

UNICAMP – Universidade Estadual de Campinas
FEEC – Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação
DECOM – Departamento de Comunicações

Redes Ópticas WDM Sem Bloqueio

Dissertação submetida à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas como parte dos requisitos exigidos para a obtenção do título de Mestre em Engenharia Elétrica.

Este exemplar corresponde a redação final da tese	
defendida por <u>César Albuquerque Lima</u>	e aprovada pela Comissão
Julgada em <u>10/07/00</u>	<u>Helio Waldman</u>
	Orientador

Autor:

César Albuquerque Lima

Banca Examinadora:

Prof. Dr. Helio Waldman (Orientador, FEEC-UNICAMP)
Prof. Dr. João Crisóstomo Weyl Albuquerque Costa (CT-UFPA)
Prof. Dr. Leonardo de Souza Mendes (FEEC-UNICAMP)
Prof. Dr. Max Henrique Machado Costa (FEEC-UNICAMP)

Campinas, setembro de 2000.

UNICAMP
BIBLIOTECA CENTRAL
SEÇÃO CIRCULANTE



UNIDADE	BC
N.º CHAMADA:	T/UNICAMP
	L628r
V.	Ex.
TOMBO BC	43522
PROC.	16-392/01
C	☐
D	☒
PREÇO	R\$ 11,00
DATA	31/01/01
N.º CPD	

CM-00153332-9

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

L628r Lima, César Albuquerque
Redes ópticas WDM sem bloqueio / César
Albuquerque Lima.--Campinas, SP: [s.n.], 2000.

Orientador: Helio Waldman.

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

1. Sistemas de telecomunicação. 2. Redes de
telecomunicações – Alta velocidade. 3. Comunicações
ópticas. I. Waldman, Helio. II. Universidade Estadual
de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de
Computação. III. Título.

RESUMO

As redes ópticas WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) com roteamento por comprimento de onda vêm se firmando ao longo dos últimos anos como a solução mais promissora para prover o aumento da capacidade frente à crescente demanda por largura de banda em infraestruturas de telecomunicações. Nesse contexto, o trabalho quantifica os recursos necessários, notadamente em termos de número de comprimentos de onda, para o projeto das redes WDM que não permitem o bloqueio de nenhuma requisição legal por caminhos ópticos, isto é, aquelas que respeitam as restrições de carga máxima. As redes de várias topologias foram estudadas sob várias de demandas de tráfego. Entretanto, especial atenção foi dispensada às redes com topologia em anel, uma vez que espera-se que as primeiras redes com roteamento por comprimento de onda surjam como evolução das redes SONET/SDH já existentes. Adicionalmente, foram incluídos estudos sobre a viabilidade econômica das redes de caminhos ópticos quando comparadas a redes de enlaces WDM ponto-a-ponto ou redes cujo tráfego é centralizado em *hubs*, além de aspectos de proteção e restauração na presença de falhas em enlaces ou nós.

Palavras-Chave: Redes Ópticas, Multiplexação por Divisão em Comprimento de Onda, Comunicações Ópticas.

ABSTRACT

In the past few years, wavelength routing optical networks have been considered to be the most promising solution to provide capacity improvements face the ever-growing demands for bandwidth in telecommunications infrastructures. In that sense, this work deals with the calculation of necessary resources to the design of wide-sense non-blocking WDM networks, especially when it comes to the number of wavelengths. Several network topologies were studied under a variety of traffic demands. Nevertheless, special attention was dedicated to ring networks, since the first wavelength routing networks are likely to be deployed as an evolution of the existing SONET/SDH networks. In addition, an analysis on the economical feasibility of lightpath networks when compared to WDM point to point links or hubbed networks has been included, along with issues on protection and restoration mechanisms against links or nodes failures.

Keywords: Optical Networks, Wavelength Division Multiplexing, Optical Communications.

Este trabalho foi integralmente financiado pela CAPES –
Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior.

AGRADECIMENTOS

Ao meu orientador, Prof. Helio Waldman, pela produtiva e harmônica convivência;

Aos membros da banca examinadora, pelo cuidado e atenção dispensada na leitura e avaliação deste trabalho;

Aos colegas Raul, Divanilson, Rony Mark, Ramiro, Marco Antônio e Cláudio pelas importantes observações e colaborações;

À Faculdade de Engenharia Elétrica e Computação da UNICAMP, na figura de seus professores e funcionários;

A todos os amigos de cuja companhia pude desfrutar ao longo dos últimos anos, dentro e fora do ambiente da UNICAMP, cujos nomes infelizmente não caberiam em espaço tão ínfimo, mas que tornaram a estadia em Campinas a mais agradável possível;

Finalmente, a meus pais, irmã e namorada, pela infindável paciência que sempre dispensaram de forma tão generosa.

Sumário

CAPÍTULO I – Introdução	01
1.1 – Considerações Gerais.....	01
1.2 – Escopo da Tese	02
 CAPÍTULO II – Evolução das Redes Ópticas	 05
2.1 – Redes Ópticas de Primeira Geração	05
2.1.1 – Infraestrutura Pública de Telecomunicações.....	05
2.1.2 – Interconexão de Computadores.....	08
2.1.3 – Redes Locais e Metropolitanas	09
2.2 – Redes Ópticas de Segunda Geração.....	12
2.2.1 – Aspectos da Topologia Física	15
2.2.2 – Protocolos de Controle de Acesso Ao Meio.....	19
2.2.3 – Campos de Teste.....	29
2.3 – Redes Ópticas de Terceira Geração	29
 CAPÍTULO III – Projeto dos Nós da Rede	 33
3.1 – Considerações Gerais	33
3.2 – Grau de Conversão de Comprimento de Onda.....	34
3.3 – Redes de Múltiplas Fibras.....	36
3.4 – Graus de Transparência dos Nós.....	38
3.5 – Realizações dos Nós: <i>Crossconnects</i> Óptico × <i>Crossconnect</i> Eletrônico.....	38

CAPÍTULO IV – Modelos de Tráfego e Classificação das Redes com Roteamento por Comprimento de Onda	41
4.1 – Considerações Gerais.....	41
4.2 – Modelos de Tráfego.....	42
4.3 – Classificação das Redes Ópticas de Terceira Geração	45
 CAPÍTULO V – Redes Ópticas Estáticas.....	 47
5.1 – Descrição e Representação das Redes Estáticas.....	47
5.2 – Projeto da Rede e Considerações de Tráfego.....	48
5.3 – Sumário dos Resultados.....	56
 CAPÍTULO VI – Redes Ópticas Reconfiguráveis: Atendimento à Demanda <i>Offline</i>...	 57
6.1 – Caso Geral.....	57
6.2 – Caminhos Ópticos Direcionados e Não-Direcionados.....	58
6.3 – Condições Para Alocação de Comprimento de Onda.....	59
6.4 – Relações com a Colorização de Grafos.....	60
6.5 – Aplicação do Modelo de Carga Máxima no Problema de Alocação de Rota e Comprimento de Onda.....	61
6.5.1 – Topologias Genéricas.....	61
6.5.2 – Topologias Unifilares.....	62
6.5.3 – Anéis Sem Conversão.....	63
6.5.4 – Anéis Com Conversão Esparsa ou Limitada.....	67
6.6 – Sumário dos Resultados.....	68

CAPÍTULO VII – Redes Ópticas Reconfiguráveis: Atendimento à Demanda <i>Online</i>..	69
7.1 – Considerações Gerais.....	69
7.2 – Demanda <i>Online</i> Por Caminhos Permanentes.....	70
7.2.1 – Limitantes Superiores (Algoritmo das Prateleiras).....	71
7.2.2 – Limitante Inferior.....	78
7.3 – Demanda <i>Online</i> Por Caminhos Voláteis.....	79
7.3.1 – Limitantes Superiores.....	79
7.3.2 – Limitante Inferior.....	83
7.4 – Aplicação do Algoritmo <i>First-Fit</i> em Anéis.....	87
7.4.1 – Limitante Superior.....	88
7.4.2 – Limitante Inferior.....	91
7.5 – Sumário dos Resultados.....	95
 CAPÍTULO VIII – Relações de Custo da Camada Óptica	 97
8.1 – Explicação da Análise.....	97
8.2 – Anel Ponto-a-Ponto.....	100
8.2.1 – Primeiro Caso: N é Par.....	100
8.2.2 – Primeiro Caso: N é Ímpar.....	102
8.3 – Anel Centralizado em <i>Hub</i> Único.....	102
8.3.1 – Primeiro Caso: N é Par.....	103
8.3.2 – Segundo Caso: N é Ímpar.....	103
8.4 – Anel Centralizado em Múltiplos <i>Hubs</i>	103
8.4.1 – Primeiro Caso: N é Par.....	103
8.4.2 – Segundo Caso: N é Ímpar.....	105
8.5 – Anel de Caminhos Ópticos	107
8.5.1 – Primeiro Caso: N é Par.....	108
8.5.2 – Segundo Caso: N é Ímpar.....	108
8.6 – Comparação dos Custos	109

CAPÍTULO IX – Aspectos de Gerenciamento e Controle de Falhas.....	111
9.1 – Considerações Gerais.....	111
9.2 – Gerenciamento de Falhas.....	112
9.3 – Esquemas de Proteção.....	113
9.3.1 – Enlaces Ponto-a-Ponto.....	113
9.3.2 – Proteção em Redes Ópticas.....	115
 CAPÍTULO X – Conclusões.....	 133
10.1 – Considerações Finais.....	133
10.2 – Críticas aos Modelos Com e Sem Bloqueio.....	135
10.3 – Sugestões Para Futuros Trabalhos.....	135
 APÊNDICE – Campos de Teste de Redes Fotônicas.....	 137
A.1 – Considerações Gerais.....	137
A.2 – MWTN.....	137
A.3 – AON.....	138
A.4 – ONTC.....	138
A.5 – Anel NTT.....	139
A.6 – Anel WDM da Alcatel.....	139
A.7 – MONET.....	140
 Referências Bibliográficas	 141

Capítulo I - Introdução

Este capítulo traz uma visão introdutória das redes com roteamento por comprimento de onda e o seu papel na integração de vários serviços de comunicação proposta pela Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (RDSI-FL).

1.1 – Considerações Gerais

Nas últimas duas décadas, tem-se observado o enorme salto na capacidade de transporte de dados das fibras ópticas. Em meados dos anos 70, por exemplo, os enlaces tinham como capacidade 1 (Gb/s).km (tipicamente na configuração de 50 Mb/s sobre até 20 km), e evoluíram para centenas de (Tb/s).km nesta década. No entanto, a velocidade na qual é possível modular sinais eletronicamente em equipamentos comerciais não ultrapassa os 10 Gb/s. Essa grande diferença entre as velocidades de transmissão óptica e processamento eletrônico é o que comumente se denomina gargalo eletrônico (*electronic bottleneck*). A única tecnologia viável até o momento para superar esse descompasso é a multiplexagem por divisão em comprimento de onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM), que consiste em modular eletronicamente vários comprimentos de onda por sinais distintos e propagá-los todos ao mesmo tempo na fibra óptica.

A tecnologia foi empregada inicialmente para aumentar a capacidade de transmissão de enlaces ponto-a-ponto, com sistemas em capacidade crescente tanto em termos do número de comprimento de onda quanto da taxa de transmissão de cada um deles. Em relação ao número de comprimentos de onda, os primeiros sistemas carregavam de 4 a 8 comprimentos de onda, enquanto que atualmente já operam comercialmente sistemas com mais de 40 comprimentos de onda em uma única fibra. A nível de experimentos de laboratório, já há sistemas que ultrapassam uma centena de comprimentos de onda em desenvolvimento. No tocante à velocidade de processamento, cada canal óptico é modulado

em 2,5 ou 10 Gb/s, com possibilidade de evolução para 40 Gb/s e 80 Gb/s em um futuro próximo, empregando-se certos artifícios para estender os limites da eletrônica.

Ao mesmo tempo, o crescimento da demanda por largura de banda por parte dos usuários é uma realidade. O crescimento explosivo da Internet, plataforma sobre a qual rodam cada vez mais aplicações multimídia, e a completa popularização de dispositivos *wireless* como telefones celulares e *paggers* exigem das operadoras uma enorme capacidade em seus *backbones* de transporte.

Parece claro que as redes com roteamento por comprimento de onda representam a solução mais viável para onde a integração de dados, voz e vídeo em uma única rede deve convergir, implementando deste modo a idealizada Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (RDSI-FL).

Embora esse rápido aumento na utilização de novos meios de comunicação seja evidente, a maioria dos usuários não se dá conta que a maioria deste fluxo de informação trafega na maior parte do seu caminho sob a forma de pulsos luminosos em uma vasta rede de fibras ópticas. Avanços na tecnologia de comunicações ópticas nos últimos anos resultaram em sistemas que levam diferentes comprimentos de onda de luz na mesma fibra, trazendo uma dimensão completamente nova à estrutura e operação das redes de telecomunicação.

1.2 – Escopo da Tese

Os estudos arquitetônicos acerca das redes fotônicas podem ser a princípio classificados em dois tipos:

- a) estudos em que se procura projetar uma topologia que minimize o número de comprimentos de onda necessário para dar suporte a um determinado padrão de demanda de tráfego, particularmente no caso onde não há bloqueio das requisições por caminhos ópticos;
- b) dados a topologia física e seu respectivo grau de reconfigurabilidade da rede, busca-se minimizar o número de comprimentos de onda através de um algoritmo de alocação de rotas e comprimentos de onda que otimize o atendimento de requisições de caminhos ópticos, maximizando o fator de reuso dos comprimentos de onda para uma dada probabilidade de bloqueio.

Uma crítica a essas duas metodologias de estudo será feita no final deste texto. A abordagem adotada aqui foi a da rede sem bloqueio, uma vez que a curto prazo não aparenta ser plausível o bloqueio de requisições que carregam um tráfego agregado em altíssima velocidade.

O próximo capítulo traz um histórico evolutivo das redes ópticas, desde as de primeira geração, onde a tecnologia fotônica se restringia a aspectos de transmissão, passando pelas de segunda geração, mais conhecidas como redes *broadcast and select*, até chegar nas modernas redes com roteamento por comprimento de onda.

O terceiro capítulo trata dos elementos fundamentais em redes com roteamento por comprimento de onda que são os nós WDM. Aspectos como a convertibilidade de comprimento de onda e as formas de implementação desses nós serão abordados.

No Capítulo IV serão apresentadas as principais formas de se modelar o tráfego com vistas aos estudos de projeto da rede. Em adição, uma importante classificação das redes ópticas de acordo com a funcionalidade de seus nós será definida.

Os Capítulos V, VI e VII concentram a maior parte dos resultados em termos do projeto de redes estáticas e reconfiguráveis frente à demanda por caminhos ópticos tanto *offline* quanto *online*.

Em seguida, no Capítulo VII, apresenta-se um estudo comparativo do custo da implementação da camada óptica em relação aos custos de equipamentos em camadas superiores.

Por último apresenta-se alguns mecanismos de controle de falhas que estão surgindo para suprir essa necessidade nesse tipo de rede.

Capítulo II – *Evolução das Redes Ópticas*

Neste capítulo serão caracterizadas brevemente três gerações distintas de redes ópticas, desde as de primeira geração, que utilizam as fibras apenas como meio de transmissão, até as modernas redes ópticas que contam com sofisticados nós crossconnects que efetuam o roteamento por comprimento de onda.

2.1 – Redes Ópticas de Primeira Geração

Quando a tecnologia fotônica começou a ser empregada em ambientes de rede, sua utilização restringiu-se apenas à substituição dos tradicionais cabos metálicos como meios de transmissão vigentes pelas fibras ópticas. Nestes casos, as redes utilizavam-se de um único comprimento de onda para transmissão (tradicionalmente 1310 ou 1550 nm), e realizavam todas as funções de chaveamento, processamento e roteamento no domínio eletrônico. Essas são as principais características das redes que atualmente convencionou-se classificar como de primeira geração.

Nesta seção, apresenta-se um panorama de quão disseminado está este tipo de rede em três ambientes distintos: a infraestrutura pública de telecomunicações, as redes utilizadas para interconectar computadores de grande porte entre si e com seus periféricos, além de redes de computadores locais e metropolitanas.

2.1.1 – *Infraestrutura Pública de Telecomunicações (Padrão SONET/SDH)*

O padrão SONET/SDH é adotado em grande parte do mundo para a transmissão e multiplexação de sinais de alta velocidade na infraestrutura pública de telecomunicações. Na realidade, são dois padrões distintos: o SONET (*Synchronous Optical Network*) é utilizado principalmente nos Estados Unidos, enquanto o SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*) vigora na Europa e no Brasil. Entretanto, devido às suas enormes semelhanças, os dois padrões serão tratados indistintamente neste texto como padrão SONET/SDH.

Trata-se de um padrão que evoluiu da tecnologia PDH (*Plesyochronous Digital Hierarchy*), vigente desde o início da digitalização das redes de voz, em meados da década de 60. As taxas de transmissão PDH padronizadas estão relacionadas na Tabela 2.1. Vale destacar que há três padronizações distintas, e o Brasil adota o padrão europeu.

<i>Nível</i>	<i>Taxa (Mb/s)</i>	<i>Taxa (Mb/s)</i>	<i>Taxa (Mb/s)</i>
	<i>América do Norte</i>	<i>Europa</i>	<i>Japão</i>
0	0,064	0,064	0,064
1	1,544	2,048	1,544
2	6,312	8,448	6,312
3	44,736	34,368	32,064
4	139,264	139,264	97,728

Tabela 2.1 – Velocidades padronizadas PDH.

O padrão SONET/SDH incorpora vantagens em vários aspectos quando comparado ao padrão PDH. Dentre elas pode-se destacar:

- **Multiplexação:** Na hierarquia PDH é muito difícil a extração de um canal de baixa velocidade de um feixe de 140 Mb/s, por exemplo, devido ao processo de inserção de bits (*“bit stuffing”*) necessário para ajustar as diferenças de sincronismo entre os relógios dos diversos equipamentos. Para executar tal procedimento faz-se necessário desmontar todo o quadro de alta velocidade, passando por todos os níveis intermediários até chegar no canal de baixa velocidade. No padrão SONET/SDH, como o próprio nome já diz, todos os equipamentos trabalham com a mesma referência temporal, o que torna os canais de baixa velocidade “visíveis” independentemente do nível em que estão inseridos. A possibilidade de extração de canais de baixa velocidade sem a necessidade desmontar todo o quadro de alta velocidade resulta em componentes como os ADM’s (*Add and Drop Multiplexers*) e SDXC’s (*Synchronous Digital Crossconnects*), que simplificam enormemente o projeto da arquitetura da rede.
- **Gerenciabilidade:** O padrão SONET/SDH incorpora uma extensa gama de informações de gerência, destinadas a monitorar a performance do tráfego, diferentemente do padrão PDH, onde esse tipo de informação é escassa.

- *Interoperabilidade:* No padrão PDH, não havia padronização de aspectos como codificação de linha, interfaces ópticas, e outros relacionados ao enlace de transmissão. Desta forma, a interconexão de equipamentos de diferentes fabricantes por um enlace torna-se muito difícil. O padrão SONET/SDH padroniza interfaces ópticas para a interconexão de equipamentos de diferentes fabricantes. Infelizmente, alguns aspectos ainda não foram padronizados, tais como os canais de comunicação para informações de supervisão e controle da rede.
- *Proteção:* Os mecanismos de proteção e restauração em presença de falhas são muito mais eficientes no padrão SONET/SDH. Em caso de falha simples, a restauração do serviço é feita em menos de 60 ms.

As taxas de transmissão SONET/SDH padronizadas estão relacionadas na Tabela 2.2 mostrada abaixo.

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

Tabela 2.2 – Velocidades padronizadas SONET/SDH.

A topologia física mais comum adotada pelo padrão SONET/SDH é o anel, pois este apresenta um alto grau de disponibilidade de recursos na presença de falhas ainda que topologicamente simples, além de poder ser construído empregando exclusivamente ADM's.

Em termos de interfaces físicas, o padrão SONET/SDH pode, dependendo da distância e da velocidade de transmissão, utilizar tanto LED's (*Light Emitting Diodes*) quanto lasers multimodo do tipo Fabry-Perot operando em 1310 nm ou ainda lasers monomodo do tipo DFB (*Distributed Feedback*) operando em 1550 nm. O canal pode empregar tanto fibras multimodo quanto monomodo.

O tráfego transportado por esse tipo de rede não se resume estritamente ao serviço de telefonia pública. O padrão também é usado para o transporte de tráfego proveniente de redes ATM, IP, etc.

Os custos de equipamentos SONET/SDH ainda são uma preocupação majoritária do projetista da rede, e quaisquer esforços no sentido de minimizá-los são muito bem-vindos. No Capítulo VIII, será mostrado como a inclusão de tratamento adicional ao tráfego na camada fotônica reduz substancialmente os custos de equipamentos SONET/SDH.

2.1.2 – Interconexão de Computadores

Esse tipo de rede, diferentemente daqueles vistos no item anterior, é muito mais proeminente no ambiente das redes corporativas. Ao contrário das redes SONET/SDH, tendem a utilizar componentes de baixo custo operando a taxas de bit modestas, normalmente funcionando sem mecanismos de proteção e, por conseguinte, dependendo que a camada óptica forneça proteção contra falhas.

A seguir, descreve-se brevemente três padrões de redes comumente empregados para interconectar computadores de grande e médio porte entre si e com seus periféricos tais como unidades controladoras de terminais, discos rígidos, unidades de fita magnética e impressoras.

a) ESCON (*Enterprise Serial Connection*)

Trata-se de um padrão criado pela IBM (*International 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. Essas interfaces estão altamente disseminadas em ambientes à base de *mainframe*, onde cada um desses computadores chega a possuir centenas de canais ESCON de entrada e saída, que podem ser ligados a outros *mainframes* ou a periféricos.

A taxa de transmissão por canal ESCON é de 200 Mb/s, com LED's operando em 1310 nm em fibras multimodo para distâncias menores que 3 km. Para distâncias maiores, que chegam a 20 km, utilizam-se lasers operando em associação com fibras monomodo. Utiliza-se também um código de linha (8,10) para evitar longas seqüências de 0's e 1's e alcançar o equilíbrio DC.

b) *Fiber Channel*

Trata-se de um padrão desenvolvido recentemente para atuar nas mesmas aplicações que o ESCON, permitindo taxas de transmissão úteis de 200, 400 e 800 Mb/s. Na taxa mais alta, lasers multimodo operando a 1310 nm são utilizados mesmo para distâncias curtas. Da mesma forma que o ESCON, o *Fiber Channel* também utiliza uma codificação de linha (8,10).

c) *HIPPI (High Performance Parallel Interface)*

Esta é primariamente um padrão de interface paralela elétrica de entrada e saída a 800 Mb/s. Devido a variações de clock, a distância mínima é limitada a apenas 25 m. Para distâncias maiores, um novo padrão denominado *Serial HIPPI* foi desenvolvido, no qual os dados são serializados e transmitidos em fibra monomodo a 1,2 Gbaud (1,2 Gb/s no canal, após a codificação de linha).

2.1.3 – Redes Locais e Metropolitanas

a) *FDDI (Fiber Distributed Data Interface)*

Esse é um padrão para redes metropolitanas que opera em 100 Mb/s. Sua topologia física é em anel de duas fibras, e incorpora mecanismos de proteção similares aos da rede SONET/SDH. Pode ser entendido como uma extensão do bem conhecido e bastante disseminado padrão *Token Ring* para redes locais, com uma maior velocidade e meios de transmissão ópticos.

O padrão foi desenvolvido para se obter uma implementação de baixo custo. Para distâncias entre nós de até 2 km, são utilizados LED's operando em 1310 nm, fibras multimodo e fotodiodos PIN na recepção. Pode-se estender a distância entre os nós para até 40 km, neste caso utilizando-se lasers e fibras monomodo.

O padrão FDDI utiliza uma codificação de linha (4,5), elevando a taxa de transmissão na fibra para 125 Mbaud. Ainda assim, essa codificação não atinge um equilíbrio DC de 100%.

b) ATM (*Asynchronous Transfer Mode*)

O padrão ATM emergiu nos anos 90 como uma solução de engenharia capaz de integrar as redes de dados com as redes de voz, com vistas à implementação da RDSI-FL (Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga). Apesar da grande maioria do tráfego em redes de voz ser digital, tal integração ainda não havia sido alcançada.

Para chegar a essa integração, o padrão tem como unidade básica um pacote relativamente pequeno, denominado célula, de apenas 53 bytes. Destes, 48 carregam dados úteis e 5 correspondem a informações de cabeçalho. Esse tamanho de célula é um compromisso entre as exigências dos dois tipos de tráfego: por um lado, um pacote suficientemente pequeno é requerido pelo tráfego de voz, pois o atraso na entrega do pacote deve ser mínimo; em contrapartida, redes de dados devem possuir pacotes relativamente grandes de modo a minimizar o *overhead* envolvido.

Dentre as grandes vantagens proporcionadas pelo ATM, destaca-se a garantia de qualidade de serviço fornecida às aplicações ao mesmo tempo em que se faz multiplexação estatística dos pacotes com vistas a um uso mais eficiente da largura de banda disponível, graças a uma negociação *a priori* sobre as características de uma conexão (aqui denominada circuito virtual), tais como taxas de transmissão média e de pico.

O padrão se estende desde redes locais (LAN's), passando pelas redes metropolitanas (MAN's) até chegar nas redes de longa distância (WAN's). Portanto, uma vantagem adicional do ATM é que ele provê comutação mesmo em ambientes de rede local, diferentemente das tecnologias *Ethernet*, *Token Ring* e FDDI, que utilizam meios de transmissão compartilhados em modo *broadcast*, tais como barramentos ou anéis.

Existem várias interfaces definidas para o padrão ATM, que variam desde 25,6 Mb/s sobre pares de fios de cobre até 622,08 Mb/s sobre fibras ópticas monomodo. Dentre as interfaces ópticas, tem-se uma a 100 Mb/s cujas especificações são idênticas às do padrão FDDI. Há também outra a 155,52 Mb/s que se utiliza de LED's e fibras multimodo para operar em distâncias de até 2 km. A codificação de linha desta última é idêntica ao do padrão *Fiber Channel*.

As duas interfaces descritas acima são classificadas como interfaces de usuário privado-rede, pois foram criadas primariamente para interconexão de redes corporativas à rede ATM. Há também várias interfaces de usuário público-rede, destinadas à conexão de

redes ATM e a infraestrutura pública de telefonia, que são definidas nas taxas dos padrões PDH e SONET/SDH.

A disseminação das redes ATM está sendo mais lenta do que o esperado inicialmente devido principalmente à concorrência de outros padrões. Em termos de redes de longa distância, o padrão IP (*Internet Protocol*), visto a seguir, é suficiente para a grande maioria das aplicações, além de estar evoluindo para prover a mesma funcionalidade que o ATM. No ambiente das redes locais, a concorrência vem da evolução da padrões já estabelecidos, como as versões a 100 Mb/s e 1 Gb/s da *Ethernet*.

c) IP (*Internet Protocol*)

Trata-se do padrão mais utilizado em redes de longa distância na atualidade. Na arquitetura clássica de camadas OSI (*Open Systems Interconnection*) da ISO (*International Standardization Organization*), corresponde à camada de rede, e foi projetada para operar sobre uma grande variedade de camadas inferiores, as chamadas camadas de enlace de dados, daí sua grande popularidade. Algumas das camadas de dados sobre as quais o IP opera correspondem aos padrões de redes locais mais populares, tais como redes *Ethernet* e *Token Ring*. O IP também pode operar sobre redes metropolitanas, tais como FDDI ou utilizar protocolos bem conhecidos da camada de enlace de dados, tais como o HDLC (*High-Speed Data Link Control*) quando estiver operando sobre largura de banda alugada de operadoras públicas.

Quando comparado ao ATM, o IP tradicional provê apenas um serviço de datagrama simples, com pacotes de tamanho variável. Não há noção de conexão nem sequer garantias de qualidade de serviço, pois foi desenvolvido sem a intenção de transportar tráfego de voz.

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

Com o crescimento explosivo da Internet, tanto os usuários quanto os operadores das redes têm sentido a necessidade de algumas garantias de qualidade de serviço, o que gerou um grande esforço entre os desenvolvedores do padrão IP no sentido de acrescentar essas garantias. Um exemplo destes esforços é o protocolo RSVP (*Resource Reservation*

Protocol). Outra alternativa é simplesmente manter o protocolo existente e aumentar a largura de banda disponível e a velocidade dos roteadores, de modo a garantir a taxa de transmissão do usuário.

O tráfego das redes ópticas de primeira geração muitas vezes é carregado por redes de segunda e terceira gerações, que serão estudadas a seguir. Como cada um destes tráfegos possui padrões, taxas de transmissão e protocolos distintos, fica evidente a necessidade de transparência das redes de gerações superiores tendo em vista o transporte de vários destes tráfegos simultaneamente.

2.2 - Redes Ópticas de Segunda Geração

As redes ópticas classificadas como sendo de segunda geração não possuem capacidade de roteamento da luz de acordo com o seu comprimento de onda. Logo, para o estabelecimento da conectividade óptica entre os nós, essas redes devem se utilizar de topologias físicas que favoreçam a disseminação dos sinais ópticos em todos os comprimentos de onda para todos os nós.

Dentre as diversas topologias físicas disponíveis para as redes ópticas, as mais adequadas para executar essas funções são o barramento e a estrela, conforme será explorado a seguir.

Neste ponto, cabe diferenciar a topologia física da topologia de caminhos físicos, também conhecida como topologia virtual. A primeira refere-se à presença de componentes tais como fibras ópticas e acopladores interligando os nós da rede. Já a segunda pode ser representada por um 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.

Essa distinção está ilustrada na Figura 2.1, onde podem ser visualizadas a topologia física e a correspondente topologia virtual de uma rede óptica.

A topologia virtual pode ser entendida como a configuração de rede vista pela camada cliente da fotônica. A configuração física em anel, para este arranjo de caminhos ópticos, é vista como uma topologia unifilar pela camada cliente, que pode ser uma rede ATM, IP, etc.

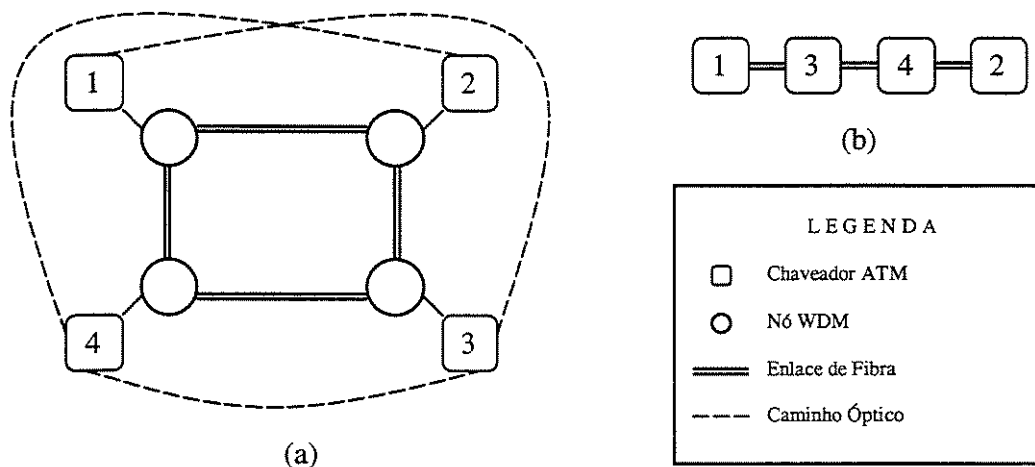


Figura 2.1 - (a) Topologia física da rede, com os caminhos ópticos estabelecidos mostrados. (b) Topologia virtual, aquela vista pela camada cliente da camada fotônica.

Pode-se falar ainda em topologia lógica, que é aquela que descreve a cada instante as conexões ativas na rede.

Como nas redes de segunda geração os comprimentos de onda são transmitidos para todos os nós, a detecção de um sinal em um dado nó deve empregar um dispositivo que extraia um comprimento de onda (também referido como “canal WDM”) ao mesmo tempo em que rejeita os canais vizinhos. Hoje em dia esse processo é executado por intermédio de filtros ópticos com alta seletividade. Essa filtragem possui a vantagem de rejeitar a ASE (*Amplified Spontaneous Emission*) fora da faixa do canal desejado em redes que se utilizam de amplificadores ópticos.

No futuro, entretanto, à medida que as técnicas de detecção coerente avançam, será possível realizar a extração dos canais WDM através da heterodinagem óptica, com a vantagem adicional de que pode-se utilizar filtros de microondas ao invés de filtros que atuem diretamente no domínio óptico.

Sumariza-se a seguir as principais características das redes ópticas de segunda geração.

a) Disseminação (“*broadcast*”) da luz por todos os nós da rede, mediante o uso de topologias físicas que facilitem tal tarefa.

b) Seleção do canal desejado na recepção, por intermédio da filtragem óptica.

c) Pode-se ainda utilizar transmissores e/ou receptores sintonizáveis, o que acarreta a possibilidade de rearranjo da topologia de caminhos físicos. Se essa sintonizabilidade for suficientemente rápida, o que está fora dos padrões tecnológicos atuais, torna-se possível a comutação pacote por pacote.

Devido às características listadas acima, as redes ópticas de segunda geração são comumente referidas como redes “*broadcast-and-select*” ou redes de fotodifusão. A utilização de uma topologia física do tipo *broadcast* provê conectividade física total entre todos os nós, o que não significa que essa conectividade se transporte para a topologia de caminhos físicos. Fatores como a necessidade de sintonizar um canal de cada vez nos nós, bem como as limitações de agilidade na mudança desta sintonia de um canal para outro impedem essa transferência. Dado que a topologia física é do tipo *broadcast*, a topologia de caminhos físicos apresentará um ramo direcionado para cada par de nós nos quais o transmissor da origem do ramo e o receptor do destino do ramo estejam sintonizados no mesmo comprimento de onda. Um comprimento de onda só poderá ser utilizado por um par origem-destino (um ramo na topologia de caminhos físicos), de modo a evitar colisões. Essa restrição define como $N.(N-1)$ o número de comprimentos de onda necessários para estabelecer conectividade total na topologia de caminhos físicos em uma rede com N nós, o que implica na não-escalabilidade deste tipo de rede.

Existe uma técnica denominada *multihopping* que permite a conectividade entre todos os nós da rede mesmo na presença de limitações sobre o número de comprimentos de onda. Neste caso, a informação deve ser processada em nós intermediários entre origem e destino. A informação é recebida por nós que não são seu destino final, e em seguida reenviada por um outro ramo da topologia de caminhos físicos até chegar em seu destino final. Cada envio nesta técnica é chamado de *hop*, e a rede é dita *multihop*. Como os nós intermediários devem ler o destino final da informação, no estágio atual da tecnologia eles devem ser necessariamente eletrônicos, o que implica na perda da transparência da rede, conforme será explorado no próximo capítulo.

2.2.1 - Aspectos da Topologia Física

Dentre as diversas topologias capazes de implementar meios de transmissão do tipo *broadcast*, as mais difundidas são a estrela e o barramento, mostrados nas Figuras 2.2 e 2.3, respectivamente. Ambas as topologias fazem uso de acopladores ópticos.

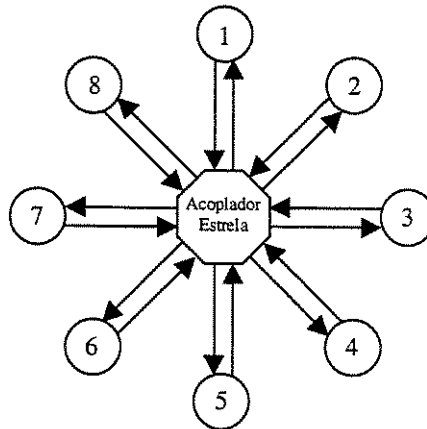


Figura 2.2 – Rede óptica com topologia física em estrela.

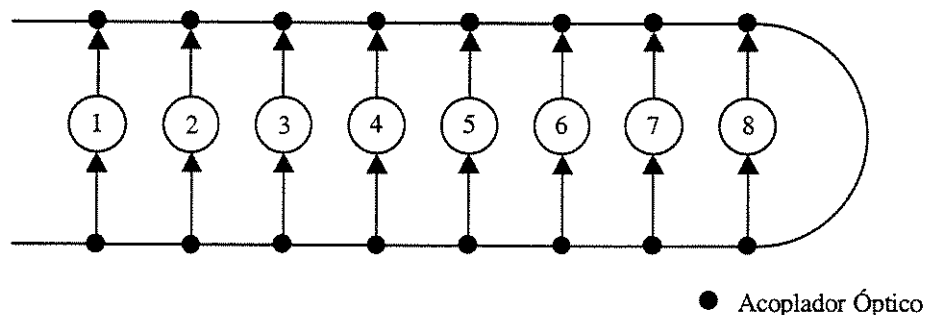


Figura 2.3 – Rede óptica com topologia física em barramento.

Um acoplador 2×2 é um dispositivo passivo e recíproco de quatro portos (quadripolo) que pode ser encarado como um elemento construtivo básico de outros acopladores mais sofisticados. A Figura 2.4 mostra a representação básica de um acoplador 2×2 , com os portos de entrada e saída discriminados.

Nestes dispositivos, há dois tipos de perdas que estarão sempre presentes:

a) perdas *intrínsecas*, de uma saída qualquer em relação à entrada, que se referem ao compartilhamento da potência entre as saídas.

b) perdas *extrínsecas*, ou perdas em excesso, que se referem à energia dissipada ou espalhada pelo dispositivo. Em acopladores ideais, este tipo de perda é nula.

