



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

Tese de Mestrado

**ALOCAÇÃO DE ROTA E COMPRIMENTO DE ONDA EM
ANÉIS WDM**

Autor:

Raul Camelo de Andrade Almeida Júnior

Orientador:

Prof. Dr. Helio Waldman

Área de Concentração:

Telecomunicações e Telemática

Banca Examinadora:

Prof. Dr. Helio Waldman (Presidente)

Prof. Dr. Jaime Portugheis

Prof. Dr. Max Henrique M. Costa

Prof. Dr. Luiz de Calazans Calmon

DECOM – FEEC – UNICAMP

DECOM – FEEC – UNICAMP

DECOM – FEEC – UNICAMP

UFES

Campinas, 30 de Março de 2001

RESUMO

No estágio em que se encontra o campo das telecomunicações, as redes ópticas WDM (*wavelength division multiplexing*) que incorporam mecanismos de roteamento por comprimento de onda vêm se firmando como um dos meios mais promissores para o transporte da imensa demanda de tráfego emergente. Dada a motivação, este trabalho objetiva, sob um modelo de atendimento que permite o bloqueio de requisições, o estudo das principais estratégias responsáveis em aumentar a capacidade de atendimento da rede, dando-se ênfase à topologia em anel, visto que esta representa o primeiro estágio evolutivo das redes ópticas. Nesse contexto, são analisadas diversas heurísticas para a atribuição de rota e comprimento de onda, às quais são acrescidas algumas contribuições originais na forma de métricas para a implementação do algoritmo MaxSum e de um novo algoritmo que minimiza a probabilidade de bloqueio imediatamente após a alocação. Além disso, são estudadas alternativas eficientes de projeto para prováveis ampliações e/ou evoluções das topologias anulares. Por fim, procura-se abordar alguns dos mecanismos de proteção já bem conhecidos e consolidados no espaço das redes SONET/SDH, buscando sempre mencionar as suas adaptações para as redes ópticas WDM com roteamento por comprimento de onda.

Palavras-chave: WDM, Redes Ópticas, Alocação de Rota e Comprimento de Onda, Anéis, Bloqueio.

ABSTRACT

In the current state of the telecommunications field, wavelength division multiplexing (WDM) networks that incorporate wavelength routing mechanisms have been confirmed as one of the most promising means for transmission of huge amounts of traffic. Considering such motivation, this work has the purpose of studying the main strategies responsible for improving the traffic capacity of WDM networks that allow the blocking of some requests for lightpaths. Special emphasis is given to WDM ring networks, since they represent the first evolutionary stage of optical networks. In this context, we will investigate several heuristics for routing and wavelength assignment, with some original contributions presented. These are mainly metrics for the implementation of MaxSum and for a new algorithm that minimizes the blocking probability immediately after each assignment. In addition, efficient project alternatives for likely evolutions and/or improvements of ring topologies will be studied. Finally, some well-known protection attributes of SONET/SDH networks will be discussed, including how they could be adapted to wavelength routing networks.

Keywords: WDM, Optical Networks, Routing and Wavelength assignment, Rings, Blocking.

Agradecimentos

Inicialmente, gostaria de agradecer a Deus e à minha família as suas tão presentes, verdadeiras e imprescindíveis participações em minha vida.

Agradeço também a todas aquelas pessoas que durante esses dois últimos anos souberam entender o quanto a conclusão deste trabalho significaria para mim e em nenhum momento deixaram de me apoiar e incentivar, ainda que a sua realização inevitavelmente implicasse em minha parcial ausência física. Particularmente: meus pais e irmãs, meus amigos e minha namorada Patrícia e sua família.

Em especial ainda, gostaria de manifestar a minha gratidão pela tão desfrutável e agradável convivência com o meu orientador Helio Waldman, que, sempre que possível, mostrou-se bastante presente e participativo, além de para com os amigos César e Divanilson, este último com quem tive a felicidade de compartilhar inúmeros conhecimentos adquiridos durante nossas pesquisas.

A todos os professores que contribuíram para a minha formação profissional.

Aos amigos Daniel, Joselan e Virgínia, a generosa acolhida, bem como a Hélder e Juliana, com os quais tive a oportunidade de conviver nos dois últimos anos.

Por fim, agradeço à CAPES o apoio financeiro e a todos os funcionários e alunos da Elétrica que de uma forma ou de outra me ajudaram durante a elaboração deste trabalho.

Índice

I - Introdução	1
I.1 – Considerações Gerais	1
I.2 – Esboço da Tese	5
II - Evolução das Redes Ópticas	7
II.1 – Um Breve Histórico	7
II.2 – Redes Ópticas de Primeira Geração	8
II.2.1 – Infra-estrutura Pública de Telecomunicações (Padrão SONET/SDH)	9
II.2.2 – Interconexão de Computadores	12
II.2.2.1 – ESCON (<i>Enterprise Serial Connection</i>)	13
II.2.2.2 – <i>Fiber Channel</i>	13
II.2.2.3 – HIPPI (<i>High Performance Parallel Interface</i>)	13
II.2.3 – Redes Locais (LAN) e Metropolitanas (MAN)	14
II.2.3.1 FDDI (<i>Fiber Distributed Data Interface</i>)	14
II.2.3.2 ATM (<i>Asynchronous Transfer Mode</i>)	14
II.2.3.3 IP (<i>Internet Protocol</i>)	16
II.3 – Redes Ópticas de Segunda Geração	18
II.3.1 – Protocolo de Controle de Acesso ao Meio	26
II.3.1.1 <i>Slotted Aloha on Slotted Aloha (SA/SA)</i>	28
II.3.1.2 <i>DT-WDMA</i>	32
II.3.1.3 <i>Scheduling</i>	34
II.4 – Redes Ópticas de Terceira Geração	35
III - Aspectos de Projeto das Redes Ópticas de Terceira Geração	41
III.1 – Introdução	41
III.1.1 – Interfuncionamento (<i>Interworking</i>)	42
III.2 – Projeto dos Nós da Rede	44
III.2.1 – Grau de conversão de comprimento de onda	45
III.2.2 – Redes de múltiplas fibras	48
III.2.3 – Interfaceamento com a camada cliente	50
III.3 – Projeto da Rede	51
III.3.1 – Redes ópticas sem bloqueio, empregando o modelo de carga máxima, sob uma demanda de tráfego <i>online</i> , de caminhos voláteis, sem que seja empregada conversão de comprimentos de onda	55
III.3.2 – Redes ópticas com bloqueio	58

IV - Algoritmos de Alocação de Rota e Comprimento de onda	59
IV.1 – Introdução	59
IV.2 – A Importância de se Estudar o Anel Óptico com Bloqueio	61
IV.3 – Alocação de Rota e Comprimento de Onda em Redes Ópticas com Bloqueio	62
IV.3.1 – Algoritmos de atribuição de rota e comprimento de onda	65
IV.3.2 – Heurísticas para atribuição de comprimento de onda	66
IV.3.3 – Métricas para atribuição de comprimento de onda	72
IV.3.3.1 – Minimização do incremento da probabilidade de bloqueio de rota colorida ..	73
IV.3.3.2 – Minimização do incremento da probabilidade de bloqueio de rota	78
IV.3.4 – Heurísticas para atribuição de rota	81
IV.3.5 – Alocação conjunta de rota e comprimento de onda (JRW)	86
IV.3.6 – Influência do tamanho do anel na probabilidade de bloqueio das requisições .	90
IV.4 – Políticas de Bloqueio	93
IV.4.1 – Política de bloqueio $N/4$	94
IV.5 – Outras Métricas a Serem Consideradas	95
IV.5.1 – Tempo da primeira passagem	95
IV.5.2 – Imparcialidade (<i>Fairness</i>)	97
V - Ampliação, Interconexão e Evolução das Redes WDM em Anel	101
V.1 – Introdução	101
V.2 – Conversão de Comprimento de Onda	104
V.3 – Ampliação do “pool” de Comprimento de Onda	108
V.3.1 – Aumento da carga nas fibras	109
V.3.2 – Ampliação da grade de comprimentos de onda	110
V.4 – Ampliação da Planta de Fibras	111
V.4.1 – Duplicação dos nós	112
V.4.2 – Nós Roteadores (NR)	113
V.4.3 – Anel Permutação	115
V.5 – Interconexão e Emaranhamento de Anéis Ópticos	117
V.5.1 – Interconexão de anéis	117
V.5.2 – Anel-malha (<i>Ring-meshed networks</i>)	118
V.5.2.1 Anel 4 cordas	119
V.5.2.2 Anel-malha regular simétrico	121

VI - Esquemas de Proteção e Restauração em Redes Ópticas	125
VI.1 – Introdução	125
VI.2 – Técnicas de Proteção	127
VI.2.1 Adaptação para rede	130
VI.3 – Proteção em Anel	132
VI.3.1 – Anel Unidirecional Comutado por Caminho (<i>Unidirectional Path-Switched Rings – UPSR</i>)	133
VI.3.2 – Anel Bidirecional Comutado por Linha (<i>Bidirectional Line-Switched Rings – BLSRs</i>)	135
VI.3.2.1 Anel Bidirecional de Duas Fibras Comutado por Linha (<i>Two Fiber Bidirectional Line-Switched Rings – BLSR/2</i>)	135
VI.3.2.2 Anel Bidirecional de Quatro Fibras Comutado por Linha (<i>Four Fiber Bidirectional Line-Switched Rings – BLSR/4</i>)	136
VI.4 – Proteção em Malhas	139
VI.5 – Restauração de Serviço por Falhas em Nós.....	144
VII- Conclusões	147
VII.1 – Considerações Gerais	147
VII.2 – Críticas aos Modelos Adotados	150
VII.3 – Sugestões Para Futuros Trabalhos	151
Referências	153

CAPÍTULO I – Introdução

I.1 Considerações Gerais

Nos últimos anos, em decorrência do rápido crescimento da *internet*, juntamente com o surgimento de novas aplicações em redes de dados, o campo das telecomunicações vem sofrendo mudanças consideráveis, estas advindas principalmente da transição de uma comunicação centrada exclusivamente em voz para uma comunicação centrada em dados, a qual vem propiciando o aparecimento gradativo de serviços exigentes de bandas cada vez mais largas.

Com efeito, a natureza do tráfego dessas duas filosofias de comunicações (voz e dados) são bem diferentes, fazendo com que a largura de banda requerida, devido principalmente à transferência de dados envolvendo vídeo e imagens de alta qualidade, seja bem maior; além de que, por exemplo, uma chamada telefônica de um usuário conectado à *internet* deva permanecer, em média, muito mais tempo ativa de que uma simples chamada de voz. Dessa forma, resultando um significativo aumento na carga que as redes telefônicas devam suportar.

Além disso, vem-se observando que, com o advento do mundo da informação, devido às suas intensas necessidades de intercomunicações (transferência de arquivos, transações comerciais, busca de informações, etc.) as empresas atuais, de um modo em geral, estão buscando cada vez mais a utilização de redes de alta velocidade (como por exemplo as *intranets* e *extranets*) e que lhes propiciem segurança e baixos custos na transmissão de suas informações.

Resumidamente, a mudança de um tráfego centrado em voz para um tráfego dominado pela integração de dados, voz e vídeo propiciou o aparecimento de serviços com altas taxas de transmissão e com características e implicações bem distintas dos até então conhecidos. Conseqüentemente, antigos conceitos precisariam ser esquecidos e novas tecnologias necessitariam ser desenvolvidas. As redes ópticas, portanto, surgiram como uma nova concepção de rede para dar suporte a essa nova demanda emergente.

O Mercado e suas Perspectivas

No campo das telecomunicações, o desenvolvimento de novas tecnologias está, na maioria das vezes, voltado para o aumento da banda de transmissão disponível e/ou para a redução de seus custos. Essas vantagens, por sua vez, estimulam o surgimento de aplicações que fazem uso de faixas espectrais cada vez mais largas, muitas vezes chegando a provocar uma ocupação até mais intensa do meio.

Com o advento das fibras ópticas, o mercado das telecomunicações se mostrou bastante promissor e, após a sua grande abertura, competições entre as empresas do ramo ficaram cada vez mais acirradas. Essa pressão competitiva provocou uma redução ainda mais significativa dos preços de banda, além de intensas pesquisas por novos tipos de serviços. De fato, milhares de quilômetros de fibras foram rapidamente lançados à terra, na expectativa de que haveria uma intensa demanda do mercado.

Entretanto, desde o começo do seu emprego, em meados da década de 70, até há alguns poucos anos atrás, o mercado esteve muito aquém de explorar a sua real capacidade. Por exemplo, inúmeras áreas metropolitanas já possuíam milhares de fibras já lançadas e à disposição, embora o tráfego em praticamente todas essas áreas manteve-se, ao longo desses anos, muitíssimo inferior à capacidade disponível na fibra.

Uma das principais razões para a não tão rápida ocupação da capacidade da fibra esteve, provavelmente, no estado de evolução das redes de distribuição. Essas redes, que exercem a função de ponte entre o *backbone* de fibras e os usuários finais, encontravam-se num estado primário de evolução, ou seja, compostas por par trançado que, por sua vez, possui banda bem inferior à dos serviços necessários para acarretar uma intensa ocupação do *backbone* óptico. Uma outra razão (sendo esta um dos motivos que influenciaram o desenvolvimento do capítulo II, onde será descrito a evolução das redes ópticas) é que, embora as fibras já estivessem lançadas à terra, não haveria condições ainda de estarem organizadas numa arquitetura que tornasse sua enorme capacidade disponível, visto que alguns equipamentos como os roteadores de comprimento de onda só passaram a ser comercialmente viáveis no meio para o final da década de noventa.

Além dessas razões e de diversas outras tais como econômicas, políticas e organizacionais, provavelmente o principal obstáculo ao progresso da rede óptica até o presente momento foi (e, embora já bastante atenuado, ainda continua sendo) o que já

acontecera com muitas outras inovações tecnológicas: a demanda pelos serviços que poderiam ser suportados por uma nova infra-estrutura de rede óptica aguardaria a realização desta infra-estrutura, enquanto o massivo investimento necessário para realizá-la não se materializa até que os investidores potenciais percebam alguns sinais de um mercado seguramente promissor para estes novos serviços.

Na verdade, transmissão óptica que utiliza uma fibra com vários comprimentos de onda como substituição aos meios metálicos já existe há algum tempo. Contudo, somente há alguns poucos anos as condições, sejam mercadológicas, tecnológicas, burocráticas, etc. começaram a se tornar maduras suficientes para o desenvolvimento e instalação de uma rede mundial propriamente (completamente) óptica, com múltiplos comprimentos de onda.

Essas redes requerem modificações fundamentais nos princípios de projeto, controle e gerenciamento. Como estímulo à adoção dessa nova geração de rede, podemos citar: primeiro, a tecnologia para dar suporte a uma rede completamente óptica está crescendo de uma forma impressionante, sendo os desenvolvimentos recentes mais importantes a comercialização de amplificadores a fibras dopadas com érbium (EDFAs) e o desenvolvimento de nós que procedem o roteamento da informação nos domínios fotônicos; segundo, um mercado atual que, devido à necessidade de crescimento da capacidade dos *backbones* com o intuito de responder a uma crescente demanda por serviços de faixa larga, agregado ao fato de que em muitos casos é relativamente caro se lançar novas fibras, está se apresentando cada vez mais eufórico por sistemas de transmissão com técnicas de multiplexação, no qual inúmeros projetos de redes mundiais baseados nas técnicas *optical time division multiplexing* (OTDM) e *wavelength division multiplexing* (WDM) estão sendo veementemente pesquisados ou mesmo desenvolvidos; e, por fim, a recente explosão do interesse pela *internet* e a proliferação de provedores de serviços têm causado uma demanda impressionante por capacidade e qualidade de serviços nas redes de comunicações internacionais.

Mediante a tendência do mercado e as tecnologias vigentes citadas anteriormente, uma pergunta que pode surgir é: por que as empresas detentoras do controle das redes atuais de telecomunicações estão investindo, no momento, na técnica WDM de multiplexação espacial em detrimento à técnica temporal OTDM?

Na multiplexação no domínio temporal, muitos canais de dados de baixa velocidade são multiplexados num único canal de alta velocidade (velocidade esta medida na taxa de transmissão de bits). Atualmente, a maior taxa de transmissão utilizada em sistemas eletrônicos comercialmente disponíveis está em torno dos 10 Gbps, com os limites atuais em torno dos 40 Gbps. Para conseguir fazer com que a tecnologia TDM ultrapasse essas taxas, estão sendo pesquisados métodos de realizar a multiplexação e demultiplexação no domínio óptico (OTDM). Essa nova tecnologia, entretanto, irá requerer a geração e transmissão de pulsos extremamente estreitos, além de processamento digital no domínio óptico, os quais, atualmente, ainda se apresentam demasiadamente longe de desenvolvidos. Como consequência, deva-se esperar que, dentre os próximos anos, a implantação de sistemas ópticos que utilizam OTDM esteja bastante improvável de acontecer a nível comercial.

Já na transmissão WDM, cada comprimento de onda (ou frequência óptica) é modulado eletronicamente por um canal de dados. Esses comprimentos de onda, por sua vez, são combinados (multiplexados) e transmitidos ao mesmo tempo numa mesma fibra. Dessa maneira, WDM não apenas permite o uso da enorme largura de banda presente em cada fibra, como também provê canais cuja banda individual estão dentro da capacidade convencional dos dispositivos que processam as informações a nível eletrônico.

O uso de WDM, portanto, irá permitir que as companhias de telecomunicações aumentem dramaticamente sua capacidade, sem a necessidade de apropriação de mais fibras; além de reduzirem significativamente o custo total da rede mediante o compartilhamento de amplificadores ópticos, os quais ainda possuem custos bastante elevados.

Assim sendo, no coração da próxima geração de rede para comunicações a nível mundial, confiamos que estejam as redes ópticas com multiplexação de comprimentos de onda (Redes WDM – **W**avelength **D**ivision **M**ultiplex). Essas podem ter diversos tipos de configurações, sendo as que empregam roteamento por comprimento de onda (foco principal desta tese), as que conseguem, pela tecnologia atual, dispor uma melhor utilização da rede e uma menor sobrecarga nos dispositivos eletrônico; portanto, já em intenso ritmo de implantação em diversas áreas mundiais.

I.2 Esboço da Tese

O enfoque principal desta tese está voltado para o estudo das redes ópticas com multiplexação de comprimentos de onda, dando ênfase às redes que utilizam um modelo de atendimento com bloqueio, dinamicamente reconfiguráveis e que dispõem de nós com habilidade de rotear comprimentos de onda.

Conforme dito anteriormente, em decorrência das inúmeras vantagens advindas da utilização das fibras ópticas, além da expressiva necessidade em dar suporte à crescente demanda mundial por serviços que utilizam cada vez mais banda, as redes de transporte mundial, bem como as *intranets* e *extranets* passaram a investir de forma intensiva em transmissão a nível fotônico. Contudo, devido ao gargalo característico do processamento de dados a nível eletrônico, a simples transmissão em meios ópticos não conseguiria transportar à rede a ampla largura espectral intrínseca à fibra. Surge então o grande interesse em se utilizar múltiplos comprimentos de onda numa única fibra enquanto se buscava alternativas arquitetônicas capazes de realmente usufruir das vantagens de uma ampla largura espectral. Aparece assim o conceito de várias gerações.

O Capítulo II – Evolução das Redes Ópticas – traz de forma detalhada as principais características responsáveis pelo enquadramento das três tendências de rede em cada uma das três gerações didaticamente aceitas pela maior parte da literatura existente. A última dessas gerações compreende as redes ópticas com roteamento por comprimento de onda, a qual será o objeto de estudo de todo o restante da tese.

Em todos os projetos de uma rede, considerações a respeito do tipo de tráfego esperado, do modelo de atendimento pretendido (com ou sem bloqueio), além das inúmeras funcionalidades dos equipamentos disponíveis comercialmente possuem extrema importância de serem conhecidas.

O Capítulo III – Aspectos de Projeto das Redes Ópticas de Terceira Geração – descreve alguns modelos de tráfego e de atendimento comumente utilizados no projeto das redes ópticas WDM, procurando mostrar a viabilidade do modelo de tráfego estatístico e do modelo de atendimento com bloqueio, nos quais se basearão todos os nossos estudos e simulações subsequentes.

A fim de se obter, mediante os equipamentos disponíveis em mãos, um melhor desempenho da rede, algoritmos que procuram disponibilizar uma rota e um comprimento de onda são de suma importância num projeto a ser implementado.

O Capítulo IV – Algoritmos de Alocação de Rota e Comprimento de Onda – descreve os principais algoritmos existentes na literatura; apresenta uma nova heurística para atribuição de comprimento de onda, denominada de Mínimo Bloqueio (MB); desenvolve algumas métricas para alguns dos algoritmos, quando empregados em arquiteturas anulares; além de comparar vários resultados de desempenhos que combinam a alocação de rota com a de comprimento de onda. Adicionalmente, são analisadas outras métricas para a avaliação do desempenho das redes ópticas, como imparcialidade (*fairness*) e tempo de primeira passagem.

Quando o desempenho da rede atinge valores não mais satisfatórios (para o nosso caso, altos valores na probabilidade de bloqueio gerada em decorrência do aumento do tráfego requisitado à rede), provavelmente algumas estratégias de projeto para ampliação da capacidade da rede precisarão ser tomadas.

O Capítulo V – Interconexão, Ampliação e Evolução das redes WDM em anel – sugere algumas alternativas arquitetônicas que, procurando ou não alterar a topologia física da rede, conseguem desempenhos bastante satisfatórios. Desempenhos estes que serão comparados entre si, sempre atrelados aos recursos desprendidos para a concepção da nova arquitetura.

Por fim, sabe-se que um dos principais atributos de uma rede prática é ser resistente a falhas, ou seja, apresentar mecanismos capazes de contornar alguns defeitos.

O Capítulo VI – Esquemas de Proteção e Restauração em Redes Ópticas – retrata alguns dos principais mecanismos de proteção atualmente empregados nas redes SONET e SDH, procurando sempre adaptá-los para as redes ópticas WDM com roteamento por comprimento de onda, estando elas dispostas em anel ou em topologias genéricas.

O Capítulo VII – Conclusões – procura mencionar os resultados mais significativos, as principais críticas aos modelos aqui estudados e simulados, como também apresentar alguns outros ramos de pesquisas que poderão complementar todas as próximas abordagens aqui presentes.

CAPÍTULO II – Evolução das Redes Ópticas

Este capítulo irá tratar de três gerações de redes que começaram a ser estudadas à medida que o desenvolvimento da tecnologia óptica abriu margens para tal. São elas: as Redes Ópticas de Primeira Geração, caracterizadas pela simples substituição dos meios de transmissão existentes por fibras ópticas; as de Segunda Geração, que já dispõem as fibras em arranjos ópticos específicos para o desempenho de suas funções; finalizando pelas de Terceira Geração, as quais empregam roteamento de comprimento de onda.

II.1 Um Breve Histórico:

Transmissão em fibras ópticas tem se constituído um papel chave ao crescimento da banda nas redes de telecomunicações. Fibras ópticas em comparação com cabos metálicos, além de disponibilizarem uma banda muito maior, também oferecem inúmeras outras vantagens frente a estes: baixa perda; baixo custo; alta resistência física e flexibilidade; imunidade a ruído e interferência eletromagnética; segurança e privacidade; além de resistência à corrosão. Como um resultado imediato dessas inúmeras vantagens, elas estão sendo o meio preferido à transmissão de dados em qualquer sistema com taxas de transmissão superiores a algumas dezenas de Mbps e sobre distâncias maiores que 1 Km, embora chegando muitas vezes a serem utilizadas para interconexões com pequenas distâncias dentro de computadores.

Mesmo sabendo que a maior parte das redes de telecomunicações em uso atualmente de alguma forma se utiliza de fibras ópticas, em praticamente todas essas redes, o que realmente as distingue das redes convencionais é a mera substituição do cobre por fibras ópticas para interconexão dos equipamentos eletrônicos; ou seja, qualquer função de comutação, processamento e roteamento do sinal transportado continua a ser realizada a nível eletrônico. Essas redes começaram a ser implementadas no começo da década de 80 e atualmente já são largamente empregadas em inúmeras redes de telecomunicações.

Ao mesmo tempo que se continuava a investir em fibras ópticas como substituição direta do cobre, no final da década de 80 e começo da década de 90, começou-se a pensar

sobre arquiteturas de redes inovadoras, capazes de tirar proveito da intercomunicação óptica para algo mais além de simples transmissão ponto-a-ponto. A maior parte dos esforços concentrou-se em redes WDM *Broadcast and select* e similares (OTDM), os quais alguns desses esforços continuam até hoje.

No começo da década de 90, portanto, pôde-se perceber que as redes ópticas eram capazes de efetuar mais funções além de simples transmissões ponto-a-ponto até então realizadas. Ao se incorporar algumas das funções de comutação, roteamento e processamento, as quais eram desempenhadas apenas por equipamentos eletrônicos, na parte óptica da rede, muitas vantagens seriam adquiridas. Dentre elas tem-se a possibilidade de transparência na rede, além de uma maior capacidade de transmissão decorrente da conseqüente diminuição na sobrecarga de processamento a nível eletrônico.

Redes com algumas dessas características já estão disponíveis comercialmente e já começaram a ser implementadas. No final da década de 90, desenvolvimento de sistemas WDM de alta capacidade operando com 8 a 32 comprimentos de onda, cada qual transportando informações a 2.5 Gbps já se tornou uma realidade prática. Pesquisas laboratoriais já estão demonstrando experimentos com taxas que chegam a atingir 2 Tbps de capacidade total.

II.2 Redes Ópticas de Primeira Geração

À medida que as fibras ópticas tornaram-se um meio de transmissão de alta velocidade e de baixo custo, agregado a um desenvolvimento da tecnologia fotônica de um modo geral, os sistemas de comunicações começaram a dispor de fibras ópticas como meio de transmissão em substituição ao par trançado. Essa revolução das fibras ópticas rapidamente fez surgir diversos padrões de transmissão, como é o caso do *Synchronous Optical Network* (SONET) nos Estados Unidos e *Synchronous Digital Hierarchy* (SDH) na Europa; além de fomentar o desenvolvimento de redes metropolitanas, a qual FDDI (*Fiber Distributed Data Interface*) é uma das representantes mais conhecidas, bem como redes responsáveis pelo interligamento de computadores de grande porte, dentre elas a ESCON (*Enterprise Serial Connection*).

Entretanto, visto que nessas redes, apenas os *links* (enlaces) de transmissão passaram a pertencer ao domínio óptico, todas as tarefas de comutação, processamento e roteamento continuavam a ser desempenhadas no domínio eletrônico. Ainda que alguns autores não atribuam a esses tipos de redes a designação de redes ópticas propriamente ditas, coube aqui, em vista da grande proliferação mundial dos padrões de redes citados anteriormente, designar-lhes a classificação de Redes Ópticas de Primeira Geração, o que está de acordo com a maior parte da literatura subsidiária desta tese.

Atualmente, essas redes estão vastamente implementadas nas infra-estruturas públicas de telecomunicações, na interconexão de computadores, como também em redes locais e metropolitanas. Alguns padrões associados a esses três ambientes estão descritos a seguir.

II.2.1 Infra-estrutura Pública de Telecomunicações (Padrão SONET/SDH)

SONET e SDH são padrões de transmissão e multiplexação de sinais digitais de alta velocidade adotados nas infra-estruturas públicas de telecomunicações em todo o mundo, sendo o primeiro deles adotado em toda a América do Norte e o segundo, na Europa e no Japão. Devido às inúmeras semelhanças entre os dois padrões, tais como: a mesma taxa de *bit* e organização do formato do *frame* (elemento básico de transmissão); esquemas idênticos de sincronização de *frames*; as mesmas regras de multiplexação e demultiplexação; entre outras; à primeira vista, eles podem parecer idênticos, mas na realidade tratam-se de dois padrões distintos. Entretanto, uma vez que estamos interessados aqui apenas nas características de multiplexação e de transmissão desses sistemas, e essas são idênticas, iremos tratá-los como um único sistema, reunindo-os como SONET/SDH. Salvo ressalvas, a nomenclatura adotada será sempre em relação ao padrão SONET.

Anteriormente à implementação dos padrões SONET/SDH, a infra-estrutura presente era baseada na hierarquia digital plesiócrona (PDH), na qual seu intuito principal estava voltado à multiplexação de circuitos digitais de voz a 64 Kbps. No entanto, diferentes padrões PDH foram desenvolvidos em diferentes partes do mundo, acarretando o surgimento de diferentes hierarquias, interfaces, códigos de linha, etc.

Devido a suas características de multiplexação, bem como uma falta de padronização adequada para a interoperabilidade dos padrões que surgiram, o próprio PDH

fez despertar interesses por um novo padrão de transmissão e multiplexação que pudesse resolver esses entraves. Sistemas SONET/SDH surgem, portanto, com melhoras em vários aspectos, dentre as quais algumas estão mencionadas a seguir:

- Multiplexação: em PDH, devido à forma como os canais de baixa velocidade são multiplexados, torna-se muito difícil extraí-los quando estão multiplexados em hierarquias superiores (canais com taxas de transmissão mais elevadas), fazendo necessário desmontar toda a hierarquia para o sucesso da extração. Além disso, a necessidade de se preencher os *slots* com *bits* extras, responsáveis por acomodar a diferença entre os diferentes relógios de cada tributário, torna os Mux/Demux PDH relativamente complexos. Nos padrões SONET/SDH, conforme descrito a seguir, emprega-se um esquema de multiplexação muito mais sofisticado, o qual facilita a extração de canais de baixa velocidade dos canais de alta velocidade. Adicionalmente, devido à perfeita sincronização de todos os relógios da rede com um relógio mestre único, a implementação de Mux/Demux SONET/SDH é muito mais simples de ser realizada do que a dos equivalentes PDH.
- Utilização da banda: no padrão PDH, o *time slot* designado ao estabelecimento de uma conexão permanecerá exclusivo ao transporte de dados desta única conexão durante todo o tempo em que ela se mantiver ativa (sistema determinístico). Entretanto, como os dados não fluem continuamente durante a conexão, uma subutilização de banda é acarretada nesses sistemas. Já nos padrões SONET/SDH, os dados são mapeados dentro de um conjunto específico de bytes (designado *synchronous payload envelope* – SPE), aos quais é acrescido um cabeçalho responsável à sua identificação e ao seu endereçamento, tornando-se possível alocá-los em diferentes pontos dentro do *frame*, o que ocasiona um uso muito mais eficiente de banda.
- Interoperabilidade: devido à não padronização de um formato a nível de transmissão (códigos de linha, interfaces ópticas e outros), os sistemas PDH de diferentes fabricantes encontravam bastante dificuldades para a conexão de seus equipamentos via *links* de transmissão. Já nos sistemas SONET/SDH, dada uma única padronização para suas interfaces ópticas, tornou-se bem mais facilitada a interoperabilidade (a nível de transmissão) entre equipamentos de diferentes

fabricantes. Entretanto, aspectos como os canais de comunicação para o gerenciamento da rede ainda não foram padronizados, mantendo a interconexão um tanto quanto difícil.

- Gerenciabilidade: ao contrário do padrão PDH, SONET/SDH utilizam informações de gerenciamento para a monitoração da performance do tráfego.

Características Gerais:

Redes SONET/SDH são baseadas em enlaces de transmissão transportando sinais digitais síncronos a taxas padrão que variam de 51,48 Mbps (STS-1) até 9953,28 Mbps (STS-192). Esses sinais são transportados por portadoras ópticas (OC-1 a OC-192), as quais são formadas mediante o embaralhamento do sinal digital numa determinada taxa (STS-n) e subsequente conversão para o domínio óptico (resultando no OC-n). STS-1, que é a taxa básica de transmissão SONET, é transportado num quadro (*frame*) de 125 μ s, composto das informações de cabeçalho juntamente com os dados. As hierarquias superiores são formadas intercalando-se bytes STS-1.

A tabela abaixo resume toda a hierarquia de multiplexação SONET/SDH, mostrando a diferença de nomenclatura entre os dois padrões e as respectivas taxas de transmissão.

SONET	SDH	Óptico	Taxa de Transmissão (Mbps)*
STS-1	STM-0	OC-1	51,84
STS-3	STM-1	OC-3	155,52
STS-12	STM-4	OC-12	622,08
STS-48	STM-16	OC-48	2488,32
STS-192	STM-64	OC-192	9953,28
		OC-768 (?)	39813,12

Tabela II.1 – Taxas de transmissão dos sistemas SONET e SDH

Conforme mencionado anteriormente, SONET/SDH empregam um esquema de multiplexação muito mais sofisticado em relação ao empregado pelo padrão PDH, que simplesmente intercala os *bits* dos canais de baixa velocidade para formar hierarquias superiores. Devido às suas características de multiplexação, qualquer tipo de sinal pode ser

(?) Taxas a 39813,12 Mbps (OC-768) estão no momento em estudo.

* Observe que, diferentemente do padrão PDH, as taxas aqui são verdadeiramente múltiplas uma das outras.

transportado via uma rede SONET/SDH, bastando apenas segmentá-lo e mapeá-lo em uma das unidades de informação pertencente à respectiva hierarquia.

As redes SONET/SDH se utilizam de dois elementos fundamentais para a realização de multiplexação, demultiplexação e roteamento. São eles: *Digital Crossconnect* (DCS) e *Add/Drop Multiplexer* (ADM). A função dos DCSs é demultiplexar, rotear e remultiplexar os sinais que chegam a ele. Os ADMs realizam as mesmas operações que os DCSs, diferenciando-se apenas por possuírem duas portas para conexão entre nós, em detrimento aos DCSs, os quais são formados por mais de duas.

Na prática, dispõe-se praticamente de três tipos básicos de configurações de rede: ponto-a-ponto, linear e anular. As primeiras redes foram implantadas na forma ponto-a-ponto. Posteriormente, com a necessidade de se extrair (adicionar) um ou mais canais de (a) um feixe de alta velocidade, *Add/Drop multiplexers* (ADMs) foram inseridos no meio de enlaces ponto-a-ponto, formando as configurações lineares. Todavia, a necessidade de permanecer disponibilizando serviços quando da ocorrência de falhas, vinculada às próprias características do anel de, além de simples, proverem meios de neutralizar alguns tipos de falhas, fizeram desta topologia a configuração mais adotada pelos padrões SONET/SDH. Novos componentes estão amadurecendo, como é o caso dos *crossconnects* que, quando conectados aos ADMs, não só fornecem conectividade entre anéis, como também podem fazer parte do próprio anel.

Portanto, esses e outros fatores fizeram das redes SONET/SDH bastante difundidas, estando atualmente empregadas em quase todas as infra-estruturas públicas de telefonia dispersas pela Terra.

II.2.2 Interconexão de Computadores

Diferentemente das redes SONET/SDH descritas no item anterior, esses tipos de redes são encontradas principalmente no ambiente das redes corporativas; tendo, portanto, como principais características, a utilização de componentes ópticos de baixo custo operando a taxas de *bits* modestas, além de não apresentarem qualquer mecanismo de proteção contra falhas, dependendo, pois, da camada óptica para suprir tal tarefa.

A seguir serão descritos brevemente três padrões de redes comumente empregados na interconexão de computadores entre si e/ou com seus periféricos, tais como unidades controladoras de terminais, discos rígidos, impressoras e outros.

II.2.2.1 ESCON (*Enterprise Serial Connection*)

Trata-se de um padrão criado pela IBM (*Internacional Business Machine*), com a finalidade de substituir as interfaces de entrada e saída de baixa velocidade à base de fios de cobre por interfaces ópticas, principalmente em ambientes à base de *mainframes*. Estes, por sua vez, chegam a possuir até centenas de canais ESCON de entrada e saída, os quais podem ser ligados a outros *mainframes* ou a dispositivos periféricos.

A taxa de transmissão por cada canal ESCON é de 200 Mbps. Para enlaces de transmissão cuja distância seja inferior a 3 Km, é possível a utilização de LEDs operando em 1310 nm em fibras multimodo. Caso tal distância ultrapasse os 20 Km, para que a taxa de transmissão seja mantida no mesmo valor, recomenda-se o emprego de *lasers* juntamente com fibras monomodo. Além disso, o código de linha (8,10) é utilizado a fim de se evitar longas seqüências de 0's e 1's, garantindo, dessa maneira, suficientes transições, como também equilíbrio DC do sinal transmitido.

II.2.2.2 *Fiber Channel*

Fiber Channel é um padrão recentemente desenvolvido para ser usado nas mesmas aplicações que o ESCON, entretanto, permitindo taxas de transmissão de dados úteis a 200, 400 e 800 Mbps. Nesta última taxa, sendo esperada como a mais predominante futuramente, são utilizados *lasers* multimodo operando a 1310 nm em fibras monomodo, mesmo para distâncias curtas.

Da mesma forma que o padrão ESCON, o *Fiber Channel* também se utiliza de uma codificação de linha (8,10), a qual juntamente com os dados de cabeçalho fazem as taxas de transmissão se elevarem para 265,625; 531,25 e 1062,5 Mbps, respectivamente.

II.2.2.3 HIPPI (*High Performance Parallel Interface*)

HIPPI é um padrão de interface paralela de entrada e saída que, anteriormente ao surgimento do *Fiber Channel*, fora desenvolvida para operar a 800 Mbps. Contudo, devido a possíveis variações no relógio, sua distância máxima ficava limitada a apenas 25m. Para

transmissão em distâncias superiores, seus dados eram serializados e transmitidos sobre fibras monomodo. Um novo padrão, portanto, designado *Serial HIPPI*, foi recentemente definido para suprir tal propósito, no qual os dados já são serializados na própria interface e transmitidos em fibra monomodo a 1,2 Gbps após a codificação de linha.

II.2.3 Redes Locais (LAN) e Metropolitanas (MAN)

II.2.3.1 FDDI (*Fiber Distributed Data Interface*)

FDDI é um padrão para redes metropolitanas, o qual opera a taxas de 100 Mbps, possui topologia comumente implementada na forma de anel de duas fibras e, assim como SONET/SDH, também incorpora mecanismos de proteção. Ele pode ser entendido como uma extensão do bastante disseminado padrão *Token Ring* para redes locais, sendo adotada uma maior velocidade de transmissão e meios ópticos para tal.

Visto que fora desenvolvido com o intuito de se obter implementações de baixo custo, as especificações padrões adotam LED's operando em 1310nm sobre fibras multimodo e fotodiodos PIN na recepção, limitando o comprimento máximo entre duas estações a 2 Km. Entretanto, distâncias maiores (tais como 40 Km) podem ser atingidas, bastando para isso a utilização de fibras monomodo e *lasers*.

Com os mesmos propósitos de alguns dos padrões citados anteriormente, FDDI também utiliza codificação de linha, sendo esta do tipo (4,5). Isso acarreta a elevação da taxa real de transmissão na fibra para 125 Mbaud, embora aqui não se consiga atingir um equilíbrio DC de 100%, conforme, por exemplo, no *Fiber Channel*.

II.2.3.2 ATM (*Asynchronous Transfer Mode*)

Tradicionalmente, as redes de comunicações apresentaram-se especificamente voltadas ou para a comunicação de voz ou para a comunicação de dados. Mesmo com o advento da tecnologia digital na infra-estrutura pública de telefonia, esta continua a disponibilizar seus recursos e esforços a fim de fornecer padrões de serviços compatíveis com os exigidos pela transmissão de voz.

ATM, pois, surge como um padrão de rede capaz de permitir a convergência de uma variedade de serviços, tais como: serviços de faixa estreita e de faixa larga, síncrono e

assíncrono, em tempo real ou não, facilitando, dessa maneira, a tão esperada integração das redes de voz e de dados.

Modo de transmissão assíncrono, como o próprio nome sugere, provém do fato de que as informações geradas numa determinada origem chegam ao sistema assincronamente, ou seja, os intervalos de tempo entre as unidades de informação são irregulares. Entretanto, embora possa parecer que a rede em si irá operar de uma forma assíncrona, internamente, a comunicação se procede de forma síncrona, o que acarreta a necessidade da utilização de *buffers* nos nós comutadores ATM.

Toda a informação a ser transportada pela rede é agrupada em forma de pacotes (ou células) de tamanho fixo, formados por 53 bytes, dentre os quais 5 constituem o campo de cabeçalho (responsável principalmente pelo endereçamento do pacote e pela identificação da classe de serviço pretendida pela requisição) e 48 o campo de informação propriamente dito. O tamanho dos pacotes é um compromisso entre as necessidades conflitantes das aplicações de voz e de dados, visto que a utilização de pacotes pequenos torna-se preferível à transmissão de voz, pois seriam entregues com pequenos atrasos; enquanto, caso se utilize pacotes grandes, a transmissão de dados passa a ser a beneficiada, tendo em vista uma melhor relação de aproveitamento do campo de informação frente ao campo de cabeçalho. Além desse fato, o tamanho fixo do pacote é particularmente vantajoso, dado uma maior facilidade para o desenvolvimento de comutadores de baixo custo e de alta velocidade.

Tipicamente, a conectividade ATM entre dois assinantes quaisquer consiste basicamente da identificação de um caminho virtual (*Virtual Path – VP*), agindo como enlaces internodais virtuais, e de um canal virtual (*Virtual Channel – VC*), responsável por suportar cada conexão fim-a-fim. Essas identificações encontram-se no campo de cabeçalho e são identificadas por VPI e VCI, respectivamente. Cada VP é dimensionado de forma a transportar vários VCs multiplexados. A comutação da informação se processa da seguinte forma: os nós comutadores possuem uma tabela que é atualizada todas as vezes que uma conexão é ativada ou desativada do circuito. Dessa forma, ao chegar uma célula no comutador por uma determinada porta de entrada, de acordo com os valores presentes nos campos VPI e VCI e da informação contida na tabela de roteamento, esta célula será encaminhada para uma determinada porta de saída com novos valores de VPI e VCI, os quais serão utilizados pelo próximo nó comutador.

Uma das grandes vantagens de ATM é sua habilidade de dispor de serviços de diferentes classes (taxa de *bit* constante ou não, em tempo real ou não, etc.) e com diferentes garantias de qualidade de serviços (perda de células, atrasos, etc.), os quais pertencem a um conjunto de parâmetros a serem negociados. Para que possam ser oferecidos tais serviços, a rede ATM faz uso das características *a priori* da conexão pretendida (por exemplo, a taxa média e de pico de envio de células), vinculado ao comprometimento da rede em assegurar tal serviço. Essa função é desempenhada por um algoritmo chamado de controle de admissão de conexão (CAC), capaz de bloquear novas conexões quando necessário, a fim de satisfazer os requisitos de qualidade de serviço garantidos às conexões presentes no momento de seus estabelecimentos.

Mesmo com as diversas vantagens da utilização do padrão ATM, sua disseminação está sendo mais lenta do que o esperado, sendo uma das grandes razões a concorrência de outros padrões: no âmbito das redes de longa distância, a utilização do tão já conhecido padrão IP (*Internet Protocol*), que será visto a seguir, além de continuar a ser suficiente para dar suporte à grande maioria das aplicações atuais, está evoluindo para prover as mesmas funcionalidades que o ATM. Além disso, no âmbito das redes locais, a concorrência vem do surgimento de novas redes LAN's, bem como da evolução de alguns padrões já estabelecidos, como as versões a 100 Mbps e 1 Gbps da *Ethernet*.

II.2.3.3 IP (*Internet Protocol*)

Atualmente, o protocolo IP é de longe a tecnologia de rede mais utilizada nas redes de longa distância. Uma das razões para o seu tão grande sucesso deve-se ao fato de ter sido projetada para operar sobre uma grande variedade de camadas inferiores, estas designadas camadas de enlaces de dados na arquitetura clássica de camadas OSI (*Open System Interconnection*) da ISO (*International Standardization Organization*). Algumas dessas camadas de enlace de dados sobre as quais o IP opera estão associadas aos padrões de redes locais mais populares, tais como *Ethernet* e *Token Ring*; aos de redes metropolitanas, por exemplo FDDI; como também aos protocolos destinados à operação sobre linhas alugadas de operadoras públicas, como é o caso do HDLC (*High Level Data Link Control*).

Um dos mais conhecidos protocolos da camada de transporte, o qual atua diretamente sobre o IP é o TCP (*Transmission Control Protocol*), razão pela qual essas redes são comumente conhecidas como TCP/IP.

Quando comparada ao ATM, o qual provê uma comutação de pacote no modo de circuito virtual, o protocolo IP fornece, para suas camadas superiores, apenas serviços em modo datagrama. Esse tipo de serviço, embora seja mais simples do ponto de vista de processamento nos nós, não se compromete a entregar os pacotes de dados, como também não apresenta qualquer preocupação no que se refere à ordenação entre os pacotes entregues.

Como fora concebido com o propósito voltado para a comunicação de dados, os pacotes IP são de tamanhos variáveis e geralmente muito maiores quando comparados aos ATM. Portanto, quando uma rede IP estiver fazendo uso de uma rede ATM como sua camada imediatamente inferior, seus pacotes de tamanhos variáveis deverão, no lado da transmissão, serem segmentados em tamanhos fixos correspondentes aos da célula ATM e reagrupados, no lado da recepção, a fim de que os pacotes IP originais possam ser devidamente entregues.

A rede IP é formada por roteadores com função de examinar os pacotes recebidos, reconhecer os endereços de destino, compará-los com o conteúdo presente numa tabela de roteamento que fica armazenada no próprio roteador e repassar o pacote para a saída apropriada. Devido à característica altamente dinâmica da *internet*, a qual é composta de inúmeras redes individuais, cuja forma de interconexão e a própria topologia estão sob freqüente mudanças, os roteadores IP possuem a capacidade de criar tabelas de roteamento que se ajustam automaticamente em decorrência de mudanças nas topologias das redes causadas, principalmente, por falhas nos enlaces e/ou nos próprios equipamentos, como também pela adição ou remoção de fibras ou comprimentos de onda entre roteadores.

Como fora dito anteriormente, o protocolo IP, embora seja o mais utilizado nas redes de longa distância, não possui qualquer garantia de qualidade de serviço (QoS - *Quality of Service*). Entretanto, com o crescimento explosivo do tráfego de serviços *internet*, tanto os usuários quanto os operadores das redes têm sentido a necessidade por serviços que disponham dessas garantias, o que vem gerando um grande esforço entre os desenvolvedores do padrão IP no sentido de acrescentar tais funcionalidades. Protocolos

tais como RSVP (*Resource Reservation Protocol*) têm sido desenvolvidos em decorrência desses esforços. Outra alternativa é simplesmente manter o protocolo existente e aumentar a largura de banda disponível e a velocidade dos roteadores, de modo a assegurar a taxa de transmissão do usuário.

