos - eletrônico e óptico, sem comprometer as características salientes de cada uma destas tecnologias.

2.1.5 – Funções OAM e Controle em Sistemas Transparentes

Existem duas preocupações principais com relação as redes transparentes. A primeira diz respeito ao monitoramento do estado da rede, já que em uma rede transparente as informações digitais normais com relação ao desempenho da rede não estão disponíveis. A segunda é que sistemas de transporte, tais como SDH e SONET, tem bem definidos seus dispositivos internos para o tratamento de falhas e monitoramento de desempenho, e o que quer que seja feito na camada óptica deve-se trabalhar em conjunto com as camadas de transporte. O tópico relevante é, portanto, o modo como as informações de controle da rede deveriam ser transportadas. Além disso, diferentes sistemas de transporte podem partilhar o mesmo meio, explorando a transparência da rede. Cada um destes diferentes sistemas tem seus próprios mecanismos para o tratamento de falhas, etc.. Controle e gerência de rede representam tarefas complexas a serem investigadas para as futuras redes [10].

2.2 - Tipos de Redes: Estáticas ou Reconfiguráveis

Existem dois tipos de redes de roteamento de comprimento de onda; estáticas e reconfiguráveis. Uma rede estática não usa comutadores dentro dos nós OXC's. Ela pode usar conversores de comprimento de onda fixos ou estáticos. Nada dentro da rede pode mudar de estado. Redes reconfiguráveis, por outro lado, usam comutadores (ópticos ou eletrônicos) dentro dos nós OXC's e/ou conversores de comprimento de onda dinâmicos. Note que as redes com comutadores e conversores de comprimento de onda estáticos são consideradas reconfiguráveis, assim como as redes sem comutadores mas com conversores de comprimento de onda dinâmicos.

A principal diferença entre estes dois tipos de redes é que o conjunto de caminhos de luz que podem ser estabelecidos entre os usuários é fixo para uma rede estática, ao passo que para uma rede reconfigurável, este conjunto de caminhos pode ser alterado mudando-se os estados dos comutadores ou conversores de comprimento de onda nos nós OXC's.

O projeto de uma rede estática é apropriado quando é dado um conjunto fixo de requisições a serem atendidas. Entretanto, na maioria das redes, o conjunto de requisições não é conhecido *a priori* ou muda com o tempo. Em [2] mostra-se que as redes estáticas necessitam de um grande número de comprimentos de onda para suportarem estes padrões de tráfego (dinâmico), implicando na não escalabilidade destas redes. Portanto, comutadores e/ou conversores dinâmicos de comprimento de onda são necessários para implementar redes estáticas escaláveis.

Neste trabalho, adota-se como modelo para as simulações as redes reconfiguráveis, pois como objetiva-se estudar/comparar estratégias evolutivas para as redes ópticas, é importante que estas sejam escaláveis.

2.3 - Caracterização do Tráfego

Em geral, é difícil prever as exigências de largura de banda e propriedades estatísticas do tráfego que será transportado pelas futuras redes WDM de roteamento de comprimento de onda, mas a consideração destes fatores é importante para a análise e projeto da rede. Por exemplo, espera-se que a largura de banda provida por um único caminho de luz exceda em muito as exigências da maioria das chamadas telefônicas individuais. Assim, um caminho pode ser usado para transportar uma única chamada de grande largura de banda estabelecida entre dois usuários individuais, ou então um fluxo de tráfego de vários usuários multiplexados eletronicamente no domínio do tempo. Os usuários de uma rede de transporte WDM poderiam então ser equipamentos eletrônicos de comutação, tais como *cross-connects* SONET/SDH, comutadores ATM ou roteadores IP, estações de trabalho individuais ou servidores de vídeo.

A gama de quais caminhos de luz são dinamicamente estabelecidos devido a flutuações variantes no tempo da demanda de tráfego, é um importante tema na análise e projeto de rede, e é um tanto dependente das exigências de largura de banda discutidas anteriormente. Se a largura de banda de chamadas individuais é significativamente menor que um único caminho de luz, então um grande número de chamadas pode ser multiplexada por divisão de tempo em

cada comprimento de onda. Dependendo da taxa que a demanda total do tráfego varia, os caminhos de luz podem relativamente permanecer fixos no tempo, apenas com mudanças ocasionais na alocação de caminhos de luz para restauração (recuperação à falhas), ou para acompanhar lentamente as mudanças na média do tráfego ao longo de um dia. Alternativamente, em meios muito dinâmicos, tal como no transporte de tráfego *internet* multiplexado, ou se a banda das chamadas individuais é grande em comparação com a disponibilizada pelo caminho de luz, as exigências de largura de banda podem variar consideravelmente no tempo e os caminhos de luz podem ser estabelecidos sob demanda. Então, o tráfego oferecido a uma rede com roteamento de comprimento de onda pode ser estático, com as exigências de largura de banda fixas no tempo, ou dinâmico, com os caminhos de luz estabelecidos sob demanda. Em uma rede realística espera-se uma combinação de ambos os casos – alguns caminhos de luz sendo estabelecidos de uma maneira semi-permanente, enquanto outros sendo estabelecidos e desativados como chamadas que iniciam e terminam em uma rede telefônica.

Redes WDM dinâmicas, podem realizar roteamento *online* ou *offline*. No roteamento *offline* todas as requisições de caminhos de luz a serem roteadas são conhecidas *a priori*, e as rotas e comprimentos de onda ótimos são determinados. Se um novo caminho de luz deve ser incluído em um conjunto já existente, pode ser necessário uma “realocação” de comprimentos de onda a todos os caminhos, além de rotear novamente os caminhos já existentes. Uma alocação ótima de comprimento de onda pode então ser obtida. Entretanto, pode não ser prático “re-rotear” caminhos de luz já existentes. Em contraste, redes usando roteamento *online* estabelecem novos caminhos de luz sem fazer mudanças na alocação de comprimento de onda dos caminhos já existentes.

Neste trabalho, considera-se o caso em que os caminhos de luz são dinamicamente estabelecidos usando o roteamento *online*, refletindo a ativação e desativação de conexões de grande largura de banda (cada conexão ocupa a banda total de um caminho de luz).

2.3.1 - A Natureza Auto-Similar do Tráfego *Internet*

A natureza auto-similar do tráfego *internet* têm sido demonstrada através de várias medidas e estudos estatísticos [6]. Em particular, isto significa que o tráfego nas redes *Internet* exibe a mesma característica independentemente do número de sessões simultâneas em um dado enlace físico. Como exemplo, a figura 2.5 mostra uma comparação entre o tráfego auto-similar e o tráfego de voz poissoniano para diferentes número de usuários agregados. Pode-se facilmente verificar que a medida que o número de fluxos de voz aumenta, o tráfego torna-se mais e mais suave. Em outras palavras, a variância do tráfego de voz (que pode ser modelado como um processo de Poisson) rapidamente diminui com o aumento da agregação dos fluxos. O que não é verificado no caso do tráfego *internet* com o aumento do número de usuários. De fato, a variância deste processo diminui em uma velocidade muito mais lenta. Esta propriedade é usualmente conhecida como dependência de longa duração (*long-range dependence*) do tráfego *internet*. Um modelo de tráfego que apresenta dependência de longa duração é o “Tráfego Browniano Fracionário” (*Fractional Brownian Traffic* – FBT), que têm sido amplamente usado para modelar o tráfego *internet* [13]. O FBT é uma versão adaptada do “Movimento Browniano Fracionário” (*Fractional Brownian Motion* -FBM), que é um processo estocástico Gaussiano que apresenta as características de dependência de longa duração observadas no tráfego *internet*.

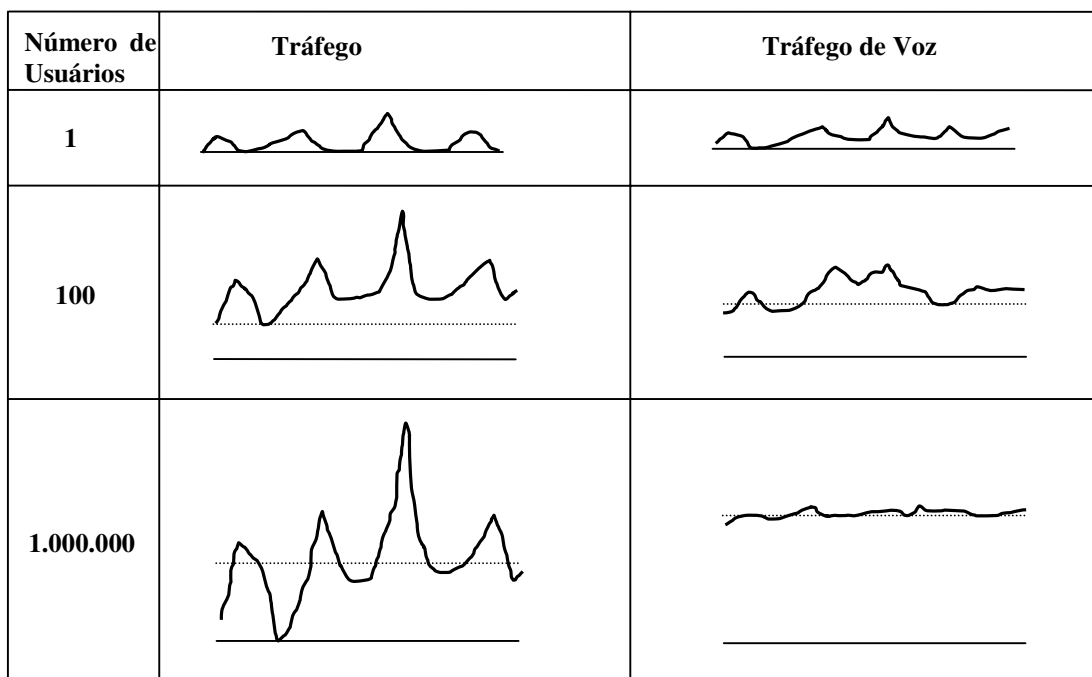


Figura 2.5: A natureza auto-similar do tráfego de rede *internet*.

A auto-similaridade do tráfego *internet* tem um impacto direto no dimensionamento da rede, especialmente no tamanho dos *buffers*. Por um lado, o tamanho do *buffer* deveria ser grande o suficiente para absorver as longas rajadas de tráfego induzidas pelas características auto-similares; por outro lado, o tamanho do *buffer* não deveria ser tão grande para não introduzir atrasos inaceitáveis. Uma possível solução para um projetista de rede, seria aumentar o tamanho dos *buffers* nos pontos de admissão da rede de forma a suavizar os picos e vales; e dimensionar a capacidade dos enlaces IP de modo que a rede possa operar a uma carga mais alta que a média nas tradicionais redes de telecomunicações [7].

A maioria das análises de redes WDM dinamicamente reconfiguráveis têm assumido que o regime estatístico de tráfego é caracterizado por chegadas poissonianas de requisições (caminhos de luz) e retenção exponencial dos caminhos, ou seja, tráfego sem memória. Estas, são considerações comuns para o modelamento do tráfego telefônico (voz) nas tradicionais redes comutadas por circuito. Entretanto, elas somente podem ser aplicáveis em redes WDM dinamicamente reconfiguráveis, para chamadas individuais com grande largura de banda (caso adotado neste estudo) [12]. Espera-se que estas considerações não sejam boas aproximações para caminhos de luz transportando fluxos de tráfego multiplexados por divisão de tempo.

Sabe-se que atualmente o tipo de tráfego predominante nas redes de telecomunicações é auto-similar (tráfego *internet*), entretanto este aspecto não foi levado em conta nas simulações. Por outro lado, os temas abordados nesta tese (como por exemplo, RWA (*routing and wavelength assignment*)) também estão presentes em redes com essa característica de tráfego. Todavia, seria necessário um estudo mais aprofundado para incluir não só estes problemas como alguns outros como por exemplo, o modelamento do tráfego e o dimensionamento de *buffers* ópticos.

2.3.2 – Organização do Tráfego (*Traffic Grooming*)

Grooming é um termo da indústria usado para descrever a otimização da capacidade de utilização dos sistemas de transporte por meio de conexões cruzadas (*cross connections*) ou conversões entre diferentes sistemas de transporte ou camadas, dentro do mesmo sistema [3]. O *grooming* tipicamente envolve o uso de equipamentos de conversão de frequência ou *slots* de tempo de forma a aumentar a capacidade efetiva de uma rede.

A maioria dos trabalhos sobre organização do tráfego têm sido realizados na área de provimento de projetos de rede eficientes para anéis WDM, e soluções têm sido propostas para melhorar o custo total das redes. Algoritmos de organização do tráfego para a alocação de circuitos de baixa velocidades em comprimentos de onda nos anéis WDM também têm sido propostos [4,5]. Por exemplo, quatro fluxos OC-12⁶ podem ser multiplexados pelos ADM's da camada SONET/SDH, de maneira a formar um único fluxo de OC-48, neste caso o fator de *grooming* é 4. Especificamente estes algoritmos tratam com a minimização dos custos das camadas eletrônicas superiores, já que este é dominante em relação aos custos de comprimentos de onda e equipamentos ópticos. Para circuitos de tráfego de alta velocidade, onde cada fluxo necessita da banda total de um comprimento de onda, OADM's configuráveis podem ser usados para adicionar/retirar seletivamente somente comprimentos de onda transportando tráfego que é destinado ou originado em um nó particular. Desta forma, a camada óptica WDM é usada para reconfigurar dinamicamente a topologia virtual (ou eletrônica) da rede em resposta a novas chegadas de requisições. Isto pode levar a um significativo aumento de capacidade que a rede pode suportar.

O desempenho da probabilidade de bloqueio utilizando-se a organização do tráfego em redes WDM com topologias arbitrárias foi estudado em [5]. Foi mostrado que este desempenho não é somente afetado pelo tráfego no enlace e pelas estratégias de roteamento e alocação de comprimento de onda, mas também pela frequência de chegada das diferentes taxas dos fluxos de tráfego de baixa velocidade, seus respectivos tempos de retenção, e mais importante, a capacidade de distribuição dos comprimentos de onda nos enlaces. Um bom algoritmo de alocação de rota e comprimento de onda para a organização do tráfego, deve tratar todas as requisições de forma “justa”, ao mesmo tempo que deve assegurar uma eficiente utilização da rede [53].

⁶ A terminologia OC-*n* é um jargão amplamente usado em comunicações ópticas. “OC” significa canal óptico (*optical channel*) e especifica a taxa de dados eletrônica, assim OC-*n* representa uma taxa de $n \times 51,84$ Mbps aproximadamente. Deste modo OC-48 e OC-12 correspondem a taxas de 2,5 Gbps e 622,08 Mbps, respectivamente.

2.4 - Alocação de Rota e Comprimento de Onda

De uma maneira geral, o problema de roteamento e alocação de comprimento de onda (*routing and wavelength assignment* - RWA) em redes WDM, consiste na escolha apropriada da rota e do comprimento de onda, entre diversas opções possíveis para cada conexão, de modo que duas conexões usando o mesmo comprimento de onda não compartilhem o mesmo enlace. No caso de tráfego estático, o objetivo tipicamente é minimizar o número de comprimentos de onda utilizados, e para o tráfego dinâmico a meta é minimizar a probabilidade de bloqueio das requisições. Geralmente, o problema RWA para tráfego estático pode ser formulado como um problema de programação linear inteira mista [18], que é NP (*Non Polynomial*) - completo [16]. Para tornar o problema mais tratável, ele pode ser particionado em duas partes – (1) roteamento e (2) alocação de comprimento de onda – e cada uma delas pode ser resolvida separadamente. Já para tráfego dinâmico, este problema é mais difícil de ser solucionado, e portanto, métodos heurísticos são frequentemente empregados. Devido a limitações práticas na tecnologia de transmissão, o número de comprimentos de onda disponíveis em uma fibra óptica é restrito. Assim, uma boa solução para o problema RWA é de grande importância para aumentar a eficiência das redes WDM.

2.4.1 - Modelo para a Rede WDM

Pelo menos no ambiente das operadoras tradicionais de comunicações, a rede WDM surge normalmente da evolução de redes síncronas digitais (SDH/SONET), que costumam assumir a topologia em anel para melhor provimento de facilidades de proteção ao seu elevado tráfego, que geralmente atende a um grande número de usuários. Assim sendo, ela própria assume uma configuração inicial em anel, que ainda tem a vantagem de poder ser implementado apenas com OADM's, sem a necessidade de OXC's, cuja maior dimensionalidade (*outdegree*) exige tecnologia mais cara e sofisticada.

Com relação ao modelo de atendimento ao tráfego, a literatura considera em geral dois casos extremos: a rede sem bloqueio, na qual se busca minimizar o número de comprimentos de onda da grade necessária para atender sem bloqueio todas as requisições de caminhos que respeitem o requisito de carga máxima sobre as fibras; e a rede com bloqueio, onde se busca minimizar a probabilidade de bloqueio para um dado tamanho da grade. O caso sem bloqueio

é em geral mais difícil de ser analisado, pois é necessário identificar a sequência de eventos de pior caso para o algoritmo de alocação de comprimento de onda em consideração. A natureza estatística da rede com bloqueio facilita o seu estudo pela via computacional, além disso, ela provavelmente se aproxima melhor de um modelo realista de atendimento. Por estes motivos, esse modelo foi adotado para as análises.

Seja W o tamanho do conjunto (*pool*) de comprimentos de onda disponíveis para a alocação e $L \leq W$ a carga máxima das fibras, ou seja, o número máximo de comprimentos de onda permitidos em cada enlace. Supondo ausência de convertibilidade de comprimento de onda nos nós, o anel físico pode ser considerado como a união de W sub-anéis disjuntos de um único comprimento de onda cada um, com a restrição de que cada enlace fica bloqueado se estiver sendo usado em L sub-anéis.

A rede cliente (geralmente um anel SDH/SONET, no caso do anel óptico) gera requisições de conexões. Esta requisição irá gerar sucessivamente:

- Requisição de rota;
- Requisição de comprimento de onda na rota requisitada ou bloqueio da mesma. Neste caso, poderá ser requisitada outra rota que seja viável para a mesma conexão e reiniciada a busca de comprimento de onda. No caso do anel simples, só duas rotas são possíveis para cada conexão.

Uma requisição por um caminho ou rota será considerada ilegal se um ou mais dos enlaces requisitados estiverem bloqueados. Entretanto, algumas requisições legais também poderão ser bloqueadas. Isto ocorrerá sempre que não houver nenhum comprimento de onda disponível simultaneamente em todos os enlaces requisitados, mesmo que todos eles tenham algum comprimento de onda disponível. A probabilidade disso ocorrer, entretanto, pode ser minimizada pela adoção de um bom algoritmo de alocação de comprimento de onda [16]. Em geral, esses algoritmos estabelecem algum tipo de prioridade entre os comprimentos de onda, sendo por isso chamados de ajuste prioritário (*first-fit*).

Vários algoritmos de ajuste prioritário vêm sendo propostos na literatura, não havendo ainda consenso sobre qual seria o de melhor desempenho [17]. Por ordem de sofisticação e desempenho crescentes, são considerados os seguintes:

- **Algoritmo Aleatório (AA)**, que simplesmente sorteia um comprimento de onda qualquer entre os disponíveis para a rota requisitada.
- **Prioridade Fixa (PF)**. Esse algoritmo utiliza uma lista de comprimentos de onda estabelecida *a priori*. O primeiro da lista que não estiver bloqueado em nenhum enlace requisitado será alocado.
- **MAXSUM (MS)** [19]. Escolhe o comprimento de onda cuja alocação minimiza o número de rotas que passarão a ficar bloqueadas no comprimento de onda alocado.

Quando o algoritmo MS leva a um empate entre comprimentos de onda, o desempate é realizado por PF, o qual, por construção nunca dá empate.

Acoplando-se as regras de decisão de AA e/ou PF e/ou MS (obtidas anteriormente) a algoritmos de alocação de rota, pode-se simular o desempenho destes para três níveis representativos de sofisticação em alocação de comprimento de onda. Para esse fim, são considerados os seguintes algoritmos de alocação de rota:

- Roteamento dinâmico com prioridade para o caminho mais curto (DRS – *Dynamic Routing/Shortest Path First*), no qual o caminho mais longo só é testado se for constatado bloqueio da rota mais curta.
- Alocação conjunta de rota e comprimento de onda (JRW – *Joint Routing and Wavelength Assignment*). Neste caso, o algoritmo deve comparar segundo algum critério todos os pares (rota, comprimento de onda) disponíveis, a fim de gerar uma escolha ou alocação.

No capítulo 4 são estudadas também algumas variações do algoritmo JRW, como por exemplo, a limitação no conjunto de rotas (com base no número de enlaces da menor rota) no qual deve ser feita a análise. As simulações utilizando o JRW foram feitas apenas para as redes com topologia em malha (formadas por OXC's e OADM's ou somente por OXC's), pois os critérios de escolha deste algoritmo podem ser melhor avaliados em razão do maior número de alternativas de roteamento em comparação com o anel (o que torna possível o estudo de rotas com diversas granularidades).

2.4.2 - Métricas para a Implementação do Algoritmo MS no Anel WDM

Em topologias genéricas a implementação do algoritmo MS é computacionalmente intensiva e depende do conhecimento da topologia da rede pelos nós de origem e destino da conexão. Em [20], mostrou-se que é possível implementar este algoritmo no anel óptico mediante o uso de métricas simples, que podem ser calculadas pelos nós de origem e destino.

Sejam, $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_m$ os m comprimentos de onda disponíveis para acomodar a rota requisitada. Se o sub-anel correspondente ao comprimento de onda λ_i já estiver acomodando pelo menos algum caminho preexistente, então a rota requisitada seria por ele acomodada num buraco C_i (caminho disponível após uma alocação, ou entre duas alocações no mesmo comprimento de onda) de tamanho $n_i = |C_i| \geq H$, onde H é o número de enlaces da rota requisitada. A figura 2.6 ilustra este cenário.