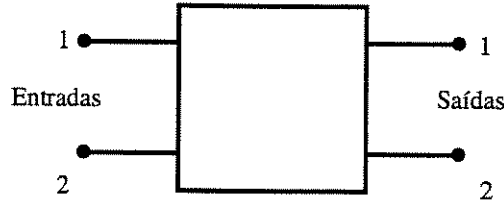


Figura 2.4 – Representação de um acoplador óptico 2×2.

Pode-se relacionar os sinais de entrada e saída de um acoplador 2×2 através de uma matriz de espalhamento cuja forma canônica é escrita a seguir, onde o elemento (i,j) denota a transmissividade do porto i para o porto j.

$$S = \sqrt{\beta} \begin{pmatrix} \sqrt{1-\alpha} & j\sqrt{\alpha} \\ j\sqrt{\alpha} & \sqrt{1-\alpha} \end{pmatrix}$$

Na matriz acima, α é um número entre 0 e 1, conhecido como *fator de acoplamento*, e β é o fator de perda extrínseca. Para acopladores ideais, $\beta = 1$. A seguir, descreve-se três tipos de acopladores comumente empregados em redes com meio de transmissão *broadcast*.

a) Acoplador de 3 dB.

Quando o fator de acoplamento α equivale a $\frac{1}{2}$, o acoplador é dito simétrico (não confundir com a simetria física do dispositivo) ou de 3 dB. A matriz de espalhamento para o acoplador de 3 dB fica então

$$S = \sqrt{\frac{\beta}{2}} \begin{pmatrix} 1 & j \\ j & 1 \end{pmatrix}.$$

No caso de acopladores ideais, $\beta = 1$, e a matriz de espalhamento indica que sinais aplicados em qualquer uma das entradas do dispositivo aparecerão nas duas saídas com 70,7% de sua amplitude (o que corresponde à metade da potência) e fases ortogonais entre si.

b) Acoplador de Passagem.

No caso de barramentos ópticos, os acopladores ópticos utilizados devem ser construídos de tal forma que apenas uma pequena fração da potência óptica seja derivada para cada receptor, permanecendo a maior parte desta no barramento para alimentar os receptores subsequentes. Neste caso, é desejável um fator de acoplamento pequeno.

c) Acoplador Estrela

Caso o número de nós N seja uma potência de 2, é possível montar um acoplador estrela $N \times N$ fazendo uso de $\frac{N}{2} \log_2 N$ acopladores de 3 dB, de modo que a potência óptica de cada entrada seja repartida igualmente entre todas as saídas, não levando em consideração as perdas extrínsecas. A Figura 2.5 mostra um arranjo de 12 acopladores de 3 dB sendo usados para constituir um único acoplador estrela 8×8 .

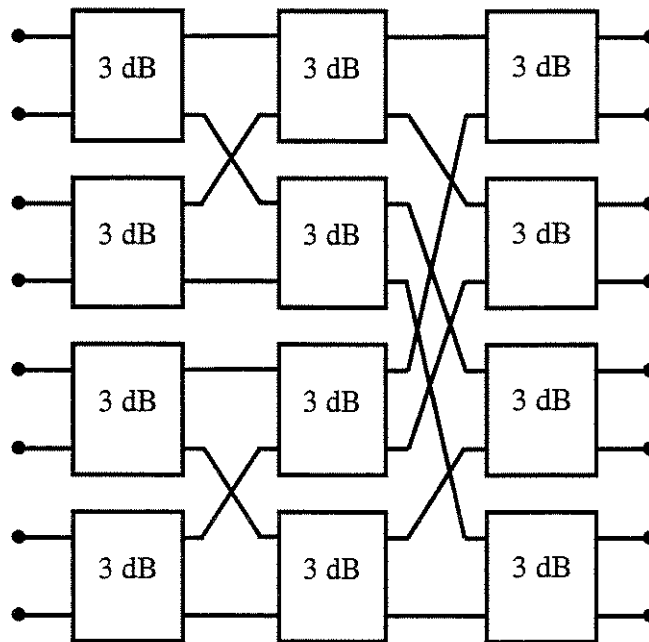


Figura 2.5 – Acoplador estrela 8×8 montado a partir de 12 acopladores 2×2 .

Para a comparação da eficiência do emprego da topologia em estrela quando comparada ao barramento, deve-se avaliar a somatória das perdas intrínsecas e extrínsecas proporcionadas pelas duas topologias. Para o caso da topologia em estrela, no acoplador mostrado na Figura 2.5, um sinal deve compulsoriamente passar por $\log_2 N$ acopladores de

3 dB para ir de uma entrada qualquer a uma saída qualquer. Essa condição leva aos seguintes valores para as perdas, expressos em dB:

- Perdas intrínsecas: $3 \log_2 N = 10 \log_{10} N$;
- Perdas extrínsecas: $(-10 \log_{10} \beta) \cdot \log_2 N$.

As perdas totais para a topologia em estrela serão dadas pela adição das duas modalidades calculadas acima. Vale destacar que para esta topologia tanto as perdas intrínsecas quanto as extrínsecas variam logaritmicamente com N.

$$P_{\text{Totais}} (\text{dB}) = 10 \log_{10} N - (\log_2 N) \cdot 10 \log_{10} \beta \quad (\text{topologia em estrela}).$$

Para a topologia em barramento, será avaliada a perda de pior caso. Referindo-se à Figura 2.4 e assumindo o emprego de acopladores de passagem idênticos, o pior caso se dá quando o transmissor do nó 1 deseja comunicar-se com o receptor do nó 2. Nessa situação, tem-se em dB:

- Perdas intrínsecas: $-10 \log_{10} [\alpha^2 (1 - \alpha)^{2N-3}]$;
- Perdas extrínsecas: $-10 \log_{10} [\beta^{2N-1}]$.

Chamando de R o logaritmando da expressão das perdas intrínsecas, pode-se fazer $\frac{\partial R}{\partial \alpha} = 0$ para encontrar o valor de α que minimiza o valor desta modalidade de perdas. Esse valor ótimo de α é dado por:

$$\alpha_{\text{ótimo}} = \frac{2}{2N-1} \cong \frac{1}{N}.$$

Reinserindo esse valor na expressão das perdas intrínsecas e lembrando que $(1 - \frac{1}{N})^N \rightarrow e$ para N suficientemente grande, tem-se, em dB:

- Perdas intrínsecas: $-10 \log_{10} \left(\frac{1}{e \cdot N} \right)^2$.

O valor total das perdas na topologia em barramento é dado pela expressão a seguir, onde fica claro que quando comparadas às perdas da topologia em estrela, não só as perdas intrínsecas (de compartilhamento) são maiores, mas também as perdas extrínsecas variam linearmente com N.

$$P_{\text{Totais}} (\text{dB}) = 8,7 + 20 \log_{10} N - (2N - 1) \cdot 10 \log_{10} \beta \quad (\text{topologia em barramento}).$$

Graças ao seu desempenho superior para o caso das redes ópticas, a topologia em estrela é a mais adotada pelos campos de teste deste tipo de rede, conforme será apresentado na Seção 2.2.3.

2.2.2 - Protocolos de Controle de Acesso Ao Meio

Como visto anteriormente, os nós das redes de segunda geração devem transmitir para todos os outros nós. Cada nó deve selecionar um dentre os vários sinais que estão sendo transmitidos simultaneamente em vários comprimentos de onda diferentes. Fica clara a necessidade de implantar esquemas que coordenem tanto a transmissão em *broadcast* quanto definam qual sinal selecionar na recepção para qualquer topologia onde haja conectividade total entre os nós, tais como o barramento e a estrela.

Assume-se que cada nó possui um par de fibras conectando-o à rede: uma para transmissão e outra para recepção. A rede (meio *broadcast*) é encarregada de levar o sinal recebido a todos os outros nós, incluindo o nó transmissor. Como existem apenas W comprimentos de onda disponíveis, caso dois nós decidam transmitir ao mesmo tempo no mesmo comprimento de onda, os sinais irão *colidir* devido à natureza do tipo *broadcast* do meio, e toda a informação será perdida. Pode ocorrer também a situação na qual dois nós transmitem simultaneamente em comprimentos de onda diferentes, e essas transmissões são destinadas ao mesmo receptor. Nesse caso, diz-se que há uma *contenção*, e o receptor deve aproveitar apenas uma das transmissões, descartando a outra, caso disponha de apenas um receptor sintonizável.

O protocolo de controle de acesso ao meio (protocolo MAC – *Medium Access Control*) é um mecanismo capaz de prover um certo grau de coordenação entre os nós, de modo a resolver contenções e minimizar ou evitar colisões.

Existem protocolos MAC desenvolvidos para aplicações que requerem toda a largura de banda de um comprimento de onda. Nesse caso, deve-se estabelecer um “circuito” dedicado entre o nó origem e o nó destino, e os protocolos devem ser desenvolvidos com vistas a simplesmente negociar o estabelecimento e a desativação de conexões. Dentre as aplicações que eventualmente fariam uso deste protocolo estão a transmissão de vídeo não-comprimido de alta qualidade, a interconexão de supercomputadores e a transferência de imagens médicas de altíssima resolução.

A maioria das aplicações, entretanto, não requer a largura de banda equivalente à de um comprimento de onda. Para este caso, a largura de banda de um canal é dividida em *slots* de tempo e compartilhada entre várias aplicações que possuam o mesmo nó de origem ou de destino, ou ainda com nós de origem e destino diferentes, em um esquema de multiplexação em tempo. As aplicações devem transmitir seus dados na forma de pacotes, que devem se ajustar ao *slot* de tempo.

Com relação aos nós, pode-se admitir algumas variações no *hardware* envolvido. Uma das alternativas é equipá-los com transmissores e receptores sintonizáveis, o que elevaria bastante os custos, dada a enorme diferença de complexidade entre um componente sintonizável e outro fixo.

Caso se disponha de apenas transmissores e receptores fixos, a comunicação de um nó se restringirá a um conjunto limitado de outros nós, a não ser que todos os outros nós estejam sintonizados no mesmo comprimento de onda. Neste caso, tem-se apenas um único canal, e os protocolos MAC mais difundidos para este tipo de rede são o *token ring*, *ethernet*, e o FDDI, este último desenvolvido especificamente para a utilização em fibras ópticas. Há também a situação na qual cada nó possui um pequeno conjunto de transmissores e receptores fixos, e para que haja conectividade total entre os nós que não possuem transmissores e receptores no mesmo comprimento de onda, o sinal deve passar por nós intermediários, utilizando a técnica de *multihopping* mencionada anteriormente.

Vale lembrar que a implementação da comutação de pacotes é difícil de alcançar no atual estágio da tecnologia, pois obrigaria o receptor/transmissor a trocar sua sintonia em um tempo correspondente à fração de um *slot*, que dura muito pouco tempo para uma taxa de transmissão relativamente alta.

Nesta seção, serão descritos brevemente alguns protocolos MAC para redes multicanais com topologia em estrela onde os nós possuem transmissores ou receptores sintonizáveis, de modo que a conectividade direta seja alcançada entre todos os pares de nós da rede.

Em termos de medição de nível de performance, recorre-se a parâmetros como o atraso dos pacotes e o *throughput* da rede. O *throughput* é definido como a fração da capacidade de transmissão da rede que transporta tráfego útil, isto é, dados que são recebidos com sucesso pelos seus destinatários e não foram perdidos em colisões ou

contenções. Como é de se esperar, há um compromisso entre a performance do protocolo e o seu grau de complexidade, tanto em termos de *hardware* requerido quanto no que concerne o *software* de supervisão e controle.

Os protocolos MAC que serão descritos a seguir fazem uso de sincronização dos *slots* entre os nós da rede, ou seja, todos os nós trabalham com uma referência de tempo adequada de modo que os sinais transmitidos em *slots* diferentes não colidam em nenhum lugar da rede devido a diferentes atrasos de propagação nos enlaces. Essa sincronização pode ser alcançada por intermédio de várias técnicas, dentre as quais a presença de um nó sincronizador adjacente ao nó central em estrelas, responsável pela emissão de pulsos de sincronismo em intervalos de tempo regulares. Outra característica importante reside no fato de que os nós devem ser capazes de ajustar seu estado se sintonia em um intervalo de tempo desprezível quando comparado à duração do *slot* de tempo. Em outras, o nó possuir a capacidade de sintonizar seu transmissor ou receptor em um dado comprimento de onda em um *slot* e em outro comprimento de onda no *slot* seguinte caso necessário.

Deve-se levar em consideração também que todos os protocolos de comutação de pacotes aqui descritos utilizam-se de um ou mais canais separados daqueles que carregam dados úteis. Esses canais (ou canal) de controle servem para levar informações sobre os pacotes que estão sendo transmitidos nos canais de dados, e serão tratados como se ocupassem comprimentos de onda à parte, apesar de que em alguns casos eles compartilham os comprimentos de onda dos canais de dados através de multiplexação por divisão em tempo.

A seguir descreve-se resumidamente quatro tipos de protocolos MAC propostos na literatura para aplicação em redes ópticas WDM de segunda geração:

a) SA/SA (*Slotted Aloha/Slotted Aloha*)

Esta família de protocolos baseia-se na premissa de que o número de comprimentos de onda (ou canais de dados) W é muito menor que o número de nós N da rede. Além dos canais de dados, há também um $(W+1)$ -ésimo canal de controle. O protocolo requer que cada nó seja equipado com um transmissor e um receptor sintonizável para dados, além de um transmissor e um receptor fixos no comprimento de onda do canal de controle.

O tempo é dividido em *slots* tanto no canal de controle quanto nos canais de dados, mas o tamanho de um *slot* de dados é M vezes o tamanho de um *slot* de controle. Desta forma, cada *slot* de dados superpõe-se no tempo com $(M-1)$ *slots* de dados que o precedem e $(M-1)$ que o sucedem, conforme pode ser visualizado na Figura 2.6.

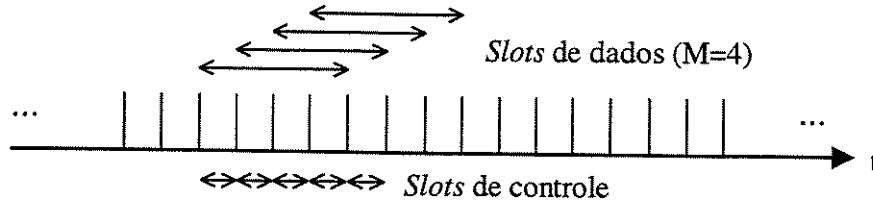


Figura 2.6 – Disposição temporal dos *slots* de controle e de dados no protocolo SA/SA.

O protocolo opera da seguinte forma: toda vez que um nó possui um pacote de dados para ser enviado, ele transmite um pacote de controle no *slot* de controle e o pacote de dados no *slot* de dados imediatamente subsequente ao *slot* de controle. O pacote de controle é enviado no comprimento de onda $(W+1)$, e os pacotes de dados em algum comprimento de onda de dados entre 1 e W . O pacote de controle leva a identidade do nó de destino de seu pacote de dados correspondente, além de especificar o comprimento de onda no qual ele será transmitido. Com o monitoramento contínuo do canal de controle por todos os nós, o pacote de controle será recebido pelo nó a qual o correspondente pacote de dados é destinado, dado que não tenha havido colisão no canal de controle. Ao receber o pacote de controle, esse nó em particular altera o estado de sintonia de seu receptor para o comprimento de onda no qual o pacote de dados será recebido no *slot* imediatamente seguinte. Caso não haja colisão ou contenção no canal de dados, o pacote será então recebido com sucesso.

Dadas suas características, esse protocolo é dito do tipo *tell-and-go* (avisa e manda), pois o pacote de dados é transmitido tão logo esteja disponível. Desta forma, o atraso de acesso, definido como o tempo transcorrido entre o instante no qual o pacote está disponível no nó e o instante no qual ele é efetivamente transmitido, é desprezível para esse protocolo. A minimização do atraso de acesso é interessante não só devido às exigências das aplicações de áudio e vídeo, mas também porque um alto atraso iria requerer *buffers* de

tamanho muito grande nos nós transmissores, uma vez que as velocidades de transmissão óptica são bastante elevadas.

Para tornar o *throughput* do protocolo SA/SA tratável analiticamente, faz-se agora uma série de suposições, todas elas listadas a seguir:

- **Transmissões independentes:** para quaisquer *slots* e nós, a probabilidade p de que um nó tenha um pacote para transmissão é independente de todos os outros *slots* e nós. Claramente, essa suposição não se confirma em uma rede prática, pois há um certo grau de correlação entre retransmissões de pacotes devido à colisões.

- **Número grande de nós N :** o número de nós N da rede deve ser muito maior que o número de comprimentos de onda W , e os pacotes de dados destinados a ou originários de cada nó individual são desprezíveis. Matematicamente, assumindo W fixo e $N \rightarrow \infty$, deve-se ter $p \rightarrow 0$ de modo que $N.p \rightarrow G$ finito. G é o número esperado de pacotes de dados disponíveis para transmissão em cada slot, ou ainda o número esperado de pacotes de controle que será transmitido em cada slot. G é uma variável aleatória poissoniana, e portanto

$$\text{Prob}(G=k) = e^{-G} \frac{G^k}{k!} \text{ para todo } k \geq 0.$$

Outra consequência desta suposição é que qualquer receptor em particular está livre com probabilidade 1. Logo, esta análise despreza as eventuais contenções.

- **Tráfego uniforme:** a última suposição que será feita é que cada pacote de dados tem igual probabilidade de ser transmitido em qualquer um dos W canais de dados, independente de qualquer outro pacote de dados.

Com base nestas suposições, o número esperado de pacotes transmitidos com sucesso em qualquer *slot* de dados será dado por

$$\frac{G.e^{-G}}{W} \left(e^{-G/W} \right)^{2(M-1)}.$$

O *throughput* por canal de dados é definido como o número esperado de pacotes de dados levados por um canal de dados em um dado instante arbitrário que serão recebidos com sucesso. Para o protocolo SA/SA básico, o *throughput* será dado por

$$\frac{L.G.e^{-G}}{W} \left(e^{-G/W} \right)^{2(M-1)}.$$

b) *Slotted Aloha/Slotted Aloha* Modificado

No protocolo SA/SA básico discutido no item anterior, caso haja colisão no canal de controle, o pacote de dados é transmitido mesmo assim, mas o receptor a qual o pacote é destinado não toma ciência disso. Desta forma, ainda que não tenha havido colisão no canal de dados, a transmissão do pacote é desperdiçada. Pode-se evitar essa transmissão desnecessária introduzindo-se uma modificação no protocolo SA/SA básico fazendo-o esperar e verificar se o pacote de controle foi recebido com sucesso para somente então enviar o correspondente pacote de dados. Esta modificação, denominada *wait-and-see*, resulta em uma ligeira elevação do *throughput*, conforme será visto a seguir, mas às custas de um maior atraso de acesso, pois renuncia-se à característica *tell-and-go*.

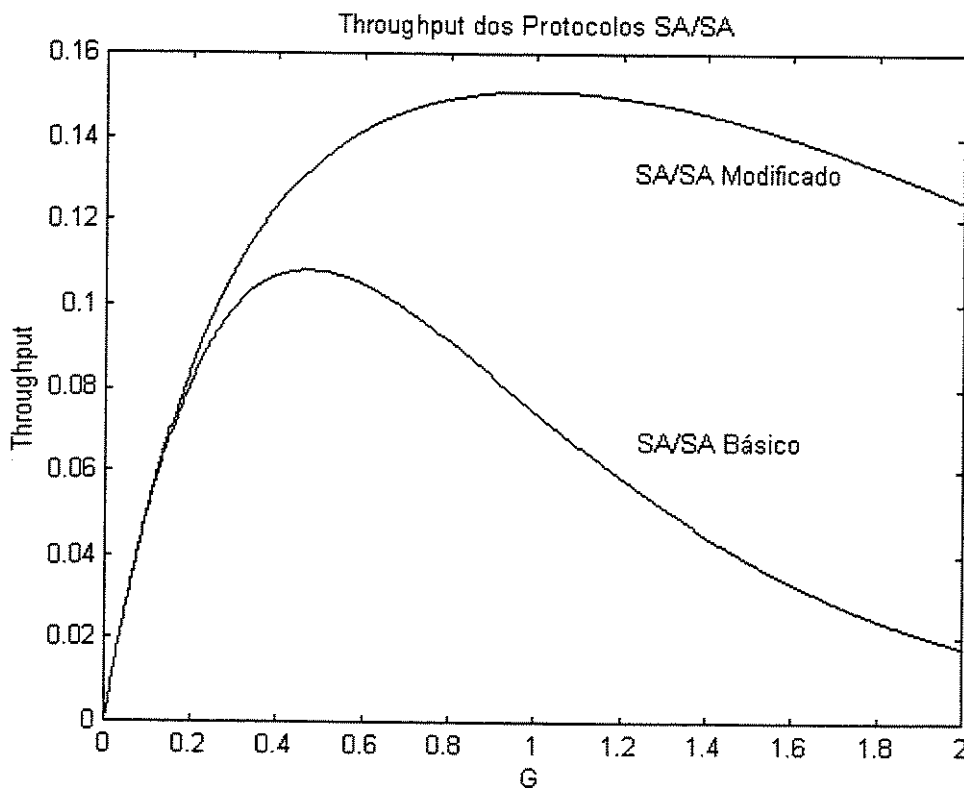


Figura 2.6 – Comparação entre o *throughput* dos protocolos Slotted Aloha/Slotted Aloha básico e modificado, para $M=10$ e $W=16$.

Levando-se em consideração as mesmas suposições listadas para a análise do *throughput* do protocolo SA/SA básico com o do protocolo SA/SA modificado, conforme mostrado na Figura 2.6. Para $M=10$ e $W=16$, pode-se perceber que esse último é maior para todos os valores de G considerados.

Como mostrado na Figura 2.6, os valores máximos do *throughput* para os protocolos SA/SA básico e modificado são 0,11 e 0,15, respectivamente. Ambos os valores são relativamente baixos. O próximo item discute um protocolo capaz de prover um *throughput* significativamente maior ainda retendo a característica *tell-and-go*.

c) DT-WDMA (*Dynamic Time Wavelength Division Multiple Access*)

Trata-se de um protocolo MAC projetado especificamente para redes ópticas com múltiplos comprimentos de onda que assume o número de nós N como sendo igual ao número de comprimentos de onda W disponíveis para transmissão de dados. Há também um $(W+1)$ -ésimo comprimento de onda para a transmissão de informações de controle.

As exigências de *hardware* para cada nó são de um transmissor fixo em um dado comprimento de onda (diferente para cada nó) e um receptor sintonizável, além é claro de um transmissor e um receptor fixos no comprimento de onda de controle.

O tempo é dividido em *slots* tanto nos canais de dados quanto no canal de controle; o tamanho de cada *slot* de dados é N (ou W) vezes o do slot de controle. Entretanto, diferentemente dos protocolos SA/SA, os slots de dados não se superpõem no tempo, conforme mostrado na Figura 2.7. Cada *slot* de dados está associado aos N *slots* de controle que o precedem, e cada um desses *slots* de controle está associado a um nó da rede, que devem transmitir pacotes de controle apenas nos *slots* para si designados.

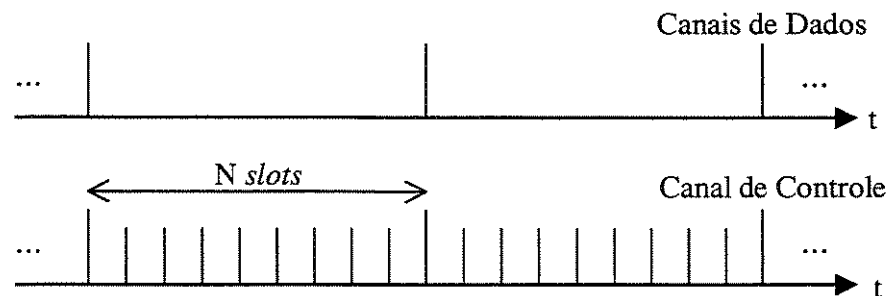


Figura 2.7 – Disposição temporal dos *slots* de controle e de dados no protocolo DT-WDMA

O protocolo opera da seguinte forma: cada vez que um nó tem um pacote disponível para transmissão, ele transmite um pacote de controle no *slot* de controle para si determinado contendo a informação de nó destinatário do pacote de dados, que é transmitido no *slot* imediatamente subsequente. Como cada nó monitora continuamente o canal de controle, o nó destinatário sintoniza imediatamente seu receptor, após ter recebido o pacote de controle, no comprimento de onda no qual o pacote de dados será transmitido. O *slot* de controle no qual o pacote de controle foi transmitido implicitamente especifica em qual comprimento de onda o receptor de dados deve ser sintonizado.

Como cada nó transmite seus pacotes de dados em um comprimento de onda específico, os pacotes de dados nunca colidem, e como os pacotes de controle são transmitidos em *slots* reservados para cada nó, esses pacotes também nunca colidem. No entanto, a possibilidade de contenção, que é o envio simultâneo de mais de um pacote de dados destinados ao mesmo receptor, não está descartada. Visto que todos os nós monitoram o canal de controle e têm conhecimento do algoritmo de resolução de contenções (aquele que decide qual transmissão selecionar e qual descartar), o nó que foi preterido na contenção toma conhecimento desse fato imediatamente, e pode retransmitir seus pacotes após algum tempo.

Para a análise do *throughput* deste protocolo, deve-se fazer as mesmas suposições de independência nas transmissões e de tráfego uniforme listadas para os protocolos SA/SA. O *throughput* do protocolo é dado por:

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

Como mostra a Figura 2.8, o *throughput* máximo é alcançado quando todos os nós possuem um pacote para transmissão em todos os *slots*, ou seja, todos os nós estão saturados. Dessa forma, o valor de p corresponde à unidade e o *throughput* é dado por $1 - e^{-1} = 0,632$ para uma rede com um número relativamente grande de nós. Pode-se perceber que trata-se de um valor bem mais alto do que aqueles alcançados pelos protocolos SA/SA.

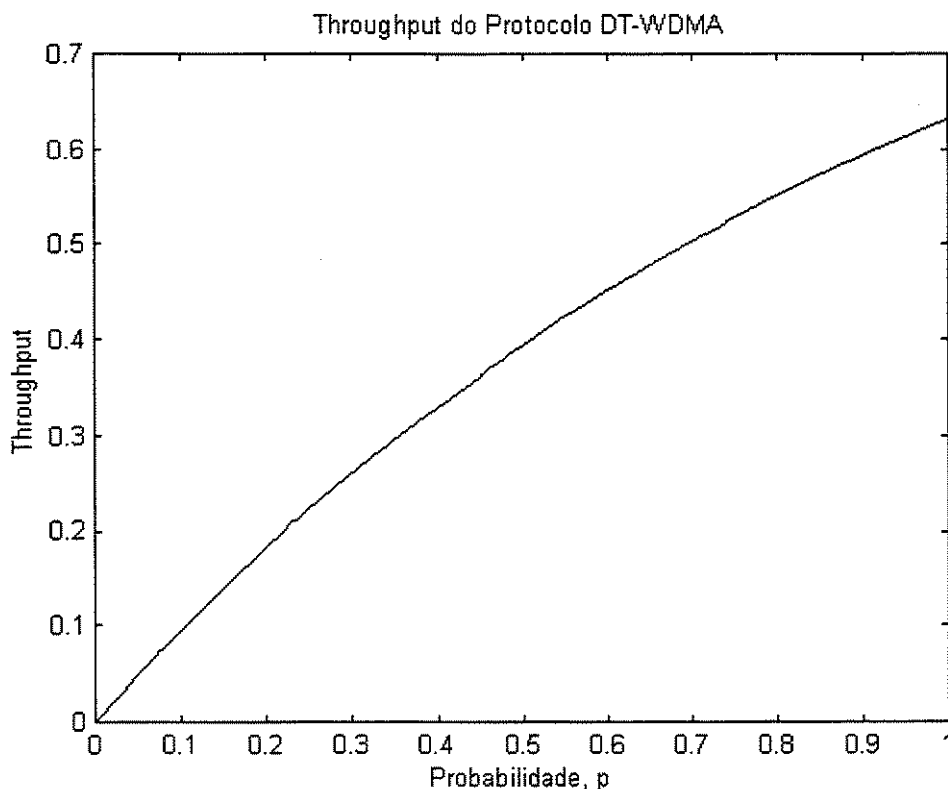


Figura 2.8 – *Throughput* do protocolo DT-WDMA.

d) Protocolos de Agendamento (*Scheduling Protocols*)

Como já discutido anteriormente, é possível aumentar o *throughput* proporcionado por um protocolo MAC ao mesmo tempo em que se renuncia à característica *tell-and-go* e consequentemente ao atraso de acesso desprezível do protocolo. Existem uma série de protocolos baseados no DT-WDMA que fazem justamente isso.

A idéia básica por trás destes protocolos é a de que cada nó deve aguardar um determinado número de *slots* após ter enviado o pacote de controle, ao invés de enviar o pacote de dados imediatamente. Com o conhecimento de todos os pacotes de controle recebidos em um dado intervalo de tempo, os nós podem trabalhar em conjunto utilizando um determinado algoritmo que agende as transmissões destinadas a um mesmo receptor, de modo que não haja contenção nos receptores.

Se o tempo aguardado pelos nós antes de executar o algoritmo de agendamento for relativamente grande, além é claro deste algoritmo ser totalmente eficiente, pode-se chegar virtualmente a um *throughput* equivalente à unidade.

De um modo geral, levando em consideração as suposições de tráfego uniforme, é possível demonstrar que todos os pacotes são transmitidos com sucesso desde que $p < 1$. Assim, o *throughput* deste protocolo, isto é, o número esperado de pacotes transmitidos com sucesso em um *slot* de dados arbitrário, é dado simplesmente por p .

Nos protocolos descritos anteriormente, as informações de controle são enviadas a todos os nós, o que resulta em um esforço computacional desnecessário, visto que todos os nós devem processar todos os pacotes de controle. Em redes com um número grande de nós, essa questão pode se transformar em um gargalo que limita o crescimento da rede.

Outra questão refere-se ao fato de que o tráfego pode ser classificado em classes distintas:

- *Tráfego de Classe 1*: orientado à conexão e com garantias de largura de banda, como transmissões de áudio e vídeo;
- *Tráfego de Classe 2*: orientado à conexão mas sem garantias de largura de banda, como transferências de arquivos;
- *Tráfego de Classe 3*: tráfego não-orientado à conexão, como o correio eletrônico, por exemplo.

Todos os protocolos MAC considerados anteriormente foram projetados para suportar apenas o tráfego de classe 3, comumente referido como tráfego de datagrama. O protocolo DT-WDMA pode ainda suportar uma conexão comutada por circuito para cada nó, mas não múltiplas conexões.

Sob o ponto de vista do modelo de arquitetura de camadas OSI da ISO, os protocolos MAC atuam essencialmente na camada de enlace de dados, onde não há noção de conexão, que deve ser introduzido na camada de transporte. Como nas topologias *broadcast* consideradas até o momento não há funções de roteamento, a camada de rede está ausente. Logo, no contexto das redes ópticas de alta velocidade, as atribuições da camada de transporte seriam simplificadas de sobremaneira se o protocolo MAC desse suporte a tráfegos orientados à conexão.

Existem protocolos complexos propostos na literatura que são escaláveis do ponto de vista computacional e dão suporte às três classes de tráfego, fazendo uso de N canais de controle e N canais de dados para uma rede com N nós. Se os canais de controle e de dados

forem implementados em comprimentos de onda separados, o protocolo requer $2N$ comprimentos de onda, o que não o torna escalável do ponto de vista deste gargalo.

2.2.3 – Campos de Teste

Vários campos de teste de redes *broadcast-and-select* foram desenvolvidos pelos laboratórios de pesquisa. Entretanto, devido ao atual estágio da tecnologia, todos eles trabalham com comutação de circuitos e não comutação de pacotes. A Tabela 2.3 sumariza as principais características dos campos de teste de redes ópticas de segunda geração em operação na atualidade.

<i>Campo de teste</i>	<i>Topologia</i>	<i>Número Projetado de λ's</i>	<i>Espaçamento dos Canais WDM</i>	<i>Taxa por Canal WDM</i>
Lambdanet (Bellcore)	Estrela	18	2 nm	1,5 Gb/s
NTT	Estrela	100	10 GHz	622 Mb/s
Rainbow-I (IBM)	Estrela	32	1 nm	300 Mb/s
Rainbow-II (IBM)	Estrela	32	1 nm	1 Gb/s
Starnet-I	Estrela	80	10 GHz	1,25 e 2,5 Gb/s
BBC	Estrelas interconectadas	16	4 nm	2,5 Gb/s

Tabela 2.3 – Campos de teste das redes ópticas de segunda geração.

2.3 – Redes Ópticas de Terceira Geração

Nesta seção, serão introduzidos os principais conceitos e características relacionadas às redes fotônicas de terceira geração, ou seja, aquelas que apresentam funções de roteamento baseadas no comprimento de onda em que a informação se encontra, tratando dos aspectos que fazem delas vantajosas em relação às redes das gerações anteriores.

Em geral, a topologia de uma rede com roteamento por comprimento de onda consiste de nós do tipo *wavelength crossconnect* (WXC) interconectados por enlaces de fibras. A rede deve prover caminhos ópticos para atender as requisições entre pares de nós, cada qual utilizando um comprimento de onda diferente em um determinado enlace. Os caminhos ópticos podem ser interpretados como vias de grande largura de banda por onde trafegam dados a altas velocidades. Os caminhos ópticos são formados alocando-se um

comprimento de onda em cada enlace no caminho entre dois nós, e claramente não se pode ter dois caminhos ópticos utilizando o mesmo comprimento de onda em um dado enlace.

Cada enlace suporta um determinado número de comprimentos de onda trafegando na fibra óptica. O número total de comprimentos de onda suportados por cada enlace depende majoritariamente de restrições tecnológicas dos componentes, tais como largura de banda de amplificadores ópticos ou características de filtros ópticos, e cresce à medida que a tecnologia se desenvolve. Atualmente, pode-se falar em algumas dezenas de comprimentos de onda trafegando na mesma fibra.

A principal característica dessa categoria de rede fotônica é o tratamento adicional do sinal a nível óptico, constituindo uma “camada óptica” ou “camada fotônica”. Conforme será visto nos próximos capítulos, investimentos realizados no tratamento do sinal a nível óptico nessa camada reduz substancialmente o custo em equipamentos nas camadas superiores, tais como SONET/SDH ou ATM.

Desse modo, pode-se trabalhar com o conceito de *topologia virtual*: cada caminho óptico provido pela camada fotônica é visto pelas camadas superiores como um enlace totalmente independente, e que pode carregar dados em formatos distintos dos outros caminhos ópticos.

A Figura 2.9 mostra a representação de uma rede fotônica genérica, onde os diferentes tipos de reta interligando os nós representam comprimentos de onda diferentes. Exemplificando, o tráfego originado no nó A e destinado ao nó B passa pelo nó C sem a necessidade de reversão do domínio óptico para o elétrico, economizando-se desta forma equipamentos de camadas superiores para o roteamento deste tráfego.

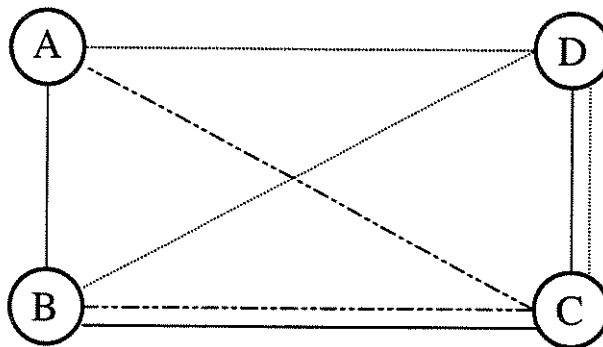


Figura 2.9 - Representação de uma rede óptica de terceira geração.

Em adição à propriedade de roteamento provido pela camada fotônica, as redes com roteamento por comprimento de onda apresentam as seguintes características:

- **TRANSPARÊNCIA:** Refere-se à capacidade dos caminhos ópticos de transportar dados em uma variedade de taxas, protocolos e formatos, suportando deste modo várias camadas superiores operando ao mesmo tempo, conforme colocado no capítulo anterior. Alguns caminhos ópticos podem carregar o tráfego SONET/SDH enquanto outros podem carregar células ATM diretamente ou ainda canais de vídeo multiplexados por subportadoras.

- **REUSO DE COMPRIMENTO DE ONDA:** Apesar de limitados em número, os comprimentos de onda podem ser reutilizados espacialmente na rede, desde que não haja colisão, ou seja, dois caminhos ópticos distintos utilizando o mesmo comprimento de onda em um mesmo enlace. Essa reutilização aumenta enormemente a capacidade da rede, uma vez que o número de caminhos ópticos que a rede pode prover passa a ser muito maior que o número de comprimentos de onda disponíveis, contribuindo desta forma para tornar as redes deste tipo escaláveis.

- **CONFIABILIDADE:** Em caso de falhas em um ou mais enlaces, os caminhos ópticos podem ser re-roteados automaticamente por rotas alternativas, impedindo que a comunicação cesse, tornando a rede bem mais confiável. Além disso, a maioria dos componentes utilizados, tais como os multiplexadores e demultiplexadores, são passivos, oferecendo um maior grau de confiabilidade, já que não há a preocupação de alimentá-los remotamente.