II.3 Redes Ópticas de Segunda Geração

Dispositivos ópticos, no final da década de 80 e começo da década de 90, ainda não eram bem conhecidos ou suas fabricações ainda estavam longe de serem justificadas financeiramente. Entretanto, a presença de dispositivos estáticos e passivos, com propriedades de dividir e combinar sinais ópticos, a fim de, sem sair dos domínios fotônicos, realizar conectividade entre transmissores e receptores ópticos, já era uma realidade.

As redes ópticas capazes de estabelecer tais conectividades sem que disponham de mecanismos de roteamento da luz de acordo com o seu comprimento de onda foram designadas de Redes Ópticas de Segunda Geração.

Redes baseadas nessa arquitetura, para que consigam estabelecer conectividade óptica total entre todos os seus integrantes, necessitam, ao receber o sinal de um determinado nó, transmiti-lo a todos os outros nós que a integram. Além disso, para que a detecção de um sinal seja possível, a presença na recepção de algum mecanismo capaz de sintonizar um canal (comprimento de onda) específico e rejeitar os vizinhos torna-se imprescindível. Devido a essas características mencionadas acima, as Redes Ópticas de Segunda Geração também são comumente referidas como redes *Broadcast and Select* ou redes de Fotodifusão, este último por apresentarem analogia com as tão bem conhecidas redes de radiodifusão no ar.

Por não se utilizarem de nenhuma função de roteamento, é indispensável que essas redes também disponham de um compartilhamento do meio para o estabelecimento das conexões. Dessa forma, faz-se necessário a utilização de topologias físicas adequadas, capazes de permitir a distribuição dos sinais luminosos em todos os comprimentos de onda para todos os nós da rede. As duas topologias mais populares para essas arquiteturas de

rede são a estrela (figura II.1) e o barramento (figura II.2), as quais ambas fazem uso de acopladores ópticos.

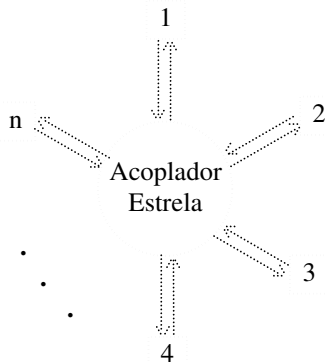


Figura II.1 – Rede óptica com topologia em estrela.

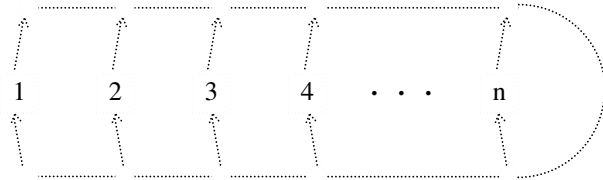


Figura II.2 – Rede óptica com topologia em barramento.

Acopladores Ópticos são dispositivos ópticos passivos e recíprocos, capazes de combinar e dividir a potência do sinal sem qualquer seletividade de comprimento de onda. Cada um dos nós da figura acima (mostrados como círculos) podem ser construídos utilizando um ou mais acopladores direcionais 2x2. Estes são dispositivos de quatro portas (quadripolo) tal que, a potência óptica proveniente de uma determinada fonte, ao entrar no acoplador mediante um dos portos de entrada, é dividida linearmente e combinada com uma parcela do sinal provinda da outra entrada, gerando assim parcelas de ambas as entradas nas saídas do acoplador, conforme mostrado na figura II.3, onde os portos 1 e 2 são as entradas e 1' e 2' as saídas.

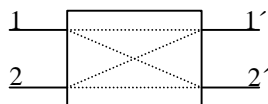


Figura II.3 – Acoplador óptico 2x2.

A relação de potência para esses dispositivos pode ser representada pelas equações abaixo, onde o elemento $a_{i,j}$ denota a transmissividade do porto i para o porto j :

$$P_1' = a_{11}P_1 + a_{12}P_2$$

$$P_2' = a_{21}P_1 + a_{22}P_2$$

Para acopladores idealmente simétricos, tal que os portos 1 e 2 possam ser usados sem distinção, essa relação torna-se a seguinte:

$$\begin{bmatrix} P_1' \\ P_2' \end{bmatrix} = \gamma \begin{bmatrix} 1-\alpha & \alpha \\ \alpha & 1-\alpha \end{bmatrix} \begin{bmatrix} P_1 \\ P_2 \end{bmatrix}$$

Tal que α é a razão de perda de espalhamento, a qual, pela própria característica do dispositivo, sempre haverá. Quando essa razão é fixa, o dispositivo é dito estático, caso contrário, é dito dinâmico. No caso especial em que $\alpha=1/2$, a potência é dividida igualmente e o acoplador é dito de 3 dB. Já o parâmetro γ representa a razão de perda de excesso, ou seja, as perdas extrínsecas do dispositivo. Para dispositivos ideais, nenhuma fração da potência das entradas será perdida, bastando assim fazer $\gamma=1$.

Na topologia de barramento da figura II.2, os nós transmitem ao barramento através dos acopladores superiores (observe que apenas um dos portos de saída é utilizado) e recebem através dos inferiores (neste caso, um dos portos de entrada é o inutilizado), necessitando assim de $2 \cdot n$ acopladores, sendo n o número de nós da rede. Um fato interessante nesse tipo de topologia é que não é vantajoso se fazer uma repartição igualitária das potências, pois a maior parte desta deve permanecer no barramento para poder alimentar os outros nós.

Na topologia em estrela, a figura II.4 mostra que vários acopladores 2x2 podem ser combinados para formar o acoplador em estrela central. Se esses acopladores forem arranjados numa estrutura Banyan, apenas $\frac{n}{2} \cdot \log_2 n$ serão necessários para a construção de um acoplador estrela $n \times n$, quando n for potência de 2. Nesse tipo de topologia, pelo fato de que todos os sinais em qualquer que seja a entrada para qualquer que seja a saída irão atravessar o mesmo número de acopladores ($\log_2 n$), é apropriada a utilização de acopladores de 3 dB, a fim de que a potência óptica possa ser particionada igualmente e assim todas as saídas recebam uma mesma parcela dos sinais presentes na rede.

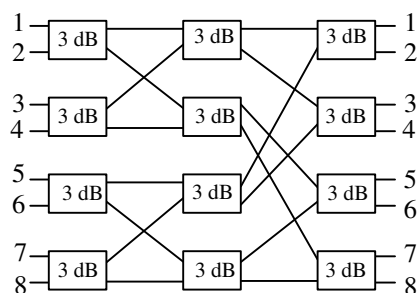


Figura II.4 – Estrutura Banyan de um acoplador óptico 8x8.

A nível de funcionalidade, as duas topologias são idênticas, pois ambas são redes *broadcast* com a potencialidade de suportar $n \cdot (n-1)$ conexões unidirecionais ponto-a-ponto entre os n nós da rede. Entretanto, as redes em estrela apresentam-se mais eficientes quando comparadas às em barramento no que diz respeito à conservação e distribuição da potência do sinal, motivo este tal que as próximas análises serão feitas sempre utilizando-se dessa topologia. A figura II.5 mostra como os nós de uma rede cliente da óptica são interconectados ao acoplador: através de uma estação de acesso à rede própria, cada qual responsável pelo interfaceamento do domínio óptico para o domínio elétrico.

O acoplador em estrela, conforme explicado anteriormente, combina os sinais proveniente dos transmissores (Tx) de todas as estações e os distribui para todos os receptores (Rx) das outras estações (incluindo o da própria transmissora), permitindo assim conectividade óptica entre todos os pares Tx e Rx presentes nas estações. Entretanto, um nó cliente só poderá receber informações de um outro nó cliente qualquer (estabelecendo assim uma conectividade lógica com ele), caso o Rx presente em sua estação de acesso à rede selecione (sintonize) o comprimento de onda responsável por transportar a informação destinada para ele e descarte todos os outros.

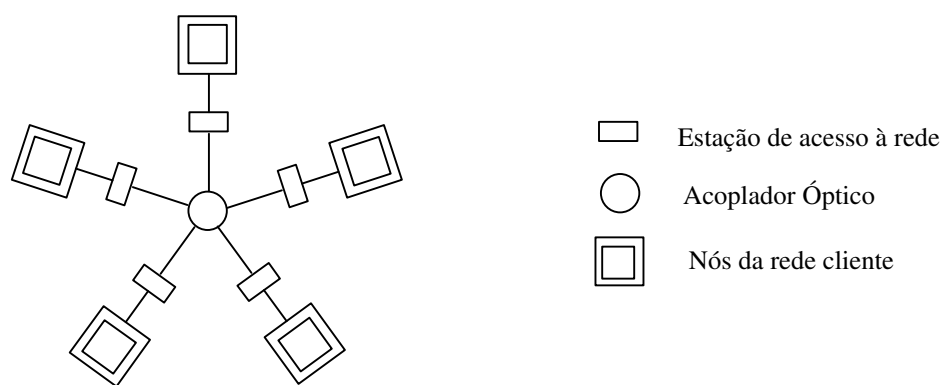


Figura II.5 - Topologia Física de uma rede *Broadcast and Select* em Estrela.

Cabe aqui, portanto, diferenciarmos a topologia física das topologias lógica e virtual, esta última também conhecida como topologia de caminhos físicos. Essas definições se baseiam em [3]

A topologia física de uma rede é a responsável pela interligação física dos nós da rede, ou seja, refere-se à presença e à disposição dos componentes presentes nela, tais como fibras ópticas, acopladores ópticos e outros. Sobre a topologia física, pode-se sobrepor uma

topologia de caminhos físicos particular, sendo esta entendida pelo 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. Por fim, pode-se definir a topologia lógica como sendo a representação que descreve a cada instante as conexões ativas na rede, sem que se preocupe com a forma de disposição dos seus elementos nem com a trajetória seguida pela informação.

As figuras a seguir procuram mostrar a distinção entre as topologias física e virtual de uma rede óptica. A topologia física é composta pelo acoplador óptico em estrela, pelos três nós da rede e pelos três pares de fibras interconectando os nós ao acoplador. A topologia virtual, que pode ser entendida como a configuração de rede vista pela camada cliente da fotônica, é composta por caminhos físicos representados por um ramo direcionado para cada par de nós em que o transmissor da origem do ramo e o receptor do destino do ramo estejam sintonizados no mesmo comprimento de onda. Portanto, devido à forma como os *lasers* e filtros estão sintonizados na figura II.6.a, a topologia virtual resultou num grafo com disposição em anel, conforme mostra a figura II.6.b.

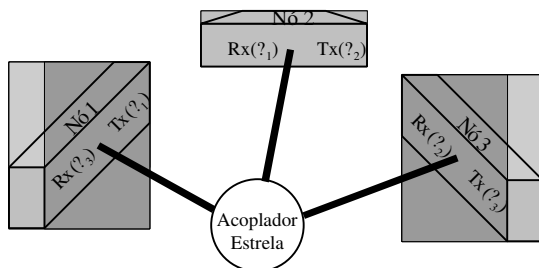


Figura II.6.a – Topologia Física da rede

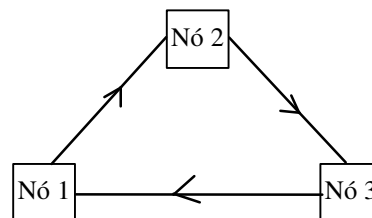


Figura II.6.b – Topologia virtual da rede.

É importante ser observado que, caso os *lasers* e/ou filtros sejam sintonizáveis, a topologia virtual poderá ser rearranjada, caso contrário, uma mesma topologia permanecerá durante todo o período de funcionamento da rede. Além disso, um outro fato relevante e que surge naturalmente em decorrência da característica de fotodifusão na topologia física das redes *broadcast* é que um comprimento de onda só poderá ser utilizado por um único caminho físico da topologia virtual (confronte as figuras II.6.b e II.6.a), pois, se assim não for, haverá uma mistura das informações transportadas num mesmo comprimento de onda.

Após os comentários descritos acima, podemos observar que a utilização de uma topologia física do tipo *broadcast and select* implica uma conectividade física total entre todos os nós da rede, não significando, entretanto, que esta mesma conectividade (total) se transporte obrigatoriamente para a topologia de caminhos físicos. Fatores como a restrição no número de pares Tx/Rx presentes nas estações de acesso à rede, a qual acarreta a necessidade de sintonizar um conjunto restrito de canal por vez; associado com as limitações de agilidade na mudança de sintonia dos componentes são os principais impossibilitadores dessa transferência.

Os exemplos a seguir tentarão quantificar, mediante algumas limitações de projeto, quais recursos serão necessários para que as Redes Ópticas de Segunda Geração possam fornecer uma conectividade lógica total entre seus clientes finais. Conforme será visto, esses recursos dependerão da forma como sua camada cliente esteja estruturada.

Considere que cinco nós clientes geograficamente dispersos pretendam ser interconectados. Para tal, suponha que seja escolhida como rede de transporte uma rede *broadcast and select* com topologia física em estrela (conforme mostrou a figura II.5) e que sejam utilizados apenas transmissores e receptores ópticos fixos (não sintonizáveis). Suponha ainda que um conjunto dedicado de conexões lógicas capaz de prover conectividade total entre todos os pares de nós da rede seja desejado. (conexões essas representadas (aos pares) na figura II.7 com linhas pontilhadas).

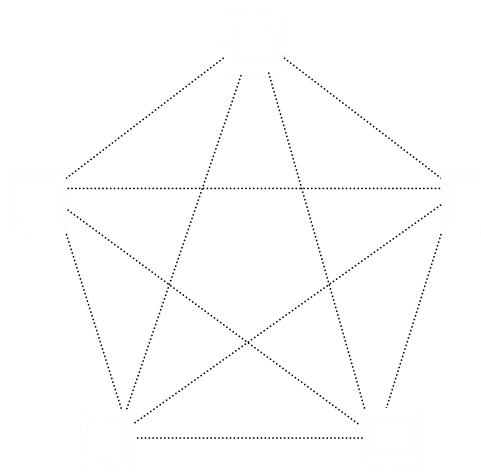


Figura II.7 - Topologia Lógica com conectividade total.

Para que essa rede de transporte possa oferecer conectividade total aos nós, 20 ($n \cdot (n-1)$) caminhos físicos serão necessários. Ou seja, a topologia de caminhos físicos será

composta por um conjunto de ramos que conectam diretamente todos os pares de nós origem-destino e, portanto, idêntica à topologia lógica. Conseqüentemente, o “fardo” de ter que suportar uma conectividade total também presente na topologia virtual cairá completamente sobre a camada óptica da rede.

Esse tipo de arquitetura, pelo fato de as informações trocadas entre os nós permanecerem sempre nos domínios ópticos da rede, terá a vantagem de possibilitar que as conexões lógicas sejam realizadas de uma forma transparente, ou seja, imune a modulação, taxa de *bits*, protocolos, etc. Entretanto, mediante o fato de que para as redes *broadcast and select* não é possível o reuso de comprimento de onda e que, portanto, cada caminho físico requerer um comprimento de onda diferente e o seu próprio par Tx/Rx, em cada estação de acesso à rede serão exigidos 4 *transceivers*, cada qual operando num comprimento de onda diferente, perfazendo um total de 20 comprimentos de onda na rede. Pode-se perceber dessa forma que, se essa topologia for escolhida, uma não escalabilidade da rede fica implicada.

Uma forma alternativa de se manter a conectividade lógica total entre todos os nós da rede, ao mesmo tempo que se reduz o peso sobre a camada física é conseguida utilizando-se de uma técnica chamada *multihopping*. Para tal, faz-se necessário que informações sejam processadas por nós intermediários entre a origem e o destino. Isso é conseguido inserindo-se nós de comutação lógica* entre cada nó cliente e a estação de acesso à rede (mostrado na figura II.8.a e II.8.b como um losango), significando que as informações poderão ser recebidas por nós que não são o seu destino e reenviadas por um outro ramo da topologia de caminhos físicos até alcançarem o seu destino final. Neste caso,

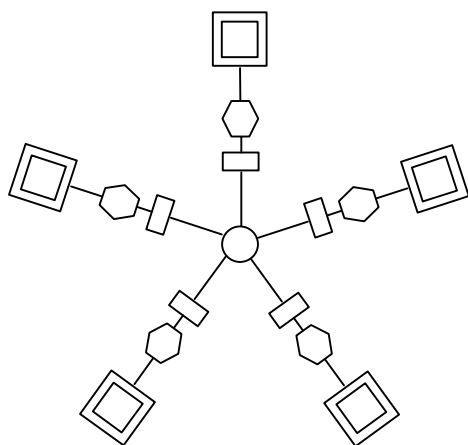


Figura II.8.a – Topologia Física com *multihopping*

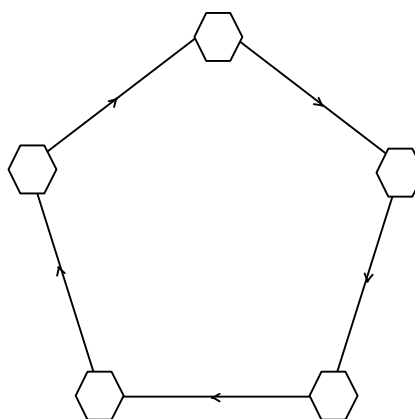


Figura II.8.b – Uma forma possível para a topologia virtual.

*No caso, por exemplo, em que estes nós são comutadores ATM, essas operações são realizadas mediante a leitura dos VPIs e VCI no cabeçalho das células (conforme apresentado na seção II.2.3.b)

cada envio é chamado de “hop”, razão pela qual a rede é dita *multihop*.

Uma forma possível para a topologia virtual dessa rede é mostrada na figura II.8.b, na qual pode-se observar agora que apenas 5 caminhos físicos estão presentes, requerendo um total de apenas 5 comprimentos de onda na rede e um único transceiver óptico por estação de acesso à rede. A topologia virtual gerada tem a forma de um anel unidirecional conectando os cinco comutadores lógicos, conseguida utilizando o R_x do nó $1+i \bmod 5$ sintonizado ao T_x do nó i , sendo $i=1,2,\dots,5$. Nesse caso, a camada física terá que suportar apenas cinco caminhos físicos (reduzido por um fator de 4), com o restante da tarefa de realizar a conectividade total deixada para a camada virtual resolver (através do seccionamento ou reenviamento de pacotes/células). Entretanto, esse benefício de antemão será contrabalanceado pela perda de transparência da rede de transporte e pelo fato de que muitas conexões lógicas necessitarão compartilhar (serem multiplexadas) um mesmo caminho físico, tal que a capacidade total da rede será reduzida. Comparada com a da arquitetura anterior, sua capacidade cairá para 10%, visto que 10 conexões lógicas necessitarão compartilhar um mesmo caminho físico.

Nos dois exemplos mencionados anteriormente, não foi considerada a possibilidade da utilização de transmissores e/ou receptores ópticos sintonizáveis. Como consequência imediata, pode-se destacar: o emprego de vários comprimentos de onda, cada qual dedicado ao estabelecimento de um único caminho físico; no caso da rede *single-hop*, a utilização de um elevado número de *transceivers* ópticos necessários para garantir conectividade lógica total; e, por fim, a impossibilidade de ocorrência de um rearranjo na topologia de caminhos físicos.

Havendo sintonizabilidade, ela poderá ser suficientemente rápida para permitir a sintonia pacote-por-pacote (fora das possibilidades tecnológicas atuais), ou lenta, levando apenas à rearranjabilidade da topologia de caminhos físicos.

Visto que numa rede *broadcast and select* qualquer sinal transmitido por um nó é difundido para todos os outros nós da rede e que cada nó necessita selecionar o sinal desejado entre todos os transmitidos, caso alguns deles estejam utilizando transmissores e/ou receptores sintonizáveis, haverá a necessidade de informá-los em qual comprimento de onda transmitir/receber a informação para que suas conexões possam ser estabelecidas com sucesso. Com razão, se dois desses nós transmitirem simultaneamente no mesmo

comprimento de onda, seus sinais irão colidir e ambos serão perdidos. Além disso, considere que dois ou mais nós transmitam simultaneamente em comprimentos de onda diferentes, porém para um mesmo destino. Caso este último possua apenas um único receptor sintonizável, ele só será capaz de selecionar um dos canais, sem que consiga, portanto, receber as informações provenientes do(s) outro(s) nó(s). Nesse caso, é dito que houve uma contenção.

Para se resolver questões como contenções e colisões na rede, responsáveis por um empobrecimento da capacidade de transmissão de informações entre os nós, deve-se empregar alguns mecanismos para coordenar as transmissões e recepções dos vários nós da rede. A esses mecanismos é designado a denominação Protocolo de Controle de Acesso ao Meio (MAC - *Media-Access Control Protocol*), os quais alguns deles serão mostrados a seguir.

II.3.1 Protocolo de Controle de Acesso ao Meio

O protocolo MAC é responsável pela coordenação de todas as transmissões presentes no meio a fim de que contenções e colisões possam ser minimizadas. A sua implementação dependerá de diversos fatores: as necessidades das aplicações, a capacidade de *hardware* nos nós e o nível de performance desejado, ambos descritos a seguir:

- Algumas aplicações, tais como interconexão entre super computadores, vídeo de alta qualidade e outras, podem requerer que toda a banda disponível num comprimento de onda seja dedicada a elas. Nesses casos, deve-se estabelecer um “circuito” dedicado entre o nó origem e o nó destino, com o protocolo sendo responsável apenas em negociar o estabelecimento e a desativação das conexões necessárias. Outras aplicações, porém, não necessitam de toda a banda de um comprimento de onda, podendo assim compartilhá-la entre diversas aplicações, mesmo as com nós origem e/ou destino diferentes. Esse compartilhamento poderá ser realizado utilizando-se alguma forma de multiplexação no tempo, no qual cada comprimento de onda será dividido em *time slots* que serão preenchidos com pacotes de dados.
- Quanto à capacidade do *hardware* presente nos nós, estes poderão possuir desde vários transmissores sintonizáveis e vários receptores sintonizáveis até um único

transmissor e um único receptor, onde ao menos um dos dois deverá ser sintonizável, pois se assim não for, para que conectividade total possa ser suportada, cairemos em um dos dois casos descritos anteriormente, ou o protocolo MAC terá a função de apenas determinar os instantes de cada transmissão. Mediante o fato de que, com a tecnologia atual, transmissores e receptores ópticos sintonizáveis são bem mais caros de que os não-sintonizáveis equivalentes, esforços em desenvolver protocolos que operem ao menos com alguns componentes fixos têm sido desprendidos. No entanto, a necessidade de mudar de sintonia em intervalos de tempo muito pequenos quando transmissão de pacotes estiver sendo empregada e a dificuldade de realizar tal tarefa com os componentes disponíveis atualmente são alguns dos principais motivos de ainda não termos essas redes comercialmente disponíveis.

- O nível de performance poderá ser avaliado mediante o atraso dos pacotes e o *throughput* da rede. O primeiro é definido como o retardo de tempo entre o instante em que o pacote está disponível e o instante em que ele é efetivamente transmitido. Já o *throughput* é definido como a fração da capacidade de transmissão da rede que transporta tráfego útil, ou seja, a fração dos dados que são recebidos com sucesso pelos seus destinatários.

Nas próximas seções serão apresentados alguns protocolos já conhecidos na literatura para redes ópticas WDM *broadcast and select*. Eles operam usando formas de multiplexação por divisão no tempo com transmissão de dados em pacotes e supõem nós equipados com transmissores e/ou receptores sintonizáveis, tal que conectividade direta entre todos os pares de nós da rede será sempre possível de ser realizada (*single-hopping*). Ambos os protocolos descritos a seguir se utilizam de um canal separado (designado canal de controle) responsável em mandar informações a respeito dos pacotes transmitidos em cada canal de dados. Além disso, devido à utilização de *slots* na multiplexação temporal, esses protocolos dispõem de mecanismos de sincronização responsáveis em fornecer uma referência de tempo conveniente a todos os nós da rede (referência esta que leva em conta os diferentes atrasos de propagação em cada enlace), tal que os sinais transmitidos em diferentes *slots* não entrem em colisão em nenhuma parte da rede.

II.3.1.1 Slotted Aloha on Slotted Aloha (SA/SA)

Esse protocolo é uma adaptação para redes WDM dos protocolos Aloha e Slotted Aloha, os quais foram um dos primeiros a serem concebidos para operar em redes com um único canal (comprimento de onda). A sua implementação é tal que:

- O número de canais, w , responsáveis pela transmissão dos dados é muito menor que o número de nós n ;
- Cada nó necessita ser equipado com um transmissor e um receptor sintonizáveis, aos quais será incumbida a responsabilidade da transmissão dos dados, além de um transmissor e um receptor fixos, operando no comprimento de onda designado para o canal de controle.

Nesse protocolo, tanto no canal de controle como no de dados, o tempo é dividido em *slots*, embora o tamanho do *slot* de dados seja L vezes o tamanho do *slot* de controle, conforme mostra a figura abaixo.

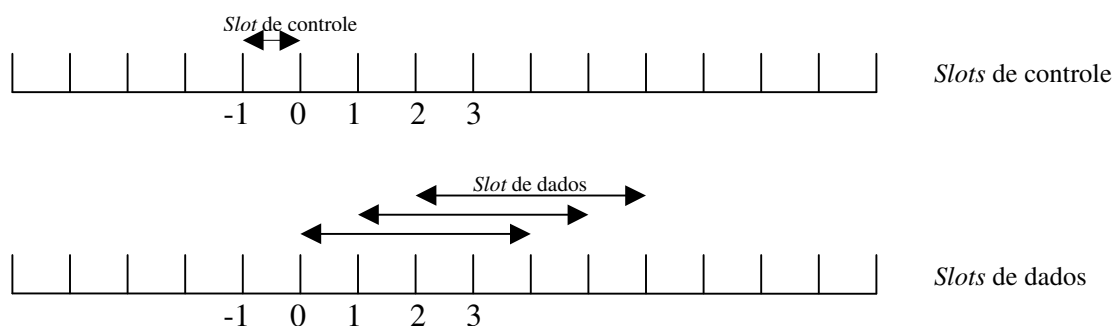


Figura II.9 – Representação dos *slots* de dados e de controle para uma rede *Broadcast-and-select*, utilizando o protocolo de controle de acesso ao meio SA/SA, com $L=4$.

Pode-se também observar que cada *slot* de dados sobrepõe em algum intervalo do tempo os $(L-1)$ *slots* de dados precedentes a ele e os $(L-1)$ que o seguem. Duas formas de protocolos que possuem as características citadas acima serão descritas a seguir. São elas: o SA/SA básico e o SA/SA modificado.

a) Slotted Aloha on Slotted Aloha básico

No SA/SA básico, quando um determinado nó possui um pacote de dados para ser enviado, ele primeiramente transmite um pacote de controle no *slot* de controle, para só então transmitir o pacote de dados no *slot* de dados imediatamente subsequente ao *slot* de

controle. O pacote de controle, enviado no comprimento de onda $w+1$, leva a identidade do nó destino de seu pacote de dados correspondente, além de especificar o comprimento de onda, entre 1 e w , no qual este último está sendo transmitido. Devido ao monitoramento contínuo do canal de controle por todos os nós da rede, caso não tenha ocorrido colisão neste canal, o nó para o qual o pacote de dados fora enviado será capaz de receber o correspondente pacote de controle e conseqüentemente identificar em qual comprimento de onda deverá sintonizar o seu receptor a fim de receber o pacote de dados. Este, por sua vez, será recebido com sucesso caso nenhum outro pacote de dados tenha colidido ou entrado em contenção consigo.

Esse protocolo, pela sua característica de transmitir pacotes de dados tão logo estejam disponíveis, também é conhecido como *tell-and-go* (avisa e manda). Protocolos desse tipo possuem um atraso de acesso praticamente desprezível. A minimização do atraso de acesso em redes ópticas torna-se importante pois, se assim não o fosse, *buffers* de alta capacidade teriam que ser utilizados (uma vez que as velocidades das transmissões em sistemas ópticos são bastante elevadas), como também alguns serviços incapazes de suportar atrasos não seriam tolerados.

b) Slotted Aloha on Slotted Aloha modificado

Como o próprio nome já sugere, esse protocolo surgiu como uma modificação do básico, no qual procura-se evitar a dispendiosa transmissão de pacotes de dados incapazes de serem recebidos em decorrência de colisões sofridas pelos seus correspondentes pacotes de controle. Para tal, o nó que desejar realizar a transmissão de um pacote de dados só poderá fazê-la no instante em que o seu correspondente pacote de controle tenha sido recebido e este não tenha sofrido colisão. No caso de colisão, tal transmissão será cancelada a fim de evitar o congestionamento da rede com pacotes de dados que, de antemão, são incapazes de serem recebidos e que poderiam provocar subseqüentes colisões no canal de dados.

Essa modificação, que pelas suas características é denominada *wait-and-see*, resulta em um aumento do *throughput* da rede, em detrimento a um aumento no atraso de acesso decorrente do distanciamento do aspecto *tell-and-go* descrito anteriormente.

Análise do *throughput*

Neste tópico serão analisados os *throughputs* dos protocolos SA/SA básico e modificado, a fim de se obter quão eficiente seria a utilização de um frente a do outro.

Para que a análise torne-se analiticamente tratável, iremos listar algumas suposições que serão utilizadas:

- *Transmissões independentes*: em quaisquer dos *slots*, a probabilidade (p) de que um nó possua um pacote para transmitir é independente de todos os outros *slots* e nós. Claramente essa suposição não se ratifica em uma rede prática, pois a retransmissão de pacotes colidentes induzirá uma correlação em instantes futuros.
- *Modelo estatístico do tráfego*: iremos supor que, para valores grandes de n e pequenos de p , o número esperado de pacotes disponíveis para transmissão em cada *slot* de dados ($n \cdot p$) siga uma variável aleatória poissoniana de média G .

Portanto:

$$P(G = k) = e^{-G} \cdot \frac{G^k}{k!}$$

- *Tráfego uniforme*: cada pacote de dados tem igual probabilidade de ser transmitido em qualquer dos w canais de dados.

Com base nessas suposições, para que um pacote de dados seja transmitido com sucesso em um *slot* de dados de um canal específico, as seguintes condições terão que ser satisfeitas:

- Apenas o seu pacote de controle tenha sido enviado ao correspondente *slot* de controle.
- A sua transmissão se realize no canal de dados sob questão.
- Nenhum outro pacote durante os $(L-1)$ *slots* de dados antecedentes tenha sido transmitido no mesmo comprimento de onda nem para o mesmo destino do pacote analisado, evitando colisão e contenção, respectivamente.
- Nenhum outro pacote durante os $(L-1)$ *slots* de dados procedentes seja transmitido no mesmo comprimento de onda do pacote analisado, evitando assim colisão.

O número esperado de pacotes transmitidos com sucesso nesse *slot* de dados, para uma rede de n nós será dado por:

$$(G \cdot e^{-G}) \left(\frac{1}{w} \right) \left(e^{G \left(\left(\frac{w-1}{w} \right) \left(\frac{n-1}{n} \right) - 1 \right)} \right)^{L-1} \left(e^{-\frac{G}{w}} \right)^{L-1}, \text{ para o SA/SA básico e}$$

$$(G \cdot e^{-G}) \left(\frac{1}{w} \right) \left(1 - G \cdot e^{-G} \left(\frac{w+n-1}{w \cdot n} \right) \right)^{L-1} \left(1 - \frac{G \cdot e^{-G}}{w} \right)^{L-1}, \text{ para o SA/SA modificado.}$$

O *throughput* por canal de dados é definido como o número esperado de pacotes de dados que são transportados por esse canal e que serão recebidos com sucesso. Visto que, em qualquer instante de tempo existirão L *slots* de dados que se sobrepõem, o *throughput* será obtido bastando multiplicar os resultados anteriores por L .

A figura seguinte compara os valores dos *throughputs* dos protocolos SA/SA básico (bas) e modificado (mod). As curvas são traçadas em função da taxa G , sendo os resultados obtidos analiticamente (teo) e através de simulações (sim) para uma rede com $N=100$, $L=10$ e $w=16$.

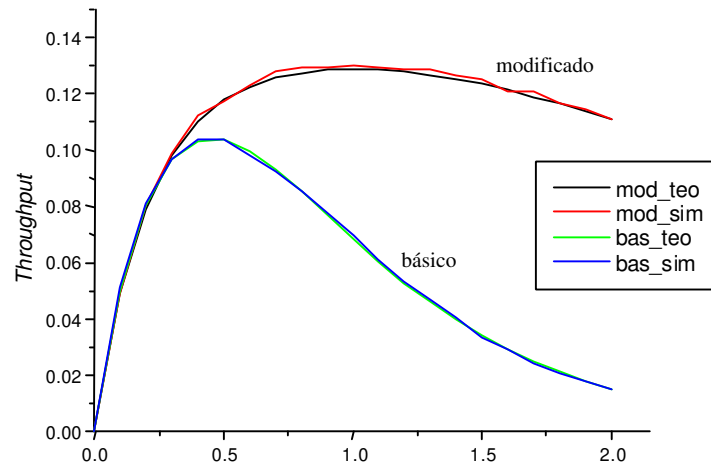


Gráfico II.1 – Comparação dos *Throughputs* obtidos analiticamente e através de simulação de uma rede *broadcast and select* com protocolo SA/SA básico e modificado, sendo $N=100$, $L=10$ e $w=16$.

Pode-se notar que os *throughputs* de ambos os protocolos são bastante baixos, sendo o do SA/SA modificado um pouco melhor, em consequência da renúncia da

propriedade *tell-and-go*. A seguir será analisado um outro protocolo que consegue uma sensível melhora no *throughput* sem precisar, contudo, desistir do aspecto *tell-and-go*.

II.3.1.2 DT-WDMA

Esse protocolo foi implementado especificamente para redes ópticas com múltiplos comprimentos de onda, visto que o número w de canais disponíveis para a transmissão de dados é impreterivelmente assumido igual ao número de nós n da rede. Para sua funcionalidade, DT-WDMA requer que cada nó seja equipado com um transmissor fixo (cada qual sintonizado num canal diferente) e um receptor sintonizável; além de um par Tx/Rx operando no canal de controle.

Da mesma forma que o SA/SA, o tempo, tanto do canal de dados quanto do canal de controle, é dividido em *slots*. Entretanto, visto que a cada *slot* de dados estão associados n (ou w) *slots* de controle (cada qual destes reservado para um único nó), o tamanho daquele é n vezes o tamanho destes. Além disso, diferentemente do SA/SA, aqui não há sobreposição nos *slots* de dados.

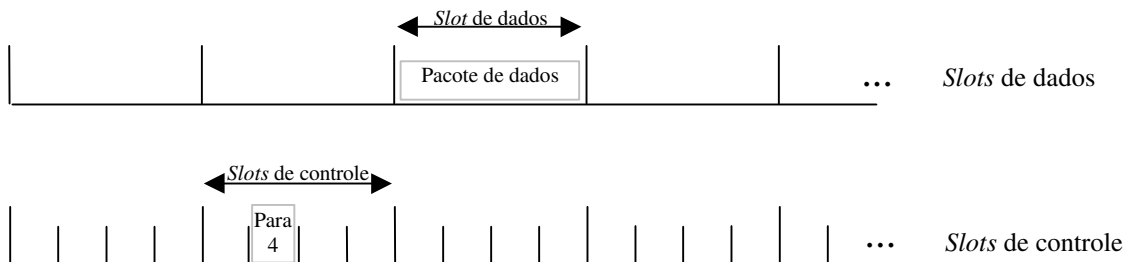


Figura II.10 – Representação dos *slots* de dados e de controle para uma rede *Broadcast-and-select*, utilizando o protocolo de controle de acesso ao meio DT-WDMA, com $n = 4$.

A sua operação, portanto, segue os seguintes procedimentos:

Toda a vez que um nó possui um pacote de dados para enviar, ele primeiramente transmite, no *slot* de controle reservado a si, um pacote de controle, para que só então seja feita a transmissão do pacote de dados no slot de dados imediatamente seguinte.

Desta vez, a informação transportada pelo pacote de controle conterá apenas a identificação do nó destino, pois a posição deste pacote dentre os slots de controle implicitamente informa qual o nó responsável pela transmissão e, conseqüentemente, em qual comprimento de onda o pacote de dados fora enviado.

Desde que cada nó transmita seus pacotes de dados num comprimento de onda diferente e seus pacotes de controle em slots de controle diferentes, colisões nesse protocolo nunca serão susceptíveis de ocorrerem.

Entretanto, poderá vir a acontecer que dois ou mais nós queiram mandar informações simultaneamente ao mesmo destino, o qual será capaz de receber apenas um desses pacotes contendores. Pela monitoração constante do canal de controle, os nós transmissores envolvidos na contenção tornar-se-ão cientes do fato e, através do conhecimento de qual algoritmo responsável em resolver contenções é utilizado pelo nó receptor, serão capazes de determinar qual o pacote, dentre os vários contendores, sairá como vencedor. Os outros nós, perdedores da contenção, poderão transmitir seus pacotes futuramente.

Análise do *throughput*

Para a análise do *throughput* desse protocolo, iremos adotar as mesmas suposições de independência nas transmissões e de tráfego uniforme expostas anteriormente.

Em decorrência do fato de que os slots de dados não se sobrepõem, o *throughput* por canal de dados será obtido apenas calculando-se o número esperado de pacotes de dados que são recebidos com sucesso num slot de dados arbitrário de um comprimento de onda qualquer. Esse valor é dado por:

$$1 - \left(1 - \frac{p}{n-1}\right)^{n-1} \xrightarrow{n \rightarrow \infty} 1 - e^{-p}$$

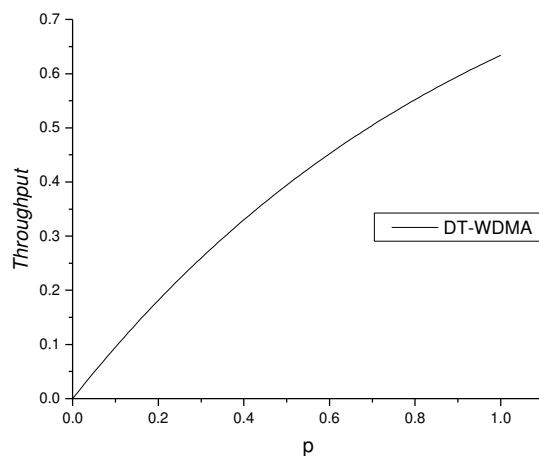


Gráfico II.2 – *Throughput* do protocolo DT-WDMA, com $n=100$.

Mediante comparação entre os valores aqui apresentados e os dos dois protocolos SA/SA, podemos perceber que o protocolo DT-WDMA fornece um *throughput* substancialmente mais elevado, sem precisar, sobretudo, abrir mão da propriedade *tell-and-go*. Além disso, o *throughput* máximo é alcançado quando todos os nós possuem um pacote para transmitir em todos os *slots*, ou seja, todos os nós estejam saturados. Nesse caso, o valor de p corresponde à unidade e o *throughput*, para uma rede com um número relativamente grande de nós, alcança $1 - e^{-1} \cong 0,632$.

II.3.1.3 Scheduling

O protocolo DT-WDMA descrito anteriormente possui a mesma característica *tell-and-go* apresentada pelo SA/SA básico. Porém, com o SA/SA modificado, vimos que era possível aumentar o *throughput* proporcionado por um protocolo MAC ao mesmo tempo que se renunciava à característica *tell-and-go* e, conseqüentemente, ao atraso de acesso desprezível. Novamente, se estivermos dispostos a abrir mão dessas propriedades no protocolo DT-WDMA, podemos esperar que um *throughput* mais elevado seja alcançado.

A diferença básica por trás do protocolo *scheduling*, apresentado nesta seção, em relação ao DT-WDMA é que cada nó, após ter enviado o pacote de controle, deverá aguardar o tempo suficiente para recebê-lo (tempo de propagação), tal que, com o conhecimento de todos os pacotes de controle recebidos em um dado intervalo de tempo, possam trabalhar em conjunto utilizando um determinado algoritmo (de conhecimento de todos) que agende as transmissões destinadas a um mesmo receptor em diferentes slots de dados, de modo que não haja contenção nos receptores.

Usando-se desse artifício, cada pacote de dados sofrerá um atraso de acesso de, no mínimo, o tempo de propagação, porém experimentarão valores de *throughputs* superiores aos valores alcançados pelo DT-WDMA. O quão superior dependerá da complexidade do algoritmo de agendamento utilizado, sendo idealmente possível que se alcance um *throughput* unitário quando se leva em consideração a suposição de tráfego uniforme e não imponha limites ao tempo de propagação.

II.4 Redes Ópticas de Terceira Geração

Nesta seção serão introduzidos os principais conceitos e características relacionadas às redes fotônicas de Terceira Geração, enfatizando principalmente os aspectos que tornam a sua utilização vantajosa quando comparada à das arquiteturas de redes anteriores.

Nas redes ópticas de Primeira Geração, pelo fato de apenas ter havido a substituição dos meios de transmissão existentes por fibras ópticas, toda a função de processamento e roteamento do sinal continuava a ser desempenhada exclusivamente em domínios elétricos, fazendo com que os equipamentos eletrônicos precisassem tratar não apenas das informações destinadas para si, mas também das que necessitavam ser processadas e encaminhadas a outro(s) nó(s) da rede. Se estas últimas informações pudessem ser roteadas nos domínios ópticos, a sobrecarga nos dispositivos eletrônicos seria significativamente reduzida.

Com as redes de Segunda Geração, algumas vantagens tornaram-se imediatamente perceptíveis: transparência fornecida à camada cliente nas redes *single-hop*; possibilidade de as redes que se utilizavam de Tx e/ou Rx sintonizáveis reorganizarem sua topologia virtual sem precisarem alterar sua topologia física; possibilidade de se fornecer serviços de transmissão de pacotes ópticos, caso a sintonia fosse suficientemente rápida e bem coordenada, etc. Entretanto, a forma como os caminhos físicos eram estabelecidos acarretava um espalhamento da potência óptica entre todos os receptores, o qual impossibilitava o reuso espacial dos comprimentos de onda, por conseguinte produzindo uma não escalabilidade da rede.

Uma arquitetura muito mais flexível e prática é conseguida quando se introduz funções de roteamento à camada óptica da rede, fazendo com que os nós sejam capazes de reconhecer comprimentos de onda e roteá-los individualmente de uma porta de entrada para uma das diferentes portas de saída. A esses tipos de redes iremos nos referir por redes com roteamento por comprimento de onda, que, pelos seus inúmeros benefícios e peculiaridades apresentados, serão tratadas como uma nova geração de redes ópticas: a Terceira.

Considere uma rede óptica com roteamento por comprimento de onda, cuja topologia física esteja representada pela figura II.10.a a seguir. Os nós ópticos, aqui designados roteadores de comprimento de onda por possuírem a habilidade de rotar o sinal

óptico de acordo com o seu comprimento de onda, são interconectados por fibras ópticas, nas quais são transmitidos os sinais WDM.

Devido à inserção da função de roteamento nos nós, essa rede deixará de espalhar o sinal óptico e passará a canalizá-lo através de vias específicas (caminhos), passando então a prover às camadas superiores o que chamamos de caminhos ópticos, a fim de que sejam atendidas as requisições de conexões entre seus usuários. Os caminhos ópticos serão gerados mediante a alocação de um comprimento de onda em cada enlace do seu percurso; logo, terão a flexibilidade de serem roteados por diversas formas na rede. Além disso, poderão compartilhar um mesmo enlace com diversos outros caminhos ópticos, desde que, obviamente, não ocorra que dois desses caminhos utilizem o mesmo comprimento de onda em um mesmo enlace.

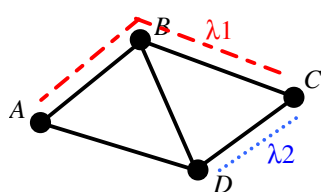


Figura II.10.a – Topologia Física.

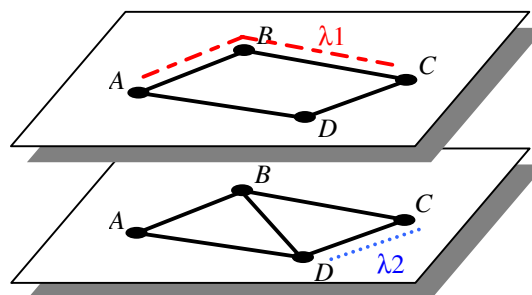


Figura II.10.b – Modelo Esquemático.

Figura II.10 - Topologia física e modelo esquemático de uma rede WDM com 2 comprimentos de onda.

Seguindo os conceitos de topologias adotados nesta tese, a figura II.10.b mostra uma forma esquemática de se visualizar a topologia física de uma rede com roteamento por comprimento de onda. Para tal, são feitas m cópias da rede (sendo m o número de comprimentos de onda disponíveis) com a restrição de que, caso o nó óptico não seja fisicamente capaz de rotear um comprimento de onda de (para) um outro nó óptico qualquer, no plano referente a este comprimento de onda não aparecerá o enlace responsável pela interconexão dos nós. A topologia virtual das redes de Terceira Geração será formada por ramos interligando os nós que, na topologia física, possuem um caminho óptico estabelecido entre eles. Da forma como está representada a figura acima, sua topologia virtual conteria um ramo ligando A a C e outro D a C.

Suponha então que duas conexões ($A \rightarrow C$ e $D \rightarrow C$) estejam presentes na rede suportadas cada qual por um caminho óptico $(A-B-C)_{\lambda_1}$ e $(D-C)_{\lambda_2}$, respectivamente. Visto que as redes com roteamento por comprimento de onda permitem que um mesmo comprimento de onda seja reusado em diversos caminhos ópticos presentes simultaneamente na rede (desde que nenhum destes compartilhem um mesmo enlace), caso seja solicitado à rede uma nova conexão entre A e C, esta poderá ser atendida pelos caminhos ópticos $(A-B-C)_{\lambda_2}$, $(A-D-C)_{\lambda_1}$, ou ainda $(A-D-B-C)_{\lambda_2}$, pois as restrições de roteamento nos nós da rede (mostradas na figura II.10.b) são satisfeitas, como também nenhum desses caminhos ópticos compartilhará enlaces com outro(s) de mesmo comprimento de onda.

Pode-se perceber, portanto, que a substituição das redes de Segunda Geração pelas de Terceira faz com que a forma como as conexões são criadas deixem de ser função apenas da coordenação entre os *lasers* dos transmissores e receptores e passem a ser função também dos nós ópticos da rede, acarretando assim um tratamento adicional do sinal a nível fotônico e, por conseguinte, uma redução substancial nos investimentos em equipamentos das camadas superiores, tais como SONET, SDH, ATM, etc.

Para efeito de comparação, será apresentada a mesma análise realizada na seção II.3, quando um conjunto de 5 nós clientes que desejavam obter conectividade total era sobreposto sobre uma rede *broadcast and select*. Procuraremos assim mostrar as vantagens em termos de reuso do espectro acarretado pela utilização das redes de Terceira Geração. Para tal, será utilizado como topologia física um anel óptico bidirecional, conforme mostra a figura II.11.a abaixo, no qual os caminhos ópticos podem ser estabelecidos no anel horário (H) ou no anti-horário (A).