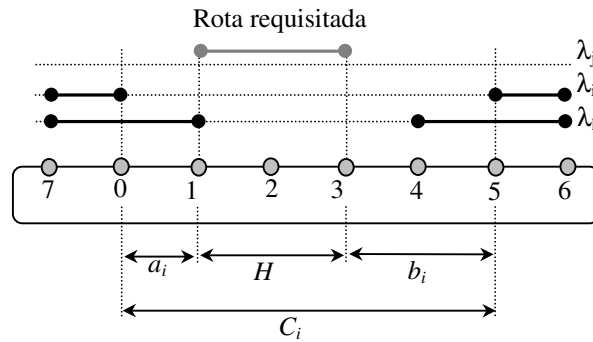


Figura 2.6: O conceito de buraco.

A acomodação no sub-anel i substituirá o buraco C_i por dois novos buracos, um à esquerda e outro à direita do novo caminho, de tamanhos a_i e b_i respectivamente, sendo:

$$a_i + b_i + H = n_i \quad (2.1)$$

Um buraco de tamanho n é capaz de acomodar n caminhos de 1 enlace, $(n-1)$ caminhos de 2 enlaces, $(n-2)$ de 3 enlaces, ..., e 1 caminho de n enlaces. O total de caminhos com os quais ele contribui com uma unidade de capacidade é, portanto:

$$1 + 2 + 3 + \dots + n = \frac{n^2 + n}{2}. \quad (2.2)$$

Após a alocação da rota de tamanho H , o número de caminhos disponíveis será:

$$\left(a^2 + a \right) / 2 + \left(b^2 + b \right) / 2 \quad (2.3)$$

Desta forma, esta alocação retirará uma unidade de capacidade da seguinte quantidade de caminhos (a ser minimizada por MAXSUM):

$$p_i = \frac{1}{2} (n_i^2 - a_i^2 - b_i^2 + H) \quad (2.4)$$

Supondo que os comprimentos de onda sejam comparados sobre uma única rota de tamanho H , pode-se então adotar a seguinte métrica de comparação, a ser minimizada:

$$\mu_i = n_i^2 - a_i^2 - b_i^2 = 2(Hn_i + a_i b_i) - H^2, \quad (2.5)$$

ou sua equivalente (para rota única):

$$v_i = Hn_i + a_i b_i. \quad (2.6)$$

Contudo, se a comparação entre os comprimentos de onda for realizada sobre rotas diferentes, é necessário usar a métrica p_i dada por (2.4), neste caso H é função da rota, devendo portanto ser indexado juntamente com as demais variáveis. A expressão da métrica v_i em (2.6) evidencia que a alocação de comprimento de onda deve privilegiar, entre as opções de mesma rota: a) buracos de menor tamanho n_i ; e b) buracos onde a inserção do novo caminho seja mais assimétrica, o que minimiza o produto $a_i b_i$ para a mesma soma $a_i + b_i = n_i - H$. Como $a_i b_i$ é pelo menos zero e no máximo $(n_i - H)^2 / 4$, a condição para que a decisão seja tomada apenas com base no tamanho do buraco é que, para algum buraco, tenha-se:

$$H n_i + \frac{(n_i - H)^2}{4} \leq H(n_i + 1) \\ \therefore n_i \leq H + 2\sqrt{H} \quad (2.7)$$

Portanto, se (2.7) for satisfeita para algum buraco, pode-se afirmar que o melhor comprimento de onda da rota (segundo MS) é o que apresenta o menor buraco para a inserção do caminho requisitado. O uso dessas regras de decisão parece ser gerenciável pelos nós de origem e destino da rota, na medida em que tanto a_i como b_i , e, portanto, n_i , podem ser obtidos por interrogação sucessiva dos nós adjacentes ao longo do anel.

Os projetistas das redes fotônicas de próxima geração devem estar informados sobre as propriedades e limitações das fibras ópticas e dispositivos de maneira que seus correspondentes protocolos e algoritmos aproveitem o potencial total da tecnologia WDM. Frequentemente um projetista de rede pode abordar as arquiteturas WDM e protocolos de uma

maneira simplificada, que corresponde ao ponto de vista tradicional ou ideal. Infelizmente, este enfoque pode levar a considerações não realistas sobre as propriedades da fibra e dos componentes ópticos e portanto pode resultar em um projeto não realizável ou pouco prático.

CAPÍTULO III

Redes Ópticas WDM com Topologia em Anel

Neste capítulo são abordadas as redes ópticas com topologia em anel formadas somente por OADM's. São apresentadas as simulações realizadas em topologias evolutivas originadas a partir da duplicação dos nós em um anel de caminhos ópticos, bem como comparações entre os algoritmos de alocação de comprimento de onda. Por final, é feito um estudo com relação a demandas com exigências de proteção a seus caminhos ópticos.

3.1 - Considerações Gerais

Um anel óptico pode ser muito atrativo pois é uma sub-rede simples e fácil de ser planejada, e que já conta com seus próprios mecanismos de proteção rápida contra falhas (corte em fibras). Adicionalmente, em ambientes metropolitanos, a rede em anel pode ser pequena o suficiente, de modo que regenerações opto-eletrônicas não sejam necessárias em cada nó, ou certamente em todo o anel. A transparência óptica pode então ser explorada nos OADM's de maneira a reduzir significativamente seus custos se comparados com os sistemas WDM costas-para-costas (*back-to-back*). Além disso, a transparência óptica pode ser mais facilmente explorada em uma rede em anel do que uma rede em malha (formada por OXC's), a qual inerentemente possui mais caminhos, e portanto as regras de planejamento são mais complexas, pois têm que levar em conta a natureza analógica da tecnologia WDM associada com as não linearidades da fibra, acúmulo de ruído e diafonia (*cross talk*). Portanto, o custo dos equipamentos pode ser reduzido anteriormente em anéis ópticos do que em redes baseadas em OXC's, através da redução do número total de transmissores [22].

As simulações apresentadas nas próximas seções, foram realizadas em programas elaborados em linguagem C. Nestes programas, utiliza-se um critério para a distribuição do tráfego no caso do anel possuir um número par de nós, pois neste caso, as rotas no sentido

horário e anti-horário têm o mesmo tamanho (número de *hops*). Quando surge uma requisição entre nós antípodas, a rota no sentido horário é tomada como prioritária quando os nós origem e destino da requisição são pares, assim como a rota no sentido anti-horário é tomada como prioritária quando os nós origem e destino são ímpares. Neste modelo, considera-se também que exista uma fibra para dar suporte ao tráfego no sentido horário e outra para o sentido anti-horário, e que o tráfego é uniformemente distribuído, ou seja, todos os pares origem-destino têm a mesma probabilidade de gerar/receber uma requisição de caminho.

3.2 - Anel Simples

A figura 3.1 compara o desempenho dos algoritmos de alocação de comprimento de onda (apresentados no capítulo 2), em um anel sem convertibilidade de comprimento de onda. O desempenho é caracterizado pela probabilidade de bloqueio como função do nível de tráfego por nó. Salvo menção, nesta como nas demais simulações os resultados são referidos a um anel com 16 nós e 4 comprimentos de onda (supondo que esta também é a carga máxima suportada pelas fibras).

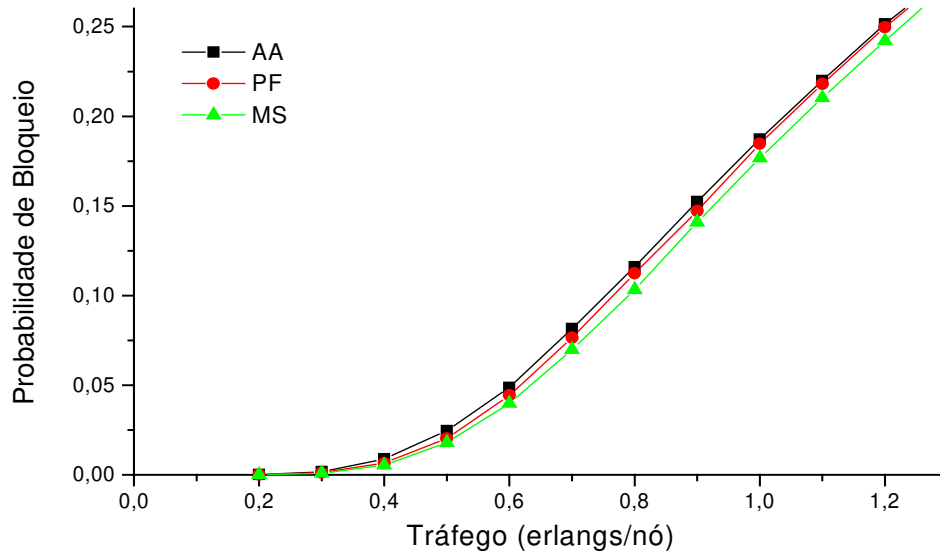


Figura 3.1: Comparação entre diferentes algoritmos de alocação de comprimento de onda no anel com $W=4$ e $L=4$.

Pode-se observar que dentre os algoritmos considerados, MS é o que apresenta o melhor desempenho.

Com o aumento do tráfego e, possivelmente, do número de nós, é necessário que o anel evolua. Vários recursos podem ser utilizados para ampliar a sua capacidade, como por exemplo, adicionar tecnologia aos nós, especialmente capacidade de converter o comprimento de onda de caminhos passantes (essa capacidade pode afetar parcialmente a transparência dos caminhos, e pode limitar a cascadeabilidade dos nós na formação de caminhos, entre outras), duplicar o anel, inclusive os nós, alterando ou não a configuração e os recursos, como também, substituir os OADM's, total ou parcialmente, por OXC's de maior dimensionalidade, sendo plausível a adoção de OXC's com duas entradas e duas saídas, que preservam de certa forma a circularidade e direcionalidade da topologia física e da topologia de caminhos físicos. Esta opção implica na adição de mais fibra, porém segundo diversas alternativas topológicas.

3.3 - Duplicação dos Nós

Supondo que o anel com 16 nós e 4 comprimentos de onda da seção anterior, seja simplesmente duplicado, ou seja, construído um novo anel com mais 16 OADM's e 4 comprimentos de onda, o aumento de capacidade resultante depende da forma como os dois anéis forem gerenciados para atender tráfego agregado [24]. Nas simulações apresentadas a seguir, considera-se o gerenciamento conjunto dos recursos, ou seja, a alocação é feita por um gerenciador comum aos dois anéis, que aplica o algoritmo de alocação de comprimento de onda sobre os $2L$ pares [fibra, comprimento de onda] (sendo L a carga máxima das fibras). Tomou-se como referência o algoritmo MS, já que este apresentou desempenho superior aos demais, e para o roteamento dos comprimentos de onda é utilizado o algoritmo DRS.

A figura 3.2 mostra a simulação realizada no anel duplo, na qual compara-se o efeito de tentar atender a uma requisição, somente utilizando as duas rotas mais curtas (no caso da não disponibilidade de comprimentos de onda nestas rotas a requisição é bloqueada), e quando dispõe-se de todas as rotas possíveis (são 4) para atender a requisição. Esta figura também compara os ganhos obtidos a partir da duplicação dos nós, com o anel simples (sem duplicação).

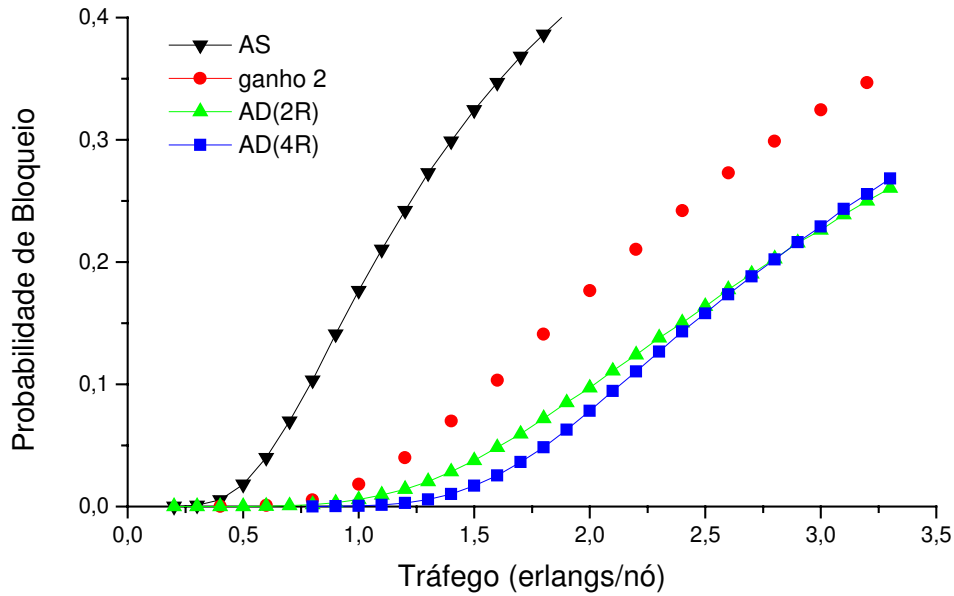


Figura 3.2: Comparação do desempenho do algoritmo MS no anel simples (AS) e no anel duplo (AD) para duas e quatro rotas.

A duplicação do anel com a integração do seu gerenciamento, produziu ganhos de entroncamento, ou seja, o tráfego que era anteriormente atendido no anel simples foi mais que duplicado, para uma mesma probabilidade de bloqueio (a curva “ganho 2” na figura 3.2 representa o dobro do tráfego do anel simples). Observa-se também que para níveis de tráfego mais baixos, tentar atender a uma requisição utilizando todas as possibilidades de rotas, é mais vantajoso que só utilizar as duas rotas mais curtas, entretanto, para um determinado nível crítico de tráfego esta situação inverte-se. Para as simulações seguintes, são consideradas todas as possibilidades de rotas.

No caso anterior, os dois anéis possuíam a mesma configuração de conexões, isto é, o nó 0 (zero) conectado com o nó 1, o nó 1 com o 2, o 2 com o 3, e assim por diante, ou seja, o segundo anel foi construído com cordas de tamanho 1 ($a=1$), em relação ao anel original. A figura 3.3 ilustra as topologias resultantes quando utilizam-se cordas de tamanho 2 e 3.

Para o caso $a=2$, é importante observar que como 2 é um sub-múltiplo de 16, os anéis de cordas não oferecem conectividade total, não sendo possível atender as requisições entre nós pares e nós ímpares, desta forma, esta topologia só oferecerá 2 alternativas de roteamento para estas requisições (só poderão ser atendidas pelo anel original). Já para $a=3$, para todas as possibilidades de requisições são disponibilizadas 4 alternativas de rotas, já que o anel de

cordas oferece conectividade total em função de 3 ser primo com 16. A figura 3.4, mostra uma comparação entre os desempenhos destas topologias, bem como para o caso da duplicação do anel sem alteração da configuração dos nós ($a=1$) (seção 3.2).

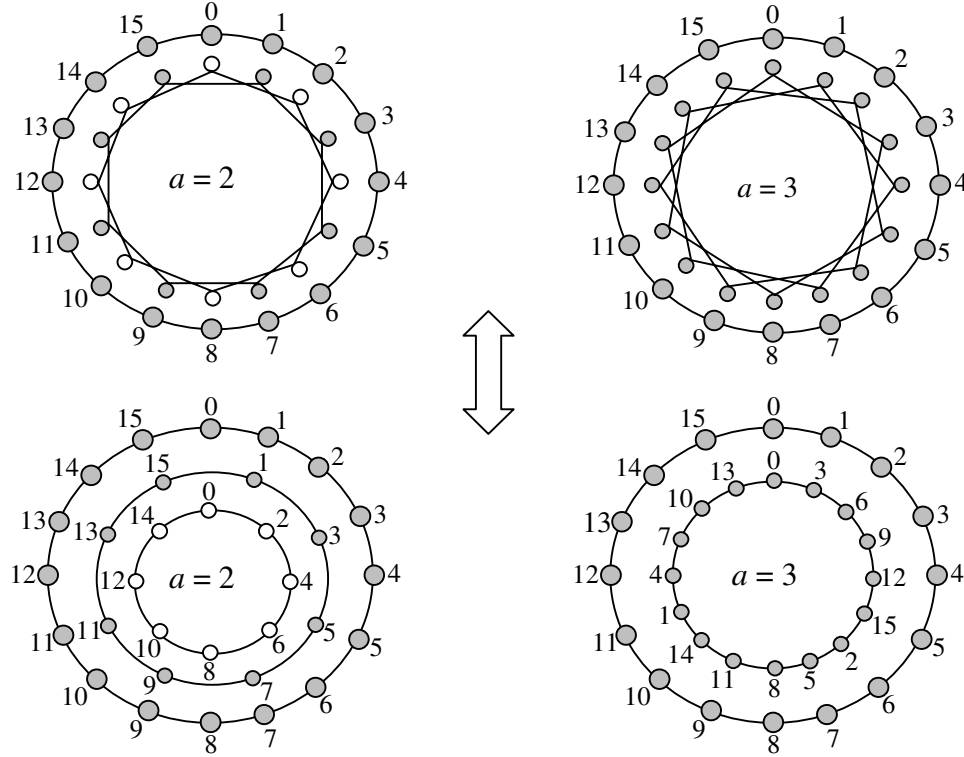


Figura 3.3: Duplicação dos nós para $a=2$ e 3 .

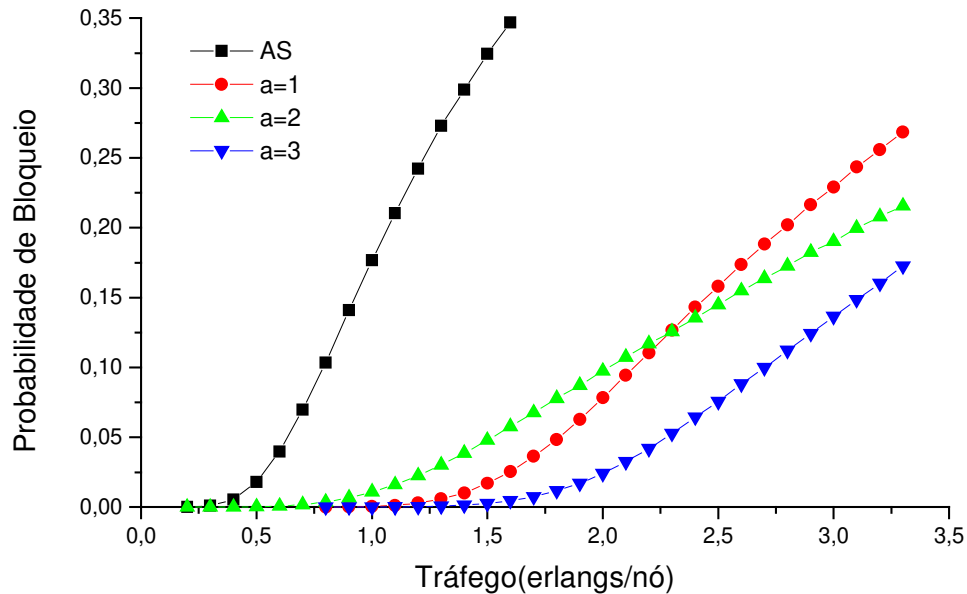


Figura 3.4: Resultados das simulações no anel simples e nos anéis duplos com $a=1$, $a=2$ e $a=3$.

Verifica-se por esta figura que o anel duplo com $a=3$, apresenta o melhor desempenho. Comparando-se as topologias $a=1$ com $a=2$, observa-se que para níveis de tráfego abaixo de 2,3 erlangs/nó, o anel duplo com $a=1$ proporciona uma maior capacidade de atendimento ao tráfego, já para valores superiores, o anel com $a=2$ é a melhor escolha. A tabela 3.1 a seguir, mostra o tamanho das rotas (em número de *hops*), em ordem crescente, para as conexões do nó 0 (zero) com os demais nós (as outras situações são análogas).

#corda	$a=1$				$a=2$				$a=3$			
Conexão	R_1	R_2	R_3	R_4	R_1	R_2	R_3	R_4	R_1	R_2	R_3	R_4
0→1	1	1	15	15	1	15	-	-	1	5	11	15
0→2	2	2	14	14	1	2	7	14	2	6	10	14
0→3	3	3	13	13	3	13	-	-	1	3	13	15
0→4	4	4	12	12	2	4	6	12	4	4	12	12
0→5	5	5	11	11	5	11	-	-	5	7	9	11
0→6	6	6	10	10	3	5	6	10	2	6	10	14
0→7	7	7	9	9	7	9	-	-	3	7	9	13
0→8	8	8	8	8	4	4	8	8	8	8	8	8
0→9	7	7	9	9	7	9	-	-	3	7	9	13
0→10	6	6	10	10	3	5	6	10	2	6	10	14
0→11	5	5	11	11	5	11	-	-	5	7	9	11
0→12	4	4	12	12	2	4	6	12	4	4	12	12
0→13	3	3	13	13	3	13	-	-	1	3	13	15
0→14	2	2	14	14	1	2	7	14	2	6	10	14
0→15	1	1	15	15	1	15	-	-	1	5	11	15

Tabela 3.1: Comparação entre o tamanho das rotas para as topologias com $a=1$, 2 e 3, para as conexões originadas a partir do nó 0.

Observa-se que na topologia com $a=2$ a rota mais curta (R_1) é sempre menor ou igual ao caso $a=1$, além disso, quando são possíveis as 4 rotas, as 2 disponibilizadas pelo anel de cordas correspondem a metade do tamanho das do caso $a=1$. Portanto, quando o nível de tráfego é alto, a alocação de requisições em rotas mais curtas, diminui a probabilidade de

bloqueio média da rede. O fato de sempre dispor-se de 4 alternativas de roteamento para uma dada requisição ($a=1$), mesmo que para isso utilize-se rotas longas, só é vantajoso quando o tráfego é baixo.