- **CHAVEAMENTO (“Circuit Switching”):** Existe a flexibilidade necessária para ativar ou desativar caminhos ópticos fornecidos pela camada fotônica de acordo com as necessidades impostas pela demanda. Trata-se de uma filosofia análoga ao estabelecimento ou terminação de circuitos em uma rede por comutação de circuitos, exceto pelo fato que a frequência de estabelecimento ou terminação tende a ser muito menor no caso da rede fotônica do que no caso da rede telefônica, por exemplo, dada a enorme diferença de largura de banda alocada. Não há comutação de pacotes na camada óptica, sendo essa uma atribuição das camadas superiores, tais como a ATM.

Uma questão interessante de ser discutida é a variedade de tráfegos provenientes das camadas clientes que a rede fotônica pode suportar. O tráfego pode vir tanto da rede

síncrona de transporte (padrão SONET/SDH), que já conta com seus próprios mecanismos de proteção, ou diretamente da rede ATM, que precisa de garantias de qualidade de serviço para algumas de suas classes de tráfego. A rede pode ainda atender a transmissão de canais de vídeo multiplexados por subportadoras ou ainda tráfego IP, conforme pode ser visualizado na Figura 2.10. Logo, para uma mesma rede, diferentes caminhos ópticos podem ter diferentes requisitos de proteção e de qualidade de serviço, com possíveis implicações tanto sobre a topologia física quanto para a topologia de caminhos físicos.

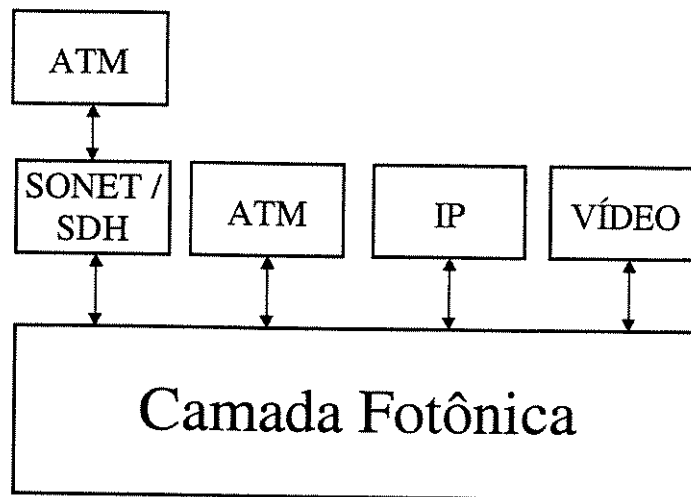


Figura 2.10 - Clientes eventuais da camada fotônica.

O desenvolvimento da camada fotônica de transporte depende da disponibilidade e do desempenho de novos elementos de rede tais como filtros ópticos, acopladores, amplificadores ópticos, roteadores e conversores de comprimento de onda. A evolução destas tecnologias será de fundamental importância para moldar as soluções arquitetônicas a serem adotadas pelas futuras redes.

Capítulo III - Projeto dos Nós da Rede

Neste capítulo serão apresentados as descrições funcionais e as características dos elementos básicos em redes ópticas WDM: os nós de comutação e roteamento. Além disso, será feita uma análise qualitativa entre as vantagens e desvantagens de se implementar na rede nós baseados em crossconnects totalmente ópticos, em contrapartida a crossconnects eletrônicos.

3.1 - Considerações Gerais

Os elementos chaves nas redes ópticas WDM de terceira geração são os nós *wavelength crossconnect* (WXC), pois eles executam todas as funções de roteamento de caminhos ópticos, bem como estabelecimento e terminação destes.

A Figura 3.1 mostra o diagrama de blocos funcionais de um *crossconnect*. Os nós da rede possuem uma estrutura básica composta de portos de tronco, que os conectam a outros nós. Assume-se que esses portos sejam bidirecionais, cada qual ligado a um par de fibras ópticas unidirecionais. No caso de haver apenas dois portos de tronco, o nó é denominado WADM (*Wavelength Add and Drop Multiplexer*), ou simplesmente ADM. O nós possuem também portos locais, que podem ser ópticos ou elétricos, e que funcionam como fonte ou sorvedouro de tráfego, visto que os caminhos ópticos são originados ou terminados nesses portos. Finalmente, há também os elementos gerenciadores da rede, responsáveis pelo controle e gerenciamento do estado das chaves e conversores de comprimentos de onda presentes no nó.

Os componentes básicos para a construção de nós deste tipo são os multiplexadores e demultiplexadores passivos de comprimento de onda, chaves e/ou conversores de comprimento de onda. Estes últimos consistem em dispositivos capazes de receber um sinal em um comprimento de onda e entregar na saída o mesmo sinal em um comprimento de onda diferente.

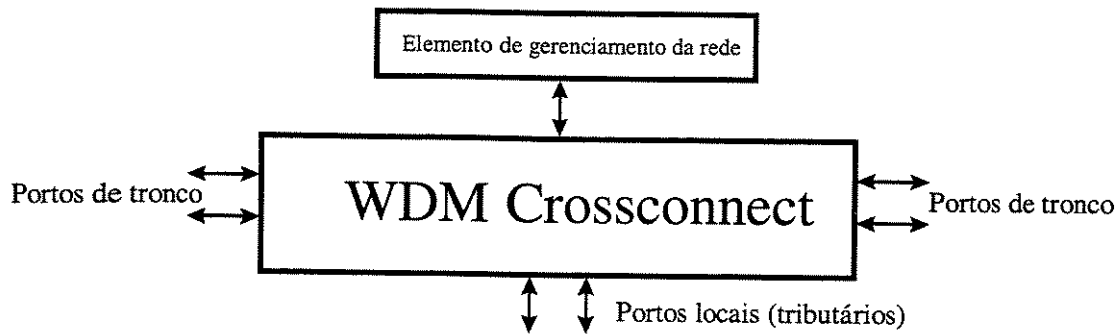


Figura 3.1 - Diagrama de blocos de um WXC.

3.2 - Grau de Conversão de Comprimento de Onda.

A introdução da capacidade de conversão de comprimentos de onda desempenha um papel de suma importância na maximização da utilização destes na rede, reduzindo desta forma o número necessário para o atendimento de uma certa demanda, ou ainda, para o caso de redes que permitam o bloqueio das requisições por caminhos ópticos, na minimização da probabilidade de bloqueio.

Se a rede não dispuser de capacidade de conversão de comprimento de onda nos nós, um caminho óptico deve ter o mesmo comprimento de onda alocado entre todos os enlaces desde o nó origem até o nó destino. Já com capacidade de conversão, esse caminho óptico pode possuir vários comprimentos de onda designados entre o nó de origem e o destino. Essa característica pode ser bastante interessante no caso em que se deseja estabelecer caminhos ópticos entre domínios administrados por operadores diferentes que não coordenam sua alocação de comprimentos de onda ou ainda interconectar equipamentos de diferentes fabricantes que utilizam grades comprimentos de onda incompatíveis.

A Figura 3.2 mostra quatro diferentes tipos de conversão de comprimento de onda que podem ser implementadas em um nó do tipo WADM. Para efeito de simplificação, a conversão é mostrada em apenas um sentido. Os conversores utilizados nestas implementações são do tipo *entrada-fixa, saída-fixa*, que como o próprio nome já deixa claro tomam o sinal em um dado comprimento de onda fixo e o convertem em um comprimento de onda também fixo na saída. Pode-se construir nós com a mesma funcionalidade empregando-se para tanto um número menor conversores de comprimentos de onda do tipo *entrada-variável, saída-fixa*.

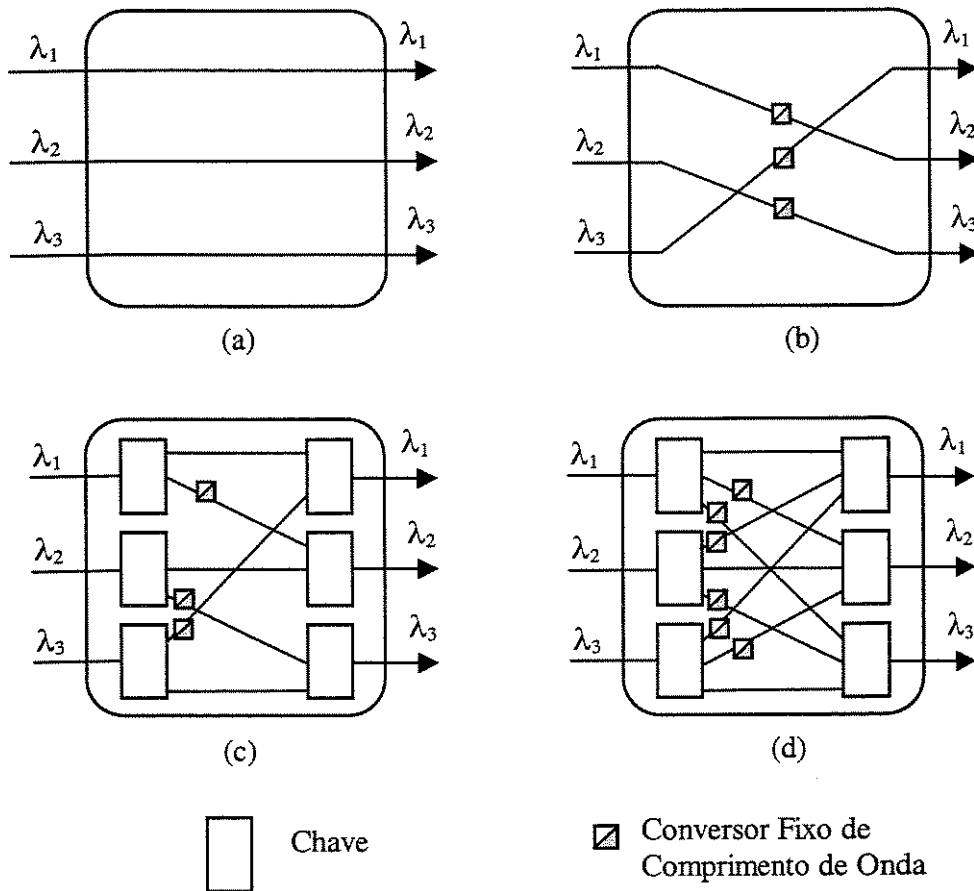


Figura 3.2 - Diferentes tipos de conversão de comprimento de onda implementadas em um WADM: (a) ausência de conversão; (b) conversão fixa; (c) conversão limitada e (d) conversão plena. Os portos locais não são mostrados.

A capacidade de conversão de um nó pode ser aferida por um fator d , que pode variar entre 1 e W , onde um comprimento de onda da entrada pode ser convertido em d comprimentos de onda de saída do nó. Esse fator d é denominado grau de conversão de comprimento de onda do nó. Se $d=1$, temos capacidade FIXA de conversão de comprimento de onda. Um caso especial de $d=1$ refere-se à situação onde não há capacidade alguma de conversão. Se $d=W$, temos capacidade COMPLETA de conversão. Pode-se notar que d é uma métrica um tanto quanto pobre para caracterizar a capacidade de conversão de um nó, uma vez que não traz informação sobre o padrão de conversão (por exemplo, $d=2$ significaria dizer que um sinal que chega transportado por comprimento de onda na entrada

pode deixar o nó transportado por dois comprimentos de onda diferentes, mas que comprimentos seriam esses?).

Em termos de implementação, a capacidade completa de conversão é muito difícil de ser realizada de modo completamente óptico (caso das AON's - *All Optical Networks*), enquanto a capacidade limitada de conversão pode ser implementada mais facilmente. Felizmente, capacidades bem limitadas de conversão podem levar a utilização muito maior dos enlaces para determinadas topologias, conforme será explorado nos próximos capítulos.

Existe também uma grande correlação entre a quantidade de chaveamento necessário em um nó e o grau de conversão de comprimento de onda, uma vez que um certo grau de conversão é alcançado com a utilização de uma combinação de chaves e conversores de comprimentos de onda. Portanto, como é de se esperar, um grau menor de conversão implica em um nó mais simples em termos de quantidade de chaves e conversores empregados.

Vale destacar também que a capacidade limitada de conversão, apesar de diminuir consideravelmente a complexidade do *hardware* dos nós, aumenta em muito a complexidade do *software* de gerência e controle da rede quando comparada à capacidade completa de conversão, visto que esse *software* deve lidar com restrições adicionais ao executar o roteamento dos caminhos ópticos.

3.3 - Redes de Múltiplas Fibras

Em muitos casos, as redes possuem múltiplos pares de fibra entre nós para prover capacidades mais altas. A presença de múltiplos pares de fibra equivale à presença de um único par mas com alguma capacidade de limitada de conversão de comprimento de onda nos nós. Dada essa equivalência, as redes com múltiplas fibras praticamente não serão tratadas neste texto.

A Figura 3.3 ilustra bem essa propriedade. Na situação (a), tem-se dois pares de fibras entre nós e nenhuma capacidade de conversão de comprimento de onda. Cada par de fibra carrega W comprimentos de onda, e em cada nó os sinais de um par de fibras podem ser comutadas para o outro par. Na situação (b), tem-se apenas um par de fibras entre nós

carregando $2W$ comprimentos de onda e nós com capacidade limitada de conversão (com $d=2$). Redes que empregam esses dois tipos de nós são equivalentes em termos de suas capacidades de suportar tráfego. Entretanto, nós do tipo mostrado na Figura 3.3 (b) tendem a ser mais caros por empregarem conversores de comprimento de onda em sua estrutura interna.

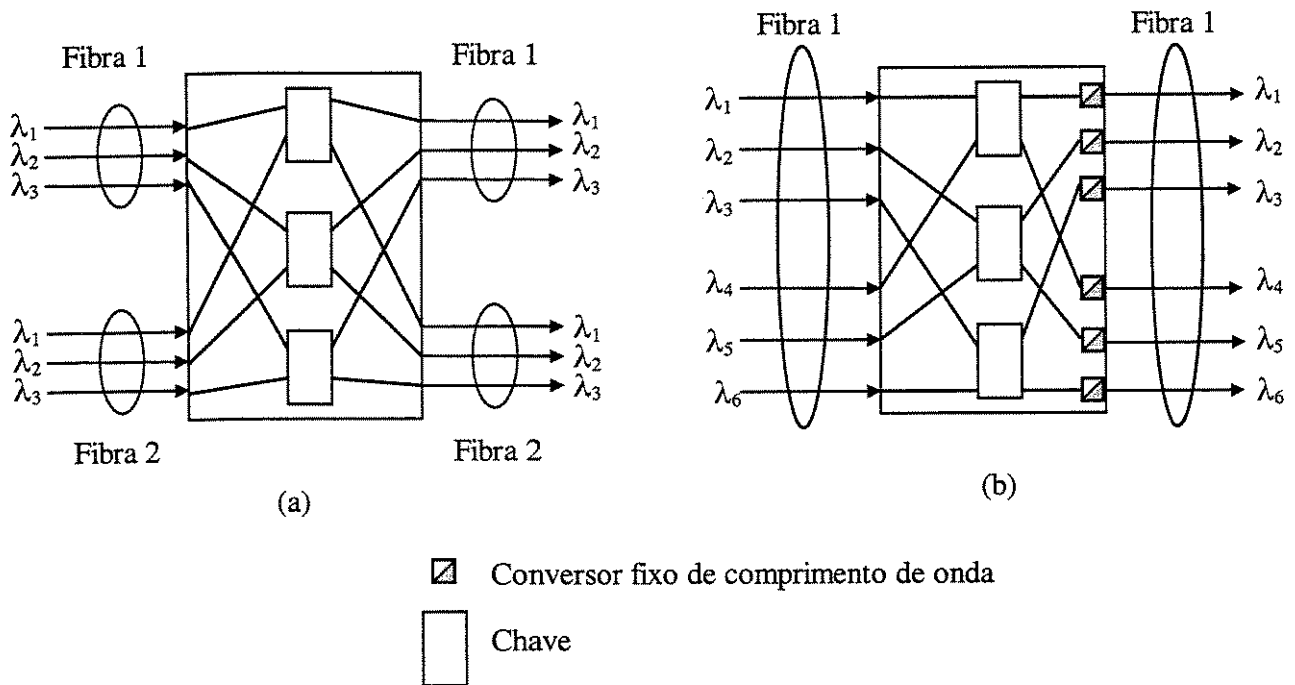


Figura 3.3 - Equivalência entre redes com múltiplos pares de fibras e redes com um único par de fibras mas com capacidade limitada de conversão de comprimento de onda.

Pode-se generalizar essa situação para o caso de P pares de fibras entre pares de nós, conforme pode ser visto na Tabela 3.1.

<i>Número de Pares de Fibras Ópticas</i>	<i>Grau de Conversão de Comp. de Onda (d)</i>	<i>Número de Comprimentos de Onda</i>
1	$P.d$	$P.W$
P	d	W

Tabela 3.1 - Comparação entre redes com múltiplos pares de fibra e redes com um único par de fibras entre nós.

3.4 - Graus de Transparência dos Nós

O grau de transparência de um nó é um fator que pode variar bastante. Por um lado, uma implementação completamente óptica oferece um alto grau de transparência, ou seja, insensibilidade a dados analógicos ou digitais, taxas de transmissão, formato da modulação, etc. Já uma implementação consistindo de *crossconnects* eletrônicos, por exemplo, não oferecem quase nenhuma transparência.

O grau de transparência oferecido por uma implementação eletrônica depende do tipo de regeneração do sinal empregado no nó. Se a regeneração for digital, não há como transportar dados analógicos.

Basicamente, existem três técnicas para regeneração de dados digitais:

- **3R:** Regeneração com retemporização e reformatação dos pulsos. Apresenta baixo grau de transparência.
- **2R:** Regeneração com reformatação dos pulsos mas sem retemporização.
- **1R:** Regeneração sem reformatação dos pulsos e sem retemporização. Este modo apresenta o mais alto grau de transparência.

3.6 - Realizações dos Nós: Crossconnect Óptico Vs. Crossconnect Eletrônico.

A Tabela 3.2 apresenta uma comparação qualitativa entre o desempenho de *crossconnects* ópticos e eletrônicos sob vários aspectos, cabendo ao projetista julgar qual deles é mais adequado para sua aplicação.

Algumas considerações devem ser levadas em conta ao se optar por equipar a rede com *crossconnects* ópticos ou eletrônicos:

- O WXC óptico pode ser completamente transparente à taxa de transmissão, formato de modulação e protocolo utilizado pelo sinal, o que é bastante difícil de se adquirir com o WXC eletrônico.
- Em contrapartida, com a utilização de WXC's eletrônicos, é muito mais fácil realizar a conversão de comprimentos de onda quando necessário, pois eles empregam lasers locais para retornar o sinal ao domínio óptico.

	<i>WXC Óptico</i>	<i>WXC Eletrônico</i>
Transparência	Sim	Difícil
Conversão de Comprimento de Onda	Difícil	Intrínseca
Taxas de Transmissão	> 10 Gb/s	≤ 10 Gb/s
Tamanho Físico do WXC	Pequeno	Grande
Projeto da Camada Física	Difícil	Fácil
Monitoramento	Limitado	Extenso
<i>Componentes Necessários</i>		
Mux / Demux	Sim	Sim
Chaves Ópticas	Sim	Não
Chaves Elétricas	Não	Sim
Transmissores e Receptores	Não	Sim
Conversores de Comprimento de Onda	Talvez	Não

Tabela 3.2 - Comparação entre nós empregando *crossconnects* ópticos versus nós empregando *crossconnects* eletrônicos.

- O chaveamento eletrônico é mais barato que o óptico, mas limita a taxa de transmissão de dados a valores usualmente abaixo de 2,5 Gb/s em cada uma dos portos do equipamento de transmissão, podendo chegar a um máximo de 10 Gb/s.

- Os WXC's ópticos tornam o projeto do sistema de transmissão muito mais difícil, pois o sinal permanece no domínio óptico da origem até o destino, passando por vários nós intermediários, onde deve ser roteado corretamente.

- Por fim, a confiabilidade do chaveamento óptico ainda está para ser comprovada, já que trata-se de uma tecnologia que mal saiu das pranchetas e ainda não houve tempo hábil para testar o seu funcionamento e as possíveis falhas que possam ocorrer.

Como visto neste capítulo, os nós *wavelength crossconnect* são indispensáveis para prover as funções de roteamento por comprimento de onda requeridas pelas redes ópticas de terceira geração, e uma perfeita compreensão de seu funcionamento se faz necessária para o projeto e operação das redes. No próximo capítulo, serão abordados aspectos sobre os modelos de tráfego comumente empregados para o estudo desse tipo de rede.

Capítulo IV – Modelos de Tráfego e Classificação das Redes com Roteamento por Comprimento de Onda

Neste capítulo serão apresentados alguns modelos de tráfego comumente utilizados no estudo de uma rede com roteamento por comprimento de onda. Adicionalmente, é feita uma classificação das redes ópticas de terceira geração de acordo com a funcionalidade de seus nós.

4.1 – Considerações Gerais

Para o correto projeto da rede, um dos primeiros passos a serem vencidos é o entendimento da natureza do tráfego que deve ser suportado pela rede. Do ponto de vista da camada óptica, há demanda de caminhos ópticos entre pares de nós. Esses caminhos ópticos podem ser aproveitados pelas camadas superiores como troncos operando tipicamente a velocidades compatíveis com o nível OC-48/STM-16 (no caso de uma rede SONET/SDH) ou como enlaces entre comutadores ATM (no caso de uma rede ATM).

Há vários modelos para tentar 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 realístico. Espera-se que os caminhos ópticos sejam estabelecidos e mantidos ocupados por um intervalo de tempo relativamente grande (semanas ou meses). A terminação de um caminho óptico pode ser efetuada para reconfiguração da rede em caso de falhas ou mudanças significativas nos padrões de tráfego.

As requisições de caminhos ópticos podem ser classificadas em duas categorias (casos), de acordo com sua natureza temporal:

- **Caso ONLINE:** As requisições de caminhos ópticos surgem uma por vez, e cada um deve ser atendido no ato, sem esperar que futuras requisições tornem-se conhecidas. Os caminhos existentes não podem ser re-roteados para acomodar uma nova requisição, possivelmente devido às exigências rigorosas de qualidade de serviço do tráfego transportado.

- **Caso OFFLINE:** Tem-se de antemão todas as requisições de caminhos ópticos a serem roteadas. Equivale ao modelo *online* com liberdade para re-rotear os caminhos ópticos quando surgirem novas requisições.

Fica claro que o projeto de redes que atenderão requisições *online* de comprimentos de onda é bem mais complicado que as redes atendendo requisições *offline*, além de, como será visto a seguir, exigirá bem mais recursos da rede.

Quanto à natureza temporal da demanda, ela também pode ser classificada em demanda por caminhos ópticos permanentes – que não serão removidos após terem sido ativados – ou não permanentes (voláteis) – que serão liberados algum tempo depois de estabelecidos.

Outra questão importante reside no fato de ser ou não permitido o bloqueio de requisições por caminhos ópticos (modelo com ou sem bloqueio). Para o caso do modelo com bloqueio, que não é objeto deste texto, o objetivo no projeto da rede é manter a probabilidade de bloqueio dentro de um limite aceitável. A probabilidade de bloqueio é definida como a razão entre o número de requisições bloqueadas e o número total de requisições em um intervalo de tempo relativamente longo.

Usualmente, assume-se algumas propriedades para as requisições de caminhos ópticos que podem surgir. Dependendo das propriedades assumidas, o modelo pode refletir um modo de operação *online* ou *offline*, com ou sem bloqueio. Na seção a seguir, serão apresentados os modelos de tráfego comumente empregados no estudo de redes ópticas.

4.2 – Modelos de Tráfego

Descreve-se a seguir quatro modelos de tráfego que encontram aplicação nas redes ópticas com roteamento por comprimento de onda. Cabe destacar que nenhum deles é totalmente eficaz, devendo-se escolher dentre eles aquele que melhor se adequa à filosofia de atendimento ao tráfego, ou seja, se o atendimento será feito de forma *online* ou *offline*, e se é permitido ou não o bloqueio de requisições.

A) Matriz de Tráfego Fixa.

Neste caso, o conjunto de caminhos ópticos a serem estabelecidos são dados em uma matriz quadrada de ordem N , $T = (t(i,j))$, onde $t(i,j)$ denota o número de caminhos ópticos a serem estabelecidos entre os nós i e j .

Como exemplo, tem-se que em uma rede de três nós X , Y e Z , deve-se estabelecer dois caminhos ópticos entre os nós X e Z e três caminhos ópticos entre os nós Y e Z . A matriz de tráfego será dada por:

$$T(X, Y, Z) = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 2 \\ 0 & 0 & 3 \\ 2 & 3 & 0 \end{pmatrix}.$$

A totalidade da demanda de tráfego neste caso é conhecida de antemão, cabendo ao projetista minimizar o número de comprimentos de onda ou outros parâmetros relacionados a equipamentos da camada óptica. Trata-se de um modelo *offline* e sem bloqueio.

B) Tráfego de Permutações.

Nesta modalidade de tráfego, é permitido a cada par de nós possuir no máximo um caminho óptico entre eles, e a cada nó é permitido ser fonte ou sorvedouro de no máximo um caminho óptico. Portanto, quando todos os nós obedecem o limite máximo (um caminho óptico), o conjunto dos destinos dos caminhos ópticos é uma permutação do conjunto de suas origens. Há $N!$ matrizes de tráfego diferentes possíveis, onde N é o número de nós. Não se trata de um modelo realístico, mas é útil para se derivar alguns limitantes para alguns parâmetros fundamentais, tais como o número de comprimentos de onda, chaves e conversores de comprimento de onda necessários na rede, conforme será explorado nos próximos capítulos. O modelo aplica-se tanto aos casos *offline* quanto *online*, com ou sem bloqueio.

C) Carga Máxima.

O tráfego é caracterizado por um parâmetro chamado “carga”, definido como o número máximo de caminhos ópticos presentes ao mesmo tempo em qualquer enlace da rede. A carga máxima suportada corresponde ao número de comprimentos de onda disponíveis em um enlace. Trata-se de um parâmetro inerente à fibra óptica, visto que é

relacionado com o máximo nível de potência óptica produzido pelos vários comprimentos de onda correspondentes aos canais WDM que a fibra pode suportar sem que as distorções não-lineares excedam limites toleráveis. A carga também é uma medida da utilização dos enlaces, pois se a carga suportada é pequena quando comparada ao número de comprimentos de onda, a rede não está sendo usada eficientemente. Trata-se de um modelo sem bloqueio que pode ser aplicado tanto ao caso *online* quanto *offline*. Ao projetista, cabe maximizar a carga suportada por um dado número de comprimentos de onda ou alternativamente minimizar o número destes para suportar uma dada carga.

D) Modelo Estatístico.

Neste modelo, tem-se algum conhecimento sobre as estatísticas de estabelecimento e liberação de caminhos ópticos. Por exemplo, pode-se assumir que as requisições por caminhos ópticos entre pares de nós constituem-se em um processo *poissoniano*, com uma taxa de chegadas conhecida e com tempo médio de retenção de caminhos ópticos também conhecido. Esse modelo tem sido usado por quase um século no projeto de redes telefônicas. Entretanto, sua validade para redes ópticas ainda é limitada, pois ainda é cedo para se prever as estatísticas de chegadas e tempos de retenção de caminhos ópticos. Trata-se tipicamente de um modelo *online* e com bloqueio.

O modelo com bloqueio é bastante apropriado para o dimensionamento da rede telefônica, pois permite uma substancial redução de custos na infraestrutura da rede desobrigando o operador de suportar todas as requisições possíveis de chamadas ao mesmo tempo. Se a rede fosse projetada de modo a não permitir o bloqueio de chamadas, gastaria-se muito em uma infraestrutura que ficaria sub-utilizada a maior parte do tempo, pois o tráfego será sempre menor que o pior caso para o qual a rede foi projetada.

Para o caso das redes fotônicas, a adequação deste modelo ainda é uma questão em intenso debate. Já que cada caminho óptico carrega dados a altas velocidades (tipicamente 2,5 ou 10 Gb/s), e muito provavelmente será estabelecido permanentemente, é muito provável que o operador da rede prefira adicionar mais recursos na rede para suportar uma nova requisição ao invés de bloqueá-la.

Um projeto utilizando modelo sem bloqueio, por outro lado, pode significar dispendar muitos recursos para atender situações de tráfego bastante improváveis.

Ao invés de projetar a rede visando atingir uma dada probabilidade de bloqueio, pode-se projetá-la tendo como objetivo maximizar o tempo até que a primeira requisição seja bloqueada, ou seja, maximizar o tempo até que o operador seja obrigado a adicionar mais recursos à rede. Entretanto, não se trata de uma tarefa fácil sob a grande maioria dos modelos de tráfego empregados na atualidade.

4.3 – Classificação das Redes Ópticas de Terceira Geração

De acordo com a funcionalidade dos nós, pode-se classificar as redes com roteamento por comprimento de onda em duas categorias distintas:

- **REDES ESTÁTICAS:** Neste tipo de rede, não há chaveamento no interior dos nós *crossconnects*, levando à possibilidade de rotear apenas padrões de tráfego fixos. Os nós podem utilizar conversores de comprimento de onda fixos.

- **REDES RECONFIGURÁVEIS:** Utilizam chaves (ópticas ou eletrônicas) e/ou conversores de comprimentos de onda dinâmicos no interior dos nós *crossconnects*, levando à possibilidade de rearranjo do padrão de tráfego a ser roteado.

A principal diferença entre esses dois tipos de rede é o fato de que o conjunto de caminhos ópticos que pode ser estabelecido entre usuários é fixo em uma rede estática, mas pode ser alterado em uma rede reconfigurável, mudando-se o estado das chaves e dos conversores nos nós.

O projeto de uma rede estática é apropriado se é dado um conjunto fixo de requisições de caminhos ópticos que deverão ser suportados. Entretanto, na grande maioria das redes, o conjunto de requisições de caminhos ópticos não é conhecido de antemão ou varia com o tempo.

As redes estáticas, apesar de mais baratas e mais confiáveis (por utilizarem somente componentes passivos), precisam de um grande número de comprimentos de onda para suportar padrões de tráfego com variabilidade limitada. Pode-se reduzir substancialmente o número de comprimentos de onda necessários ao se incorporar chaves em uma rede.

Capítulo V – Redes Ópticas Estáticas

Este capítulo deriva limitantes superiores e inferiores para o número de comprimentos de onda em redes ópticas estáticas, ou seja, aquelas que não dispõem de quaisquer chaves ou conversores dinâmicos de comprimentos de onda em seus nós.

5.1 – Descrição e Representação das Redes Estáticas.

A topologia da rede estática a ser projetada consiste de nós *crossconnects* interconectados por enlaces de fibra. Nas seções a seguir será determinado o número de comprimentos de onda necessários para estabelecer tráfego de permutação (ou um subconjunto deste) entre os usuários da rede. Os resultados apresentados foram extraídos das referências [RS98] e [Bar93].

Nas redes estáticas, a única escolha disponível aos usuários é selecionar o comprimento de onda de transmissão e de recepção. A rede de N nós de usuário é caracterizada por uma matriz de conectividade $N \times N$, $C = (C_{ij})_{i,j=0}^{N-1}$, onde C_{ij} representa o conjunto de comprimentos de onda que podem ser utilizados pelo usuário i para transmitir ao usuário j .

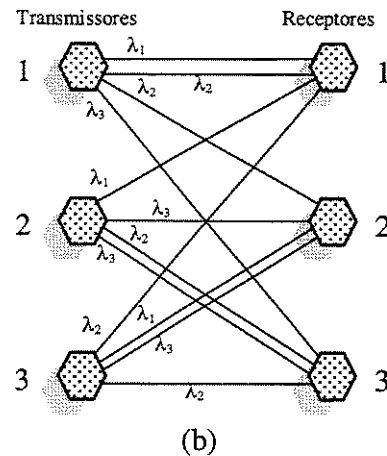
Como exemplo, imagina-se uma rede estática simples consistindo de um único *crossconnect*. Pode-se representar essa rede hipotética pela sua matriz de conectividade ou por um grafo contendo a representação dos transmissores e receptores da rede, e que são ligados por um segmento de reta se há um comprimento de onda possível entre eles.

Para uma rede desta natureza, há situações de operação que levam à colisão entre dois sinais, devendo essas situações serem evitadas a todo custo. Referindo-se à rede representada na Figura 5.1, não é possível ter-se, por exemplo, o transmissor 1 enviando informações ao receptor 1 utilizando o comprimento de onda λ_2 ao mesmo tempo em que o transmissor 3 envia dados ao receptor 3 também utilizando λ_2 , pois o sinal do transmissor 3

também chega ao receptor 1, e colide com o sinal do transmissor 1. O Lema 5.1 enunciado a seguir é a generalização desta restrição.

$$\begin{pmatrix} \{1,2\} & \{2\} & \{3\} \\ \{1\} & \{3\} & \{2,3\} \\ \{2\} & \{1,3\} & \{2\} \end{pmatrix}$$

(a)



(b)

Figura 5.1 – Representação de uma rede estática por (a) sua matriz de conectividade e (b) um grafo contendo os transmissores e receptores.

Lema 5.1 – Dois caminhos ópticos (i_1, j_1) e (i_2, j_2) , com i_1 diferente de i_2 e j_1 diferente de j_2 , podem ser usados concorrentemente para transmitir no mesmo comprimento de onda $\lambda \in C_{i_1, j_1} \cap C_{i_2, j_2}$ se e somente se $\lambda \notin C_{i_1, j_2} \cup C_{i_2, j_1}$.

Prova: Se dois caminhos ópticos (i_1, j_1) e (i_2, j_2) utilizarem concorrentemente o comprimento de onda λ , e $\lambda \in C_{i_1, j_2}$ ($\lambda \in C_{i_2, j_1}$), então as transmissões de ambos os usuários i_1 e i_2 colidem no usuário j_2 (j_1). Se $\lambda \notin C_{i_1, j_2}$ e $\lambda \notin C_{i_2, j_1}$, apenas a transmissão de i_1 (respectivamente, i_2) é recebida em j_1 (respectivamente, j_2), e ambos os caminhos ópticos (i_1, j_1) e (i_2, j_2) podem ser estabelecidos concorrentemente.

5.2 – Projeto da Rede e Considerações de Tráfego

Considerando agora o problema do projeto de redes estáticas que suportem tráfego de permutação *online*, enuncia-se o seguinte teorema:

Teorema 5.1 – Sabendo que em uma rede estática o roteamento é determinado pela escolha do comprimento de onda, no mínimo $(n!)^{1/2N} \geq \sqrt{N/e}$ deles são necessários para roteamento de permutação em uma rede com N usuários.

Prova: Define-se estado de sintonia de uma rede estática como uma designação de um comprimento de onda para cada um dos transmissores e receptores. Assim, uma rede estática com N usuários e W comprimentos de onda possui W^{2N} estados de sintonia. Como cada estado de sintonia suporta no máximo uma permutação, e há $N!$ permutações, para qualquer rede estática que suporte roteamento de permutação, devemos ter $W^{2N} \geq N!$, ou $W \geq (N!)^{1/2N}$.

Existe uma famosa relação matemática denominada fórmula de Stirling, cuja prova pode ser encontrada na referência [Mil56]. A forma geral da fórmula de Stirling é dada por:

$$N! = \sqrt{2\pi N} \left(\frac{N}{e}\right)^N e^{\frac{\theta}{12N}}.$$

O valor de θ está entre 0 e 1, de modo que a fórmula de Stirling pode ser escrita como uma desigualdade:

$$N! \geq 2\pi N \left(\frac{N}{e}\right)^N \geq \left(\frac{N}{e}\right)^N.$$

Para o caso em questão, apenas o segundo termo da desigualdade se faz necessário. Assim, $N! \geq \left(\frac{N}{e}\right)^N$.

Para o complemento da prova, basta elevar os dois termos da inequação acima ao expoente $(1/2N)$:

$$(N!)^{1/2N} \geq \sqrt{\frac{N}{e}}.$$

Esse mesmo resultado pode também ser estendido para tráfego de permutação *offline*. Vale notar que na derivação deste limitante foi assumido que para cada estado de sintonia o transmissor e o receptor podem estar utilizando comprimentos de onda diferentes, o que implicaria na presença de conversão fixa na rede. Entretanto, a melhoria

do limitante para o caso em que não haja qualquer capacidade de conversão de comprimento de onda na rede é desprezível.

Apesar de encorajador, por mostrar que por exemplo para uma rede com 1000 usuários seriam necessários apenas $\left\lceil \sqrt{1000/e} \right\rceil = 20$ comprimentos de onda para esse caso, trata-se apenas de um limitante, e não é sabido se existem redes estáticas tão boas quanto estas. Os resultados para as melhores redes estáticas conhecidas capazes de executar o roteamento por comprimento de onda estão sumarizados nos teoremas a seguir.

Teorema 5.2 – Se $W \geq 2\sqrt{N \cdot \log_2(\sqrt{2} \cdot N)}$ e $W^2/2 \cdot N$ é um inteiro, existe uma rede estática com N usuários na qual W comprimentos de onda são suficientes para o roteamento *offline* de cada permutação.

Pode-se verificar que utilizando-se esse teorema chega-se a uma rede de 1024 usuários para a qual 256 comprimentos de onda são suficientes para realizar o roteamento *offline* de permutações. Se a demanda é por roteamento *online* sem bloqueio, o melhor resultado conhecido é dado pelo Teorema 5.3.

Teorema 5.3 – Se $b \geq \sqrt{N/\log_2 N}$ e $K \geq 32 \log_2 N$ são inteiros, existe uma rede estática com N usuários para a qual $W=b \cdot K$ comprimentos de onda são suficientes para executar roteamento *online* de permutação sem bloqueio.

Esses resultados são provados utilizando-se argumentos probabilísticos, mostrando no entanto apenas a existência de tais redes, não fornecendo nenhuma construção explícita. A Figura 5.2 mostra uma comparação gráfica entre os resultados dados pelos dois teoremas anteriores e pelo Teorema 5.4, que demonstra a melhor construção explícita conhecida para valores práticos de N , construção essa baseada no roteamento indiferente definido a seguir.