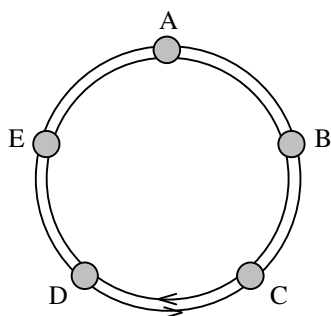


Figura II.11.a – Topologia física do anel bidirecional.

	A	B	C	D	E
A		1H	2H	1A	2A
B	1A		1H	3H	3A
C	2A	1A		1H	2H
D	1H	3A	1A		3H
E	2H	3H	2A	3A	

Figura II.11.b – Tabela de roteamento e atribuição de comprimento de onda.

Se escolhermos uma forma de roteamento apropriada, tal que os caminhos ópticos sejam estabelecidos no anel cujo percorrimo forneça o menor número de enlaces, podemos gerar, por exemplo, a tabela de roteamento e atribuição de comprimento de onda da figura II.11.b, onde os dígitos representam o comprimento de onda alocado e a letra o sentido percorrido pela conexão. A tabela mostra que, nesse caso, apenas 3 comprimentos de onda serão suficientes para suportar as 20 conexões lógicas, reforçando a idéia de que, caso se empregue roteamento a nível óptico, reuso espectral será possível e até mesmo expressivo, principalmente quando comparado aos 20 comprimentos de onda necessários na rede *broadcast and select single-hop*.

Abandonando a idéia *single-hopping* e passando a utilizar da função de processamento das informações nos domínios elétricos, poderá se dispor de uma rede *multihop* sobre a rede óptica e, neste caso, apenas 1 comprimento de onda forneceria à camada cliente a mesma topologia virtual (e portanto a mesma capacidade) fornecida pela rede da figura II.8.a, na qual 5 comprimentos de onda foram necessários.

A tabela seguinte sumariza, mediante os casos analisados, os recursos (em termos do número de comprimentos de onda) empregados pelas redes de Segunda e Terceira Gerações, quando uma camada cliente composta por 5 nós desejava obter conectividade total.

	Segunda Geração	Terceira Geração
<i>Single-hop</i>	20	3
<i>Multihop</i>	5	1

Tabela II.2 – Tabela comparativa entre as redes de Segunda e Terceira Gerações

Resumidamente, uma das grandes vantagens do roteamento de comprimento de onda é a possibilidade de reutilizá-los livremente no espaço, a menos que a condição de ausência de colisão nos enlaces não seja devidamente obedecida. Como consequência imediata, tem-se a obtenção de um enorme aumento na capacidade da rede, uma vez que o número de caminhos ópticos possíveis de serem providos passa a ser muito maior que o número de comprimentos de onda disponíveis, contribuindo dessa forma para tornar as redes que dispõem de roteamento a nível fotônico bastante escaláveis.

As redes de Terceira Geração também apresentam as seguintes características:

- **Transparência:** A transparência nessas redes está associada ao fato de os caminhos ópticos poderem transportar dados em uma variedade de taxas, protocolos e formatos. Essa flexibilidade será a responsável por possibilitar que alguns caminhos ópticos transportem tráfego SONET ou SDH, enquanto outros transportem células ATM ou pacotes IP, e assim por diante, tornando a camada óptica capaz de suportar várias camadas superiores operando ao mesmo tempo.
- **Confiabilidade:** Com a presença de roteamento na camada óptica, esta poderá ser configurada tal que, na ocorrência de falhas, consiga re-rotear automaticamente seus caminhos ópticos por rotas alternativas. Além disso, muitos de seus componentes, tais como multiplexadores e demultiplexadores, são passivos e, por isso, menos susceptíveis a falhas.
- **Comutação por circuito:** Conforme já mencionado acima, as redes de Terceira Geração terão a função de prover caminhos ópticos para o atendimento das requisições das camadas superiores. Dependendo da forma como for a demanda por caminhos ópticos, estes poderão ser ora ativados e ora desativados da rede. Esse é um procedimento análogo à ativação/desativação de circuitos numa rede comutada por circuitos, exceto que sua frequência deverá ser muito menor no caso da rede fotônica do que, por exemplo, no caso da rede telefônica. Vale ressaltar que comutação de pacotes não será realizada na camada óptica dessas redes, sendo, portanto, uma tarefa deixada para as camadas superiores, tais como a ATM ou IP.

Os capítulos seguintes desta tese tratarão apenas das redes ópticas com roteamento por comprimento de onda. Resumidamente, serão estudados: alguns modelos de tráfego; algumas características de projeto dos nós responsáveis por rotear os comprimentos de onda; critérios comparativos entre técnicas responsáveis em gerar melhores performances na rede em detrimento aos custos acarretados; finalizando com vários resultados obtidos através de simulações empregando algumas topologias físicas evolutivas do anel, bem como a abordagem da adaptação, para as redes com roteamento por comprimento de onda, de alguns modelos de proteção já bem conhecidos nas tradicionais redes SONET e SDH.

CAPÍTULO III – Aspectos de Projeto das Redes Ópticas de Terceira Geração

Este capítulo servirá de suporte à compreensão de todo o assunto que será abordado nesta tese, pois serão descritos: o funcionamento básico dos nós responsáveis pelo roteamento do sinal óptico; a forma como eles dão suporte às requisições provenientes das camadas clientes; finalizando com a descrição de alguns modelos de tráfego e de atendimento comumente empregados no estudo das redes ópticas com roteamento por comprimento de onda.

III.1 Introdução

No capítulo anterior, pôde-se acompanhar como as redes ópticas vêm sofrendo transformações, desde sua implementação primordial, com as redes de Primeira Geração, passando pelas de Segunda, até chegarem nas de Terceira Geração. Estas últimas possuem como característica fundamental a incorporação da função de roteamento da luz nos domínios ópticos da rede, conseguida graças ao surgimento e utilização de nós com habilidade de rotear os comprimentos de onda de forma independente de uma fibra de entrada para uma outra fibra de saída qualquer.

Dessa maneira, pudemos observar que as redes ópticas com roteamento por comprimento de onda passaram a abranger diversos outros requisitos responsáveis por torná-las com muito mais utilidades do que simplesmente transmitir e/ou difundir a luz. Com efeito, elas passaram a ter como funcionalidade o provimento de caminhos ópticos às camadas que operavam imediatamente sobre ela.

As redes ópticas com roteamento por comprimento de onda que serão estudadas nesta tese são as que começaram a ser implementadas recentemente em algumas partes do mundo e que se limitam ainda a oferecer serviços de caminhos ópticos comutados por circuito, visto que o estado da tecnologia atual está bastante longe de permitir que os custos de se disponibilizar comutação de pacotes ópticos tornem-se competitivos quando comparados aos custos ocasionados pela comutação realizada eletronicamente.

A seguir iremos tratar de um assunto fundamental ao conhecimento de um projetista de rede: como a rede óptica, através do provimento de um número limitado de caminhos

ópticos, conseguirá suprir as necessidades de suas camadas clientes, responsáveis pela comunicação de um sem número de usuários finais. A partir daí, o projetista poderá levantar algumas questões relacionadas a que tipos de serviços lhe deverão ser solicitados, quais os recursos que ele tem em mãos e como poderá melhor disponibilizá-los para o atendimento de tais serviços, etc. Esses questionamentos serão argumentados logo depois.

III.1.1 – Interfuncionamento (*Interworking*)

As redes ópticas de Primeira Geração vêm sendo amplamente utilizadas nas infraestruturas públicas de telecomunicações, com os padrões SONET/SDH, bem como em redes locais e metropolitanas, como por exemplo ATM e IP. A introdução das Redes Ópticas de Terceira Geração trouxe à camada física da rede a incorporação de mecanismos mais sofisticados, os quais poderiam prover grandes quantidades de banda entre os nós. Por conseguinte, nada mais natural seria pensarmos que os maiores usuários (clientes) e interessados desse grande *backbone* óptico que já se encontra em operação e/ou implementação em algumas áreas do mundo seriam essas redes mencionadas anteriormente, como de fato as são.

A camada cliente, como bem se sabe, mediante a forma como o tráfego esteja distribuído, receberá requisições de conexões entre pares de nós e, por sua vez, deverá providenciar o estabelecimento das mesmas. Essa camada, portanto, poderá se beneficiar da camada óptica de duas formas:

- Mapeando cada conexão num único caminho óptico: cada caminho óptico seria estabelecido quando surgisse uma requisição de conexão e desativado quando esta fosse desligada.

Essa hipótese poderia ser viavelmente aceita se as requisições por conexões recebidas pela camada cliente fossem por natureza comutadas por circuito (exigindo assim uma taxa de bits dedicada) e a sua taxa de transmissão preenchesse toda a banda de um caminho óptico, o que corresponderia a velocidades acima dos 2Gbps, por exemplo com serviços de vídeo de alta qualidade, multimídia, etc. Atualmente, entretanto, sabe-se que praticamente nenhuma aplicação solicitaria uma taxa de bits dedicada dessa magnitude. Mesmo considerando uma camada SONET residente

acima da camada óptica, a velocidade da informação que cada conexão solicitaria seria da ordem dos 155 Mbps (OC-3), o que acarretaria um desperdício da capacidade dos caminhos ópticos. Dessa maneira, no presente momento, não se espera que essa seja a forma predominante de utilização da camada óptica, o que não deva ser renegada para o futuro.

- Tratando cada caminho óptico como um enlace físico entre dois dos seus nós. Nesse caso, a camada cliente terá que rotear e multiplexar suas conexões por meio dos enlaces da topologia virtual. Assim sendo, uma conexão será transportada de sua origem ao seu destino através de não apenas um único caminho óptico, mas de uma seqüência destes (*multihopping*).

Resumidamente, podemos concluir que qual dessas formas for a utilizada pela camada cliente, diferentes critérios de tráfego serão acarretados sobre a camada óptica, como por exemplo: taxa de requisição, tempo de permanência das conexões, número de caminhos ópticos solicitados, etc. Além disso, pela forma como vem se agigantando esse mercado, tal que a camada óptica provavelmente terá que suportar diversos tipos de camadas clientes, cada qual operando independentemente umas das outras e requisitando diferentes demandas por caminhos ópticos, o arquiteto de rede deverá projetar a infraestrutura de sua rede, ou topologia física (nós roteadores de comprimento de onda, fibras, etc), sempre amarrado a tomadas de decisão do tipo: quais, quão e de que forma deverão ser alocados os recursos para que ao mesmo tempo em que a camada óptica satisfaça, sob determinados critérios, as necessidades de sua camada cliente, os custos também sejam minimizados.

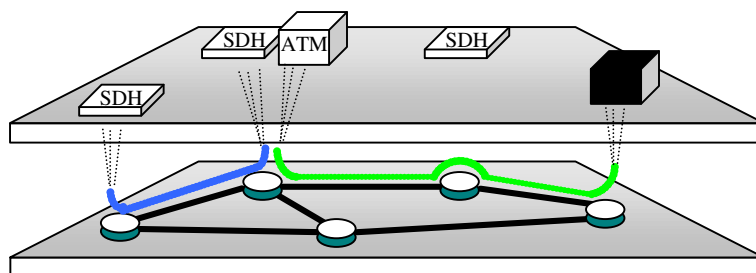


Figura III.1 – Camada óptica dando suporte a diferentes camadas clientes.

Este capítulo, portanto, será dividido em duas grandes partes: a primeira, seção III.2 – projeto dos nós da rede – procurará apresentar as descrições funcionais e as características dos nós roteadores, elementos básicos das redes ópticas WDM, mostrando quanta

flexibilidade se obtém quando se insere outros atributos a eles; a segunda e última parte, seção III.3 – projeto da rede – irá descrever alguns modelos de tráfego e de atendimento comumente utilizados no estudo das redes ópticas, objetivando mostrar o porquê de se preferir empregar determinados modelos frente a outros.

III.2 Projeto dos Nós da Rede

Os elementos chaves nas redes ópticas de Terceira Geração são os nós *wavelength crossconnect* (WXC) (mais conhecidos por *optical crossconnect* (OXC)), pois são eles os responsáveis não apenas em executar todas as funções de roteamento dos caminhos ópticos, mas também o estabelecimento e terminação destes.

O diagrama funcional de um *crossconnect* óptico pode ser representado de acordo com a figura III.2. Conforme se observa, esses nós são basicamente compostos por: *portos troncos*, aos quais são fixados pares de fibras (assumindo-se aqui que todos os portos sejam bidirecionais) com o propósito de conectá-los a outros nós da rede; *portos tributários* ou *locais*, que podem ser elétricos ou ópticos, cuja finalidade é servir como fonte ou sorvedouro de tráfego, pois são neles que originam e terminam os caminhos ópticos; além dos *elementos gerenciadores de rede*, responsáveis por todo o controle e gerenciamento de dispositivos dinâmicos que possam vir a existir.

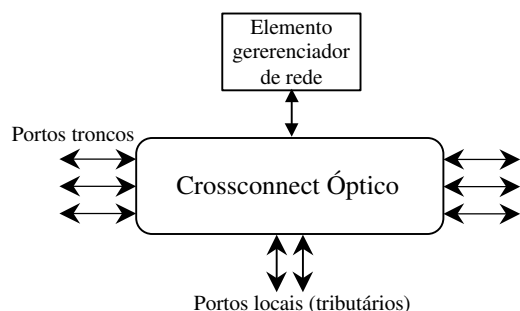


Figura III.2 – Diagrama funcional de um OXC

Seguindo a mesma nomenclatura das chaves eletrônicas, no caso de haver apenas dois portos troncos, esses nós são chamados *wavelength add/drop multiplexers* (WADM), ou *optical add/drop multiplexer* (OADM), os quais constituirão os elementos formadores das topologias lineares e anulares.

Os elementos básicos desses nós OXCs são os multiplexadores e demultiplexadores de comprimentos de onda (os quais são componentes passivos), além das chaves e dos conversores de comprimentos de onda. Resumidamente, esses elementos podem ser funcionalmente caracterizados como: os multiplexadores e demultiplexadores ópticos desempenharão a função de agregar e separar, respectivamente, os comprimentos de onda para/de uma mesma fibra óptica; as chaves realizarão a comutação espacial dos comprimentos de onda de um porto de entrada (fibra) para um de saída; já os conversores de comprimentos de onda serão os responsáveis por transladar a frequência óptica que está transportando a informação para uma nova frequência portadora.

No próximo tópico serão apresentados alguns conceitos com respeito ao grau de conversão de comprimento de onda, para logo depois ser mostrado como esses três elementos citados anteriormente poderão ser combinados para a obtenção de diferentes nós OXCs, enfatizando como cada uma das possíveis construções se tornará responsável pela forma no qual se comportará o padrão de roteamento entre as fibras da rede.

III.2.1 Grau de Conversão de Comprimento de Onda

Um conversor de comprimento de onda ideal é um dispositivo de entrada e saída que converte o comprimento de onda do sinal recebido na sua entrada para um diferente comprimento de onda na saída, sem, contudo, interferir no sinal de informação que está sendo transmitido.

Esses conversores quando presentes em nós roteadores normalmente são de dois tipos: *entrada-fixa/saída-fixa*, aqueles que recebem o sinal num dado comprimento de onda fixo e o converte para um outro comprimento de onda também fixo; e *entrada-variável/saída-fixa*, os que aceitam o sinal num comprimento de onda arbitrário e o converte para um comprimento de onda fixo na saída.

Em seções anteriores, definimos o caminho óptico como sendo a alocação de sucessivos comprimentos de onda para todos os enlaces contidos no caminho entre dois nós ópticos da rede que desejam se comunicar. Sem que se disponha de conversão de comprimento de onda na rede, o conceito da continuidade do comprimento de onda (*wavelength continuity*) emerge naturalmente: um caminho óptico, gerado em um dado porto local, necessita permanecer com o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces

percorridos desde a sua origem até o seu destino. Na presença de conversão de comprimento de onda, essa restrição desaparece, por conseguinte ocorrendo a flexibilidade de se alocar diferentes comprimentos de onda em diferentes enlaces ao longo do caminho.

A inserção da capacidade de conversão de comprimento de onda irá desempenhar um papel relevante na maximização da utilização dos comprimentos de onda da rede, consequentemente possibilitando o atendimento de um maior número de requisições solicitadas pela camada cliente. Essa ferramenta também se torna bastante útil quando se deseja estabelecer caminhos ópticos entre domínios administrados por diferentes operadores que não coordenam suas alocações de comprimentos de onda ou mesmo na interconexão de equipamentos de diferentes fabricantes que utilizam comprimentos de onda incompatíveis.

A figura seguinte mostra os diferentes níveis de capacidade de conversão de comprimento de onda possíveis de serem implementados em um nó do tipo OADM.

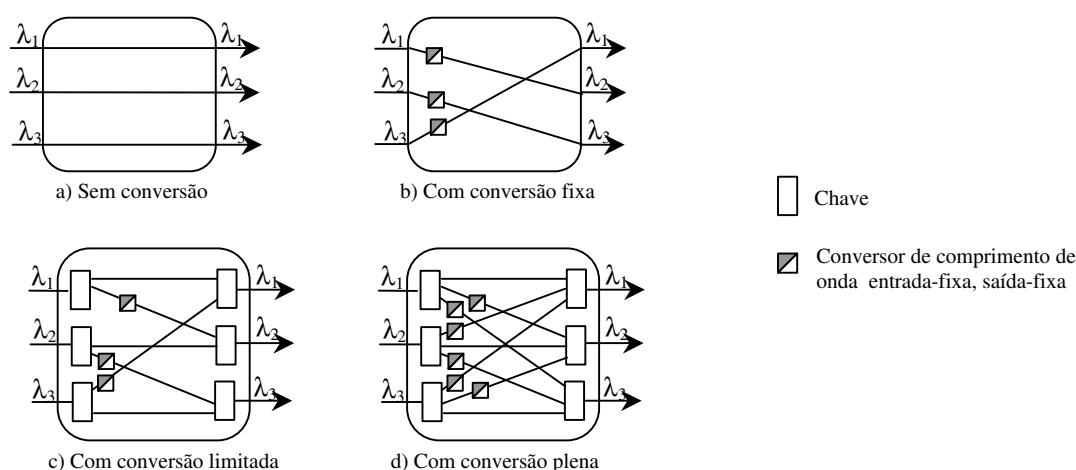


Figura III.3 – Nós OADMs com diferentes capacidades de conversão de comprimento de onda.

A capacidade de conversão de um nó pode ser caracterizada pelo seu grau de conversão d , onde $1 \leq d \leq w$, significando que um comprimento de onda qualquer ao entrar no nó terá a possibilidade de ser convertido para d diferentes comprimentos de onda na saída. Três possibilidades poderão ser contempladas:

- $d = 1$, capacidade fixa de conversão: um comprimento de onda de entrada será sempre convertido para um comprimento de onda fixo na saída, acarretando, portanto, a todo momento, o mesmo mapeamento entrada-saída. Um caso

especial ocorre quando os comprimentos de onda na entrada e na saída são escolhidos os mesmos, caracterizando ausência de conversão. Poder-se-ia pensar que seria indiferente o emprego de capacidade fixa de conversão ou se ter ausência de conversão, pois na verdade ambos são mapeamentos 1 para 1, com este último diferenciando do primeiro “apenas” por possuir comprimentos de onda idênticos na entrada e na saída. Entretanto, existem casos que a conversão fixa implica não apenas vantagens no âmbito da interoperabilidade de domínios e/ou de equipamentos diferentes, mas também ganhos sensíveis na capacidade de atendimento da rede.

- $d = W$, capacidade total de conversão: Essa é a situação mais flexível que se pode encontrar, ou seja, qualquer comprimento de onda poderá ser convertido para qualquer outro existente.
- $1 < d < W$, capacidade limitada de conversão: uma situação mais flexível que a primeira, mas não tão quanto a segunda, ocorre quando ao menos um dos comprimentos de onda de entrada pode ser convertido em um subconjunto dos comprimentos de onda disponíveis na grade, desde que este subconjunto não seja constituído por todos os comprimentos de onda existentes nem também por apenas um, pois recairíamos nos casos anteriores.

A principal vantagem da conversão de comprimento de onda é que as camadas clientes serão atendidas com menos restrições, visto que a condição da continuidade do comprimento de onda será removida, fazendo, portanto, que eles sejam usados com maior eficiência na rede. Entretanto, o uso de conversores acarreta aumento dos custos como também a complexidade do problema. Em termos de complexidade de implementação dos nós roteadores, ausência de conversão é o mais simples de ser implementado, seguido pela fixa, limitada, até atingir a conversão total. Em termos de custos, note que a quantidade de chaves e o número dos elementos conversores de comprimento de onda estão estritamente correlacionados com o grau de conversão presente no nó. Dessa forma, os custos podem ser minimizados utilizando-se conversão limitada ao invés de total e empregando-se uma quantidade pequena de conversores estrategicamente dispersos em apenas alguns nós da rede (esparsialidade). Porém, essas suposições, embora reduzam a complexidade de *hardware* nos nós, fazem surgir dois novos problemas de imediato: problemas de projeto,

mediante a necessidade de se especificar a natureza da conversão limitada (ou seja, o mapeamento fibra/comprimento de onda na entrada para os d pares fibra/comprimento de onda na saída) bem como a colocação desses conversores na rede; e o problema da implementação do *software* responsável pelo controle da rede, o qual terá que tratar de um conjunto de restrições de roteamento muito maior caso realmente seja adotada tais suposições.

III.2.2 Redes de múltiplas fibras

A seção anterior mostrou possíveis implementações de OADMs, os quais são os responsáveis pela realização das topologias lineares e anulares. Porém, em muitos casos, no intuito de se obter capacidades mais expressivas, as redes ópticas passam a dispor de múltiplos pares de fibras entre nós, bem como a interconectá-los com vários outros nós da rede (OXCs). Dessa forma, um nó OXC terá como função o roteamento de canais provindos de seus portos de entrada para os portos de saída. Diversos tipos de arquiteturas podem ser construídas, cada qual possuindo diferentes funcionalidades:

- OXCs estáticos: Essa é a configuração mais simples de ser obtida, porém não é permitido que haja um rearranjo no padrão de roteamento da rede (figura III.4.a).
- OXCs rearranjáveis: nesse caso, o padrão de roteamento da rede não será fixo e sim poderá ser rearranjado dependendo das necessidades. Essa propriedade introduz maior flexibilidade na capacidade de roteamento dos caminhos ópticos, conseguida graças à inclusão de chaves de comutação espacial acrescidas ou não com conversores de comprimentos de onda. As figuras III.4.b e III.4.c mostram duas formas de implementação desses nós. Na primeira, cada canal só poderá ser roteado para a fibra que ainda não esteja utilizando o mesmo comprimento de onda, tornando-a ainda susceptível a bloqueio. Para se eliminar tal restrição, a segunda configuração se utilizou de conversores de comprimentos de onda em conjunção com uma chave única. Com isso, o OXC torna-se capaz de rotar um canal para qualquer dos portos de saída independentemente de qualquer outro canal (sem bloqueio), desde, claro, que a quantidade de caminhos ópticos roteados para uma mesma fibra não ultrapasse a sua capacidade. Essa

configuração permite um melhor reuso de comprimento de onda, mas ao mesmo tempo insere grande complexidade à estrutura de roteamento do nó; tornando-se, portanto, bem mais complicada de ser implementada.

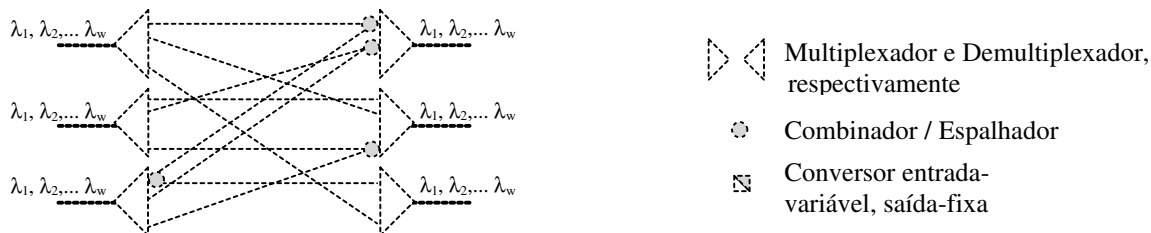


Figura III.4.a – Crossconnect estático.

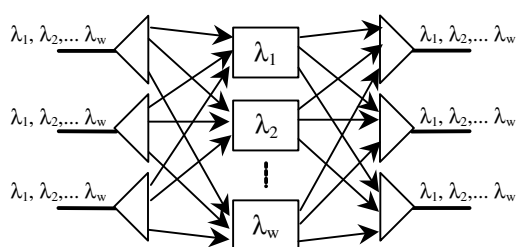


Figura III.4.b – Crossconnect dinâmico com bloqueio

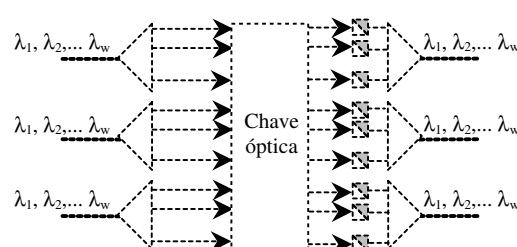


Figura III.4.c – Crossconnect dinâmico sem bloqueio

Em muitas situações, pode-se encontrar redes que, embora se utilizem de nós com diferentes projetos, acabem fornecendo as mesmas capacidades de atendimento. Por exemplo, redes com nós interligados por múltiplos pares de fibras podem ser equivalentes às que os interligam por apenas um par de fibras, porém dotando-os de conversores de comprimentos de onda. A figura III.5.a mostra um OXC com 4 portas troncos, cada qual conectada a um par de fibras que, por sua vez, suportará w comprimentos de onda. Já na figura III.5.b, há apenas um par de fibras entre os nós, estando cada par transportando $2 \cdot w$ comprimentos de onda; além de conversão limitada de grau 2 no OXC.

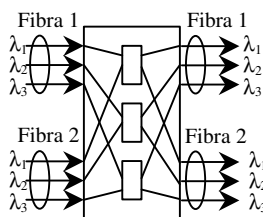


Figura III.5.a – Redes com múltiplas fibras entre nós

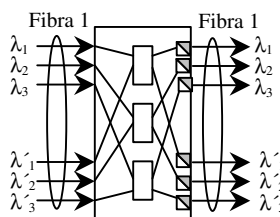


Figura III.5.b – Redes com uma única fibra entre nós

- ▣ Conversor entrada-variável/saída-fixa
- Chave óptica

Pode-se perceber, portanto, que, duas redes distintas, cada qual se utilizando de uma das duas arquiteturas descritas acima, terão a mesma capacidade de transporte de tráfego,

visto que qualquer conjunto de caminhos ópticos suportado por uma das redes poderá também ser suportado pela outra.

Em todos os OXCs utilizados até então, apenas a função de roteamento interno dos caminhos ópticos foi tratada. Porém, cada caminho óptico terá que, obrigatoriamente, iniciar e terminar em OXCs distintos a fim de realizar o que chamamos de interfaceamento com a camada cliente.

III.2.3 Interfaceamento com a camada cliente

Sob todos os nós OXCs, poderão existir alguns caminhos ópticos que estejam transportando informações destinadas a um de seus nós de acesso. Nesse caso, o sinal deverá ser extraído do domínio óptico para ser entregue ao domínio elétrico. De maneira similar, para que um nó de acesso estabeleça conexão com um outro qualquer, ele deverá transportar sua informação por meio de um comprimento de onda a ser inserido na rede óptica. Conforme descrito anteriormente, essas funções de interfaceamento entre os dois domínios da rede deverão ser realizadas através dos portos locais presentes nos OXCs.

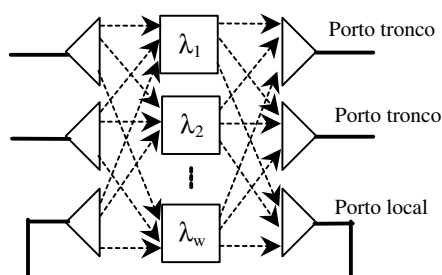


Figura III.6.a – OXC com porto local óptico.

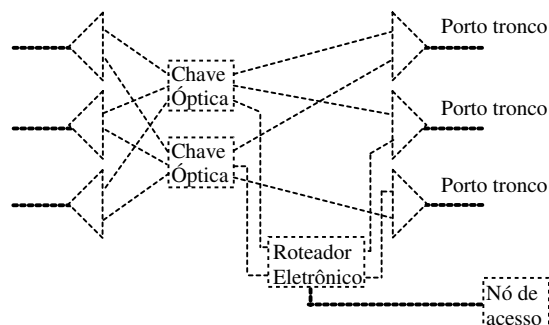


Figura III.6.b – OXC com porto local elétrico.

Duas formas possíveis de se realizar o interfaceamento entre as duas camadas estão mostradas nas figuras acima. Na figura III.6.a, não há, funcionalmente, qualquer distinção entre portos locais e troncos. Essa se dá através da utilização de alguns portos para interligação com outros *crossconnects* (funcionando assim como portos troncos) e o restante para servir como fontes e sorvedouros de tráfego (portos locais). Já na figura III.6.b, nenhum dos portos ópticos precisou perder a funcionalidade de tronco, porém, como a extração e a inserção do sinal passaram a ser realizadas eletronicamente, foi utilizado um elemento a mais para o interfaceamento entre os dois domínios.

III.3 Projeto da Rede

A seção III.1 mostrou que a função básica da camada óptica é servir como uma camada de transporte as camadas clientes residentes imediatamente sobre ela.

Para o desempenho dessa tarefa, toda a vez que ocorrer uma ou mais solicitação de conexões entre dois de seus nós, ela deverá desprender os esforços necessários a fim de que tais requisições possam ser o máximo possível atendidas. A seção anterior mostrou que a capacidade de atendimento da rede está intimamente relacionada com as funcionalidades e recursos que possam vir a existir na rede, por exemplo: grau de conversão, múltiplas fibras, reconfigurabilidade, etc. Ao mesmo tempo, em qualquer projeto de rede prática, a quantidade de recursos a ser empregada é limitada e, portanto, deverá ser alocada em decorrência da forma e intensidade como as suas camadas clientes irão solicitá-los.

Com o exposto acima, pode-se perceber que um dos primeiros passos necessários para a realização do projeto de uma rede é o entendimento do tipo de tráfego que esta rede precisará suportar, associado ao grau de serviço que se espera disponibilizar. Sob o ponto de vista da camada óptica, esse tráfego será caracterizado pela maneira como se comporta a demanda por caminhos ópticos entre os pares de nós presentes na rede. Já o grau de serviço poderá ser caracterizado pela possibilidade de bloqueio (considerada no capítulo IV e V) ou não [4], pela presença ou ausência de tráfego protegido (capítulo VI), etc.

Diversos modelos têm sido adotados na busca de se descrever as demandas de tráfego em redes ópticas. Esses modelos são bastante diferentes entre si, cada qual refletindo um modo de operação distinto da rede. Cada um tem suas vantagens e desvantagens, mas infelizmente nenhum deles é completamente realista, pois, se já é difícil modelar o tráfego de uma rede quando as características do tráfego de suas fontes são bem definidas, o que dizer para as redes ópticas, onde essas características sequer são conhecidas no momento?

No instante atual, espera-se que os caminhos ópticos sejam estabelecidos e mantidos ocupados por intervalos de tempo relativamente longos (dias ou meses). Assim sendo, a terminação de um caminho óptico deverá ser efetuada apenas para reconfiguração da rede em caso de falhas ou de mudanças significativas nos padrões de tráfego. Contudo, no futuro, com o possível surgimento de alguns serviços que isoladamente ocuparão toda a

banda de um comprimento de onda, deverá ocorrer uma crescente demanda por caminhos ópticos com taxas de ativação e desativação cada vez maiores.

Para o entendimento de alguns modelos de tráfego, serão colocadas a seguir algumas propriedades fundamentais às suas caracterizações.

De acordo com a natureza temporal, podemos classificar a demanda de caminhos ópticos pela sua forma de ativação e pelo seu tempo de permanência na rede:

- a) A forma de ativação será dividida em duas categorias: *online* e *offline*.
 - No caso *online*, a requisição de caminhos ópticos surge uma por vez, devendo cada qual ser atendida no instante da solicitação, sem esperar, portanto, que futuras requisições se tornem conhecidas. Os caminhos existentes não poderão ser re-roteados para acomodar uma nova requisição, pois isto implicaria uma interrupção momentânea das conexões ativas (o que seria inaceitável principalmente por tratarem-se de taxas de transmissão acima dos Gbps), agravado ainda mais pela necessidade de se resolver um problema extremamente complexo de encontrar nova rota e comprimento de onda para cada uma das conexões.
 - No caso *offline*, todo o conjunto de caminhos ópticos que precisarão ser atendidos será fornecido de antemão, o que equivaleria à categoria *online* caso esta tivesse a liberdade de re-rotear os caminhos ópticos existentes quando novas requisições surgissem.

Percebe-se com isso que, pela falta de conhecimento do conjunto das requisições futuras, o projeto das redes destinadas a atender requisições *online* deverá ser bem mais complicado e exigirá bem mais recursos do que o das redes projetadas para atender requisições *offline*.

- b) Quanto ao tempo de permanência dos caminhos ópticos, esse poderá ser designado em duas categorias: permanentes e não permanentes.
 - Os caminhos ópticos permanentes não serão removidos após ativação, permanecendo assim durante todo o tempo presente na rede.
 - Os caminhos ópticos não permanentes ou voláteis serão liberados algum tempo depois de estabelecidos.

Outra questão importante, além da natureza temporal do tráfego, reside no fato de as redes ópticas serem ou não projetadas permitindo o bloqueio de caminhos ópticos (modelo de atendimento), o qual caracterizará o grau de serviço disponibilizado. Caso seja permitido bloqueio, o objetivo no projeto é manter a sua probabilidade, razão entre o número de requisições não concedidas e o número total de requisições, dentro de valores toleráveis, pois dessa maneira a alocação dos recursos será sensivelmente minimizada. Caso se empregue um modelo sem bloqueio, a rede deverá dispor de recursos capazes de suportar todas as requisições de caminhos ópticos que estejam de acordo com o modelo de tráfego assumido.

A seguir serão descritos dois dos modelos de tráfego bastante empregados nos estudos das redes ópticas com roteamento por comprimento de onda e que serão utilizados durante o desenvolvimento restante desta tese.

- *Modelo de carga máxima* – Nesse modelo, o tráfego será caracterizado por um parâmetro chamado carga, definido como o número máximo de caminhos ópticos presentes ao mesmo tempo em qualquer enlace da rede. Esse valor estará limitado superiormente ao menor valor entre o número de comprimentos de onda permitidos na fibra (limitações físicas) e disponibilizados na grade (limitações de projeto). Assim sendo, a carga também representará uma medida da utilização dos enlaces, pois se a carga suportada for pequena quando comparada ao número de comprimentos de onda disponíveis, esta rede não estará sendo usada eficientemente. Esse será um modelo sem bloqueio, que poderá ser aplicado tanto ao caso *online* quanto ao *offline*, e cujo objetivo será a maximização da carga suportada quando se dispõe de certos recursos na rede (essencialmente o número de comprimentos de onda) ou, alternativamente, a minimização do número destes para suportar uma dada carga.
- *Modelo estatístico* – Nesse modelo, procura-se obter algum conhecimento a respeito das estatísticas das chegadas das requisições e de seus tempos de permanência. Por exemplo, pode-se tentar estimar o tráfego mediante uma variável aleatória que obedeça alguma função de distribuição de probabilidade específica. Para redes telefônicas, esse modelo vem sendo utilizado por quase um século. Entretanto, quando empregado nas redes ópticas, sua validade fica

um pouco limitada, visto que ainda é bastante cedo para se prever as estatísticas de chegadas e tempos de retenção dos caminhos ópticos. Trata-se geralmente de um modelo com bloqueio sob tráfego *online*.

Na literatura encontra-se diversas discussões a respeito do desempenho de algumas topologias de redes ópticas em diversos contextos tecnológicos e ambientes de tráfego. Os dois modelos de desempenho que encontram maior ênfase atualmente estão relacionados à possibilidade de bloqueio ou não.

Embora se perceba as inúmeras diferenças ocasionadas pela forma como os recursos serão desprendidos, no âmbito comercial eles continuam sendo uma interrogação, pois enquanto o modelo sem bloqueio pode levar ao superdimensionamento dos recursos da rede em função da necessidade de atender a todas as requisições, o modelo com bloqueio torna-se não tão apropriado para as redes ópticas quanto, por exemplo, para as redes telefônicas, uma vez que as requisições por caminhos ópticos envolverão taxas muito elevadas de dados (tipicamente 2,5 ou 10 Gbps, com expansão prevista para 20 Gbps) e permanecerão ativas por períodos bem maiores que uma simples chamada telefônica, fazendo com que o operador da rede talvez prefira adicionar mais recursos na rede para suportar uma nova requisição, ao invés de bloqueá-la.

Entretanto, espera-se que o modelo com bloqueio deva tornar-se adequado à medida que inúmeras camadas clientes, cada qual solicitando os mais diversos modelos de tráfego (taxas de requisição, tempo de permanência, caminhos ópticos protegidos ou não, etc) comecem a requisitar recursos da rede óptica de forma cada vez mais intensa, fazendo com que a negociação de provisionamento de recursos torne-se complicada, além da possibilidade de se chegar a um ponto de não se disponibilizar de recursos sobressalentes.

Vale a pena ressaltar que esses dois modelos representam critérios extremos, sendo possível que alguma visão intermediária do problema venha a predominar no futuro. Diversos artigos e dissertações vêm tratando do problema de projeto de redes ópticas que utilizam o modelo sem bloqueio. Os estudos desprendidos no decorrer desta tese têm como prioridade a descrição e comparação de algumas técnicas de projeto para as redes ópticas com bloqueio, as quais algumas propostas novas também serão apresentadas. Toda a análise será feita considerando uma demanda de tráfego *online*, de caminhos voláteis, sob um modelo estatístico de requisição. Antes que iniciemos esses estudos (capítulo IV), a fim

de que se possa comparar alguns dos critérios de custos-benefícios, bem como a complexidade de implementação apresentada por cada um desses modelos de atendimento, iremos fazer uma breve apresentação de como são realizados os projetos de redes sem bloqueio para uma topologia em anel, baseado em [4] e no artigo [6], o qual é constantemente citado na literatura.

III.3.1 Redes ópticas sem bloqueio, empregando o modelo de carga máxima, sob uma demanda de tráfego *online*, de caminhos voláteis, sem que seja empregada conversão de comprimentos de onda.

O resultado abaixo servirá como base para a obtenção do algoritmo que encontra um número de comprimentos de onda capaz de atender, no anel, a todas as requisições que obedecem tal modelo.

- Numa rede com topologia linear de N nós, qualquer requisição *online* de caminhos ópticos com carga L pode ser suportada usando-se ao máximo $L \cdot \lceil \log_2 N \rceil$ comprimentos de onda.

Antes de descrevermos o algoritmo, adotemos o seguinte artifício: sempre que o número de nós do conjunto inicial (N) não for potência de 2, adicionemos a ele nós fictícios, tal que resulte um número de nós da forma 2^α , sendo α um inteiro. Agora, poderemos empregar o seguinte algoritmo:

Inicialmente separe a rede ao meio e forme duas subredes disjuntas pertencentes a uma hierarquia inferior, cada qual com $N/2$ nós. Após isso, disponibilize L comprimentos de onda aos caminhos ópticos que possam ser requisitados inteligando os nós de um subconjunto aos do outro, pois esses caminhos também poderão ter uma carga máxima dada por L . Observe que as duas subredes geradas poderão dispor, sem problemas, do mesmo conjunto de comprimentos de onda (reutilizando-os), visto que os seus caminhos ópticos serão impossibilitados de terem enlaces em comum, pois se isso ocorresse eles haveriam de cruzar as duas subredes e, portanto, estariam na verdade na subrede pertencente à hierarquia superior.

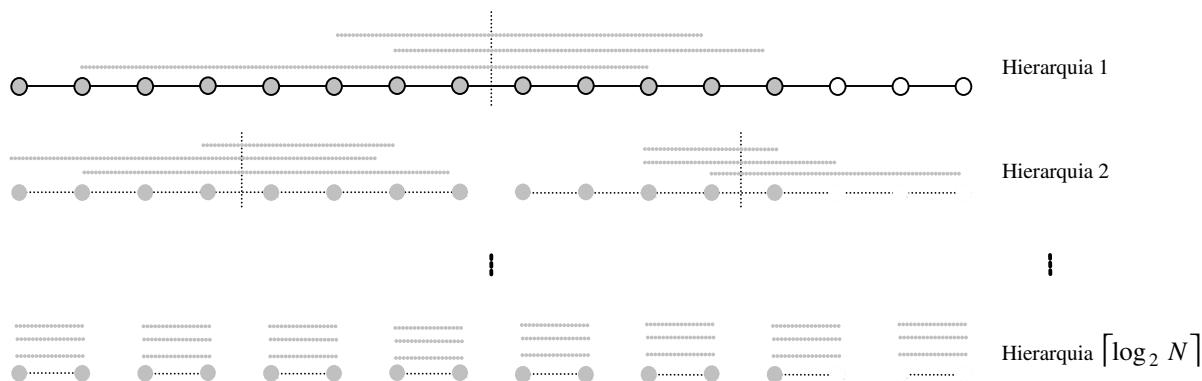


Figura III.7 – Ilustração do algoritmo da bipartição quando $N=13$ e $L=3$.

A figura acima mostra que se pode muito bem continuar a particionar os novos subconjuntos gerados em mais dois novos e prosseguir executando os mesmos passos: atribuir L comprimentos de onda aos caminhos ópticos que interligam nós de um subconjunto aos nós do outro. Caso os passos acima sejam executados até que se obtenha um conjunto, na hierarquia mais baixa, formado por apenas 2 nós, pode-se contabilizar todos eles e obter um número total de comprimentos de onda suficientes para atender sem bloqueio a todas as requisições *online* na rede unifilar, sem conversão e que obedece à carga máxima L , dado por: $w \leq L \cdot \lceil \log_2 N \rceil$.

- Topologia em anel: numa rede em anel com N nós, qualquer requisição *online* de caminhos ópticos com carga L pode ser suportada usando-se no máximo $L \cdot \lceil \log_2 N \rceil + L$ comprimentos de onda.

Para se provar essa formulação, basta se dedicar L comprimentos de onda para atender os caminhos ópticos que atravessam um enlace qualquer do anel e interpretar o conjunto restante de enlaces que interconectam os nós da rede como formando uma topologia unifilar de N nós e que, como visto anteriormente, pode ser atendida empregando-se $L \cdot \lceil \log_2 N \rceil$ comprimentos de onda. Somando-se essas duas parcelas, obtém-se que um número de comprimentos de onda suficiente para garantir que não haja bloqueio é dado por: $w \leq L + L \cdot \lceil \log_2 N \rceil$.

Observa-se que a variação logarítmica do número suficiente de comprimentos de onda com o número de nós sugere a não-escalabilidade, ainda que branda, do anel para as condições mencionadas.

Para verificar que de fato acontece a não-escalabilidade do anel na presença de tráfego *online* de caminhos voláteis, precisa-se obter um número necessário de comprimentos de onda, ou seja, um número abaixo do qual nenhum algoritmo será capaz de atender toda e qualquer demanda *online* de caminhos voláteis.

Essas mesmas citações em questão mostram que numa rede com topologia de anel com N nós, utilizando o modelo com bloqueio, existem seqüências de ativação e desativação de caminhos ópticos com carga L , tal que irão exigir $\frac{L}{2} \cdot \lfloor \log_2 N \rfloor + L$ comprimentos de onda disponíveis no anel.

Resumidamente, teremos que:

	Limitante inferior:	Limitante superior:
Topologia de anel	$w \geq \frac{L}{2} \cdot \lfloor \log_2 N \rfloor + L$	$w \leq L + L \cdot \lceil \log_2 N \rceil$

Com o exposto acima, pode-se observar que, em ambas as topologias, à medida que o número de nós aumenta, o número de comprimentos de onda necessários para atender a demanda de caminhos voláteis também aumenta, significando que essas redes são não escaláveis sob a condição de ausência de bloqueio e de conversão de comprimentos de onda e sob a presença de requisições de caminhos *online*, voláteis e que utilizam um modelo de carga máxima L .

Na realidade, a não escalabilidade é relativamente branda em função da lentidão do crescimento logarítmico. Por exemplo, para anéis com 256 e 1024 nós, o limitante inferior revela que serão necessários pelo menos 10 e 12 comprimentos de onda, respectivamente, para atender uma demanda *online* com carga modesta $L=2$. Já com relação à carga, o crescimento é um pouco mais acentuado, bastando se fazer $L=3$ para que o número de comprimentos de onda necessários no anel com 1024 nós salte para 18. Embora um conjunto de 12 ou 18 comprimentos de onda seja tecnicamente viável, torna-se um desperdício utilizá-los para atender tráfegos com cargas apenas modestas de 2 ou 3, respectivamente. Esses números confirmam a noção intuitiva pressuposta anteriormente de que o modelo sem bloqueio leva a um superdimensionamento da rede. Portanto, ao invés de se dimensionar o sistema objetivando atender ao pior caso, que em quase a totalidade das vezes são bastante improváveis, pode-se buscar reduzir os recursos à medida que se

ênfatize o atendimento de padrões de tráfego mais prováveis em detrimento aos menos prováveis.

III.3.2 Redes ópticas com bloqueio

O problema discutido anteriormente assume um modelo determinístico para a demanda de caminhos ópticos. Dessa forma, procurou-se tratar todo e qualquer conjunto de requisições de forma imparcial, no sentido de que mesmo aqueles conjuntos de requisições acarretadores de seqüências que exigiriam bastante recursos da rede e que eram bastante improváveis de ocorrerem deveriam ser levados em consideração e, por conseguinte, disponibilizados recursos para que fossem atendidos.

Em muitos casos, porém, torna-se vantajoso se analisar a estatística do problema, correspondendo a uma situação na qual se assume que a chegada e a duração dos caminhos ópticos irão seguir um padrão estatístico qualquer. Dessa forma, deve-se permitir que algumas requisições sejam bloqueadas, embora, obviamente, sempre atrelado a satisfazer determinados critérios de performance desejados.

Os dois próximos capítulos tratam de algumas técnicas para melhorar o desempenho das redes ópticas com bloqueio: o capítulo IV aborda diversos algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda, buscando sempre comparar os seus desempenhos atrelados à complexidade de implementação. O capítulo V atém-se a apresentar algumas das estratégias descritas neste capítulo em mãos e que buscam a ampliação da capacidade das redes ópticas, por exemplo, inserção de conversão de comprimento de onda, esparsialidade, ampliação da planta de fibras, etc.