No caso da topologia $a=3$, verifica-se que a rota mais curta é sempre menor ou igual ao caso $a=1$. Observa-se também que quando utiliza-se cordas de tamanho 3, aumenta-se as possibilidades de atendimento de uma requisição com um único *hop*, já que, aumenta-se a “vizinhança” de cada nó. Por exemplo, o nó 0 possui como vizinhos os nós 1, 15, 3 e 13, e para corda 1, somente os nós 1 e 15. Nota-se também, que o tamanho médio das rotas é o mesmo para os dois casos, o que ocorre é uma permutação das rotas de $a=1$ para o caso $a=3$. Isso faz com que esta última, possua rotas de tamanhos intermediários, e como o tráfego é espacialmente uniforme, a probabilidade de surgir uma requisição do nó 0 para o nó 1, é a mesma que a do 0 para o nó 9 ou 10, etc, o fato de sempre se dispor de uma rota curta e outras intermediárias para atender a uma requisição, é melhor do que se ter rotas curtas somente para alguns casos, ou somente rotas intermediárias (0→10, por exemplo) (já que elas tem a mesma probabilidade de ocorrer).

Comparando-se as topologias com $a=2$ e $a=3$ é possível notar que, na maioria das vezes, $a=3$ possibilita as rotas mais curtas e quando há empate entre estas, a rota R_2 é menor para o caso $a=3$, fazendo com que esta topologia apresente um melhor desempenho.

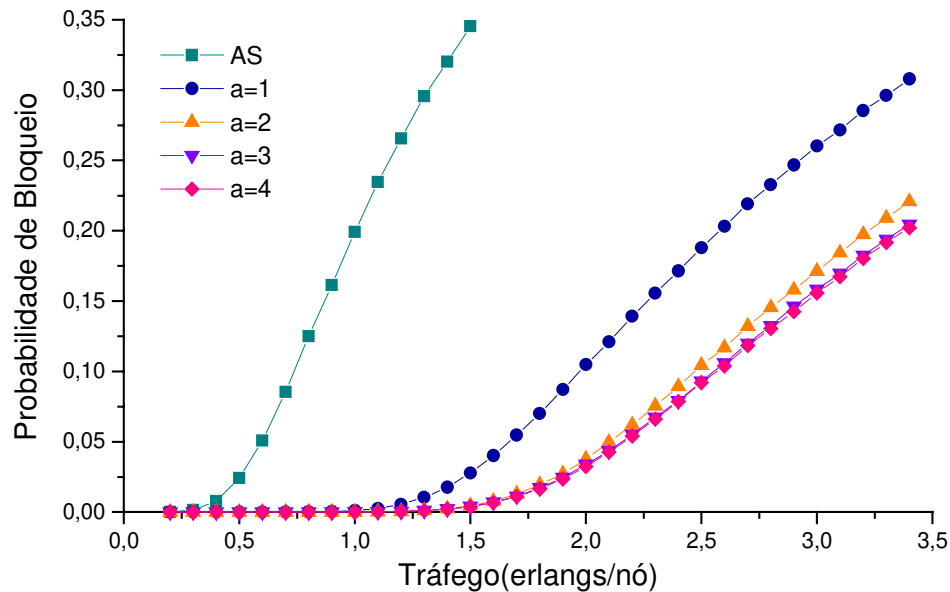


Figura 3.5: Resultados das simulações nos anéis simples e duplo com 17 nós, para cordas de tamanhos 1, 2, 3 e 4.

Na figura 3.5 são apresentadas as simulações utilizando anéis com um número primo de nós (17). O objetivo é verificar o desempenho dos anéis para as cordas de tamanho 1, 2, 3 e 4 já que neste caso a corda de tamanho 2 também proporciona conectividade total ao novo anel.

Como era de se esperar, quando o número de nós é primo, a diferença de desempenho entre as topologias com cordas 2 e 3 é bastante pequena, mas ainda assim, o anel duplo com $a=3$ possibilita uma maior capacidade. Devido a distribuição uniforme do tráfego, as topologias com cordas maiores apresentaram desempenho praticamente igual ao caso $a=3$ (na figura é mostrado somente a topologia $a=4$). Esta pequena diferença entre a corda 2 e as demais (maiores que 2), deve-se ao fato de que nestas últimas, em média, as requisições são atendidas com rotas menores, em função de uma melhor distribuição das configurações de conexões nos anéis em comparação com o caso $a=2$, no qual, a diferença de tamanho das conexões lógicas entre os dois anéis é de apenas 1 *hop*.

Na seção seguinte é abordada a proteção ao tráfego em redes ópticas, com vistas ao provimento de qualidade-de-serviço (QoS) destas à suas redes clientes, mais especificamente a *internet*.

3.4 - Proteção ao Tráfego em Redes Ópticas

Nas últimas duas décadas, a *internet* tem sido a infra-estrutura de comunicação dominante para o transporte do tráfego de dados através do Protocolo *Internet* (IP), que provê serviços de melhor esforço ao entregar pacotes de tamanho variável. Nos últimos anos, a quantidade de tráfego *internet* está dobrando a cada 3 a 6 meses, e parece manter-se crescendo exponencialmente. Esta explosão sem precedentes da demanda de tráfego, clama para uma próxima geração de *internet* usando WDM, a qual pode prover larguras de banda praticamente ilimitadas.

IP sobre ATM tem sido considerado como uma das maneiras possíveis de implementar a *internet* de próxima geração, principalmente porque ATM tem muito bem definido o suporte a qualidade de serviço (QoS). Entretanto, usar ATM para transportar IP incorre em uma alta taxa de células ATM, devido ao seu cabeçalho e complexos protocolos de sinalização. Uma alternativa seria IP sobre SONET/SDH que provê recuperação rápida no caso do corte em

fibras ou falhas. Entretanto, o custo dos equipamentos SONET/SDH a taxas de bit iguais ou superiores a 10 Gbps é alto, e além disso, a capacidade de recuperação é inerente a *internet*. Portanto, IP sobre WDM (ou a tão chamada *Internet Óptica*), parece ser uma maneira eficiente e econômica para implementar a futura *internet*, já que o *overhead* gerado pelo empilhamento de protocolos (IP sobre SONET/SDH e/ou ATM) pode ser eliminado. Na *internet* óptica de próxima geração, canais de comunicação direta entre entidades IP podem ser providos pela camada óptica WDM. Dado que a rede IP atual fornece apenas serviços de melhor esforço, o suporte a QoS torna-se um tema crucial de pesquisa, já que futura *internet* demandará serviços diferenciados. Por exemplo, aplicações como VoIP e vídeo conferência necessitam de um QoS maior do que correio eletrônico. Como forma de prover QoS, é analisado nesta seção a alocação de requisições em caminhos protegidos.

3.4.1 - Tipos de Proteção

Em uma rede óptica, em função da alta capacidade de um enlace, existe o risco de uma séria perda dados quando uma falha ocorre. Então, é necessário desenvolver esquemas de proteção e recuperação apropriados de forma a minimizar esta perda de dados quando uma falha ocorrer. Os protocolos das camadas superiores (tais como, ATM, IP, e MPLS) têm seus próprios procedimentos para recuperação a falhas em enlaces [2, 27]. Entretanto, o tempo de recuperação para as camadas superiores é significativamente elevado (da ordem de segundos), ao passo que na camada óptica é preferível que os tempos de recuperação à falhas sejam da ordem de milissegundos, de maneira a minimizar a perda de dados. Além disso, é benéfico considerar os mecanismos de recuperação a falhas na camada óptica pelas seguintes razões [28]: (a) a camada óptica pode eficientemente multiplexar recursos de proteção (tais como, comprimentos de onda e fibras desocupadas) e (b) a “capacidade de sobrevivência” (*survivability*) na camada óptica provê proteção aos protocolos das camadas superiores que podem não ter embutidos recuperação a falhas. Com o advento dos OADM’s e OXC’s reconfiguráveis, ações de restauração podem de fato ser realizadas no domínio óptico. O primeiro passo na direção de uma camada óptica com capacidade de sobrevivência tem sido vislumbrado através do uso de anéis WDM [25].

Essencialmente, existem dois tipos de mecanismos de recuperação a falhas [28, 29]. Se recursos de reserva (rotas e comprimentos de onda) são pré-computados e reservados de

antemão, isto é denominado esquema de proteção [30, 31]. Já no caso do esquema de restauração, quando uma falha ocorre, uma outra rota e comprimento de onda têm que ser encontrados dinamicamente para cada conexão interrompida [32, 33]. Um esquema de restauração usualmente é mais eficiente na utilização dos recursos [33], enquanto que um esquema de proteção tem um tempo de recuperação mais rápido e provê a habilidade de recuperação garantida. Neste estudo considera-se o esquema de proteção. Do ponto de vista da topologia de rede, os esquemas de proteção podem ser classificados como proteção em anel e proteção em malha. Os esquemas de proteção em anel incluem Comutação Automática de Proteção (*Automatic Protection Switching* - APS) e Anéis Auto-Restauradores (*Self-Healing Rings* - SHR) [2]. Ambos tipos de proteção (anel e malha) podem adicionalmente ser divididos em dois grupos: proteção de caminho e proteção de enlace. Na proteção de caminho, o tráfego é “re-roteado” através de uma rota passando por enlaces disjuntos quando uma falha ocorre na rota de trabalho. Na proteção de enlace, o tráfego é “re-roteado” somente em torno do enlace em que ocorreu a falha. A proteção de caminho usualmente tem menos exigências de recursos [30] e mais baixo atraso de propagação fim-a-fim para a rota restaurada. Neste estudo considera-se a proteção de caminho em redes formadas pela duplicação dos nós (seção 3.3).

Na proteção de caminho, para cada conexão estabelecida, existem dois caminhos (e nós) passando por enlaces disjuntos: um caminho primário e um caminho de reserva. O caminho de luz é estabelecido no caminho primário. No caso de uma falha em um enlace do caminho primário, o caminho de luz é comutado para o caminho reserva pré-estabelecido. Os caminhos reservas de diferentes conexões podem ou não compartilhar comprimentos de onda comuns em enlaces comuns. Se o compartilhamento não for permitido entre os caminhos reservas, então tem-se um esquema de proteção de caminho dedicado [26]. Neste estudo utiliza-se o esquema de proteção dedicado do tipo 1 + 1, onde o tráfego é transmitido em ambos caminhos da origem ao destino. O destino inicialmente recebe os dados do caminho primário. Se ocorrer uma falha neste caminho, o destino comuta para o caminho reserva para continuar a receber os dados. Este tipo de proteção pode ser bastante rápida mas os recursos não são utilizados eficientemente.

3.4.2 - Simulações

Nas simulações considera-se que um dado percentual do tráfego exige proteção e o restante não necessita. Para atender a demanda que exige proteção, é necessário que haja pelo menos dois caminhos entre os nós origem-destino passando por enlaces disjuntos, caso esta exigência não possa ser atendida a requisição é bloqueada. Já para o caso sem proteção, um único caminho é suficiente. Para o roteamento do tráfego foi usado o algoritmo DRS, assim, para o caso das requisições com proteção, as rotas são classificadas em ordem crescente de tamanho, e são tomadas as duas menores para se fazer a alocação de comprimento de onda (segundo o algoritmo MS).

Nas simulações apresentadas a seguir, considerou-se 5 demandas, as quais exigiam que 10, 30, 50, 70 e 90% do tráfego total fosse protegido. É considerado também o caso onde todo o tráfego é sem proteção (seção 3.3). As figuras 3.6 a), b) e c) mostram as simulações realizadas nas redes com $a=1$, 2 e 3, respectivamente. As siglas “S_prot” e “C_prot” na legenda, indicam tráfego sem proteção e com proteção, respectivamente, e o número entre parênteses representa o percentual de tráfego com proteção. Por exemplo, as curvas S_prot(10%) e C_prot(10%) mostram a probabilidade de bloqueio para as requisições sem e com proteção respectivamente, quando 10% da demanda total exige proteção.

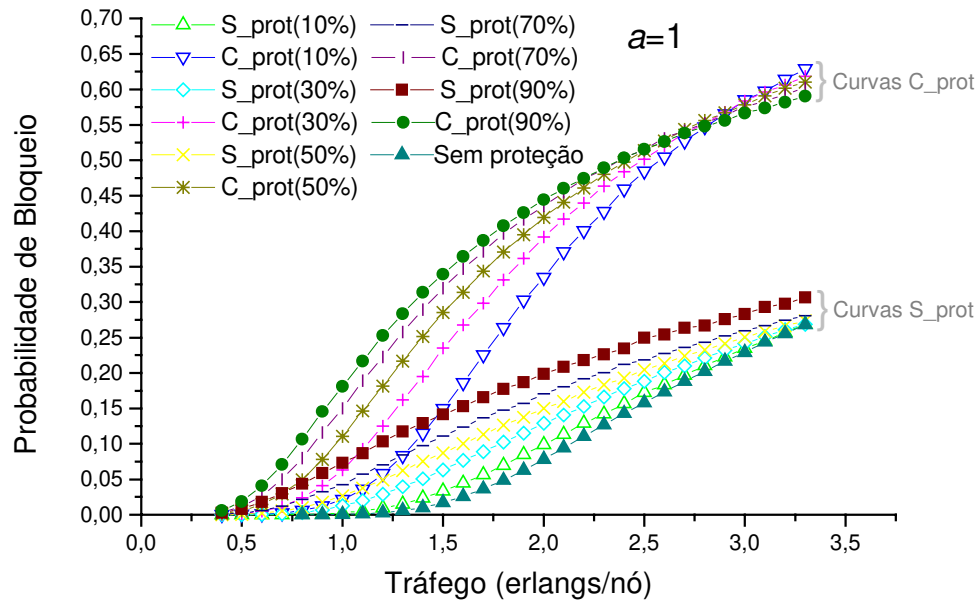


Figura 3.6a): Demandas com diferentes percentuais de tráfego protegido, para a duplicação dos nós com $a=1$.

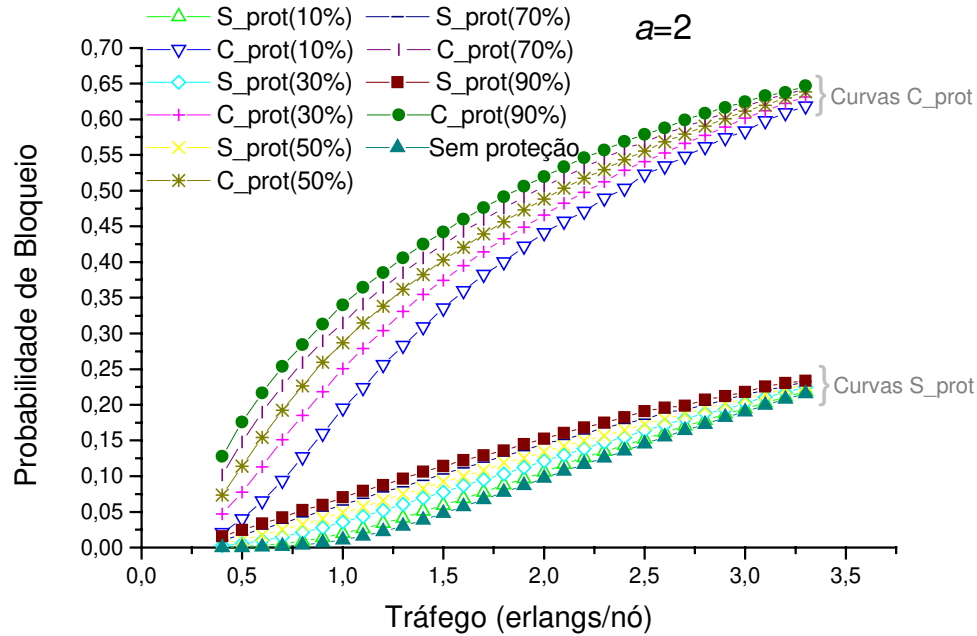


Figura 3.6b): Demandas com diferentes percentuais de tráfego protegido, para a duplicação dos nós com $a=2$.

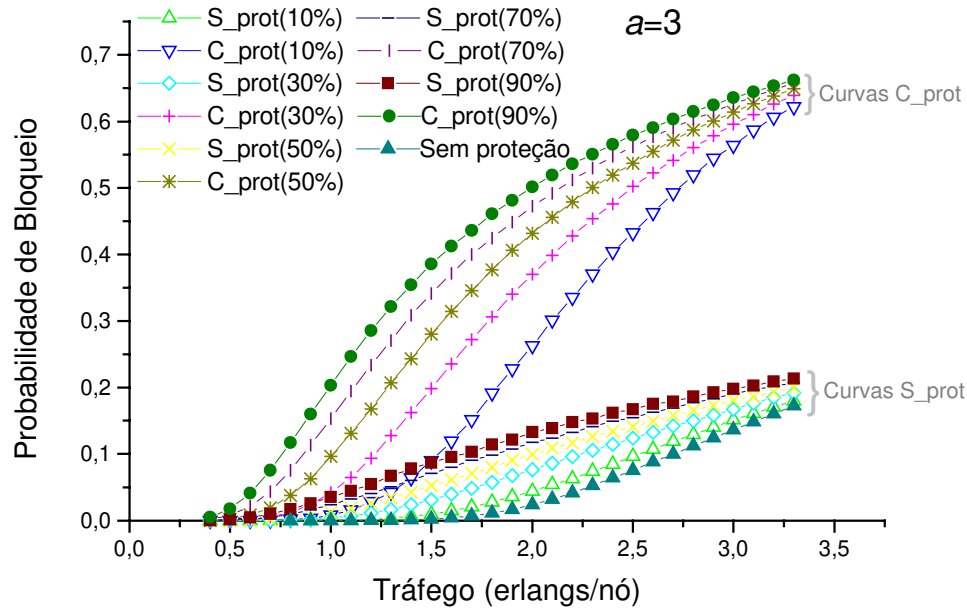


Figura 3.6c): Demandas com diferentes percentuais de tráfego protegido, para a duplicação dos nós com $a=3$.

Observa-se que as requisições com proteção apresentam uma probabilidade de bloqueio bastante superior às não protegidas. As demandas que possuem um percentual maior de tráfego com proteção têm uma maior probabilidade de bloqueio tanto para as requisições com proteção, quanto para as sem proteção. A demanda com menor probabilidade de bloqueio é quando todo o tráfego é desprotegido (estudado na seção 3.3). De um modo geral, nota-se

uma aproximação entre as curvas para níveis de tráfego elevados. Para o caso da topologia com $a=1$, verifica-se que para valores de tráfego superiores a 2,5 erlangs/nó há uma inversão nas curvas das requisições com proteção, ou seja, a demanda com 90% do tráfego com proteção apresenta agora a menor probabilidade de bloqueio, em seguida a demanda com 70% e assim sucessivamente até 10%. Diferentemente das demais topologias, no caso com $a=2$, as requisições com proteção já têm valores elevados de bloqueio para tráfego leve (0,4 erlang/nó).

As figuras 3.7 a) e 3.7 b) mostram uma comparação entre as requisições sem proteção e com proteção, respectivamente, para as topologias com $a=1$ e $a=3$, considerando algumas demandas específicas.

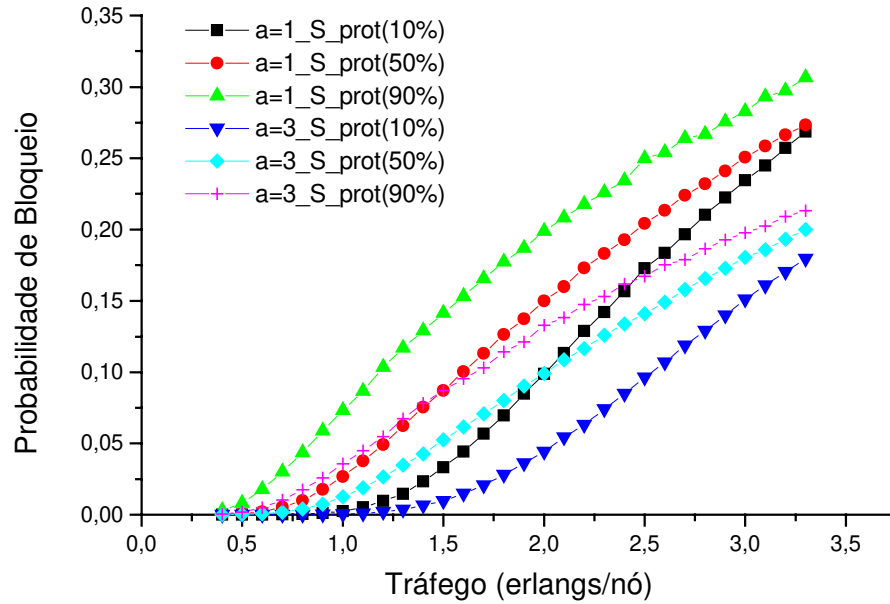


Figura 3.7a): Requisições sem proteção para as demandas com 10, 50 e 90% do tráfego total protegido.

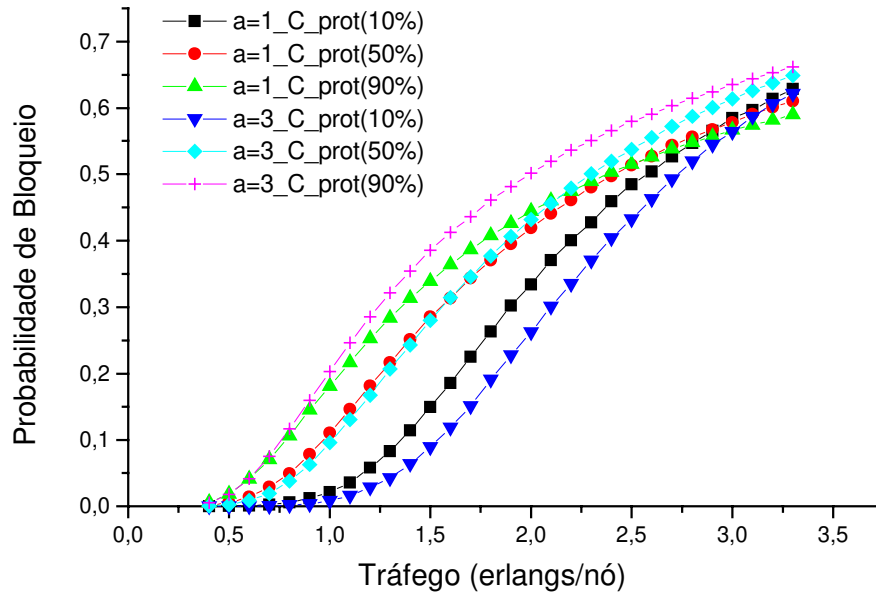


Figura 3.7b): Requisições com proteção para as demandas com 10, 50 e 90% do tráfego total protegido.