Roteamento Indiferente (*Oblivious Routing*): Trata-se do roteamento no qual a designação do comprimento de onda para um caminho óptico é feito sem qualquer

conhecimento dos comprimentos de onda utilizados pelos outros caminhos ópticos na rede. Para cada caminho óptico (i, j) em uma permutação, a condição do Lema 5.1 (ausência de colisão) seria satisfeita para cada comprimento de onda em C_{ij} . Logo, durante a operação da rede, não é necessário verificar se essa condição é satisfeita antes de alocar um comprimento de onda para uma requisição de caminho óptico. Também segue que desde que apenas uma conexão pode ser estabelecida a partir de e para um usuário em um dado instante, pode-se projetar a rede de modo que $|C_{ij}|=1$ para todo (i, j) . Isso significaria que toda conexão do usuário i ao usuário j será sempre estabelecida em um comprimento de onda fixo.

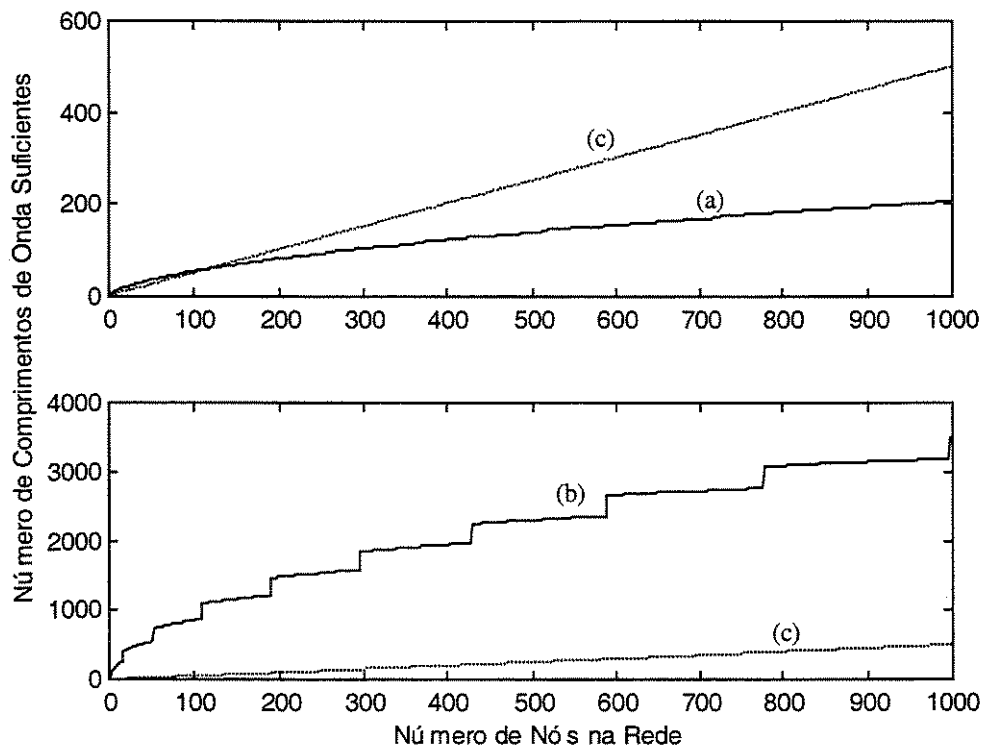


Figura 5.2 – Comparação entre o número de comprimentos de onda suficientes dados pelos diversos teoremas deste capítulo. (a) Roteamento *offline*, Teorema 5.2. (b) Roteamento *online*, Teorema 5.3. (c) Roteamento indiferente, Teorema 5.4.

Teorema 5.4 – Uma rede estática com N usuários pode ser construída de tal forma que $\left(\left\lceil \frac{N}{2} \right\rceil + 2\right)$ comprimentos de onda são suficientes para roteamento indiferente de permutações.

Prova: Pode-se provar o teorema simplesmente mostrando construções para o qual ele é válido, tanto para N par quanto N ímpar. Para $N=10$, são necessários sete comprimentos de onda, rotulados de 0 a 6. No caso de $N=11$, oito comprimentos de onda se fazem necessários, e são designados de 0 a 7. Destaca-se que ambas as construções satisfazem as condições do Lema 5.1. Adicionalmente, é possível provar que um limitante inferior para uma rede estática com roteamento indiferente é de $\left(\left\lceil \frac{N}{2} \right\rceil + 1\right)$, sem entretanto fornecer uma construção explícita.

$$\text{Para } N=10, \text{ temos } C(10) = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 6 & 4 & 3 & 2 & 1 & 5 \\ 1 & 1 & 1 & 6 & 0 & 4 & 3 & 2 & 5 & 1 \\ 2 & 2 & 6 & 1 & 0 & 4 & 3 & 5 & 2 & 2 \\ 3 & 6 & 2 & 1 & 0 & 4 & 5 & 3 & 3 & 3 \\ 6 & 3 & 2 & 1 & 0 & 5 & 4 & 4 & 4 & 4 \\ 4 & 3 & 2 & 1 & 5 & 0 & 0 & 0 & 0 & 6 \\ 4 & 3 & 2 & 5 & 1 & 1 & 1 & 1 & 6 & 0 \\ 4 & 3 & 5 & 2 & 2 & 2 & 2 & 6 & 1 & 0 \\ 4 & 5 & 3 & 3 & 3 & 3 & 6 & 2 & 1 & 0 \\ 5 & 4 & 4 & 4 & 4 & 6 & 3 & 2 & 1 & 0 \end{pmatrix};$$

$$\text{Para } N=11, \text{ temos } C(11) = \begin{pmatrix} 7 & 7 & 7 & 7 & 7 & 7 & 7 & 7 & 7 & 7 & 5 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 6 & 4 & 3 & 2 & 1 & 5 & 7 \\ 1 & 1 & 1 & 6 & 0 & 4 & 3 & 2 & 5 & 1 & 7 \\ 2 & 2 & 6 & 1 & 0 & 4 & 3 & 5 & 2 & 2 & 7 \\ 3 & 6 & 2 & 1 & 0 & 4 & 5 & 3 & 3 & 3 & 7 \\ 6 & 3 & 2 & 1 & 0 & 5 & 4 & 4 & 4 & 4 & 7 \\ 4 & 3 & 2 & 1 & 5 & 0 & 0 & 0 & 0 & 6 & 7 \\ 4 & 3 & 2 & 5 & 1 & 1 & 1 & 1 & 6 & 0 & 7 \\ 4 & 3 & 5 & 2 & 2 & 2 & 2 & 6 & 1 & 0 & 7 \\ 4 & 5 & 3 & 3 & 3 & 3 & 6 & 2 & 1 & 0 & 7 \\ 5 & 4 & 4 & 4 & 4 & 6 & 3 & 2 & 1 & 0 & 7 \end{pmatrix}.$$

Define-se *tráfego* τ como um conjunto de conexões que devem ser roteadas concorrentemente. O conjunto dos tráfegos é representado por T . Nos modelos considerados anteriormente, T é o conjunto de todas as conexões da forma $\{(0, d_0), (1, d_1), \dots, (N-1, d_{N-1})\}$, onde $(d_0, d_1, \dots, d_{N-1})$ é uma permutação de $(0, 1, \dots, N-1)$.

Lema 5.2 – Uma rede estática que suporta um conjunto T de tráfegos deve usar no mínimo $W \geq |T|^{1/2N}$ comprimentos de onda se T for um subconjunto do conjunto de tráfegos de permutação.

Prova: Para um tráfego de permutação com N usuários e W comprimentos de onda, tem-se W^{2N} estados de sintonização. Como cada estado de sintonização suporta no máximo uma permutação e o número de permutações contidas em T é $|T|$ (lê-se dimensionalidade de T), deve-se ter:

$$W^{2N} \geq |T| \quad \rightarrow \quad W \geq |T|^{1/2N}$$

Destaca-se que para o tráfego de permutação, $|T| = N!$.

Existe uma forma particular de organizar os N nós de uma rede estática em K grupos disjuntos de K usuários cada um. Assim sendo, $N = K^2$.

Considera-se o conjunto de tráfegos consistindo de todos os tráfegos onde exatamente um transmissor (respectivamente receptor) em cada grupo está conectado a somente um receptor (respectivamente transmissor) no mesmo ou em outro grupo. Esse padrão de tráfego é muitas vezes referenciado como *tráfego de Santa Barbara* [Bar93]. Sua matriz de tráfego caracteriza-se por ser dividida em N submatrizes $K \times K$ nas quais apenas um elemento pode estar presente em cada uma delas, conforme exemplificado pela matriz T_{SB} para $K=3$.

$$T_{SB} = \begin{array}{c} \begin{array}{ccc|ccc|ccc} 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 & 9 \\ \hline & X & & & & & & & \\ & & & & & X & & & \\ & & & & & & & X & \\ \hline & & X & & & & & & \\ & & & X & & & & & \\ & & & & & & & & X \\ \hline X & & & & & & & & \\ & & & & X & & & & \\ & & & & & & X & & \\ \hline \end{array} \begin{array}{c} 1 \\ 2 \\ 3 \\ 4 \\ 5 \\ 6 \\ 7 \\ 8 \\ 9 \end{array} \end{array}$$

Teorema 5.5 – Em uma rede estática com $N = K^2$ usuários, o padrão de tráfego de Santa Barbara pode ser suportado caso a rede disponha de pelo menos $W \geq \sqrt{N}/e$ comprimentos de onda.

Prova: Em primeiro lugar deve-se estabelecer que o conjunto de tráfegos T especificado é um subconjunto do conjunto de tráfegos de permutação. Deste modo é possível aplicar o Lema 5.2, restando apenas determinar a dimensionalidade $|T|$ do tráfego descrito.

Considera-se inicialmente o primeiro grupo de K transmissores e os receptores nos K grupos conectados a eles. Em cada grupos, há K maneiras diferentes de se escolher um receptor para os K diferentes transmissores. Existem também K combinações entre os grupos de transmissores e receptores, resultando em um número total de $K^K \cdot K!$ maneiras nas quais os transmissores no primeiro grupo e os receptores nos K grupos que com eles se associam podem ser escolhidos.

Considera-se agora o segundo grupo de transmissores e os receptores nos K grupos conectados a eles. Em cada grupo, os receptores podem ser escolhidos de $K-1$ maneiras, uma vez que os receptores que já estão sintonizados com os transmissores do primeiro grupo devem ser excluídos. A combinação entre transmissores e receptores pode ser

novamente feita de $K!$ maneiras. Deste modo, $(K-1)^K \cdot K!$ é o número de maneiras diferentes que os transmissores do segundo grupo podem ser associados a receptores nos K grupos.

Pode-se generalizar esse raciocínio para os transmissores do i -ésimo grupo, que podem ser associados aos receptores de $(K-i+1)^K \cdot K!$ maneiras diferentes.

Seguindo essa idéia, encontra-se condições para calcular a dimensionalidade do tráfego de Santa Barbara:

$$|T| = \{K^K \cdot K!\} \{(K-1)^K \cdot K!\} \{(K-2)^K \cdot K!\} \dots \{1^K \cdot K!\} = (K!)^{2K}.$$

É possível então aplicar o Lema 5.2 para encontrar o número de comprimentos de onda necessários:

$$W \geq |T|^{\frac{1}{2N}} = (K!)^{\frac{K}{N}}.$$

Aplicando-se a Fórmula de Stirling:

$$W \geq \left(\frac{K}{e}\right)^{\frac{K^2}{N}} = \left(\frac{K}{e}\right)^{\frac{N}{N}} = \frac{K}{e} = \frac{\sqrt{N}}{e}.$$

Esse resultado entretanto consiste em um limitante inferior, que não necessariamente reflete uma construção prática. A melhor rede estática conhecida capaz de suportar o tráfego de Santa Barbara emprega $K = \sqrt{N}$ comprimentos de onda e pode ser descrita pela matriz de conectividade composta de submatrizes conforme a exemplificada abaixo:

$$S_c = \begin{bmatrix} 1 & 2 & \dots & K-1 & K \\ 2 & 3 & \dots & K & 1 \\ \cdot & \cdot & \dots & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \dots & \cdot & \cdot \\ K & 1 & \dots & K-2 & K-1 \end{bmatrix}.$$

De posse de todos esses resultados, pode-se concluir que as melhores redes estáticas conhecidas não são adequadamente escaláveis para valores razoáveis de N , ou seja, elas necessitam de uma quantidade de comprimentos de onda que corresponda a uma grande fração de N . Necessita-se portanto da utilização de chaves ou conversores dinâmicos de comprimento de onda para viabilizar a escalabilidade da rede.

5.3 – Sumário dos Resultados

Apresenta-se a seguir a Tabela 5.1, onde estão compreendidos todos os resultados relacionados neste capítulo. Vale notar que os limitantes superiores para os tráfegos *offline* e *online* de permutação introduzidos nos Teoremas 5.2 e 5.3 foram reescritos de modo a serem apresentados sob a forma de uma única equação.

Os capítulos seguintes trarão uma extensa análise do número de comprimentos de onda necessários para atendimento de requisições de caminhos ópticos em redes reconfiguráveis sem bloqueio, com particular ênfase àquelas com topologia em anel.

<i>Tráfegos</i>		<i>Limitante Inferior</i>	<i>Limitante Superior</i>
P E R M U T A Ç Õ E S	Roteamento Indiferente	$\left\lceil \frac{N}{2} \right\rceil + 1$	$\left\lceil \frac{N}{2} \right\rceil + 2$
	<i>Offline</i>	$(N!)^{\frac{1}{2N}} \geq \sqrt{\frac{N}{e}}$	$\sqrt{2N \lceil 2 \log_2 (\sqrt{2N}) \rceil}$
	<i>Online</i>		$\left\lceil \sqrt{\frac{N}{\log_2 N}} \right\rceil \lceil 32 \log_2 N \rceil$
	Tráfego de “Santa Barbara”	$(N!)^{\frac{1}{2N}} \geq \frac{\sqrt{N}}{e}$	$\sqrt{N}$

Tabela 5.1 – Sumário dos resultados apresentados neste capítulo.

Capítulo VI – Redes Ópticas Reconfiguráveis: Atendimento à Demanda Offline

Este capítulo é dedicado ao estudo das redes reconfiguráveis frente à demanda offline por caminhos ópticos. Serão derivados resultados para várias topologias, chegando à importante conclusão que principalmente em anéis a adição de convertibilidade de comprimentos de onda não é crucial para a economia de comprimentos de onda.

6.1 – Caso Geral

As redes de caminhos ópticos podem ser projetadas para atender a uma demanda já prevista de antemão. Assim sendo, o projetista já conhece *a priori* todas as requisições por caminhos ópticos que a rede irá sofrer, o que irá contribuir para a otimização dos recursos a serem alocados. Nesta seção será derivado um limitante para o número de chaves (ou estados de chaveamento), ou equivalentemente, o número de comprimentos de onda necessários para tais redes, conforme será visto no Teorema 6.1 [RS98].

Teorema 6.1 – Uma rede reconfigurável com roteamento por comprimento de onda e N usuários que suporta roteamento (rearranjável e sem bloqueio) *offline* de um conjunto T que é um subconjunto do conjunto de tráfegos de permutação e possui S estados de chaveamento e W comprimentos de onda deve satisfazer:

$$SW^{2N} \geq |T|.$$

Equivalentemente:

$$W \geq \left(\frac{|T|}{S} \right)^{1/2N} \quad \text{ou} \quad S \geq \frac{|T|}{W^{2N}}.$$

Prova: Um estado de chaveamento é qualquer configuração das chaves e conversores de comprimento de onda utilizados a rede. Por exemplo, se a rede utiliza k chaves 2×2 (que possui dois estados possíveis, como visto na Figura 6.1) e nenhum conversor de comprimento de onda, $|S| = 2^k$. Em qualquer estado de chaveamento, a rede

reconfigurável se comporta como uma rede estática. Já que a rede suporta $|T|$ tráfegos utilizando todos os S estados de chaveamento, ela deve suportar pelo menos $\frac{|T|}{S}$ tráfegos em pelo menos um estado de chaveamento. Aplicando-se o Lema 5.2 à rede estática correspondente a qualquer um desses estados de chaveamento, obtém-se o teorema.

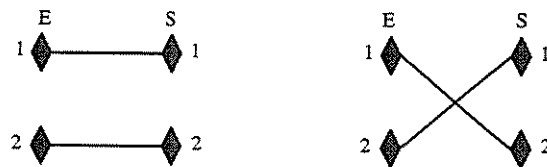


Figura 6.1 – Dois estados possíveis para a relação entre as entradas (E) e saídas (S) em uma chave 2x2.

Dado um número de comprimentos de onda, o Teorema 6.1 fornece um limitante inferior para o número de estados de chaveamento e vice-versa. Como no caso das redes estáticas, várias tentativas têm sido feitas para se chegar cada vez mais próximo desses limitantes com construções reais.

6.2 – Caminhos Ópticos Direcionados e Não-Direcionados.

Dada uma topologia de rede e um conjunto de requisições de caminhos ópticos fim a fim, deve-se determinar rotas e comprimentos de onda para as requisições utilizando para tanto o número mínimo de comprimentos de onda.

Considera-se aqui o problema apenas para o caso de redes e caminhos ópticos “não-direcionados”. Isso equivale a assumir que todos os nós da rede são interconectados por pares de fibra unidirecionais em direções opostas entre nós, e que todos os caminhos ópticos estabelecidos são bidirecionais, com a mesma rota e comprimento de onda alocados para ambas as direções do caminho óptico.

Trabalhar com caminhos ópticos não-direcionados simplifica a operação da rede principalmente a nível de gerência e controle. Entretanto, é possível economizar comprimentos de onda considerando-se outras combinações de redes e caminhos ópticos (direcionados ou não). Na Figura 6.2, em (a) trabalha-se com caminhos ópticos não-

direcionados; em (b), temos caminhos ópticos direcionados (como há duas fibras em cada enlace, pode-se utilizar duas vezes o mesmo comprimento de onda no segmento de reta que representa este enlace). A primeira situação utiliza 50% a mais de comprimentos de onda que a segunda. Pode-se demonstrar que essa é a economia máxima que se pode alcançar com o uso de caminhos ópticos direcionados. Entretanto, a maioria do tráfego tratado por camadas superiores à óptica é de natureza *full duplex*, como por exemplo o tráfego SONET/SDH. Portanto, não há grandes prejuízos ao se trabalhar com caminhos ópticos não-direcionados, pois os operadores das redes irão preferir alocar a mesma rota e comprimento de onda para os caminhos ópticos por simplicidade operacional.

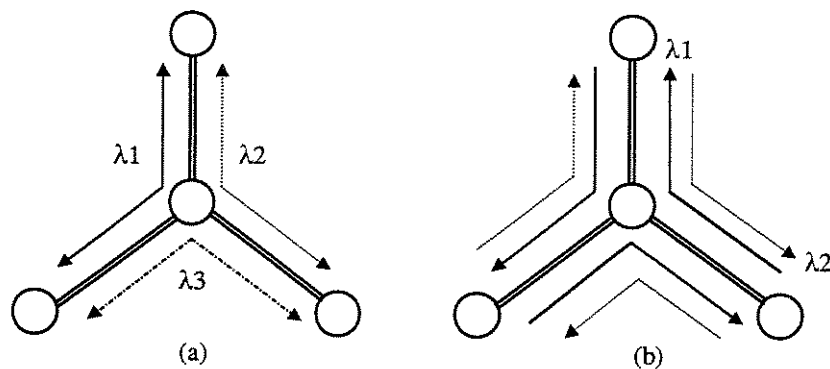


Figura 6.2 - Situações que demonstram a economia de comprimentos de onda ao se trabalhar com caminhos ópticos direcionados.

6.3 – Condições Para Alocação de Comprimentos de Onda

Em alguns casos, como o roteamento por menor caminho em anéis que será visto na Seção 6.5.3, a rota a se perfazer já é estabelecida, restando o problema da alocação de comprimento de onda (WA – *wavelength assignment*), que deve obedecer às seguintes restrições:

1. Dois caminhos ópticos não devem possuir o mesmo comprimento de onda alocado em um dado enlace.
2. Se não houver conversão de comprimento de onda disponível, o caminho óptico deve ter o mesmo comprimento de onda alocado em todos os enlaces desde a origem até o destino.

Como já definido nos capítulos anteriores, a carga L corresponde ao $\max_i l_i$, onde l_i é o número de caminhos ópticos em um enlace i . Em princípio, de acordo com a primeira restrição, necessita-se de pelo menos L comprimentos de onda para atender ao conjunto de requisições de caminhos ópticos. Se a rede dispuser de conversão completa de comprimento de onda, o problema de alocação deste torna-se trivial, pois os mesmos L comprimentos de onda são suficientes para atender à demanda. Sem conversão, o número de comprimentos de onda necessários é visivelmente maior.

6.4 – Relações com a Colorização de Grafos

O problema de alocação de comprimentos de onda considerado anteriormente é equivalente ao problema de colorir nós em um grafo, descrito a seguir [RS98]:

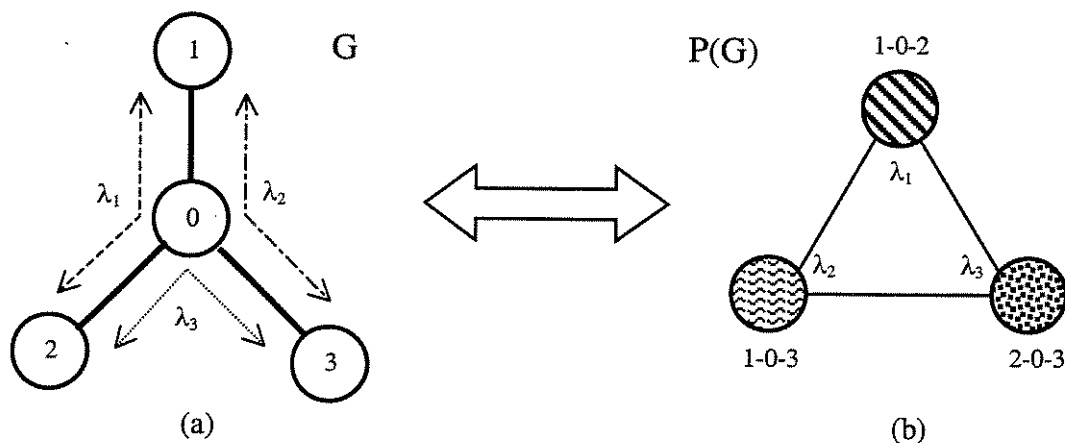


Figura 6.3 - Rede óptica e seu respectivo grafo de caminhos.

O grafo na Figura 6.3(a) representa os nós em uma rede com enlaces de fibra óptica entre eles. Já o grafo na Figura 6.3(b) representa o conjunto de caminhos ópticos de G , denominado grafo de caminhos de G , representado por $P(G)$ e construído da seguinte forma: cada nó em $P(G)$ corresponde a um caminho em G , e são interconectados se os caminhos correspondentes em G compartilham um enlace de fibra.

Resolver o problema de alocação de comprimento de onda corresponde então ao clássico problema de colorir os nós do grafo de modo que nós adjacentes não compartilhem

a mesma cor, minimizando o número total de cores. O número de cores necessário para preencher o grafo $P(G)$ é chamado de *número cromático* do grafo, e corresponde ao mínimo número de comprimentos de onda necessário para executar o roteamento desejado. Trata-se de um problema complexo, com algoritmos rápidos somente para algumas classes de grafos especiais. Caso contrário, se $P(G)$ possuir mais do que alguns poucos nós, pode-se apenas encontrar soluções aproximadas.

6.5 – Aplicação do Modelo de Carga Máxima no Problema de Alocação de Rota e Comprimento de Onda.

6.5.1 – Topologias Genéricas

Considerando uma rede óptica com topologia genérica, enuncia-se o Teorema 6.2:

Teorema 6.2 – Dado o roteamento de um conjunto de caminhos ópticos com carga L em uma rede G com M enlaces (ramos) e com o número máximo de *hops* (enlaces percorridos pelo caminho) em um caminho óptico sendo D , o número de comprimentos de onda suficientes para satisfazer esta requisição é:

$$W \leq \min[(L-1)D+1, (2L-1)\sqrt{M}-L+2].$$

Prova: Cada caminho óptico pode interceptar no máximo $(L-1)D$ outros caminhos ópticos. Logo, o máximo grau do grafo de caminhos $P(G)$ é $(L-1)D$. Qualquer grafo com máximo grau Δ pode ser colorido utilizando-se $\Delta+1$ cores por um algoritmo simples. Portanto, o grafo de caminhos pode ser colorido utilizando-se $(L-1)D+1$ cores, daí $W \leq (L-1)D+1$.

Para a prova do restante do teorema, suponha que existem K caminhos ópticos com comprimento maior ou igual a $\sqrt{M}$ *hops* (o número de *hops* corresponde ao número de enlaces abrangido pelo caminho óptico desde o nó de origem até o nó de destino). A carga média devido a esses caminhos ópticos em cada enlace é:

$$\frac{K\sqrt{M}}{M} \leq L,$$

de modo que $K \leq L\sqrt{M}$. Aloca-se então $L\sqrt{M}$ comprimentos de onda à parte para esses caminhos ópticos. Em seguida, consideramos os comprimentos de onda de comprimento menor ou igual a $(\sqrt{M} - 1)$ hops. Cada um desses intercepta-se com no máximo $(L-1)(\sqrt{M} - 1)$ outros caminhos ópticos, e portanto necessitará de no máximo $(L-1)(\sqrt{M} - 1) + 1$ comprimentos de onda adicionais. Temos então:

$$W \leq L\sqrt{M} + (L-1)(\sqrt{M} - 1) + 1 = (2L-1)\sqrt{M} - L + 2,$$

o que comprova o teorema.

6.5.2 – Topologias Unifilares

A topologia unifilar é a forma mais simples de interconexão entre um conjunto de nós. Para uma topologia deste tipo, o problema de alocação de rota já é resolvido de antemão, pois há apenas uma rota possível, restando a questão da alocação de comprimento de onda.

Considerando a topologia unifilar vista na Figura 6.4, pode-se aplicar o algoritmo espaço-sequencial descrito a seguir para resolver o problema WA utilizando L comprimentos de onda. O algoritmo é chamado ganancioso (*greedy*) por nunca voltar atrás e modificar um comprimento de onda que já tenha sido utilizado quando estiver alocando um comprimento de onda para um novo intervalo.

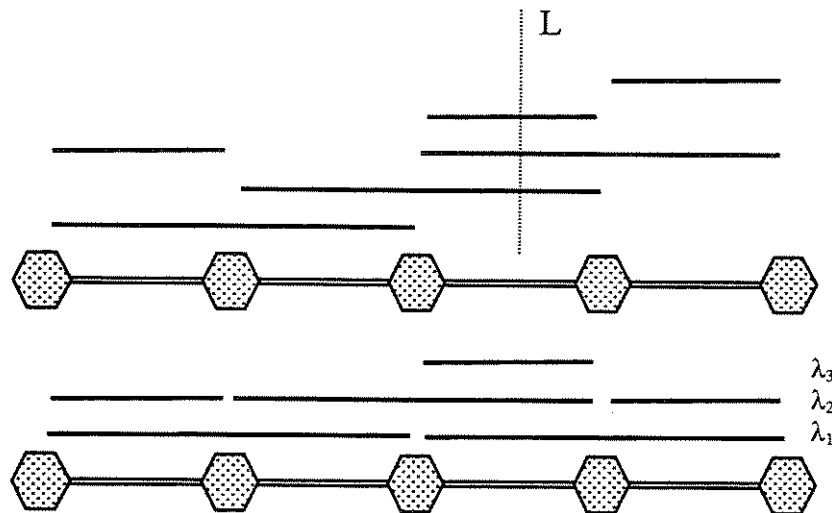


Figura 6.4 - Conjunto de requisições de caminhos ópticos e respectivos comprimentos de onda para uma topologia unifilar.

A Figura 6.4 mostra uma rede unifilar com um conjunto de caminhos ópticos a serem roteados, também chamado grafo de intervalos, e a alocação de comprimentos de onda feita pelo Algoritmo 6.1 [Wald98].

Algoritmo 6.1 : Algoritmo de alocação espaço-sequencial.

1 - Enumerar os comprimentos de onda de 1 a L. Começar com o primeiro caminho óptico à partir da esquerda e designá-lo o comprimento de onda 1.

2 - Prosseguir ao próximo caminho óptico começando da esquerda e alocar o comprimento de onda de menor número possível, até que todos os caminhos ópticos tenham seus comprimentos de onda alocados.

6.5.3 – Anéis Sem Conversão

A topologia em anel é provavelmente a mais importante a ser considerada especificamente. Esta topologia tem sido adotada por numerosos padrões (FDDI, SONET), e espera-se que as primeiras redes WDM sejam implementadas como anéis.

Tradicionalmente, os problemas de alocação de rota e de comprimento de onda são tratados separadamente. Isso se deve principalmente a três motivos:

- a) Os usuários e/ou operadores devem pleitear o controle do roteamento com vistas a dar suporte a mecanismos de proteção contra falhas. Por exemplo, se dois caminhos são estabelecidos, sendo um deles reserva do outro, deve-se escolher rotas distintas entre origem e destino;
- b) Algumas limitações adicionais da camada física, tais como o atraso máximo de propagação fim a fim, podem exigir que um determinado caminho óptico utilize a rota mais curta das duas possíveis em um anel;
- c) Soluções computacionalmente eficientes para o problema combinado de alocação de rota e comprimento de onda que aloque recursos de forma otimizada não são plausíveis nem mesmo para os casos estáticos mais simples.

Assim sendo, em um anel de caminhos ópticos, deve-se necessariamente escolher uma rota para a conexão antes de proceder-se à solução do problema de alocação de comprimento de onda. Nos anéis, há duas rotas possíveis para cada caminho óptico, uma

em cada sentido de rotação. Pode-se aplicar algoritmos que efetuam o roteamento com a menor carga possível $L_{\min}$. Uma alternativa mais simples é efetuar o roteamento pelo menor caminho, o que no entanto leva a uma carga maior, conforme quantificado a seguir [GSKR97].

Considerando um conjunto de requisições por caminhos ópticos para os quais apenas o par origem-destino é dado, sem que a rota seja estabelecida, prova-se que o roteamento por caminho mais curto no anel leva a uma carga máxima de L_{curto} que é de no máximo duas vezes maior que o valor da carga ótima.

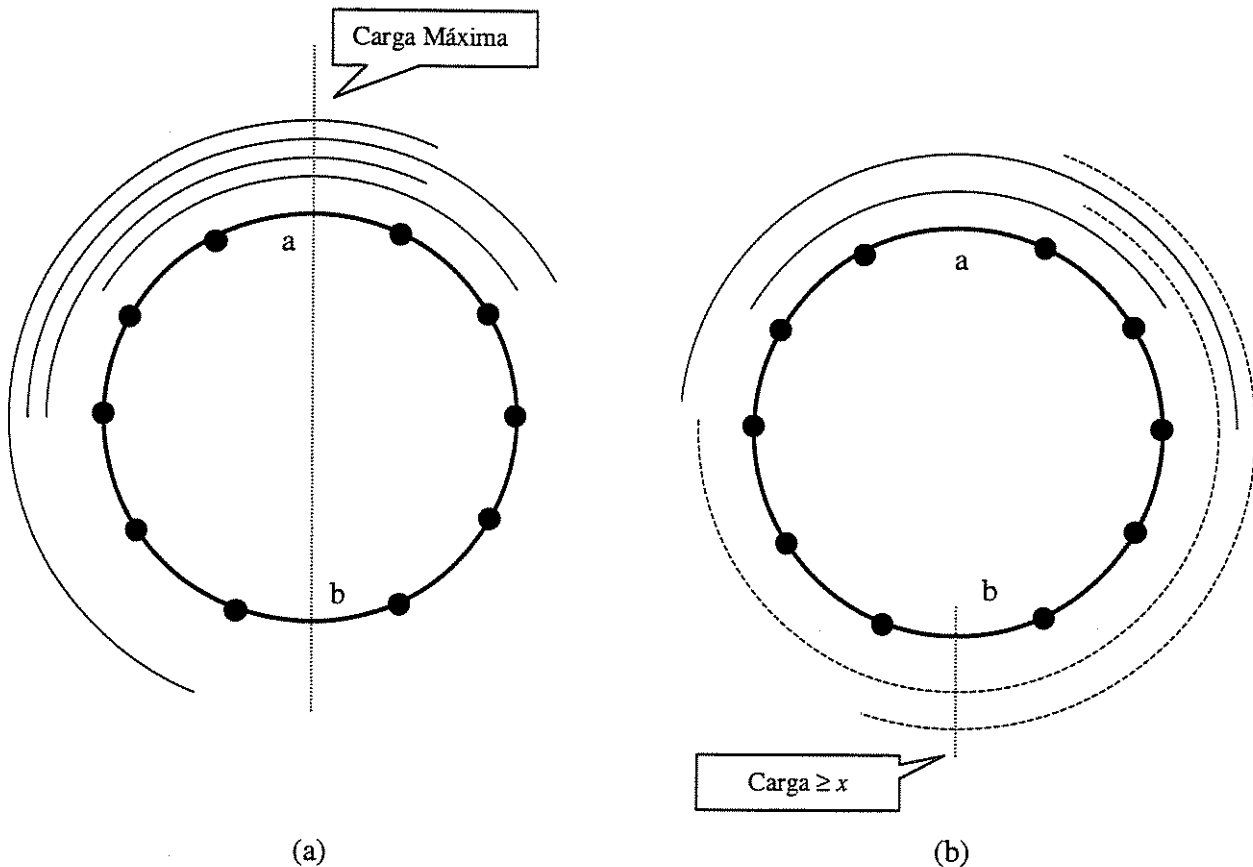


Figura 6.5 – Padrão de tráfego em um anel de 10 nós. (a) Roteamento por menor caminho. (b) O padrão de roteamento após o desvio de x caminhos pela rota alternativa em torno do anel.

A variável L_{curto} denota a carga máxima para o caso de qualquer configuração de caminhos ópticos (mesmo após a desativação de alguns, no caso dinâmico) produzida por roteamento pelo caminho mais curto no anel. Referindo-se à Figura 6.5, considera-se no

enlace a com carga máxima L_{curto} . Considera-se também o enlace b diametralmente oposto ao enlace a no anel. Já que todos os enlaces que atravessam o enlace a são roteados pelo menor caminho possível, nenhum deles atravessa o enlace b , caso contrário elas atravessariam mais do que metade do anel. Portanto, em qualquer solução que deixe de rotear x desses caminhos ópticos pelo enlace a , esses x caminhos devem passar pelo enlace b , elevando a carga de b para x . Segue então que a carga máxima em qualquer solução não pode ser reduzida a menos que $\frac{L_{\text{curto}}}{2}$ mudando-se o padrão de roteamento de algumas das requisições para as rotas alternativas no anel, o que prova que o roteamento por menor caminho não é muito pior que o roteamento ótimo, estando em desvantagem por um fator de no máximo 2.

O problema conjunto de alocação de rota e comprimento de onda sem conversão é complexo até mesmo em anéis. Pode-se entretanto obter-se bons limitantes, conforme enunciado nos teoremas a seguir [RS98]:

Teorema 6.3 – Dado um conjunto de requisições de caminhos ópticos e um padrão de roteamento, a alocação de comprimentos de onda sem conversão nos nós pode ser feita com $2L - 1$ comprimentos de onda.

Prova: Deve-se inicialmente determinar o nó do anel com o mínimo número de caminhos ópticos passando através dele, sem contabilizar os caminhos que se originam e são terminados no nó. Em seguida, corta-se o anel neste ponto, conforme visto na Figura 6.6 (a). Pode-se aplicar o Algoritmo 6.1 para efetuar a alocação de comprimentos de onda na rede com topologia unifilar obtida, mostrada na Figura 6.6 (b), utilizando para tanto L comprimentos de onda desconsiderando os caminhos que atravessam o nó de corte. Em seguida, deve-se lidar com esses caminhos, alocando l comprimentos de onda adicionais. O total de comprimentos de onda requeridos é então $L + l$. Para qualquer roteamento empregado, há um nó no anel onde $l \leq L - 1$. Para verificar isso, supõe-se que todos os nós possuem ao menos L caminhos fluindo através deles. Vamos supor que um caminho termine em um nó x . Sendo y o nó adjacente a x neste caminho, o enlace xy deve possuir uma carga de pelo menos $L + 1$, o que é uma contradição.