CAPÍTULO IV – Algoritmos de Alocação de Rota e Comprimento de Onda

Neste capítulo serão abordadas algumas técnicas algorítmicas de alocação de rota e comprimento de onda para redes ópticas com bloqueio. Os desempenhos de cada algoritmo serão comparados mediante simulações realizadas sobre uma rede de transporte com topologia de anel, para a qual também serão desenvolvidas métricas a fim de facilitar e conseqüentemente agilizar as tomadas de decisão necessárias para alguns dos algoritmos descritos.

IV.1 Introdução

Sob condições de tráfego dinâmico, ou seja, demanda *online* por caminhos ópticos voláteis, o gerenciador da rede* se depara constantemente com seqüências de requisições que obedecem a modelos de tráfego específicos e por sua vez estará incumbido da responsabilidade de aceitá-las ou bloqueá-las. Todo esse controle de admissão será baseado em considerações a respeito do estado da rede no instante da requisição, dividindo-se em considerações físicas (aquelas que impossibilitam o atendimento das requisições devido às restrições físicas) e considerações de performance (aquelas que levam em conta prioridades, imparcialidade, etc).

Portanto, torna-se claro que a habilidade da rede em aceitar ou negar um pedido de conexão dependerá do seu estado corrente, o qual será caracterizado a cada instante pelo conjunto de conexões que estão ativas na rede, associadas aos seus respectivos caminhos ópticos atribuídos: rota e comprimento de onda. Obviamente, à medida que novas conexões são admitidas bem como quando algumas preexistentes são desativadas, haverá uma evolução (mudança) do estado presente. A essas evoluções o gerenciador da rede poderá ter controle ou não, conforme descritas a seguir:

- Na admissão de conexões, pode haver (e geralmente há) possíveis alocações de rota e comprimento de onda tais que conduzam a rede para diferentes estados, ocasionando que diferentes algoritmos de gerência contribuam de forma

* O gerenciador da rede pode estar centralizado ou distribuído. Neste último caso, informações a mais de controle necessitarão trafegar pela rede para que todas as gerências sejam constantemente atualizadas a respeito do estado da rede.

decisiva na capacidade de atendimento da rede, avaliada, por exemplo, em termos da probabilidade de bloqueio média das requisições, ou no tráfego atendido para uma dada probabilidade de bloqueio.

- Na desativação de conexões, qualquer transição de estados se dará de forma forçosa, ou seja, serão forçadas por eventos de desativação sobre os quais os algoritmos de gerência não possuirão qualquer controle (lembre-se que o rearranjo de conexões existentes não será considerado aqui por motivos já supracitados).

Com o exposto acima, pode-se esperar que o desempenho da rede esteja intimamente relacionado à forma como o gerenciador da rede procurará estabelecer as novas requisições (no “*software*” da rede), o qual está associado com a alocação de uma rota e de um comprimento de onda em cada enlace desta rota.

Este capítulo, portanto, tratará de comparar o quanto que o emprego de diferentes técnicas algorítmicas para alocação de rota e comprimento de onda trarão de benefícios na probabilidade de bloqueio das redes ópticas com roteamento por comprimento de onda, bem como em um outro critério também bastante sugestivo por dizer respeito ao tempo necessário para que o operador da rede precise negociar o provisionamento de recursos sobressalentes. Devido ao seu grande interesse, todas as simulações aqui presentes serão realizadas tomando-se por base uma topologia de anel, para a qual serão desenvolvidas métricas capazes de facilitar a tomada de decisão do gerenciador da rede.

Assim sendo, as seções seguintes estarão distribuídas em: seção IV.2 – A importância de se estudar o anel óptico com bloqueio – na qual serão abordados os principais motivos para se apostar, em curto prazo, na preferência da adoção dessa topologia como a rede de transporte predominante; seção IV.3 – Alocação de rota e comprimento de onda em redes ópticas com bloqueio – onde serão explanadas diferentes técnicas algorítmicas de alocação de rota e comprimento de onda, tanto algumas já conhecidas na literatura quanto uma nova proposta desenvolvida, procurando sempre comparar os seus desempenhos atrelados às suas complexidades de implementação; seção IV.4 – Políticas de bloqueio – responsável por retratar que uma boa política de bloqueio poderá conduzir a rede a apresentar satisfatórios desempenhos; finalizando pela seção IV.5 – Outras métricas a serem consideradas – a qual procurará mostrar a valia dos algoritmos

descritos mesmo no caso de que o modelo com bloqueio não se torne o adequado para aplicação sobre as redes ópticas; além de alguns estudos qualitativos e quantitativos sobre imparcialidade (*Fairness*).

IV.2 A importância de se estudar o anel óptico com bloqueio.

As redes SONET/SDH, principais representantes das redes ópticas de primeira geração, por razões ligadas à necessidade de proteção contra falhas, freqüentemente assumem uma topologia física de anel. O motivo primordial dessa escolha está relacionado ao fato de estas topologias disporem de mecanismos bastante simples para a resolução de possíveis defeitos que possam vir a ocorrer em seus enlaces e/ou nós.

Resumidamente, podemos apontar três razões principais para que a evolução das redes ópticas com roteamento por comprimento de onda deva também privilegiar, num primeiro estágio evolutivo, a topologia física de anel:

- As principais clientes da rede fotônica emergente são as redes SONET e SDH, que, como vimos, estão organizadas predominantemente em anéis.
- O roteamento em anéis pode ser totalmente baseado em ADM's ópticos, dispensando assim o uso de *crossconnects* de maior grau (portos), os quais representam um estágio superior de sofisticação em relação aos ADM's.
- Conforme mencionado, a própria disposição dos nós em anel requer mecanismos simples para proteção.

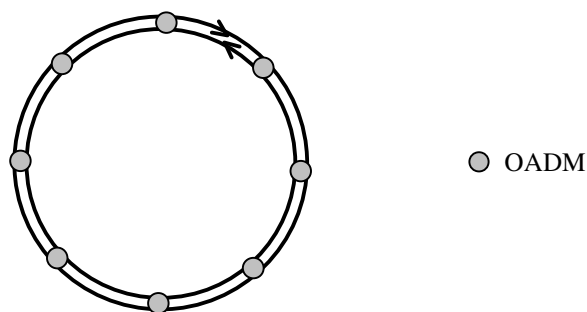


Figura IV.1 – Anel Bidirecional com apenas um par de fibras entre os nós.

Infelizmente, embora o anel ainda apresente outras propriedades que o tornem de emprego bastante atrativo, as redes em malha, em geral, são mais ricas, por exemplo no que

diz respeito: à quantidade e ao comprimento médio das rotas; ao diâmetro da rede; à interferência de rota, etc., conforme serão investigados no próximo capítulo. Todavia, em virtude de sua facilidade de exploração decorrente de uma simplicidade topológica intrínseca, há algumas vantagens em se decompor redes com topologias genéricas num conjunto de anéis que cubram toda a rede, dessa feita empregando para as redes arbitrárias todo o conhecimento adquirido com o estudo de anéis.

Com o exposto acima, percebe-se a grande valia e interesse de se destrinchar o máximo de propriedades presentes nas topologias anulares, além de se obter o conhecimento de alguns desempenhos alcançados quando diferentes técnicas algorítmicas e de projeto são aplicadas ao anel. Com esse intuito, acompanhando a sucessão cronológica do desenvolvimento esperado para as topologias das redes ópticas, nossos estudos subseqüentes procuram se basear em topologias anulares: seja mediante a utilização de anéis simples, os quais são formados por um par de fibras conectando os ADM's adjuntos, sendo cada uma destas fibras direcionadas em sentidos opostos, conforme se pode visualizar através da figura IV.1; seja através da evolução e/ou expansão no projeto de anéis, por exemplo, interconectando-os, duplicando-se o número de suas fibras, bem como inserindo-se cordas entre os seus nós, as quais serão tratadas apenas no capítulo V.

IV.3 Alocação de Rota e Comprimento de Onda em Redes Ópticas com Bloqueio.

Para se estabelecer uma conexão óptica, o gerenciador da rede será o encarregado de procurar e disponibilizar uma rota e um comprimento de onda conveniente para cada enlace desta rota. Esta última tarefa corresponderá não apenas à alocação de um comprimento de onda disponível para a conexão, mas também à sintonia dos *lasers* transmissores e receptores das estações de acesso à rede ao comprimento de onda selecionado. Já o roteamento, além de envolver a determinação de um caminho adequado, também envolverá o arranjo dos nós roteadores a fim de que se possa estabelecer o caminho óptico pretendido.

O que se observa através de simulações e de alguns modelos analíticos presentes na literatura [5] é que o desempenho dessas redes é criticamente dependente do tipo de

algoritmo de atribuição de rota e comprimento de onda utilizado para se estabelecer novos caminhos às chamadas solicitadas.

Assim sendo, a construção desses algoritmos visará, mediante diferentes critérios heurísticos, melhorar o desempenho da rede sob alguma ótica específica. Entretanto, a sua viabilidade na implementação estará dependente de algumas restrições impostas pelas camadas cliente e fotônica da rede. As principais restrições estão listadas a seguir:

- Para se realizar a atribuição de rota e comprimento de onda sob condições de tráfego dinâmico, dependendo da taxa de requisição das conexões, pode ocorrer que o algoritmo escolhido precise ser executado em intervalos de tempo bastante estreitos, de forma a evitar o “empilhamento” de requisições ávidas por serem estabelecidas; agravado ainda mais aqui por se tratarem de taxas acima dos Gbps. Como consequência imediata dessa restrição, o algoritmo desejado deverá, além de tudo, ser simples em termos operacionais. Portanto, a simplicidade operacional de alguns algoritmos será comentada, ao mesmo tempo que se buscará estabelecer métricas simples que venham facilitar a implementação de algoritmos que seriam demasiadamente complexos.
- Sem que haja conversão de comprimento de onda na rede, este necessitará permanecer inalterado em todos os enlaces percorridos pelo caminho óptico, desde a origem até o destino. Com conversão, diferentes comprimentos de onda poderão ser alocados em diferentes enlaces de um mesmo caminho óptico, bastando para isso que os padrões de conversão dos nós OXCs permitam (seção III.2.1).
- Por fim, apenas para reforçar, lembremos que todas as conexões que compartilham uma mesma fibra terão que dispor de comprimentos de onda distintos nos enlaces em comum. Restrição esta conhecida por (DCA – *Distinct channel assignment*).

Observe que a natureza dessas restrições são de origens diferentes: enquanto a segunda é imposta pelas leis da física, a primeira e a terceira são restrições de projeto, indispensáveis para o devido funcionamento da rede. Além disso, sabe-se que restrições na atribuição de um canal equivalentes à condição DCA das redes fotônicas existem em todos os tipos de redes de comunicações. Porém, a condição de continuidade de comprimento de

onda é exclusivo às redes ópticas (obviamente quando conversão não está presente nos nós da rede), fazendo com que a atribuição de rota e comprimento de onda se torne uma tarefa mais desafiadora quando comparada aos problemas similares executados nas redes convencionais.

Esta seção tem por objetivo mostrar que o desempenho das redes fotônicas dependerá não apenas de seus recursos físicos, mas também de que forma eles são controlados e disponibilizados. Estes últimos esforços devem ser encarados como de vital importância, visto que para as redes ópticas com grande número de nós, a atribuição de rota e comprimento de onda se torna o problema de controle fundamental. Porém, qualquer que seja a maneira escolhida para se atacar esse problema, a sua implementação estará estritamente ligada às disponibilidades fornecidas pelo *hardware* da rede. A seguir serão introduzidas algumas definições a serem utilizadas no transcorrer desta tese, além de comparadas duas formas adequadas de se visualizar a rede óptica sem e com conversão de comprimento de onda, as quais facilitarão a compreensão dos estudos abordados.

Chamaremos de w o tamanho do conjunto (“pool”) de comprimentos de onda disponíveis para alocação $(\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_w)$ e de L ($L \leq w$) a carga máxima das fibras, ou seja, o máximo número de comprimentos de onda permitidos em cada enlace. Desde que não haja conversão de comprimento de onda, a rede pode ser analisada como a união de w sub-redes disjuntas, cada qual com um único comprimento de onda. Dessa forma, cada caminho óptico deve permanecer sempre na mesma sub-rede. Já quando se dispõe de conversão, o caminho óptico ao passar por um nó poderá ser transladado para uma outra sub-rede, desde que: a) o padrão de conversão deste nó permita; b) a nova sub-rede esteja com seu enlace desocupado. As figuras IV.2.a e IV.2.b fornecem uma visualização para uma melhor compreensão desses casos.

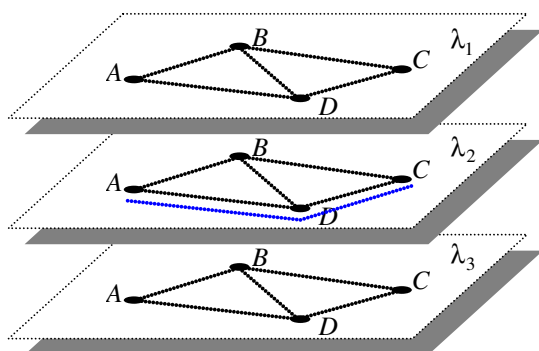


Figura IV.2.a - Sem conversão nos nós OXCs.

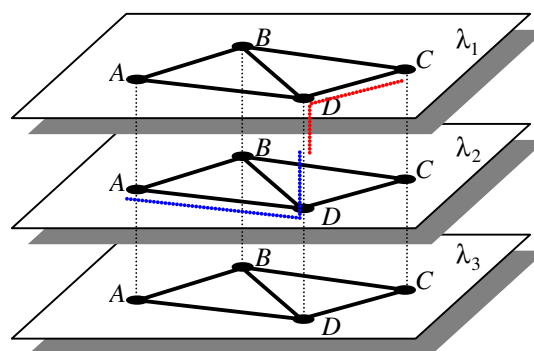


Figura IV.2.b - Com conversão total em todos os nós OXCs

Devido à limitação na carga das fibras, cada enlace ficará fisicamente bloqueado se estiver sendo utilizado em L das w sub-redes. Dessa maneira, uma requisição por um caminho ou rota (usaremos esses termos indistintamente) será considerada ilegal se um ou mais dos enlaces requisitados estiverem bloqueados. Analisando o comentário anterior e a figura IV.2.b, percebe-se que, se houver convertibilidade plena de comprimento de onda em todos os nós da rede, desaparecerá naturalmente a condição da continuidade de comprimento de onda e, portanto, apenas requisições ilegais serão bloqueadas. Fato este que não ocorre quando não se dispõe de conversão nos nós, pois mesmo uma requisição sendo legal, ela poderá ser bloqueada caso não encontre um comprimento de onda que esteja disponível simultaneamente em todos os enlaces requisitados, mesmo existindo, em todos eles, comprimentos de onda disponíveis. Para este último caso, entretanto, a escolha de um bom algoritmo de atribuição de rota e comprimento de onda poderá reduzir a frequência dessas ocorrências, ocasionando um melhor desempenho da rede.

IV.3.1 Algoritmos de atribuição de rota e comprimento de onda.

Para o caso em que os caminhos ópticos são requisitados um de cada vez (tráfego *online*), métodos heurísticos precisam ser utilizados na escolha da rota e do comprimento de onda mais adequados, obviamente em função de algum critério pré-estabelecido.

Conforme observado no capítulo anterior, as requisições de conexões sobre a camada óptica serão provenientes de uma ou mais camadas clientes residentes imediatamente sobre a rede fotônica. Esta, por sua vez, irá procurar disponibilizar uma rota e um comprimento de onda necessários para o sucesso do estabelecimento da conexão. Porém, na prática, esse problema poderá ser encarado de duas formas distintas: alocando-se conjuntamente ou separadamente a rota e o comprimento de onda.

- a) Na alocação separada de rota e comprimento de onda, cada 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.

- b) Alternativamente, na alocação conjunta de rota e comprimento de onda, deverá ser gerada uma requisição por um par [rota, comprimento de onda]. Nessa hipótese, todos os pares disponíveis deverão ser comparados segundo algum critério a fim de se gerar uma escolha ou alocação.

Do ponto de vista do desempenho da rede, espera-se que a alocação conjunta, caso trate devidamente todas as implicações de se disponibilizar o par [rota, comprimento de onda], deva apresentar melhores resultados, embora seja processualmente de maior complexidade. Ao mesmo tempo, alocações separadas de rota e comprimento de onda são mais gerenciáveis, além de provavelmente mais compatíveis com esquemas de proteção, tratados no capítulo VI. Daí o grande interesse em se abordar também a alocação separada de rota e comprimento de onda, comparando-a com a alocação conjunta.

O próximo tópico desta seção irá se ater em apresentar alguns algoritmos de alocação de comprimento de onda. Para tal, iremos ignorar o problema de alocação de rota à medida que esta será sempre tomada pelo caminho mais curto. Já no tópico IV.3.4, serão apresentados alguns dos principais algoritmos de alocação de rota. Essa inclusão acontecerá de forma conjunta e separada da alocação de comprimento de onda.

IV.3.2 Heurísticas para atribuição de comprimento de onda.

Tão logo os estudos heurísticos para atribuição de comprimento de onda começaram a aparecer, basicamente duas correntes se mostraram bastante claras: as que provocavam uma distribuição igualitária da carga entre todos os comprimentos de onda e as que, contrariamente, sobrecarregavam determinados comprimentos de onda em detrimento dos outros. Em geral, este último caso se utiliza de algoritmos que estabelecem algum tipo de prioridade entre os comprimentos de onda, sendo por isso chamados de ajuste prioritário (“*first-fit*”).

É natural se pensar que o fato de se buscar um balanceamento da carga entre todos os comprimentos de onda conduziria os algoritmos a apresentarem uma maior capacidade de atendimento. Entretanto, simulações para diversas topologias têm mostrado que, para uma probabilidade de bloqueio fixa, algoritmos que possuem por característica o

desbalanceamento da carga vêm constantemente apresentando melhores desempenhos, em termos do tráfego escoado, que os de filosofia contrária. [7]

Dentre os algoritmos mais conhecidos na literatura que provocam o balanceamento da carga entre os comprimentos de onda, podemos destacar:

- **Algoritmo Aleatório (AA)** – Sob os critérios desse algoritmo, um comprimento de onda é escolhido aleatoriamente entre todos os que estão disponíveis na rota considerada. Assim sendo, o balanceamento da carga será alcançado pela descorrelação entre sucessivas escolhas.
- **Menos Usado (MU)** – Esse algoritmo selecionará o comprimento de onda que esteja menos utilizado na rede, desse modo procurando balancear a carga a cada nova requisição que surge.

Opondo-se a esses, vários algoritmos de ajuste prioritário que provocam o desbalanceamento da carga vêm sendo propostos na literatura, não havendo ainda consenso sobre qual seria o de melhor desempenho. Por ordem de sofisticação e desempenho crescentes, consideramos os seguintes:

- **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)** [8] – Esse algoritmo escolhe o comprimento de onda cuja alocação minimiza o número de rotas nos quais a capacidade (definida como o número de comprimentos de onda em que a rota está desbloqueada) decresce de uma unidade.

Os resultados do algoritmo MS vêm se apresentando como um dos mais satisfatórios dentre os conhecidos. Entretanto, observe que a sua definição da forma como está apresentada não se adequa ao caso em que diferentes rotas possuam probabilidades distintas de serem requisitadas, por exemplo conforme descreveremos para o tráfego com distribuição espacialmente exponencial.

Neste ponto, iremos apresentar como o MS pode ser generalizado para o caso de uma distribuição de probabilidade de requisição de rota não uniforme, bem como um novo algoritmo proposto pelo nosso grupo de pesquisa (MB) e que fornece resultados bastante

satisfatórios [14]. Para um melhor entendimento desses dois casos, torna-se útil uma breve abordagem preliminar:

Definição IV.1 – Uma rota colorida é um caminho restringido à sub-rede de um comprimento de onda qualquer.

Com essa nova definição, podemos dizer que uma rota colorida só estará disponível se todos os seus enlaces estiverem desocupados, caso contrário ela estará bloqueada. De acordo com esse mesmo conceito, uma requisição por uma rota só poderá ser atendida se ao menos uma das suas correspondentes rotas coloridas estiver disponível.

Com isso, estamos hábeis para redigirmos uma nova base para o MS e também construirmos a nossa nova heurística:

- **MaxSum (MS)** – A nossa reformulação do MS implica na alocação do comprimento de onda que forneça o menor incremento na probabilidade de bloqueio de rota colorida na respectiva sub-rede.
- **Mínimo Bloqueio (MB)** – Esse algoritmo escolhe o comprimento de onda cuja alocação minimiza o incremento na probabilidade de bloqueio de rota.

Olhando rapidamente as definições do MS e do MB, pode parecer que se tratam da mesma heurística. Porém, observando mais detalhadamente a descrição desses dois algoritmos, nota-se que enquanto o MS analisa a estatística de requisição para todas as rotas que teriam sua capacidade decrescida de uma unidade, o MB se atém apenas àquelas cuja capacidade passaria de um para zero, pois apenas estas representariam incremento efetivo na probabilidade de bloqueio de as requisições serem estabelecidas em seus respectivos caminhos.

É um pouco precipitado arriscar qual desses algoritmos forneceria melhores desempenhos. No entanto, é um tanto quanto natural acharmos que, por se tratar de uma aplicação global, minimizando o incremento na probabilidade de bloqueio efetiva da rede conseguiríamos obter melhores resultados do que minimizando o incremento na probabilidade de bloqueio das subredes separadamente.

Um fato relevante para o MB diz respeito à escolha entre comprimentos de onda que forneceriam a mesma perda mínima de capacidade de atendimento. A maneira mais natural seria, entre estes comprimentos de onda, aplicarmos o MS que, por sua vez,

resolveria os seus também possíveis problemas de empates, por exemplo, através do PF; o qual, por construção, nunca se apresenta irresoluto.

Simulações

Para a realização das simulações, precisava-se optar por alguns critérios de tráfego. Os critérios adotados em nossas simulações levarão em conta apenas o regime estatístico do tráfego e a sua distribuição espacial, pois a taxa de requisição de conexão será a mesma para cada nó da rede.

De acordo com o que fora exposto no capítulo III, no presente momento, o regime estatístico do tráfego para as redes de caminhos ópticos sequer é conhecido. Sendo assim, resolvemos adotar um tipo já bastante utilizado para as redes telefônicas, o qual fora empregado também em todos os artigos que tratam de tráfego *online* de caminhos voláteis e que estão citados na referência desta tese: chegadas poissonianas de requisições e retenção exponencial dos caminhos, ou seja, tráfego sem memória. Abrimos um comentário aqui para dizermos que, embora ambas essas redes procedam de forma comutada por circuito, a utilização dessa estatística como um bom modelamento para as redes telefônicas não necessariamente implicará num modelo que reproduza convenientemente o tráfego sobre a rede óptica, principalmente em vista dos diferentes objetivos almejados por estas últimas redes, os quais resultarão em diferentes critérios: largura de banda, tempo de permanência das conexões, presença ou não de granularidade, etc.

No que diz respeito à distribuição espacial do tráfego, consideraremos dois casos distintos:

- a) Tráfego uniforme, no qual todos os pares origem-destino têm a mesma probabilidade de gerar uma requisição de caminho.
- b) Tráfego exponencial, no qual a probabilidade de um dado caminho ser requisitado cai exponencialmente com o número de seus enlaces H :

$$prob(H = i) = p(i) = \left(\frac{1-r}{r} \right) \cdot r^i \quad (IV.1)$$

Tal que a razão $0 < r < 1$ mede o quanto o tráfego de cada nó é concentrado sobre os seus vizinhos mais próximos. Quando r se aproxima de 1, o tráfego exponencial se aproxima do uniforme.

Os gráficos IV.1.a e IV.1.b comparam os desempenhos obtidos através de simulação quando os algoritmos AA, MU, PF, MS e MB são empregados em um anel óptico sem conversão, composto de 16 nós, com um “pool” de 4 comprimentos de onda e submetido a um tráfego que possui distribuição espacialmente uniforme e exponencial, respectivamente.

O desempenho de ambos será caracterizado pela probabilidade de bloqueio como função do nível de tráfego por nó. Este, em decorrência de estarmos utilizando um tráfego sem memória, será dado em termos de Erlang, que é a razão entre a taxa média de ativação de conexão e a taxa média de desativação das mesmas (o inverso do tempo médio de permanência).

Na presença de convertibilidade plena em todos os nós, todos os algoritmos de alocação apresentariam o mesmo feito, representado nos gráficos seguintes pelo limitante (“bound”) de convertibilidade plena (LCP). Como dito, esse limitante está associado ao atendimento de todas as requisições legais, ou seja, as que obedecem a limitação da carga nas fibras. Por isso, ele representa um desempenho que não pode ser ultrapassado por nenhuma rede de mesma topologia com alguma limitação de convertibilidade.

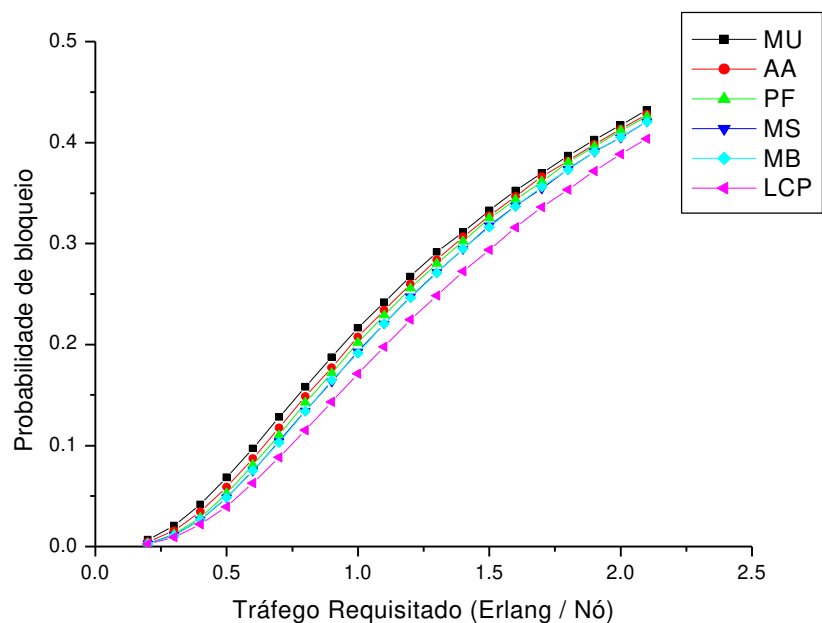


Gráfico IV.1.a – Comparação entre diferentes algoritmos de alocação de comprimento de onda no anel, simulado com um tráfego espacialmente uniforme. N=16; W=4.

Dessa forma, mediante os dois gráficos, pode-se equiparar o quanto de benefícios é acarretado com a utilização do modelo com bloqueio frente ao modelo sem bloqueio estudado na seção III.3.1. Pois, através da equação do limitante inferior para o anel, percebemos que precisaríamos disponibilizar ao menos 12 comprimentos de onda (obviamente mantendo a carga fixa $L = 4$) para que obtivéssemos a mesma curva fornecida por LCP. Confirmamos assim que uma discrepância de 200% de comprimentos de onda a mais a fim de que todas as requisições legais pudessem ser atendidas não resultaria em benefícios equivalentes à rede, comprovando a hipótese de que o modelo com bloqueio se atém a atender aqueles padrões de seqüências de requisições mais prováveis, sem se preocupar, contudo, com aquelas seqüências infimamente prováveis e que requereriam demasiado recursos da rede. Estudos comparativos quando se permite que a carga na fibra seja alterada serão desenvolvidos no próximo capítulo.

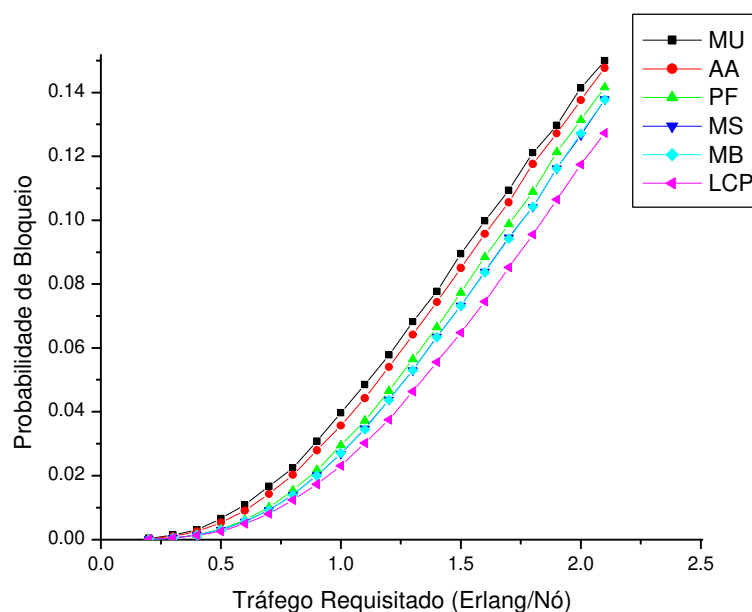


Gráfico IV.1.b – Comparação entre diferentes algoritmos de alocação de comprimento de onda no anel, simulado com um tráfego espacialmente exponencial com $r = \frac{1}{2}$. $N = 16$; $W = 4$.

Podemos observar ainda que, dentre os algoritmos considerados, os que procuram distribuir a carga igualmente entre os comprimentos de onda disponíveis são os que fornecem pior desempenho, sendo mais agravado para o caso do MU que, além de tudo, apresenta a necessidade de ter, a cada nova requisição, o conhecimento de todo o estado da rede para que só assim seja devidamente empregado. Já entre os algoritmos chamados

“first-fit”, MS e MB apresentam resultados bastante similares, sem que consigamos distinguir, ao menos para o anel, quem é o melhor. Porém, a própria definição desses dois algoritmos os conduz a uma complexidade gerencial bem mais elevada do que a requerida para o AA, o PF, ou mesmo o MU, pois agora não apenas passaria a ser indispensável o conhecimento do estado global da rede, como é fundamentalmente o caso do MU, mas também a execução de exaustivos cálculos antes da escolha do comprimento de onda apropriado.

Por sua vez, o problema de alocação de rota e comprimento de onda pode ser resolvido de uma maneira bem mais eficiente quando se retira vantagens especiais advindas da regularidade de algumas topologias físicas de rede. Esse é o caso, por exemplo, das topologias lineares e anulares.

A seção seguinte mostra algumas métricas desenvolvidas durante nossos estudos e que ajudarão severamente para que o gerenciador da rede consiga tomar as decisões de uma maneira mais facilitada. Serão analisados tanto o MaxSum quanto o Mínimo Bloqueio.

IV.3.3 Métricas para atribuição de comprimento de onda.

O bom desempenho dos algoritmos de alocação de comprimento de onda freqüentemente aparecerá em decorrência de um elevado grau de complexidade atribuído ao processamento das informações da rede. Em concordância com essa argumentação, verificamos uma superação do MS e do MB em relação aos outros algoritmos, embora ao mesmo tempo também tenha havido uma inversão nesse critério mediante o pobre resultado apresentado pelo MU. Entretanto, como mencionado, é de vital importância que a execução das heurísticas não acarrete um retardo ao estabelecimento das requisições, o que poderia implicar perdas para os operadores da rede.

A fim de se contornar a grande complexidade de processamento necessário para a definição do comprimento de onda que melhor satisfaz os critérios algorítmicos do MS e do MB, esta seção vem procurar desenvolver métricas simples e que agilizarão as tomadas de decisão. Objetivamente, essas métricas se resumirão a buscar, respectivamente, a minimização: a) do incremento da probabilidade de bloqueio de rota colorida na sub-rede correspondente ao comprimento de onda a ser alocado; b) da probabilidade de bloqueio de rota imediatamente após cada alocação.

IV.3.3.1 – Minimização do incremento da probabilidade de bloqueio de rota colorida.

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. Nesta seção, procuramos mostrar que, ao se aproveitar de algumas peculiaridades decorrentes da regularidade do anel, conseguiremos implementar o MS mediante o uso de métricas simples, as quais podem ser calculadas pelos nós de origem e destino.

O conceito de buraco e a obtenção das métricas.

Sejam $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_m$ os m comprimentos de onda disponíveis para a acomodação de uma certa rota requisitada. Essa suposição implicará para o anel a existência de um buraco (definido como a seqüência máxima de enlaces adjacentes que estejam desocupados) em cada uma das m correspondentes sub-redes, os quais obrigatoriamente terão a rota requisitada disponível.

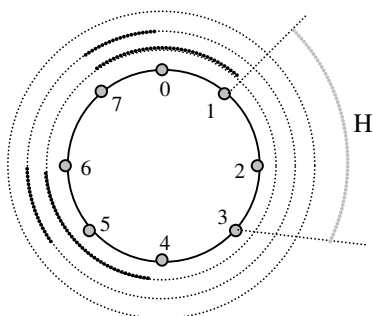


Figura IV.3.a – Anel óptico com algumas conexões estabelecidas.

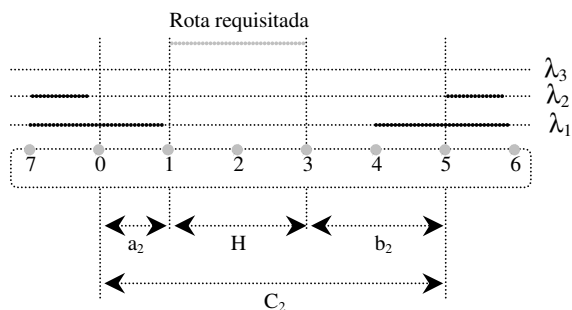


Figura IV.3.b – A visualização do conceito de buraco no anel.

Observa-se da figura que, caso um desses comprimentos de onda (por ex. λ_3) não esteja sendo utilizado em nenhum dos enlaces da rede, o buraco presente compreenderá todo o anel. Porém, se o sub-anel correspondente ao comprimento de onda λ_i já estiver acomodando pelo menos algum caminho preexistente, então a rota requisitada seria acomodada num buraco C_i de tamanho $n_i = |C_i| \geq H$, sendo H o número de enlaces da rota requisitada. 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, tal que:

$$a_i + b_i + H = n_i \quad (\text{IV.2})$$

Antes de prosseguirmos, é fácil percebermos que buracos equivalentes a todo o anel ($|C_j|=N$, onde N é o número de nós do anel) contêm todos os possíveis caminhos disponíveis e, portanto, suas escolhas quando comparadas às de buracos $|C_i|<N$ causaria não apenas decréscimo na capacidade de todos os caminhos que teriam decrementada sua capacidade por se alocar λ_i , mas também de vários outros; portanto, nunca podendo apresentar desempenho superior.

Seja então $g(n)$ a probabilidade de requisição de um caminho de tamanho qualquer que pode ser acomodado num buraco de tamanho $n<N$ de um comprimento de onda requisitado. Como a acomodação de uma requisição em um buraco C_i implicaria a substituição deste buraco de tamanho $n_i=|C_i|$ por dois de tamanho a_i e b_i , resulta:

Teorema 1 – A minimização do incremento na probabilidade de bloqueio de rota colorida será alcançada alocando-se o comprimento de onda λ_i que minimize:

$$\Delta_i = g(n_i) - g(a_i) - g(b_i). \quad (IV.3)$$

Prova: Δ_i é a perda em termos de probabilidade de que requisições por caminhos possam ser acomodadas em λ_i .

Portanto, a melhor escolha, segundo os critérios do MS, será a que minimize a métrica Δ_i , a qual será função do tráfego utilizado. De acordo com as nossas abordagens, serão apresentadas as regras de alocação específicas para os casos dos tráfegos espacialmente uniforme e exponencial.

a) Tráfego Espacialmente Uniforme:

Um buraco de tamanho n é capaz de acomodar n caminhos de 1 enlace, $(n-1)$ caminhos de 2 enlaces, ... e 1 caminho de n enlaces. Desde que todos eles sejam igualmente prováveis de serem requisitados:

$$g(n) = \frac{1}{N \cdot (N-1)} \cdot \sum_{i=1}^n i = \frac{n \cdot (n+1)}{2 \cdot N \cdot (N-1)} \quad (IV.4)$$

$$\therefore \Delta_i = \frac{1}{2 \cdot N \cdot (N-1)} \cdot [n_i^2 + n_i - a_i^2 - a_i - b_i^2 - b_i] =$$

$$\frac{1}{2 \cdot N \cdot (N-1)} \cdot [H + n_i^2 - a_i^2 - b_i^2]. \quad (IV.5)$$

Dessa forma, será suficiente minimizarmos:

$$\rho_i = H + n_i^2 - a_i^2 - b_i^2 \quad (\text{IV.6})$$

a qual, levando em conta a eq.(IV.2), resulta equivalente para rota pré-escolhida a:

$$\rho_i = 2 \cdot (H \cdot n_i + a_i \cdot b_i) \quad (\text{IV.7})$$

Esta última expressão mostra que a alocação de comprimento de onda deverá privilegiar: a) buracos de menor tamanho n_i ; e b) buracos onde a inserção do novo caminho seja mais assimétrica, o que fornecerá pequenos valores para o produto $a_i \cdot b_i$.

Desde que $a_i \cdot b_i$ só poderá assumir valores compreendidos entre 0 e $(n_i - H)^2 / 4$, o tamanho do buraco se tornará uma política de decisão única e suficiente caso o maior valor atingível pela eq.(IV.7) para um buraco qualquer não supere o menor valor desta mesma equação para um buraco imediatamente superior. Ou seja:

$$H \cdot n_i + \frac{(n_i - H)^2}{4} \leq H \cdot (n_i + 1)$$

$$\therefore n_i \leq H + 2 \cdot \sqrt{H} \quad (\text{IV.8})$$

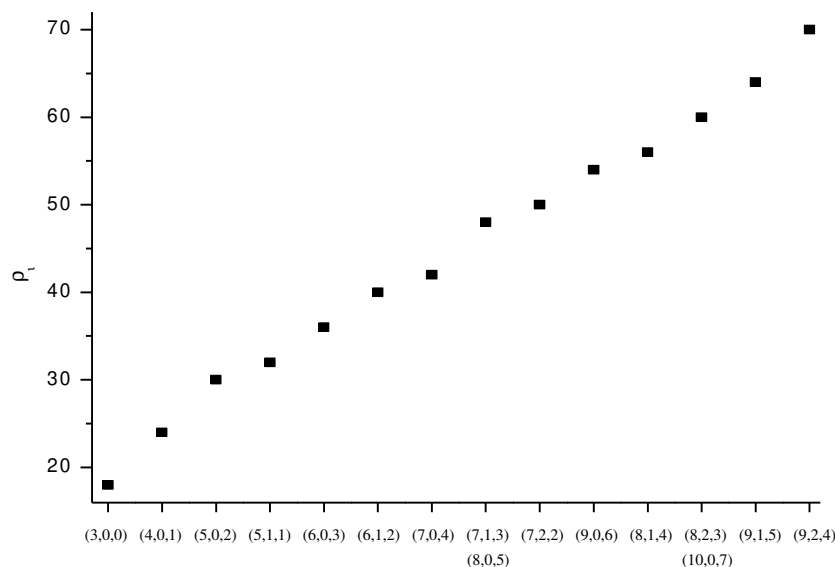


Figura IV.4 – Diferentes valores para a métrica ρ_i em função de (n_i, a_i, b_i) quando $H = 3$, confirmando que a escolha baseada no tamanho do buraco estará garantida para $n \leq H + 2 \cdot \sqrt{H} = 6,464$.

Portanto, se (IV.8) for satisfeita para algum dos buracos disponíveis, pode-se afirmar que, para minimizar o incremento na probabilidade de bloqueio de rota colorida, a melhor

alocação será alcançada escolhendo-se o comprimento de onda que apresente o menor buraco para a inserção do caminho requisitado. Já nas situações em que há dois ou mais buracos de mesmo tamanho, a escolha deverá sempre favorecer a inserção mais assimétrica possível, conforme mostra a figura IV.4 e a equação IV.7.

Como consideramos que todas as requisições são igualmente prováveis, essas regras de decisão perfeitamente se ajustarão aos objetivos do MS citado em [8], pois elas automaticamente também minimizarão a perda no número de rotas coloridas que permanecerão disponíveis para futuras requisições.

b) Tráfego Espacialmente Exponencial:

Sob as considerações de tráfego espacialmente exponencial, cuja probabilidade de requisição de uma rota decresce exponencialmente com o seu número de enlaces H (ver eq.(IV.1)), a probabilidade de requisição de caminhos que podem ser acomodados num buraco de tamanho n será então:

$$g(n) = \frac{1}{N} \cdot [1 \cdot p(n) + 2 \cdot p(n-1) + \dots + n \cdot p(1)]$$

ou, esquematicamente:

$$g(n) = \frac{1}{N} \cdot \sum_{i=1}^n (n-i+1) \cdot \left(\frac{1-r}{r}\right) \cdot r^i. \quad (\text{IV.9})$$

Para facilitar o desenvolvimento da métrica, consideremos

$$q(n) = \sum_{i=1}^n (n-i+1) \cdot r^i.$$

Pode-se verificar que

$$q(n) = r \cdot n + r \cdot q(n-1).$$

$$\text{Sendo } \alpha(n) = q(n) - \frac{r}{1-r} \cdot n + \left(\frac{r}{1-r}\right)^2$$

Teremos que:

$$\begin{aligned} \alpha(n) &= r \cdot n + r \cdot q(n-1) - \frac{r}{1-r} \cdot n + \left(\frac{r}{1-r}\right)^2 = \\ &= r \cdot \left[q(n-1) - \frac{r}{1-r} \cdot (n-1) + \left(\frac{r}{1-r}\right)^2 \right] = \\ &= r \cdot \alpha(n-1) \end{aligned}$$

Resultando assim:

$$\alpha(n) = r^{n-1} \cdot \alpha(1) = \left(\frac{r}{1-r}\right)^2 \cdot r^n$$

$$\therefore q(n) = \left(\frac{r}{1-r}\right)^2 (r^n - 1) + \frac{r}{1-r} \cdot n$$

Utilizando-se dessa última equação em (IV.9), obtemos:

$$g(n) = \frac{1}{N} \cdot \left[n - \frac{r}{1-r} + \left(\frac{r}{1-r}\right) \cdot r^n \right] \quad (\text{IV.10})$$

Da mesma forma realizada anteriormente, a alocação do comprimento de onda λ_i irá gerar a seguinte perda a ser minimizada:

$$g(n_i) - g(a_i) - g(b_i) =$$

$$\frac{1}{N} \cdot \left[H + \frac{r}{1-r} + \left(\frac{r}{1-r}\right) \cdot (r^{n_i} - r^{a_i} - r^{b_i}) \right] \quad (\text{IV.11})$$

Na qual poderá se basear, para rota única, apenas na minimização da seguinte métrica:

$$\sigma_i = r^{n_i} - r^{a_i} - r^{b_i} \quad (\text{IV.12})$$

Seja $d_i = \min(a_i, b_i)$. Se $r \leq 1/2$, o termo r^{d_i} é suficiente para determinar a minimização de (IV.12). Como resultado, a melhor alocação é aquela que insere o caminho requisitado o mais próximo possível a uma borda do buraco em que for inserido, ou seja, o mais próximo possível a um outro caminho de mesmo comprimento de onda que esteja presente na rede. Em casos de empate, dentre os comprimentos de onda que empataram, aquele que possuir o menor buraco deverá ser o escolhido. Assim sendo, a assimetria da inserção passa a ser o atributo mais importante a ser buscado na alocação. Quando r ultrapassa $1/2$, o tamanho do buraco passa a ter importância crescente com r até que, para $r = 1$ (tráfego uniforme), o tamanho passa a influenciar na alocação conforme (IV.7), vindo a ser determinante se (IV.8) for satisfeita.

Em resumo, essa análise sugere que os atributos importantes para uma alocação no anel segundo MS são o tamanho do buraco de inserção do caminho e a assimetria dessa inserção; sendo a assimetria mais importante no caso de tráfego concentrado nas vizinhanças dos nós geradores, e o tamanho no caso de tráfego espacialmente uniforme.

IV.3.3.2 – Minimização do incremento da probabilidade de bloqueio de rota

Consideremos novamente C_1, C_2, \dots, C_m os m buracos disponíveis nos quais poderemos acomodar a rota requisitada H .

Teorema 2 – Se $C_i \subseteq C_j$ para algum $1 \leq i \leq m$, $1 \leq j \leq m$, com $i \neq j$, então, atribuindo-se o comprimento de onda λ_i ao caminho requisitado minimizará a probabilidade de bloqueio de rota imediatamente após a alocação.

Prova: Qualquer caminho que pertença a C_i obrigatoriamente também pertencerá a C_j . Dessa maneira, atribuindo-se λ_i à dada requisição não alterará o conjunto de rotas disponibilizadas pela rede, mantendo assim a probabilidade de bloqueio de rota inalterada.

O teorema 2 sugere que a tentativa de minimizar a probabilidade de bloqueio de rota freqüentemente conduzirá a múltiplas escolhas para atribuição. Por exemplo, basta que no dado momento da requisição haja ao menos um comprimento de onda que esteja totalmente desocupado no anel para que qualquer um dos comprimentos de onda restantes dentre os disponíveis possa ser escolhido sem que se incremente a probabilidade de bloqueio de rota. Porém, nem sempre a rede irá se deparar com essas situações, conforme apresentado a seguir.

Casos em que qualquer atribuição irá bloquear algumas rotas.

Pode haver situações nas quais mais de um comprimentos de onda esteja disponível, sem que, contudo, nenhum de seus respectivos buracos esteja contido em algum dos outros. Essa situação só poderá ocorrer se cada um dos comprimentos de onda disponíveis estiver sendo utilizado em algum lugar do anel.

Lema 2 – Considere que os buracos disponíveis sejam tais que nenhum deles esteja contido em nenhum outro. Sem perda de generalização, indexemo-los de forma tal que $a_1 > a_2 > \dots > a_m$.

Dessa forma: $b_1 < b_2 < \dots < b_m$.

Prova: se $b_i \geq b_j$ para algum $i < j$, então teríamos que $C_j \subset C_i$, o que resultaria numa contradição.

A figura IV.5 a seguir mostra uma das situações dentre as quais o Lema 2 se adequa. Sob essas situações, qualquer atribuição irá bloquear alguns caminhos que não eram bloqueados anteriormente. Por exemplo, escolhendo-se λ_3 para o atendimento da requisição H representada na figura, o caminho que liga os nós extremos do buraco C_3 tornar-se-á, imediatamente após a alocação, impossibilitado de ser estabelecido. O algoritmo MB, então, deverá escolher, dentre as possíveis alocações, aquela que bloqueará o conjunto menos provável de caminhos.