Para as requisições sem proteção, nas três demandas analisadas a topologia com $a=3$ apresentou desempenho bastante superior a topologia com $a=1$, o que está em conformidade com os resultados obtidos quando todo o tráfego não exigia proteção. Já para o caso das requisições com proteção, quando a demanda é predominantemente protegida a situação difere da anterior, pois neste caso, a topologia com $a=1$ possibilita um menor bloqueio.

Entretanto, não parece muito viável a utilização deste tipo de topologia para atender às demandas que necessitem que a maior parte do seu tráfego seja protegida, uma vez que a probabilidade de bloqueio atinge valores elevados comprometendo a qualidade de serviço destas redes. Provavelmente topologias mais emaranhadas possibilitariam melhores resultados, pois em função da maior capacidade destas, as requisições protegidas poderiam ser melhor atendidas.

Por outro lado, no caso das topologias com duplicação dos nós, pode-se buscar políticas de bloqueio para o tráfego tentativo de forma a fazer com que haja uma melhoria na capacidade de atendimento das requisições com proteção. Neste contexto, foi adotado como política de bloqueio o tamanho máximo das requisições. Considerando a topologia com $a=3$, foram analisados três casos distintos, tendo como valores máximos 5, 7 e 10 *hops*, ou seja, requisições sem proteção maiores que estes limitantes são bloqueadas. As figuras 3.8a) e 3.8b) mostram estes resultados para as requisições sem e com proteção, respectivamente.

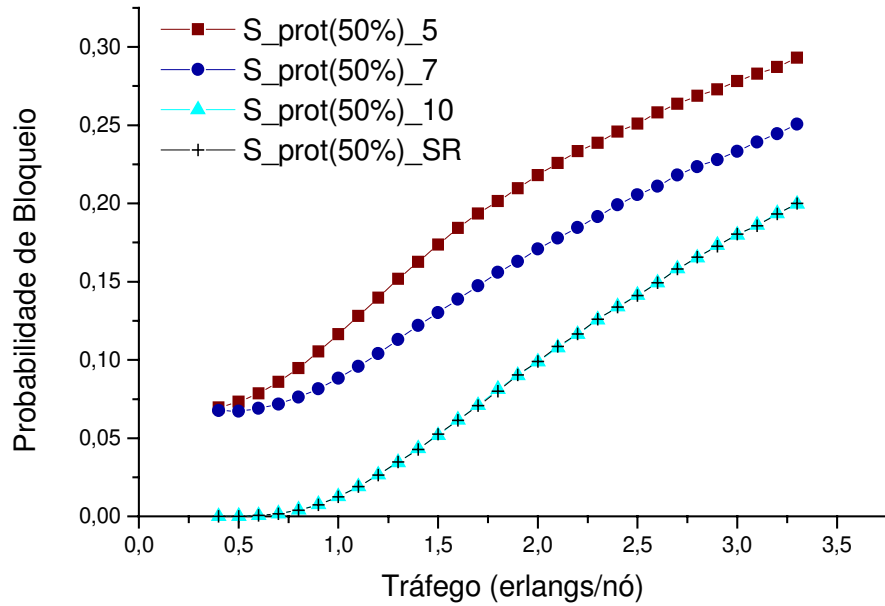


Figura 3.8a): Probabilidade de bloqueio para as requisições sem proteção, quando estas estão limitadas a 5, 7 e 10 hops, e sem restrição de tamanho (curvas SR). Demanda com 50% do tráfego total com proteção.

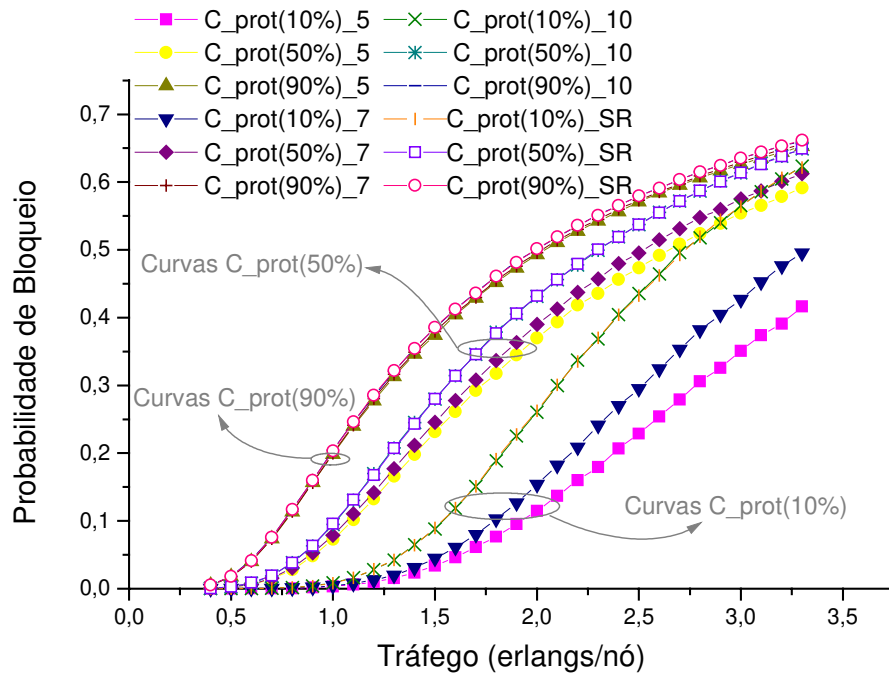


Figura 3.8b): Probabilidade de bloqueio para o tráfego com proteção, limitando o tamanho máximo das requisições sem proteção em 5, 7 e 10 hops e SR (sem restrição). Demandas com 10, 50 e 90% do tráfego total com proteção.

Claramente observa-se que a adoção de uma boa política de bloqueio proporciona um aumento na capacidade de atendimento do tráfego protegido (quando este corresponde a um

percentual inferior a 50% do tráfego total), as custas de uma degradação da probabilidade de bloqueio do tráfego tentativo. Nota-se por estas figuras que bloquear requisições maiores que 10 hops não é um bom critério, pois não há nenhum ganho em comparação com o tráfego sem restrição, ou seja, os resultados continuam iguais aos apresentados na figura 3.7. Entretanto, quando bloqueia-se requisições maiores que 7 hops obtém-se um ganho sensível (para a demanda com 10% do tráfego com proteção), o qual torna-se maior ainda quando este limitante passa a ser 5 hops.

A escolha da melhor política de bloqueio provavelmente deve-se basear em questões econômicas, ou seja, nas receitas geradas por ambos tipos de tipos de tráfego. Com certeza, as receitas unitárias geradas pelo tráfego protegido são maiores do que as do tráfego tentativo. Considere a figura 3.9, a qual mostra a probabilidade de bloqueio para a demanda com 10% do tráfego total protegido, quando são bloqueadas as requisições sem proteção maiores que 7 hops e para o caso SR.

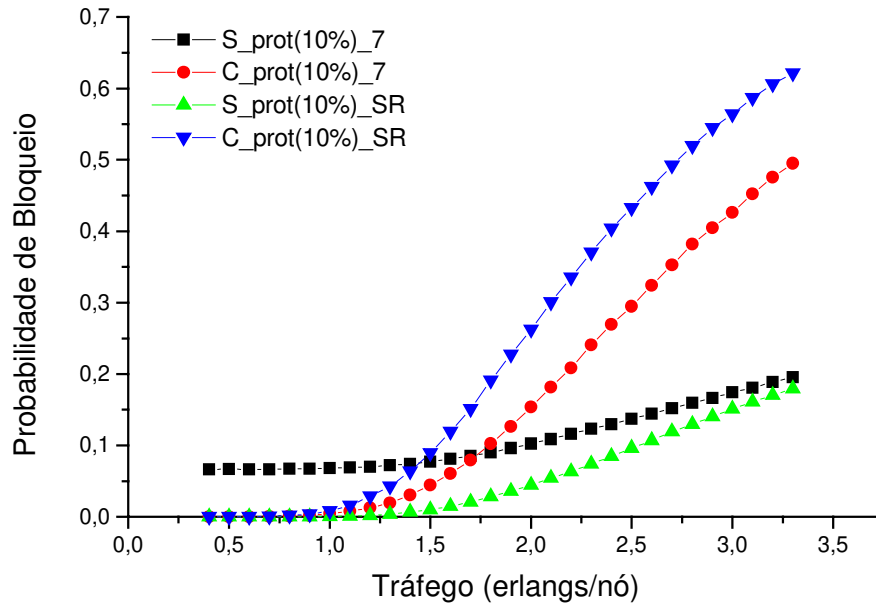


Figura 3.9: Ganho obtido quando são bloqueadas requisições sem proteção maiores que 7 hops.

Tomando-se como referência o tráfego de 2 erlangs/nó, a probabilidade de bloqueio para as requisições sem proteção é de 0,044 quando não há restrição com relação ao tamanho máximo da rota, e de 0,102 quando bloqueia-se requisições maiores que 7 hops. Portanto, este aumento de 5,8% na probabilidade de bloqueio total, corresponde efetivamente a um aumento de 6,44% no bloqueio do tráfego tentativo (já que este equivale a 90% do tráfego total).

Analogamente, para o tráfego protegido obteve-se uma queda de 10,9% na probabilidade bloqueio total, o que corresponde a um aumento de 1,09% na capacidade de atendimento para este tipo de tráfego.

Desta forma, se as receitas geradas pela demanda que requer proteção, forem pelo menos 6 vezes superiores às sem proteção, a escolha desta política de bloqueio torna-se economicamente justificada.

CAPÍTULO IV

Redes Ópticas WDM com Topologia em Malha

Seguindo a estratégia de ampliação da planta de fibras, uma outra maneira de aumentar a capacidade do anel de caminhos ópticos é através da introdução de OXC's nestas redes, sendo os mesmos interligados por cordas. Nesta condição, a rede assume uma topologia em forma de uma malha ("mesh networks"). O estudo deste tipo de rede é realizado neste capítulo sobre a comparação entre os desempenhos de diferentes algoritmos de roteamento, bem como a utilização de cordas de diferentes tamanhos.

4.1 - Considerações Gerais

Diferentemente das redes em anel, onde 2 pares de fibras são interconetadas através de OADM's dando apenas funcionalidades locais de adição/extração de comprimentos de onda, e também a passagem direta de outros (sem passar por conversões O/E/O), as redes em malha contam com OXC's capazes de interconectar múltiplos pares de fibra além das demais funcionalidades já discutidas no capítulo 2. De fato, os OXC's configurados para operar em topologias emaranhadas oferecem uma grande flexibilidade e tornam melhor o uso da capacidade disponível das redes ópticas.

Uma primeira consequência da introdução de OXC's no anel de caminhos ópticos é o aumento do número de alternativas de roteamento, o que a princípio representa uma interessante vantagem em relação as topologias anulares, que disponibilizam apenas 2 alternativas de rotas por nó no caso do anel simples, e 4 no caso da duplicação dos nós. Como consequência prática, isto gerou um agravante no que diz respeito ao tempo de simulação, pois como foi adotado o algoritmo MS para fazer a alocação de comprimento de onda, era necessário contabilizar o número de rotas bloqueadas a cada nova alocação. Esta contagem era inevitável, pois as métricas empregadas para o caso do anel simples não podiam mais ser

usadas, uma vez que as topologias constituídas por OADM's e OXC's, ou somente OXC's, não têm mais forma anular, e sim de uma malha. A metodologia empregada pelo programa até então usado, não era muito adequada para executar esta tarefa de maneira eficaz, já que uma tabela com todas as rotas possíveis da rede era gerada, e a cada nova conexão/desconexão era necessário atualizar esta tabela, bloqueando/liberando as rotas envolvidas em cada uma destas operações. Este trabalho exigia uma intensa atividade computacional, já que a tabela de roteamento atingia dimensões elevadas. Desta forma, um novo programa foi elaborado, o qual utiliza-se da teoria de Grafos (árvores) para agilizar o processo de contagem das rotas.

4.2 - Novo Simulador

Considere a rede com 8 nós (sendo 4 OXC's) e corda de tamanho 2 apresentada na figura 4.1. Esta rede pode ser completamente descrita através da matriz de conectividade (tabela 4.1), que é a informação de entrada do programa desenvolvido.

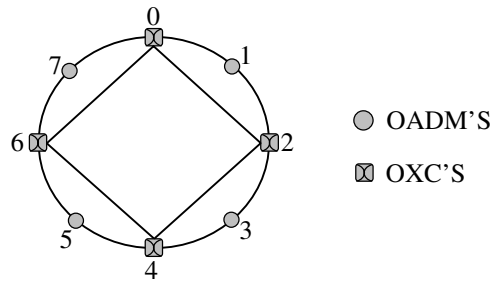


Figura 4.1: Rede formada pela combinação de OADM's e OXC's.

Nesta matriz, a existência ou ausência de uma conexão direta entre um nó e outro, é representada pelos 1's e 0's, respectivamente. A partir desta matriz é possível determinar o número total de rotas de um nó para os demais, assim como, o número total de rotas da rede, que é obtido pela soma das rotas de cada nó origem. Inicialmente, cada comprimento de onda da rede possui uma matriz como esta que deve ser atualizada a cada alocação. Suponha que surja uma requisição do nó 2 para o nó 5 e o algoritmo escolha a rota 2→4→5 em um determinado comprimento de onda, logo, a matriz de conectividade naquele comprimento de onda deve ser atualizada inserindo-se 0 (zero) nas posições a_{24} e a_{45} (considerando a numeração das linhas e colunas iniciando em 0) indicando que aqueles enlaces naquele comprimento de onda estão ocupados. Da mesma forma, quando esta conexão for desativada a

matriz deverá ser novamente atualizada inserindo-se 1 nestas posições. A atualização dinâmica da matriz de conectividade permite o pleno conhecimento do estado da rede em cada instante, através da geração de árvores a partir de cada nó origem (que correspondem as linhas desta matriz).

Nós	0	1	2	3	4	5	6	7
0	0	1	1	0	0	0	1	1
1	1	0	1	0	0	0	0	0
2	1	1	0	1	1	0	0	0
3	0	0	1	0	1	0	0	0
4	0	0	1	1	0	1	1	0
5	0	0	0	0	1	0	1	0
6	1	0	0	0	1	1	0	1
7	1	0	0	0	0	0	1	0

Tabela 4.1: Matriz de conectividade da rede apresentada na figura 4.1.

Considerando-se que a rede da figura 4.1 encontra-se vazia, ou seja, sem nenhuma requisição alocada, a árvore gerada a partir do nó 0 é representada na figura 4.2. Observe que cada nó nesta árvore equivale a uma rota, assim, basta somá-los para obter o número total de rotas para este nó origem. Procedendo desta mesma maneira para os demais nós, obtém-se o número total de rotas da rede para cada comprimento de onda, que é um dado fundamental para a aplicação do algoritmo MS. Esta metodologia agiliza a determinação do número de rotas disponíveis, pois a medida que as requisições vão sendo alocadas, esta árvore vai diminuindo sensivelmente de tamanho (“ramos vão sendo podados”). Por exemplo, supondo a requisição 0→1, a matriz de conectividade é atualizada no comprimento de onda em que esta requisição foi alocada, e quando surgir uma nova requisição, a árvore agora gerada naquele comprimento de onda não terá mais a conexão entre os nós 0 e 1, e portanto, todas as rotas (nós) em sequência aos nós 0-1 serão bloqueadas, o que no caso da árvore da figura 4.2 corresponde a 17 rotas.

Subtraindo o número de rotas disponíveis em um comprimento de onda antes de uma alocação, do número de rotas que ficariam disponíveis após esta alocação, determina-se a

perda de capacidade que esta rota irá causar em cada comprimento de onda. Comparando-se estas perdas, determina-se qual é o melhor comprimento de onda (segundo MS) para efetuar esta alocação.

Outra grande vantagem desta metodologia, é que à medida que o tráfego vai ficando mais intenso, aumenta-se o número médio de conexões ativas, desta forma, as árvores vão ficando cada vez menores, fazendo com que o processo de contagem das rotas torne-se bastante rápido, diminuindo assim o tempo de simulação.

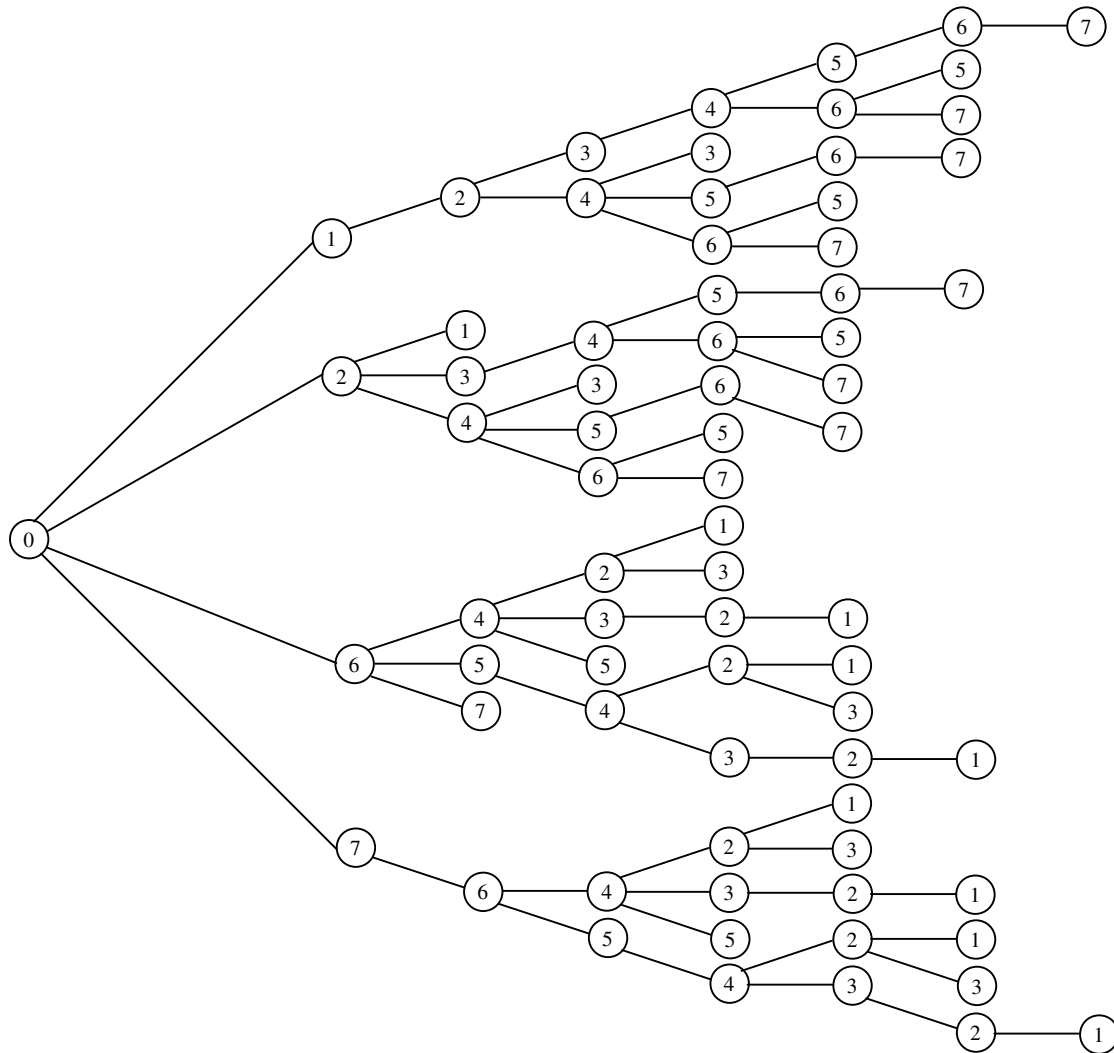


Figura 4.2: Árvore gerada a partir do nó zero da rede representada na figura 4.1

Nas seções seguintes são apresentadas as simulações realizadas em topologias formadas pela combinação de OADM's e OXC's ("Anel Cordas"), bem como, em topologias formadas somente por OXC's ("Anel Malha"). Estas simulações foram realizadas para

diferentes algoritmos de roteamento e para o algoritmo de alocação de comprimento de onda MS.

4.3 - Introdução de Nós Roteadores (OXC's)

Quando a duplicação das fibras se dá em torno de nós roteadores, novas alternativas de caminhos físicos são geradas. A duplicação de fibras em torno de nós roteadores é equivalente a uma situação em que:

- O número de comprimentos de onda fosse duplicado; e
- Fosse introduzido uma convertibilidade parcial de comprimentos de onda de grau 2, na qual os comprimentos de onda são divididos em pares em cujo interior a convertibilidade é plena.

A aplicação do algoritmo MS no anel duplicado com nós roteadores exige alguma discussão. A rigor, uma requisição que passe por H enlaces disporia de 2^H rotas pelo caminho mais curto, de maneira que o problema de alocação de rota ressurgiria aparentemente. Na verdade, porém, esse problema é apenas aparente, pois a passagem de um caminho por qualquer uma das duas fibras, quando ambas são disponíveis, é totalmente indiferente. Assim sendo, pode-se entender por “rota”, para efeito da aplicação do algoritmo MS, ao conjunto dos enlaces oferecidos pelas duas fibras entre dois nós.