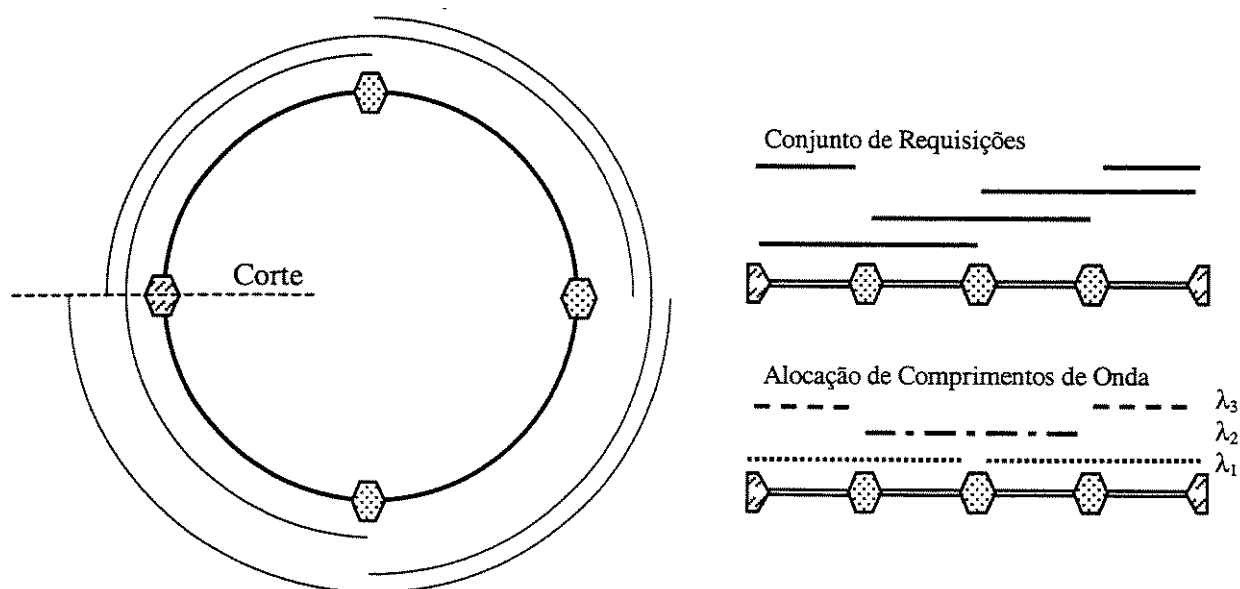


Figura 6.6 - Alocação de comprimento de onda em uma rede em anel.

Adicionalmente, é possível mostrar que $2L-1$ além de suficientes, também são necessários [Wald98]. A Figura 6.7 ilustra um anel nessa situação para o caso de $L=2$, onde o anel requer 3 comprimentos de onda para atender a essa demanda.

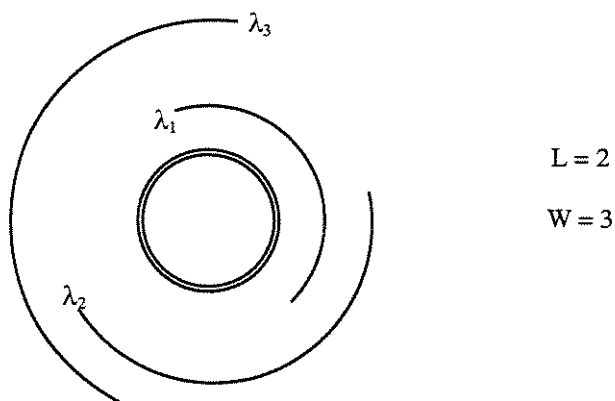


Figura 6.7 – Prova da necessidade de $2L-1$ caminhos ópticos para o roteamento *offline* de requisições no anel sem bloqueio.

Pode-se ainda afirmar que situações de tráfego que requeiram $2L-1$ comprimentos de onda são muito raras. Se em um padrão de tráfego não houver três caminhos ópticos que cubram o anel inteiro, apenas $1,5L$ comprimentos de onda são suficientes para perfazer a alocação de comprimento de onda [RS98]. Isso mostra que o modelo sem bloqueio para o pior caso superdimensiona a rede.

6.5.4 – Anéis Com Conversão Esparsa ou Limitada

Avalia-se agora o ganho devido a capacidades esparsas e/ou limitadas de conversão de comprimentos de onda nos nós. Por conversão esparsa, entende-se aquela que não está presente em todos os nós da rede. Conversão limitada é aquela onde não há possibilidade de converter um dado comprimento de onda em todos os comprimentos de onda disponíveis, sendo usualmente caracterizada por um fator d (Seção 3.2). Se a capacidade de conversão for total, pode-se suportar todas as requisições com carga L menor ou igual a W . Pode-se chegar próximo a esse resultado com capacidades de conversão bem mais modestas, conforme visto a seguir [RS98].

Teorema 6.4 – Considerando-se uma rede em anel que possua capacidade total de conversão de comprimento de onda em um nó e nenhuma capacidade nos outros, pode-se suportar todas as requisições por caminhos ópticos com carga L menor ou igual a W .

Prova: Supondo que o nó de corte escolhido seja adjacente ao enlace crítico, isto é, aquele na qual o número de caminhos ópticos presentes corresponde à carga. Se não houvesse nenhuma capacidade de conversão, teríamos $W = L + l$, onde l refere-se aos caminhos ópticos que atravessam o nó de corte. Entretanto, se houver capacidade total de conversão no nó de corte, todos os l caminhos ópticos que o atravessam podem ser encaixados nos L comprimentos de onda disponíveis no enlace crítico.

A capacidade limitada de conversão de comprimento de onda também melhora significativamente a carga suportada em muitas configurações de rede, conforme visto a seguir.

Teorema 6.5 – Considerando a rede em anel mostrada abaixo com conversão fixa de comprimento de onda em um nó, onde o comprimento de onda i é convertido no

comprimento de onda $(i+1) \bmod W$, e sem conversão nos outros nós. Esta rede pode suportar todas as requisições por caminhos ópticos com carga L utilizando para tanto $W = L+1$ comprimentos de onda.

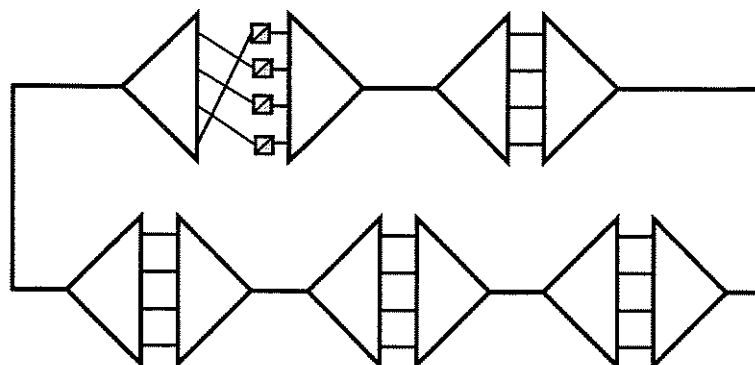


Figura 6.8 - Rede em anel descrita no Teorema 5.5.

Adicionalmente, pode-se afirmar que se esta rede possuir capacidade de conversão limitada com $d=2$ em dois nós é possível melhorar este resultado para $W \geq L$.

6.6 – Sumários dos Resultados

A Tabela 6.1 mostrada abaixo resume todos os resultados apresentados neste capítulo em termos de número de comprimentos de onda suficientes para evitar o bloqueio de requisições das diversas topologias frente à demanda *offline* por caminhos ópticos.

<i>Topologia da Rede</i>	<i>Limitante Inferior</i>	<i>Limitante Superior</i>
Genérica sem conversão	$\left(\frac{ T }{S}\right)^{1/2N}$	$\min[(L-1)D+1, (2L-1)\sqrt{M}-L+2]$
Genérica com conversão plena	L	L
Unifilar sem conversão	L	L
Anéis sem conversão	$2L-1$	$2L-1$
Anéis com conversão plena (1 nó)	L	L
Anéis com conversão fixa (1 nó)	$L+1$	$L+1$

Tabela 6.1 – Resultados de redes de diversas topologias frente à demanda *offline*.

Capítulo VII – Redes Ópticas Reconfiguráveis: Atendimento à Demanda Online

Neste capítulo serão derivados resultados relativos às redes ópticas reconfiguráveis frente à demanda online por caminhos ópticos, ou seja, aquela onde as requisições devem ser acomodadas à medida em que vão surgindo. Mais uma vez, será dada ênfase nas análises às redes com topologia em anel.

7.1 – Considerações Gerais

Diferentemente do tráfego *offline*, as requisições por caminhos ópticos em uma demanda de tráfego *online* devem ser atendidas em uma sequência temporal, e não espacial. Portanto, imagina-se que o número de comprimentos de onda necessários neste caso para o atendimento de uma demanda de tráfego com carga L seja superior ao do caso *offline* ($W = L$ para a topologia unifilar e $W = 2L - 1$ para o anel sem conversão). De fato, esse tipo de demanda implica nos piores casos para o aumento do número de comprimentos de onda necessários W , conforme pode ser exemplificado na Figura 7.1 [Wald98].

A Figura 7.1 mostra uma rede com topologia unifilar na qual as requisições por caminhos ópticos com carga $L = 3$ e que chegam na seguinte ordem temporal: a, b, c, d, e e f . Para o caso *offline*, visto na Figura 7.1 (a), pode-se utilizar o algoritmo espaço-sequencial abordado no capítulo anterior, agrupando todos os caminhos e alocando comprimentos de onda da esquerda para a direita pela ordem das origens, resultando em $W = L = 3$.

Para o caso *online* de caminhos permanentes, visto na Figura 7.1 (b), utiliza-se uma estratégia de alocação conhecida como algoritmo “*first-fit*”, ou algoritmo de alocação prioritária, que consiste em alocar um comprimento de onda já utilizado na rede sempre que possível. Para isso, o algoritmo testa a disponibilidade do primeiro comprimento de onda, do segundo e assim sucessivamente, até encontrar um deles livre. Intuitivamente, pode-se claramente perceber que trata-se de uma estratégia parcimoniosa de alocação, pois seu emprego aumenta a probabilidade da requisição encontrar um comprimento de onda livre a cada instante.

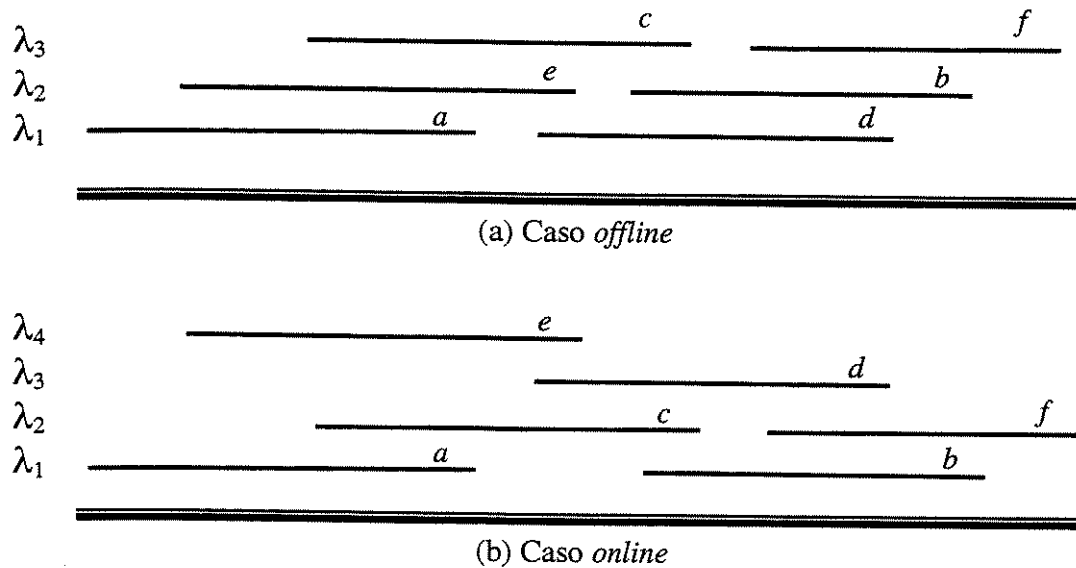


Figura 7.1 – Diferenças entre a alocação nos regimes *offline* e *online* para o mesmo conjunto de requisições por caminhos ópticos.

A Figura 7.1 mostra que a demanda de tráfego *online* implicou na necessidade de um comprimento de onda a mais para evitar o bloqueio. Para generalizar esse resultado, de modo a obter um número suficiente de comprimentos de onda para atender a todas as requisições por caminhos ópticos permanentes limitadas apenas pela carga máxima L , apresenta-se na próxima seção uma estratégia conhecida como *algoritmo das prateleiras*.

7.2 – Demanda *Online* Por Caminhos Permanentes

Na seção anterior, verificou-se que a demanda *online* por caminhos ópticos exige da rede um aumento nos recursos necessários (leia-se número de comprimentos de onda) para atender as requisições de tráfego quando em comparação à demanda *offline*.

Tendo em vista a quantificação deste aumento, apresenta-se nesta seção um procedimento de alocação de modo a obter-se um número suficiente de comprimentos de onda para atender a todas as requisições legais (que respeitem a restrição de carga

máxima L) de caminhos ópticos. A essa estratégia, atribui-se a denominação de *algoritmo das prateleiras*.

Vale lembrar que esse procedimento é válido para o tráfego *online* dito incremental, isto é, aquele que consiste de caminhos ópticos que uma vez estabelecidos nunca são finalizados. Essa modalidade de tráfego *online* também é conhecida como de caminhos permanentes. O caso de tráfego *online* com caminhos voláteis será examinado detalhadamente na próxima seção.

A estratégia consiste no particionamento das requisições por caminhos ópticos em subconjuntos disjuntos de caminhos, onde cada um desses subconjuntos devem ser atendidos por um conjunto finito, distinto e exclusivo de comprimentos de onda. Esse conjunto deve ser o menor possível, tendo em vista a minimização do número suficiente de comprimentos de onda (limitante superior).

7.2.1 – Limitante Superior (Algoritmo das Prateleiras)

A) Anéis sem conversão.

Inicialmente, para esse tipo de rede, deve-se proceder a divisão das requisições de caminhos ópticos que chegam em subconjuntos denominados *prateleiras*, de acordo com as regras algorítmicas listadas a seguir [Wald98]:

- a) Numera-se as prateleiras de 1 a L . Neste estágio (antes de começar a receber requisições por caminhos ópticos), elas estão todas vazias.
- b) Quando da chegada de uma nova requisição legal, testa-se inicialmente a condição para o seu ingresso na prateleira 1, em seguida na prateleira 2 e assim sucessivamente.
- c) Para que uma requisição ingresse na prateleira i , a carga experimentada pelo novo caminho na união de todas as prateleiras de 1 a i (denominada *carga de teste*) deve ser no máximo i . Uma vez que essa condição seja atendida, pode-se ativar o caminho óptico e inseri-lo na prateleira i . Caso contrário, deve-se testar a condição para o seu ingresso na prateleira imediatamente superior $i+1$.

Dado esse algoritmo, pode-se perceber que todas as requisições legais por caminhos ópticos serão atendidas, isto é, serão inseridas em alguma prateleira, pois mesmo que a requisição não seja acomodada em alguma prateleira de 1 até $(L-1)$, ela certamente será inserida na prateleira L (a última), pois a condição para o seu ingresso nessa prateleira coincide com a própria condição de legalidade (carga máxima L na soma de todos os caminhos do enlace) da requisição por caminho óptico.

Neste ponto, cabe destacar que o algoritmo das prateleiras não pode ser usado como teste de legalidade, pois requisições ilegais podem, dependendo da disposição dos outros caminhos ópticos, ser acomodadas em uma das prateleiras. Portanto, o algoritmo das prateleiras só pode ser aplicado quando precedido de um teste de legalidade das requisições.

A seguir serão apresentados alguns lemas fundamentais para a prova do teorema que estabelece um número suficiente de comprimentos de onda para atender à demanda *online* por caminhos ópticos permanentes [Wald98].

Lema 7.1 – No enlace onde o novo caminho experimenta sua carga máxima de teste ao ingressar na prateleira i , essa carga é igual a i .

Prova: Caso a carga de teste seja maior que i , o caminho terá que ser admitido em alguma prateleira superior, pois a condição de ingresso na prateleira i não é satisfeita. Como o algoritmo dita que deve-se testar a condição de aceitação do caminho nas $(i-1)$ prateleiras anteriores a i previamente ao teste de ingresso na prateleira i , se a carga de teste for menor que i , o caminho será inserido em uma das $(i-1)$ prateleiras anteriores.

Lema 7.2 – No enlace onde um novo caminho experimenta a sua carga máxima de teste ao ingressar na prateleira i , ele será sempre único nessa prateleira.

Prova: A prova deste lema é trivial: supondo a existência de um segundo caminho da prateleira i passando por este enlace, a carga de teste experimentada pelo novo caminho teria que ser maior que i , não podendo portanto o caminho em questão ser admitido nesta prateleira.

Lema 7.3 – A carga interna à prateleira 1 é 1.

Prova: Segue das regras algorítmicas que qualquer caminho capaz de elevar a carga interna da prateleira 1 para um valor acima da unidade não poderia ser mais admitido nesta prateleira, pois sua carga de teste seria maior que 1.

O lema enunciado a seguir, o mais importante para o resultado a ser desenvolvido no próximo item, é válido somente para redes com topologia em anel, em contrapartida aos três lemas citados anteriormente, que são válidos para redes com topologia qualquer.

Lema 7.4 – A partir da segunda prateleira, a carga interna de cada prateleira é 2 para redes em anel.

Prova: Para a prova deste lema, recorre-se à Figura 7.2. Supondo que no enlace A passem três caminhos ópticos pertencentes à mesma prateleira, de acordo com o que foi postulado no Lema 7.2, cada um destes caminhos precisa ter um outro enlace onde ele seja solitário em sua prateleira. Assumindo que um caminho tenha este enlace à esquerda de A e o outro à direita, o terceiro caminho não poderia ultrapassar os enlaces onde seus companheiros são solitários, não podendo portanto obedecer ao Lema 7.2 e conseqüentemente não podendo ser admitido nesta prateleira. Em resumo, não há como acomodar enlaces em um anel de modo que cada um seja único em algum enlace (Lema 7.2) ao mesmo tempo em que a carga interna experimentada seja maior que 2.

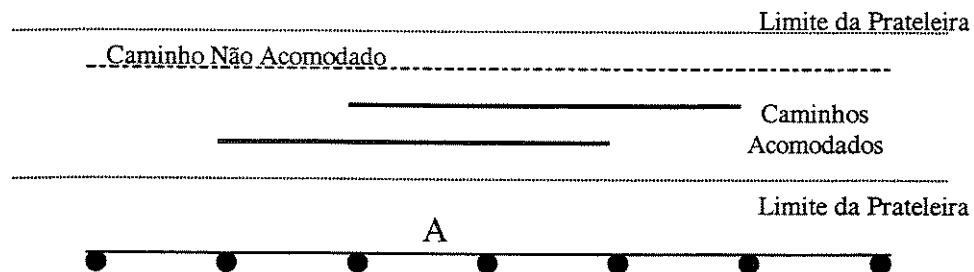


Figura 7.2 – Impossibilidade de elevação da carga interna das prateleiras superiores a valores maiores que 2.

Com vistas a estabelecer um número suficiente de comprimentos de onda para atender todas as requisições *online* por caminhos ópticos permanentes, em um anel sem conversão, enuncia-se o seguinte teorema:

Teorema 7.1 – Qualquer demanda de tráfego online de caminhos ópticos permanentes de carga máxima L pode ser atendida com $W = 3L - 2$ comprimentos de onda em uma rede com topologia em anel e sem capacidade de conversão de comprimento de onda nos nós.

Prova: Para a prova deste teorema, deve-se acomodar os caminhos em prateleiras de 1 a L , de acordo com o algoritmo das prateleiras. Um único comprimento de onda pode ser alocado para atender a todos os caminhos ópticos da prateleira 1, pois de acordo com o Lema 7.3 a sua carga interna é 1.

Todas as demais prateleiras têm carga interna 2, de acordo com o Lema 7.4, onde cada um dos caminhos ópticos tem pelo menos um enlace onde ele será sempre solitário, como visto no Lema 7.2. Desse modo, não é permitido que um caminho seja totalmente coberto por outro. Em virtude disso, pode-se classificar os caminhos ópticos de uma prateleira em três tipos distintos, de acordo com a configuração dos outros caminhos no momento da ativação:

- a) caminhos ópticos pioneiros, os primeiros da prateleira a serem ativados em todos os seus enlaces, como mostra a Figura 7.3;

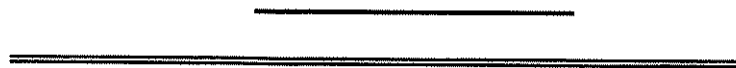


Figura 7.3 – Caminho óptico pioneiro.

- b) caminhos que apresentam superposição em uma de suas extremidades ao serem criados, como visto na Figura 7.4;



Figura 7.4 – Caminho óptico com superposição em uma das extremidades.

- c) caminhos-ponte, aqueles que apresentam superposição nas duas extremidades ao serem ativados, conforme mostrado na Figura 7.5.



Figura 7.5 – Caminho óptico com superposição em ambas as extremidades.

Dentro de uma mesma prateleira, todos os caminhos pioneiros podem ser atendidos por um único comprimento de onda λ_1 . Os caminhos superpostos em uma das extremidades podem ser atendidos por um segundo comprimento de onda λ_2 se a superposição for com λ_1 , ou por λ_1 se a superposição for com λ_2 . Por último, um caminho-ponte pode requerer um terceiro comprimento de onda λ_3 se sua superposição for tanto com λ_1 quanto com λ_2 .

Contabilizando os comprimentos de onda, temos que a primeira prateleira requer um comprimento de onda, e as $(L-1)$ restantes requerem três cada uma, totalizando $1 + 3(L-1) = 3L - 2$ comprimentos de onda.

B) Anéis com conversão limitada.

Neste item, apresenta-se uma versão modificada do algoritmo das prateleiras introduzido anteriormente. Aqui, o algoritmo deve ser projetado para atender a demanda *online* por caminhos ópticos permanentes em redes com capacidade limitada de conversão nos nós. Essa limitação é aferida por um fator d , já definido na Seção 3.2 e que relaciona a convertibilidade de um comprimento de onda que entra em um nó em d comprimentos de onda que o deixam.

A versão modificada do algoritmo visa a derivação de um número suficiente de comprimentos de onda para o atendimento deste tipo de demanda em redes dessa natureza.

Adicionalmente, será mostrada uma implementação de capacidade de conversão de grau $d=2$ utilizando para tanto duas fibras ópticas no anel, levando a um resultado equivalente ao do anel sem conversão frente à demanda de tráfego *offline*.

Propõe-se então as seguintes modificações no algoritmo descrito no item anterior:

- a) Na primeira prateleira, admite-se até d caminhos ópticos, que graças à capacidade de conversão nos nós podem ser atendidos com um único comprimento de onda.
- b) A partir da segunda prateleira, procede-se de forma idêntica ao algoritmo das prateleiras já definido, admitindo carga interna máxima 2 até a prateleira de rótulo $L-d+1$, conforme estabelecido pela Tabela 7.1 abaixo. Graças também à capacidade de conversão de comprimento de onda nos nós, essa carga interna máxima pode ser atendida em cada prateleira com o uso de apenas dois comprimentos de onda.

Prateleira	Carga Interna	Carga Total	Número de λ 's
1	1	d	d
2	2	$d + 1$	2
...	2	...	2
$L - d + 1$	2	L	2

Tabela 7.1 – Disposição dos caminhos ópticos pelo algoritmo das prateleiras modificado.

Contabilizando o número total de comprimentos de onda empregados em todas as prateleiras, temos $d + 2 \cdot (L-d) = 2L-d$ comprimentos de onda suficientes

Teorema 7.2 – Em um anel com capacidade limitada de conversão aferida por um fator $d > 1$, o número de comprimentos de onda suficientes para evitar o bloqueio frente a uma demanda *online* de caminhos é dado por $L + \max(0, L-d)$.

Prova: O resultado advém diretamente do algoritmo das prateleiras modificado para o caso onde há conversão limitada de comprimentos de onda nos nós, reescrevendo o resultado para incluir a restrição que $W=L$ quando o grau de conversão d for maior ou igual a L .

Um exemplo bastante interessante de aplicação deste teorema é o caso do anel com grau de conversão 2 frente a demanda por caminhos ópticos permanentes.

A conversão de grau $d=2$ pode ser implementada em um anel equipando-o com duas fibras ópticas e nós com capacidade de prover a comutação de comprimentos de onda entre uma fibra e outra. Esse tipo de emulação de conversão de comprimento de onda foi explorada na Seção 3.4. Um anel nessas condições está ilustrado na Figura 7.6. Entre cada nó e o seu adjacente, contabiliza-se no total $2W$ comprimentos de onda (W em cada fibra) disponíveis para a alocação das requisições que devem obedecer à restrição de carga máxima $2L$ (L em cada fibra).

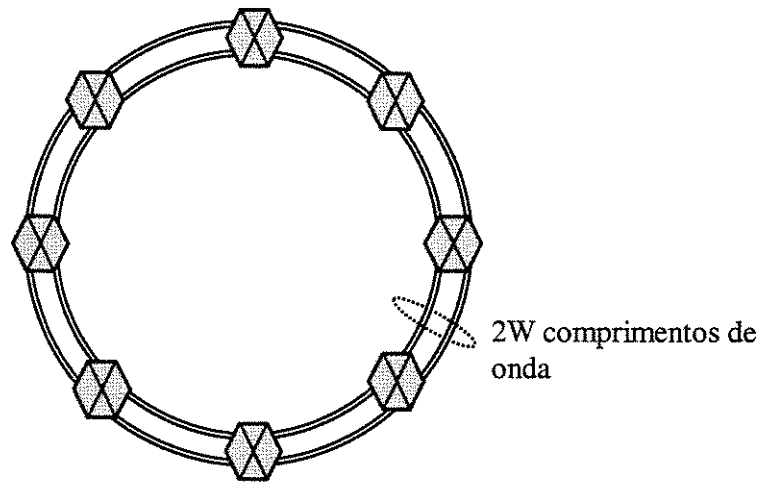


Figura 7.6 – Anel de duas fibras ópticas capaz de emular conversão de comprimentos de onda de grau $d=2$.

Sendo assim, pode-se aplicar o Teorema 7.2 para encontrar o número suficiente de comprimentos de onda para o anel desta forma definido. Como $d>1$, tem-se que:

$$W = L + \max(0, L - d).$$

Assumindo que a carga seja maior que 2, ou seja, $d < L$, pode-se escrever:

$$W = 2L - d = 2L - 2.$$

Para o anel com duas fibras e sem capacidade de conversão como o da Figura 7.6, deve-se substituir os valores de W e L na expressão acima por $2W$ e $2L$, respectivamente:

$$2W = 2(2L) - 2$$

$$W = 2L - 1.$$

Esse resultado é equivalente ao do anel sem conversão frente à demanda *offline* por caminhos ópticos, estabelecido na Seção 6.5. Conclui-se então que é possível eliminar o aumento no número de comprimentos de onda suficientes acarretado pela demanda *online* em relação à *offline* simplesmente empregando duas fibras entre os nós ao invés de apenas uma, desde que os nós disponham da capacidade de comutar caminhos ópticos entre uma fibra e a outra.

7.2.2 – Limitante Inferior

No item anterior, obteve-se $(3L-2)$ como o número de comprimentos de onda suficiente para o atendimento de uma demanda *online* de caminhos permanentes em anéis sem conversão.

Pode-se deduzir pela construção mostrada na Figura 7.7 (para o caso de $L=2$, que pode ser estendida para L qualquer) que esse também é o número necessário, pois existem seqüências de requisições que obrigam qualquer algoritmo a precisar de $(3L-2)$ comprimentos de onda. Isso faz do algoritmo das prateleiras um algoritmo ótimo, pois nenhum outro seria capaz de atender tráfegos desta natureza com menos de $(3L-2)$ comprimentos de onda [Wald98].

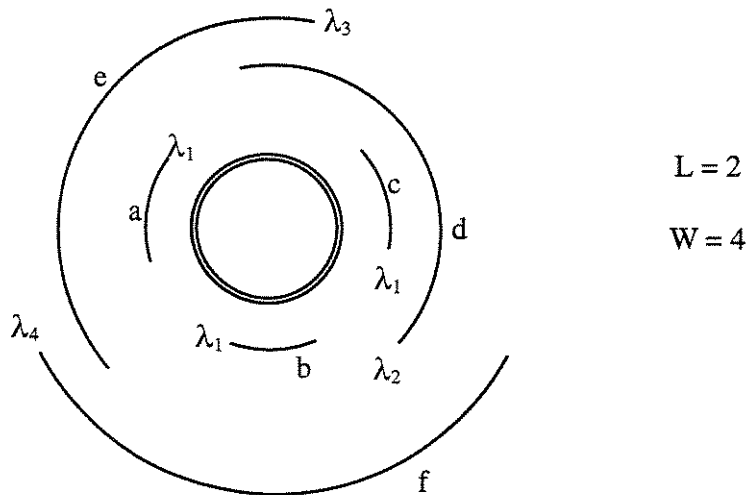


Figura 7.7 – Seqüência de requisições que obriga qualquer algoritmo a precisar de pelo menos $(3L-2)$ comprimentos de onda para o seu atendimento.

A sequência das requisições mostradas na Figura 7.7 é de *a* a *f*. Empregando-se uma estratégia parcimoniosa de alocação de comprimentos de onda que consiste em alocar um comprimento de onda já utilizado sempre que possível (algoritmo *first-fit*), nota-se que as três primeiras requisições podem ser atendidas com um único comprimento de onda λ_1 . Já as três seguintes necessitam de um comprimento de onda distinto cada, totalizando quatro comprimentos de onda para uma sequência de carga 2.

7.3 – Demanda *Online* Por Caminhos Voláteis

Apresenta-se nos próximos itens um algoritmo de alocação para o qual W (o número de comprimentos de onda necessários) cresce logaritmicamente com o número N de nós do anel nas topologias unifilar, anel e árvore [GSKR97]. Isso ocorre porque nesta modalidade de tráfego há uma imprevisibilidade em relação ao regime de desativação dos caminhos existentes, levando a uma distribuição arbitrária dos caminhos ativos a cada instante.

7.3.1 – Limitantes Superiores

Deve-se inicialmente definir $W_{unif}(N, L)$, $W_{anel}(N, L)$ e $W_{arvore}(N, L)$ como o número de comprimentos de onda requeridos para assegurar que não haja bloqueio de qualquer requisição em uma rede unifilar, em anel e em árvore, respectivamente, sem conversão e com no máximo N nós se a carga máxima em cada enlace é L .

A) Redes unifilares.

Neste item deriva-se um limitante superior para o número de comprimentos de onda em uma rede sem conversão com topologia unifilar que deve atender uma demanda *online* por caminhos ópticos não permanentes.

Lema 7.5 – Caso N seja par, $W_{unif}(N, L) \leq L + W_{unif}(N/2, L)$.

Prova: Em toda rede unifilar é possível encontrar um enlace e cuja remoção resulta em duas sub-redes unifilares X e Y , cada uma com $N/2$ nós. Dedicar-se L comprimentos de onda para atender qualquer requisição que atravessasse o enlace e , o que é suficiente para

garantir que não haja bloqueio, pois o número de caminhos ópticos que passam em e devem ser no máximo o valor da carga L .

As duas sub-redes X e Y podem ser atendidas utilizando $W_{\text{unif}}(N/2, L)$ comprimentos de onda, uma vez que são completamente disjuntas e por conseguinte o mesmo conjunto de comprimentos de onda pode ser reusado espacialmente para atender as requisições por caminhos ópticos contidas inteiramente dentro de cada sub-rede.

Contabilizando os dois casos acima, o número total de comprimentos de onda suficientes para atender sem bloqueio a todas as requisições na rede é de $L + W_{\text{unif}}(N/2, L)$.

Teorema 7.3 – O número de comprimentos de onda suficientes para garantir que não haja bloqueio em uma rede unifilar sem conversão de N nós que obedeça à restrição de carga máxima L é $W_{\text{unif}}(W, L) \leq L \lceil \log_2 N \rceil$.

Prova: O teorema segue diretamente do Lema 7.5 provado acima, aplicando-o nas sub-redes X e Y e assim sucessivamente, até chegar à sub-rede elementar composta de um único nó, onde $W_{\text{unif}}(1, L) = 0$.

O Teorema 7.3 enunciado acima pode ser associado a um procedimento denominado *algoritmo da bipartição*, que é sempre capaz de acomodar todas as requisições *online* utilizando para tanto $L \lceil \log_2 N \rceil$ comprimentos de onda em topologias unilares.

O algoritmo consiste em testar sucessivamente se cada requisição que surge é passível de ser atendida por um comprimento de onda do conjunto rotulado 0, 1, 2, etc. Os elementos que definem a possibilidade de atendimento da requisição por um determinado conjunto de L comprimentos de onda são os pontos de cruzamento associados a cada um deles, conforme ilustrado na Figura 7.8. A figura deixa claro que a partir do conjunto 1 as duas sub-redes delimitadas pelo ponto de cruzamento relativo ao conjunto 0 podem utilizar os mesmos comprimentos de onda, uma vez que são espacialmente disjuntas, e assim por diante.

A variação logarítmica do número suficiente de comprimentos de onda com o número de nós qualifica a não-escalabilidade, ainda que branda, da rede sem bloqueio frente a essas condições de tráfego.

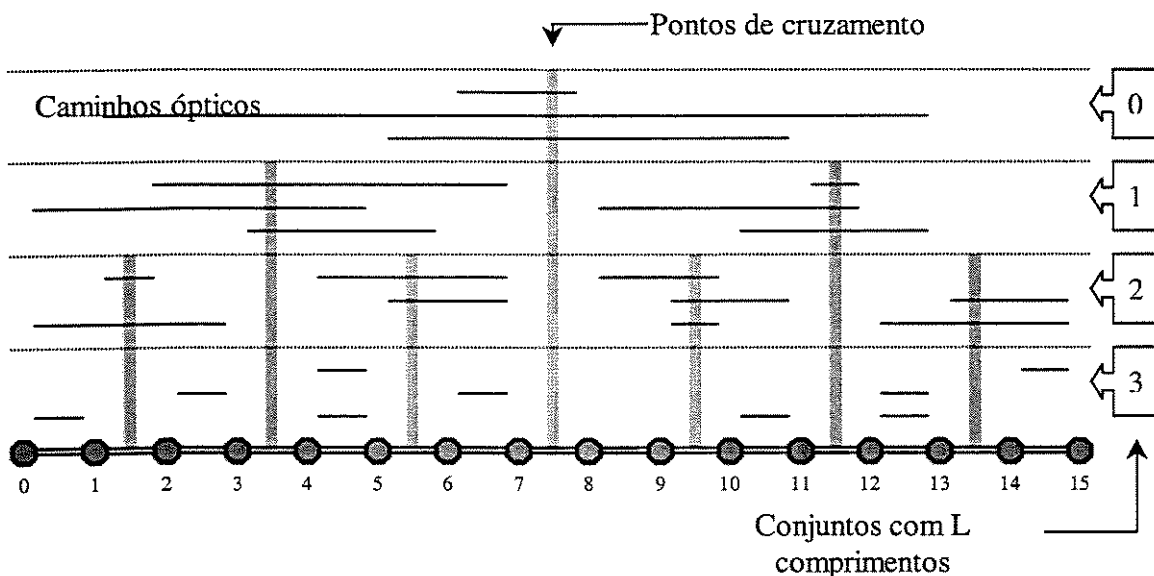


Figura 7.8 – Divisão dos comprimentos de onda em $\lceil \log_2 N \rceil$ conjuntos de L elementos, ilustrando a aplicação do algoritmo da bipartição ($N=16$ e $L=3$).

B) Redes em anel.

O resultado obtido do item anterior para redes com topologia unifilar pode ser estendido para redes em anel, conforme enunciado no teorema a seguir:

Teorema 7.4 – O número de comprimentos de onda suficiente para garantir que não haja bloqueio de requisições em uma rede com topologia anular frente à demanda *online* por caminhos ópticos voláteis é de $W_{\text{anel}}(W, L) \leq L + L \lceil \log_2 N \rceil$, onde a única restrição é que seja respeitada a carga máxima L no momento da ativação dos novos caminhos.

Prova: Toma-se um enlace e no anel. Dedicam-se L comprimentos de onda para atender aos caminhos ópticos que o atravessam. Todas as demais requisições (as que não atravessam e) podem ser interpretadas como estando em uma rede unifilar de N nós e que, de acordo com o Teorema 7.3, podem ser atendidas empregando-se $L \lceil \log_2 N \rceil$ comprimentos de onda. Contabilizando-se as duas parcelas, o número de comprimentos de onda suficiente para garantir que não haja bloqueio é $L + L \lceil \log_2 N \rceil$.

Na seção 7.3.2, apresenta-se o número de comprimentos de onda necessários para efetuar a alocação de comprimentos de onda em anéis sem bloqueio na presença de demanda *online* por caminhos ópticos voláteis. Tal resultado prova que o limitante superior obtido no Teorema 7.4 enunciado anteriormente é bem justo.

C) Redes em árvore.

Uma variante do algoritmo da bipartição estudado para as redes unifilares e anulares também pode ser aplicado na determinação do limitante superior para o número de comprimentos de onda requeridos em redes em árvore.

Lema 7.6: O número de comprimentos de onda suficiente para assegurar que não haja bloqueio em uma rede com topologia em árvore frente à demanda *online* por caminhos ópticos voláteis pode ser expresso como $W_{\text{árvore}}(N,L) \leq 2L-1 + W(N/2,L)$.

Prova: Em primeiro lugar, deve-se postular que em toda árvore existe um nó *v* denominado *mediano*, de tal modo que a sua remoção resulta em um conjunto de sub-árvores $T_1, T_2, \dots, T_k$, cada uma com no máximo $N/2$ nós.

Em cada nó de uma árvore, cada caminho óptico passará por no máximo dois enlaces, assumindo que as funções de *multicasting* não sejam efetuadas no nível da camada óptica. Para um dado caminho óptico, ele poderá compartilhar cada um desses enlaces com $(L-1)$ outros caminhos ópticos. A Figura 7.9 ilustra essa situação, onde o caminho óptico *a* compartilha um enlace com $(L-1)$ caminhos e o outro enlace com $(L-1)$ caminhos distintos.