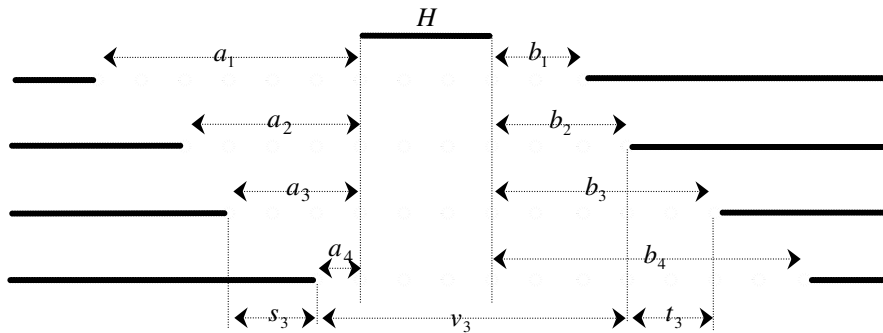


Figura IV.5 – Exemplo típico de um caso onde o Lema 2 se adequa.

Para cada um dos buracos, atenhamo-nos ao conjunto de todos os $s+v+t+1$ sucessivos nós do anel. Atribuamos a $f(s,t;v)$ o valor da probabilidade de um caminho ser requisitado de quaisquer dos nós pertencentes ao conjunto s a quaisquer dos nós pertencentes ao conjunto t , claramente passando através dos $v+1$ nós centrais.

Teorema 3 – Dado o caso em que os comprimentos de onda disponíveis encontram-se dispostos tais que nenhum dos buracos esteja contido em nenhum outro, e considerando que eles estejam indexados como no lema 2, para uma dada requisição por um caminho de H hops, a atribuição que minimizará a probabilidade de bloqueio de rota subsequente à alocação será a que minimizará $f(s_i, t_i; v_i)$, $i = 1, 2, \dots, m$, sendo:

$$s_i = a_i - a_{i+1}, \quad i = 1, 2, \dots, m-1 \quad (\text{T3.a})$$

$$s_m = a_m + H \quad (\text{T3.b})$$

$$t_i = b_i - b_{i-1}, \quad i = 2, 3, \dots, m \quad (\text{T3.c})$$

$$t_1 = b_1 + H \quad (\text{T3.d})$$

$$v_i = |C_i| - s_i - t_i, \quad i = 1, 2, \dots, m. \quad (\text{T3.e})$$

Prova: os caminhos que se tornarão bloqueados atribuindo-se à rota H o comprimento de onda λ_i são os que podem apenas ser atendidos por λ_i e que, obviamente,

interceptam a rota H . Cada qual conectará um dos s_i nós a um dos t_i nós, todos eles pertencentes a C_i .

O teorema 3 mostra que, quando o incremento na probabilidade de bloqueio de rota não tiver como ser relegado, a melhor atribuição resultará da minimização da métrica $f(s_i, t_i; v_i)$, a qual será dependente da característica do tráfego considerado. De acordo com as nossas abordagens, serão apresentadas as regras de alocação específicas para os casos dos tráfegos espacialmente uniforme e exponencial.

a) Tráfego Espacialmente Uniforme

Para o tráfego espacialmente uniforme, assumimos que todos os caminhos no anel são igualmente prováveis de serem requisitados. Assim sendo:

$$f(s_i, t_i; v_i) = \frac{s_i \cdot t_i}{N \cdot (N-1)}, \text{ onde } N \text{ é o número de nós no anel.}$$

Conclui-se, portanto, que a melhor alocação buscará a minimização de $s_i \cdot t_i$, sem contudo se preocupar com v_i .

b) Tráfego Espacialmente Exponencial

Para o tráfego espacialmente exponencial, supondo, sem perda de generalidade, $s_i \leq t_i$:

$$f(s_i, t_i; v_i) = \frac{1}{N} \cdot \{1 \cdot p(v+2) + 2 \cdot p(v+3) + \dots + s \cdot p(v+s+1) + \\ s[p(v+s+2) + p(v+s+3) + \dots + p(v+t+1)] + \\ (s-1) \cdot p(v+t+2) + (s-2) \cdot p(v+t+2) + \dots + 1 \cdot p(v+t+s)\},$$

onde o termo central seria feito zero caso $s = t$.

Para conseguirmos uma fórmula fechada, utilizaremos o seguinte artifício:

$$f(s_i, t_i; v_i) = \frac{1}{N} \cdot \{h(v_i) - h(v_i + s_i) - h(v_i + t_i) + h(v_i + s_i + t_i)\},$$

onde:

$$h(x) = \sum_{k=1}^{\infty} k \cdot p(x+k+1) = \frac{r^{x+1}}{1-r}.$$

Assim sendo, obtemos que:

$$f(s_i, t_i; v_i) = \frac{1}{N} \cdot \left(\frac{r}{1-r} \right) \cdot r^{v_i} \cdot (1-r^{s_i}) \cdot (1-r^{t_i}).$$

O que torna suficiente para a escolha do comprimento de onda a minimização da seguinte métrica:

$$\mu_i = r^{v_i} \cdot (1 - r^{s_i}) \cdot (1 - r^{t_i})$$

Como resultado, a atribuição de comprimento de onda deverá favorecer vãos (v_i) grandes, porém com pequenos valores de s_i e t_i . À medida que r cresce e se aproxima de 1, pode-se mostrar que a minimização de μ_i tenderá a ser equivalente a minimizarmos apenas $s_i \cdot t_i$, sem, portanto, que sofra influência significativa de v_i . Já quando r assume valores próximos de 0, o fator predominante torna-se a maximização de v_i , com quase nenhuma contribuição de s_i e t_i .

Talvez as principais vantagens do desenvolvimento dessas métricas, tanto as do MS quanto as do MB, sejam: em decorrência de suas simplicidades, uma maior velocidade para as tomadas de decisão; além da capacidade de se relegar o conhecimento do estado global da rede e, assim, ater-se apenas a conhecimentos locais, possibilitando que as tomadas de decisão sejam feitas facilmente por gerências espalhadas na rede (descentralizadas) em vez de por uma gerência centralizadora.

IV.3.4 Heurísticas para atribuição de rota.

O selecionamento de uma rota também passa a ser um fator determinante na especificação da natureza dos algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda a serem empregados, conseqüentemente revelando-se como um dos influenciadores diretos para o desempenho da rede. Nesta seção, mostraremos que, acoplando-se as regras de decisão de selecionamento de comprimento de onda a alguns algoritmos de alocação de rota, diferentes níveis de desempenho poderão ser alcançados. Porém, conforme observado, esse acoplamento poderá acontecer de forma conjunta ou separada. Dessa maneira, inicialmente serão abordadas diferentes heurísticas para alocação de rota pura, passando a analisar os seus comportamentos quando a elas são acopladas algumas das diferentes decisões de escolha de comprimento de onda visto na seção IV.3.2. Só então abordaremos as duas questões (heurísticas) conjuntamente.

Basicamente, além das dificuldades apresentadas pelo acoplamento das duas técnicas algorítmicas, a dependência com o estado da rede para a alocação de rota também será um

dos principais responsáveis na complexidade de implementação desses algoritmos. Com isso, podemos caracterizá-los em:

- Estáticos: Nesse caso, considera-se que os caminhos admissíveis são escolhidos e ordenados independentemente do estado da rede.
- Adaptativos: Quando a admissibilidade e ordenação dos caminhos podem variar de acordo com o estado corrente da rede.

Note que, com os algoritmos estáticos, a lista de caminhos admissíveis deverá ser computada e ordenada de antemão. Já no caso adaptativo, todo esse procedimento terá a flexibilidade de ser realizado em tempo real.

A seguir apresentaremos algumas abordagens comumente adotadas para se definir o tipo de roteamento empregado pelos algoritmos. Para cada um desses tipos, será apresentado ao menos um exemplo prático de implementação, os quais serão comparados subseqüentemente.

- a) Roteamento fixo: a forma mais simples de se rotear uma conexão concerne em sempre se utilizar de uma mesma rota (fixa) para cada par de nós origem-destino. Pela própria construção, podemos dizer que esses algoritmos automaticamente se caracterizarão por serem estáticos. Um exemplo bastante conhecido é o roteamento pelo caminho mais curto (*shortest path routing*).
 - **Shortest Path Routing (SPR)** – Nesse algoritmo, a rota mais curta para cada par origem-destino torna-se a escolhida para que sejam estabelecidas as conexões entre os nós da rede.

Observa-se que, caso um algoritmo seja construído utilizando o roteamento fixo, ele será bastante simples, porém poderá apresentar desvantagens em decorrência de bloquear todas as conexões que surjam quando não há comprimento de onda disponível na única rota destinada, mesmo havendo rotas alternativas que poderiam atendê-las. Além disso, roteamento fixo será incapaz de lidar com situações de falhas nas quais um ou mais enlaces da rede sejam danificados. Para se contornar essas e outras situações, diferentes esquemas de roteamento deverão considerar caminhos alternativos ou precisarão encontrar uma rota alternativa de forma dinâmica.

- b) Roteamento com Alternativas Fixas: Nesses tipos de algoritmos, são designadas várias rotas entre os possíveis pares de nós, sendo, todavia, mantidas e ordenadas fixas numa tabela de roteamento.

Processualmente, quando chega uma requisição de conexão, as redes que se utilizam de roteamento com alternativas fixas tentarão estabelecê-la em cada uma das rotas da lista de forma seqüencial, até que uma rota com um comprimento de onda disponível seja encontrada. Caso não se encontre uma rota disponível dentre todas as demais (alternativas), a requisição será bloqueada e, conseqüentemente, perdida. Na maioria dos casos, a tabela de roteamento é ordenada dando prioridade às rotas com menor número de enlaces (*hops*) entre os nós a serem conectados, sendo as que apresentam o mesmo número de enlaces dispostas aleatoriamente ou em função da distribuição espacial do tráfego pressuposto. Iremos considerar aqui duas formas de roteamento:

- **2-Shortest Path Routing (2-SPR)** – Esse algoritmo considera apenas as duas rotas mais curtas entre os pares de nós, desprezando assim todas as demais.
- **Alternative Shortest Path Routing (ASPR)** – Aqui todas as rotas possíveis entre um nó origem e um nó destino quaisquer serão disponibilizadas e ordenadas pelo número de enlaces.

Pode-se observar que os algoritmos que empregam o roteamento com alternativas fixas, além de não apresentarem uma complexidade de implementação muito elevada, podem ser utilizados para que se disponha de tolerância a falhas nos enlaces. Contudo, conforme será descrito no capítulo VI, o provimento de eficientes mecanismos de proteção em redes será conseguido à medida que seja relegada a importância exclusiva do comprimento das rotas na formação da tabela de roteamento e passe a ser dada preferência a algumas das rotas que estejam completamente desassociadas com as outras, ou seja, não possuam enlaces em comum.

Por enquanto, iremos nos ater apenas ao selecionamento e ordenação das rotas pelo critério único do número de seus enlaces, conforme está descrito para o 2-SPR e o ASPR. Os seus benefícios, no que diz respeito à redução da probabilidade de bloqueio da rede, quando comparados aos do roteamento fixo serão aquilatados mais à frente para o anel.

Cabe ressaltar ainda que, nessas topologias, não haverá distinção entre o 2-SPR e o ASPR, visto que só existem duas rotas possíveis para cada par de nós.

- c) Roteamento Adaptativo: Conforme explicado anteriormente, as rotas entre os pares de nós origem-destino serão escolhidas dinamicamente, dependendo do estado corrente da rede.

Normalmente, esses algoritmos são definidos atribuindo-se pesos aos enlaces da rede, os quais, para cada rota, serão somados e comparados a fim de se escolher, mediante métricas específicas, a melhor rota dentre todas as admissíveis. Dada a grande variedade de critérios para se atribuir os pesos a cada um dos enlaces, um sem número de algoritmos poderão ser disponibilizados. A forma algorítmica que vamos utilizar trata da carga nos enlaces da rede, conforme descrevemos abaixo:

- **Least Loaded Routing (LLR)** – Para esse algoritmo serão consideradas todas as possíveis rotas entre os pares de nós, com a ordenação destas obedecendo à condição de menor carga na rota. Essa é medida pela carga de seu enlace mais congestionado, que por sua vez é dado pelo número de comprimentos de onda que estão sendo utilizados por este enlace.

Para ajudar a compreensão, consideraremos as seguintes definições:

Π = O conjunto dos caminhos admissíveis.

π = Um caminho em Π .

W_l = O número de comprimentos de onda que estão sendo utilizados no enlace l .

Matematicamente, a escolha do caminho menos congestionado resultará da aplicação da seguinte métrica sobre as rotas disponíveis:

$$\min_{\pi \in \Pi} \max_{l \in \pi} W_l.$$

Quando a aplicação do LLR apresenta um conjunto de rotas que fornecem um mesmo valor para a métrica acima, este empate poderá ser resolvido, por exemplo, empregando-se sobre estas rotas o ASPR.

Com a utilização do LLR no anel, veremos que serão alcançados razoáveis desempenhos, porém uma das suas desvantagem é a complexidade computacional, pois para a escolha do caminho menos congestionado, todos os enlaces de todas as rotas candidatas deverão ser devidamente analisados. Para minimizar essa complexidade,

existem variações desse algoritmo que examinam apenas os k primeiros enlaces de cada caminho, onde k é um parâmetro do algoritmo. Outra variação bastante satisfatória é conseguida dando-se prioridade ao ASPR e utilizando-se do LLR apenas para resolver empates. Entretanto, não as consideraremos nesta tese.

Simulações

Quando acoplamos as regras de decisão de AA, PF, MS e MB aos algoritmos de alocação de rota SPR, 2-SPR e LLR, podemos simular o desempenho destes para os diferentes níveis de sofisticação em alocação de comprimento de onda, pois, como vimos, essas duas heurísticas poderão ser combinadas indistintamente.

Os gráficos IV.2.a e IV.2.b a seguir comparam as curvas de probabilidade de bloqueio dos anéis utilizando alguns dos algoritmos de alocação de comprimento de onda para alocação de rota ASPR e LLR, respectivamente.

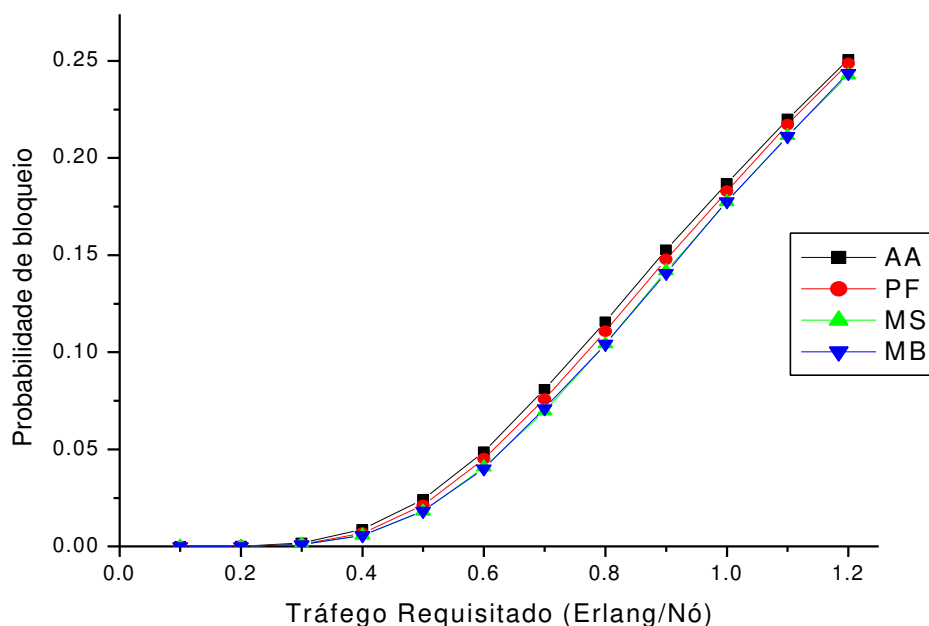


Gráfico IV.2.a – Diferentes algoritmos de alocação de comprimento de onda para alocação de rota ASPR num anel com $N=16$ e $W=4$.

Os desempenhos para ambas as formas de roteamento são sempre melhorados com a utilização de MS e MB, sendo novamente imperceptível o ganho de desempenho de um frente ao outro.

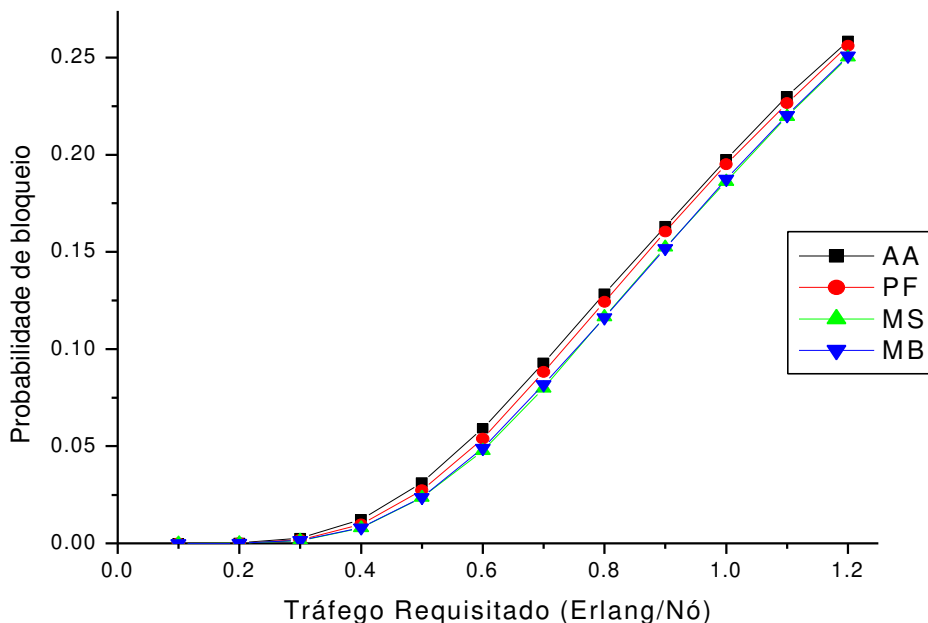


Gráfico IV.2.b – Diferentes algoritmos de alocação de comprimento de onda para alocação de rota LLR num anel com $N=16$ e $W=4$.

IV.3.5 Alocação conjunta de rota e comprimento de onda (JRW)

Conforme mencionamos, na alocação conjunta de rota e comprimento de onda, todas as possíveis combinações de alocação ($\# \text{ rotas} \cdot \# \text{ comprimentos de onda}$) serão avaliadas, conseqüentemente implicando na perda de algumas vantagens decorrentes do roteamento, primordialmente a priorização das rotas mais curta, caso não seja utilizada uma boa política de alocação conjunta.

Dois exemplos claros estão mostrados no gráfico IV.3. Observe que, caso desejemos utilizar o algoritmo aleatório na obtenção de um dos pares disponíveis, obviamente o desempenho da rede estará fortemente comprometido, pois rotas mais longas terão a mesma prioridade de rotas mais curtas sem nenhum critério, a não ser pela aleatoriedade. O outro fraco desempenho é obtido mediante o MB, mostrando que esse algoritmo não estabelece uma boa política para aplicação conjunta no anel.

Pode-se perceber o pobre desempenho do algoritmo MB frente ao MS através do seguinte raciocínio: considere que, para uma certa requisição, os comprimentos de onda disponíveis na rota mais curta estejam da forma em escada, mostrada na figura IV.5. Basta que haja um único buraco disponível na rota alternativa que esteja contido em um outro qualquer para que a alocação se dê por esta rota, mesmo estando a mais curta possivelmente

(mediante um outro critério mais bem elaborado para a alocação conjunta) em melhores condições para atendê-la. Além disso, observe pelo teorema 3 que alguns dos valores de s_i e t_i podem não depender de H e, portanto, possibilitando a escolha da rota alternativa mesmo quando os comprimentos de onda disponíveis das duas rotas estiverem em escada.

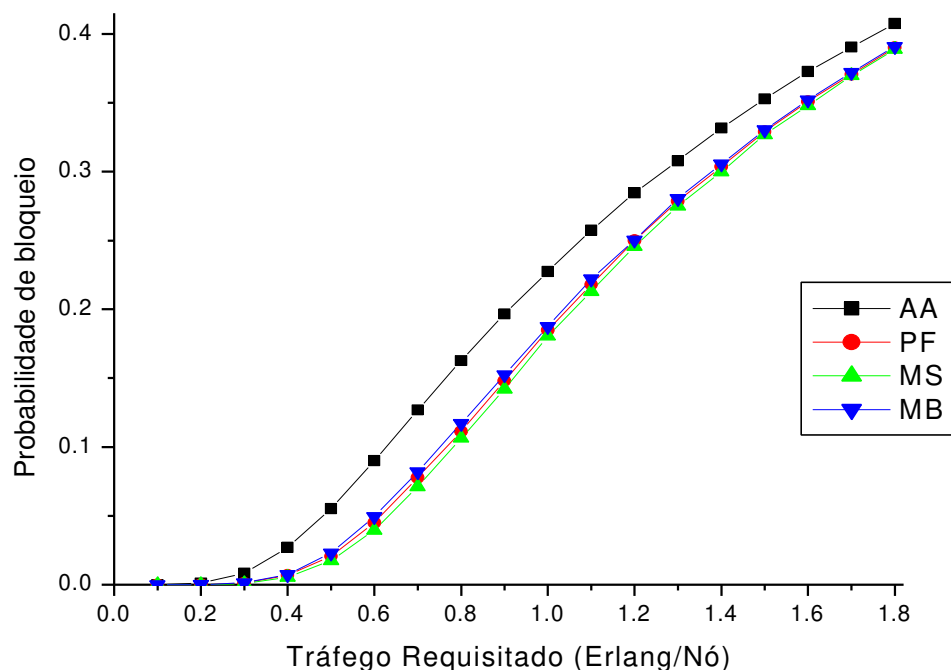


Gráfico IV.3 – Diferentes tipos de heurísticas para alocação conjunta de rota e comprimento de onda (JRW) num anel com $N=16$ e $W=4$.

Através do gráfico, podemos presumir que esses casos ocorrerão com uma maior frequência para valores baixos de tráfego, o que comprova a intuição de que sob tráfego intenso, com pouca probabilidade haverá comprimentos de onda na rota mais comprida que estejam disponíveis.

Comparação das diferentes heurísticas para atribuição de rota

Um fato interessante para se analisar diz respeito ao desempenho das redes submetidas a diferentes heurísticas de alocação de rota e a alocação conjunta JRW. O gráfico IV.4 a seguir faz uma comparação para o anel entre os 4 modelos aqui estudados quando sobre eles são adotados os critérios do algoritmo MS; escolha esta em virtude de sua heurística já ser bastante conhecida na literatura, além de apresentar bons desempenhos.

Para todos os casos, o resultado da comparação dependerá do nível de tráfego submetido ao anel. Acima de certos níveis críticos de tráfego, determinados algoritmos de

roteamento se encontram em vantagem perante outros, porém nenhum deles se apresenta continuamente com desempenho superior.

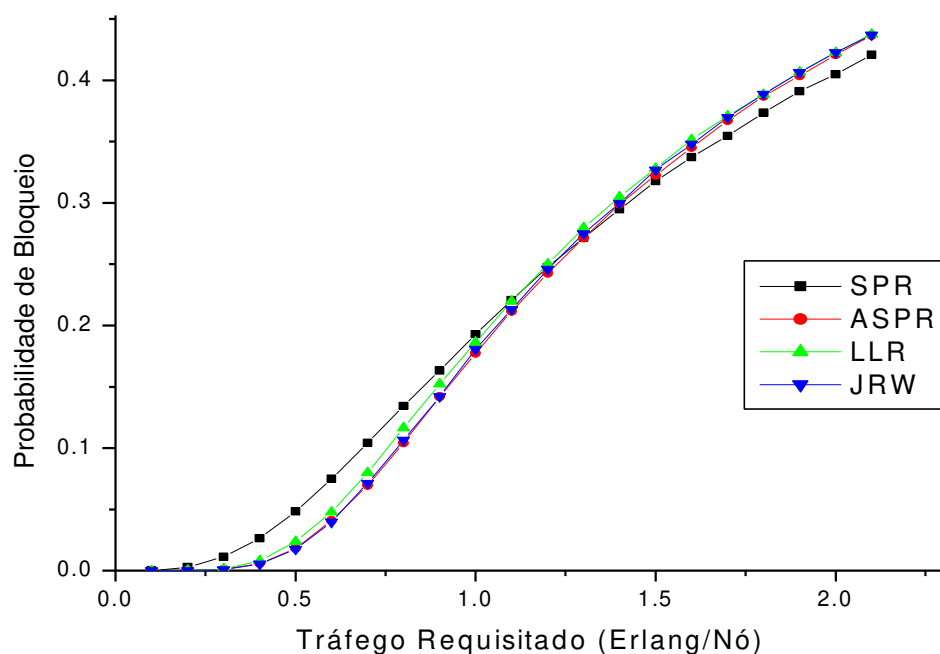


Gráfico IV.4 – Desempenho simulado de um anel com $N=16$ e $W=4$ para JRW e diferentes algoritmos de alocação de rota, todos acoplados aos critérios da heurística MS.

Um fato interessante e fácil de ser compreendido diz respeito à visível inversão, quando o tráfego cruza o valor em torno dos 1.25 Erlangs entre a curva SPR e todas as outras que consentem a utilização da rota alternativa, a qual pode ser qualitativamente explicada sob a seguinte argumentação: para valores baixos de tráfego, é intuitivo que se deva disponibilizar a rota alternativa, pois o elevado carregamento da rede decorrente da atribuição destas rotas (para o anel implica $H \geq N/2$) não será tão comprometedor devido à pequena razão entre a taxa de requisição e a de desativação de caminhos. Contudo, acima desses níveis críticos, a perturbação causada influenciará de maneira desfavorável a capacidade de atendimento da rede.

Outro fato a ser analisado por parecer um tanto quanto contraditório é o desempenho ligeiramente inferior do JRW em relação ao ASPR, valendo ressaltar que estamos nos atendo ao MS para as devidas atribuições. Para mostrar que a utilização do JRW nem sempre irá conduzir à melhor escolha a longo prazo, mesmo sob os próprios critérios de minimização do incremento da probabilidade de bloqueio de rota colorida, atenhamo-nos às duas rotas possíveis (horária e anti-horária) com apenas um único comprimento de onda

livre em cada, conforme mostrado na figura IV.5 pelo anel externo e interno. O restante da figura acima e abaixo mostra a progressão dos estados da rede caso fosse utilizado o ASPR ou o JRW, respectivamente, supondo que a rede inicialmente contenha uma conexão de $3 \rightarrow 1$ no sentido anti-horário e que surjam duas novas requisições: de $0 \rightarrow 3$ e de $7 \rightarrow 6$.

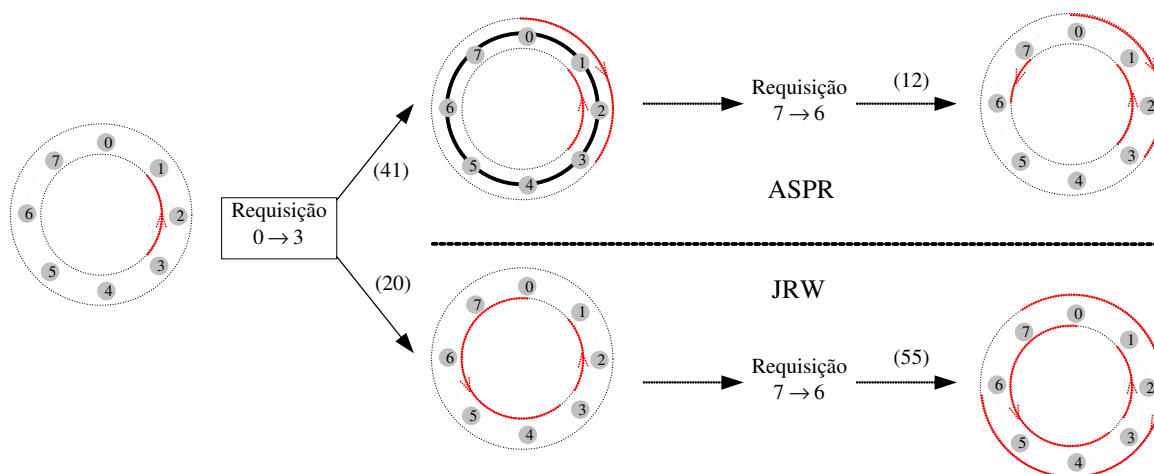


Figura IV.5 – Um exemplo para mostrar um possível pior desempenho acarretado pela utilização do JRW em contraposição ao ASPR.

A acomodação da requisição $0 \rightarrow 3$ acarretará uma menor perda de capacidade ($20 \times 41^*$) caso resolvamos roteá-la pelo maior percurso ($0-7-6-5-4-3$) ao invés do menor ($0-1-2-3$), fazendo com que o JRW, ao contrário do ASPR, prefira o caminho mais longo. Porém, com o surgimento de uma nova requisição, por exemplo $7 \rightarrow 6$, a impossibilidade de roteá-la pelo caminho mais curto na rede sob o JRW acarretará agora prejuízos na capacidade bem mais significativos (55) do que os acarretados pelo ASPR (12), claramente sumando, após as duas transições, perdas de capacidade bem mais perceptíveis, além de conduzir a rede para um estado bem mais susceptível a futuros bloqueios, conforme facilmente se percebe.

Obviamente, o desempenho do JRW estará condicionada à não predominância de casos com essas características. Entretanto, pelo que mostram as simulações anteriores, a ocorrência desses casos é refletida de forma tal que um algoritmo mais simples, por priorizar a rota mais curta, consiga um melhor desempenho (ainda que ligeiramente) quando comparado a um algoritmo que procura, a cada instante, a minimização da perda da

* Quando um certo comprimento de onda estiver completamente desocupado, a equação que retrata o número de rotas que teve a capacidade decrescida de uma unidade é dada por: $N \cdot (N-1) - \sum_{i=1}^{N-h} N-H-i+1$. Quando não, é dada por $(H+n^2-a^2-b^2)/2$, ver eq.(IV.5).

capacidade de rota colorida sob todos os pares [rota, comprimento de onda].

Ressalta-se, por conseguinte, uma certa contradição intuitiva de que, por se analisar todas as possíveis combinações de alocação, o JRW forneceria sempre os melhores resultados, reforçando um comentário já proferido de que estes advirão de uma combinação adequada entre as heurísticas de rota e comprimento de onda, sejam elas realizadas conjuntamente ou separadamente.

IV.3.6 Influência do tamanho do anel na probabilidade de bloqueio das requisições.

À medida que o número de nós do anel aumenta, para um mesmo tráfego requisitado por nó, a quantidade de requisições que chegam à rede cresce com o valor de N , porém, ao mesmo tempo, a quantidade de banda (quantificada em termos do número de enlaces vezes o número de comprimentos de onda por enlace) também aumenta com o mesmo fator, dando a impressão de que uma mesma probabilidade de bloqueio seria então acarretada. Entretanto, visto que o comprimento médio das rotas requisitadas tende a acompanhar o crescimento de N quando o tráfego não se encontra localizado nas vizinhanças dos nós, uma maior utilização dos enlaces por requisição seria ocasionada, consequentemente provocando o aumento da probabilidade de bloqueio média para uma mesma intensidade de tráfego.

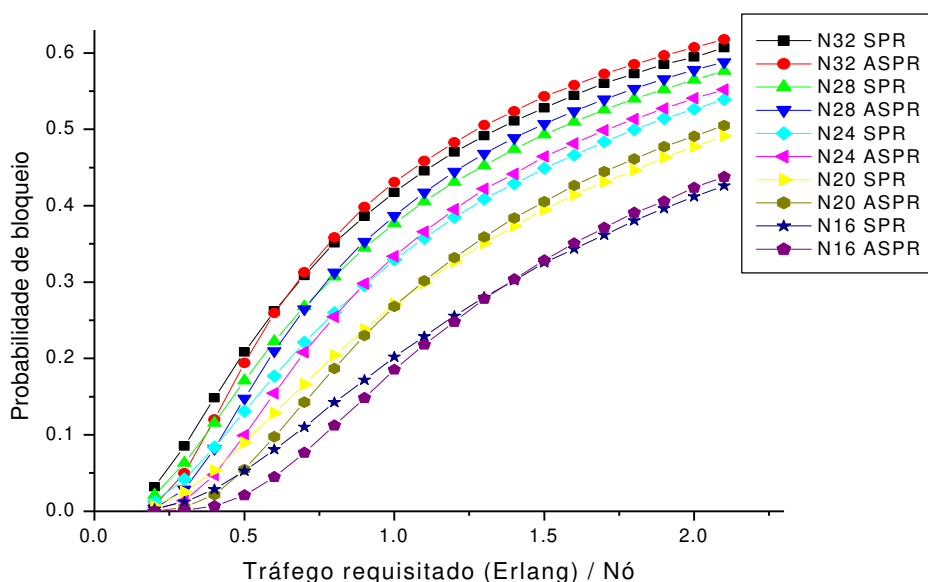


Gráfico IV.5.a – Influência do tamanho do anel na probabilidade de bloqueio para PF/SPR e PF/ASPR sob tráfego espacialmente uniforme.

O gráfico IV.5.a compara o desempenho de diversos anéis com tamanhos que variam de 16 a 32 nós, quando sobre eles são utilizados os algoritmos SPR e ASPR acoplados à heurística PF para a escolha do comprimento de onda. O gráfico IV.5.b mostra a mesma comparação entre os anéis, exceto que agora é utilizado o MS acoplado a SPR e JRW.

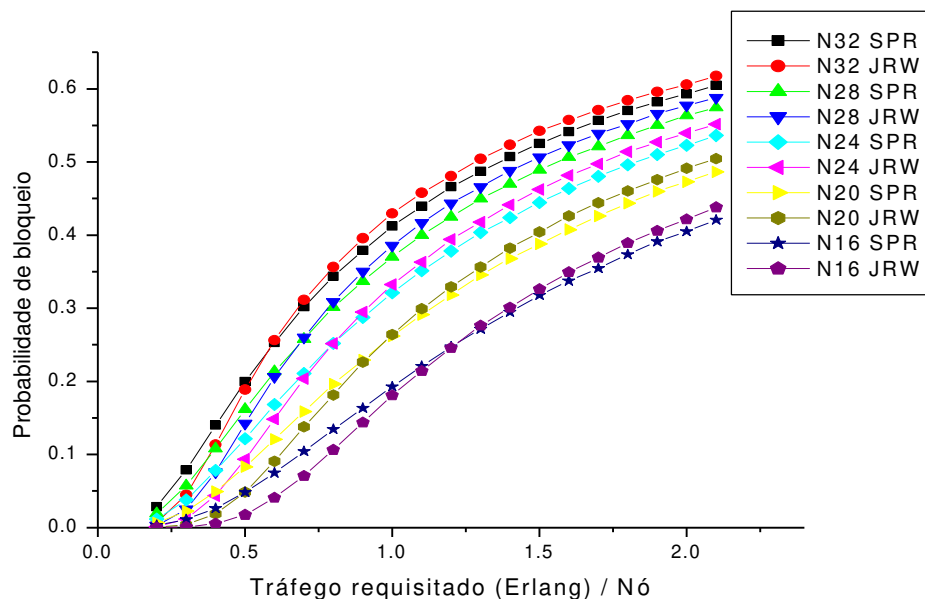


Gráfico IV.5.b – Influência do tamanho do anel na probabilidade de bloqueio para MS/SPR e MS/JRW sob tráfego espacialmente uniforme.

Consegue-se observar que, não importando o caso, o resultado da comparação novamente dependerá do nível de tráfego submetido ao anel, pois acima de certos níveis críticos, o roteamento exclusivamente pelo caminho mais curto se mostra sempre mais vantajoso.

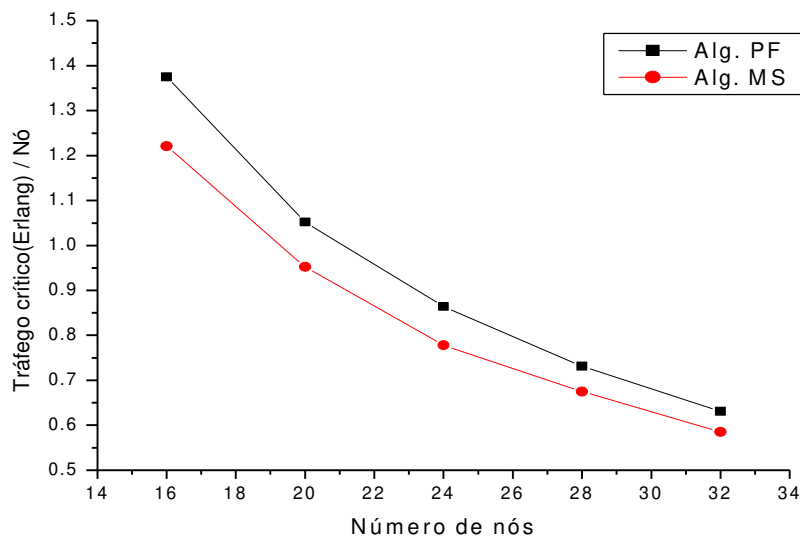


Gráfico IV.6 – Tráfego crítico para distribuição espacial uniforme.

Juntando as informações contidas nos dois gráficos, pode-se suspeitar da dependência desses níveis críticos de tráfego não apenas com o tamanho do anel, mas também com o tipo de algoritmo de alocação de comprimento de onda empregado. O gráfico IV.6 acima procura justamente mostrar essa dependência através das curvas representativas do tráfego crítico em função do número de nós para os algoritmos PF e MS. Ambas as curvas foram obtidas supondo-se um tráfego espacialmente uniforme.

O desempenho simulado para o tráfego espacialmente exponencial com $r = 2/3$ é mostrado no gráfico IV.7 a seguir. A pequena discrepância entre as curvas do gráfico comprova a suposta influência de que, para tráfegos concentrados nas vizinhanças, o tamanho do anel influenciaria menos significativamente a probabilidade de bloqueio das requisições, tendo em vista o não tão acentuado crescimento do comprimento médio das rotas requisitadas com o número de nós N da rede.

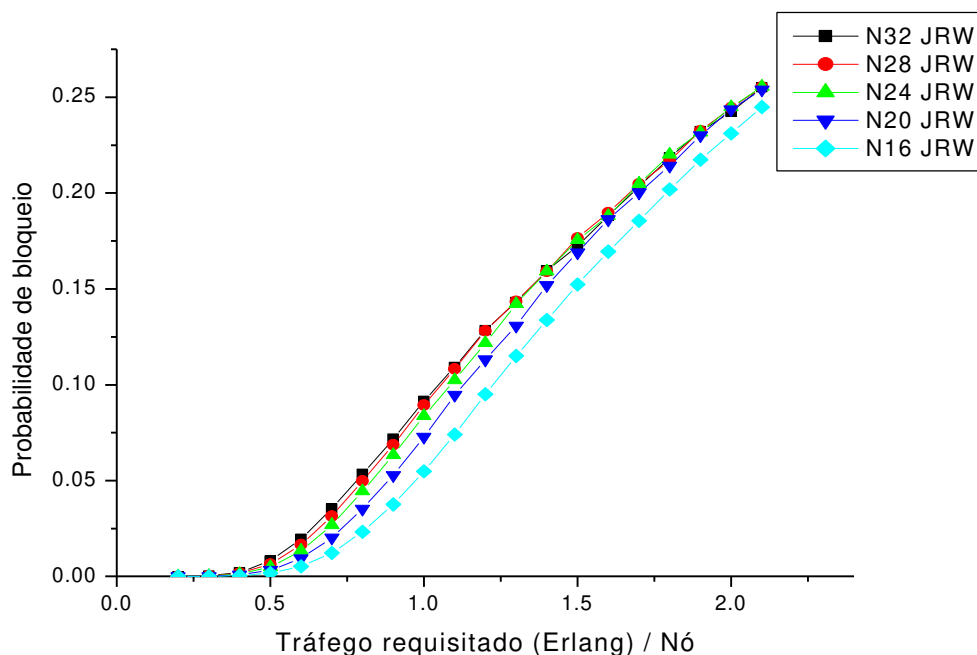


Gráfico IV.7 – Influência do tamanho do anel na probabilidade de bloqueio para MS/JRW sob tráfego espacialmente exponencial com $r = 2/3$.

A mesma comparação realizada anteriormente entre os níveis críticos de tráfego é apresentada no gráfico IV.8 para o tráfego espacialmente exponencial com $r = 2/3$. Novamente o PF apresenta valores de tráfego crítico um pouco superiores aos do MS.

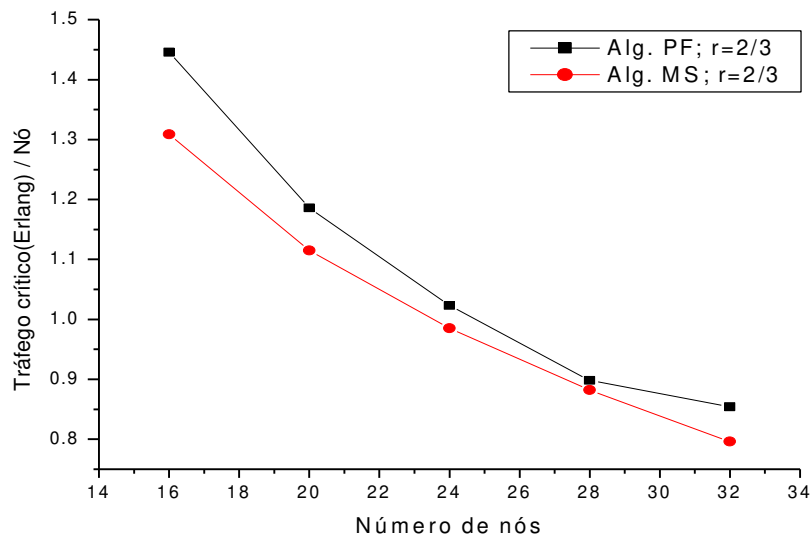


Gráfico IV.8 – Tráfego crítico para distribuição espacial exponencial com $r = 2/3$.

Voltando à questão do desempenho superior do roteamento SPR frente às outras heurísticas quando o tráfego atinge valores elevados, esse comportamento nos faz suspeitar que a adoção de regras responsáveis por bloquear algumas requisições mesmo quando se dispõe de recursos na rede (no caso do SPR, a rota alternativa) possa trazer, a esta, benefícios à sua capacidade global de atendimento, conforme apresentado adiante.

IV.4 Políticas de Bloqueio

Até agora supusemos que, mediante o algoritmo de atribuição de rota e comprimento de onda utilizado, sempre que a rede disponibilizar de recursos para o atendimento de uma requisição de conexão, ela não terá outra alternativa senão estabelecê-la. Porém, em algumas situações, a acomodação de certas requisições acarretaria à rede um custo bastante elevado em virtude do comprometimento dos recursos subsistentes. Nesses casos, torna-se vantajoso a adoção de uma política de bloqueio capaz de decidir quais requisições, dentre o conjunto de requisições possíveis, deverão ser bloqueadas mesmo quando se dispõe de recursos para atendê-las. Um caso particular, por apresentar uma política de bloqueio já implícita, pode ser encontrado no SPR, conforme descrevemos anteriormente. Outros exemplos referem-se geralmente à saturação da carga nos enlaces, às perdas de capacidades de atendimento de futuras requisições, etc. Um modelo simples e com resultados um tanto quanto satisfatórios para ser empregado no anel é descrito a seguir.

IV.4.1 Política de bloqueio $N/4$

Um tipo de política de bloqueio bastante sugestiva para ser empregada no anel baseia-se na disponibilização da rota alternativa apenas para as requisições em que o comprimento destas rotas não diferem muito da principal. Daí surge o critério $N/4$, pois qualquer caminho cuja rota principal tenha seu comprimento inferior a este valor não deverá ter disponibilizada a rota alternativa, visto que esta abrangerá quase todos os enlaces da rede. O gráfico seguinte compara o desempenho dos algoritmos de atribuição de rota SPR com o ASPR quando este se utiliza ou não da política de bloqueio $N/4$. Novamente estamos adotando como algoritmo de atribuição de comprimento de onda o MS para um anel com $N=16$ e $W=4$. Pode-se perceber agora que, embora o ASPR $N/4$ só disponibilize a rota alternativa para metade dos pares origem-destino, a escolha desses pares é tal que o seu desempenho para tráfegos baixos consegue praticamente acompanhar o do ASPR, havendo uma superação quando o tráfego atinge valores mais elevados, embora não tão expressiva a ponto de evitar a inversão com a curva SPR. Esse resultado mostra que a adoção de políticas de bloqueio mais apuradas, por exemplo, levando em conta o estado atual da rede, deverá conduzir as curvas de desempenho para valores ainda mais salutares.

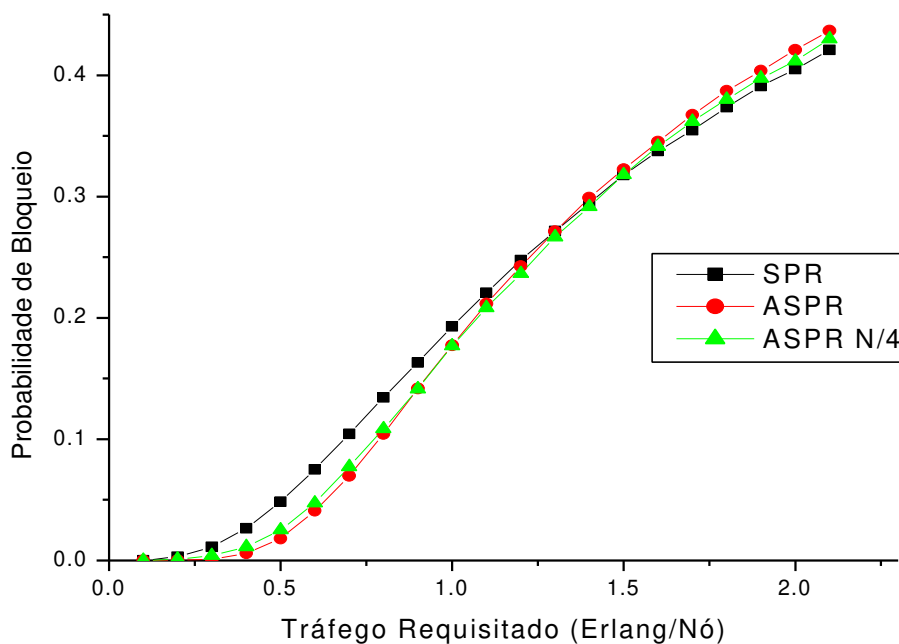


Gráfico IV.9 – Comparação entre o algoritmo ASPR com política de bloqueio $N/4$ e os algoritmos SPR e ASPR. Todos eles utilizam MS para alocação de comprimento de onda.