4.3.1 - Rede Anel Cordas

A figura 4.3 ilustra possíveis topologias evolutivas a partir do anel, formadas por OADM's e OXC's. Como o modelo de tráfego adotado é espacialmente uniforme, a disposição dos recursos foi estabelecida de forma a manter ao máximo a simetria da rede. Nestas topologias o anel periférico e as cordas são bidirecionais formados por 1 par de fibras, das quais, uma é usada para dar suporte ao tráfego no sentido horário e a outra no sentido anti-horário. Em todas as simulações considera-se que a carga máxima suportada pelas fibras e o número de comprimentos são iguais a 4.

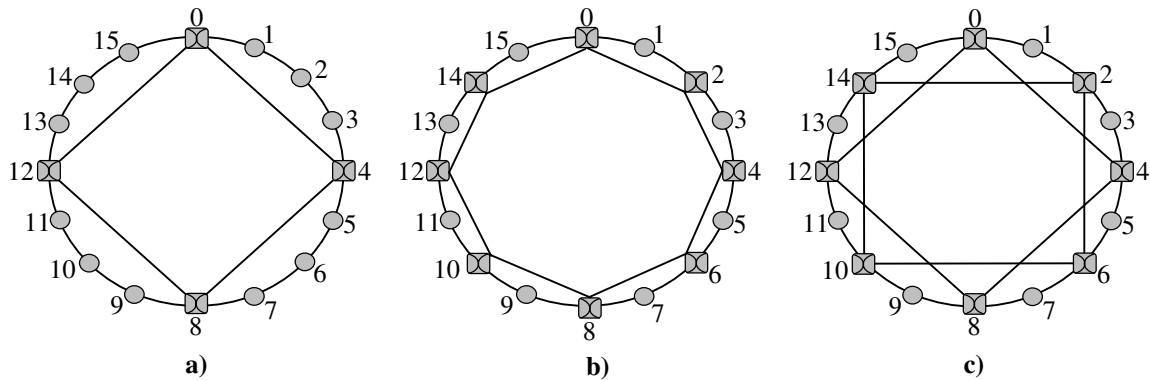


Figura 4.3: Ampliação da planta de fibras no anel usando OXC's. (a) Anel Cordas $a=4$ (4OXC's). Rede formada por 25% dos nós sendo OXC's. (b) Anel Cordas $a=2$ (8OXC's). (c) Anel Cordas $a=4$ (8OXC's). As redes das figuras b) e c) são constituídas por 50% dos nós sendo OXC's e os outros 50% OADM's.

O programa elaborado inicialmente determina todas as rotas possíveis entre cada par origem-destino. É importante esclarecer que entende-se por rotas possíveis, aquelas que partindo do nó origem chegam ao nó destino sem fazer *loops*, ou seja, a rota não passa duas vezes pelo mesmo nó, assim, as rotas têm um tamanho mínimo de 1 enlace e tamanho máximo de 15 enlaces. Na tabela 4.1 é mostrado como a utilização de OXC's proporciona um aumento no número de alternativas de roteamento em comparação com as topologias anulares. Nesta tabela, a coluna "Total" indica o número total de rotas para as topologias apresentadas na figura 4.3, e a coluna "Média" mostra o número médio de rotas por par origem-destino (o número de pares origem-destino é igual a 240 (16x15)).

Topologias	Total	Média
$a=4$ (4OXC's)	3.136	13,07
$a=2$ (8OXC's)	23.392	97,47
$a=4$ (8OXC's)	24.736	103,07

Tabela 4.1: Número de rotas para as redes apresentadas na figura 4.3.

A figura 4.4 mostra uma comparação entre os desempenhos das topologias anteriores, bem como para o caso da duplicação dos nós com $a=1$ e $a=3$. Em todos os casos o algoritmo de roteamento utilizado foi o DRS.

Observa-se que as redes com 8 OXC's proporcionam uma maior capacidade de atendimento ao tráfego em comparação com a que utiliza 4 OXC's. Em comparação com a

duplicação dos nós, verifica-se que somente a rede Anel Cordas $a=4$ (8OXC's) apresentou desempenho superior a topologia $a=1$, e superior a topologia $a=3$ para valores de tráfego inferiores a 2,5 erlangs/nó. Para níveis de tráfego mais altos esta situação inverte-se.

Supondo que os custos dominantes sejam dados pelos OXC's, os investimentos de *hardware* nas redes Anel Cordas $a=2$ (8OXC's) e Anel Cordas $a=4$ (8 OXC's) são aproximadamente iguais. Entretanto, esta última apresentou um desempenho bastante superior à primeira. Neste caso, além da rede Anel Cordas $a=4$ (8OXC's) disponibilizar um número maior de rotas, verifica-se a mesma situação da duplicação dos nós com $a=2$ e $a=3$ (ou maior), pois devido a natureza espacialmente uniforme do tráfego, a rede Anel Cordas $a=4$ (8OXC's) por possuir uma corda maior que a rede Anel Cordas $a=2$ (8OXC's), em média, atenderá às requisições com rotas menores, pois as requisições entre nós vizinhos podem ser atendidas pelo anel periférico, enquanto que para as requisições mais longas, esta corda possibilita trajetos menores em comparação com a rede de corda 2, pois a diferença nesta última, em número de enlaces, da corda para o anel periférico é apenas 1. Desta forma, pode-se concluir que o atendimento das requisições em rotas curtas diminui a probabilidade de bloqueio média da rede.

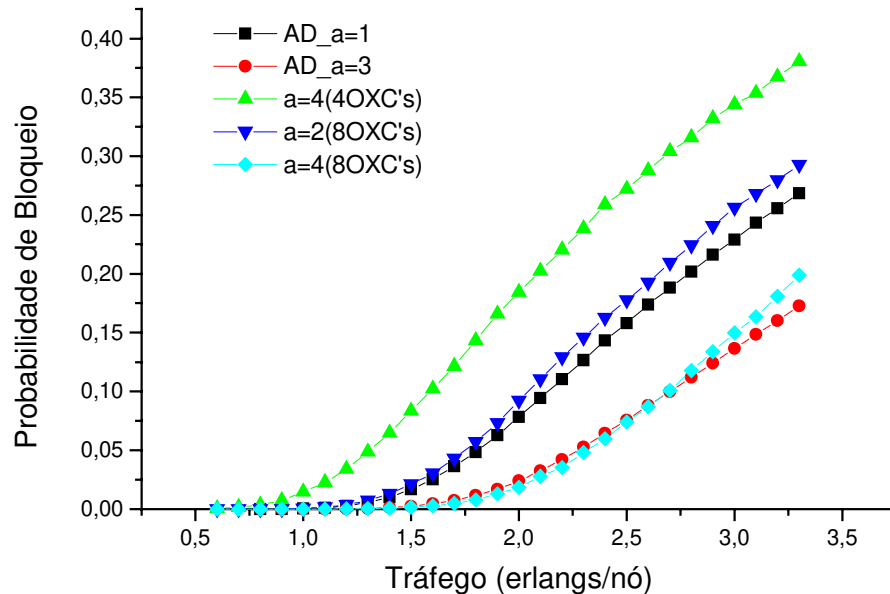


Figura 4.4: Comparação dos ganhos de capacidade provenientes da duplicação dos nós e da introdução de nós roteadores.

4.3.2 - Alocação Conjunta de Rota e Comprimento de Onda

De forma a buscar alternativas de roteamento que aumentem a capacidade de atendimento ao tráfego das redes ópticas, é apresentado nesta seção um algoritmo de alocação conjunta de rota e comprimento de onda (JRW). Foi adotado como critério para a escolha do par (rota, comprimento de onda) o algoritmo MS, desta forma, o JRW deve encontrar a rota e o comprimento de onda que minimizam a perda de capacidade para a rede, ou seja, o número de rotas que passarão a ficar bloqueadas após uma dada alocação. É importante observar que o algoritmo MS é um algoritmo de alocação de comprimento de onda, portanto, foi necessário uma adaptação para que ele pudesse ser aplicado também na escolha das rotas.

A figura 4.5 mostra as simulações realizadas nas redes Anel Cordas $a=4(4\text{OXC's})$ e Anel Cordas $a=4(8\text{OXC's})$, onde são feitas comparações entre os algoritmos JRW e DRS.

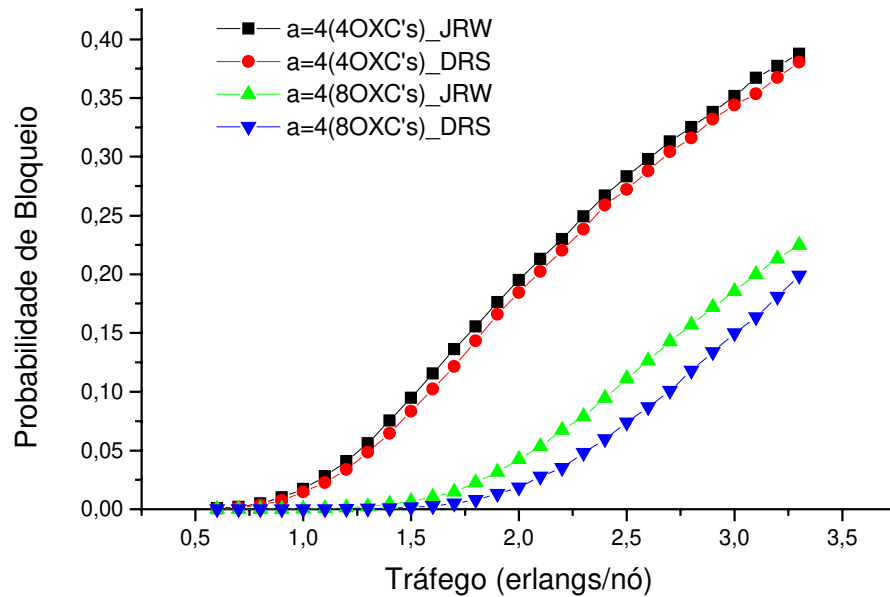


Figura 4.5: Comparação entre algoritmos de roteamento para as topologias apresentadas nas figuras 4.3a) e 4.3c).

Nota-se claramente que o desempenho do algoritmo JRW foi inferior ao DRS, principalmente no caso da rede Anel Cordas $a=4(8\text{OXC's})$.

Como os nós da rede não têm capacidade de conversão, cada comprimento de onda pode ser considerado como uma sub-rede distinta, assim, a menor rota para um dado par origem-destino pode variar de um comprimento de onda para o outro. Dependendo do estado da rede, a menor rota entre os comprimentos de onda, pode causar uma perda de capacidade

maior (geralmente quando não há nenhuma requisição alocada neste comprimento de onda) que uma rota maior em outro comprimento de onda (em função deste já abrigar outras requisições). Este fato também foi observado para as requisições dentro de um mesmo comprimento de onda, ou seja, nem sempre a menor rota para um par origem-destino causa a menor perda de capacidade. A tabela 4.2 a seguir, foi obtida a partir da rede Anel Cordas $a=4(8\text{OXC's})$, observando-se passo a passo o funcionamento do algoritmo JRW .

Nó Origem	Nó Destino	λ	Nº de Rotas Antes	Perda de Capacidade	Rota
11	5	0	24.736	10.133	11→10→6→5
		1	24.736	10.133	11→10→6→5
4	10	0	14.603	4.791	4→8→9→10
		1	24.736	8.423	4→8→9→10
1	8	0	9.812	4.081	1→0→12→8
		1	24.736	10.178	1→0→12→8
13	5	0	5.731	3.351	13→14→2→3→4→5
		1	24.736	12.761	13→14→10→6→5
15	4	0	2.380	653	15→0→4
		1	24.736	7.680	15→0→4
15	0	0	1.727	1.008	15→14→13→12→0
		1	24.736	4.620	15→0
15	7	0	-----	-----	-----
		1	24.736	12.761	15→0→4→8→7
13	9	0	-----	-----	-----
		1	11.975	4.884	13→12→8→9

Tabela 4.2: Rotas que causam a menor perda de capacidade para cada comprimento de onda. O algoritmo deve decidir dentre estes pares qual deve ser escolhido

O campo “Nº de Rotas Antes” mostra o número de rotas disponíveis em cada comprimento de onda antes da próxima alocação. Os campos “Rota” e “Perda de Capacidade” indicam as rotas determinadas pelo JRW e suas respectivas perdas de capacidade (em número de rotas) caso a rota seja alocada. Os campos em negrito nesta tabela, indicam os parâmetros escolhidos pelo algoritmo (λ , rota).

Como o critério de desempate para o MS é a prioridade fixa, na primeira requisição é alocado o comprimento de onda λ_0 . Para as duas requisições seguintes, a menor rota entre os pares origem-destino é a mesma para λ_0 e λ_1 , entretanto, como λ_0 já abriga uma requisição a

perda de capacidade neste comprimento de onda será menor que em λ_1 , logo, este será o comprimento de onda alocado. Como pode-se observar, nas requisições entre os nós 13→5 e 15→0, λ_1 possibilita as menores rotas, entretanto, o algoritmo opta por alocar as requisições em λ_0 , pois a perda de capacidade será menor que em λ_1 , embora as rotas sejam maiores neste comprimento de onda. Nota-se ainda que na requisição 13→5, o algoritmo determinou que em λ_0 , a rota 13→14→2→3→4→5 é “melhor” que a rota 13→12→0→4→5. Futuramente estes procedimentos irão causar prejuízos no que diz respeito a probabilidade de bloqueio média da rede, pois dependendo do tempo que estas conexões fiquem ativas, elas provavelmente bloquearão um número maior de requisições em comparação com aquele que seria bloqueado se as menores rotas fossem alocadas. Assim, o algoritmo de alocação conjunta de rota e comprimento de onda, aplicado segundo o MS, diferentemente do que se podia imaginar, não leva a uma otimização na probabilidade de bloqueio média da rede, sendo seu desempenho inferior a alocação separada de rota e comprimento de onda.

Deste modo, foi feita uma modificação no algoritmo JRW, para que a escolha da rota fosse feita somente entre as menores disponíveis para uma dada requisição, ou seja, o algoritmo determina a menor rota dentre todos os comprimentos de onda, estabelecendo assim um limitante, a partir do qual só poderão ser analisadas rotas de mesmo tamanho (em número de enlaces). Este algoritmo será denominado de JRW_SP (*Joint Routing and Wavelength Shortest Path*). Na figura 4.6 são feitas comparações entre os algoritmos JRW, JRW_SP e DRS, para as topologias Anel Cordas $a=4$ (4OXC's) e Anel Cordas $a=4$ (8OXC's).

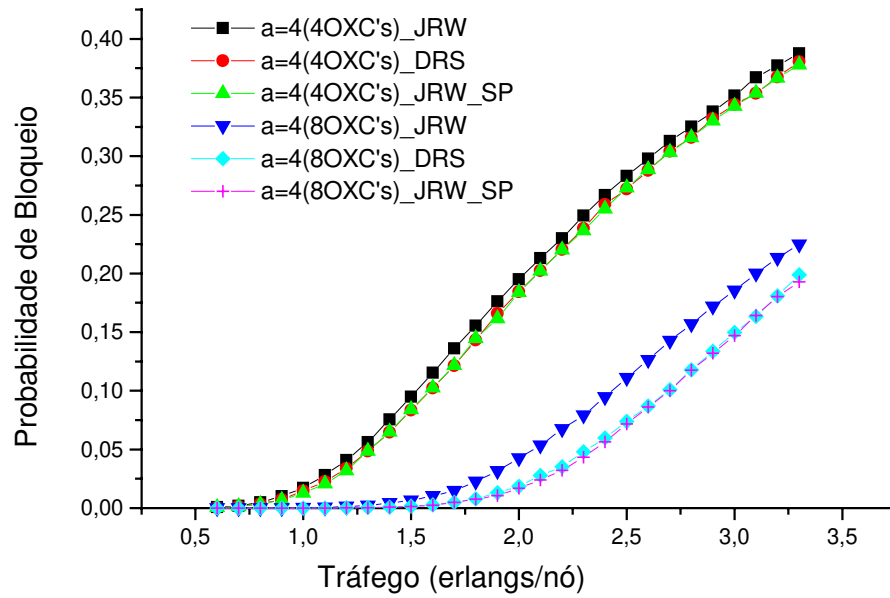


Figura 4.6: Comparação entre os desempenhos dos algoritmos JRW, DRS e JRW_SP.

Como pode-se notar pela figura anterior, o desempenho do algoritmo JRW_SP foi praticamente o mesmo que o DRS, podendo-se notar uma pequena superioridade do primeiro para a rede Anel Cordas $a=4(8OXC's)$. É de se esperar que para redes mais emaranhadas, ou seja, com mais alternativas de roteamento entre cada par de nós, a diferença de desempenho entre estes dois algoritmos possa ser maior, visto que haverá uma maior quantidade de menores rotas a serem analisadas, devendo haver portanto dentre estas rotas diferenças mais significativas (com relação a perda de capacidade que cada uma causa), o que no caso do DRS levaria a uma perda de desempenho, já que este escolhe uma rota qualquer dentre as menores para em seguida ser feita a alocação de comprimento de onda. Em todas as simulações seguintes foi usado o algoritmo JRW_SP como referência, para efeito de comparação com outros algoritmos de roteamento.

Para verificar até que ponto a escolha de uma rota que não é a menor é prejudicial ao desempenho da rede, o algoritmo JRW_SP foi alterado para que o mesmo fizesse a seleção da rota não somente entre as menores disponíveis, mas entre as menores + 1 enlace, + 2 e + 3 enlaces. Estes algoritmos serão denominados JRW_SP(+1), JRW_SP(+2) e JRW_SP(+3), respectivamente. As simulações realizadas na rede Anel Cordas $a=4(8OXC's)$ são apresentadas na figura 4.7.

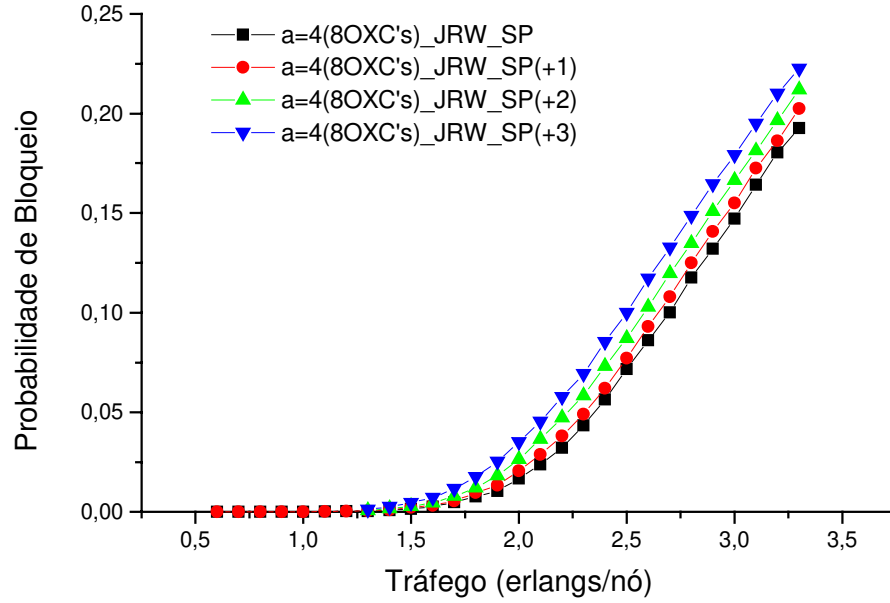


Figura 4.7: Comparação entre os desempenhos dos algoritmos com limitação no tamanho das rotas disponíveis

Observa-se que o melhor desempenho é obtido para o algoritmo JRW_SP. Portanto, permitir alocar uma requisição com 1 enlace a mais do que a menor rota já aumenta a probabilidade de bloqueio média da rede, e continua aumentando para rotas mais longas.

Como última variação do algoritmo JRW, será considerado como critério para escolha do par, a menor perda relativa de rotas. Voltando a tabela 4.2, observa-se que quando da requisição $15 \rightarrow 0$, o algoritmo JRW escolheu a rota $15 \rightarrow 14 \rightarrow 13 \rightarrow 12 \rightarrow 0$ no comprimento de onda λ_0 , já que este par causava uma menor perda de capacidade em comparação com a rota $15 \rightarrow 0$ em λ_1 . Entretanto, analisando este fato com mais cuidado verifica-se que a rota em λ_0 provocou uma perda de 1.008 rotas dentre as 1.727 disponíveis antes da alocação, enquanto que em λ_1 a perda foi de 4.620 entre 24.736. Portanto, a perda relativa de rotas em λ_1 é menor que em λ_0 ($P_{rel}(\lambda_1) = 4.620/24.736 = 0,186$ e $P_{rel}(\lambda_0) = 1.008/1.727 = 0,58$).

A figura 4.8 mostra as simulações na rede Anel Cordas $a=4(8OXC's)$, sendo que o algoritmo JRW_RL (*Joint Routing and Wavelength Relative Loss*) adota como critério de seleção de rota e comprimento de onda, a menor perda relativa de capacidade.