Portanto, o número total de comprimentos de onda suficientes para atender todos os caminhos ópticos que passam por um nó é:

$$1 + (L-1) + (L-1) = 2L-1$$

Como as sub-árvores restantes possuem no máximo $N/2$ nós, suas requisições podem ser atendidas com $W(N/2, L)$ comprimentos de onda, uma vez que são espacialmente disjuntas.

Seguem então as regras do algoritmo de bipartição para árvores:

1. Encontrar o nó mediano da árvore e dividi-la ali. Alocar um *pool* de $(2L-1)$ comprimentos de onda para os caminhos ópticos que atravessam aquele nó.
2. Em cada sub-árvore, repetir o passo anterior, até que restem apenas sub-árvores elementares com apenas 1 nó.

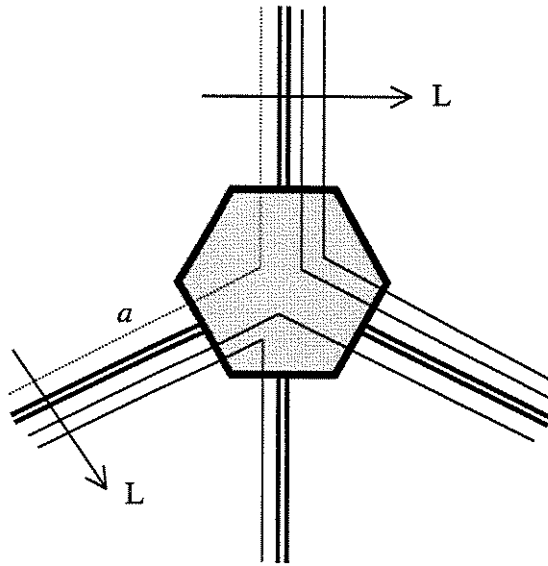


Figura 7.9 – Para respeitar os limites de carga máxima em cada enlace, cada caminho óptico pode sobrepor-se a no máximo a $2L-1$ outros caminhos ópticos.

Teorema 7.5 – O número de comprimentos de onda suficientes para acomodar todas as requisições de tráfego *online* em redes com topologia em árvore é $W \leq (2L-1) \lceil \log_2 N \rceil$.

Prova: O teorema advém do algoritmo de bipartição listado anteriormente e do fato que $W(1,L)=0$.

7.3.2 – Limitante Inferior

Teorema 7.6 – Em anéis sem conversão de comprimento de onda e carga máxima L com um número de nós N maior ou igual a 3, existem seqüências de ativações e desativações que exigem de qualquer que seja o algoritmo de alocação pelo menos

$\left(\frac{L}{2}\right) \lceil \log_2 N \rceil + L$ comprimentos de onda para serem atendidas [GSKR97].

Prova: Sendo N da forma $N = 2^\alpha + 1$, onde α é um inteiro positivo, numera-se os nós sucessivamente de 0 a $N - 1 = 2^\alpha$.

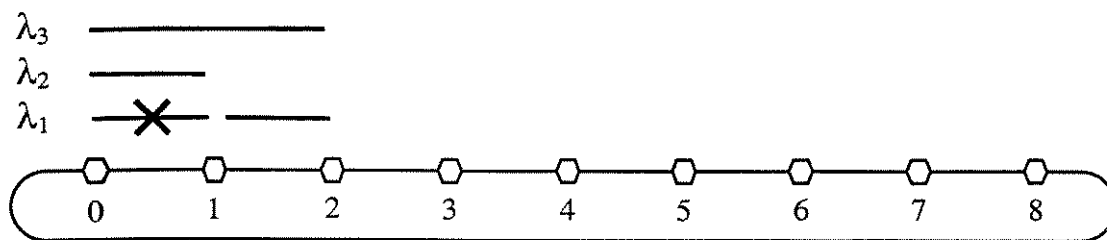
Tomando-se $\alpha=1$, o que corresponde a $N=3$, considera-se a seguinte sequência de comandos de ativações e desativações de caminhos:

- a) Ativa-se L caminhos ópticos entre os nós 0 e 1, forçando deste modo a alocação de L comprimentos de onda.
- b) Ativa-se $L/2$ caminhos entre os nós 1 e 2. O algoritmo em questão pode escolher entre alocar $L/2$ novos comprimentos de onda ou utilizar os mesmos do passo anterior.
- c) Dentre os caminhos ativos entre os nós 0 e 1, desativa-se todos os que utilizarem os mesmos comprimentos de onda dos caminhos ativos entre 1 e 2.
- d) Ativa-se tantos caminhos quantos tenham sido desativados no passo anterior entre os nós 0 e 2. Trata-se de um passo legal (respeita a condição de carga máxima), uma vez que houve desativação de caminhos no passo anterior. Entretanto, esses novos caminhos ativados necessitarão de novos comprimentos de onda.

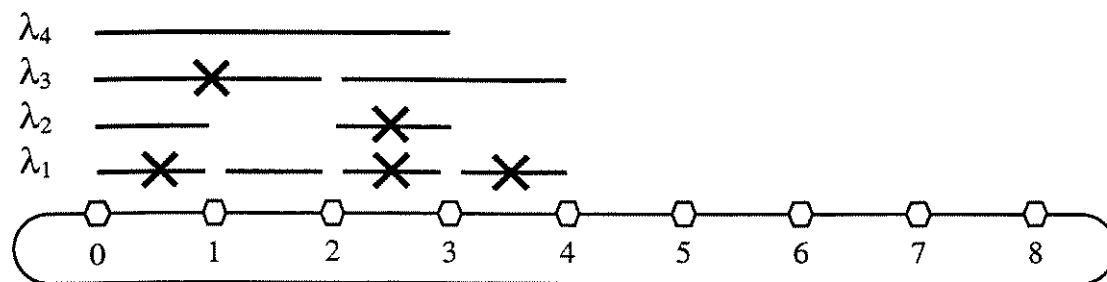
Ao final da execução dos passos acima, a rede estará utilizando $\frac{L}{2} \lfloor \log_2 3 \rfloor + L = \frac{3L}{2}$

comprimentos de onda, o que prova o teorema para o caso de $\alpha=1$.

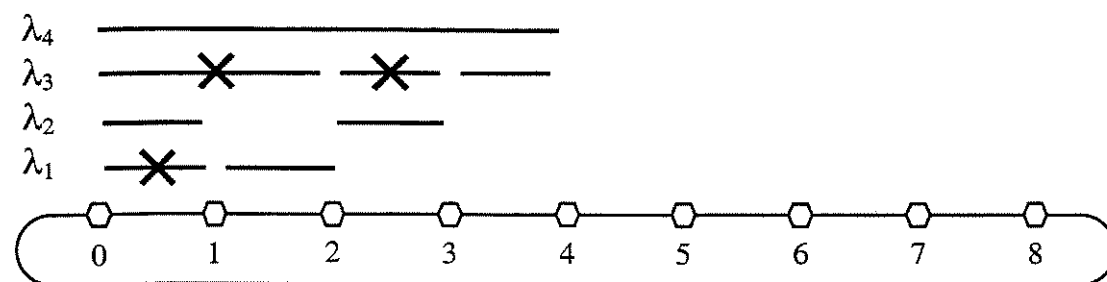
Para o caso de $\alpha=2$, deve-se repetir todos os passos anteriores e em seguida efetuar os mesmos comandos entre os nós 2 e 4. Após esses procedimentos, torna-se sempre possível desativar um conjunto de caminhos de tal forma que a carga caia a $L/2$, mas com todos os comprimentos de onda em utilização em pelo menos um caminho óptico ativo. Deste ponto, a sequência de comandos continua com mais $L/2$ ativações de caminhos entre os nós 0 e 4, elevando o total de comprimentos de onda a $2L$, o que prova o teorema para $\alpha=2$.



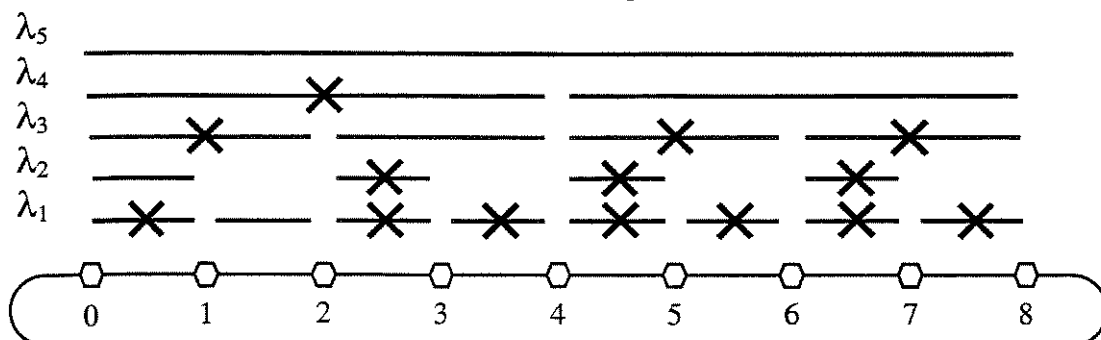
(a) Para $L=2$, o algoritmo deve alocar três comprimentos de onda sobre dois enlaces.



(b) Para $L=2$, o algoritmo *first-fit* é obrigado a alocar quatro comprimentos de onda sobre três enlaces.



(b') Ainda com $L=2$, um outro algoritmo é forçado a alocar um quarto comprimento de onda sobre quatro enlaces.



(c) Em uma extensão de oito enlaces, ainda para $L=2$, qualquer algoritmo pode ser obrigado a alocar um quinto comprimento de onda.

Figura 7.10 – Prova da não-escalabilidade do anel sem bloqueio frente à demanda online por caminhos voláteis ($L=2$ e $N=9$).

Pode-se aplicar o mesmo procedimento descrito acima para os demais valores de α , provando o restante do teorema por indução. A Figura 7.10 mostra a aplicação desta sequência de ativações e desativações para o caso de $\alpha = 3$ e $L = 2$. À medida que o número de nós cresce, o anel pode ser obrigado a alocar um número ilimitado de comprimentos de onda para um valor finito de carga máxima.

Ainda que o Teorema 7.6 não defina um algoritmo ótimo para alocação de comprimento de onda para os caminhos ópticos voláteis, estabelecendo apenas um marco de desempenho impossível de ser suplantado por qualquer algoritmo, sua comparação com o Teorema 7.4 leva à conclusão que o algoritmo associado a este é no máximo duas vezes pior que o ótimo em termos de comprimentos de onda.

Uma restrição pode ser feita a esse algoritmo é que à medida que o número de nós aumenta, o número de comprimentos de onda necessários para atender à demanda de caminhos voláteis também aumenta indefinidamente frente a um valor finito para a carga máxima L , o que torna o anel sem bloqueio não escalável. Felizmente, esse aumento é bastante lento (em função da taxa de crescimento logarítmica), o que torna essa arquitetura relativamente viável na prática. Como exemplo disso, temos que um anel com 1025 nós necessita de apenas 12 comprimentos de onda para atender uma demanda *online* de carga 2.

Embora um conjunto de 12 comprimentos de onda seja perfeitamente viável dentro das possibilidades tecnológicas atuais, aparenta ser um exagero empregar um conjunto de tal porte para atender uma demanda com carga máxima de apenas 2. Isso vem reforçar a noção intuitiva de que o modelo sem bloqueio superdimensiona os recursos a serem aplicados na rede, uma vez que o projeto é feito objetivando atender ao pior caso (que eventualmente pode se manifestar com muito pouca frequência) e não o caso médio.

O algoritmo de alocação prioritária de comprimentos de onda (*first-fit*) vem se revelando como um dos mais parcimoniosos quando aplicado em redes que empregam o modelo com bloqueio. Entretanto, como mostrado na Figura 7.10, sua aplicação no anel sem bloqueio o força a alocar mais comprimentos de onda que o algoritmo de bipartição proposto pelo Teorema 7.3, resultando em um desempenho assintoticamente inferior. Isso

pode ser visto estabelecendo-se uma comparação entre as Figuras 7.10 (b) e 7.10 (b') em termos de número de comprimentos de onda necessários por enlace no pior caso. É possível, entretanto, que o algoritmo de alocação prioritária mantenha sua superioridade em outra métrica, a do tempo médio necessário para exceder um determinado número de comprimentos de onda utilizados, que define na prática o instante em que o operador deve adicionar mais recursos à rede. Essa conclusão é baseada na observação de que na Figura 7.10 (b) o gerenciador de eventos é obrigado a efetuar mais passos (eventos) para forçar o algoritmo a alocar o próximo comprimento de onda do que na Figura 7.10 (b').

Um outro aspecto que merece destaque é que nas seqüências de eventos descritas pelo Teorema 7.6 para forçar qualquer que seja o algoritmo a sempre alocar novos comprimentos de onda em caminhos de tamanho exponencialmente crescente os eventos de desativação de caminhos exercem um papel fundamental. Do Teorema 7.1 sabe-se que caminhos permanentes exigem do anel apenas um número estritamente limitado de comprimentos de onda, mesmo para um anel de tamanho ilimitado. Assim sendo, conclui-se que a volatilidade dos caminhos ópticos influi negativamente na escalabilidade do anel.

Esse impacto negativo pode eventualmente ser minimizado ou mesmo neutralizado através da adoção de uma política adequada de realocação dos comprimentos de onda de caminhos já ativados a fim de frustrar a necessidade de alocação de novos comprimentos de onda por seqüências “gananciosas” de eventos.

7.4 – Aplicação do Algoritmo *First-Fit* em Anéis

Os algoritmos da família “*first-fit*” (ou de alocação prioritária) são bastante populares e têm se provado muito eficientes para reduzir a probabilidade de bloqueio de requisições no caso *online* dinâmico quando se emprega o modelo estatístico para prever a chegada e o tempo de atendimento de requisições em redes sem conversão que permitem bloqueio. O algoritmo *first-fit* básico rotula os comprimentos de onda disponíveis de 0 a $(W-1)$ e designa a cada nova requisição o comprimento de onda de menor rótulo que esteja disponível em todos os enlaces que o caminho óptico deve atravessar.

O objetivo desta seção é mostrar que o algoritmo pode ser empregado também para o estudo de pior caso em anéis para derivar limitantes superiores e inferiores para o número de comprimentos de onda necessários para garantir que não haja bloqueio das requisições. A estratégia apresentada aqui consiste em reservar um conjunto de comprimentos de onda para atender exclusivamente requisições mais longas (em termos do número de enlaces compreendidos), aumentando deste modo o reuso espacial dos comprimentos de onda que servem a requisições mais curtas.

7.4.1 – Limitante Superior

Define-se inicialmente $W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L)$ como o máximo rótulo de um comprimento de onda utilizado por um caminho óptico de comprimento máximo H em uma rede em anel de carga máxima L e que utilize o algoritmo *first-fit*.

Lema 7.7 – Para $H \geq 1$, $W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(4H, L) \leq 5L - 4 + W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L)$.

Prova: Deve-se mostrar por indução em relação a H que um caminho óptico p de comprimento $k \leq 4H$ vai ter designado para si um comprimento cujo rótulo seja de no máximo $5L - 4 + W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L)$. O valor $4H$ que em princípio pode parecer completamente arbitrário na realidade implica em um menor valor para a expressão do limitante superior, otimizando-o dessa forma.

Considera-se inicialmente o caso onde $k \leq H$. Nesse caso, pela definição, o caminho óptico pode ter designado para si um comprimento de onda com rótulo máximo de $W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L)$.

A seguir, considera-se o caso onde $H \leq k \leq 4H$. Será mostrado que existe um comprimento de onda no conjunto $W^* = \{ W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L) + 1, W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L) + 2, W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L) + 3, \dots, W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L) + 5L - 4 \}$ que pode ser designado a p . Define-se $p^* = \{p_1, p_2, \dots, p_m\}$ como o conjunto de caminhos ópticos já presentes na rede que se sobrepõem a p e utilizam comprimentos de onda do conjunto W^* . Visto que esses caminhos ópticos utilizam

comprimentos de onda de rótulos maiores que $W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L)$, os seus comprimentos devem ser maiores que H .

Seja $e_1, e_2, \dots, e_k$ a sequência de enlaces atravessada pelo caminho óptico p . Nesse caso, podemos nos referir aos enlaces $e_1, e_{\lceil k/4 \rceil}, e_{\lceil k/2 \rceil}, e_{\lceil 3k/4 \rceil}$ e e_k como os *enlaces críticos* de p . Cada caminho óptico em p^* possui comprimento maior que H ; como k é no máximo $4H$, o valor de H é pelo menos $k/4$. Portanto cada caminho óptico de p^* estende-se por pelo menos um dos enlaces críticos (vide Figura 7.11). Seja $n_1, n_{\lceil k/4 \rceil}, n_{\lceil k/2 \rceil}, n_{\lceil 3k/4 \rceil}$ e n_k o número de caminhos ópticos pertencentes a p^* que cruzam os enlaces críticos $e_1, e_{\lceil k/4 \rceil}, e_{\lceil k/2 \rceil}, e_{\lceil 3k/4 \rceil}$ e e_k , respectivamente. Já que cada caminho óptico de p^* atravessa pelo menos um dos enlaces críticos, que por sua vez podem comportar no máximo L caminhos ópticos, temos que $|p^*| \leq n_1 + n_{\lceil k/4 \rceil} + n_{\lceil k/2 \rceil} + n_{\lceil 3k/4 \rceil} + n_k \leq 5(L-1)$. Uma vez que pela hipótese feita o número de comprimentos de onda de W^* é $5L - 4$, deve haver pelo menos um comprimento de onda em W^* disponível para p . Portanto, deve ser designado a p um comprimento de onda de rótulo máximo $5L - 4 + W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L)$.

Teorema 7.7 – Para redes em anel que empregam o algoritmo de alocação *first-fit*, $W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L) \leq (5L - 4) \lceil \log_4 H \rceil + L$.

Prova: O Teorema segue diretamente do Lema 7.7, aplicando-o sucessivamente na rede até que restem apenas caminhos ópticos de comprimento unitário, para os quais $W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(1, L) = L$.

Pode-se finalmente derivar o seguinte corolário a partir do Teorema 7.5, que define o limitante superior para o número de comprimentos de onda em um anel que emprega o algoritmo de alocação prioritária.

Corolário 7.1 – Em um anel com N nós que emprega o algoritmo *first-fit* para alocar os comprimentos de onda, $2,5 L \log_2 N + 6L$ deles são suficientes para assegurar que não haja bloqueio de requisições.

Prova: O corolário 7.1 é uma forma de se reescrever o Teorema 7.5, quando se assume no pior caso $H = N$, ou seja, o maior comprimento de caminho óptico corresponde a uma volta completa no anel.

$$W \leq (5L - 4) \lceil \log_4 N \rceil + L;$$

$$W \leq (5L - 4) \cdot (\log_4 N + 1) + L = 5L \cdot \log_4 N - 4 \cdot \log_4 N + 5L + L.$$

Adicionalmente, tira-se proveito da desigualdade para desprezar o termo que não é função de L :

$$W \leq 5L \cdot \log_4 N + 6L$$

Por último, efetua-se uma transformação na base do logaritmo:

$$W \leq 5L \cdot \frac{\log_2 N}{\log_2 4} + 6L = \frac{5L}{2} \log_2 N + 6L$$

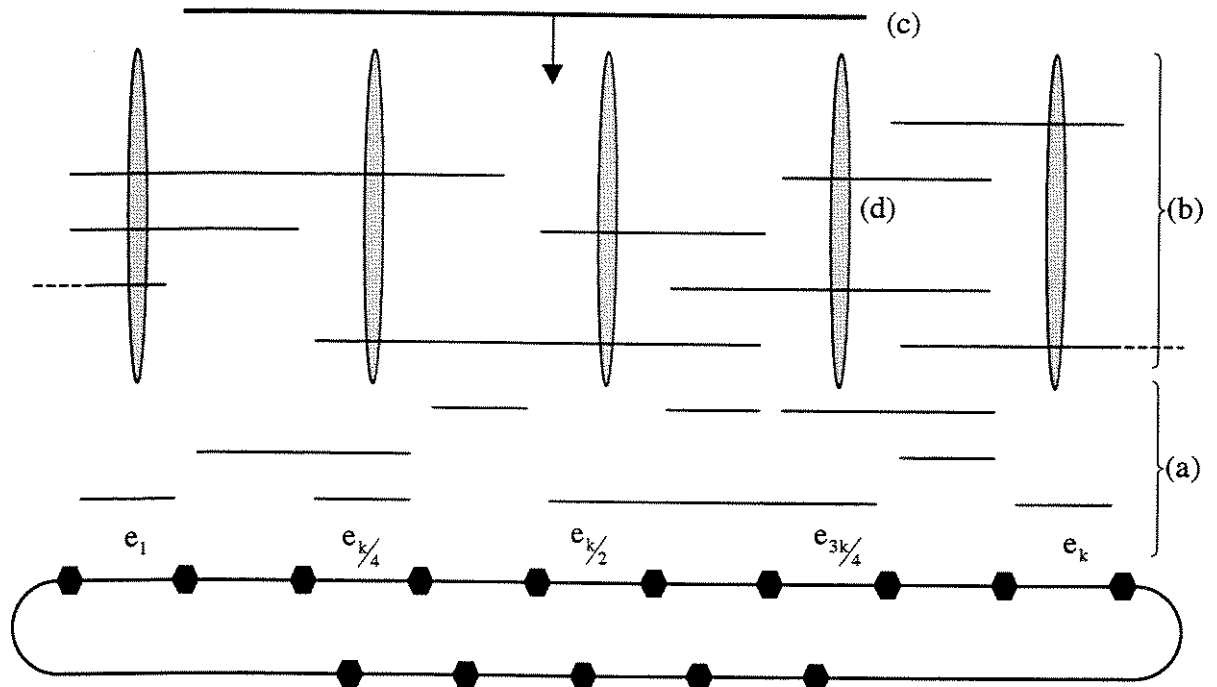


Figura 7.11 – Ilustração do argumento empregado no cálculo do limitante superior em anéis que executam o algoritmo *first-fit*. (a) Os caminhos ópticos curtos (comprimento $\leq H$) devem utilizar somente os comprimentos de onda rotulados até $W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L)$. (b) Os $4L-3$ caminhos ópticos mais longos (comprimento entre H e $4H$) devem ser alocados aos comprimentos de onda de $W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(H, L) + 1$ a $W_{\text{anel}}^{\text{FF}}(4H, L)$. (c) Caminho óptico p de comprimento entre H e $4H$. (d) A carga máxima deve ser $L-1$ nos enlaces críticos.

O resultado obtido acima consiste em uma otimização do procedimento descrito em [GSKR97], obtendo-se um limitante superior um pouco menor do que o obtido naquela referência.

7.4.2 – Limitante Inferior

Foi mostrado na Seção 7.3.2 que qualquer algoritmo de alocação de comprimentos de onda que atue em um anel sem conversão de N nós requer pelo menos $W \geq \frac{L}{2} \log_2 N + L$ comprimentos de onda para acomodar todas as requisições legais sem que haja bloqueio. O objetivo agora é provar que se assumirmos que o algoritmo de alocação utilizado seja o *first-fit*, um limitante inferior mais preciso pode ser provado: $W \geq 0,9 \log_2 N$ [GSKR97].

Essa aproximação dos limites se dá em função de um maior empacotamento dos caminhos ópticos que se sobrepõem, o que é possível uma vez que os comprimentos de onda escolhidos para os caminhos ópticos são conhecidos.

Descreve-se a seguir um padrão de ativação e desativação de caminhos ópticos atendido pelo algoritmo *first-fit* e que está ilustrado na Figura 7.12:

- Passo 1: Uma requisição por caminho óptico de comprimento 1 chega entre os nós 0 e 1, sendo atendida pelo comprimento de onda 0.
- Passo 2: Uma requisição entre os nós 1 e 2 chega, sendo alocado pelo algoritmo *first-fit* o comprimento de onda 0 para atendê-la. Em seguida, outra requisição idêntica chega, sendo atendida pelo comprimento de onda 1. Depois disso, o primeiro caminho óptico entre os nós 1 e 2 é desativado, levando a rede à seguinte configuração: dois caminhos ópticos de comprimento unitário utilizando dois comprimentos de onda para uma carga unitária.
- Passo 3: Um caminho óptico de comprimento 2 é requisitado entre os nós 0 e 2, sendo atendido pelo comprimento de onda 2.
- Passo i : Após o passo $(i-1)$ ter sido completado, os comprimentos de onda $\{0, 1, 2, \dots, i-2\}$ já terão sido utilizados. Como parte da técnica para se estabelecer limites inferiores, deve-se tentar manter os caminhos ópticos os menores possíveis, ocupando desta forma o mínimo possível do anel. A razão disso é que

UNICAMP

BIBLIOTECA CENTRAL
SEÇÃO CIRCULANTE

à medida que os passos vão sendo executados, mais longos os caminhos ópticos vão ficando, um fato que limita o número de fases no limitante inferior e por conseguinte o diminui o número de comprimentos de onda que se pode provar necessários. Para se estabelecer um caminho óptico curto que utilize o comprimento de onda i é necessário rearranjar a ordem relativa dos caminhos ópticos na configuração do passo $(i-1)$. Nessa configuração modificada, o caminho óptico que utiliza o comprimento de onda $(i-2)$ é o que está mais à esquerda, enquanto que aquele que utiliza o comprimento de onda $(i-1)$ está mais à direita. A nova requisição deve se sobrepor em um enlace tanto com o caminho óptico mais à direita quanto com o mais à esquerda (e todos os caminhos ópticos intermediários). Assim sendo, o algoritmo *first-fit* deve alocar o comprimento de onda i para atendê-la.

Teorema 7.8 – Em uma rede com N nós que deve atender a uma demanda *online* por caminhos ópticos voláteis empregando o algoritmo de alocação prioritária (*first-fit*), a sequência de ativações e desativações descrita anteriormente exige pelo menos $W \geq 0,9.L.\log_2 N - 1,5.L$ comprimentos de onda para ser atendida.

Prova: Para a prova deste teorema, deve-se empregar uma série de lemas que trabalham com o comprimento dos caminhos ópticos estabelecidos nos diversos passos. Esses lemas são enunciados e provados a seguir.

Lema 7.8 – Seja $\text{comp}(i)$ o comprimento em número de enlaces do caminho óptico adicionado no passo i (e que utiliza o i -ésimo comprimento de onda). Assim sendo, $\text{comp}(1) = 1$, $\text{comp}(2) = 1$, $\text{comp}(3) = 2$ e para $i > 3$,

$$\text{comp}(i) = 2 + \sum_{j=1}^{i-3} \text{comp}(j).$$

Prova: Para $i = 1, 2$ e 3 , o lema é facilmente verificável na Figura 7.12. Para $i > 3$, a expressão acima descreve o comprimento de todos os caminhos ópticos estabelecidos nos passos 1 a $(i-3)$ que são adjacentes e não superpostos entre si. Além disso, cada um desses

caminhos compartilha um enlace com o caminho óptico estabelecido no passo $(i - 2)$ e outro com o caminho óptico estabelecido no passo $(i - 1)$.

Passo

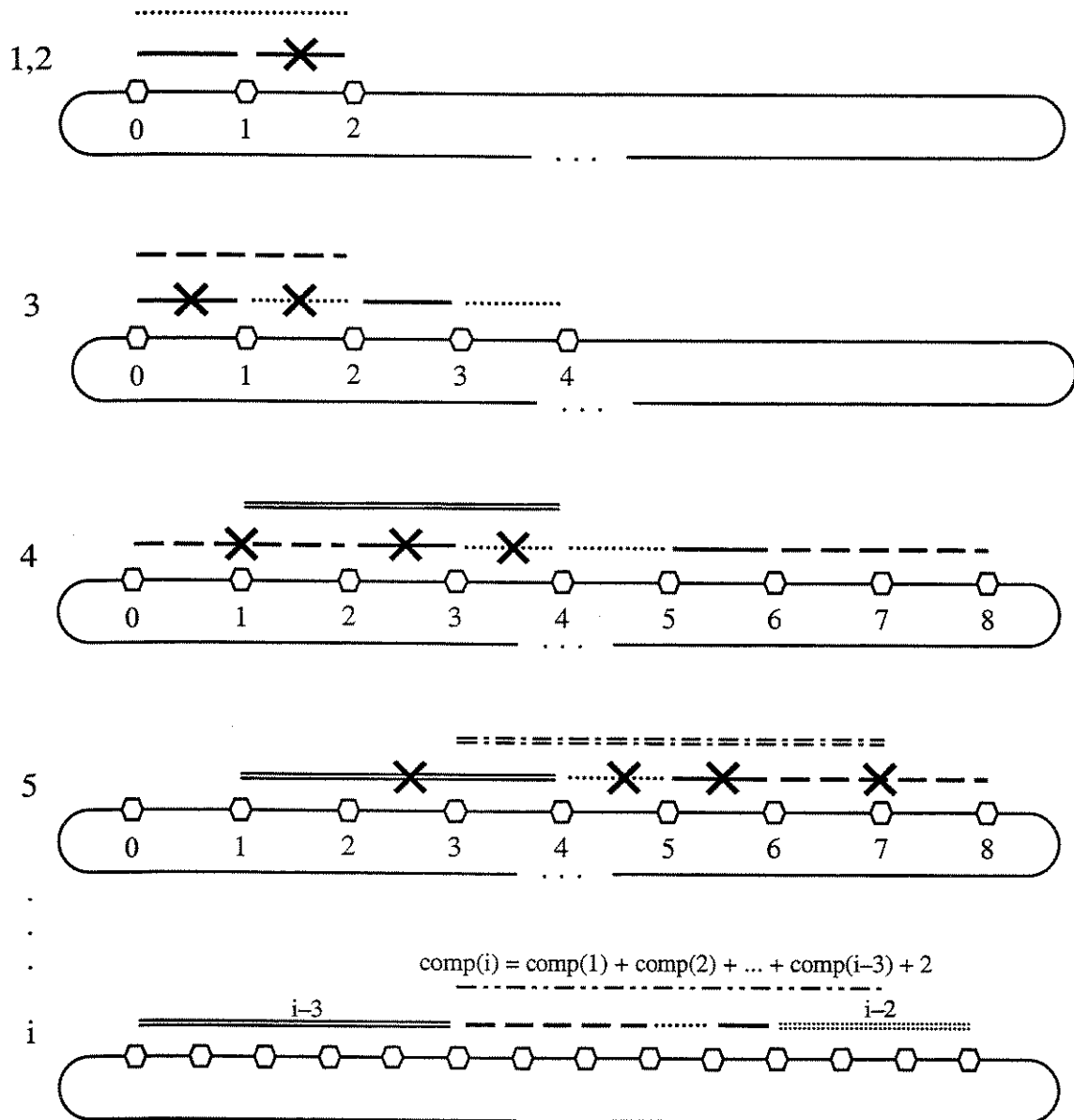


Figura 7.12 – Padrão de ativação e desativação de caminhos que leva ao pior caso em termos de número necessário de comprimentos de onda exigidos quando atendido pelo algoritmo *fist-fit*.

Lema 7.9 – A expressão de $\text{comp}(i)$ pode ser reescrita como:

$$\text{comp}(i) = \begin{cases} 1, & \text{se } i = 1, 2; \\ 2, & \text{se } i = 3; \\ \text{comp}(i-1) + \text{comp}(i-3), & \text{para outros valores.} \end{cases}$$

Prova: Segue do Lema 7.8 que para $i > 3$ tem-se:

$$\text{comp}(i) - \text{comp}(i-1) = \left(2 + \sum_{j=1}^{i-3} \text{comp}(j) \right) - \left(2 + \sum_{j=1}^{i-4} \text{comp}(j) \right) = \text{comp}(i-3).$$

Lema 7.10 – Pode-se tomar um limitante superior para a expressão de $\text{comp}(i)$ como sendo: $\text{comp}(i) \leq 1,465575^i$.

Prova: Este lema é provado por indução: para os casos onde i assume os valores 1, 2 e 3, pode-se resolver a expressão algebricamente e comprovar que $\text{comp}(i) \leq 1,465575^i$. Considerando agora o caso onde $i > 3$ e supondo que para todo $j < i$, $\text{comp}(j) \leq 1,465575^j$. Do Lema 7.9 temos que $\text{comp}(i) = \text{comp}(i-1) + \text{comp}(i-3)$, e pode-se escrever:

$$\begin{aligned} \text{comp}(i) &\leq (1,465575)^{i-1} + (1,465575)^{i-3} \\ \text{comp}(i) &\leq (1,465575)^{i-3} \cdot ((1,465575)^2 + 1) \\ \text{comp}(i) &\leq (1,465575)^{i-3} \cdot (1,465575)^3 \\ \text{comp}(i) &\leq (1,465575)^i, \text{ o que comprova o lema.} \end{aligned}$$

Lema 7.11 – Sendo $N(i)$ o número de enlaces no segmento do anel usado por i passos do padrão de ativação e desativação de caminhos descrito anteriormente, tem-se que:

$$N(i) = \sum_{j=1}^i \text{comp}(j) = \text{comp}(i+3) - 2.$$

Prova: A prova segue diretamente do padrão de ativações e desativações descrito e do Lema 7.8.

De posse dos lemas acima, é possível finalizar a prova do Teorema 7.8. A partir dos Lemas 7.10 e 7.11, pode-se escrever $N(i) \leq 1,465575^{i+3}$. Visto que o passo i é possível de ser aplicado somente se $N \geq N(i)$, temos que:

$$\begin{aligned} \log_{1,465575} N &\geq i + 3 \\ i &\leq \log_{1,465575} N - 3 \\ i &\leq \frac{\log_2 N}{\log_2 1,465575} < 1,81335 \log_2 N - 3. \end{aligned}$$

A situação acima leva a uma carga máxima de 2, o que nos permite repeti-la $L/2$ vezes, requerendo para tanto $iL/2$ comprimentos de onda. Assim sendo, o número de comprimentos de onda necessários é:

$$\begin{aligned} W &\leq \frac{1,81335}{2} L \log_2 N - 1,5L, \quad \text{ou} \\ W &\leq 0,9 L \log_2 N - 1,5L. \end{aligned}$$

7.5 – Sumário dos Resultados

Todos os resultados apresentados neste capítulo para redes com topologia em anel estão reunidos na Tabela 7.2 abaixo. Mais uma vez, cabe destacar o resultado trivial no qual caso a rede disponha de capacidade de conversão plena em todos os nós, o número suficiente e necessário de comprimentos de onda para atender a todas as requisições sem bloqueio é $W = L$.

<i>Tráfego</i>	<i>Limitantes Superiores</i>	<i>Limitantes Inferiores</i>
Caminhos Permanentes Sem Conversão	$3L - 2$	$3L - 2$
Caminhos Permanentes Com Conversão Limitada	$L + \max(0, L - d)$	–
Caminhos Voláteis	$L \lceil \log_2 N \rceil + L$	$\frac{L}{2} \lfloor \log_2 N \rfloor + L$
Caminhos Voláteis Empregando <i>First-Fit</i>	$2,5.L.\log_2 N + 6L$	$0,9.L.\log_2 N - 1,5.L$

Tabela 7.2 – Sumário dos resultados para anéis.

Adicionalmente, foi possível através do algoritmo da bipartição demonstrar também limitantes superiores para o tráfego *online* de caminhos voláteis em redes com topologia unifilar ($W \leq L \lceil \log_2 N \rceil$) e em árvores ($W \leq (2L-1) \lceil \log_2 N \rceil$).

O próximos capítulos tratarão de aspectos econômicos e de proteção em redes ópticas com roteamento por comprimento de onda.

Capítulo VIII - *Relações de Custo da Camada Óptica*

Este capítulo apresentará uma visão comparativa do compromisso entre os investimentos realizados em equipamentos para a camada fotônica em relação à economia de equipamentos em camadas superiores, notadamente terminais de linha SONET/SDH.

8.1 – Explicação da Análise

Até o momento, sabe-se que é possível reduzir o número de equipamentos SONET necessários em uma rede síncrona empregando o roteamento óptico de comprimento de onda, pois provê-se um tratamento adicional do sinal na chamada camada óptica, o chamado *traffic grooming*. O tráfego não destinado ao nó, isto é, aquele que está somente de passagem, é roteado diretamente na camada óptica, não necessitando que camadas superiores o tratem.

Deste modo, economiza-se em equipamentos para camadas mais altas ao mesmo tempo em que cresce o custo em equipamentos da camada óptica. O objetivo desse capítulo é quantificar esses custos em quatro situações idealizadas.

Idealmente, todo tráfego não destinado ao nó deve ser tratado e roteado apenas pela camada óptica. Entretanto, a camada óptica não pode prover tratamento para taxas de transmissão menores que a capacidade de um comprimento de onda, que gira tipicamente em torno de alguns Gigabits por segundo. Por exemplo, se uma rede possui 16 comprimentos de onda no total, dos quais a capacidade correspondente a 1 comprimento de onda deve ser desembarcada para camadas superiores e a capacidade correspondente aos 15 comprimentos de onda restantes deve ser roteados para outros nós. Se necessitarmos extrair por exemplo um feixe de 155 Mb/s de cada um dos 16 comprimentos de onda que carregam feixes de 2,5 Gb/s, a camada óptica não terá utilidade alguma, pois todos os comprimentos de onda devem ser revertidos para o domínio elétrico, e a extração da informação feita por ADM's SONET/SDH.

Logo, no projeto da rede, deve-se concentrar o tráfego local em um número mínimo de comprimentos de onda, de modo a aproveitar eficientemente os benefícios do tratamento do sinal a nível óptico.