IV.5 Outras Métricas a Serem Consideradas

Nesta seção serão apresentadas duas outras métricas que também poderão ser empregadas para a avaliação do desempenho das redes ópticas. São elas: O tempo da primeira passagem e imparcialidade (*fairness*).

IV.5.1 Tempo da primeira passagem.

Vimos na seção III.3 que o modelo sem bloqueio conduziria o projeto da rede a disponibilizar uma significativa quantidade de recursos (avaliada em termos de comprimentos de onda), a fim de que se conseguisse atender toda e qualquer requisição em conformidade com o modelo de tráfego assumido. Entretanto, com a idéia do modelo com bloqueio acoplada à definição de estado da rede, observou-se que, se ao invés de considerar todas as possíveis transições de estados que pudessem vir a ocorrer (obviamente em decorrência do modelo de tráfego assumido), fossem desprezados aqueles poucos casos que exigiriam enormes recursos da rede, substancial economia de projeto seria alcançada sem, sobretudo, representar grandes perdas de desempenho.

Simplificadamente, pode-se visualizar o modelo com bloqueio através de uma representação gráfica do espaço de estados da rede, como mostra a fig.IV.5.

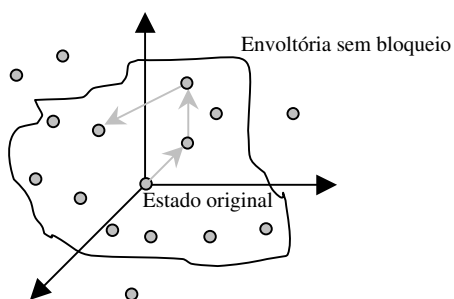


Figura IV.5 – Representação da evolução dos estados da rede.

Nessa representação, serão inseridos todos os estados possíveis da rede, ou seja, aqueles padrões de caminhos ópticos que poderiam ocorrer caso fosse utilizado o modelo sem bloqueio. Dessa forma, mediante o conhecimento do projeto utilizado para a rede com bloqueio, pode-se criar uma envoltória que se restringirá a abranger apenas aqueles estados possíveis de acontecerem, obviamente em decorrência das limitações dos recursos da rede.

Assim sendo, a cada nova requisição que surge, duas hipóteses poderão ser contempladas: ou essa requisição faria mudar o estado corrente da rede para um outro que, evidentemente, também estivesse envolto pelo envelope sem bloqueio, sendo este novo estado função do algoritmo de alocação de rota e comprimento de onda empregado; ou essa requisição não seria atendida, inalterando assim o estado presente da rede.

Entretanto, conforme já fora mencionado, o fato de se bloquear conexões correspondentes a algumas dezenas de Gbps pode se tornar bastante dispendioso para o operador da rede. Este, por sua vez, poderia preferir negociar o adição de recursos à rede para atender as novas requisições, ao invés de desperdiçá-las. Conseqüentemente, em vez de se projetar a rede com o intuito de se alcançar uma certa probabilidade de bloqueio, poderia também ser apropriado projetá-la a fim de que seja maximizado o tempo correspondente à primeira ocorrência de bloqueio, ou, equivalentemente, maximizar o número de conexões atendidas antes da primeira ser bloqueada. Em termos estatísticos, esse fato é conhecido como o tempo da primeira passagem, o qual também poderá ser uma métrica relevante, visto que se trata do instante no qual o operador necessitará expandir a capacidade da sua rede.

As curvas do gráfico a seguir procuram mostrar que as técnicas algorítmicas comumente empregadas para a minimização da probabilidade de bloqueio também seriam apropriadas para retardar a inclusão de novos recursos à rede. Pois, mediante o

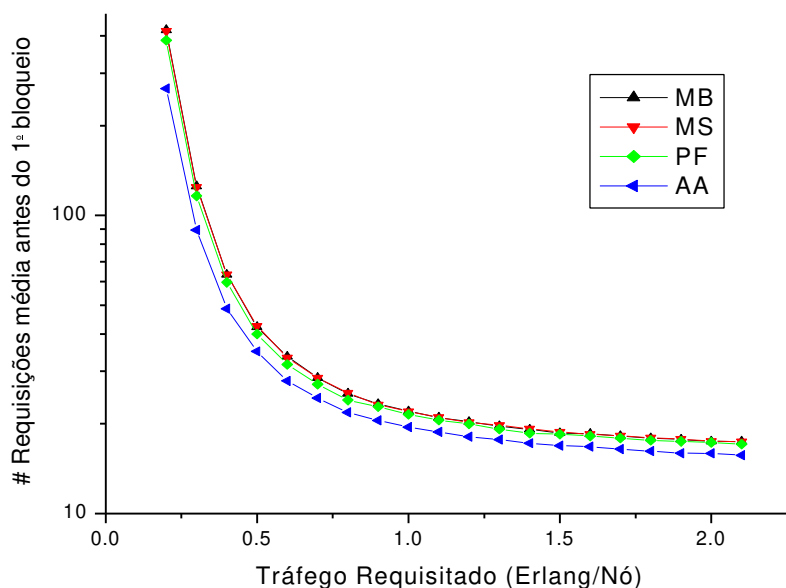


Gráfico IV.10 – Estimação do tempo da primeira passagem para uma rede em anel com $N=16$, $W=4$, utilizando o roteamento pelo caminho mais curto (SPR).

conhecimento de quantas conexões, em média, conseguem ser atendidas antes de que a primeira seja bloqueada e da taxa média de requisições presente na rede, pode-se dividir um pelo outro e assim estimar o tempo médio para o primeiro bloqueio.

Consegue-se novamente reparar que, mesmo mudando o critério de desempenho, os algoritmos que buscam o desbalanceamento da carga continuam apresentando melhores resultados quando comparados aos de intuito contrário. Além disso, o desempenho dos algoritmos continuam com a mesma ordenação, mais uma vez sem que consigamos distinguir, por tal parâmetro, o MB do MS, quando apenas a rota mais curta é considerada.

IV.5.2 Imparcialidade (*Fairness*)

No geral, qualquer rede terá a propriedade de fornecer uma maior probabilidade de bloqueio aos caminhos de maior comprimento. Dependendo de sua topologia, de seus recursos presentes e das regras de roteamento e atribuição de comprimento de onda utilizadas, uma rede óptica poderá apresentar um tratamento demasiadamente desigual entre caminhos de tamanhos distintos, transportando para a camada cliente diferentes dificuldades de comunicação entre seus nós. O gráfico abaixo mostra essa desigualdade para um anel submetido a vários algoritmos de alocação de comprimento de onda acoplados a SPR, sendo considerado um tráfego espacialmente uniforme de 2.1 Erlangs/Nó.

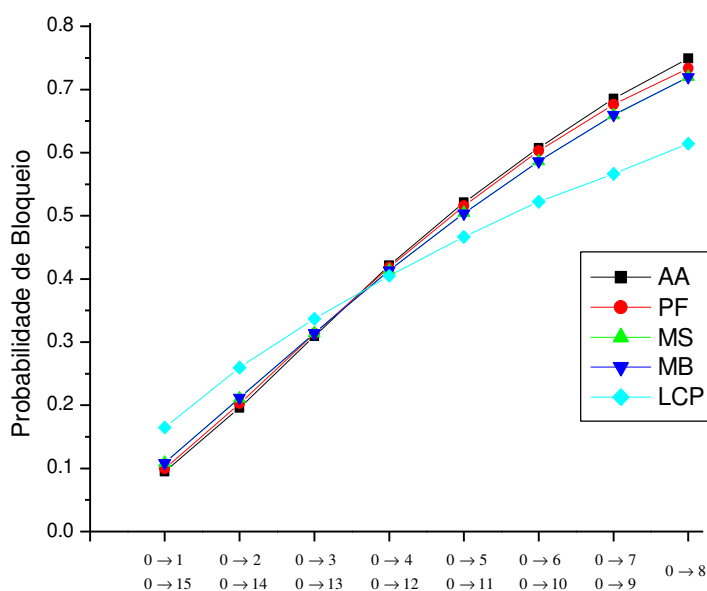


Gráfico IV.11 – Comparação da probabilidade de bloqueio entre requisições distintas tomadas a partir do nó 0 para o algoritmo de alocação de rota SPR sob um tráfego de 2.1 Erlangs/Nó.

Como era de se esperar, a discrepância dos valores se apresenta mais pronunciada quando a rede não se utiliza de conversão de comprimento de onda, visto que a descoberta de caminhos compridos desocupados que satisfaçam a restrição de continuidade de comprimento de onda será mais difícil do que se não houvesse tal restrição.

Para uma rede, diferenças acentuadas podem se tornar um tanto quanto indesejáveis, acarretando com isso uma possível necessidade de se avaliar e escolher os algoritmos não apenas pela probabilidade de bloqueio global apresentada, mas também pela sua capacidade de uniformizar a qualidade de atendimento das requisições.

Dentre os diferentes algoritmos de alocação de comprimento de onda, o gráfico IV.11 mostrou uma pequena influência por parte deles, estando novamente o MS e o MB apresentando melhores desempenhos.

Normalmente, sob as mesmas condições de recursos, a procura pela imparcialidade nas conexões geralmente conduz a rede a apresentar um desempenho médio inferior do que aquelas que não possuem este tratamento. No anel, devido ao fato de a rota alternativa de caminhos curtos ser longa e vice-versa, naturalmente os algoritmos de roteamento que disponibilizam a rota alternativa deverão apresentar melhores desempenhos no que diz respeito à imparcialidade no atendimento (mostrado no gráficos IV.12 abaixo), ficando o desempenho global limitado a faixas de valores no tráfego requisitado, como mostrou o gráfico IV.4.

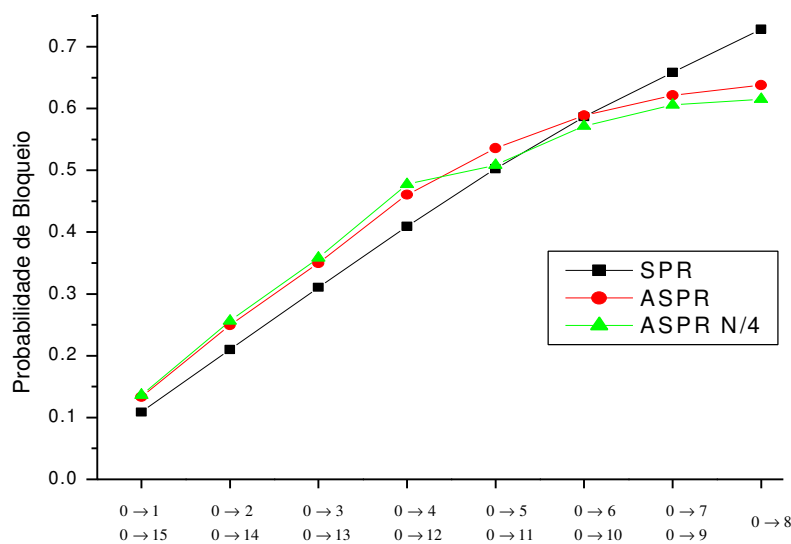


Gráfico IV.12 – Comparação da probabilidade de bloqueio entre requisições distintas tomadas a partir do nó 0 para diferentes algoritmos de alocação de rota, sob um tráfego de 2.1 Erlangs/Nó.

Para uma rede genérica, refinando um pouco mais os critérios, poder-se-ia dispor de um maior número de rotas alternativas para os caminhos compridos e um menor número para os curtos. Esse desempenho pôde ser comprovado no anel com a utilização da já mencionada política de bloqueio $N/4$, conforme mostrou o gráfico IV.12. Deve ser ressaltado que, para esse caso, tanto a parcialidade se torna menos acentuada quanto o próprio desempenho médio praticamente não mais se restringirá a algumas faixas de valores, desta vez comprovada pelo gráfico IV.9.

Este capítulo, portanto, procurou mostrar que o desempenho das redes ópticas WDM com bloqueio poderia ser melhorado através do tratamento gerencial dos recursos da rede, ou seja, do aperfeiçoamento dos *softwares* responsáveis pelo controle de admissão de novas requisições. O capítulo seguinte novamente irá focar o aumento do desempenho acarretado nas redes ópticas com bloqueio, porém vinculado a um diferente arranjo da rede (o que corresponde a alteração de sua topologia física), ou à inserção e conseqüente disponibilização de uma maior quantidade de recursos.

CAPÍTULO V – Ampliação, Interconexão e Evolução das redes WDM em Anel

Neste capítulo serão abordadas algumas das questões enfrentadas pelos operadores de rede quando se deparam com a necessidade de ampliação da capacidade da rede sob seus domínios. Para isso, serão estudados os desempenhos de algumas estratégias de projeto que preservam a topologia física em anel, bem como duas formas prováveis para as primeiras evoluções destas topologias.

V.1 Introdução

O capítulo anterior mostrou que, com o aumento do tráfego requisitado pelos nós da rede cliente, a probabilidade de bloqueio poderá chegar a assumir valores não mais toleráveis, tal que mesmo o emprego dos melhores algoritmos de roteamento e atribuição de comprimento de onda ou até mesmo a inserção de conversão total nos nós não consigam desempenhos satisfatórios.

Dessa feita, em conseqüência do quanto de desempenho é almejado e dependendo da flexibilidade na quantidade de investimentos a serem empregados, pode vir a ser necessário ou que uma melhor alternativa arquitetônica, restringindo-se a preservar os recursos já disponíveis, seja implantada, ou que mais recursos sejam inseridos à rede fotônica para o suprimento dessas limitações. Com ressalvas, a inserção desses recursos pode se dar de forma a alterar o tipo (geometria) da topologia física da rede ou, contrariamente, apenas multiplicar os seus recursos.

Para os dois casos em que a topologia física da rede é alterada, o aumento da capacidade deverá ser aquilatada em termos de alternativas arquitetônicas viáveis e que, independentemente da possibilidade ou não da inserção de novos recursos à rede, tome-os sempre de forma a constituírem uma disposição topológica mais vantajosa. Normalmente, o que se procura aqui é aumentar a capacidade de atendimento da rede mediante as vantagens advindas da adoção dos seguintes artifícios:

- Alteração de algumas características intrínsecas à disposição dos recursos da rede, como por exemplo, conforme explicados mais adiante: o seu diâmetro, o comprimento médio das rotas, o comprimento médio de interferência, etc.;

- Dependendo da distribuição de tráfego, a busca por arranjos que evitem a presença de nós sobrecarregados no que diz respeito à tarefa de roteamento dos caminhos ópticos presentes.

Já quando se procura preservar o tipo da topologia física da rede, o arranjo dos recursos deverá ser o mesmo, contrastando-se à sua quantidade. Devido à maior simplicidade de implantação decorrente da preservação do tipo da topologia física, deva-se esperar que, caso seja atingido um grau de desempenho desejável, esta estratégia consiga, na maior parte das vezes, preferência frente as demais. Para essa última hipótese, basicamente há três formas para a ampliação da capacidade da rede:

- Inserindo-se novas funcionalidades aos nós roteadores; por exemplo: conversão de comprimento de onda, ausência de bloqueio no padrão de roteamento com a camada cliente, etc.;
- Lançando-se mais fibras, ou equivalentemente apropriando-se de fibras já lançadas;
- Aumentando-se a carga de comprimentos de onda sobre a fibra ou, na presença de saturação de carga, aumentando-se o tamanho do “pool” de comprimentos de onda disponíveis.

Obviamente, a implantação de cada uma dessas três formas básicas de ampliação resultará em diferentes desempenhos, estando cada qual associada com questões de ordem econômica do tipo: enquanto o primeiro caso dependerá do preço dos recursos decorrente do estado da arte presente, o segundo e o terceiro envolverão problemáticas que variam significativamente com a disponibilidade ou não de espaços físicos e com a qualidade das fibras disponíveis em mãos, respectivamente.

Portanto, o que se pode observar é que, para a escolha de uma das alternativas (sejam as que procuram preservar o tipo da topologia física da rede, sejam as que implicam em modificá-la), é de fundamental importância o conhecimento do aumento no tráfego que pode ser atendido de modo a alcançar algum desempenho almejado, em nossa abordagem novamente especificado em termos da probabilidade de bloqueio das requisições. Pois será esse critério associado às dificuldades agregadas e aos investimentos a serem despendidos os que definirão a viabilidade da ampliação da capacidade da rede. A eficácia dessas alternativas ficará bem mais perceptível após o entendimento de um critério chamado fator de reuso, conforme descrito a seguir:

Fator de reuso

O aumento da capacidade de atendimento de uma rede claramente dependerá, além da modificação arquitetônica, da quantidade, funcionalidade e controle dos investimentos a serem acrescidos à sua topologia física. Geralmente, esse aumento nas redes ópticas aparecerá proporcionalmente superior ao crescimento dos recursos (fibras, comprimentos de onda, etc.) disponibilizados, caracterizando o chamado “ganho de entroncamento”. Portanto, uma maneira bastante conveniente de se avaliar o desempenho de uma rede óptica é o fator de reuso de comprimento de onda R , o qual se define como o tráfego requisitado por comprimento de onda, capaz de satisfazer uma determinada probabilidade de bloqueio devidamente especificada.

Claramente, a dependência de R estará associada com: a) a topologia da rede; b) a distribuição de tráfego na rede; c) o algoritmo de atribuição de rota e comprimento de onda utilizado; d) o número de comprimentos de onda disponibilizados; e e) a funcionalidade existente nos nós da rede.

Os efeitos causados pelas alternativas b) e c) já foram previamente discutidos e analisados no capítulo anterior, restando para este o tratamento com respeito à topologia da rede e ao número de comprimentos de onda disponíveis, sendo acrescido ainda a quantificação dos benefícios causados pela inserção de conversão nos nós, o qual se enquadra no item e).

Com esse intuito, o capítulo em mãos será composto por: seção V.2 – Conversão de comprimento de onda – responsável em tratar a dependência dos benefícios acarretados pela conversão na rede; seção V.3 – Ampliação do “pool” de comprimento de onda – destinado a quantificar o ganho de entroncamento obtido pela ampliação da grade de comprimento de onda; seção V.4 – Duplicação da planta de fibras – a qual retratará a influência da ampliação da planta de fibras sob diversos regimes de integração; finalizando pela seção V.5 – Interconexão e emaranhamento de anéis ópticos – onde será quantificado o desempenho de prováveis evoluções do anel, mostrando assim como algumas modificações topológicas nestas arquiteturas de rede poderão influenciar de forma decisiva as suas capacidades de atendimento.

V.2 Conversão de comprimento de onda

Uma das formas de se aprimorar o desempenho das redes ópticas sem que se precise lançar mais fibras ou alterar o “pool” de comprimentos de onda diz respeito à inclusão de conversão de comprimento de onda nos nós roteadores. Entretanto, como visto na seção III.2, o uso desse artifício introduzirá um aumento nos custos e complexidade do *hardware* desses nós, por conseguinte passando a ser de fundamental importância a aferição do quanto de benefícios tal artimanha ocasionaria à rede.

Dependendo do modelo de tráfego e de atendimento adotados para a implementação das redes ópticas, diferentes benefícios poderão ser extraídos com o enfraquecimento da restrição de continuidade do comprimento de onda. Por exemplo, [4] mostra que uma rede em anel submetida a uma demanda *offline* de caminhos e que possua capacidade total de conversão de comprimento de onda em apenas um de seus nós pode suportar todas as requisições por caminhos ópticos com carga $L \leq W$. Dessa feita, iremos procurar avaliar, através de simulações, quais os benefícios acarretados sobre a capacidade de atendimento da nossa rede em anel (a qual possui um modelo de atendimento com bloqueio e um modelo de tráfego estatístico), quando a ela é atribuída capacidade esparsa de conversão, entendida como a que não está presente em todos os nós da rede.

O maior dificultador para a inclusão de esparsialidade na rede é a escolha (disposição) dos nós que receberão a conversão. Porém, com a simetria do anel e supondo que todos os nós estejam demandando o mesmo tráfego, esse problema se torna trivial, bastando que se busque uma distribuição mais simétrica possível. O gráfico seguinte compara os desempenhos para uma rede composta por 0,1,2,4,8 e 16 nós dotados com conversão total de comprimento de onda. É utilizado o algoritmo PF para alocação de comprimento de onda sobre a rota mais curta (SPR). A curva NC16 é equivalente à LCP mostrada no capítulo anterior, a qual representa conversão total em todos os nós; sendo por isso imune à natureza do algoritmo de alocação de comprimento de onda utilizado.

Esses resultados servem para enfatizar que, para o anel, o aumento da capacidade obtida com a inserção de conversão de comprimento de onda é bastante pequena, sendo a sua viabilidade econômica agravada ainda mais com os custos decorrentes do aumento da complexidade no *hardware* dos nós. Para a amenização deste embargo, poder-se-ia pensar na adoção de conversão parcial. Porém, conforme mencionado, além do seu desempenho

ser ainda menos significativo, seriam acrescentadas dificuldades ao software de gerenciamento da rede.

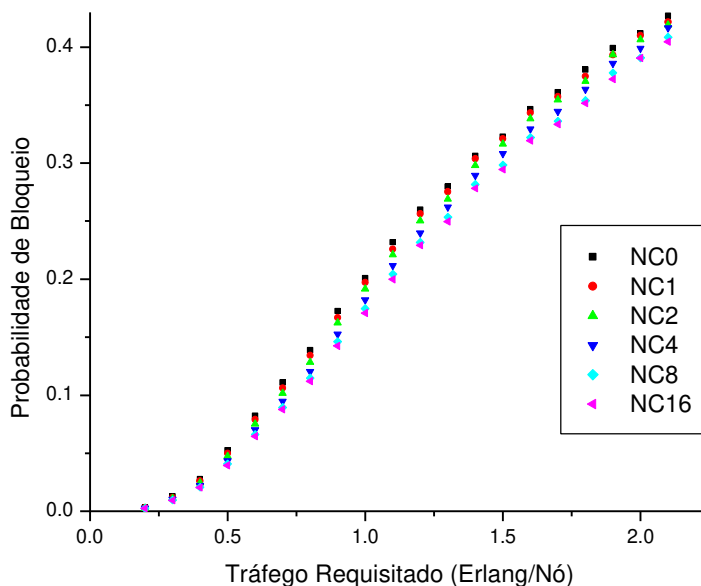


Gráfico V.1 – Comparação entre diversos níveis de esparsialidade numa rede óptica em anel com $N=16$, $W=4$, utilizando o algoritmo PF acoplado a SPR.

Em geral, a probabilidade de bloqueio numa rede sem conversão de comprimento de onda aumenta com o crescimento do tamanho de suas rotas, visto que se torna mais difícil a obtenção de um comprimento de onda comum em todos os enlaces destas rotas. Ao mesmo tempo, como mostrado no gráfico IV.11, o efeito da conversão total se apresenta cada vez mais acentuado à medida que cresce o comprimento da rota requisitada, fazendo-nos supor que os seus efeitos deverão ser mais expressivos para aquelas topologias de redes detentoras das rotas mais compridas.

Entretanto, outros resultados na literatura [9] também vêm mostrando que conversão de comprimento de onda geralmente fornece benefícios mais significativos às redes com topologias emaranhadas do que às de anel ou em linha, apesar de estas últimas geralmente possuírem rotas bem mais longas do que as primeiras. Isso se explica pelo fato de que, nas topologias anulares e lineares, uma grande proporção de conexões que utilizam enlaces em comum, normalmente requerem o uso de vários outros enlaces adjacentes também em comum, reduzindo assim a “mistura” de conexões sobre uma rota, o que, conseqüentemente, reduz a necessidade por conversão de comprimento de onda.

A quantificação desses efeitos é estudada em [10], onde foi introduzido o conceito de comprimento de interferência (*interference length*) L , definido como o número esperado de enlaces compartilhados por dois caminhos ópticos que compartilham ao menos um de seus enlaces. Foi mostrado então que uma importante medida dos benefícios causados pela conversão de comprimento de onda é o que os autores identificaram por comprimento de rota efetivo, definido como a razão do comprimento da rota H e o seu comprimento de interferência L .

Mediante esse novo conceito, podemos agora entender o pouco expressivo benefício da conversão no anel, conforme expresso pelas curvas do gráfico anterior. Essas topologias, embora possuam rotas longas, também possuem alto valor para o comprimento de interferência, o que torna o comprimento de rota efetivo relativamente baixo. Um caso oposto, porém com similar benefícios, pode acontecer com algumas topologias altamente emaranhadas, pois tanto o comprimento de interferência quanto o comprimento das rotas, ambos assumirão valores notoriamente pequenos, novamente conduzindo a um modesto comprimento de rota efetivo. Já quando se utiliza topologias do tipo *mesh-torus*, as quais possuem rotas longas com pequenos comprimentos de interferência, [11] mostra que conversão de comprimento de onda provê significativas melhorias no desempenho da rede, principalmente quando esta possui um elevado número de nós.

Um outro fator para a determinação dos benefícios causados com a conversão e que deverá abranger qualquer tipo de topologia é o número de comprimentos de onda disponibilizados em cada enlace da rede.

Obviamente, o desempenho de uma rede óptica dotada de um único comprimento de onda será o mesmo com ou sem conversão. Por sua vez, diversos trabalhos vêm mostrando que melhorias na probabilidade de bloqueio vinculadas à inserção de conversão torna-se cada vez mais significativas à medida que o número de comprimentos de onda aumenta, visto que um maior número destes permitirá uma maior flexibilidade para a formação dos caminhos ópticos.

Entretanto, ao passo que a quantidade de comprimentos de onda aumenta, o tráfego requisitado que pode ser suportado pela rede (sem conversão) para uma dada probabilidade de bloqueio também aumentará, o qual, conforme dito anteriormente e quantificado na próxima seção, geralmente superior ao crescimento dos recursos.

Dessa feita, torna-se de relevante importância a adoção de uma medida que forneça a proporção de tráfego extraordinário que poderá ser transportado em decorrência da introdução da conversão. Essa medida é o *ganho de utilização* (G), definido como a razão do tráfego suportado por uma determinada rede com e sem conversão, para uma certa probabilidade de bloqueio. Para os provedores de serviços, será de fundamental importância o conhecimento desse parâmetro, pois é ele que deverá quantificar os possíveis aumentos na receita sem que deixe de ser mantida a mesma qualidade de serviço.

Para o anel, a curva obtida através de simulações está apresentada no gráfico V.2, a qual mostra o comportamento do ganho de utilização em função do número de comprimentos de onda. O seu aspecto nos leva a presumirmos que, para valores pequenos do número de comprimentos de onda, qualquer variação deste número leva a alterações bastante significativas no ganho de utilização até que seja atingido um cume a partir do qual há um decréscimo significativamente lento. Esse decréscimo nos conduz a pensar que, para valores elevados do número de comprimentos de onda, o ganho de entroncamento apareça ligeiramente mais expressivo quando não se dispõe de conversão, o que, por sua vez, deva advir de uma menor razão na discrepância dos efeitos da conversão em relação à sua ausência. [9] mostra esses mesmos resultados para outros tipos de topologias.

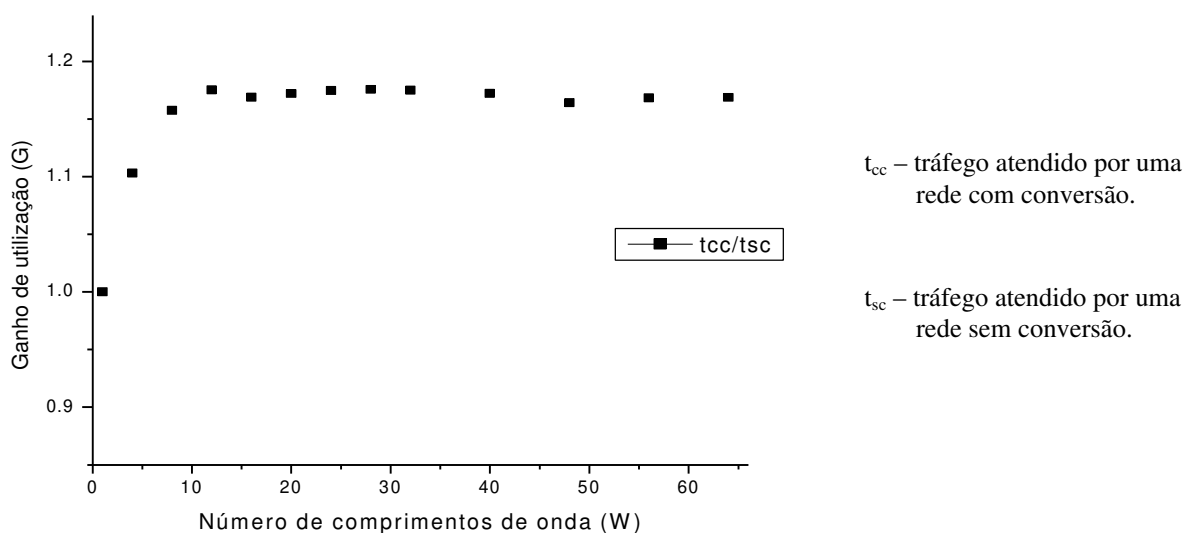


Gráfico V.2 – Representação aproximada do ganho de utilização X o número de comprimentos de onda. $N=16$; $P_b=0,02$.

Com o exposto, observa-se que em alguns casos novas técnicas precisarão ser avaliadas para o suprimento, de forma eficiente, de possíveis condições de limitações nos recursos da rede que, por sua vez, não seja mais capaz de atender a camada cliente sob os mesmos critérios de desempenho desejados ou acordados. Dentre todas as técnicas, as três próximas seções abordarão as formas mais plausíveis de ampliação da capacidade de uma rede óptica, seja preservando o seu tipo de topologia física (seções V.3 e V.4), suposto em anel, seja buscando novas topologias que detenham alguns aspectos de semelhança com a original (seção V.5).

V.3 Ampliação do “pool” de comprimento de onda

Uma das formas de se aumentar a capacidade de atendimento das redes ópticas WDM, talvez a mais trivial, é ampliando o número de comprimentos de onda a serem disponibilizados para o atendimento das requisições. No presente cenário, um grande número de fibras já fora lançado à terra, as quais, dependendo de suas limitações de carga, poderão causar possíveis restrições às aspirações de aumento da capacidade para as rede que estejam utilizando-as. Contudo, inúmeros esforços estão sendo dia-a-dia despendidos para que se consiga o máximo de aproveitamento da banda óptica pertencente à fibra, caracterizando o chamado DWDM (*Dense Wavelength Division Multiplexing*). Pela demanda atual de tráfego, essas novas fibras nem tão cedo teriam o número de comprimentos de onda disponibilizados sequer próximo à sua saturação.

Dessa feita, duas situações para o aumento da capacidade de atendimento das redes ópticas poderão ser contempladas:

- Caso a qualidade da fibra permita, aumenta-se ao mesmo tempo a carga nas fibras e o “pool” de comprimentos de onda, ou seja, mantém-se $W = L$;
- Supondo que a carga nas fibras já esteja saturada, aumenta-se apenas o tamanho do “pool”, resultando assim em $W > L$.

Para a análise dessas duas situações, iremos adotar um exemplo prático para a mesma rede em anel até então utilizada, ou seja, formada por dezesseis nós, cada qual conectado adjacientemente por um par de fibras unidirecionais com quatro comprimentos de onda cada, sendo suposto ainda o mesmo tipo de tráfego e ausência de convertibilidade.

V.3.1 Aumento da carga nas fibras

Neste t3pico, desejamos avaliar, sob os mesmos crit3rios de desempenho, ou seja, para a mesma probabilidade de bloqueio, o quanto de tráfego a mais poder3 ser requisitado com o aumento conjunto da carga nas fibras e do n3mero de comprimentos de onda disponibilizados.

O gr3fico V.3 compara o desempenho do anel para diversos valores de carga L e do tamanho do “pool” W . As curvas $W4L4$ e $W8L8$ correspondem a um anel com $W = 4$, $L = 4$ e $W = 8$, $L = 8$, respectivamente. Comparando essas duas curvas, verifica-se que o tráfego requisitado (e por conseguinte o atendido tamb3m) 3 aproximadamente triplicado para as probabilidades de bloqueio de interesse (de 0,01 a 0,2). O ganho de entroncamento 3 evidente, n3o diferindo muito do ganho cl3ssico produzido por entroncamentos de fios, correspondente 3 compara33o entre $LCP4$ e $LCP8$, que representam o limitante de convertibilidade plena para quatro e oito comprimentos de onda, respectivamente.

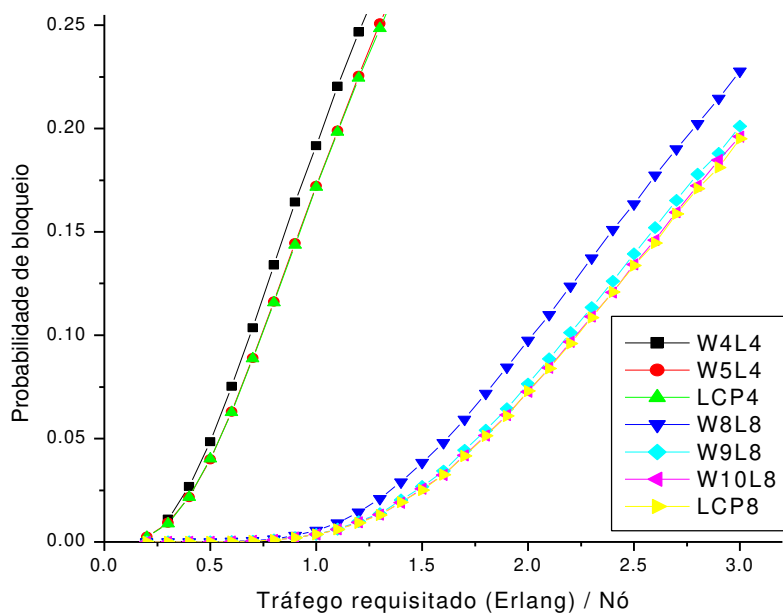


Gráfico V.3 – Influência do aumento da carga nas fibras e da ampliação do “pool” de comprimentos de onda na probabilidade de bloqueio do anel.

Uma informação que pode vir a ser interessante para um projetista de rede devido 3 possibilidade de avalia33o dos custos-benef3cios decorrentes da amplia33o da rede 3 a quantifica33o do comportamento do fator de reuso em fun33o do aumento no n3mero de

comprimentos de onda. O gráfico V.4 comprova que, realmente, o fator de reuso será melhorado à medida que se acrescenta comprimentos de onda à rede. Essencialmente, a probabilidade de bloqueio será reduzida se tanto a escala de tráfego quanto a da capacidade dos enlaces forem proporcionalmente aumentadas pelo mesmo fator.

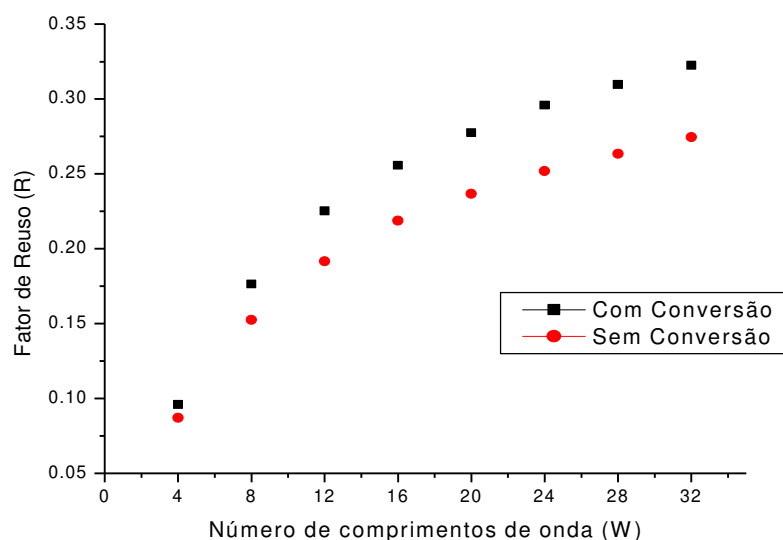


Gráfico V. 4 – Influência do fator de Reuso (R) em função do número de comprimentos de onda. $P_b=0,02$.

Podem parecer um tanto quanto impróprio estarmos limitando os nossos estudos, mesmo no caso de ampliação, a valores baixos na quantidade de comprimentos de onda. Porém, conforme citado no capítulo III, as redes ópticas WDM provavelmente deverão suportar tanto tráfego estático quanto dinâmico, sendo esperado que, a menos a curto prazo, o número de comprimentos de onda dedicados ao atendimento de tráfego sob demanda no tempo (dinâmico) deva ser relativamente pequeno, sendo a sua maioria dedicada ao tráfego estático. Por conseguinte, nossos então resultados não devem se encontrar bastante afastados das próximas realidades práticas.

V.3.2 Ampliação da grade de comprimentos de onda

Para uma rede com as mesmas características da descrita anteriormente, suponha agora que a carga das fibras esteja saturada em $L=4$, porém seja possível ampliar o “pool” de comprimentos de onda disponíveis na grade de quatro para cinco. O efeito dessa ampliação sobre o desempenho do anel pode ser aquilatado pela comparação das curvas

$W4L4$ com $W5L4$ no gráfico V.3. Um resultado ainda mais interessante e significativo pode ser alcançado quando inserimos à comparação a curva $LCP4$, mostrando que quase todo o ganho que poderia ser obtido pela adição de recursos de convertibilidade plena em todos os nós pode ser alcançado pela simples adição de um quinto comprimento de onda no “pool”, provavelmente com muito menos complexidade e investimentos.

Uma abordagem análoga pode ser realizada para $L=8$, comparando-se as curvas $W8L8$, $W9L8$, $W10L8$ com $LCP8$. Esses resultados novamente sugerem que um excesso de 20 a 30% de comprimentos de onda disponíveis em relação à carga das fibras ofereça quase o mesmo ganho de entroncamento que seria obtido com a implantação de convertibilidade plena no anel.

Tornando-se a lembrar do que fora apresentado no tópico III.3.1, onde é citado a existência de algoritmos com cerca de $L \cdot \log_2 N$ comprimentos de onda para o atendimento sem bloqueio de tráfego dinâmico de carga máxima L , como $\log_2 N$ é geralmente muito maior do que 1,2 ou 1,3, todos esses novos resultados passam a ser de suma valia por mostrarem a quase suficiência de um pequeno excedente de comprimentos de onda para igualar o desempenho do anel com convertibilidade plena, o qual pode suportar qualquer requisição de carga máxima L . Infelizmente, é pouco provável que todo esse modesto esforço possa se estender para outras topologias, visto que, conforme dito anteriormente, os efeitos de conversão de comprimento de onda geralmente produzem benefícios bem mais significativos no desempenho das redes com topologias em malha do que em anéis, o que, conseqüentemente, deverá exigir valores mais expressivos para a ampliação do “pool” de comprimentos de onda.

V.4 Ampliação da planta de fibras

Por fim, dentre as estratégias básicas para ampliação da capacidade da rede que procuram preservar o seu tipo de topologia física, está a simples duplicação da rede com a instalação ou apropriação de mais fibra. Quanto aos nós, eles podem ser ou simplesmente duplicados, com ou sem integração do seu gerenciamento, ou, caso estejamos tratando de anel, substituídos em cada localidade por um nó com capacidade de roteamento, caso estejamos enfocando as malhas, duplicado o número de seus portos.

As figuras V.1.a e V.1.b mostram uma visualização para esses dois casos no anel. De acordo com as nossas simulações passadas, as fibras responsáveis pela interligação dos nós serão, cada qual, novamente consideradas aos pares e direcionadas em sentidos opostos. Observe no segundo exemplo que um caminho poderá trocar de fibra ao passar por um nó, ampliando assim as possibilidades de evitar bloqueio.

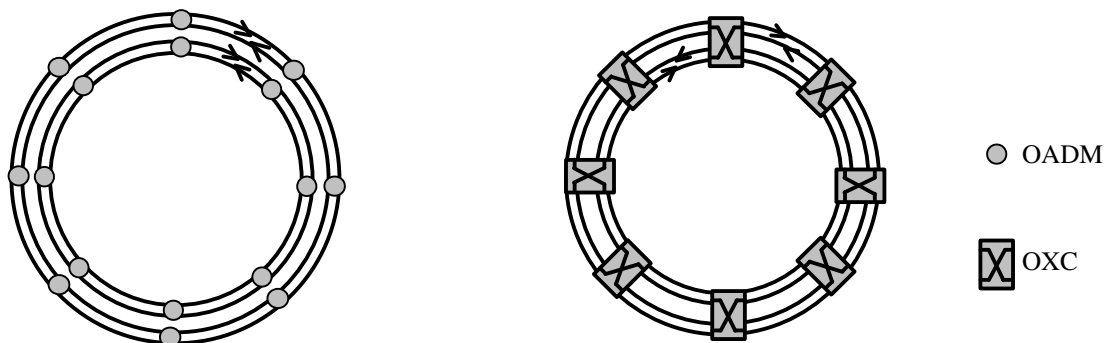


Figura V.1.a – Anel Bidirecional simplesmente duplicado.

Figura V.1.b – Anel Bidirecional com dois pares de fibras entre os nós OXCs.

V.4.1 Duplicação dos nós

Suponha que o anel com quatro comprimentos de onda considerado até então seja simplesmente duplicado. O aumento de capacidade resultante depende da forma como os dois anéis forem gerenciados para atender o tráfego agregado. Podemos considerar diversos níveis de integração dos recursos:

- **Sem Integração (SI).** Nessa configuração, o tráfego é repartido estatisticamente entre os dois anéis. Sendo bloqueada pelo anel que a atendeu, a requisição será bloqueada definitivamente.
- **Requisição Sequencial (RS).** Nessa opção, a requisição é inicialmente submetida a um dos anéis, escolhido aleatoriamente. Se bloqueada por ele, é submetida ao outro anel. Observe que essa opção pode levar a alocações globalmente sub-ótimas do ponto de vista de um algoritmo que possua determinada métrica a ser minimizada, como é o exemplo do MS e do MB.
- **Gerenciamento Conjunto (GC).** Nessa configuração, a alocação é feita por meio de um gerenciador comum aos dois anéis, o qual irá aplicar sobre o conjunto dos $2 \cdot W$ pares [fibra, comprimento de onda] um algoritmo de sua preferência.

Observe que essa opção é equivalente à simples duplicação da carga nas fibras, já considerada na seção anterior. Observe ainda que, sob o algoritmo AA, GC seria equivalente a RS.

V.4.2 Nós Roteadores (NR)

Quando a duplicação das fibras se dá em torno de nós roteadores, usando-se dos mesmos conceitos descritos no capítulo II, conclui-se que o próprio conjunto de topologias viáveis de caminhos físicos fica mais diversificado. Conforme apresentado na seção III.2.2, a duplicação das fibras em torno de nós roteadores é equivalente a uma situação em que:

- Duplicássemos o número de comprimentos de onda; e
- Introduzíssemos uma convertibilidade parcial de comprimentos de onda de grau 2, na qual os comprimentos de onda são divididos aos pares em cujo interior a convertibilidade é plena.

As topologias físicas resultantes da duplicação da planta de fibras sem e com os nós roteadores pode ser visualizada na figura V.2 abaixo, tal que $\lambda_{i,j}$ representa o par [fibra i , comprimento de onda j].

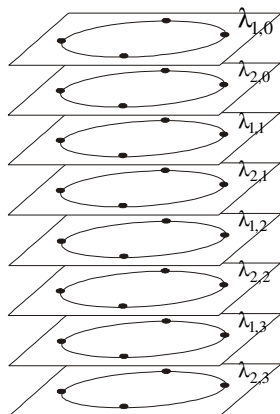


Figura V.2.a – Rede equivalente ao anel duplicado sem nós roteadores.

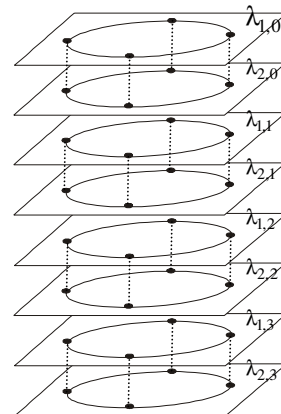


Figura V.2.b – Rede equivalente ao anel duplicado com nós roteadores.

Para a aplicação dos algoritmos MS ou MB no anel duplicado com nós roteadores, uma nova discussão a respeito da definição de rota deverá ser elaborada. A rigor, mesmo considerando apenas o caminho mais curto, uma requisição que passasse por H enlaces disporia de 2^H rotas, 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 estão disponíveis, seria totalmente indiferente. Assim sendo, iremos entender por “rota”, para efeito da aplicação de ambos os algoritmos, ao conjunto dos enlaces oferecidos pelas duas fibras entre dois nós (sobre um caminho) do anel.

Resta ainda considerar, para efeito do cálculo da capacidade das rotas, o que se entende por “rota desbloqueada num comprimento de onda”. Entenderemos que uma rota esteja desbloqueada num certo comprimento de onda se cada um dos seus enlaces estiver livre em pelo menos uma fibra. É provável que esse entendimento possa ser refinado num contexto de aperfeiçoamento dos algoritmos MS e MB, uma vez que ele não distingue entre rotas totalmente vazias e outras parcialmente ocupadas, ainda que desbloqueadas.

O gráfico abaixo compara o desempenho do anel com apenas uma fibra com o de duas fibras sob os diversos regimes de integração considerados: SI, RS, GC e NR.

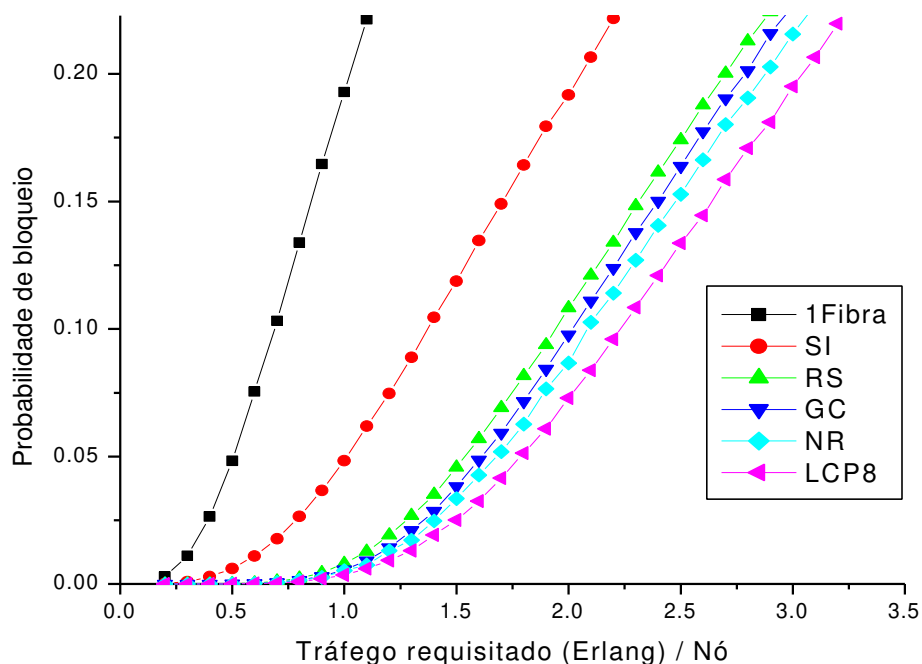


Gráfico V.5 – Influência da ampliação da planta de fibras, sob diversos regimes de integração, na probabilidade de bloqueio do anel.