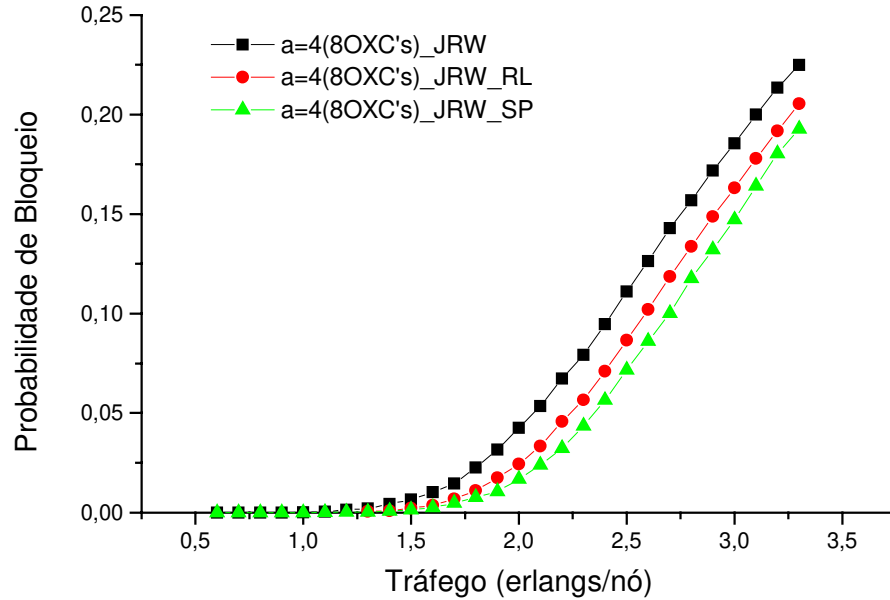


Figura 4.8: Comparação entre os desempenhos dos algoritmos considerando a perda global de capacidade e perda relativa de capacidade.

Como pode-se observar por esta figura, o desempenho do algoritmo JRW_RL foi inferior ao JRW_SP e superior ao JRW, os quais analisam a perda global de capacidade. O critério usado pelo JRW_RL não permite que rotas longas sejam preferidas às curtas, que é justamente o mesmo o critério empregado pelo JRW_SP. Assim, a diferença básica entre estes dois algoritmos está na escolha do comprimento de onda. Para ilustrar, pode-se usar como exemplo as requisições entre os nós $1 \rightarrow 8$ e $15 \rightarrow 4$ (tabela 4.2), em ambos comprimentos de onda a rota é a mesma, para o JRW_SP o comprimento de onda escolhido é λ_0 nos dois casos (pois é o que provoca a menor perda global de capacidade), ao passo que, segundo o critério do JRW_RL os comprimentos de onda selecionados seriam λ_1 e λ_0 (1º caso: $P_{rel}(\lambda_1)=0,411$ e $P_{rel}(\lambda_0)=0,416$, 2º caso: $P_{rel}(\lambda_0)=0,274$ e $P_{rel}(\lambda_1)=0,31$). Deste modo, no que diz respeito a alocação de comprimento de onda, o algoritmo JRW_RL perde a característica básica do MS, o qual, por ser do tipo *first-fit*, procura sempre que possível usar o mesmo comprimento de onda, com o objetivo de deixar livres os demais, preservando a probabilidade de bloqueio instantânea da rede quando ela é 0 (zero). E, como se sabe, este tipo de algoritmo é melhor do que aqueles que buscam fazer o balanceamento da carga na rede.

4.3.3 - Minimização da Probabilidade de Bloqueio Média

Como é sabido, o MS é um algoritmo que busca minimizar a probabilidade de bloqueio instantânea da rede, ou seja, imediatamente após uma alocação. Objetivando fazer uma melhoria neste algoritmo, ele foi modificado para minimizar a probabilidade de bloqueio da rede a longo prazo. Essa motivação é baseada no fato de que o MS atribui o mesmo custo a todos os decréscimos unitários de capacidade de rota de k para $(k-1)$ canais, independentemente do valor de k . Entretanto, sabe-se que as rotas cuja capacidade passar de um para zero ficarão bloqueadas imediatamente após a alocação que causar essa perda, ao passo que as outras (com $k > 1$) ficarão apenas mais vulneráveis a futuros bloqueios. Assim sendo, parece razoável esperar que o algoritmo possa ter seu desempenho melhorado atribuindo-se custos (à perda unitária de capacidade) que sejam função decrescente de k .

Desta maneira, foi adotado como função custo a equação 4.1 a seguir.

$$(\Delta C)_{\lambda_i} = n_k \cdot \ln\left(\frac{k}{k-1}\right) + n_{k-1} \cdot \ln\left(\frac{k-1}{k-2}\right) + \dots + n_2 \cdot \ln\left(\frac{2}{1}\right) + n_1 \cdot \ln\left(\frac{1}{0}\right) \quad (4.1)$$

sendo:

- k : capacidade da rota (número de comprimentos de onda em que a rota está disponível);
- n_k : número de rotas que passam de k para $k-1$ comprimentos de onda;
- n_{k-1} : número de rotas que passam de $k-1$ para $k-2$ comprimentos de onda;

Assim, se n_1 for diferente de 0 (zero), o último termo da função custo irá para infinito, indicando que a alocação da rota em questão causará o bloqueio total de outras rotas. Portanto, o algoritmo deve escolher rotas que minimizem n_1 , e no caso de haver empate entre estas, o desempate deve ser feito segundo a equação 4.1, exceto o último termo. Por conseguinte, será determinado em cada comprimento de onda a rota que possui a menor função custo. Do mesmo modo, a escolha do comprimento de onda deve ser feita segundo a menor função dentre os comprimentos de onda. Seguindo este procedimento, estará sendo alocada a rota e o comprimento de onda que causarão o menor prejuízo a rede a longo prazo.

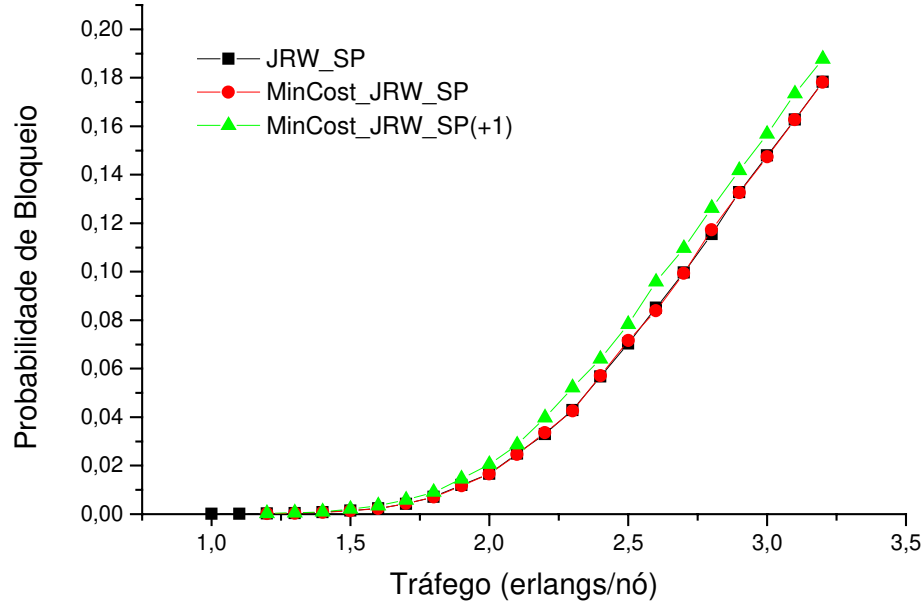


Figura 4.9: Comparação entre o desempenho dos algoritmos que fazem a minimização da probabilidade de bloqueio instantânea e média.

A figura 4.9 mostra as simulações realizadas na rede Anel Cordas $a=4$ (8OXC's), considerando o algoritmo anterior, denominado MinCost. Nesta figura compara-se o algoritmo JRW_SP com os algoritmos MinCost_JRW_SP e MinCost_JRW_SP(+1), indicando que o algoritmo é aplicado somente entre as rotas mais curtas disponíveis, e as mais curtas + 1 *hop*, respectivamente.

A minimização da probabilidade de bloqueio média não gerou resultados satisfatórios como pode-se notar pela figura anterior. Quando a rota é escolhida somente entre as menores disponíveis o resultado é exatamente o mesmo do que no caso do algoritmo JRW_SP, o qual faz a minimização da probabilidade de bloqueio instantânea entre as menores rotas. E quando é permitido a escolha de rotas maiores do que a menor, o desempenho é degradado. Portanto, o algoritmo JRW_SP deve ser preferível ao MinCost_JRW_SP, já que neste último a determinação da rota e do comprimento é mais complexa, e portanto um maior tempo de processamento deve ser despendido.

Na seção seguinte são apresentadas as simulações realizadas em redes ópticas formadas somente por OXC's, originadas a partir da implementação de cordas sobre um anel com 16 nós. Essas redes serão chamadas de "Anel Malha".

4.3.4 - Rede Anel Malha

Nos estudos realizados nesta topologia, considera-se que todos os nós da rede tem grau de conexão 4, ou seja, cada nó pode se conectar a outros 4. Diversas configurações podem ser obtidas mediante a utilização de cordas de diferentes tamanhos. Na figura 4.10 é apresentada uma rede constituída por cordas de tamanho 3.

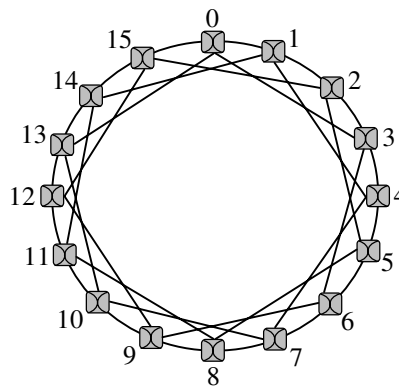


Figura 4.10: Anel Malha formado somente por OXC's e $a=3$.

Neste tipo de rede o número de alternativas de roteamento assume valores bastante elevados e pode variar sensivelmente dependendo do valor adotado para a corda. Na tabela 4.3, são mostrados o número total de rotas da rede e o número de rotas de cada nó, para $a=2,3,...,7$. Como estas topologias são simétricas, o número de rotas de um nó para os demais é o mesmo para cada nó dentro de cada topologia (cada valor de corda).

Corda (a)	Número Total de Rotas da Rede	Número de Rotas por Nó
2	1.173.216	73.326
3	1.424.384	89.024
4	1.480.928	92.558
5	1.424.384	89.024
6	1.512.192	94.512
7	1.404.096	87.756

Tabela 4.3: Variação do número de rotas em função do tamanho da corda.

Na figura 4.11 são mostradas as simulações realizadas nas topologias descritas na tabela 4.3 ($N=16$ e $W=4$) usando como algoritmo de alocação de rota e comprimento de onda o JRW_SP.

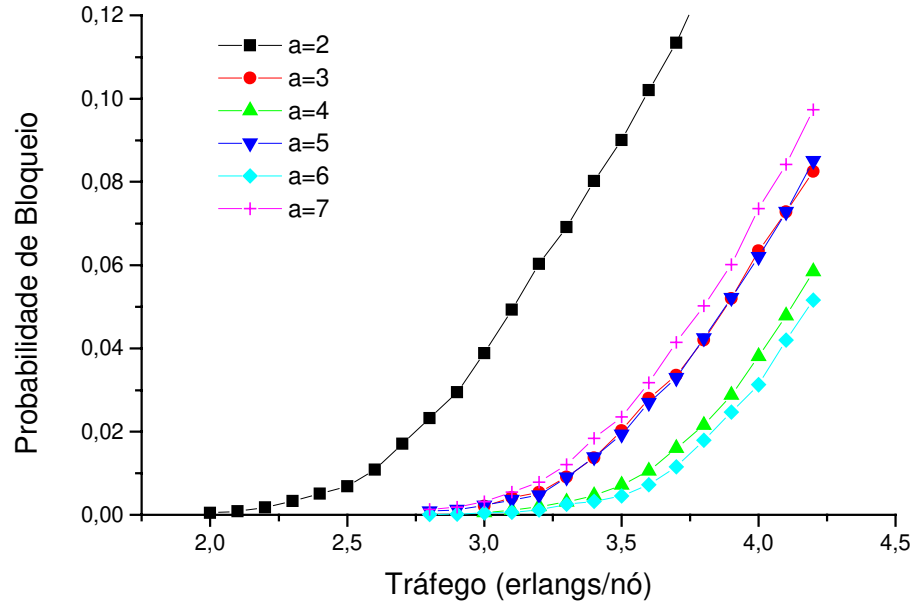


Figura 4.11: Comparação entre as topologias Anel Malha, para $a=2, \dots, 7$.

Por esta figura verifica-se a enorme capacidade disponibilizada pelas topologias emaranhadas. Observe que em quase todos os casos só começa a haver bloqueio para tráfego superior a 2,8 erlangs/nó, e mesmo para níveis de tráfego bastante elevados (4,2 erlangs/nó) a probabilidade de bloqueio é inferior a 10%. Além disso, verifica-se a importância da escolha do parâmetro a no projeto de redes ópticas, pois dependendo do valor deste, o desempenho entre as topologias pode variar bastante. Observa-se que quanto maior o número de rotas disponibilizadas melhor é o ganho de desempenho, o que no caso faz com que as redes Anel Malha $a=2$ e Anel Malha $a=6$ sejam respectivamente, a pior e a melhor topologia (no que diz respeito a capacidade de atendimento ao tráfego). Note que as topologias com $a=3$ e $a=5$ apresentaram desempenho exatamente igual, e pela tabela 4.3 verifica-se que elas possuem o mesmo número de rotas, comprovando mais uma vez a dependência do ganho de desempenho com relação ao número de rotas.

É importante observar que a escolha do tamanho da corda determina o diâmetro⁷ da rede. Em [34] mostrou-se que cordas que proporcionam o menor diâmetro para a rede ocasionam um melhor desempenho destas. Isto também pôde ser comprovado neste estudo, já que as topologias com cordas 4 e 6 possuem diâmetro 3, enquanto as demais topologias analisadas têm diâmetro 4.

⁷ O diâmetro de uma rede corresponde a máxima distância (em número de *hops*) entre dois nós quaisquer pelo menor caminho.

CAPÍTULO V

Redes Ópticas WDM: Uma Visão Futura

A multiplexação por divisão de comprimento de onda parece ser a solução de escolha para prover uma mais rápida infra-estrutura de conectividade, a qual pode satisfazer o explosivo crescimento da internet. Várias tecnologias diferentes têm sido desenvolvidas para a transferência de dados sobre WDM. Neste capítulo, são examinadas duas novas tecnologias que ainda estão num estágio experimental – comutação óptica de pacotes e comutação óptica de rajadas – e também é investigada a conveniência destas tecnologias para o transporte do tráfego IP. E a nível de controle, é abordado o paradigma GMPLS que promete um efetivo gerenciamento de rede e engenharia de tráfego.

5.1 - Considerações Gerais

Definitivamente o tráfego *internet* é diferente do tradicional tráfego de voz, não somente pela sua velocidade de crescimento exponencial, mas também por suas muito bem conhecidas características de rajada (*burst*) [6, 13]. A “Internet Óptica” empregando o conceito de WDM e roteamento por comprimento de onda, têm sido vislumbrada como o *backbone internet* do futuro [43]. Para os propósitos de efetivamente utilizar os múltiplos comprimentos de onda e eliminar o gargalo de processamento eletrônico, esforços em grande escala estão em andamento para projetar uma única e onipresente camada óptica de acesso, com rigoroso “interfuncionamento” (*interworking*) com IP, para eliminar uma ou mais camadas intermediárias (isto é, SONET/SDH, ATM). De maneira a evitar estas camadas, suas funções necessárias devem mover-se diretamente para os roteadores, OXC’s e camada WDM. No final, isto resultará em uma rede mais simples e mais eficiente que transportará uma ampla faixa de fluxo de dados e grandes volumes de tráfego.

Portanto, para viabilizar o paradigma IP sobre WDM, a função de comutação óptica e seus protocolos de controle nos roteadores ópticos, tornam-se indispensáveis entre a camada

IP e a camada óptica de transporte. Entre vários paradigmas de comutação óptica e protocolos de controle, pode-se destacar a comutação óptica de pacotes, a comutação óptica de rajadas e o GMPLS, respectivamente. Nas seções seguintes, é feita uma breve descrição desse protocolo e dessas técnicas comentando a respeito dos fatores tecnológicos limitantes que precisam ser superados para torná-los comercialmente viáveis.

5.2 - Comutação Óptica de Rajadas (*Optical Burst Switching - OBS*)

O conceito de comutação de rajadas foi proposto para as comunicações de voz no início dos anos 80. A comutação óptica de rajadas (OBS) pode ser definida como um mecanismo onde a comutação é realizada no nível da rajada de dados [44]. Esta técnica tenta explorar o fato de que o tráfego de dados é tipicamente de rajadas (*bursty*), diferentemente da natureza contínua do fluxo de bit do tráfego de voz. Em uma rede IP/WDM, uma rajada formada em um roteador/comutador de borda, pode ser constituída de múltiplos pacotes IP e conter vários megabytes de dados (por exemplo, uma imagem de alta definição ou um vídeo de curta duração). Existem três principais diferenças entre a comutação de rajadas e seus equivalentes mais conhecidos [35], ou seja, comutação de circuitos e comutação de pacotes, que são as seguintes:

- Uma rajada tem uma granularidade intermediária quando comparada com as unidades básicas da comutação de circuitos e pacotes, que são a chamada (ou sessão) e o pacote, respectivamente.
- Na comutação de rajadas, a largura de banda (para uma rajada) é reservada em um processo único (*one-way process*), isto é, uma rajada pode ser enviada sem a confirmação de reserva bem sucedida, ao passo que, na comutação de circuitos, a largura de banda para uma chamada é reservada em dois processos, em outras palavras, os dados somente poderão ser enviados após um circuito ter sido estabelecido (o que resulta em uma maior latência).
- Na comutação de rajadas, uma rajada passa diretamente (*cut through*) pelos nós intermediários (comutadores) sem precisar passar pelos *buffers*, já na comutação de

pacotes, um pacote é armazenado e encaminhado (*store and forwarded*) em cada nó intermediário (o que resulta em uma maior complexidade nodal).

5.2.1 - Técnicas de Comutação de Rajadas

Existem três variações da comutação de rajadas [36], as quais são conhecidas por “avisa e vai” (*tell-and-go* - TAG), “delimitador dentro da banda” (*in-band-terminator* - IBT) e, “reserva por duração fixa” (*reserve-a-fixed-duration* - RFD). Das três, as duas primeiras têm sido estudadas para redes eletrônicas, enquanto a terceira para redes ópticas.

Na técnica TAG, a fonte inicialmente envia um pacote de controle num canal separado (equivalente a uma requisição de estabelecimento de circuito sob controle distribuído) para reservar a largura de banda (e configurar os comutadores) ao longo do caminho, para os dados que o seguem, os quais, diferentemente da comutação por circuitos, podem ser enviados no canal de dados sem ter que receber uma confirmação de reserva primeiro. Isto implica que o tempo de atraso T pode ser (muito) menor que o tempo de estabelecimento de um circuito, ou até mesmo zero como na comutação de pacotes. Após a rajada ser enviada, um outro sinal de controle (similar a um sinal de desativação de circuito) é enviado para liberar a banda. Já na técnica IBT, cada rajada possui um cabeçalho como na comutação de pacotes, bem como um delimitador especial (chamado de *terminator in*) para indicar o final da rajada. No IBT, a fonte e qualquer nó intermediário pode começar a transmitir a “cabeça” (não necessariamente o cabeçalho) de uma rajada mesmo antes da sua cauda ser recebida. Dessa forma, a rajada encontrará um menor atraso e além disso, é necessário um menor espaço no *buffer* do nó, exceto no pior caso, onde a rajada inteira precisar ser retardada em função da largura de banda na saída do comutador não estar disponível.

A terceira variação da comutação de rajadas, RFD, é similar a técnica TAG no sentido de que um pacote de controle é enviado primeiro para reservar a largura de banda (e configurar os comutadores), seguidos pelos dados após um tempo de atraso T . O que distingue o método RFD do TAG (e outras comutações de pacotes-circuitos) é que em RFD, a largura de banda é reservada por uma duração específica pelo pacote de controle, que como um cabeçalho de um pacote de tamanho variável, contém o comprimento da rajada (esperado). Isto implica, portanto, que a rajada terá um tamanho máximo limitado.

A figura 5.1 mostra a idéia básica de um protocolo OBS baseado em RFD (conhecido por *Just-Enough-Time* - JET) [37]. Mais especificamente, a fonte envia um pacote de controle (equivalente a uma requisição de conexão), a qual é seguida por uma rajada após um tempo de atraso $T \geq \Delta$ (na figura 5.1(a), é considerado que o número de *hops* é 3, e que em cada *hop*, o atraso encontrado por um pacote de controle é δ . Portanto, o atraso total encontrado por um pacote de controle não é maior que $\Delta=3\delta$). Em virtude da rajada ser atrasada na fonte (no domínio elétrico), as linhas de atraso (*fiber delay lines* - FDL's) não são necessárias nos nós intermediários para retardar as rajadas enquanto o pacote de controle está sendo processado.

A principal característica do protocolo JET é o uso da reserva atrasada (*delayed reservation* - DR) como mostrado na figura 5.1(b), pela qual, a largura de banda no enlace de saída do nó i (por exemplo, $i=1;2$) é reservada a partir do instante t , tempo em que espera-se que a rajada chegue, ao invés de a partir de t' , tempo em que o processamento do pacote de controle termina (e a requisição pela reserva de largura de banda é feita)⁸. Além disso, a largura de banda ficará reservada até o tempo de partida da rajada, $t + l$, sendo l o comprimento (esperado) da rajada.