Para o estudo comparativo dos gastos em equipamentos na camada óptica em relação aos gastos nas camadas superiores, considera-se um anel com N nós de acesso em quatro arquiteturas distintas com tráfego uniforme, conforme será visto a seguir. A escolha dessas arquiteturas reside no fato do padrão SONET/SDH se utilizar basicamente de topologias de anel bidirecional para prover mecanismos de proteção, que serão alvo de estudo do próximo capítulo. Nesta situação hipotética e idealizada de tráfego uniforme, define-se t como o tráfego gerado ou absorvido em cada nó. Logo, o tráfego médio que um nó destina a cada um dos outros nós da rede é $t/(N-1)$. O tráfego é medido em unidades correspondentes à capacidade de um caminho óptico. Logo, $t = 1$ significaria uma demanda de tráfego de 1 caminho óptico por nó. Vale lembrar que esse número não necessariamente precisa ser inteiro, de modo a refletir as exigências do mundo real.

a) Ponto-a-ponto, ligando cada nó ao adjacente através de sistemas WDM ponto-a-ponto com W_{pp} comprimentos de onda. Neste caso, todo o tráfego desembarca em cada nó de passagem, seja destinado a ele ou não.

b) Centralizado em hub único, ligando todos os nós diretamente a um nó centralizador denominado “hub”, gerando a necessidade de até W_{hub} comprimentos de onda na fibra.

c) Centralizado em múltiplos hubs, onde nós “hub” são posicionados em mais de um local no anel, de modo a centralizar o tráfego em suas imediações. Para a análise descrita a seguir, considera-se um anel com dois hubs antípodas (diametralmente opostos) no anel, onde W_{dhub} comprimentos de onda são requeridos para o roteamento do tráfego.

d) Completamente óptico, ligando cada nó diretamente a cada outro nó através de um caminho óptico, gerando a necessidade de até W_{co} comprimentos de onda na fibra.

O estudo para as topologias *a*, *b* e *d* está referenciado em [Wald98], enquanto que a topologia *c*, apresentada na seção 8.4, permanece como contribuição original deste texto.

Dada a topologia física de anel de duas fibras bidirecional, a análise pode ser feita considerando em cada fibra apenas o tráfego que flui em um sentido em cada enlace, de leste para oeste, por exemplo. O objetivo constante de minimização de eventuais congestionamentos leva os elementos controladores da rede a sempre estabelecer os caminhos ópticos no sentido de rotação do anel que leva a um menor número de enlaces percorridos entre o nó origem e o nó destino. Para o caso de N par, deve-se dispensar cuidado especial para o tráfego que flui entre nós antípodas (nós diametralmente opostos). Para este tipo de tráfego, considera-se que metade dele é enviado em uma direção por uma fibra e metade pela outra.

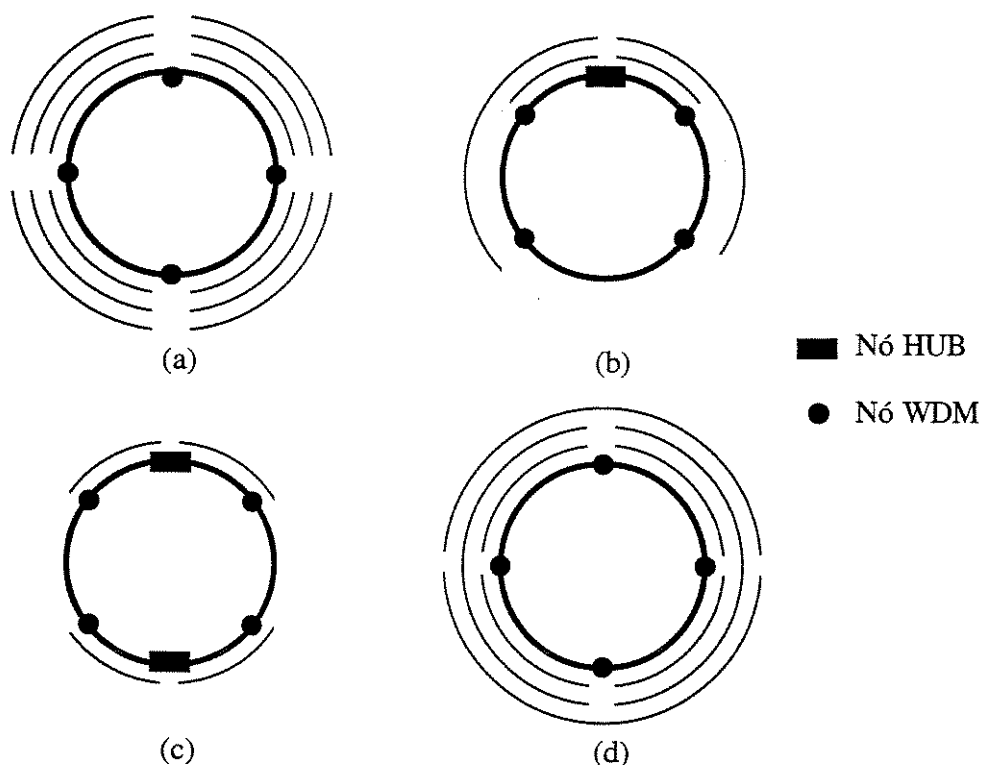


Figura 8.1 – Quatro arquiteturas distintas para as redes ópticas.

Na situação de tráfego uniforme, referindo-se à Figura 8.2, pode-se tomar um enlace qualquer de forma arbitrária, por exemplo o enlace limitado entre os nós W e E, para quantificar os recursos necessários a serem alocados tanto na camada fotônica quanto nas

camadas superiores. Nessas condições, todo o tráfego que atravessa o enlace W-E em uma das fibras do anel bidirecional é proveniente da metade dos nós a oeste do enlace.

A seguir apresenta-se para cada uma das quatro arquiteturas distintas do anel uma avaliação sobre a quantidade de terminais de linha SONET/SDH e o número de comprimentos de onda necessários. Em seguida, uma comparação será estabelecida para eleger a arquitetura mais vantajosa para a maioria dos casos.

8.2 – Anel Ponto-a-Ponto

Como citado anteriormente, deve-se efetuar duas análises distintas para os casos de N par e ímpar, casos esses que podem ser visualizados na Figura 8.2.

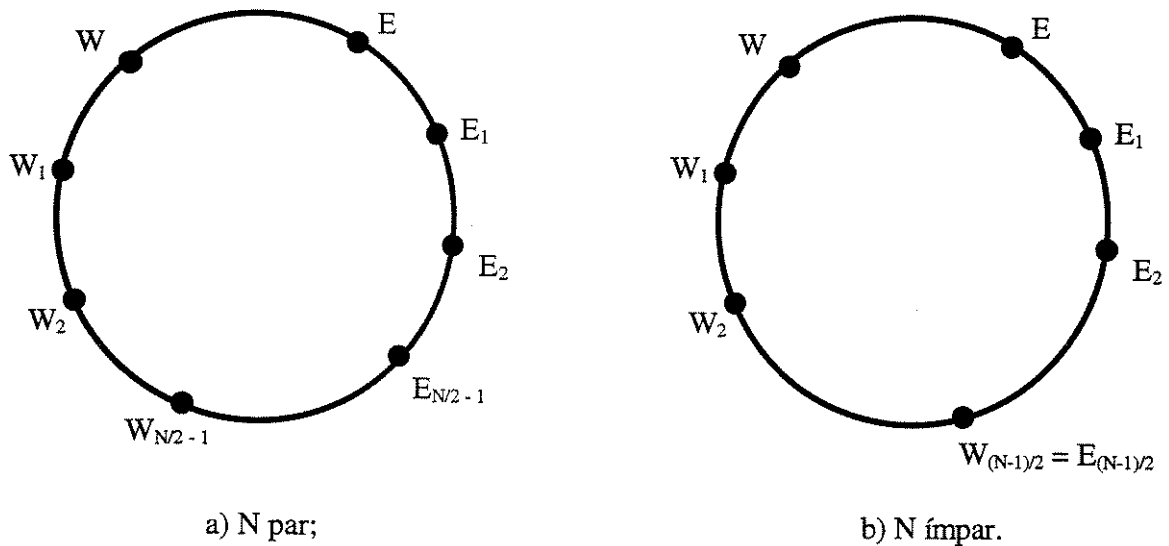


Figura 8.2 – Anel bidirecional com N nós rotulados.

8.2.1 – Primeiro Caso: N é Par.

Quando o número de nós N for par, existirão pares de nós antípodos cujo tráfego entre si deve ser dividido e enviado metade em cada fibra. Deste modo, no enlace W-E considerado, cada nó gera uma contribuição de tráfego de $\frac{t}{2(N-1)}$. Como o tráfego no enlace considerado é proveniente apenas da metade dos nós do anel, o tráfego total entre antípodas que atravessa o enlace W-E é:

$$\frac{N}{2} \cdot \frac{t}{2(N-1)} = \frac{Nt}{4(N-1)} .$$

Contabilizando o restante do tráfego, tem-se que o nó W na Figura 6.2 gera uma contribuição no enlace W-E de $\frac{t}{N-1} \left(\frac{N}{2} - 1 \right)$, o que corresponde ao tráfego deste para todos os nós a leste pelo caminho mais curto no anel. O nó W_1 contribui com $\frac{t}{N-1} \left(\frac{N}{2} - 2 \right)$ no enlace W-E, que corresponde a todo o tráfego gerado por ele e destinado aos nós a leste com exceção do tráfego destinado ao nó W. O nó W_2 gera uma contribuição de $\frac{t}{N-1} \left(\frac{N}{2} - 3 \right)$ e assim sucessivamente, até o nó $W_{N/2 - 1}$, que contribui com apenas $\frac{t}{N-1}$ no enlace considerado.

Desta forma, pode-se contabilizar o tráfego total sobre o enlace W-E considerado, que sob a suposição de tráfego uniforme será igual ao tráfego de todos os outros enlaces:

$$B_{pp} = \frac{Nt}{4(N-1)} + \frac{t}{N-1} \left[1 + 2 + 3 + \dots + \left(\frac{N}{2} - 1 \right) \right] ;$$

$$B_{pp} = \frac{Nt}{4(N-1)} + \frac{t}{N-1} \left(\frac{N^2}{8} - \frac{N}{4} \right) ;$$

$$B_{pp} = \frac{N^2 t}{8(N-1)} .$$

Como o número de comprimentos de onda para atender a uma determinada demanda de tráfego deve ser um número inteiro, ele será dado por:

$$W_{pp} = \lceil B_{pp} \rceil = \left\lceil \frac{N^2 t}{8(N-1)} \right\rceil , \text{ para } N \text{ par.}$$

Cada comprimento de onda exige um terminal de linha em cada extremidade de enlace. Assim sendo, o número total de terminais de linha em cada anel de fibra unidirecional será dado por:

$$T_{pp} = 2.N.W_{pp} = 2.N \left\lceil \frac{N^2 t}{8(N-1)} \right\rceil , \text{ para } N \text{ par.}$$

8.2.2 – Segundo Caso: N é Ímpar.

No anel onde o número de nós N é ímpar, não há nós antípodas, e cada nó terá $\frac{N-1}{2}$ nós a leste pelo caminho mais curto (vide Figura 8.2). Nessa situação, pode-se utilizar o mesmo raciocínio descrito para o caso de N par para encontrar o tráfego que atravessa o enlace W-E arbitrário.

$$B_{pp} = \frac{t}{N-1} \left[1 + 2 + 3 + \dots + \left(\frac{N-1}{2} \right) \right] = \frac{t}{N-1} \left[\frac{(N+1)}{2} \cdot \frac{(N-1)}{4} \right];$$

$$B_{pp} = \frac{(N+1).t}{8}, \text{ para } N \text{ ímpar.}$$

O número de comprimentos de onda necessários é quantizado e dado por:

$$W_{pp} = \left\lceil \frac{(N+1).t}{8} \right\rceil, \text{ para } N \text{ ímpar.}$$

O número requerido de terminais de linha requeridos é calculado da mesma forma que no item anterior:

$$T_{pp} = 2.N \cdot \left\lceil \frac{(N+1).t}{8} \right\rceil, \text{ para } N \text{ ímpar.}$$

Tanto para o caso de N par quanto de N ímpar, o tráfego por enlace é da ordem de $\frac{N.t}{8}$, ou seja, fixando-se o tráfego por nó t , o tráfego por enlace irá variar linearmente com N .

8.3 – Anel Centralizado em *Hub* Único

Nesta situação, todo o tráfego t gerado por cada nó é enviado centralizador ("*hub*"), tanto na transmissão quanto na recepção. Essa comunicação é efetivada sempre na fibra unidirecional que oferece o caminho mais curto entre o nó e o *hub*. Deste modo, toma-se para análise os enlaces adjacentes ao *hub*, pois neles haverá o pior caso em termos de concentração de tráfego. Novamente, a análise deve ser feita separadamente para o número de nós par ou ímpar, onde o nó *hub* não é contabilizado.

8.3.1 – Primeiro Caso: N é par.

Nesta situação, a metade dos nós a oeste do *hub* envia a totalidade do seu tráfego pelo caminho mais curto (o sentido horário), conforme visto na Figura 8.1 (b). Tomando-se o enlace adjacente ao *hub*, onde todo o tráfego se concentra, o número de comprimentos de onda requeridos por esta arquitetura é:

$$W_{\text{hub}} = \frac{N \lceil t \rceil}{2}, \text{ para } N \text{ par.}$$

8.3.2 – Segundo Caso: N é ímpar.

Neste caso, considera-se que o nó antípoda ao *hub* envia seu tráfego metade por uma fibra e metade pela outra. Assim sendo:

$$W_{\text{hub}} = \frac{(N+1) \lceil t \rceil}{2}, \text{ para } N \text{ ímpar.}$$

Para ambos os casos anteriores, cada nó deverá passar possuir um terminal de linha para transmissão e outro para recepção. O número total de terminais de linha requeridos será:

$$T_{\text{hub}} = 2.N \lceil t \rceil.$$

8.4 – Anel Centralizado em Múltiplos *Hubs*

Na arquitetura em anel onde há vários *hubs* presentes, há duas modalidades de tráfego que devem ser consideradas: a comunicação de cada nó com o *hub* mais próximo no anel e a comunicação dos *hubs* entre si, esta última necessária quando mensagens devem ser trocadas entre nós onde o nó origem está mais próximo a um *hub* e o nó destino está mais próximo ao outro. Assume-se que essas duas modalidades de tráfego utilizem conjuntos de comprimentos de onda distintos e exclusivos. Mais uma vez, deve-se separar as análises para os casos de N par e ímpar.

8.4.1 – Primeiro Caso: N é par.

Cada nó comunica-se com o *hub* mais próximo utilizando para tanto $\lceil t \rceil$ caminhos ópticos. Essa comunicação gera a necessidade de $2.N \lceil t \rceil$ terminais de linha SONET/SDH na

rede. Cada *hub* pode reutilizar os comprimentos de onda com que se comunica com os nós que estão mais próximos a leste e a oeste (Figura 8.1c). Neste arranjo, $\frac{N}{4} \lceil t \rceil$ comprimentos são necessários para efetivar a comunicação dos nós com o *hub* mais próximo para o caso de N múltiplo de 4. Caso contrário, $\frac{N+2}{4} \lceil t \rceil$ comprimentos de onda fazem-se necessários.

Contabilizando-se agora o tráfego entre *hubs*, tem-se que um volume de tráfego de $\frac{t}{N-1}$ deve ser roteado entre cada par de nós no qual um deles está mais próximo do *hub* 1 e o outro está mais próximo do *hub* 2. O total de pares nesta condição é $\frac{N}{2} \cdot \frac{N}{2} = \frac{N^2}{4}$. Assim, o tráfego a ser roteado entre os dois *hubs* é $\frac{N^2}{4} \cdot \frac{t}{N-1}$. Esse tráfego pode ser dividido em duas partes iguais, cada uma delas sendo roteada em uma direção do anel. Deste modo, o tráfego devido à comunicação entre *hubs* contribui com mais $\left\lceil \frac{N^2}{8} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil$ caminhos ópticos em um enlace arbitrário qualquer. Assumindo dois terminais de linha para cada unidade de tráfego (um em cada *hub*), esta arquitetura exige $\left\lceil \frac{N^2}{2} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil$ terminais para a comunicação entre os *hubs*.

Deve-se agora somar as duas parcelas de tráfego desenvolvidas acima para encontrar o número total de comprimentos de onda e de terminais de linha requeridos para a arquitetura em questão.

O número total de comprimentos de onda será dado por:

$$W_{\text{dhub}} = \frac{N}{4} \lceil t \rceil + \left\lceil \frac{N^2}{8} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil, \text{ para } N \text{ múltiplo de } 4;$$

$$W_{\text{dhub}} = \frac{N+2}{4} \lceil t \rceil + \left\lceil \frac{N^2}{8} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil, \text{ para } N \text{ ímpar.}$$

Finalmente, o número total de terminais de linha requeridos será:

$$T_{\text{dhub}} = 2N \lceil t \rceil + \left\lceil \frac{N^2}{2} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil, \text{ para } N \text{ par.}$$

8.4.2 – Segundo Caso: N é Ímpar.

Quando há dois *hubs* no anel e o número de nós N é ímpar, os domínios gerenciados por cada *hub* serão assimétricos em relação ao número de nós que cada um contém, conforme visto na Figura 8.3. Contabilizando-se inicialmente o tráfego dos nós para os *hubs*, esta modalidade irá requerer $\left(\frac{N-1}{4}+1\right)\lceil t \rceil = \frac{N+3}{4}\lceil t \rceil$ comprimentos de onda e $2N\lceil t \rceil$ terminais de linha.

Em relação ao tráfego entre *hubs*, tem-se que $\frac{t}{N-1}$ é o tráfego entre pares de nós, e existem $\frac{N-1}{2} \cdot \frac{N+1}{2} = \frac{N^2-1}{4}$ pares de nós nos quais o nó origem e o nó destino comunicam-se com *hubs* diferentes. Pode-se enviar metade desse tráfego em cada uma das fibras, gerando a necessidade de $\left\lceil \frac{N^2-1}{8} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil$ comprimentos de onda no anel bidirecional. Para cada um desses caminhos ópticos, deve haver dois terminais de linha, ocasionando a necessidade de $2\left\lceil \frac{N^2-1}{8} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil$ destes para lidar com a comunicação inter-*hubs*.

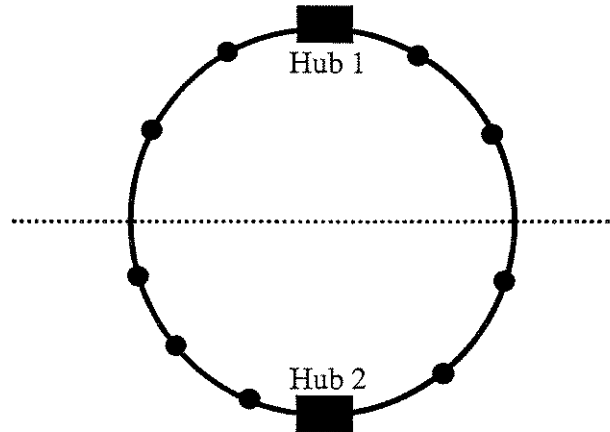


Figura 8.3 – Anel centralizado em dois *hubs* com n ímpar. Os nós acima da linha pontilhada comunicam-se com o *hub* 1, e os outros comunicam-se com o *hub* 2.

Adicionando todos esses resultados, tem-se que o número total de comprimentos de onda requeridos será dado por:

$$W_{\text{dhub}} = \frac{N+3}{4} \lceil t \rceil + \left\lceil \frac{N^2-1}{8} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil, \text{ para } N \text{ ímpar.}$$

O número requerido de terminais de linha é:

$$T_{\text{dhub}} = 2N \lceil t \rceil + 2 \left\lceil \frac{N^2-1}{8} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil, \text{ para } N \text{ ímpar.}$$

Desenvolve-se agora uma expressão geral para qualquer rede em anel centralizado em múltiplos *hubs* com um número arbitrário de *hubs* da forma $N_H = 2^\alpha$ e um número arbitrário de nós da forma $N = 2^\beta$, onde α e β são números inteiros positivos com $\beta \geq \alpha$.

Como visto na Figura 8.4, para $\alpha=2$ e $\beta=3$, o anel é dividido em 2^α domínios, cada um administrado por um *hub*. Para o tráfego entre os nós e os *hubs*, o mesmo conjunto de comprimentos de onda pode ser reutilizado a leste e a oeste de cada *hub* em cada domínio. Desta forma, o número requerido de comprimentos de onda para o tráfego dos nós para os *hubs* é dado por $\frac{N}{2^{\alpha+1}} \lceil t \rceil = 2^{\beta-\alpha-1} \lceil t \rceil$. Essa modalidade de tráfego requer $2.N \lceil t \rceil = 2^{\beta+1} \lceil t \rceil$ terminais de linha.

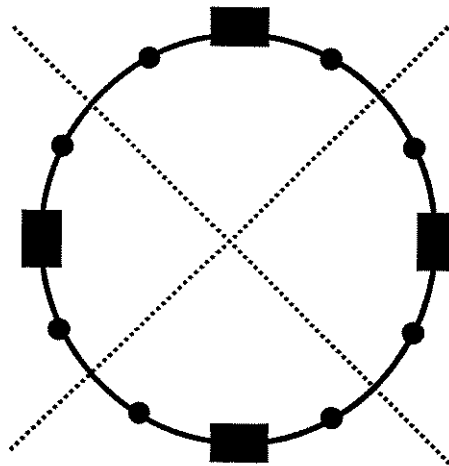


Figura 8.4 – Anel com 2^β nós centralizados em 2^α *hubs*. A figura mostra o caso específico de $\alpha=2$ e $\beta=3$.

Para o tráfego entre *hubs*, tem-se que $\frac{t}{N-1}$ é o tráfego entre qualquer par de nós da rede, mantendo a suposição de tráfego uniforme. A quantidade de pares de nós em domínios diferentes é dada pela combinação do número de domínios tomados dois a dois multiplicada pelo quadrado do número de nós em cada domínio:

$$\frac{N_H!}{2!(N_H-2)!} \left(\frac{N}{N_H} \right)^2.$$

Substituindo N_H por 2^α e N por 2^β , tem-se:

$$\frac{2^\alpha!}{2 \cdot (2^\alpha - 2)!} \cdot 2^{2(\beta-\alpha)} = 2^{2(\beta-\alpha)-1} \cdot \frac{2^\alpha!}{(2^\alpha - 2)!}.$$

Metade desse tráfego é roteado em cada fibra do anel bidirecional, gerando a necessidade de $\left\lceil 2^{2(\beta-\alpha)-2} \frac{2^\alpha!}{(2^\alpha - 2)!} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil$ comprimentos de onda.

Cada um desses caminhos ópticos requer dois terminais de linha nos *hubs*, totalizando $\left\lceil 2^{2(\beta-\alpha)} \frac{2^\alpha!}{(2^\alpha - 2)!} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil$ terminais de linha.

Adicionando-se as duas parcelas encontradas acima, o número total de comprimentos de onda requeridos pelo anel centralizado em múltiplos *hubs*, em função dos fatores α e β , é dado por:

$$W_{\text{mhub}} = 2^{\beta-\alpha-1} \lceil t \rceil + \left\lceil 2^{2(\beta-\alpha)-2} \frac{2^\alpha!}{(2^\alpha - 2)!} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil.$$

O número total de terminais de linha necessários é:

$$T_{\text{mhub}} = 2^{\beta+1} \lceil t \rceil + \left\lceil 2^{2(\beta-\alpha)} \frac{2^\alpha!}{(2^\alpha - 2)!} \cdot \frac{t}{N-1} \right\rceil.$$

8.5 – Anel de Caminhos Ópticos

Torna-se necessário, também para esta arquitetura, a divisão da análise em dois casos distintos.

8.5.1 – Primeiro Caso: N é par.

Deve-se contabilizar inicialmente o tráfego entre nós antípodas. Para N par, esse tráfego gera N caminhos ópticos, e pode-se encaminhar $N/2$ deles em cada fibra do anel bidirecional. Uma maneira de minimizar o número de caminhos ópticos em cada enlace é alternar os nós de origem quando do estabelecimento dos $N/2$ caminhos em cada fibra. Deste modo, caso N seja múltiplo de 4, apenas $N/4$ destes caminhos atravessam cada enlace. Caso contrário, cada enlace recebe no máximo $\frac{N+2}{4}$ caminhos ópticos.

Contabilizando-se agora o tráfego remanescente, tem-se que o número de caminhos ópticos que atravessam um dado enlace em uma direção será dado por:

$$\left[1 + 2 + \dots + \left(\frac{N}{2} - 1 \right) \right] = \left(\frac{N}{2} \right) \cdot \left(\frac{N}{4} - \frac{1}{4} \right) = \frac{N^2}{8} - \frac{N}{4}.$$

Adicionando-se as duas parcelas (tráfego entre antípodas e entre não antípodas), o número necessário de comprimentos de onda para essa arquitetura é dado por:

$$W_{co} = \left[\left(\frac{N^2}{8} - \frac{N}{4} \right) + \frac{N}{4} \right] \cdot \left\lceil \frac{t}{N-1} \right\rceil = \frac{N^2}{8} \cdot \left\lceil \frac{t}{N-1} \right\rceil, \text{ para } N \text{ múltiplo de } 4;$$

$$W_{co} = \left[\left(\frac{N^2}{8} - \frac{N}{4} \right) + \frac{N+2}{4} \right] \cdot \left\lceil \frac{t}{N-1} \right\rceil = \left(\frac{N^2}{8} + \frac{1}{2} \right) \cdot \left\lceil \frac{t}{N-1} \right\rceil, \text{ para } N \text{ dobro de ímpar.}$$

8.5.2 – Segundo Caso: N é ímpar.

Para este caso não há tráfego entre nós antípodas, e cada fibra leva apenas os caminhos ópticos entre os pares origem-destino para os quais a sua direção oferece uma rota mais curta. Assim, o número de caminhos passando por cada enlace em uma direção será:

$$\left[1 + 2 + 3 + \dots + \left(\frac{N-1}{2} \right) \right] = \left(\frac{N+1}{2} \right) \left(\frac{N-1}{4} \right) = \frac{N^2 - 1}{8}.$$

O número requerido de comprimentos de onda será então:

$$W_{co} = \left(\frac{N^2 - 1}{8} \right) \cdot \left\lceil \frac{t}{N-1} \right\rceil, \text{ para } N \text{ ímpar.}$$

Para ambos os casos anteriores, cada caminho óptico estabelecido irá requerer dois terminais de linha, um em cada extremidade. O número total de terminais de linha nas duas direções será então dado pelo dobro do número de pares origem-destino multiplicado pelo tráfego que cada caminho óptico carrega:

$$T_{co} = 2N(N-1) \left\lceil \frac{t}{N-1} \right\rceil .$$

8.6 – Comparação dos Custos

Para a comparação do custo dos equipamentos na camada óptica em relação aos custos nas camadas superiores para as arquiteturas de redes apresentadas anteriormente, recorre-se aos gráficos nas Figuras 8.5 e 8.6, mostradas a seguir para uma arquitetura em anel bidirecional com 12 nós. Os gráficos representam os números de terminais de linha (custo em equipamentos SONET/SDH) e o número de comprimentos de onda (custo em equipamentos da camada óptica) necessários para cada configuração de rede, conforme calculado nas seções anteriores.

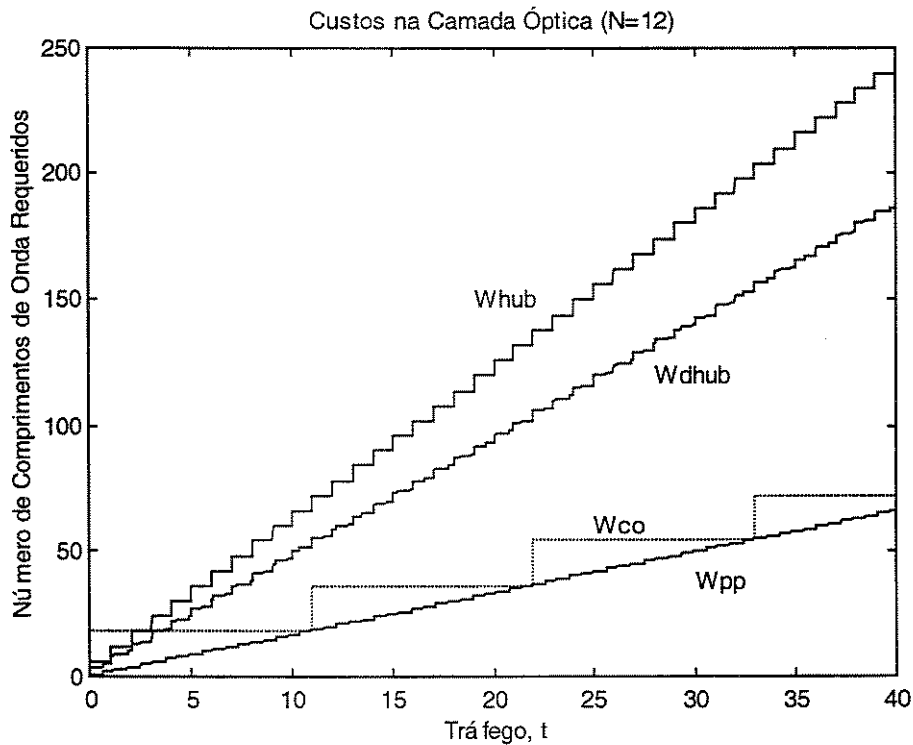


Figura 8.5 - Número de Comprimentos de Onda × Tráfego por Nó.

Pode-se concluir que a arquitetura de anel ponto-a-ponto é a mais dispendiosa do ponto de vista de terminais de linha SONET para altos níveis de tráfego, ao mesmo tempo em que é a mais econômica em termos de custos na camada óptica. No outro extremo, temos que a implementação centralizada em um único *hub* é a mais parcimoniosa em termos de equipamentos SONET, ao passo em que é a mais dispendiosa em termos de equipamentos para a camada óptica.

A arquitetura de múltiplos hubs, quando comparada à arquitetura que se utiliza de hub único exige um número maior de terminais de linha, mas é mais econômica em termos de número de comprimentos de onda exigidos.

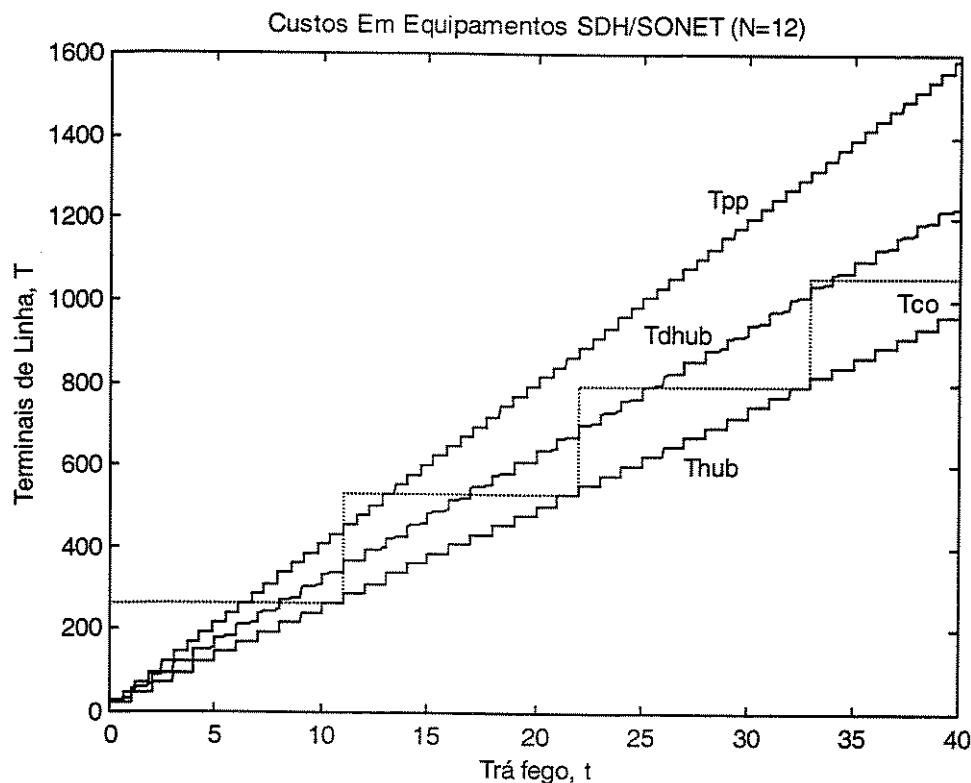


Figura 8.6 - Número de Terminais de Linha $\times$ Tráfego por Nó.

Dentre todas essas opções, a implementação baseada em caminhos ópticos surge como um bom compromisso para níveis suficientemente altos de tráfego, não pressionando demasiadamente os custos na camada óptica ou nas camadas superiores.

Capítulo IX – Aspectos de Gerenciamento e Controle de Falhas

Este capítulo trata da importância da gerenciabilidade das redes, e as dificuldades de se implantar mecanismos de controle e proteção contra falhas em redes ópticas WDM. Serão abordadas técnicas que permitem a restauração do serviço prestado pelas redes ópticas em caso de falhas. Seu estudo cuidadoso justifica a preferência pela implantação de redes com topologia em anel.

9.1 – Considerações Gerais

O gerenciamento de uma rede é uma das mais importantes funções em qualquer infraestrutura de telecomunicações, e nessas funções estão depositados grande parte do custo total da rede.

Tradicionalmente, o gerenciamento da rede consiste de cinco funções primárias, todas elas descritas a seguir [RS98].

- a) *Gerenciamento de configurações*: trata do conjunto de funções associadas com o gerenciamento de mudanças rotineiras na rede, como por exemplo o estabelecimento e a terminação de conexões, além do rastreamento de equipamentos e o gerenciamento da adição ou remoção de nós e todo o redirecionamento do tráfego que isso envolve.
- b) *Gerenciamento de performance*: cuida do monitoramento e gerenciamento dos vários parâmetros que medem a performance da rede. Essa atividade é de vital importância por permitir aos operadores da rede oferecer qualidade de serviço aos clientes, assim como assegurar que estes cumpram as requisições impostas pelo operador.
- c) *Gerenciamento de falhas*: essa é a função responsável pela detecção e isolamento das falhas, além da restauração do tráfego que porventura

tenha sido interrompido. Esse aspecto do gerenciamento da rede será alvo de extensos estudos nas próximas seções.

- d) *Gerenciamento de segurança*: envolve a proteção dos dados carregados pela rede contra interceptação ou alteração por entidades não autorizadas, incluindo funções administrativas como por exemplo a autenticação de usuários. A solução usual para esse problema em qualquer tipo de rede é criptografar os dados antes de transmiti-los.
- e) *Gerenciamento de contas*: trata-se da função responsável pela tarifação e pelos relatórios acerca dos componentes da rede.

Em uma rede de alta velocidade, torna-se desejável que grande parte das funções de gerência descritas acima sejam implementadas de forma descentralizada. Funções como o estabelecimento e a terminação de conexões ou o re-roteamento do tráfego na presença de falhas tornariam-se muito lentas se tivessem que passar por um elemento centralizador do gerenciamento da rede, devido à grande quantidade de processamento requerido pelo elemento centralizador para se comunicar com as diferentes partes da rede.

9.2 – Gerenciamento de Falhas

A resistência a falhas é uma das exigências mais importantes para as redes ópticas de alta velocidade. À medida que tais redes carregam uma quantidade cada vez maior de dados, a magnitude do prejuízo causado por uma eventual interrupção no serviço prestado torna-se mais significativa. Assim sendo, várias técnicas foram desenvolvidas para assegurar que a rede continue operando de modo confiável mesmo na presença de falhas. Tais técnicas de proteção envolvem na sua totalidade a adição de capacidade redundante à rede, que deve ser utilizada para re-rotear o tráfego no caso de falhas.

Na maioria dos casos, para assegurar uma rápida restauração do serviço após uma falha ter ocorrido, os esquemas de proteção devem ser implementados de maneira distribuída, não necessitando de coordenação entre todos os nós da rede.

Entende-se por falha o mal funcionamento de enlaces (possivelmente devido a cortes nas fibras), de nós (devido a quedas de energia ou defeitos nos equipamentos) ou

ainda de canais WDM individuais (devido à falha de componentes individuais associados a esses canais, tais como transmissores e receptores).

O termo *capacidade de sobrevivência* (“*survivability*”) refere-se à habilidade da rede em continuar a prestar serviço mesmo na presença de falhas. Na quase totalidade dos casos, o projeto dos esquemas de proteção é feito de tal forma que permita a capacidade de sobrevivência da rede na presença de uma única falha, ou seja, assume-se que falhas múltiplas simultâneas são bastante raras, ou ainda que seja improvável que uma nova falha venha a ocorrer enquanto a rede tenta restaurar o serviço por ocasião de uma falha anterior.

9.3 – Esquemas de Proteção

O estudo de esquemas de proteção para redes ópticas será iniciado com uma descrição dos principais mecanismos utilizados em enlaces ponto-a-ponto. Tomando estes como base, os esquemas utilizados em redes ópticas com topologia em anel e malha serão descritos a seguir. Além disso, técnicas para contornar falhas em nós também serão abordadas.

9.3.1 – Enlaces Ponto-a-Ponto

Em enlaces ponto-a-ponto, pode-se empregar dois mecanismos fundamentais para o provimento de proteção contra falhas simples. Esses mecanismos fundamentais, mostrados na Figura 9.1, são a proteção 1+1 e a proteção 1:1 ou, de forma mais generalizada, a proteção 1:N.