No caso do SI, pela natureza da repartição das requisições entre as duas gerências, o tráfego atendido é apenas duplicado, caracterizando ausência de ganhos de entroncamento, conforme esperado. Os demais casos revelam ganhos de entroncamento relativamente

próximos entre si, significando que a integração do gerenciamento dos dois anéis geraria ganhos quase tão expressivos quanto seriam gerados pela integração das topologias físicas, realçado ainda mais pela simples inclusão de N ADMs extras, em contraposição à substituição dos existentes por OXCs.

As alternativas de aumento da capacidade de atendimento consideradas até então ativeram-se à inclusão de recursos extras à rede, porém sempre com a preservação da topologia física de anel. Antes de entrarmos na seção V.5, onde serão descritas algumas das formas de evolução das topologias anulares mediante a substituição de determinados nós ADMs por OXCs, torna-se interessante que sejam procuradas algumas alternativas arquitetônicas que aproveitem exatamente os mesmos recursos já empregados, todavia arranjados de forma a prover certas vantagens para o atendimento das requisições.

V.4.3 Anel Permutação

Dado que os ADMs são elementos compostos por apenas dois portos, exceto as topologias lineares, nenhuma outra que preserve os mesmos recursos e consiga estabelecer conectividade entre todos os nós da rede poderá ser obtida da adaptação do anel com preservação dos ADMs. Entretanto, conforme mostrado na figura V.3, um artifício inteligente pode ser empregado sobre o anel duplicado, para o qual, ao invés de se repetir o mesmo padrão de conexão do anel original, seja estabelecida uma nova seqüência (permutação) de nós de forma a torná-lo diferentemente do original.

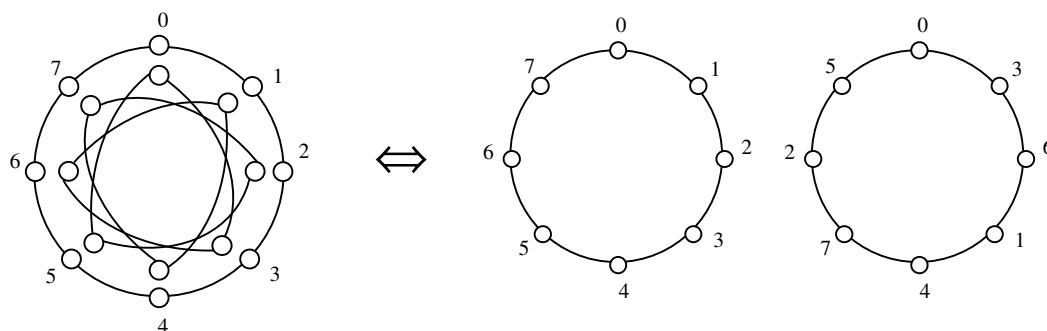


Figura V.3.a – Topologia física da rede.

Figura V.3.b – Visualização equivalente, a nível de gerência, do anel duplicado.

Figura V. 3– Anel bidirecional duplicado utilizando-se de saltos $a = 3$.

Observe que, a não ser por alguns metros (ou quilômetros) a mais ou a menos de fibra, o qual não representa nem de perto o montante de investimentos aplicado, nenhum

outro recurso extra precisará ser utilizado. Da forma como está mostrado na figura V.3, uma topologia regular pôde ser novamente obtida, bastando sempre pular o mesmo tanto de ADMs, para o qual chamaremos de valor do salto a . Um artifício similar será mais detalhadamente abordado na próxima seção.

Duas observações podem ser imediatamente verificadas:

- Caso sejam empregadas gerência separada ou seqüencial, nenhum benefício será alcançado, dado que supomos a aleatoriedade da repartição do tráfego (assumido aqui como espacialmente uniforme) entre as duas gerências.
- Para a obtenção de uma topologia simétrica e com conectividade lógica entre todos os nós por ambos os anéis, deva-se atribuir ao parâmetro a um valor primo com o número de nós da rede N .

Os benefícios decorrentes da utilização dessa estratégia podem ser verificados mediante a comparação das curvas GC e GC ($a=3$) do gráfico V.6, as quais representam a comparação de anéis duplicados com gerência conjunta, respectivamente sem e com os artifícios do salto. Nesse último caso, um desempenho expressivamente satisfatório pode ser notoriamente alcançado, sem que sobretudo sejam acrescentadas muitas dificuldades à operação da gerência da rede. Esse desempenho expressivo certamente deve provir da conseqüente permutação no que diz respeito ao número de enlaces das rotas disponibilizadas entre cada par origem-destino, associado ao fato de GC, a cada nova

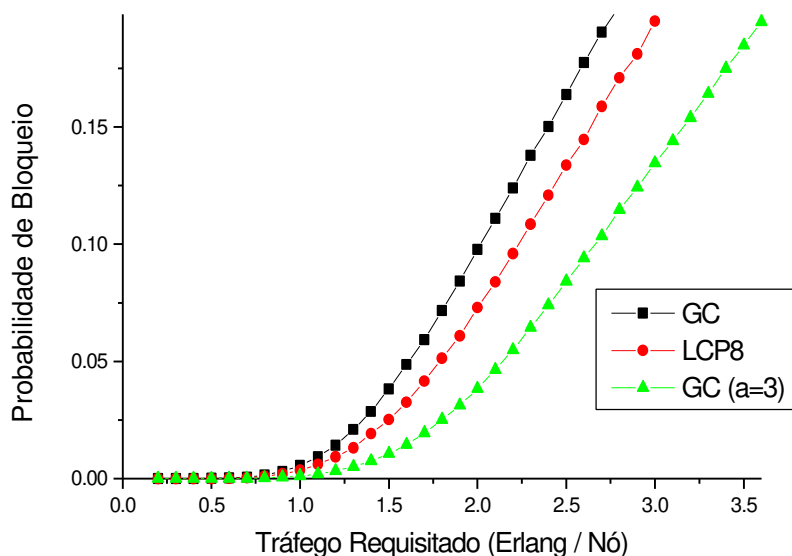


Gráfico V. 6 – Comparação de anéis duplicados sem salto (GC) e com salto $a=3$ (GC $a=3$). Ambos empregam gerenciamento conjunto. LCP8 representa o anel duplicado sem salto e com conversão total.

requisição que surge, poder dar preferência ao anel que possua a rota mais curta. Vale a pena ressaltar que a própria ordem do desempenho dessas redes deverá ser dependente da distribuição espacial do tráfego, suposto aqui uniforme.

V.5 Interconexão e Emaranhamento de Anéis Ópticos

Conforme descrito na seção IV.2, há diversas razões para se esperar que a implementação das redes ópticas com roteamento por comprimento de onda deva privilegiar, num primeiro estágio evolutivo, a topologia física de anel. Porém, como já bem conhecido, topologias em malha, quando comparadas com as anulares, possuem desempenhos bem superiores em termos de tráfego escoado, além de disporem de mecanismos de proteção mais eficazes (descritos no capítulo VI). O que conseqüente também desperta um elevado interesse em utilizá-las. Todavia, a construção de redes ópticas com topologias em malha implicaria um aumento nas complicações operacionais a nível de controle, bem como um demasiado crescimento dos custos (ao menos em termos atuais) decorrentes da substituição necessária dos ADMs pelos OXCs.

Portanto, tendo em vista tais dificuldades, é bem provável que, ao primeiro passo, as limitações de capacidade causadas pela utilização de topologias anulares como rede de transporte sejam supridas mediante possíveis evoluções destas, as quais, por herdarem algumas características do anel, devam não apenas apresentar dificuldades de operação e controle um tanto quanto amenizadas, mas também serem confiáveis, de custo baixo e fáceis de serem implementadas.

Sendo assim, esta seção irá apresentar algumas dessas prováveis evoluções, buscando comparar seus desempenhos entre si e com algumas das arquiteturas já estudadas anteriormente.

V.5.1 Interconexão de Anéis

A interconexão de anéis constitui exemplos de topologias práticas que abdicam o uso exclusivo de ADMs e passam a dispor de alguns poucos OXCs, resultando assim uma complexidade de certa forma superior à dos anéis simples até então estudados. Contudo, em decorrência dessa complexidade ser não tão superior à do anel, atrelada a seus bons

desempenhos acarretados (mostrados logo a seguir), estas, da mesma forma que os anéis, são freqüentemente utilizadas nas redes de telecomunicações.

No nosso caso, consideraremos que os anéis estejam interconectados aos pares, sendo a interconexão realizada com a introdução de OXCs. Para efeito de comparação com os resultados obtidos no capítulo anterior, iremos novamente adotar uma rede com 16 nós, cuja forma de arranjá-los está representada na figura abaixo.

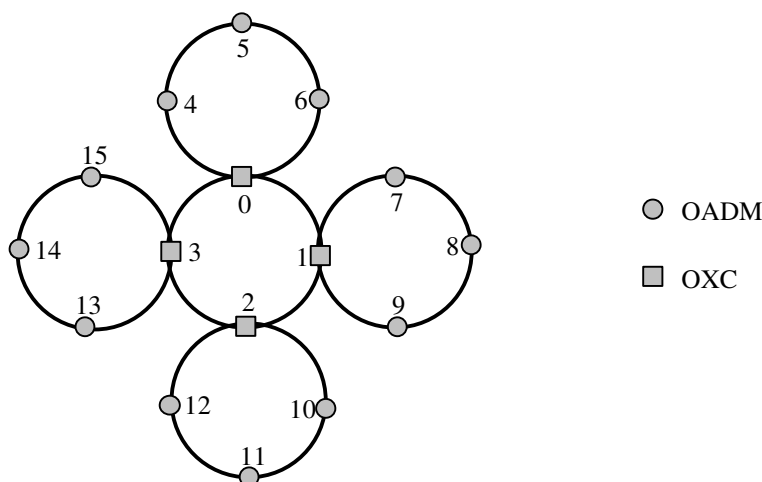


Figura V.4 – Anéis Interconectados. $N=16$; # OXCs=4; # ADMs=12.

V.5.2 Anel-malha (*Ring-meshed networks*)

As malhas são tipos de topologias que freqüentemente dispõem de muito mais propriedades e recursos do que o anel. Em muitas situações, portanto, pode-se tornar proveitosa a empregabilidade das vantagens advindas do emaranhamento das redes. Nesta seção serão investigados os benefícios causados quando se deseja evoluir do anel para topologias mais emaranhadas, sem, contudo, perder completamente a característica anular.

Para que se consiga emaranhar o anel, o grau de conectividade dos nós precisa ser aumentado, exigindo com isso a substituição de uma boa parte dos nós ADMs por OXCs; os quais, devidamente interconectados, deverão prover um maior número de rotas alternativas quando comparados à estrutura singular de anel (ou linha) imposta pelos ADMs.

Em poucas palavras, a topologia anel-malha será formada pela intercalação de OXCs entre os nós ADMs do anel, de maneira tal que, primeiramente, todos os nós serão

conectados a seus vizinhos diretos, sejam eles de um tipo ou de outro, dando forma a uma topologia anular periférica (ver figuras V.5 e V.6). Esse anel passará então a ser emaranhado à medida que se conecta os nós OXCs entre si. Novamente, todas as interligações serão realizadas empregando-se enlaces bidirecionais, sendo as que não fazem parte do anel periférico identificadas por cordas. No caso da figura V.6, para não cairmos no caso do anel duplicado com nós roteadores estudado no tópico V.4.2, os nós OXCs não devem ser interligados aos seus dois vizinhos diretos, ou seja, àqueles nós adjacentes do anel periférico.

Para efeito de comparação de desempenho e custos com os casos anteriores, ou seja, tanto quando se procura expandir a capacidade do anel com a simples introdução de nós roteadores em cada um de seus nós, tanto quando se adota anéis interconectados, nossos estudos subsequentes para as topologias anel-malha serão abordados mediante dois exemplos: o primeiro se utiliza de um número limitado de nós roteadores, o mesmo do empregado para os anéis interconectados; o segundo adotam-nos em todos os seus nós.

V.5.2.1 Anel 4 cordas

O anel 4 cordas mostrado na figura V.5 é composto, da mesma forma que os anéis interconectados, por apenas 4 OXCs, fazendo com que a nível de investimentos de *hardware* estas duas topologias tornem-se custosamente indiferentes.

Pela uniformidade do tráfego com respeito à taxa de requisições por nó, novamente a disposição dos recursos será estabelecida de forma a manter, ao máximo, a simetria da rede.

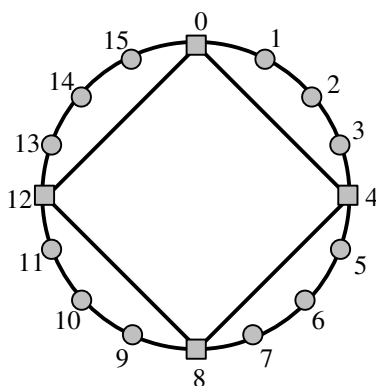


Figura V.5 – Anel 4 Cordas construído pela combinação de nós OXCs e OADMs.

Simulações

O gráfico abaixo compara o ganho de desempenho quando desistimos de utilizar uma rede de transporte em anel (anel simples) e passamos a empregar alguns poucos OXCs, os quais representam uma percentagem de 25% dos nós presentes na rede, seja no caso dos anéis interconectados, seja no do anel 4 cordas. Podemos observar que, com exatamente os mesmos recursos, a topologia anel 4 cordas consegue um desempenho notoriamente superior ao apresentado pela interconexão de anéis (vale novamente salientar que fora empregado um tráfego espacialmente uniforme). O desempenho inferior desta última deve-se ao grande congestionamento apresentado nos nós OXCs decorrente de todas as conexões estabelecidas entre nós de anéis distintos; o que, portanto, desprezando as complexidades gerenciais, torna bem mais aconselhável a evolução do anel mediante a adoção de cordas do que pela sua interconexão.

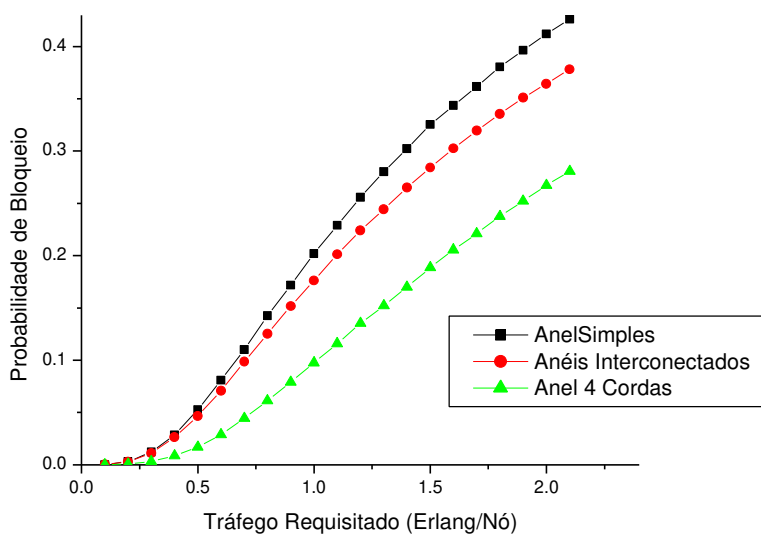


Gráfico V.6 – Comparação do desempenho das topologias anel simples, anéis interconectados e anel 4 cordas, ambas com $N=16$, $W=4$, para roteamento SPR e algoritmo de atribuição de comprimento de onda PF.

Esses resultados nos faz mais uma vez perceber, e assim sendo reforçar, a idéia de que uma simples forma de disponibilizar e arranjar os recursos em mãos poderá conduzir a rede a apresentar desempenhos demasiadamente discrepantes. Dessa feita, naturalmente nos faz suspeitar acerca da possibilidade de se obter desempenhos novamente excessivos caso se resolva modificar a forma das ligações entre os nós roteadores da seção anterior e passe a interconectá-los de um modo mais inteligente, porém, que a rede ainda permaneça

relativamente simples. Com esse intuito, será abordado a seguir um caso particular do anel-malha.

V.5.2.2 Anel-malha regular simétrico

O anel malha regular é uma topologia de rede que obedece às mesmas características descritas anteriormente para a topologia de anel-malha generalizada, porém ao mesmo tempo possui todos os nós com um mesmo grau de conexão, ou seja, conectados a uma mesma quantidade de nós. Dado o número de nós (N) e o grau de conexão (D), pode haver diversas maneiras de se dispor as cordas. Aqui nos limitaremos a investigar apenas as topologias simétricas com $D=4$.

Seja $R(0), R(1), \dots, R(N-1)$ os N nós da rede. Defina-se $R((k+a) \bmod(N))$ e $R((k-a) \bmod(N))$ como os dois a -ésimos vizinhos de $R(k)$ no anel periférico, assumindo $a \geq 2$ para garantia da formação de uma rede em malha. Como apresentado na figura abaixo, um anel-malha regular e simétrico de grau 4 é conseguido através da interconexão por cordas de cada um dos nós presentes na rede com os seus a -ésimos (terceiros) vizinhos do anel periférico. Observe que, devido à simetria topológica, as redes com $a=A$ e $a=N-A$ serão perfeitamente isomórficas.

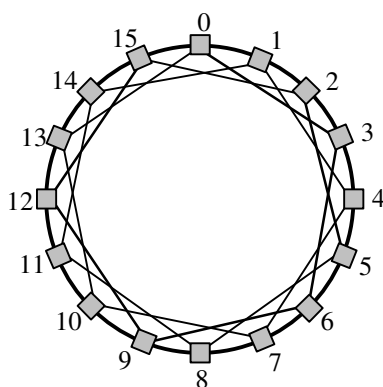


Figura V.6 – Anel-malha regular e simétrico constituído por apenas OXCs, sendo $a=3$.

Simulações

Nesses tipos de topologias, o número total de rotas entre os pares origem-destino assume valores surpreendentemente elevados, conforme representado na tabela V.1 em função dos diversos valores de a :

Rede Anel-malha com 16 nós.	$a = 2$	$a = 3$	$a = 4$	$a = 5$	$a = 6$	$a = 7$
<i>número total de rotas por nó</i>	73326	89024	92558	89024	94512	97495

Tabela V.1 – Quantificação do número total de rotas por nó em função dos diferentes valores de corda a .

Alguns dados interessantes e que podem ser avaliados nesses tipos de topologias é a forma como o parâmetro a pode interferir em algumas características da rede, como por exemplo, no comprimento médio das rotas e no diâmetro da rede, este último sendo definido como o número de enlaces contidos na maior das rotas. [12] mostra que o valor ótimo do parâmetro a , no que diz respeito ao fornecimento do menor comprimento médio das rotas, é aproximadamente \sqrt{N} , tal que no nosso caso corresponderia a adotarmos $a = 4$.

Claramente, o desempenho da rede anel-malha estará, juntamente com os algoritmos de atribuição de rota e comprimento de onda empregados, severamente relacionado ao valor da corda a . Entretanto, em vista do extenso trabalho de investigação que seria necessário para o desenvolvimento de uma abordagem minuciosa desses tipos de topologias, as quais não correspondem ao enfoque maior deste capítulo, que é apenas relatar e quantificar algumas alternativas de projeto viáveis para a ampliação da capacidade da rede óptica, iremos nos ater apenas a comparar o desempenho alcançado com o anel duplicado mediante a introdução de nós roteadores (descrito no tópico V.4.2) com um tipo particular de anel-malha, por exemplo, o que utiliza $a = 3$ da figura V.6.

Em virtude do elevado número de rotas presentes nesses tipos de topologias, conforme apresentada na tabela V.1, as quais provocariam um intenso trabalho computacional para o algoritmo de atribuição de rota, resolveu-se simplificar a tarefa mediante a utilização de um algoritmo de roteamento com alternativas fixas tal que só irá preencher a tabela de roteamento com as rotas mais curtas entre os pares de nós. Essas sendo ordenadas pelo próprio critério do algoritmo de busca de rotas empregado.

Novamente, mediante a comparação das curvas NR e Anel Malha ($a = 3$) do gráfico a seguir, pode-se perceber o quanto de desempenho pode ser alcançado quando se mantém os recursos da rede inalterados, porém interligados de forma a apresentarem uma topologia física bem mais rica em termos de seus diversos atributos, como, por exemplo, número de

rotas, comprimento médio das rotas, diâmetro da rede, etc. Com ressalvas, esse desempenho poderá ainda ser melhorado com a escolha de um algoritmo de atribuição de rota mais rebuscado, atrelado à escolha do valor da corda a mais propício a tal algoritmo.

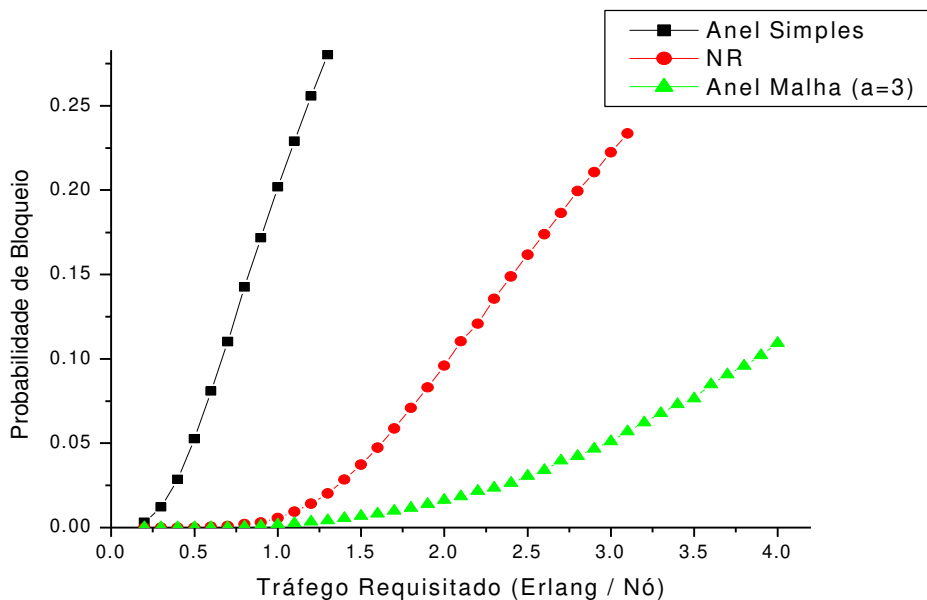


Gráfico V.7 – Comparação do desempenho das topologias Anel Simples, Anel duplicado com Nós Roteadores (NR) e Anel Malha ($a = 3$), ambas com $N = 16$ e $W = 4$.

Este capítulo, portanto, procurou mostrar algumas alternativas de projeto plausíveis para a ampliação da capacidade das redes ópticas WDM com bloqueio, em especial para o anel e suas prováveis evoluções. O capítulo seguinte irá desligar-se um pouco dos assuntos até então abordados e ater-se a uma questão bastante importante para que a rede consiga, mesmo na presença de falhas, continuar a disponibilizar os seus serviços à sua camada cliente.

CAPÍTULO VI – Esquemas de Proteção e Restauração em Redes Ópticas

Um dos principais atributos de qualquer rede prática é a disponibilidade de mecanismos capazes de lidar com a ocasionalidade de possíveis falhas. Neste capítulo, serão abordados alguns dos mecanismos de proteção já bem conhecidos e consolidados para as redes em anel SONET/SDH, buscando sempre mencionar as suas adaptações para os anéis ópticos WDM. Além disso, será discutido como implementar tais mecanismos em redes ópticas com topologias genéricas.

VI.1 Introdução

O provimento de resistência contra falhas é um importante requisito para as redes responsáveis pelo transporte de grande fluxo de informações. A sua necessidade apresenta-se ainda mais destacada quando tráfegos intensos estão concentrados em poucas rotas, o que automaticamente aumenta o número de clientes que seriam diretamente afetados por uma simples falha.

Conforme mencionado nos dois capítulos iniciais desta tese, a utilização de vários comprimentos de onda sobre uma única fibra propiciou um destacado aumento no volume de tráfego transportado pelas redes WDM. Com as redes de terceira geração, as camadas clientes passaram a agrupar suas informações de forma a tentar aproveitar ao máximo toda a banda disponível de um caminho óptico, o que corresponde, a números atuais, tráfegos da ordem de 10 Gbps por comprimento de onda.

Com isso, o que antigamente, caso houvesse uma falha no sistema, significava um número não tão expressivo de usuários que não conseguiriam realizar suas ligações naquele momento, hoje em dia poderá significar a interrupção total de serviços bancários, bolsas de valores, transações comerciais e até mesmo serviços de segurança pública. Daí o grande interesse de se estudar e desenvolver mecanismos eficientes para a proteção e restauração dos serviços transportados pelas redes ópticas WDM.

Pelo histórico, a forma mais comum de haver uma interrupção no devido funcionamento de uma rede esteve sempre relacionada a rompimentos acidentais ocorridos nos cabos de telecomunicações, sendo mais predominantemente nos trechos em que eles se achavam enterrados do que nos trechos suspensos. Assim também o é em praticamente todas as redes que se utilizam de fibras ópticas como meio de transmissão, pois, como aquelas, os seus cabos são lançados nos mesmos espaços físicos destinados aos dutos de água, gás, tv a cabo, etc., tornando-as assim susceptíveis a falhas decorrentes principalmente de efeitos naturais, como por exemplo: raios, incêndios, etc.; ou mesmo de influências humanas, tais como: erros operacionais, acidentes de carro, vandalismos e outros.

Mesmo não sendo tão comum quanto aos rompimentos nos meios de transmissão, falhas nos equipamentos presentes nos nós da rede podem provocar conseqüências ainda mais devastadoras por, em geral, atingir um número muito maior de usuários. Por exemplo, se um nó OXC falha, todas as fibras e conexões ligadas a ele irão automaticamente ser atingidas por este único defeito. Para esse caso, os principais acarretadores de falhas estão relacionados, além de alguns dos fatores naturais e humanos citados anteriormente, com a degradação dos equipamentos e a interrupção por algum motivo do fornecimento de energia elétrica ao sistema.

Embora se procure evitar ao máximo a ocorrência de falhas, estas nunca poderão ser completamente abolidas, visto que muitas de suas causas, em tempo algum, deverão ser controladas por completo. Por conseguinte, o que deve ser evitado são os danos maiores advindos de suas ocorrências, conforme explicado a seguir.

Objetivos gerais da Proteção e Restauração

Falhas ocorridas nas redes de telecomunicações, sejam ocasionadas por rompimento dos meios de transmissão ou por defeitos nos equipamentos, irão sempre provocar uma degradação ou, mais drasticamente, interrupção de alguns dos seus serviços disponibilizados.

Conseqüentemente, à medida que o tempo de reparação dessas falhas aumenta ou, de forma similar, as suas freqüências de ocorrência se intensificam, diversos prejuízos serão acarretados à própria rede. Prejuízos estes não apenas decorrentes das perdas de

faturamento ou das dispendiosas operações de reparação, mas também da diminuição da confiança (credibilidade), por parte dos usuários, dos serviços oferecidos pela companhia.

Dessa feita, para a garantia da continuidade do provimento de serviços mesmo na presença de falhas, torna-se claro que um rápido e confiável método de proteção e restauração para os enlaces e os nós das redes que trafegam grandes quantidades de informações passa a ser de extrema valia.

Diversas dessas técnicas já existem e já estão em operação em algumas das redes já bem estabelecidas no mercado, como é o caso por exemplo das SONET/SDH. Todas essas técnicas envolvem o provisionamento de capacidades redundantes na rede para serem usadas no re-roteamento do tráfego e, assim, suprimir as falhas ocorridas.

Contíguo com a presença de redundâncias na rede, aspectos associados com detecção, identificação e reparação rápida de falhas também precisam estar presentes. Para garantir uma rápida restauração dos serviços, a maioria das técnicas são implementadas de uma forma distribuída, sem, portanto, que requeira coordenação entre todos os nós da rede.

A abordagem deste capítulo está direcionada para o estudo de algumas das técnicas de proteção mais comumente empregadas nas redes de telecomunicações, procurando sempre enfatizar as possíveis alternativas de implantá-las nas redes ópticas WDM. As próximas seções estão organizadas da seguinte forma: seção VI.2 – Técnicas de Proteção – descreverá as técnicas de proteção empregadas nos enlaces ponto-a-ponto e como adaptá-las para uma rede em geral; seção VI.3 – Proteção em anel – Enfatizará os mecanismos comumente empregados nos anéis SONET/SDH e mencionará como implementá-los em anéis WDM com roteamento por comprimento de onda; seção VI.4 – Proteção em malha – buscará generalizar a aplicabilidade dos mecanismos de proteção para as redes em malha; finalizando com a seção VI.5 – Mecanismos para tratamento de falhas em nós – onde serão analisadas algumas das providências possíveis de serem tomadas em caso de falhas nos nós.

VI.2 Técnicas de Proteção

Para uma melhor compreensão das técnicas de proteção aplicadas nas redes de telecomunicações, esta seção começará por descrever os diferentes tipos de mecanismos de

proteção usados em simples enlces ponto-a-ponto, para só então discutir suas aplicabilidades em redes como um todo.

Basicamente, há dois tipos fundamentais de mecanismos de proteção em enlces ponto-a-ponto. São eles: proteção 1+1 e 1:1 ou, mais genericamente, 1:N, conforme mostrados na figura V.1 abaixo.

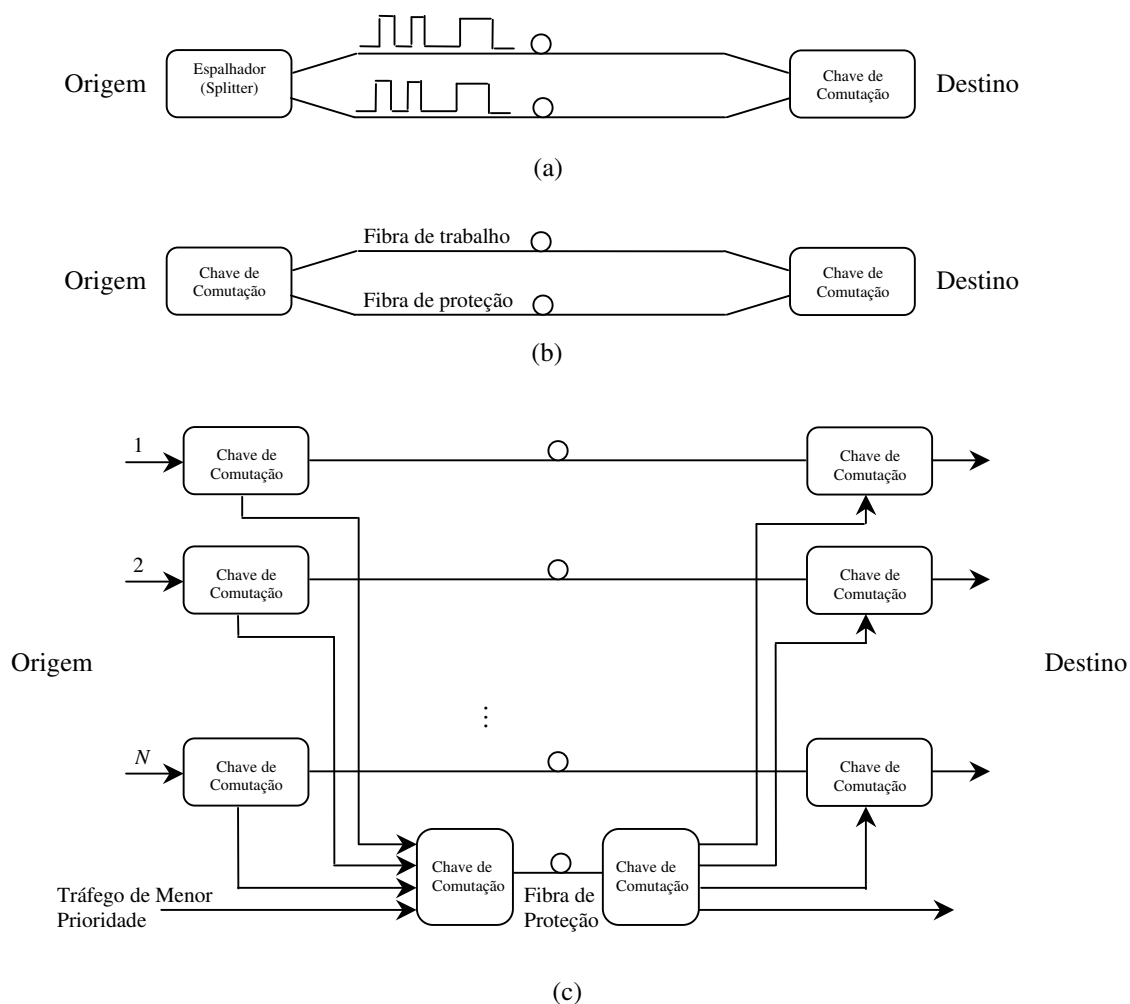


Figura VI.1 – Diferentes tipos de esquemas de proteção para enlces ponto-a-ponto:
(a) Proteção 1+1; (b) Proteção 1:1; (c) Proteção 1:N.

Na proteção 1+1, a informação é transmitida simultaneamente da origem até o destino em duas fibras distintas, sendo uma designada *fibra de trabalho* e a outra *fibra de proteção*. Dado que a informação pode ser recebida tanto pela fibra de trabalho quanto pela de proteção, o nó destinatário deverá selecionar uma das duas fibras para recepção,

preferencialmente aquela com melhor sinal. Se essa fibra for danificada, o destinatário irá simplesmente comutar para a outra fibra e assim continuar a receber a informação. As principais vantagens da proteção 1+1 são a sua rapidez para contornar o problema, além da não necessidade de protocolos de sinalização entre os dois nós.

Para a proteção 1:1, continua a haver duas fibras interligando o nó origem ao nó destino, porém a informação passa a ser transmitida por apenas uma das fibras por vez, dita a de trabalho. Se esta for danificada, ambos os nós deverão chavear para a fibra de proteção, o que elimina a suficiência do conhecimento da falha exclusivamente pelo destinatário. Portanto, caso a informação esteja trafegando em apenas uma direção na fibra (sistema de comunicação unidirecional), a interrupção da comunicação não será detectada pelo nó origem, dessa feita exigindo que o nó destino o informe da necessidade de chavear para a fibra de proteção. Esse procedimento irá requerer um protocolo de sinalização, chamado protocolo de comutação de proteção automática (APS – *Automatic Protection Switching Protocol*). Já num sistema de comunicação bidirecional, no qual a informação trafega em ambas as direções numa mesma fibra, o rompimento desta será detectado por ambos os lados comunicadores, conseqüentemente relaxando a necessidade de uso de um protocolo de sinalização.

Claramente, em sistemas de comunicações unidirecionais, devido à sinalização envolvida, proteção do tipo 1:1 não deverá proceder tão rápida para a restauração do tráfego quanto a proteção 1+1, muito embora, duas grandes vantagens surjam com o seu emprego. Primeiramente diz respeito à possibilidade, sob operação normal, na qual a fibra de proteção não está sendo utilizada, de se disponibilizar esta fibra para a transmissão de tráfego de menor prioridade. Ocorrendo um corte na fibra de trabalho, o tráfego de menor prioridade será automaticamente descartado. Observe que essa vantagem desaparecerá caso não haja transmissor e receptor distintos para cada uma das fibras. A segunda vantagem é a possibilidade de se implementar um esquema de proteção mais geral e, assim, compartilhar uma única fibra de proteção entre várias de trabalho (N), chamado de proteção 1: N . Essa configuração poderá lidar com falhas em quaisquer das fibras de trabalho, desde que elas ocorram uma por vez. Na ocasião de múltiplas falhas, o protocolo APS deverá garantir que apenas um dos tráfegos dentre os das fibras danificadas seja chaveado para a fibra de proteção.

Uma questão a ser considerada diz respeito à forma como o sistema deverá reagir após o defeito ter sido reparado. O modo padrão de operação pós-reparo para a proteção 1+1 é designado não-reversível. Esse traduz-se na não necessidade de o receptor chavear de volta para a fibra que acabara de ser reparada, dessa forma, convertendo-a em fibra de proteção. Operação no modo reversível, a qual o sistema reverte para a sua configuração original após a reparação do defeito, torna-se então opcional, sendo vantajoso apenas se a fibra que fora danificada possuir melhores condições para a transmissão das informações. Na proteção 1:N, contudo, o chaveamento do tráfego para a configuração original passa a ser de extrema valia, visto que a ocasionalidade de novas falhas torna-se mais uma vez possível de ser tratada, além de possibilitar ao sistema continuar a disponibilizar a fibra de proteção como um meio para a transmissão de tráfegos de baixa prioridade. Em ambos os casos, a reversibilidade das fibras poderá proceder automaticamente ou por intervenção manual.

VI.2.1 Adaptação para redes

Numa rede, cada enlace irá transportar informações provindas de diferentes origens para diferentes destinos. Conforme mostrado na figura VI.2 abaixo, há duas formas de se proteger esse tráfego: *comutação de caminho* (*path switching*) e *comutação de linha* (*line switching*).

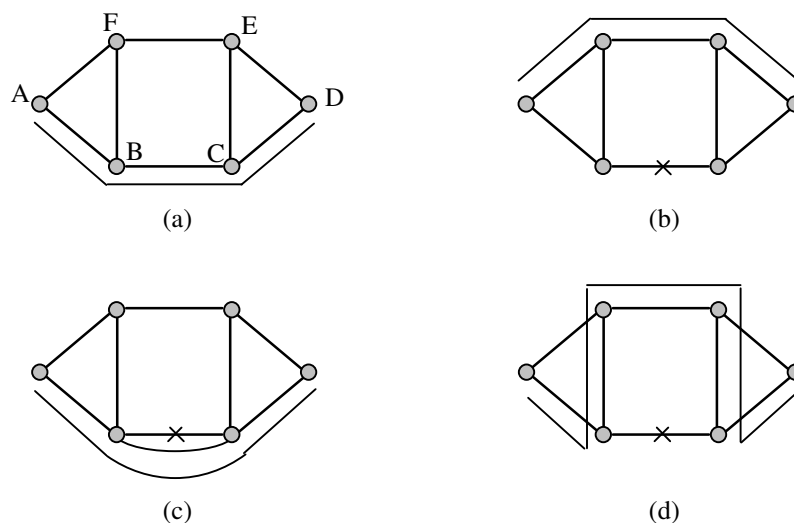


Figura VI.2 – Comutação de caminho e de linha em uma rede em malha. (a) Sob operação normal; (b) Restauração por comutação de caminho após falha em um enlace; (c) Proteção de trecho; (d) Proteção de linha.

Na comutação de caminho, a qual também é chamada proteção de caminho (*path protection*), a restauração do tráfego é deixada como responsabilidade dos nós origem e destino de cada uma das conexões envolvidas na falha. Responsabilidade esta que compreenderá o re-roteamento de todas as conexões atingidas pela falha.

Na comutação de linha, a restauração do tráfego passa a ser realizada pelos nós extremos do enlace danificado, ao invés dos nós origem e destino das conexões atingidas. Há duas formas de se implementar comutação de linha: proteção de trecho (*span protection*) e proteção de linha (*line protection*). Na proteção de trecho, se uma fibra for cortada entre dois nós, o tráfego por ela transportado será comutado para uma outra fibra entre estes mesmos nós. Já na proteção de linha, o tráfego será desviado não para uma outra fibra, mas para uma outra rota entre este mesmo par de nós.

Da mesma forma considerada para os enlaces ponto-a-ponto, proteção de caminho pode ser implementada com a utilização dos recursos 1+1 ou 1:N. A Proteção de caminho 1+1 torna-se ineficiente devido a um maior requerimento de banda (duas rotas simultâneas trafegando informações) por cada conexão. Na configuração 1:N, N caminhos podem compartilhar um único caminho de reserva adicional para proteção, o qual se torna mais eficiente.

Em geral, proteção de caminho 1:1 irá requerer menos banda para a restauração do tráfego do que a proteção de linha. Isso se dá devido ao fato de que na proteção de caminho a rota alternativa normalmente terá menor comprimento, em termos do número de *hops*, do que a rota resultante da proteção de linha. Um exemplo bastante claro pôde ser visto na rede mostrada na figura VI.2: considerando que inicialmente esteja presente na rede uma conexão entre $A \rightarrow D$, caso haja uma falha em qualquer desses enlaces, por exemplo $B-C$, proteção de caminho exigiria um menor número de *hops*, conseqüentemente menos banda também, do que proteção de linha.

Para serem devidamente implantadas numa rede, todas essas técnicas descritas anteriormente exigirão de sua topologia propriedades inerentes para restauração dos serviços, as quais determinarão suas habilidades de sobreviverem (permanecerem disponibilizando seus serviços – *survivability*) a falhas simples ou múltiplas ocorridas em seus enlaces e/ou nós (equipamentos). Por exemplo, mesmo para a sobrevivência em decorrência de uma única falha num enlace, a rede necessitará ao menos possuir uma forma

alternativa para o roteamento de suas conexões. Inicialmente, serão descritas algumas técnicas de proteção já bem consolidadas para as redes em anel, para logo então serem analisadas algumas formas de implementá-las nas redes emaranhadas em geral.

VI.3 Proteção em Anel

O anel é a topologia mais simples que existe e que é bi-conectada, ou seja, possui dois caminhos diferentes entre quaisquer pares de nós sem que exista nenhum nó ou enlace em comum, exceto, obviamente, os nós origem e destino. Conforme descrito no capítulo III, essa propriedade permite às redes com topologias de anel disporem de mecanismos simples de resistência contra falhas.

No campo comercial, a maioria das redes de transporte atualmente se utiliza de anéis SONET/SDH, os quais são chamados de auto recuperativos (*self-healing*), visto que a eles são incorporados mecanismos de proteção que detectam a falha e rapidamente roteiam a informação de forma a afastá-la (por ex., enviando-a no sentido contrário) do enlace e/ou nó danificado. A vantagem da utilização de arquiteturas auto recuperativas provém de suas habilidades de restauração de todo o tráfego quando do evento de uma falha no enlace e parte dele quando do evento de uma falha no nó. Habilidades essas utilizadoras de mecanismos relativamente simples.

Os diferentes tipos de arquiteturas em anel irão diferir em dois aspectos: a direcionalidade do tráfego e a técnica de proteção empregada. Um anel unidirecional irá transportar o tráfego de trabalho em apenas uma direção (embora as conexões sejam bidirecionais no caso das redes SONET/SDH), deixando a direção contrária para a proteção. Já em anéis bidirecionais, tráfego de trabalho poderá ser transportado em ambas as direções, conseqüentemente ocorrendo o mesmo para o tráfego de proteção.

Dentre as possíveis arquiteturas, três tipos se tornaram bastante populares nas redes SONET/SDH. São elas: anel unidirecional de duas fibras comutado por caminho (*two-fiber Unidirectional Path-Switched Ring – UPSR*); anel bidirecional de duas fibras comutado por linha (*two-fiber bidirectional line-switched Ring – BLSR/2*); e anel bidirecional de quatro fibras comutado por linha (*four-fiber Bidirectional Line-Switched Ring – BLSR/4*). Devido a seus caracteres de auto-recuperação, estas mesmas arquiteturas são chamadas também de

USHR, BSHR/2 e BSHR/4, respectivamente, sendo SH o identificador da auto recuperação (*Self-Healing*).

Para as redes WDM de Terceira Geração, embora os seus enlaces deixem de ser exclusivamente ponto-a-ponto, ou seja, terem a todo instante suas informações sendo baixadas em todos os nós que atravessam, os mesmos conceitos dos mecanismos de proteção já bem conhecidos para as redes SONET/SDH podem ser adaptados para a devida proteção dos caminhos ópticos. Basta para isso inserir os mecanismos de proteção à camada óptica da rede, tarefa esta conseguida graças à destinação do enfoque da proteção aos caminhos ópticos presentes.

VI.3.1 Anel Unidirecional Comutado por Caminho (*Unidirectional Path-Switched Rings – UPSR*)

Nas arquiteturas UPSRs, os nós são interconectados mediante duas fibras, cada qual transmitindo informações em sentidos opostos, sendo uma delas designada de trabalho e a outra de proteção. Qualquer que seja o tráfego entre dois nós, este será enviado simultaneamente tanto pela fibra de trabalho quanto pela de proteção, essencialmente seguindo o próprio conceito da proteção 1+1. Dessa forma, o nó destino deverá estar continuamente monitorando ambos os sinais com o intuito de selecionar o melhor dentre eles. Caso haja uma falha, esse mesmo nó estará encarregado de comutar para a fibra de proteção e assim continuar recebendo a informação.

Dado que a comutação necessária para a restauração do tráfego é de inteira responsabilidade dos nós destinatários, não há nenhuma necessidade de notificação ou coordenação entre os dois nós extremos das conexões, ou seja, dispensa o uso de protocolos de sinalização do tipo APS. Como se observa, arquiteturas da forma UPSRs apresentam a vantagem de serem simples operacionalmente além de acarretarem um rápido tempo de reparação da falha.

Porém, no caso de uma conexão bidirecional entre dois nós do anel, conforme mostra a figura VI.3, ambos os tráfegos de trabalho entre os nós E e A irão trafegar na mesma direção em torno do anel, ocorrendo o mesmo para a direção oposta compreendida pelo tráfego de proteção. Ou seja, toda a capacidade da fibra de proteção estará sendo utilizada para proteger toda a capacidade da fibra de trabalho.

Dessa feita, pode-se dizer que o principal inconveniente nesses tipos de arquiteturas é a impossibilidade de se reusar espacialmente a capacidade das fibras e, portanto, a conseqüente necessidade de compartilhar o valor da capacidade presente em um único enlace entre todos os nós do anel.