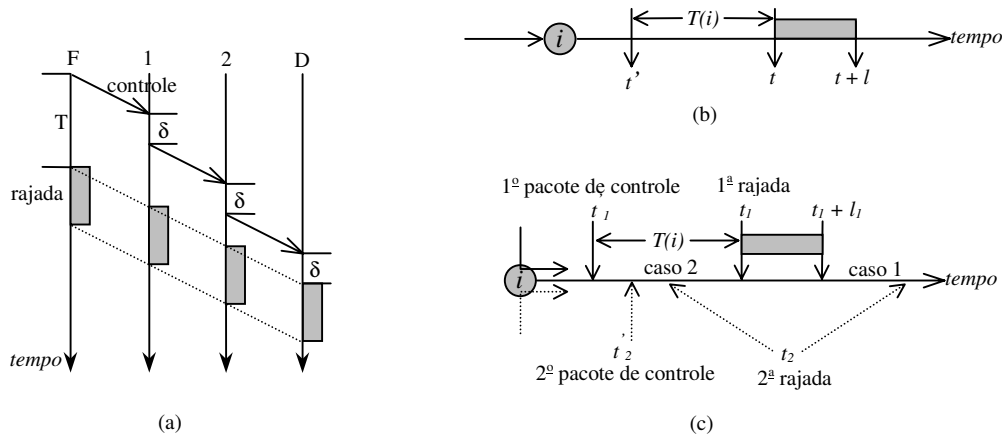


Figura 5.1: O uso de um tempo de atraso e reserva atrasada no protocolo JET.

A discussão anterior implica que no protocolo JET, o pacote de controle incluirá não somente o comprimento da rajada l , como também o valor (restante) do tempo de atraso $T_{off\ set}$ (inicialmente $T_{off\ set} = T$). Para lidar com o atraso de processamento variável encontrado por um pacote de controle, assim como, qualquer atraso de transmissão e recepção em cada nó, o pacote de controle pode ser marcado com seu tempo de chegada t_{in} , e agendado para a

⁸ Note que $t=t'+T(i)$, sendo que $T(i)$ depende do valor restante de T assim como do tempo de processamento no nó i

transmissão no tempo t_{out} (tão logo seu processamento termine), sendo $t_{in} < t' < t_{out}$. Desta forma, a largura de banda será reservada a partir de $t = T_{off\ set} + t_{in}$ (isto significa que na figura 5.1(b), $T(i) = T_{off\ set} - (t' - t_{in})$), e o pacote de controle carregará um valor atualizado de $T_{off\ set}$ para o próximo nó, que é $T_{off\ set} - (t_{out} - t_{in})$.

Se a largura de banda requisitada não estiver disponível, a rajada é bloqueada, e será descartada se não puder ser atrasada (uma rajada descartada poderá ser transmitida posteriormente se necessário). O uso da reserva DR pode reduzir o descarte de rajadas (e melhorar a utilização da largura de banda) mesmo sem usar nenhum *buffer*, como ilustrado na figura 5.1(c). Mais especificamente, quando o segundo pacote de controle chega, ele sabe que se tanto $t_2 > t_1 + l_1$ (caso 1) ou $t_2 + l_2 < t_1$ (caso 2), a largura de banda para a segunda rajada pode ser reservada com sucesso. Note que, se o protocolo OBS baseado em TAG ou IBT for usado, não existe maneira do segundo pacote de controle saber que a largura de banda será liberada antes da segunda rajada chegar (caso 1), ou que o comprimento da segunda rajada é pequeno o suficiente (caso 2).

Embora OBS possa ser baseado em qualquer uma das três variações de comutação de rajadas descritas anteriormente, a baseada em RFD é a mais atrativa, já que pode aumentar a eficácia das FDL's disponíveis, usando-as para solução de contenção nos nós intermediários (uma rajada que seria bloqueada, pode ser atrasada em uma FDL até que a largura de banda fique disponível), além disso o agendamento propicia uma utilização mais eficiente da largura de banda. Observe que, de maneira a liberar a largura de banda reservada na técnica OBS baseado em IBT, o indicador de final de rajada precisa ser detectado, o que pode ser difícil. Similarmente, em OBS baseado em TAG, a perda do sinal de desconexão durante sua transmissão resultará em desperdício de largura de banda. Uma alternativa possível seria requisitar que a fonte enviasse periodicamente um sinal de *refresh*, e somente se nenhum destes sinais fosse recebido após um determinado período de tempo, a largura de banda seria liberada. Mas esta abordagem gerará muitos sinais de controle e certamente resultará na liberação indesejada de larguras de banda em função da perda de sinais de *refresh* [36].

Em geral, um tema importante relacionado com a reserva direta, e OBS em particular (já que não existe *buffer* óptico), é como lidar com contenções e reduzir o descarte de rajadas. Em [45] uma variação do protocolo JET foi proposta para o suporte a qualidade-de-serviço. Especificamente, duas classes de tráfego foram definidas: tempo real (*real-time*) e tempo não

real (*non-real-time*). Uma rajada pertencendo a classe de tempo real é alocada com uma prioridade maior que uma rajada pertencendo a outra classe, simplesmente usando um atraso adicional entre a transmissão do pacote de controle e a transmissão da rajada. O efeito deste atraso é reduzir a probabilidade de bloqueio da rajada de tempo real no comutador. Um outro tema importante relacionado com OBS usando um tempo de atraso diferente de zero, é a latência fim-a-fim encontrada por cada rajada. Estes dois temas são também fundamentais quando OBS for aplicado sobre a próxima geração de *Internet Óptica*, onde serviços diferenciados deverão ser providos [36].

5.3 - Comutação Óptica de Pacotes (*Optical Packet Switching* - OPS)

Qualquer tipo de comutador de pacotes; eletrônico, óptico ou híbrido desempenha três funções fundamentais. A comutação é necessária para direcionar cada pacote que chega à entrada de um nó para sua saída correta. O retardamento (*buffering*) é necessário, já que os pacotes chegam de uma forma desordenada, e mais de um pacote pode ser destinado para uma mesma saída simultaneamente. Além disso, as informações no cabeçalho do pacote devem ser interpretadas de forma a definir a saída que o pacote deve ser encaminhado.

A idéia base de qualquer proposta de comutação óptica de pacotes é desacoplar o caminho dos dados do caminho de controle [38]. Roteamento e encaminhamento são realizados no domínio elétrico com conversão óptica para elétrica do cabeçalho do pacote (qualquer formato) no comutador de entrada. A carga útil (*payload*) do pacote é comutada transparentemente sem conversão para eletrônica. Conceitualmente, a comutação de pacotes proporciona uma melhor solução em termos de utilização da rede e flexibilidade para o suporte ao tráfego de dados em rajada, quando comparado com a comutação de circuitos. Entretanto, quando o suporte à qualidade de serviço e roteamento ultra-rápido são considerados, a comutação óptica de pacotes perde suas vantagens e a comutação de circuitos virtuais pode oferecer melhores soluções [44].

5.3.1 - Resolução de Contenção

Como em qualquer cenário de comutação de pacotes, o congestionamento pode surgir quando mais pacotes são encaminhados para o mesmo enlace de saída ao mesmo tempo. Em geral, a contenção pode ser tratada através da multiplexação por espaço, tempo ou comprimento de onda. A seguir são discutidas cada uma destas soluções.

Retardamento Óptico (*Optical Buffering*)

Em roteadores eletrônicos convencionais o congestionamento é solucionado principalmente através de enfileiramento (*queuing*), ou seja, usando o domínio de tempo. Enfileiramento em óptica não pode ser implementado da mesma maneira como em memórias eletrônicas, mas o domínio do tempo pode ser explorado através das linhas de atraso (*fiber delay lines* – FDL's) [39].

Uma FDL pode atrasar um pacote por um período de tempo específico, o qual esta relacionado com o comprimento da linha de atraso. Então pode-se dizer que o retardamento óptico é o “calcanhar de Aquiles” dos comutadores de pacotes ópticos. Linhas de atraso podem ser aceitáveis em protótipos de comutadores, mas não são comercialmente viáveis [46]. Uma alternativa seria converter o pacote óptico para o domínio elétrico e armazená-lo eletronicamente. Entretanto, esta não é uma solução aceitável, já que memórias eletrônicas não podem acompanhar a velocidade das redes ópticas.

Existem muitas maneiras de uma FDL poder ser usada para emular um *buffer* eletrônico. Por exemplo, um *buffer* para N pacotes com uma disciplina FIFO pode ser implementado usando N linhas de atraso de diferentes comprimentos. A linha de atraso i atrasa o pacote por i slots de tempo. Um contador mantém-se informado sobre o número de pacotes no *buffer*. Ele é decrementado de 1 quando um pacote sai do *buffer*, e incrementado de 1 quando um pacote entra no *buffer*. Suponha que o valor do contador seja j quando um pacote chega ao *buffer*, então o pacote será roteado para a j -ésima linha de atraso. Limitado pelo comprimento das linhas de atraso, este tipo de *buffer* é usualmente pequeno, e não é escalável.

Explorando o Domínio do Comprimento de Onda

Em WDM, vários comprimentos de onda são disponibilizados em um enlace de fibra que conectam dois roteadores ópticos. Este recurso pode ser usado para minimizar as

contenções, utilizando diferentes comprimentos de onda para transmitir os pacotes conflitantes. Este método torna-se muito atrativo, particularmente porque o número de comprimentos de onda que podem ser acoplados em uma única fibra continua crescendo. A conversão de comprimento de onda pode reduzir a probabilidade de descarte de pacotes devido as contenções. Entretanto, nem todos os pacotes precisam de conversão, e portanto a conversão poderia ser otimizada para reduzir o número de conversores e melhorar a qualidade dos sinais através da redução de conversões desnecessárias [46].

Roteamento por Deflexão

O roteamento por deflexão é idealmente apropriado para comutadores que tenham pouco espaço de *buffer*. Quando existe um conflito entre dois pacotes, um será roteado para a saída correta, e o outro para qualquer porto de saída disponível. Desta forma, um pequeno ou nenhum *buffer* é necessário. Entretanto, o pacote defletido pode seguir um caminho muito longo até seu destino. Como consequência, o atraso fim-a-fim para um pacote pode ser inadmissível. Também, os pacotes deverão ser reordenados no destino já que provavelmente eles chegarão fora de ordem.

5.3.2 – Sincronização e Formato do Pacote Óptico

Com relação ao formato do pacote óptico a escolha é entre pacotes de tamanho fixo ou variável, e no que diz respeito a sincronização, as redes de comutação óptica de pacotes podem ser classificadas como síncronas ou assíncronas. Em redes síncronas, todos os pacotes têm que ser transmitidos em *slots* de tempo fixos, e pacotes chegando a um comutador devem ser alinhados no tempo para a comutação poder ser feita. Em redes assíncronas, não é preciso satisfazer estas duas restrições, e a comutação pode ser feita em qualquer instante. As seguintes alternativas têm sido propostas na literatura:

- Pacotes de tamanho fixo (ajustados de acordo com as exigências de tempo do sistema) com operação síncrona da rede, como a operação de um nó ATM [38];
- Pacotes de tamanho fixo com operação assíncrona da rede [40];
- Pacotes de tamanho variável com operação assíncrona da rede, como em [41] ou como no enfoque da comutação de rajadas.

O projeto de *buffers* ópticos têm sido estudado para arquiteturas de comutação projetadas para um cenário com pacotes de tamanho fixo, para ambos os casos; síncrono e assíncrono[47]. Infelizmente, este caso não é muito apropriado para o tráfego IP, em função da sua natureza não orientada a conexão, e também devido a necessidade de ajustar os “datagramas” de tamanho variável, em *containers* de tamanho fixo. Em particular, este último enfoque pode causar severa ineficiência no caso dos pacotes ópticos de tamanho fixo não se ajustarem muito bem com o tráfego IP, como discutido, por exemplo, em [42]. Certamente, a abordagem com pacotes de tamanho variável assíncronos se ajusta melhor com o tráfego IP.

A figura 5.2 ilustra o formato típico de um pacote óptico, o qual foi proposto pelo projeto KEOPS (*European Union-funded Keys to Optical Packet Switching*) [49].

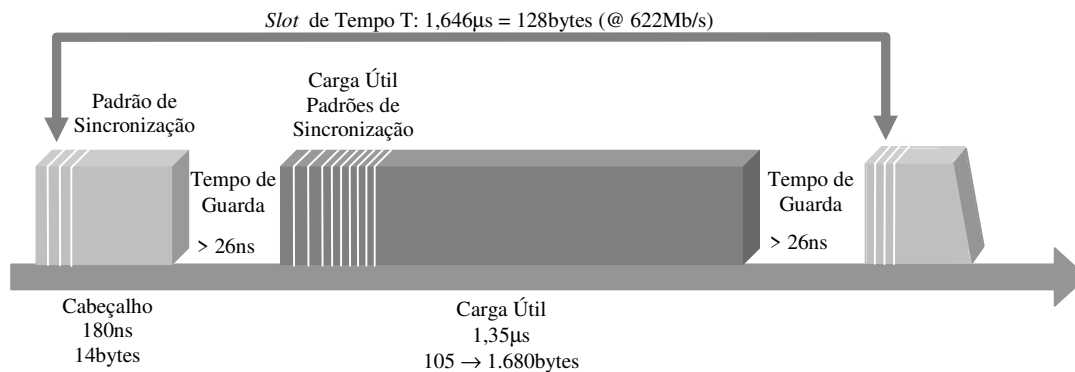


Figura 5.2: O formato do pacote óptico proposto nas tecnologias de comunicação avançadas e no projeto KEOPS.

Neste caso, o cabeçalho e a carga útil são separados no tempo, embora eles pudessem ser transportados ao mesmo tempo em diferentes comprimentos de onda, ou então usando multiplexagem de subportadora. Existe uma grande banda de guarda entre o cabeçalho e carga útil e entre os pacotes sucessivos para garantir o tempo necessário para o estabelecimento do caminho óptico na matriz de comutação. A carga útil pode conter dados em qualquer taxa de bit, por exemplo, 105 bytes a 622Mb/s ou 1.680 bytes a 10Gb/s.

Um comutador de pacotes genérico é ilustrado na figura 5.3. A matriz de comutação realiza funções de comutação e atraso. O controle é eletrônico, já que a lógica óptica está em um estado muito primitivo para permitir o controle óptico. No caso de pacotes de tamanho fixo, a interface de entrada alinha os pacotes de modo que eles sejam comutados corretamente na matriz de comutação. Ela também lê o cabeçalho, e se necessário, um novo cabeçalho é inserido na interface de saída. A transmissão dentro e fora do comutador pode usar WDM.

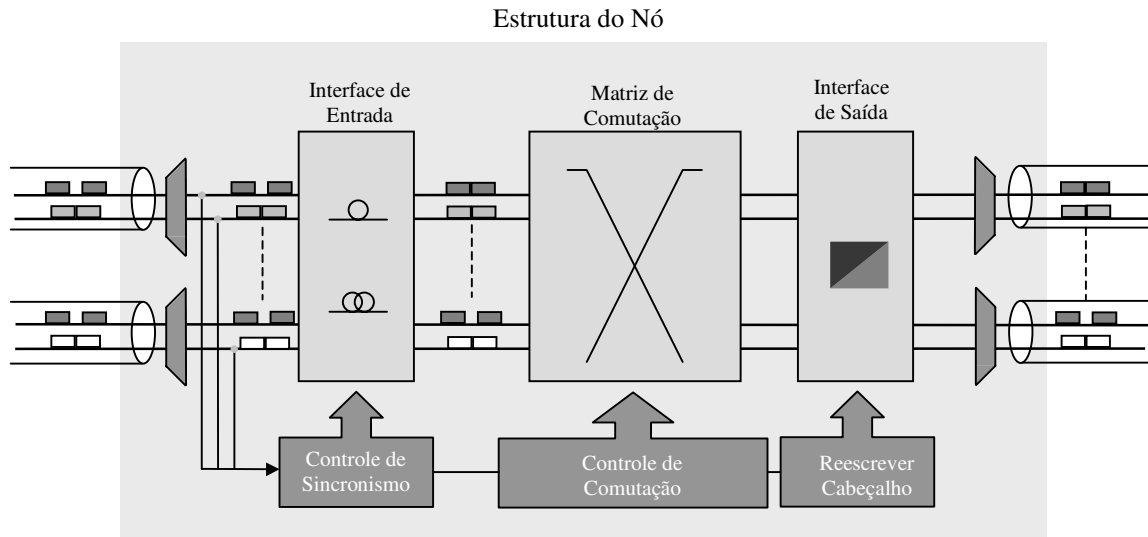


Figura 5.3: Um comutador de pacotes ópticos genérico, consistindo de uma interface de entrada, matriz de comutação, interface de saída e um controlador.

Existem classes de algoritmos de agendamento inteligentes conhecidos por preenchimento de vazios (*void filling*), que têm sido propostos para a abordagem com pacotes de tamanho variável assíncronos, os quais objetivam reduzir a quantidade de espaços vazios entre a transmissão de dois pacotes, bem como o excesso de carga. O tamanho do passo das linhas de atraso dentro do comutador é feito muito maior que o tamanho mínimo do pacote. Fazendo isto, quando os pacotes são agendados através do comutador, grandes buracos ou vazios serão criados. Se um vazio está agendado para deixar uma saída de um comutador no futuro, ele pode ser preenchido por um novo pacote, contanto que ele se ajuste a este vazio, e contanto que uma linha de atraso apropriada esteja livre. Consequentemente, a ordem de pacotes em um fluxo geralmente não é mantida [49].

Este esquema foi implementado em uma arquitetura de comutação multi-estágio que tinha um tráfego extremamente pesado [48]. Foi mostrado que uma perda de pacote menor que 10^{-6} poderia ser obtida com somente três estágios. Entretanto, existem dois maiores problemas relacionados com este esquema. Primeiro, a complexidade do algoritmo de controle implica que ele não pode ser implementado em tempo real usando a tecnologia eletrônica de hoje em dia, embora uma melhora sobre o simples algoritmo de “força bruta” usado neste trabalho pode torná-lo prático. Além disso, linhas de atraso com um passo grande são exigidas, resultando em linhas extremamente longas e consequentemente volumosas e caras.

Está claro que o retardamento é o maior problema na comutação óptica de pacotes e soluções candidatas têm sido propostas. A complexidade do algoritmo de agendamento de pacotes que é implementado no controlador é um outro grande problema. O que parece mais provável, a partir dos estudos iniciais, é que o retardamento eletrônico e óptico possam complementar-se, com a tecnologia óptica realizando a maioria do retardamento. Se existir uma redução de custos sobre a solução completamente eletrônica, a comutação óptica de pacotes ópticos pode encontrar um uso nos roteadores a médio prazo [49].

5.4 - GMPLS (*Generalized Multi-Protocol Label Switching*)

O GMPLS, também conhecido como MP λ S (*Multi-Protocol Lambda Switching*), é o paradigma de um plano de controle multi propósitos que suporta não somente dispositivos que realizam comutação de pacotes, mas também comutação no domínio do tempo, espaço e comprimento de onda. Com o apoio do IETF (*Internet Engineering Task Force*) e do OIF (*Optical Internetworking Forum*), o GMPLS está rapidamente tornando-se um padrão industrial. O desenvolvimento deste protocolo começou com a premissa de que é possível implementar uma integração de processos de gerenciamento avançados e capacidades de roteamento de larguras de banda sob demanda, permitindo todos os tipos de tecnologias de transporte serem gerenciadas juntas. O GMPLS foi então desenvolvido com a meta de criar um único conjunto de protocolos que seria aplicável para todo tipo de serviço e transporte de tráfego. Suas extensões oferecem um mecanismo comum para o encaminhamento de dados, sinalização e roteamento em redes de transporte. Assim, o GMPLS estende os mecanismos; rótulo MPLS e caminho comutado por rótulo (*Label Switched Path - LSP*), para criar um rótulo generalizado (*generalized label*) e um LSP generalizado (G-LSP). Estas extensões irão afetar os protocolos de sinalização e roteamento para atividades como distribuição de rótulos, engenharia de tráfego, proteção e restauração. Em linhas gerais, o GMPLS pode ser caracterizado conforme a seguir.

- Um novo protocolo de gerenciamento de enlace (*Link Management Protocol - LMP*) é introduzido pelo GMPLS para tratar dos temas relacionados com o gerenciamento de enlace em redes ópticas, usando os dispositivos fotônicos [50];

- Melhoramentos no protocolo de roteamento OSPF/IS-IS (*Open Shortest Path First/Intermediate System to Intermediate System*) para anunciar a disponibilidade de recursos ópticos na rede (isto é, uma representação generalizada dos vários tipos de enlaces, largura de banda nos comprimentos de onda, tipo de proteção de enlace, identificadores de fibra);
- Melhoramentos no protocolo de reserva de recursos (RSVP), protocolo de roteamento baseado em restrições e distribuição de rótulos (*Constraint-Based Routing Label-Distributed Protocol* (CR-LDP)) e protocolos de sinalização, para propósitos de engenharia de tráfego, permitindo que um caminho comutado por rótulos (LSP) seja explicitamente especificado através do *backbone* óptico;
- Melhoramentos na escalabilidade tal como na formação hierárquica de LSP.

Além disso, é esperado que a rede óptica ofereça rápida restauração, competitiva em velocidade com os anéis SONET. Em uma rede GMPLS, a barreira de comunicação entre serviços e transporte pode ser eliminada, e a proteção requerida estabelecida com o mínimo de recursos [50].

É a introdução do GMPLS que proporcionará uma verdadeira inteligência para a rede, e em função desta tecnologia compartilhar muito de sua base com o MPLS, ela também soluciona o problema de combinar os protocolos de roteamento IP com o ambiente óptico e como desenvolver uma estratégia de migração. O GMPLS provê a ponte necessária entre as camadas IP e fotônica, permitindo uma evolução interoperável, escalável, paralela e coesiva das redes, nas dimensões IP e óptica. Com o GMPLS dinamicamente cobrindo o buraco (*gap*) entre a tradicional infra-estrutura de transporte e a camada IP, o caminho esta sendo pavimentado para uma rápida disposição de serviços e eficiência operacional, assim como oportunidades de uma receita aumentada. As condições necessárias têm sido dispostas de forma a suportar uma suave transição a partir do tradicional e segregado modelo *overlay* para um modelo mais unificado, ou seja o modelo *peer*. As funcionalidades fornecidas pelo GMPLS, sua noção generalizada de uma hierarquia LSP, e a agregação dos atributos de enlaces com características similares, em um único enlace (*bundling*), cria uma suficiente flexibilidade para suportar a segregação ou unificação de quase todos os paradigmas operacionais desejados por um operador. Direcionando o suporte para a multiplexação e

comutação de uma maneira hierárquica e combinando a inteligência flexível da engenharia de tráfego MPLS, o valor comercial da comutação óptica GMPLS provará ser essencial em qualquer solução que objetive habilitar grandes volumes de tráfego, de uma maneira economicamente eficiente para os provedores de serviço [51].

CAPÍTULO VI

Conclusões e Comentários

Neste capítulo são apresentadas as principais conclusões a respeito das estratégias de evolução/ampliação da capacidade do anel de caminhos ópticos, seja através da duplicação dos nós, da substituição total ou parcial dos OADM's por OXC's interconectados por enlaces de fibra (cordas), ou através dos algoritmos de alocação de comprimento de onda e roteamento analisados. Além disso, são feitas algumas sugestões para a continuidade dos estudos relatados nesta tese.

6.1 – Considerações Gerais

O objetivo principal deste trabalho foi comparar algumas estratégias para a evolução/ampliação da capacidade do anel WDM. A abordagem foi centrada no aumento de capacidade proveniente da ampliação da planta de fibras, que pode ser feita através da duplicação dos nós do anel, ou através da introdução de nós roteadores (OXC's). Estas estratégias por si só já melhoram a capacidade de atendimento do anel. Entretanto, a adoção de um bom algoritmo de alocação de rota e comprimento de onda pode produzir ganhos extremamente significativos. O problema RWA foi abordado em um cenário constituído por redes ópticas com bloqueio, reconfiguráveis e tráfego dinâmico.

Nesta tese foram apresentadas as principais características da tecnologia de multiplexagem por divisão de comprimento de onda, a qual surge para dar suporte a crescente demanda por largura de banda gerada pelas aplicações *internet* e, no caso das redes de roteamento por comprimento de onda, que permitem o estabelecimento de caminhos de luz entre dois nós comunicantes, eliminar o gargalo causado pelo descompasso entre as velocidades de transmissão óptica e processamento eletrônico. Alguns aspectos relacionados com a conectividade óptica permanecem controversos, como por exemplo, a necessidade de equipar os nós de uma rede WDM com conversores de comprimento de onda. Estudos

anteriores mostraram que conversores totais de comprimentos de onda em todos os nós de um anel óptico, não geram resultados tão satisfatórios se for levado em conta o custo para a implantação deste tipo recurso, e os ganhos que podem ser obtidos através da adoção de um bom algoritmo de alocação de rota e comprimento de onda em uma rede sem conversão [24]. Outro tema bastante polêmico diz respeito ao grau de transparência das redes ópticas.

Considerando que as redes ópticas WDM assumam inicialmente uma topologia em anel, a utilização do algoritmo de alocação de comprimento de onda MaxSum (MS), gerou melhores resultados em comparação com os algoritmos Prioridade Fixa e Aleatório. Uma explicação intuitiva para este resultado é que os algoritmos do tipo *first-fit* (caso do MS e PF) procuram sempre que possível manter os recursos da rede disponíveis, ao passo que o algoritmo Aleatório procura fazer o balanceamento da carga na rede.

Com o aumento do tráfego é necessário que o anel evolua, uma possível estratégia evolutiva é a duplicação dos nós, a qual pode ser feita mantendo-se ou não a configuração das conexões com relação ao anel original. Qualquer que seja a estratégia adotada para aumentar a capacidade de uma rede óptica, só tem sentido usá-la se houver ganhos de entroncamento, ou seja, se os ganhos obtidos na capacidade de atendimento ao tráfego forem proporcionalmente maiores que os recursos empregados. Como foi visto, em todos os casos analisados esta condição foi obtida. No caso da duplicação do anel de 16 nós, implementar o anel de cordas com $a=3$ proporciona uma maior capacidade de atendimento ao tráfego. É importante salientar que as três alternativas estudadas ($a=1, 2$ e 3), apresentam o mesmo custo com relação ao número de OADM's utilizados (32). A utilização do algoritmo de roteamento DRS, mostrou que admitir a rota mais longa entre as opções de alocação só é vantajoso para níveis de tráfego suficientemente baixos. Acima de um certo nível crítico, é melhor proibir a rota mais longa.

A análise das demandas com exigências de QoS em topologias formadas pela duplicação dos nós, mostrou que estas redes não oferecem muitas condições para dar suporte a este padrão de tráfego, quando a demanda é predominantemente com proteção. Todavia, se apenas um pequeno percentual deste tráfego exigir proteção, a adoção de uma boa política de bloqueio pode ser economicamente atrativa.

Nas redes constituídas por OADM's e OXC's, foi visto que a utilização destes últimos proporciona um enorme aumento no número de alternativas de roteamento em comparação com as topologias anulares, entretanto, este fato não provocou um aumento proporcional na

capacidade destas redes, já que o melhor desempenho (Anel Cordas $a=4$ (8 OXC's)) foi praticamente o mesmo do caso da duplicação dos nós com $a=3$, o qual só disponibiliza 4 alternativas de roteamento. Diversas alternativas foram estudadas para a minimização da probabilidade de bloqueio das redes ópticas com topologia em malha, seja a minimização da probabilidade de bloqueio instantânea ou média, através da adaptação do algoritmo MS para a escolha de rotas considerando a perda relativa ou global de capacidade. Verificou-se que dentre todas as alternativas, a modificação do algoritmo de alocação conjunta de rota e comprimento de onda (JRW), para que a escolha do par fosse feita somente entre as menores rotas disponíveis (tendo como critério o algoritmo MS), proporcionou um melhor desempenho para a rede (algoritmo JRW_SP). E foi visto o quanto este desempenho é degradado, se forem alocadas rotas maiores que a menor disponível. Desta forma, foi comprovada a tradicional praxe de que a escolha da menor rota é a melhor solução.

No caso das redes “Anel Malha” que são constituídas somente por OXC's, verificou-se a imensa capacidade disponibilizada por elas, e também a importância na escolha do parâmetro a , o qual determina o diâmetro da rede.

O crescimento exponencial do tráfego de dados têm levado a mudanças sem precedentes na atual infra-estrutura de transporte, de modo que futuramente somente a grande disponibilidade de banda proporcionada pelas redes WDM com roteamento por comprimento de onda, não serão suficientes para atender de modo satisfatório as aplicações geradas pelo tráfego *internet*. A criação de uma rede óptica inteligente está sendo viabilizada com o paradigma GMPLS, o qual impõe uma mudança de filosofia do então tradicional e segregado modelo *overlay* para um plano mais unificado, conhecido como modelo *peer*, no qual todos os elementos de rede têm informações totais sobre todos os outros elementos. Neste contexto, a estrutura multi camadas (IP/(SONET/SDH)/ATM/WDM) da atual arquitetura da rede dados seria substituída por uma arquitetura com duas camadas; IP e a camada óptica WDM. Além disso, para viabilizar este cenário diversas tecnologias de comutação óptica vem sendo propostas, merecendo destaque a comutação óptica de pacotes (OPS) e a comutação óptica de rajadas (OBS). Embora ainda como protótipos laboratoriais, estas tecnologias prometem soluções distintas para uma utilização mais eficiente da largura de banda provida pela tecnologia WDM. Entretanto, não existe um consenso sobre qual destas duas tecnologias estará primeiro comercialmente disponível.

6.2 – Sugestões para Trabalhos Futuros

Nesta tese foi abordada uma pequena gama de assuntos relacionados com as redes WDM com roteamento por comprimento de onda. Para dar continuidade a este trabalho poderia ser acrescentado alguns temas que vem sendo estudados nas mais diversas áreas. Como se sabe, as redes WDM do futuro terão que oferecer serviços dinâmicos e devem ser capazes de organizá-los eficientemente nos comprimentos de onda. Além disso, para redes de tamanho prático, o número de comprimentos de onda disponível é menor que o número de usuários por algumas ordens de grandeza. Uma organização eficiente do tráfego (*traffic grooming*) poderá ajudar a solucionar este tema e tornar a abordagem mais condizente com a realidade, pois foi considerado neste trabalho que todos os nós tinham acesso a todos os comprimentos de onda que por eles passavam, entretanto, sabe-se que os dispositivos disponíveis comercialmente não têm acesso a todos os comprimentos de onda, então uma organização eficiente do tráfego satisfaria esta condição, além de ser uma ferramenta indispensável na minimização dos custos das camadas superiores, bem como dos equipamentos ópticos como o número de transceptores necessários em cada nó.

O estudo de topologias emaranhadas, só foi possível através de uma abordagem utilizando a teoria de Grafos para se fazer a contabilidade de rotas bloqueadas/liberadas após cada nova conexão/desconexão. Mesmo assim, as simulações levaram um tempo bastante significativo para serem concluídas. Desta forma, se fossem obtidas métricas para a implementação do algoritmo MS em topologias genéricas, as tomadas de decisões seriam agilizadas, o que reduziria sensivelmente o tempo de simulação.

A questão de proteção abordada para o caso da duplicação dos nós poderia ser estendida para as redes com topologia em malha, as quais devido a sua enorme capacidade disponibilizada, ofereceriam mais condições para lidar com este tipo de demanda.

O regime estatístico de tráfego adotado nas simulações, corresponde ao tradicional modelo telefônico (tráfego sem memória) usado pelas redes comutadas por circuitos. Sabe-se que nos dias atuais o tráfego de voz não é mais o tipo de tráfego dominante nas redes de telecomunicações, sendo superado pelo tráfego *internet*, o qual exibe uma característica auto-similar. Um trabalho mais aprofundado poderia levar em conta o tipo de tráfego transportado pelas redes ópticas, e desta forma incluir o modelo auto-similar. Não se sabe ao certo ainda, se este modelo também pode ser aplicado para caracterizar as chegadas das requisições.

O roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA) é um importante problema que surge em redes ópticas com roteamento por comprimento de onda. Nesta tese foi tratado este problema sob a suposição de perfeitas condições com relação a potência de um sinal. Em estudos recentes, pesquisadores estão investigando este problema levando-se em conta a degradação sofrida pelos sinais roteados em componentes como; multiplexadores, comutadores, enlaces de fibra, além da variação da potência sofrida nos canais vizinhos quando da ativação/desativação de conexões, etc. Seria bastante interessante o desenvolvimento de algoritmos cujas tomadas de decisões fossem baseadas neste aspecto, bem como nas questões hoje em dia já debatidas (tamanho do caminho, congestionamento dos enlaces, disponibilidade de comprimentos de onda, etc).

REFERÊNCIAS

- [1] Krishna M. Sivalingam and Suresh Subramaniam, "Optical WDM Networks: Principles and Practice," *Kluwer Academic Publishers*, ISBN 0-7923-7825-3, Norwell, USA, 2000.
- [2] R. Ramaswami and K.N. Sivarajan, "Optical Networks: a Practical Perspective," *Morgan Kaumann Publishers*, ISBN 1-55860-445-6, San Francisco, USA, 1998.
- [3] R. Barr and R. A. Patterson, "Grooming Telecommunications Networks," *Optical Networks Magazine*, vol. 2, no. 3, pp. 20-23, May/June 2001.
- [4] A. L. Chiu and E. H. Modiano, "Reducing Eletronic Multiplexing Costs in Unidirectional SONET/WDM Ring Networks Via Efficient Traffic Grooming," *Globecom '98*, Sydney, Australia, Nov. 1998.
- [5] X. Zhang and C. Qiao, "An Effective and Comprehensive Approach for Traffic Grooming and Wavelength Assignment in SONET/WDM Rings," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 8, no. 5, Oct. 2000.
- [6] W.E.Leland *et al.* " On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 2, no. 1, pp. 1-15, Oct. 1994.
- [7] M. Listanti, V.Eramo, R. Sabella, "Architectoral and Technological Issues for Future Optical Internet Networks," *IEEE Communications Magazine*, vol. 38, no. 9, pp.82-92, Sep. 2000.
- [8] K. Bala, R.R. Cordell, E.L. Goldstein, "The Case for Opaque Multiwavelength Optical Networks," *IEEE/LEOS Summer Topical Meeting on Optical Networks*, Keystone CO, 1995.
- [9] T.E. Stern and K. Bala, "Multiwavelength Optical Networks: A Layered Approach," *Prentice Hall*, ISBN 0-201-30967-X, May 1999.
- [10] R. Sabella and P. Lugli, "High Speed Optical Communications," *Kluwer Academic Publishers*, ISBN 0-412-80220-1, Norwell, USA, 1999.
- [11] T.W. Yeow, K.L.E. Law and A.Goldenberg, "MEMS Optical Switches," *IEEE Communications Magazine*, vol. 39, no. 11, pp.158-163, Nov. 2001.

- [12] J. M. Yates, M. P. Rumsewics and J.P.R. Lacey, "Wavelength Converters in Dynamically-Reconfigurable WDM Networks," *IEEE Communications Surveys*, vol. 2, no. 2, pp. 2-15, Second Quarter 1999.
- [13] I. Norros, "On the use of fractional brownian motion in the theory of connectionless networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 13(6), Aug. 1995.
- [14] K. Sato, "Advances in Transport Network Technologies," *Artech House, Norwood (MA)*, 1996.
- [15] N. Wauters and P. Demeester, "Design of the Optical Layer in Multiwavelength Cross-Connected Networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 14, pp. 881-892, 1996.
- [16] Chlamtac, A. Ganz and G. Karmi, "Lightpath Communications: an Approach to High-Bandwidth Optical WAN's," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 40, no. 7, pp. 1171-1182, jul. 1992.
- [17] H. Zang, J.P. Jue and B. Mukherjee, "A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Networks," *Optical Networks*, vol. 1, pp. 47-60, jan. 2000.
- [18] R. Ramaswami and K. N. Siravajan, "Routing and Wavelength Assignment in All-Optical Networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 3, no. 5, pp. 489-500, Oct. 1995.
- [19] S.Subramaniam and R. A. Barry, "Wavelength Assignment in Fixed Routing WDM Networks," *Proc., ICC'97*, Montreal, Canada, vol.1, pp. 406-410, Jun. 1997.
- [20] H. Waldman, D.R. Campelo and R. Camelo, "Dynamic Priority Strategies for Wavelength Assignment in WDM Rings," *2000 IEEE Global Telecommunications Conference (Globecom'00)*, Conference Record, pp. 1288-1292, San Francisco, U.S.A, 27 de novembro – 01 de Dezembro de 2000.
- [21] K. Bala, "Transparent, Opaque and Hybrid Optical Networking - Tutorial Corner," *Optical Networks Magazine*, vol.1, no. 3, Jul. 2000.
- [22] D. Marcenac, "Benefits of Wavelength Conversion in Optical Ring-Based Networks," *Optical Networks Magazine*, vol. 1, no. 2, pp. 29-35, April 2000.
- [23] P.E. Green, Jr., "Optical Networking Update," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 14, pp. 764-779, Jun. 1996.

- [24] D.R. Campelo, R. Camelo e H. Waldman, “Estratégias de Ampliação da Capacidade de Anéis Ópticos com Bloqueio,” *CD-ROM XVIII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, artigo 5150118, Gramado, RS, 03-06 Setembro, 2000.
- [25] P. Bonenfant, “Protection and Restoration in Optical Networks,” *Proc. Of OFC’ 99*, San Diego, USA, Tutorial Sessions, pp. 199-214, Feb. 1999.
- [26] H. Zang and B. Mukherjee “Connection Management for Survivable Wavelength Routed WDM Mesh Networks,” *Optical Networks Magazine*, vol. 2, no. 4, pp.17-28, Jul/Aug. 2001.
- [27] J. Anderson, B. T. Doshi, S. Dravida, and P. Harshavardhana, “Fast Restoration of ATM Networks,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 12, pp. 128-138, Jan. 1994.
- [28] O. Gerstel, “Opportunities for Optical Protection and Restoration,” *Proc. OFC ’98*, vol. 8, San Jose, CA, pp.269-270, Feb. 1998.
- [29] T. Wu, “Emerging Technologies for Fiber Network Survivability,” *IEEE Communications Magazine*, pp. 58-74, Feb. 1998.
- [30] S. Ramamurthy and B. Mukherjee, “Survivable WDM Mesh Networks, part I – protection,” *Proc. IEEE INFOCOM ’99*, vol. 2, New York, NY, pp. 744-751, Mar. 1999.
- [31] A. Fumagalli, I. Cerutti, F. Masetti, R. Jagannathan, and S. Alagar, “Survivable Networks Based on Optimal Routing and WDM Self-Healing Rings,” *Proc. IEEE INFOCON ’99*, vol. 2, New York, pp. 726-733, Mar. 1999.
- [32] S. Ramamurthy and B. Mukherjee, “Survivable WDM Mesh Networks, part II – restoration,” *Proc. IEEE International Conference on Communications (ICC ’99)*, vol. 3, Vancouver, Canada, pp. 2023-2030, Jun. 1999.
- [33] R. R. Iraschko and W. D. Grover, “A Highly Efficient Path-Restoration Protocol for Management of Optical Network Transport Integrity,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 18, pp. 779-794, May 2000.
- [34] M. M. Freire and H. J. A. Silva, “Influence of Chord Length on the Blocking Performance of Wavelength Routed Chordal Ring Networks”, Towards an Optical Internet, pp. 80-88, *Kluwer Academic Publishers*, Norwel, USA, 2002.
- [35] C. Qiao, “Labeled Optical Burst Switching for IP-over-WDM Integration,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 38, no. 9, pp.104-114, Sep. 2000.

- [36] C. Qiao and M. Yoo, "Choices, Features and Issues in Optical Burst Switching," *Optical Networks Magazine*, vol. 1, no. 2, pp.36-44, April 2000.
- [37] M. Yoo and Quiao, "Just-Enough-Time (JET): a high speed protocol for bursty traffic in optical networks," in *Digest of IEEE/LEOS Summer Topical Meetings on Technologies for a Global Information Infrastructure*, pp. 26-27, Aug. 1997.
- [38] P. Gambini et al., "Transparent Optical Packet Switching: network architecture and demonstrators in the KEOPS project," *IEEE Journal on Selected Areas Communications*, Invited paper, vol. 16, no. 7, pp. 1245-1259, 1998.
- [39] C. Guillemot et al., "Transparent Optical Packet Switching: the European ACTS KEOPS project approach," *IEEE/OSA Journal on Lightwave Technology*, vol. 6, no. 12, pp. 2117-2134, 1998.
- [40] P. B. Hansen, S.L. Danielsen, K.E. Stubkjaer, "Optical Packet Switching Without Packet Alignment," *Proc. Of ECOC' 98*, Madrid, Spain, Sept. 1998.
- [41] L. Tancevski et al., "Optical Routing of Asynchronous, Variable Length Packets," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 18, no. 10, pp. 2084-2093, Oct. 2000.
- [42] F. Callegati, "Which Packet Length for a Transparent Optical Network," in *Broadband Networking Technologies*, S. Civanlar, I. Widjaja, Editors, *Proceedings of SPIE*, vol. 3233, pp. 260-271, 1997.
- [43] T. W. Chung et al., "Architectural and Engineering Issues for Building an Optical Internet," <http://www.canet3.net/optical/pdf/architectural.pdf>
- [44] B. L.Yang Quin, X. R. Cao, K. M. Sivalingam "Photonic Packet Switching Architecture and Performance," *Optical Networks Magazine*, vol. 2, no. 1, pp. 27-39, Jan/Feb 2001.
- [45] C. Qiao and M. Yoo, "Optical Burst Switching (OBS) – A New Paradigm for an Optical Internet," *J. High Speed Networks*, vol. 8, pp. 69-84, 1999.
- [46] L. Xu, H. G. Perros, and G. Rouskas, "Techniques for Optical Packet Switching and Optical Burst Switching," *IEEE Communications Magazine*, vol. 39 , no. 1, pp. 136-142, Jan. 2001.

- [47] F Callegati, G. Corazza, C. Raffaelli, “Exploitation of DWDM for Optical Packet Switching with Quality of Service Guarantees”, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 20, no. 1, pp. , Jan. 2002.
- [48] D. K. Hunter, I Andonovic, M. C. Chia, “Optical Buffers for Multi-terabit IP Routers,” *37th Annual Allerton Conference on Communications, Control and Computing*, 22-24 September 1999, Monticello, Illinois.
- [49] D. K. Hunter, “Issues in Optical Packet Switching,” *Business Briefings: Global Optical Communications*, pp.58-62, Jul. 2001.
- [50] A. Banerjee, J. Drake, J. Lang, and B. Turner, “Generalized Multiprotocol Label Switching: An Overview of Signaling Enhancements and Recovery Techniques,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 39, no. 7, pp.144-151, Jul. 2001.
- [51] A. Banerjee, J. Drake, J. Lang, and B. Turner, “Generalized Multiprotocol Label Switching: An Overview of Routing and Management Enhancements,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 39, no. 1, pp.144-150, Jan. 2001.
- [52] H. Waldman, “Redes Ópticas Fotônicas: Uma tecnologia emergente para as comunicações ópticas,” *Relatório - Convênio UNICAMP – Fundação CPqD - contrato 2500/856/98 – TB*, Jan. 1999.
- [53] S. Thiagarajan and A. K. Somani, “Capacity fairness of WDM networks with grooming capabilities,” *Optical Networks Magazine*, vol. 2, no. 3, pp. 24-32, May/June 2001.

Artigos Publicados

- [54] J.R.P. Naves e H. Waldman, “Estratégias Evolutivas para a Rede Óptica a partir de Anéis WDM”, *CD-ROM XIX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, artigo 001000000019200174, Fortaleza, CE, 03-06 Setembro, 2001.
- [55] J. R. P. Naves e H. Waldman, “Estratégias Evolutivas para a Rede Óptica a partir de Anéis WDM (versão expandida)”. Artigo aceito para a publicação na *Revista da Sociedade Brasileira de Telecomunicações*, Junho de 2002.