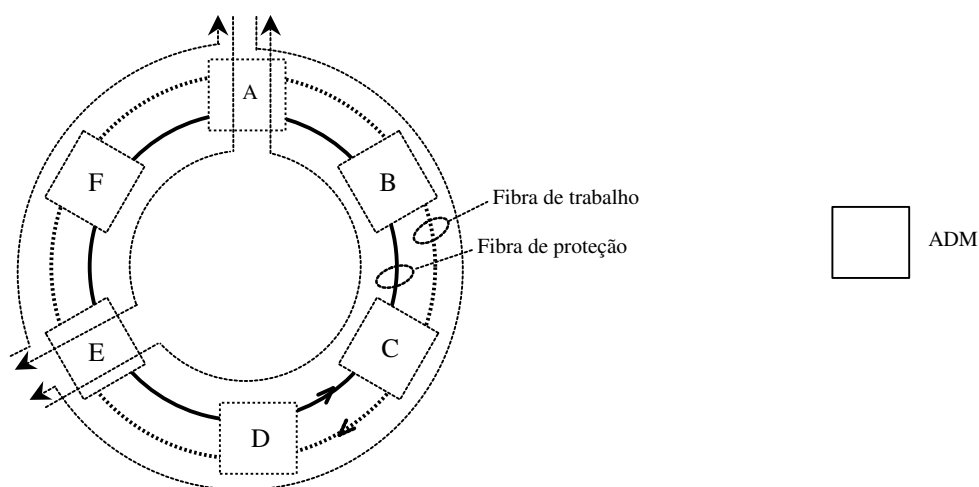


Figura VI.3 – Conexões bidirecionais estabelecidas num anel unidirecional comutado por caminho.

A simplicidade operacional agregada a um resultante custo reduzido tornam a arquitetura UPSR uma atrativa opção para serem empregadas principalmente em redes locais de baixa velocidade, bem como nas redes de acesso para o *backbone* principal. Quanto ao número de nós, não há limites específicos, muito embora, na prática, o comprimento do anel esteja limitado pelos diferentes atrasos de propagação presentes nos dois sinais transmitidos, os quais irão afetar de forma decisiva o tempo de restauração do tráfego na ocasionalidade de uma falha.

Vale a pena ressaltar que, diferentemente das duas próximas configurações abordadas, o mesmo esquema de proteção que acabara de ser descrito poderá ser indistintamente empregado tanto para a proteção de falhas ocorridas nos enlaces da rede, quanto as ocorridas nos seus nós, pois o pior que pode acontecer é o nó destino não possuir capacidade (meios) de receber a informação. Esse fato ficará mais perceptível com as explanações descritas nos próximos tópicos e na seção VI.4.

VI.3.2 Anel Bidirecional Comutado por Linha (*Bidirectional Line-Switched Rings – BLSRs*)

Contrariamente à configuração anterior, tráfegos de trabalho nas arquiteturas do tipo BLSRs podem trafegar em ambas as direções do anel. Conseqüentemente, conexões bidirecionais entre dois dos nós da rede terão a flexibilidade de serem roteadas em direções opostas, o que permitirá que um canal ocupante de uma parte do anel possa ser novamente utilizado (reusado) em uma outra porção não sobreposta a esta primeira.

Adicionalmente à característica de reuso espacial, poder-se-á observar através dos dois casos analisados a seguir que, nessas arquiteturas, a disponibilização da capacidade de proteção deixará de ser dedicada às conexões presentes e passará a ser compartilhada entre todos os trechos do anel.

VI.3.2.1 Anel Bidirecional de Duas Fibras Comutado por Linha (*Two Fiber Bidirectional Line-Switched Rings – BLSR/2*)

Nas arquiteturas BLSR/2, 2 fibras, uma em cada direção, são empregadas para a interconexão dos adjacentes pares de nós do anel. Ambas essas fibras são utilizadas para o transporte de tráfego de trabalho, porém metade de suas capacidades fica reservada para fins de proteção.

Dado que tanto a banda de proteção quanto a de trabalho para um determinado sentido estão dispostas na mesma fibra, torna-se claro que não existiria nenhum cabimento em se falar de proteção de trecho para arquiteturas do tipo BLSR/2, restando apenas a possibilidade de proteção de linha.

No caso de uma rede SONET/SDH, cada *slot* de trabalho presente numa fibra estará associado a um *slot* de proteção da fibra disposta no sentido contrário. Na ocorrência de falhas, mediante um mecanismo chamado de *Time Slot Interchange – TSI*, o tráfego de trabalho de uma fibra será todo desviado para o campo de proteção da outra fibra, de forma a contornar o defeito. Devido à sua característica de comutação de linha, todo o desvio será sempre realizado pelos nós adjacentes à falha.

Para uma rede WDM, essa arquitetura pode ser adaptada simplesmente disponibilizando metade dos comprimentos de onda para a proteção. Para se evitar o uso de conversores de comprimento de onda, uma regra de atribuição inteligente poderia ser

empregada: atribui-se comprimentos de onda de dois conjuntos disjuntos para as duas direções possíveis de cada tipo de tráfego (trabalho e proteção), conforme mostrado na figura VI.4 abaixo. Ao ocorrer uma falha, portanto, os comprimentos de onda de trabalho que estariam numa das fibras retornariam pela outra fibra, a qual teria estes mesmos comprimentos de onda desocupados por se tratarem de comprimentos de onda de proteção.

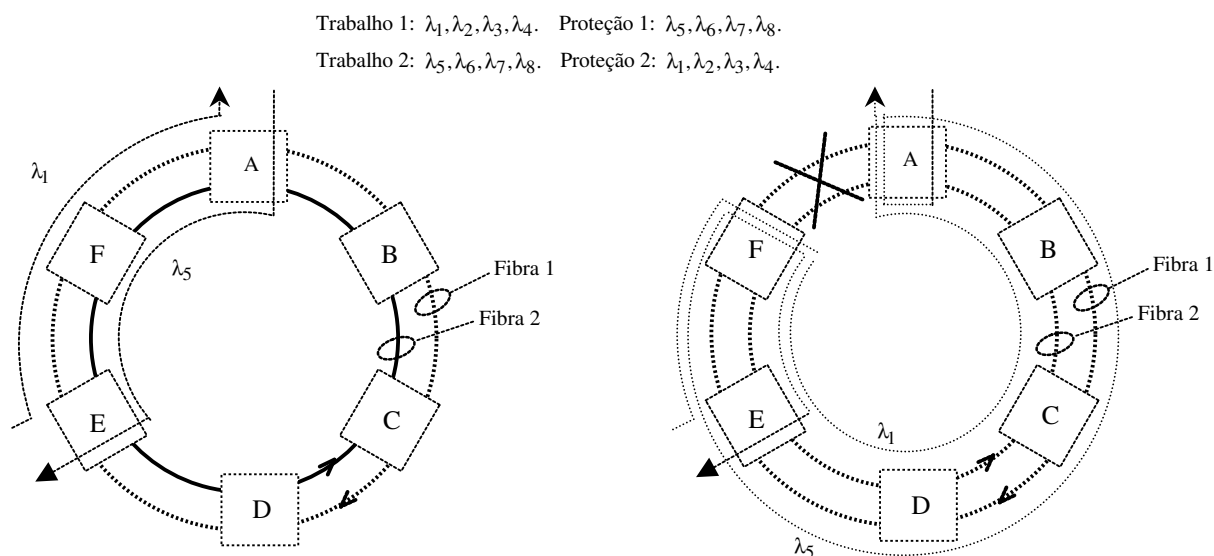


Figura VI.4 – Proteção de linha num anel WDM BLSR/2 com quatro comprimentos de onda de trabalho e quatro de proteção.

VI.3.2.2 Anel Bidirecional de Quatro Fibras Comutado por Linha (*Four Fiber Bidirectional Line-Switched Rings – BLSR/4*)

Nas arquiteturas BLSR/4, cada um dos adjacentes pares de nós são interconectados por 4 fibras, sendo duas delas de trabalho (uma em cada direção) e duas de proteção (idem). Nesse caso, diferentemente das arquiteturas BLSR/2, os dois mecanismos de comutação de linha (proteção de linha e proteção de trecho) têm a possibilidade de serem implementados.

Em proteção de trecho, se um transmissor ou um receptor de uma das fibras de trabalho falharem, o tráfego passará a ser roteado pela fibra de proteção presente no mesmo enlace entre os dois nós adjacentes à falha, conforme mostra a figura VI.5 a seguir.

Se as fibras de proteção forem roteadas fisicamente separadas das fibras de trabalho, torna-se muito improvável que ocorra um rompimento simultâneo em ambas as fibras.

Nesses casos, proteção de trecho provavelmente atenderia sem dificuldades os rompimentos e defeitos ocorridos nas fibras de trabalho.

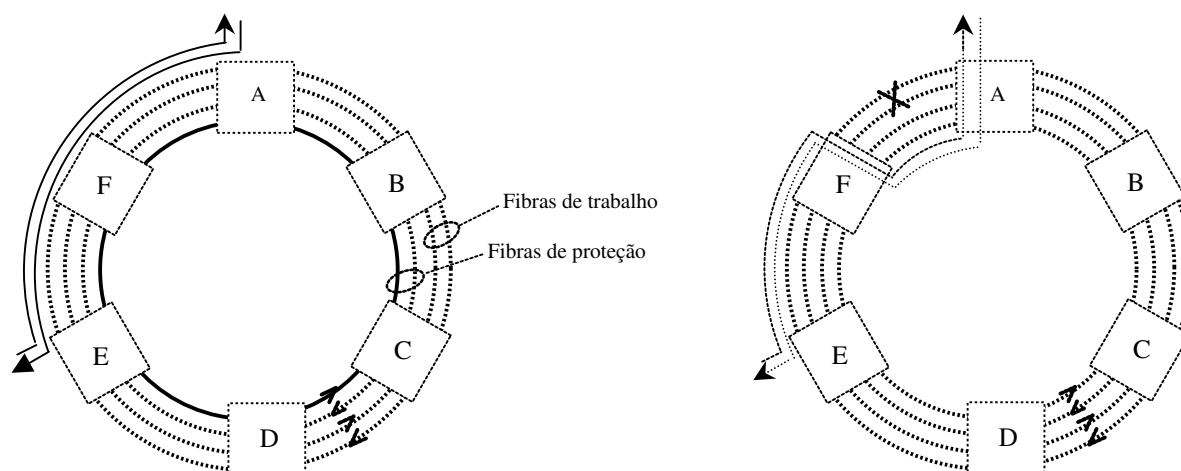


Figura VI.5 – Proteção de trecho num anel BLSR/4.

De qualquer forma, se as fibras de proteção forem danificadas juntamente com as de trabalho, todo o serviço poderá ser restaurado mediante proteção de linha. A figura VI.6 a seguir mostra uma arquitetura onde é possível se empregar tanto proteção de linha quanto de trecho num anel WDM. As chaves S_1, S_2, S_3 e S_4 são as encarregadas da proteção de linha, enquanto os acopladores A_1, A_2, A_3 e A_4 se encarregarão da proteção de trecho, estando aos pares S_1 e S_2 e A_3 e A_4 desenhados de forma a representar como seria uma restauração que utilizaria proteção de linha e de trecho, respectivamente (obviamente, elas não ocorreriam simultaneamente). O restante das chaves e acopladores se encontra no estado normal de operação da rede.

Por exemplo, suponha a ocorrência de um corte em todas as quatro fibras do enlace em destaque e que sobre este mesmo enlace exista um caminho óptico proveniente do WADM F em direção ao WADM A trafegando por T_1 . Os WADMs A e F ao perceberem o rompimento múltiplo das quatro fibras irão, da forma mostrada na figura, acionar as chaves S_1 e S_2 , respectivamente, a fim de anular o enlace danificado (desviando a informação pela fibra de proteção), e assim restabelecer a conexão. Em caso de falha apenas nas fibras de trabalho, as chaves S_1 e S_2 permaneceriam em seu estado normal e os acopladores A_3 e A_4 é que se comprometeriam a reparar o defeito mediante inversão da fibra de trabalho pela de proteção, caracterizando uma proteção de trecho.

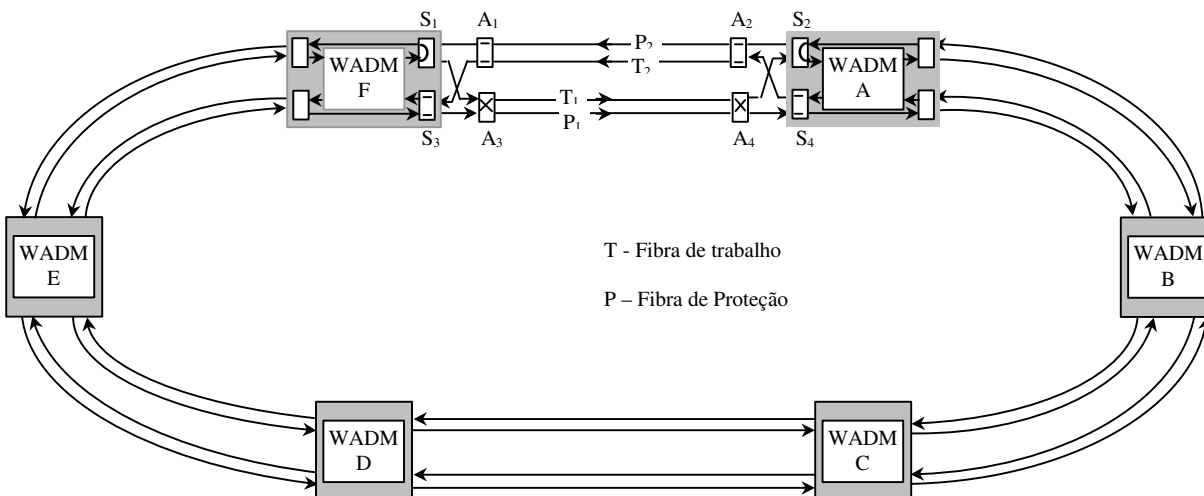


Figura VI.6 – Proteção de linha e de trecho num anel óptico WDM.

Comparações

Igualmente ao caso de proteção 1:1 nos enlaces ponto-a-ponto, uma vantagem da proteção de linha em BLSRs é a possibilidade de se utilizar, sob condições normais de operação, a banda de proteção para transmissão de tráfego de baixa prioridade. Novamente essa condição só será possível se, em cada nó da rede, houver um transmissor e um receptor dedicados para a proteção.

BLSRs são mais eficientes do que UPSRs quanto ao critério de disponibilização de banda. Por exemplo, considere duas redes SONET com dez nós cada, estando a primeira delas utilizando a arquitetura UPSR e a segunda delas BLSR/2 ou BLSR/4. Considere ainda que nessas redes esteja presente um conjunto de conexões onde todos os nós adjacentes estejam se comunicando a uma taxa de 1.5 Mbps. Numa rede BLSR, todas essas conexões iriam conjuntamente compartilhar tão apenas 1.5 Mbps de capacidade de proteção em cada fibra da rede. Já na arquitetura UPSR, para cada requisição presente seria exigida uma mesma capacidade de proteção dedicada, o que constituiria uma banda total de 15 Mbps de capacidade de proteção em cada fibra do anel. O mesmo ocorrendo nas redes ópticas WDM, devendo o mesmo raciocínio ser transferido para os comprimentos de onda.

Por essas razões, arquiteturas BLSRs são largamente empregadas em *backbones* de alta capacidade e interconexão de redes corporativas, onde padrões de tráfego são mais intensos e distribuídos do que em redes de acesso.

VI.4 Proteção em Malhas

A restauração de serviços em redes emaranhadas é um tanto quanto mais complicada do que em enlaces ponto-a-ponto, ou mesmo em redes com topologias anelares. Embora os mesmos esquemas de proteção descritos na seção VI.2 possam ser muito bem utilizados nas redes em malha, algumas características tais como compartilhamento de banda, simplicidade e rapidez deverão ser novamente postas em ênfase na hora de avaliá-las.

Conforme visto para o anel, uma forma simples de proteção seria o estabelecimento de dois caminhos disjuntos para cada conexão, o que corresponderia a uma proteção de caminho do tipo 1+1. Porém, dado que a banda necessária à proteção não é compartilhada entre as diversas conexões da rede, essa, mais uma vez, tratar-se-ia de uma técnica bastante ineficiente.

Poderíamos então pensar na adoção das técnicas de proteção de caminho 1:1 ou 1:N, por possibilitarem uma melhor eficiência de banda para a proteção do tráfego. Todavia, tal restauração exigiria para esses casos considerável coordenação, processamento e retardo, visto que diversas conexões poderiam ser afetadas e, portanto, teriam que ser novamente roteadas, o que seria ainda mais agravante nas redes em malha.

Por fim, poderíamos arriscar a proteção de linha, a qual além de permitir o compartilhamento dos recursos de proteção entre as diversas conexões presentes, consegue também fazer com que as decisões de restabelecimento dos serviços sejam tomadas de forma local (apenas pelos dois nós adjacentes à falha) e independentemente do estado de conectividade da rede. Essas características tornam simples e rápida a restauração do serviço.

Portanto, o que se observa é uma perceptível vantagem em se procurar aplicar a proteção de linha nas redes com topologias emaranhadas. O problema seria justamente como implementar, ou melhor dizendo, generalizar, esta mesma artimanha em tais redes.

Esta seção apresenta um esquema de proteção de linha proposto por [13], o qual pode ser executado localmente pelos nós das extremidades do enlace defeituoso, sem que, por isso, requeira qualquer coordenação entre os outros nós da rede. Por conseguinte, consegue-se agregar o compartilhamento de banda (característica intrínseca à proteção de linha) à simplicidade e rapidez de atuação.

Primeiramente, é importante salientar que apenas será possível a proteção em todos os enlaces da rede caso o seu grafo seja conectado em dois ramos, ou seja, possua ao menos dois caminhos disjuntos em termos de ramos (enlaces) entre quaisquer pares de nós. Pois se assim não for, essa rede certamente possuirá enlaces chamados pontes, onde um defeito resultará um grafo desconectado, o que naturalmente implicará a perda de todas as conexões estabelecidas entre as duas componentes do grafo.

Considere então uma rede em malha conectada em dois ramos, cujos enlaces sejam formados por quatro fibras, sendo uma de trabalho e uma de proteção em cada direção. Novamente, se todas as fibras são roteadas conjuntamente, é bastante provável que, se ocorrer um corte em uma delas, as outras do mesmo enlace também sejam cortadas. Percebe-se então as mesmas limitações presentes nas arquiteturas BLSR/4 (relacionada ao grau de corte do enlace) para a realização da proteção de trecho, sendo a proteção de linha a alternativa realmente infalível, não importa a forma como as fibras estejam dispostas na terra e a conseqüente gravidade do corte nos enlaces.

Para se adaptar o esquema de proteção de linha do anel para as redes em malha, o maior dificultador é a necessidade de se estabelecer rotas de proteção apropriadas que consigam, apenas em função dos nós extremos do enlace danificado, restabelecer o tráfego em caso de falhas. Esse é um problema trivial para o anel, pois, para cada par de nós, tão somente existe uma única rota como alternativa.

O ponto chave dessa adaptação é a criação de uma família de ciclos de proteção que consiga cobrir todos os enlaces da rede. Usando desse artifício, proteção contra falhas singelas em qualquer dos seus enlaces (e alguns conjuntos de falhas simultâneas) é possível para todas as redes cujos grafos sejam conectados em dois ramos. Antes de se abordar como esses ciclos podem ser utilizados para a proteção contra falhas nos enlaces, deva-se discutir a possibilidade e os seus critérios de construção.

A figura VI.7 a seguir mostra um grafo direcionado e planar de uma rede em malha, por exemplo a representada na figura VI.2. Um grafo é dito planar se puder ser desenhado num plano de tal forma que não haja interseção entre dois de seus ramos, exceto nos vértices. Quanto à direcionalidade, cada enlace na rede é representado no grafo por dois ramos direcionados em sentidos opostos, indicando a possibilidade de se estabelecer a proteção nas duas direções.

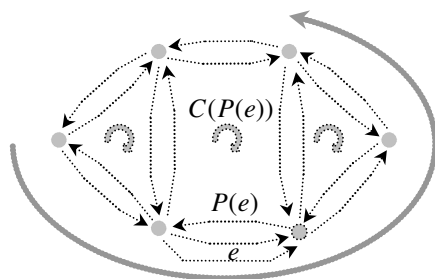


Figura VI.7 – Ciclos de proteção numa rede em malha.

Define-se agora o conceito de ciclo de proteção, que é uma partição dos ramos de proteção do grafo. Cada ramo pertence exatamente a um ciclo, e todos os ramos estão incluídos em alguma partição. Além disso, pelo próprio conceito, os ramos pertencentes a cada um dos ciclos deverão começar e terminar num mesmo nó.

O seguinte teorema proveniente da teoria de grafos garante a construção desses ciclos de proteção.

Teorema VI.1 – Dado um grafo planar conectado em dois ramos $G(V, E)$ com ramos bidirecionais, os ramos em G podem ser particionados em um conjunto de ciclos C_1, C_2, \dots, C_f , de tal forma que cada ramo pertença a exatamente um ciclo e todos os ramos sejam incluídos no particionamento.

Prova: Entende-se por face de um grafo planar uma região maximal no plano tal que quaisquer dois pontos nessa região possam ser conectados por uma curva que não se sobrepõe ou intercepta qualquer ramo ou vértice do grafo G . Por essa definição, conforme mostra a figura VI.8, cada grafo deverá possuir uma face externa e uma ou mais faces internas.

Através de uma relação bastante conhecida, dita fórmula de Euler, o número resultante de faces f de um grafo planar G com p vértices e q ramos é dado por $f = q - p + 2$, onde f é dito o *número de Euler*.

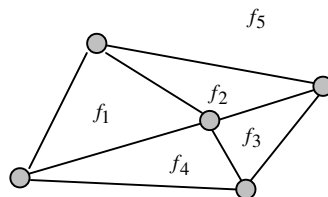


Figura VI.8 – Faces de um grafo planar. $p = 5$; $q = 8$.

Para cada face há um conjunto de ramos direcionados do grafo que representam suas fronteiras. Para cada face interna, escolha o conjunto de ramos direcionados num certo sentido (por exemplo o horário) de forma a constituir um ciclo. Para a face externa, escolha o conjunto de ramos direcionados no sentido contrário ao anterior, formando novamente um ciclo. Fica provado então que esse procedimento conseguirá resultar a partição desejada, sendo o número de ciclos dado pelo número de Euler.

A figura VI.7 mostra bem esse caso. Seja $C(e_p)$ o ciclo associado ao ramo de proteção e_p . Para um ramo ativo e desenhado com linhas pontilhadas, o seu ramo de proteção $p(e)$ é um ramo entre os mesmos dois nós, porém com o sentido oposto. Dessa feita, $C(p(e))$ passa a ser designado o ciclo de proteção de e .

Embora as fronteiras das faces de uma rede planar sejam uma boa escolha para os ciclos de proteção, elas não compreendem a única possibilidade de particionamento dos ramos em ciclos. Outras escolhas são geralmente possíveis, conduzindo a famílias que contêm menor número de ciclos com um maior comprimento médio. Todavia, bastante ciclos de proteção pequenos são normalmente preferíveis a poucos ciclos de proteção longos. Razões essas que se tornarão aparentes mais adiante.

Para a rede da figura VI.7, a implementação da proteção de linha baseada no conceito de ciclos pode ser vista nas figuras VI.9 e VI.10 a seguir. Nestas, as fibras de trabalho e de proteção estão representadas por linhas sólidas e tracejadas, respectivamente, estando estas últimas conectadas de acordo com os ciclos de proteção.

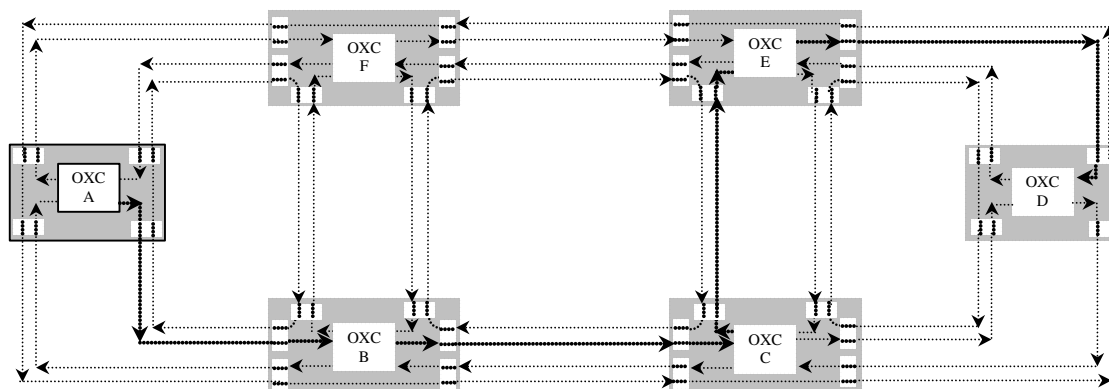


Figura VI.9 – Proteção de linha numa rede em malha e planar usando ciclos de proteção.

Para facilitar a análise, considere que nessa mesma rede esteja presente um caminho unidirecional (mostrado em linha mais grossa), por exemplo começando no nó A, passando nessa ordem pelos nós B, C e E e finalizando no nó D. Da mesma forma apresentada na figura VI.6, os nós possuem chaves dentro deles responsáveis por configurar as fibras de proteção em ciclos e, quando preciso, conectar a fibra de trabalho com a de proteção para isolar o enlace defeituoso.

Por exemplo, a figura VI.10 mostra o que acontece na ocorrência de uma falha no enlace BC. O nó B (um dos extremos do enlace defeituoso) irá desviar o caminho óptico para o ciclo de proteção BFEC, o qual, apenas no nó C (o outro extremo do enlace defeituoso), voltará a trafegar da forma originalmente estabelecida. O ponto crucial para o qual deva-se dar ênfase é o envolvimento tão somente dos nós B e C para a reparação do defeito. Porém, tal qual o anel, existem algumas situações nas quais a proteção de linha pode tornar o uso da banda um tanto quanto ineficiente, pois, independentemente de sua configuração inicial, o caminho seguido por cada conexão passará a ocupar todos os enlaces do ciclo de proteção, exceto o danificado.

Como consequência, o comprimento físico total percorrido pelo caminho óptico durante o momento da restauração do serviço será incrementado pelo tamanho do ciclo de proteção menos duas vezes o comprimento do enlace defeituoso. Logo, para se manter a qualidade do sinal em níveis aceitáveis após uma falha, esse incremento no tamanho do caminho deverá ser tomado como pequeno. Dessa feita, é desejável que se escolha uma família de ciclos de proteção constituída por vários ciclos curtos ao invés de poucos ciclos compridos.

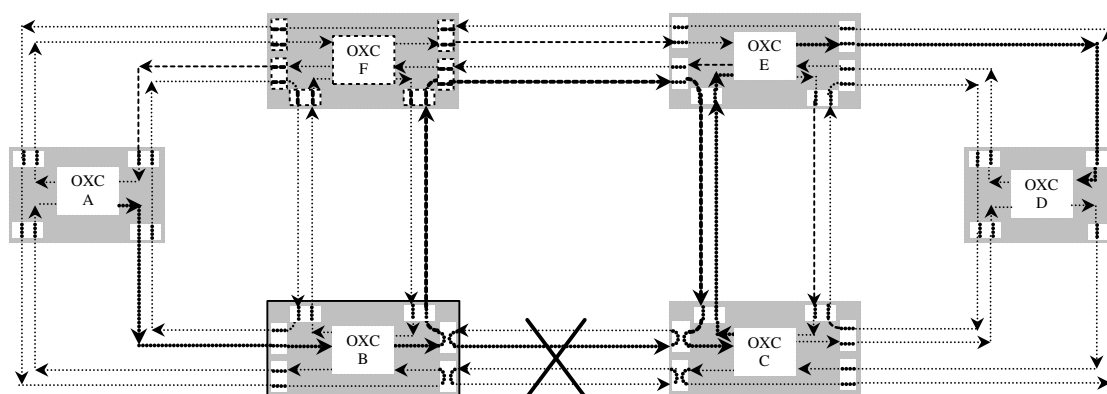


Figura VI.10 – Proteção de linha numa rede em malha e planar usando ciclos de proteção.

Além desse motivo, uma outra possível razão para a escolha de uma família de ciclos de proteção com vários ciclos curtos é a capacidade de restauração quando do evento de falhas múltiplas nos enlaces. Se falhas múltiplas ocorrerem em enlaces pertencentes a ciclos de proteção distintos, todas elas poderão ser simultaneamente reparadas.

Observe da figura anterior que, caso as conexões sejam bidirecionais, o roteamento do tráfego utilizará dois ciclos de proteção para restauração do serviço de um enlace danificado. Conforme mostrado em [2], para uma rede planar conectada em dois ramos, sendo C o número de ciclos de proteção, o maior número possível de enlaces que podem ser simultaneamente reparados é dado por $\lfloor C/2 \rfloor$. Caso as conexões sejam unidirecionais, esse número torna-se $C-1$.

Duas observações podem ser imediatamente tomadas: a primeira vem reforçar a idéia de se preferir o particionamento do grafo da forma dada pelo teorema VI.1, visto que esta fornece um número máximo de ciclos de proteção, que é dado pelo número de Euler f . A segunda diz respeito à capacidade de restauração singular do anel (cujo $f=2$), não importa o tipo de conexões presentes nele.

VI.5 Restauração de Serviço por Falhas em Nós

Até o devido momento, tem-se tratado apenas de como lidar com proteção e restauração de serviço por falhas ocorridas nos enlaces ou *transceptores* da rede. Apesar de que a conseqüente interrupção advinda de falhas nos nós seja muito menos provável de ocorrer, alimentada ainda pela utilização de configurações redundantes em alguns sistemas, sua possibilidade não pode ser descartada por completo, principalmente em decorrência de um grande número de conexões envolvidas nesses tipos de falhas.

Mecanismos de proteção desenvolvidos para lidar com falhas tanto nos enlaces quanto nos nós são consideravelmente mais complexos do que aqueles que se resumem a tratar apenas de defeitos ocorridos nos enlaces. Se a rede não dispuser de cuidados especiais quando da ocorrência de uma falha em um nó, os seus nós adjacentes provavelmente avistarão um defeito nos enlaces que os conectam a ele. Portanto, se cada um desses nós adjacentes resolverem por si sós tratarem o defeito como se fosse uma falha simples num enlace, poderão ocorrer resultados indesejáveis e até danosos.

Um exemplo simples pode ser visto na figura VI.11 abaixo. Caso o nó *A* falhe e os nós *F* e *B* avistarem o defeito como uma interrupção nos enlaces, a tentativa de restaurar o serviço mediante o re-roteamento do tráfego (proteção de linha) por ambos estes nós provocaria uma conexão indesejada. A única forma de se evitar tais ocorrências é garantindo que os nós responsáveis pela restauração determinem o tipo da falha ocorrida antes de invocarem seus mecanismos de restauração, o que conseqüentemente implicaria a troca de mensagens de controle entre eles.

No exemplo dado na figura VI.11, os nós *F* e *B* deveriam primeiramente tentar uma troca de mensagens para determinar se ambos detectaram uma falha nos seus enlaces com o nó *A* e, se for o caso, executar os mecanismos de proteção adequados. Tais mecanismos poderiam evitar a ocorrência de conexões errôneas dessa natureza, simplesmente desistindo de tentar restaurar quaisquer dos tráfegos que sejam originados ou destinados a um nó defeituoso. O preço a ser pago é um retardo na execução da restauração devido à coordenação necessária para que os nós responsáveis pelo restabelecimento dos serviços possam determinar os mecanismos apropriados a serem executados.

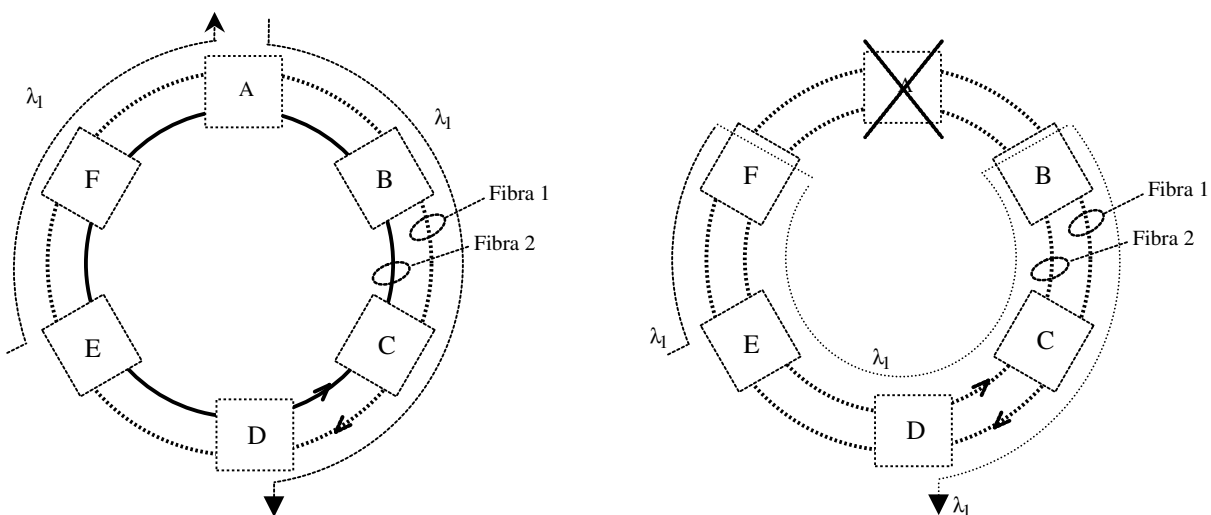


Figura VI.11 – Um erro possível de ocorrer caso a falha de um nó seja tratada pelos seus nós adjacentes como uma falha nos enlaces que os conectam ao nó defeituoso. À esquerda, é mostrado um estado de conectividade arbitrário da rede. À direita, é mostrado os efeitos da tentativa errônea de restauração do tráfego.

CAPÍTULO VII – Conclusões

Este capítulo procura dar um desfecho nos assuntos abordados nesta tese, sendo descritas as principais contribuições obtidas da aplicação de diversos algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda em anéis ópticos WDM, bem como do estudo de alternativas de projeto simples, viáveis e ao mesmo tempo bastante eficientes para o aumento da capacidade da rede. Além disso, são tecidos comentários acerca de alguns modelos considerados em nossos estudos, como também sugestões para trabalhos futuros.

VII.1 Considerações Gerais

No presente momento, o estado da arte da tecnologia comercialmente disponível, bem como o estágio em que se encontra o mercado das telecomunicações fazem-nos acreditar que as redes ópticas WDM com roteamento por comprimento de onda tornem-se, em um curto espaço de tempo, a infra-estrutura de transporte de dados predominante em escala mundial. De fato, a adoção de roteamento no domínio fotônico consegue imprimir à rede um notório aumento em sua capacidade, seja pela diminuição na carga de processamento nos equipamentos eletrônicos das redes ópticas de primeira geração; seja pela capacidade de se reusar espacialmente os comprimentos de onda, dessa vez quando confrontadas com as de segunda geração.

Nesse contexto, este trabalho aborda de forma minuciosa algumas questões de projeto relacionadas com as redes ópticas WDM com roteamento por comprimento de onda, as quais disponibilizam um modelo de atendimento com bloqueio a uma demanda de tráfego *online* e de caminhos ópticos voláteis.

Para esses tipos de redes, a questão da alocação de rota e comprimento de onda passa a ser o problema de controle fundamental, visto que, para o estabelecimento de um caminho óptico (requisito essencial para a transmissão da informação), invariavelmente deve-se dispor de uma rota e de um comprimento de onda em cada enlace desta.

Com esse dever em mente, são desenvolvidas algumas contribuições originais, mais especificamente: a generalização do algoritmo MaxSum – MS para tráfegos com qualquer

tipo de distribuição espacial, ou seja, não apenas para a uniforme, conforme se apresenta em sua definição original; a criação de um algoritmo de alocação de comprimento de onda designado Mínimo Bloqueio – MB, o qual visa, a cada nova requisição, estabelecê-la de forma a minimizar a probabilidade de bloqueio global da rede; e, por fim, o desenvolvimento de métricas específicas para cada um desses algoritmos, de modo a permitir que as tomadas de decisão possam ser feitas de forma rápida, baseadas em um número limitado de informações e por gerências que operam de forma centralizada ou distribuída na rede.

Adicionalmente, são descritos alguns outros algoritmos de atribuição de comprimento de onda, bem como os principais algoritmos de atribuição de rota, para os quais, juntamente com o MS e o MB, são tecidos diversos comentários a respeito de suas viabilidades práticas. Nesse intuito, procura-se quantificar os benefícios acarretados na probabilidade de bloqueio de uma rede em anel mediante a combinação dos algoritmos de alocação de rota e de comprimento de onda, seja empregando-os separadamente ou de forma conjunta. Diversas conclusões podem ser tomadas, estando as mais importantes citadas a seguir:

- Os algoritmos de alocação de comprimento de onda que buscam o balanceamento da carga normalmente apresentam desempenhos notoriamente inferiores aos daqueles que estabelecem uma certa prioridade entre os diversos comprimentos de onda disponíveis, chamados de “first-fit”. Provavelmente, por estes últimos preservarem uma maior capacidade de acomodar futuras requisições.
- O desempenho dos algoritmos de atribuição de rota apresenta-se extremamente dependente do nível de tráfego submetido ao anel, o qual acredita-se que esteja relacionado à presença de uma rota alternativa longa para rotas principais curtas e vice-versa.
- Dentre os algoritmos de atribuição de comprimento de onda, em termos de desempenhos, MS e MB apresentam-se como as melhores opções, a não ser quando são empregados de forma conjunta com a escolha da rota, pois, neste caso, o MB não apresenta resultados tão eficientes.

O emprego de algumas outras métricas, como o tempo médio para o primeiro bloqueio e imparcialidade no atendimento das requisições (*fairness*), também são alvo de

estudos; esta última sendo melhorada, por exemplo, mediante a política de bloqueio N/4 para o anel.

Embora as estratégias descritas anteriormente procurem minimizar a probabilidade de bloqueio das requisições, ou, equivalentemente, maximizar a capacidade de atendimento da rede, pode haver situações em que os seus desempenhos não consigam mais atingir as expectativas acordadas. Dessa forma, são estudadas algumas alternativas de projeto simples, viáveis e ao mesmo tempo bastante eficientes para o suprimento de tais necessidades. Dentre elas, podemos citar: a ampliação do “pool” de comprimentos de onda; a duplicação da planta de fibras; ou mesmo a interconexão e o emaranhamento de anéis ópticos. As principais contribuições dessas abordagens são:

- Uma provável não justificação de se introduzir conversão de comprimentos de onda no anel quando se deseja ampliar a sua capacidade, visto que o simples aumento do tamanho do “pool” de comprimentos de onda disponíveis em até cerca de 25% da carga máxima das fibras permite atender quase o mesmo tráfego que seria propiciado pela adição de convertibilidade plena de comprimentos de onda em todos os seus nós. Além de um reforço às críticas comumente atribuídas aos modelos de atendimento sem bloqueio, pois estes levam a um superdimensionamento da grade de comprimentos de onda da rede.
- Quando da duplicação das fibras, a averiguação de que a substituição direta dos nós por unidades roteadoras fornece um ganho incremental pouco significativo sobre o ganho que pode ser obtido pela integração dos dois anéis no nível do gerenciamento.
- A sugestão e comparação de algumas alternativas de projetos capazes de, mesmo sob os mesmos investimentos, embora cada qual com suas dificuldades gerenciais intrínsecas, propiciarem ganhos demasiadamente desiguais.

Por fim, procura-se apresentar alguns tópicos sobre mecanismos de proteção, atendo-se principalmente à forma como adequar os mecanismos já existentes nos anéis SONET e SDH para os anéis ópticos WDM com roteamento por comprimento de onda e a natural generalização desta para topologias genéricas.

VII.2 – Críticas aos Modelos Adotados

Os estudos das redes ópticas WDM com roteamento por comprimento de onda ainda se encontram um tanto imaturos com respeito à precisão dos modelos de tráfego e de atendimento esperados. Tal imaturidade é agravada principalmente pelo desconhecimento dos tipos de serviços que serão requisitados à rede e pela natural dificuldade em modelá-los. Como se deve ter percebido, tratam-se de decisões importantíssimas, visto que afetarão todas as fases a serem seguidas num projeto.

Em nossas simulações, supõe-se um modelo de tráfego dito sem memória, para o qual admite-se que as chegadas seguem uma distribuição Poissoniana e o tempo de permanência uma distribuição exponencial. Esse modelo atende de forma satisfatória as redes telefônicas, porém o seu aproveitamento para as redes ópticas é posto em constantes dúvidas. No entanto, enquanto não esteve bem consolidado o tipo de tráfego requisitado às redes ópticas e tendo em vista que os seus principais clientes na atualidade são as redes SONET e SDH, as quais predominantemente transportam tráfego telefônico, houve um quase consenso entre os estudiosos da área na continuação de seu emprego, muito embora esteja-se estudando alguns novos modelamentos para o tráfego.

Quanto ao modelo de atendimento a ser escolhido, esta é uma questão delicada, tendo em vista que se tratam de critérios extremos, tal que algumas vantagens de um são as principais desvantagens do outro. Por exemplo, enquanto o modelo sem bloqueio superdimensiona os recursos da rede a fim de atender todas as requisições em conformidade ao modelo de tráfego assumido, a presença de bloqueio delimita os investimentos a níveis aceitáveis, porém relega o atendimento de algumas requisições em torno dos Gbps, a qual poderá comprometer a agregação do tráfego realizada pela camada virtual.

Pode-se evitar o superdimensionamento dos recursos à medida que seja levado em consideração não apenas o pior caso, mas também a freqüência de sua ocorrência. Para tal, deve-se permitir o provisionamento de recursos extras. Entretanto, à medida que inúmeras camadas clientes, cada qual solicitando os mais diversos padrões de tráfego, passem a requisitar recursos da rede óptica de forma cada vez mais intensa, deva-se esperar que a negociação de provisionamento desses recursos se torne, em tempo real, bastante complicada ou mesmo impossível, tendo em vista as limitações nos investimentos e na

agilidade para as tomadas de decisão. O que justificaria o emprego do modelo com bloqueio.

VII.3 – Sugestões para Futuros Trabalhos

Em virtude de as redes ópticas com roteamento por comprimento de onda estarem encerradas num campo relativamente novo das telecomunicações, ainda há uma gama de assuntos por onde se possa enveredar.

De forma a proporcionar um valioso complemento aos assuntos abordados nesta tese, poder-se-ia empregar um estudo mais minucioso para as prováveis evoluções do anel, bem como se estudar a fundo algumas topologias mais emaranhadas, principalmente se os interesses rondarem em torno da conversão de comprimentos de onda, de redes com maiores capacidades de atendimento ou ainda ricas na possibilidade de restauração de serviços. Nessas abordagens, poderia ser incluída a generalização das métricas obtidas para os algoritmos MS e MB no anel para outros tipos de topologias, devendo-se partir ou da decomposição de topologias genéricas em anéis, ou de novas definições acerca da formação de buracos em redes emaranhadas.

Dando continuidade a essa abordagem, certamente seria de grande valia a formulação de modelos mais adequados a respeito do tipo de tráfego provindo da topologia cliente da rede óptica e da distribuição temporal da permanência de suas ligações. Além disso, já existem alguns estudos que se concentram no arranjo da topologia virtual da rede, porém se baseiam em programação linear, que, por sua vez, pode ser inadequada para ser implementada em tempo real. Um ramo de pesquisa demasiadamente interessante seria a escolha de algoritmos mais simples para o tratamento da topologia virtual, de forma a propiciar um interfuncionamento (*interworking*) entre esta camada e a óptica para o atendimento de requisições distribuídas ao longo do tempo (*online*).

Por fim, tendo em vista o crescente interesse pela *internet*, mais precisamente pelo padrão IP, há um crescente interesse em fazer esta rede operar diretamente sobre a óptica (IP *over* WDM); portanto, estimulando que os próximos estudos estejam concentrados em comutação óptica de pacotes (*Optical Packet Switching*) ou, de forma intermediária com a comutação por circuito, em comutação óptica de rajada (*Optical Burst Switching*).

Referências:

- [1] R. Ramaswami and K.N. Sivarajan, “Optical Networks: a Practical Perspective”, Morgan Kauffmann Publishers, 1998.
- [2] T.E. Stern and K. Bala, “Multiwavelength Optical Networks: a Layered Approach”, Addison Wesley Longman, Inc, 1999.
- [3] P.E. Green Jr., “Fiber Optic Networks”, Prentice-Hall, 1993.
- [4] César Albuquerque Lima, “Redes Ópticas WDM Sem Bloqueio”, tese de mestrado, abril de 2000, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas, Brasil.
- [5] Jennifer Yates, “Performance Analysis of Dynamically-Reconfigurable Wavelength-Division Multiplexed Networks”, doctorate thesis, Nov. 1997, Department of Electrical and Electronic Engineering. The University of Melbourne Parkville, Australia.
- [6] O. Gerstel, G.H. Sasaki, S. Kutten and R. Ramaswami, “Worst-case dynamic wavelength allocation in optical networks”. Technical Report RC20717, IBM Research Division, Feb. 1997.
- [7] H. Zang, J.P. Jue and B. Mukherjee, “A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed optical WDM Networks”, Optical Networks Magazine, vol.1, pp. 47-60, Jan. 2000.
- [8] S. Subramanian and R. Barry, “Wavelength Assignment in Fixed Routing WDM Networks” IEEE Int’l Conf. Comm., pp. 406-410, Jun. 1997.
- [9] Jennifer M. Yates and Michael P. Rumsewicz, “Wavelength converters in dynamically Reconfigurable WDM Networks”, IEEE Communications Surveys, Second Quarter, 1999.
- [10] R. Barry and P. Humblet, “Models of blocking probability in all-optical networks with and without wavelength changers”, IEEE JSAC, vol. 14, nº 5, pp. 868-880, Jun. 1996.

[11] S. Subramanian, M. Azizoglu and A. Somani, “All-Optical Networks with sparse wavelength Conversion”, IEEE Trans. On Networking, vol. 4, no 4, pp. 544-557, Aug. 1996.

[12] Izhak Rubin and Jing Linz, “Survivable All-Optical Cross-Connect Meshed-Ring Communication Networks”, Optical Networks Magazine, vol. 1, pp. 61-72, Jan. 2000.

[13] G. Ellinas and T. E. Stern, “Automatic Protection switching for link failures in optical networks with bi-directional links”, In Proc. IEEE Globecom, Londres, Nov. 1996.

Artigos Publicados:

[14] H. Waldman, D.R. Campelo and R. Camelo, “Dynamic Priority Strategies for Wavelength Assignment in WDM Rings”, IEEE Globecom’00, Conference Record pp. 1288 – 1292, Nov. 2000.

[15] D.R. Campelo, R. Camelo e H. Waldman, “Estratégias de Ampliação da Capacidade de Anéis Ópticos com Bloqueio”, XVIII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações – SBrT, setembro 2000.

[16] R. Camelo, D.R. Campelo e H. Waldman, “Alocação de Rota e Comprimento de Onda em Anéis Ópticos com Bloqueio”, Simpósio Brasileiro de Microeletrônica e Optoeletrônica – SBMO, Anais do IX SBMO pp. 134 – 137, agosto 2000.