No caso do esquema de proteção 1+1, o tráfego é separado na origem por um *splitter* e transmitido simultaneamente por duas fibras, que usualmente devem tomar rotas distintas entre o nó origem e o nó destino. Este último escolhe um dentre os dois sinais que chegam para receber os dados. Em caso de falha na fibra que está sendo utilizada pelo receptor (um corte, por exemplo), este simplesmente modifica o estado de sua chave e passa a receber o sinal da outra fibra. Esse tipo de proteção é bastante rápido na recuperação, além da simplicidade resultante do fato de dispensar um protocolo de sinalização entre os nós.

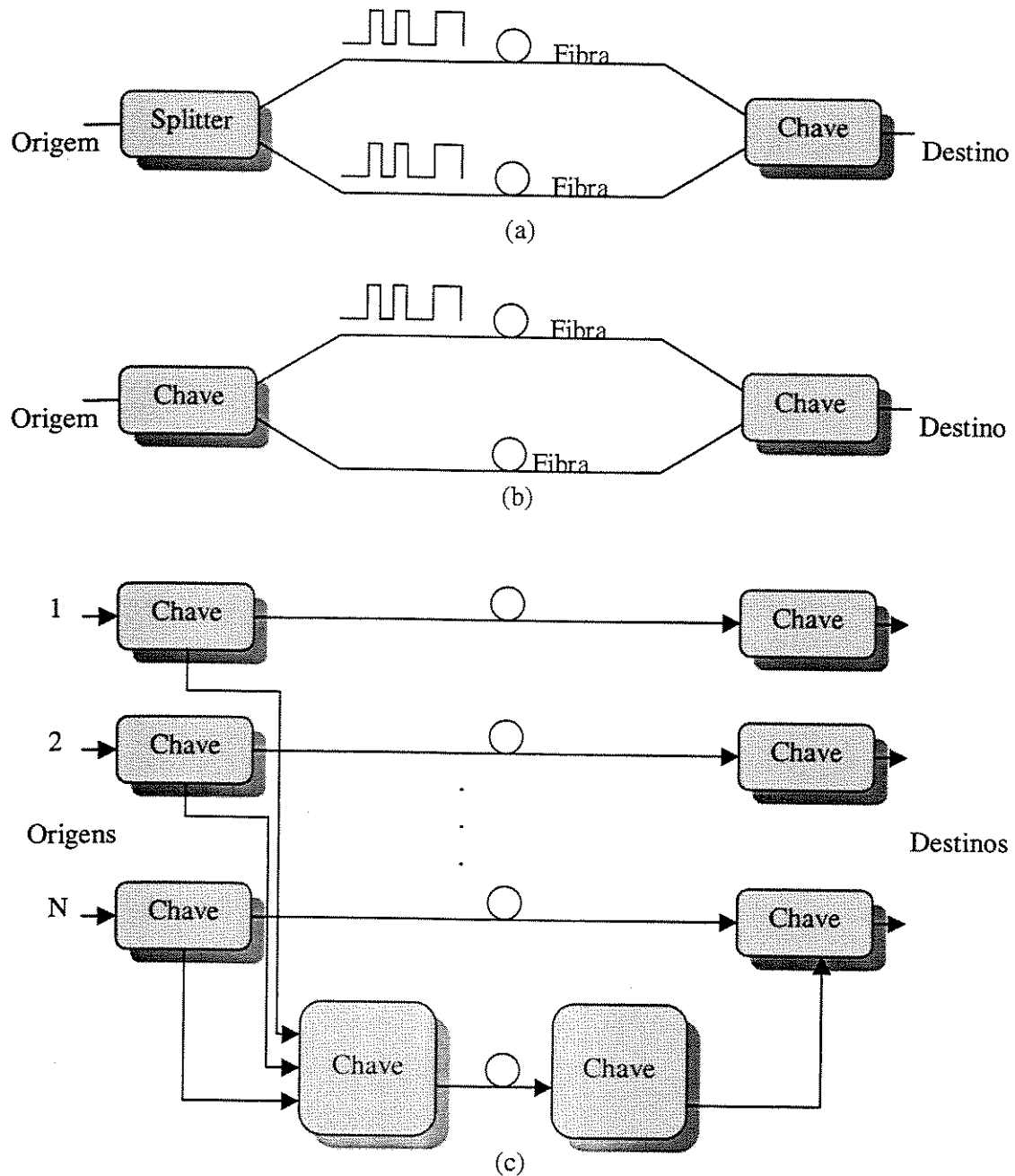


Figura 9.1 – Diferentes técnicas de proteção para enlaces ponto-a-ponto:

(a) proteção 1+1; (b) proteção 1:1 e (c) proteção 1:N.

No esquema de proteção 1:1 duas fibras também se fazem necessárias. Entretanto, apenas uma delas carrega dados em um dado instante. Essa fibra é denominada ativa, enquanto a outra é chamada de fibra reserva. Caso a fibra ativa sofra alguma obstrução,

tanto o nó origem quanto o nó destino chaveiam seus transceptores para operar na fibra reserva. Para sistemas unidirecionais, torna-se necessária a utilização de um protocolo de sinalização, pois apenas o nó destino detecta a obstrução e deve portanto utilizar-se deste protocolo para avisar o nó origem. Para o caso de enlaces bidirecionais, ambos os nós detectam o rompimento da fibra, tornando desnecessária a utilização de qualquer protocolo. Devido à maior complexidade na operação, a restauração neste esquema de proteção é mais lenta que no caso do esquema 1+1.

Apesar disso, esse esquema de proteção oferece duas grandes vantagens em relação ao esquema 1+1. A primeira delas é que a fibra reserva fica vaga sob operação normal do sistema, podendo ser aproveitada para a transmissão de tráfego de baixa prioridade. A segunda refere-se ao fato de que uma única fibra reserva pode ser compartilhada por várias fibras que efetivamente carregam dados, constituindo o esquema 1:N da Figura 9.1(c). Esse esquema é eficiente para tratar de falhas apenas em uma única fibra e, no caso de falhas múltiplas, deve-se assegurar que o protocolo de sinalização não chaveie mais de um sinal para a fibra reserva.

Após o reparo no corte da fibra, não há necessidade de tomar qualquer providência no esquema 1+1, pois a fibra reparada passa a ser a fibra de proteção. No caso do esquema 1:N, é desejável que o tráfego seja chaveado de volta à fibra reparada, de modo que novas falhas possam ser contornadas e a fibra reserva volte a transportar tráfego de baixa prioridade.

9.3.2 – Proteção em Redes Ópticas

Estendendo esses conceitos para o ambiente das redes ópticas, tem-se que cada enlace carrega tráfego originário de várias fontes e destinado a diferentes nós. Nessa situação, há duas formas de prover proteção a esse tráfego: comutação de caminho (*path switching*) e comutação de linha (*line switching*), ambas demonstradas na Figura 9.2. Na comutação de caminho, também chamada de proteção de caminho, a restauração é de responsabilidade dos nós de origem e destino de cada fração de tráfego presente no enlace defeituoso, que devem encontrar rotas alternativas para efetivar a comunicação.

No caso da comutação de linha, a restauração fica a cargo dos nós nas extremidades do enlace obstruído. Há duas maneiras de se implementar a comutação de linha: a proteção de trecho e a proteção de linha.

Na proteção de trecho, mostrada na Figura 9.2(c), caso a fibra óptica seja cortada entre dois nós, o tráfego deve ser chaveado para outra fibra entre esses mesmos dois nós.

Na proteção de linha, que não deve ser confundida com a comutação de linha, o tráfego deve ser chaveado por uma outra rota entre os dois nós nas extremidades dos enlaces defeituosos, conforme mostrado na Figura 9.2(d). Se a topologia da rede for em anel, por exemplo, isso significaria rotear o tráfego na outra direção por todo o anel para contornar a falha em um enlace.

Da mesma forma que em enlaces ponto-a-ponto, a proteção de trecho pode ser implementada sob a forma de esquemas 1+1 ou 1:N.

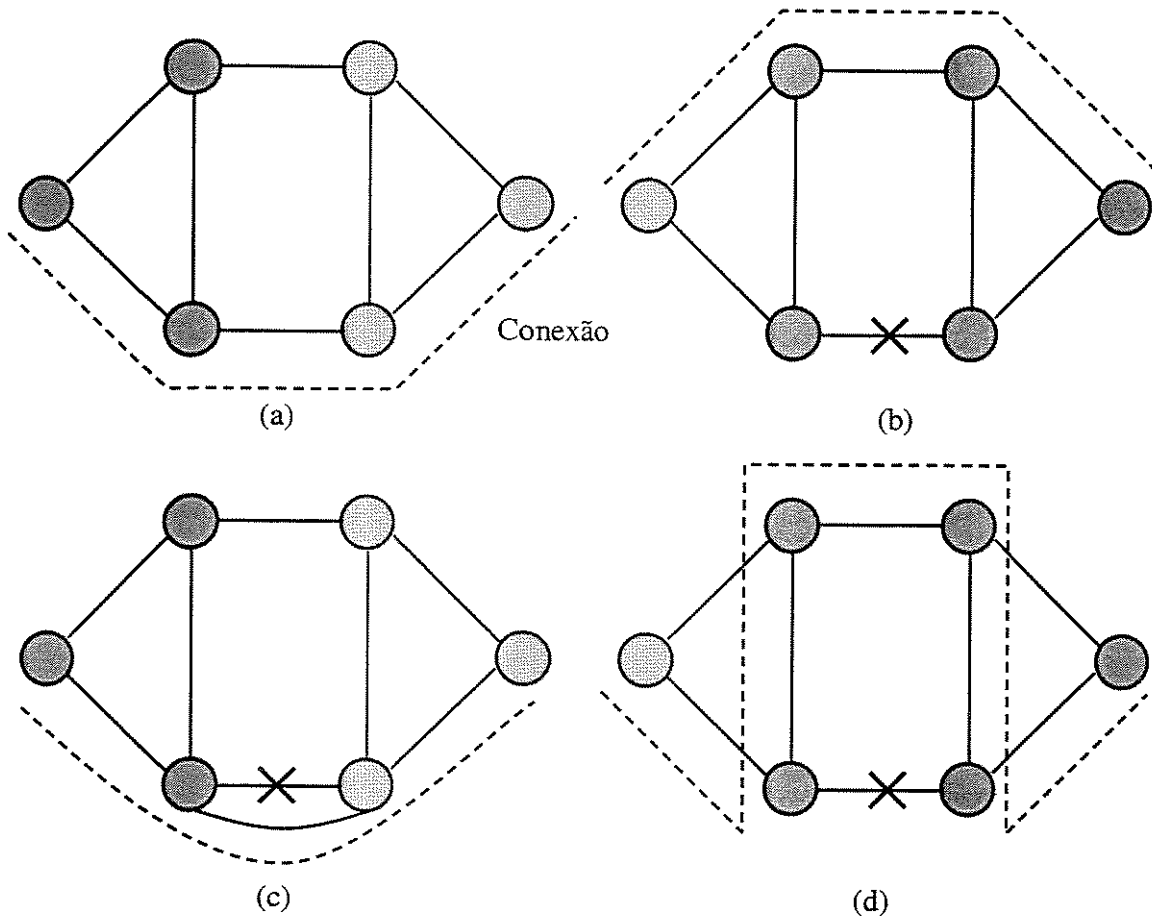


Figura 9.2 – Comutação de caminho e de linha em uma rede em malha. (a) Operação normal. (b) Restauração por comutação de caminho após a falha em um enlace. (c) Proteção de trecho e (d) proteção de linha, duas formas de comutação de linha.

9.3.2.1 - REDES EM ANEL

A topologia em anel é largamente utilizada tanto na infraestrutura pública de telecomunicações quanto nas redes corporativas justamente por se tratar da topologia mais simples capaz de prover duas rotas completamente disjuntas entre quaisquer par de nós.

Essa característica possibilita aos anéis a possibilidade de auto-restauração em caso de falha em um enlace simplesmente re-roteando o tráfego transportado pelo enlace defeituoso pela rota alternativa em torno do anel. Os anéis SONET/SDH utilizados em grande parte da infraestrutura pública de telecomunicações executam justamente esse procedimento em caso de enlaces defeituosos.

Há dois aspectos que distinguem os diferentes tipos de arquiteturas em anel: a direção do tráfego e os mecanismos de proteção utilizados. Como visto na Figura 9.3, um anel *unidirecional* carrega tráfego em apenas um sentido no anel (por exemplo, o sentido horário). Isso quer dizer que o tráfego do nó A para o nó B deve ser enviado no sentido horário, enquanto o tráfego originário do nó B para o nó A deve também ser enviado no sentido horário, utilizando para tanto um outro conjunto de enlaces.

Um anel *bidirecional* é capaz de carregar tráfego nos dois sentidos, ou seja, o tráfego originário do nó A para o nó B pode ser enviado no sentido horário ao mesmo tempo em que o tráfego do nó B para o nó A é enviado no sentido anti-horário. Entretanto, em ambos os tipos de anel no caso do padrão SONET/SDH, as conexões são duplex e utilizam a mesma largura de banda em ambas as direções, que são roteadas diferentemente de acordo com o tipo do anel. Um anel bidirecional de quatro fibras pode ser visto na Figura 9.4.

O padrão SONET/SDH estabelece o valor de 60 ms como o tempo máximo de restauração após uma falha, englobando desde o tempo de detecção da falha, passando pelo tempo de chaveamento até o tempo de aquisição de sincronismo de quadro, além do atraso de propagação na rede.

Nesse contexto, três arquiteturas para redes em anel têm se provado as mais populares. São elas:

- Anel unidirecional de duas fibras comutado por caminho (UPSR – *Unidirectional Path-Switched Ring*);

- Anel bidirecional de quatro fibras comutado por linha (BLSR/4 – *Bidirectional Line-Switched Rings*);
- Anel bidirecional de duas fibras comutado por linha (BLSR/2 – *idem*).

As principais características das arquiteturas mencionadas acima estão sumarizadas na Tabela 9.1. Nas próximas seções, cada um desses anéis ditos auto-restauradores será estudado em detalhes.

Parâmetro	UPSR	BLSR/4	BLSR/2
Fibras Ópticas	2	4	2
Pares TX/RX por nó	2	4	2
Reuso espacial	Incapaz	Capaz	Capaz
Falha em enlaces	Proteção de trecho	Proteção de trecho Proteção de linha	Proteção de linha
Falha em nós	Proteção de trecho	Proteção de linha	Proteção de linha
Velocidade de restauração	Rápida	Mais lenta	Mais lenta
Complexidade do nó	Baixa	Alta	Alta

Tabela 9.1 – Comparação entre os diferentes tipos de anéis auto-restauradores.

- Anéis Unidirecionais Comutados por Caminho (BLSR's)

Trata-se de uma extensão do conceito de proteção 1+1 visto anteriormente para o caso de enlaces ponto-a-ponto. Como mostrado na Figura 9.3, o anel é constituído de duas fibras que carregam os mesmos sinais em sentidos opostos. Uma delas é dita fibra de trabalho, e a outra, fibra de proteção. O tráfego do nó A para o nó B, por exemplo, é enviado na fibra de trabalho no sentido horário e na fibra de proteção no sentido anti-horário.

Cada nó deve monitorar continuamente os sinais que chegam em ambas as fibras, escolhendo o melhor deles para ser processado.

Supondo que em condições normais de operação o nó B processe o sinal que chega na fibra de trabalho, caso haja uma falha no enlace AB ele simplesmente selecionará o sinal

recebido pela fibra de proteção e continuará a receber os dados. O mesmo procedimento pode ser aplicado em caso de falhas nos nós.

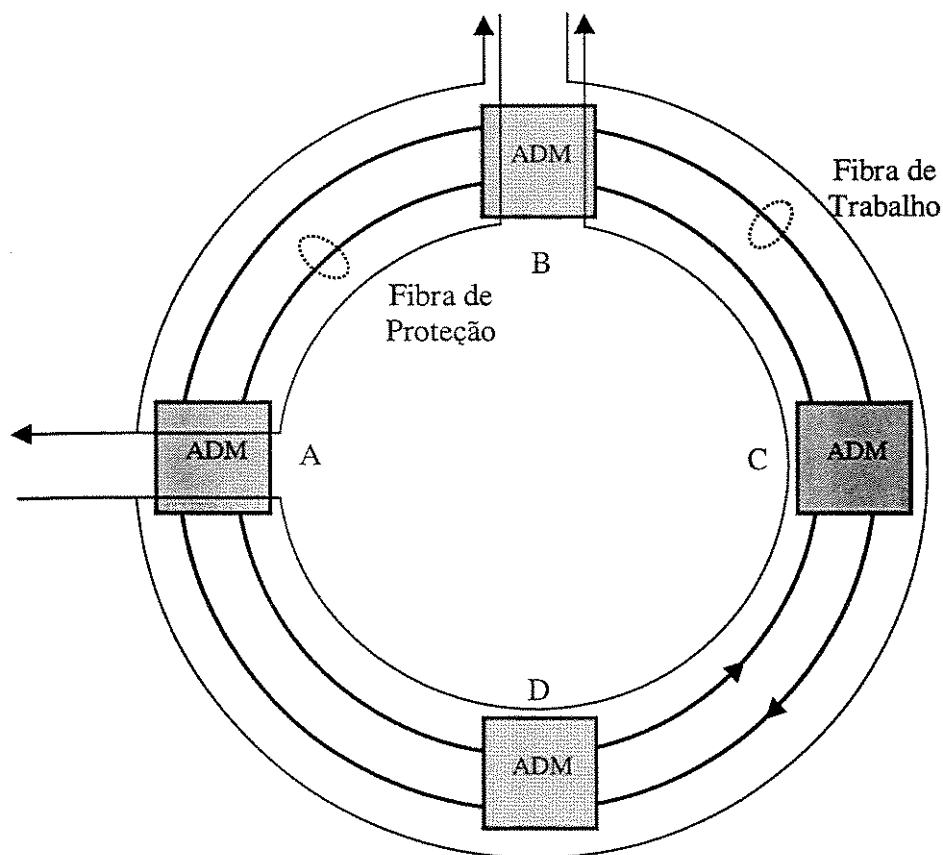


Figura 9.3 – Anel unidirecional comutado por caminho (UPSR)

Assim como nas outras arquiteturas de anéis que serão apresentadas mais adiante, o UPSR requer para propósitos de proteção a mesma quantidade de recursos efetivamente usados para a transmissão.

A grande desvantagem dessa arquitetura é a impossibilidade de reuso espacial da capacidade das fibras, pois cada conexão bidirecional SONET/SDH utiliza completamente a capacidade de todos os enlaces no anel. Em outras palavras, caso a capacidade de um enlace seja de 622 Mb/s, por exemplo, a capacidade do anel não vai além dos 622 Mb/s. Os anéis bidirecionais estudados a seguir incorporam mecanismos que permitem o reuso da capacidade das fibras.

Graças à sua simplicidade (não há necessidade de protocolo de sinalização entre os nós) e baixo custo, o UPSR é bastante difundido no ambiente de redes locais de baixa velocidade e redes de acesso. A impossibilidade de reuso espacial da capacidade das fibras também favorece a implantação de esquemas que empregam nós centralizadores de tráfego (*hubs*), com conexões ponto-multiponto.

As velocidades típicas desses anéis giram atualmente em torno de 155 ou 622 Mb/s. Não há nenhuma especificação em relação ao número máximo de nós que o UPSR pode comportar, nem o seu comprimento máximo. Na prática, o fator limitante será o atraso de propagação tanto no sentido horário quanto no anti-horário que afetarão o tempo de restauração em caso de falha.

- Anéis Bidirecionais Comutados por Linha (BLSR's)

Quando comparados aos UPSR's, os BLSR's permitem o reuso espacial da capacidade das fibras, além de incorporar mecanismos de proteção adicionais.

Um anel BLSR de 4 fibras é mostrado na Figura 9.4, onde duas das fibras são de trabalho e duas de proteção. Diferentemente do anel unidirecional, aqui o tráfego ativo é enviado nos dois sentidos do anel. O tráfego pertencente às duas direções de uma conexão é roteado pelo menor caminho entre os dois nós no anel, o que maximiza o reuso espacial.

Os anéis BLSR utilizam quatro bits para identificação de seus nós, o que os limita a apenas dezesseis por anel. O comprimento máximo do anel é limitado a 1200 km, correspondendo a um atraso máximo de propagação de 6 ms.

Um anel BLSR/4 pode empregar tanto proteção de trecho quanto proteção de linha. Da mesma forma que em enlaces ponto-a-ponto, na proteção de trecho, caso o transmissor ou o receptor em uma fibra de trabalho falhe, o tráfego é roteado pela fibra de proteção entre os dois nós do mesmo enlace, como mostrado na Figura 9.5. Caso as fibras de trabalho e as fibras de proteção sejam roteadas em cabos distintos, a proteção de trecho pode ser utilizada também para tratar de cortes nas fibras de trabalho, pois é improvável que as fibras de trabalho e as de proteção sejam cortadas ao mesmo tempo.

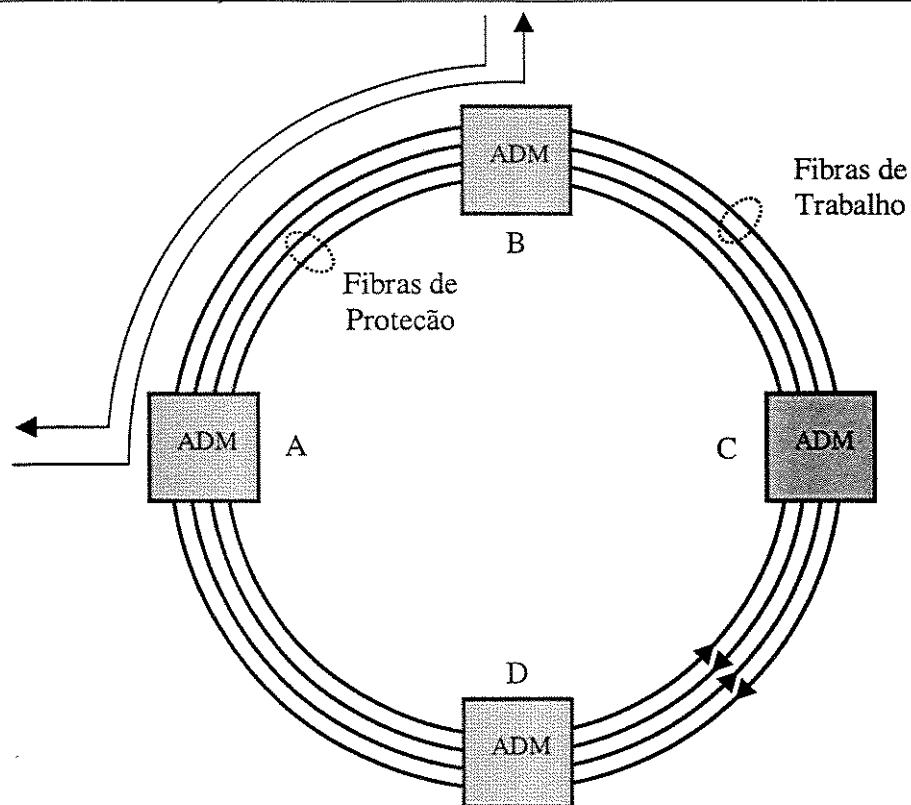


Figura 9.4 – Anel bidirecional de quatro fibras comutado por linha (BLSR/4).

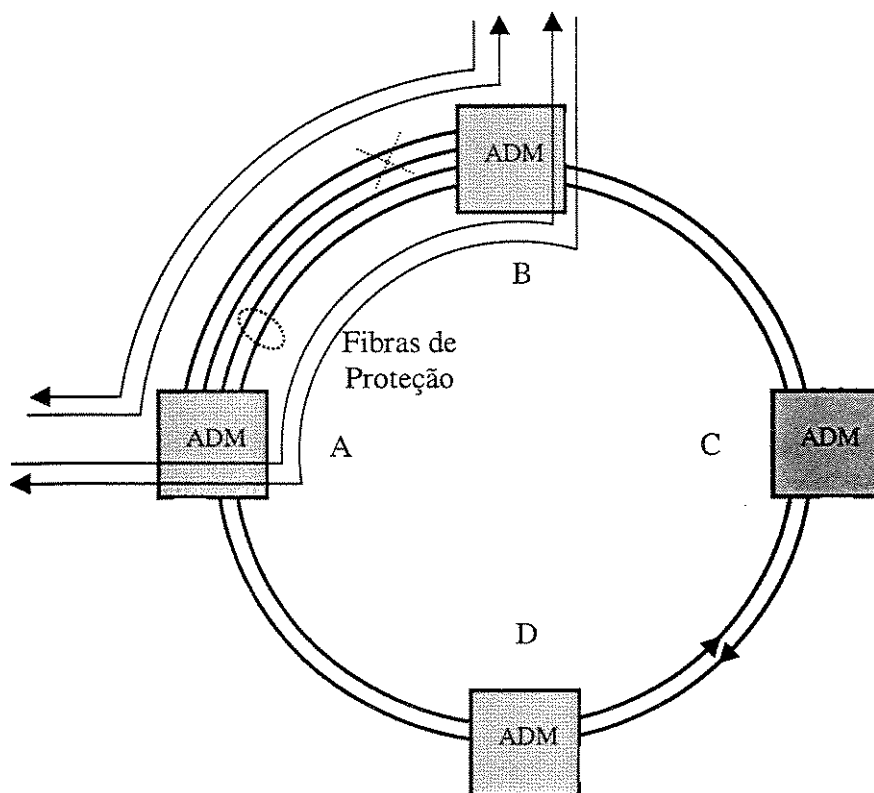


Figura 9.5 – Execução da proteção de trecho em um BLSR/4.

De qualquer forma, caso as fibras de proteção também sejam obstruídas juntamente com as fibras de trabalho, ou ainda no caso da falha de um nó, o serviço é restaurado via proteção de linha, conforme exemplificado na Figura 9.6. Caso o enlace AB falhe, seu tráfego é re-roteado em torno do anel nas fibras de proteção pelos nós A e B.

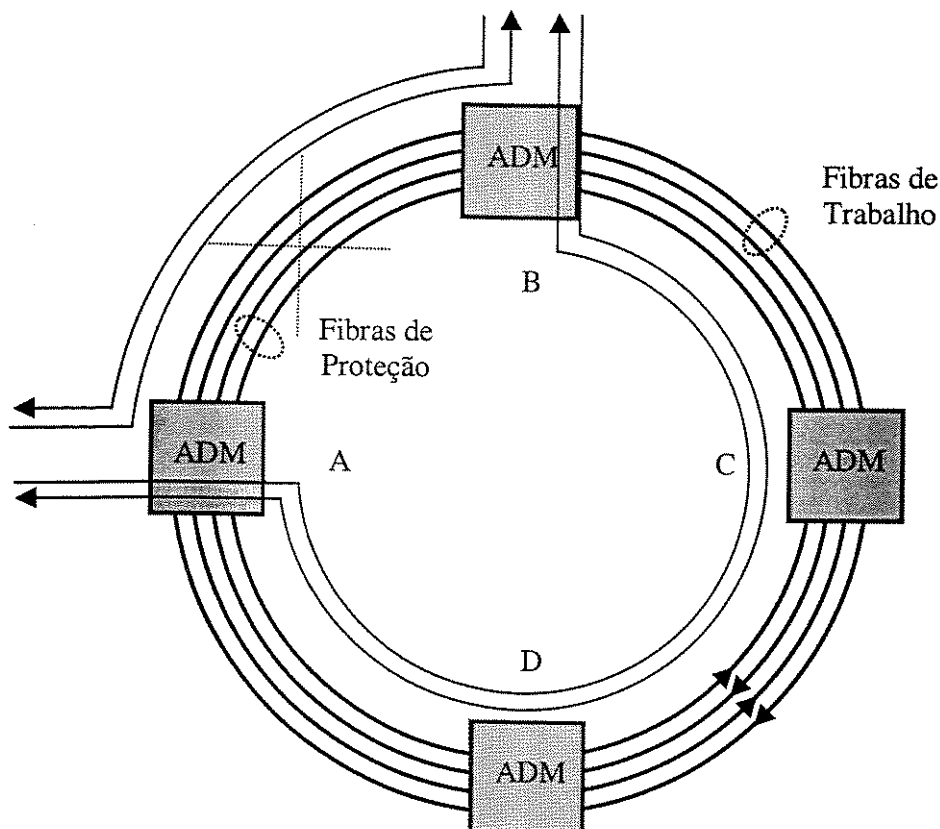


Figura 9.6 – Execução da proteção de linha em um BLSR/4.

Em um anel bidirecional de duas fibras (BLSR/2), ambas as fibras são utilizadas para carregar o tráfego ativo, mas a metade da capacidade de cada fibra é reservada para propósitos de proteção. A Figura 9.7 ilustra esse tipo de anel. Diferentemente do BLSR/4, não é possível realizar a proteção de trecho, mas a proteção de linha funciona de maneira bem semelhante. Em caso de falha em um enlace, o tráfego do enlace obstruído é desviado pelo outro sentido do anel utilizando a capacidade de proteção disponível nas fibras.

A utilização da proteção de linha em anéis, assim como o esquema 1:1 em enlaces ponto-a-ponto, traz a vantagem adicional que a largura de banda reservada para proteção

pode ser utilizada para transportar tráfego de baixa prioridade, que deve ser descartado caso a proteção deva ser ativada.

Por estas razões, apesar da maior complexidade, os BLSR's são largamente empregados em *backbones* de alta capacidade e interconexão de redes corporativas, onde os padrões de tráfego são mais distribuídos que em redes de acesso. Velocidades típicas são de 622 Mbp/s e 2,5 Gb/s, enquanto os anéis de 10 Gb/s encontram-se atualmente em implantação. Os BLSR's mais utilizados são os de duas fibras, pois seu gerenciamento é mais simples que os de quatro fibras, onde múltiplos mecanismos de proteção devem ser coordenados.

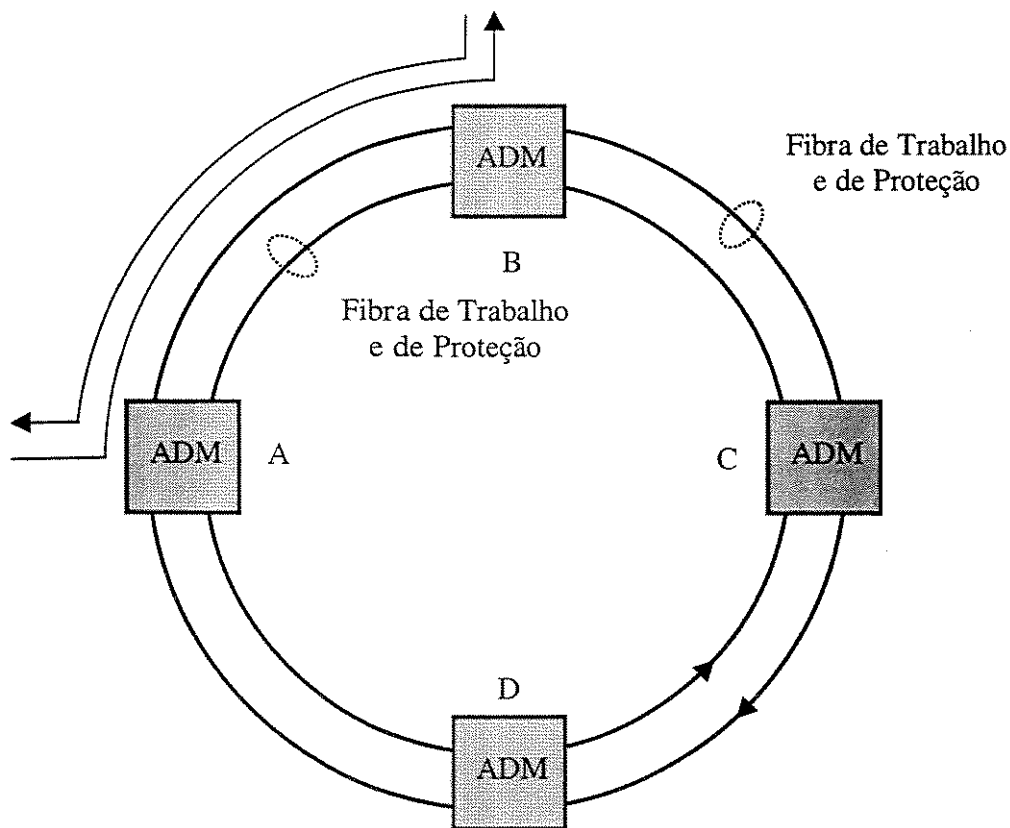


Figura 9.7 – Anel bidirecional de duas fibras comutado por linha (BLSR/2).

- Dual Homing

Todas as arquiteturas em anel descritas até agora possuem uma vulnerabilidade: caso haja falha em um nó, todo o tráfego que se origina ou se destina a esse nó é perdido. Isso pode se transformar em um grande problema se o nó em questão gerar ou absorver

uma grande quantidade de tráfego ou ainda for um nó centralizador de tráfego (*hub*). Uma técnica comumente utilizada para contornar esse problema é o *dual homing*, mostrada na Figura 9.8, que emprega dois nós *hubs*, ao invés do *hub* único empregado nos UPSR's.

Todas as conexões devem ser estabelecidas entre cada nó ordinário e os dois *hubs*. Em caso de falha de um *hub*, o outro pode assumir o roteamento do tráfego sem que haja interrupção no serviço. Da mesma forma que no UPSR tradicional, emprega-se proteção do tipo 1+1. O tráfego é enviado simultaneamente em um sentido na fibra de trabalho e no sentido oposto na fibra de proteção. Para que não seja necessário estabelecer duas conexões distintas entre os nós e os *hubs*, a arquitetura deve se utilizar de uma propriedade de transmissão ponto-multiponto presente nos ADM's, conforme exemplificado na Figura 9.8, que permite a eles entregar um feixe de tráfego em um nó ao mesmo tempo em que ele continua no anel até o próximo nó.

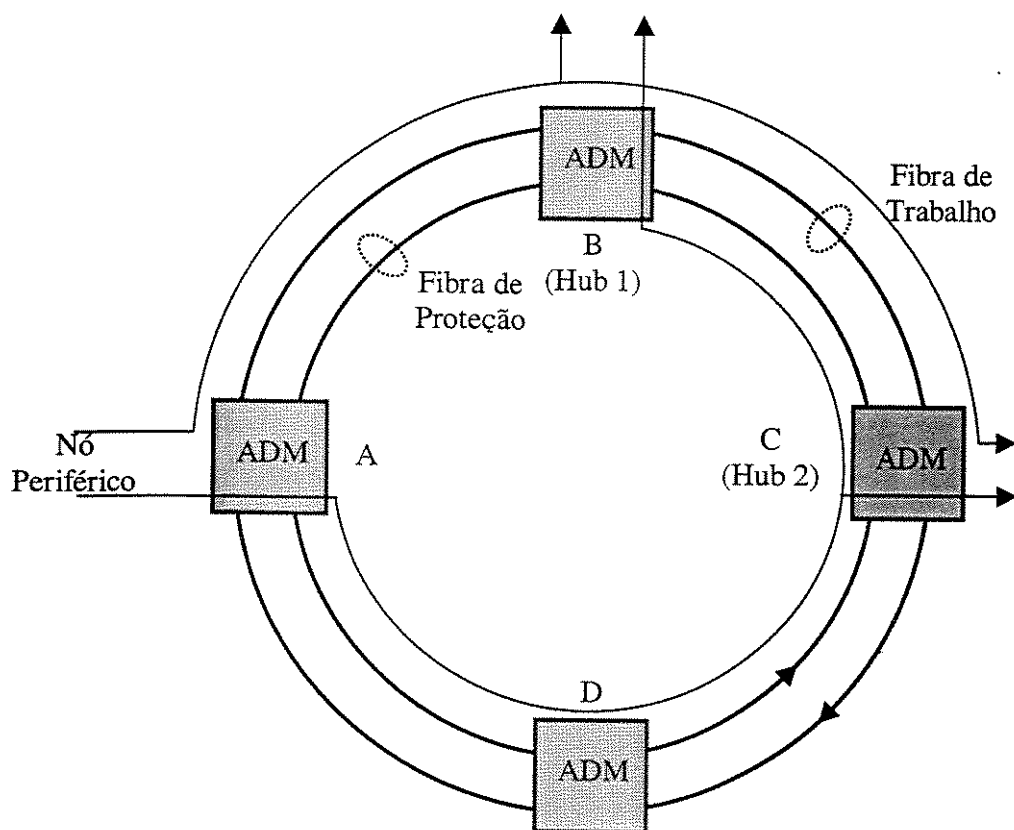


Figura 9.8 – Emprego da técnica de *dual homing* para contornar as falhas em nós. Cada nó periférico deve ser conectado a dois nós *hubs*, de modo que o sistema possa superar a falha de um destes nós.

9.3.2.2 - REDES EM MALHA

Em redes em malha, a restauração do serviço na presença de falhas é de certa forma mais complicada que as conexões ponto-a-ponto e as redes em anel.

A alternativa mais simples para proteger o tráfego em redes em malha é estabelecer duas rotas disjuntas para cada conexão e restaurar o serviço fazendo uso de proteção de caminho 1+1. Entretanto, trata-se de uma solução bastante ineficiente, pois da mesma forma que nas redes em anel, a largura de banda necessária para proteção não é compartilhada entre múltiplas conexões.

Um esquema mais inteligente consiste na utilização de proteção de linha, o que permite o compartilhamento de recursos de proteção entre as conexões. Em caso de falha em um enlace, todas as conexões que ali passam devem ser re-roteadas por outro caminho entre os nós na extremidade do enlace defeituoso. Deve-se tentar fazer isso sem a necessidade de coordenação entre os nós ao longo desse caminho.

Nesta seção, descreve-se um esquema de proteção de linha que pode ser executado localmente pelos nós nas extremidades do enlace onde ocorreu a falha, sem a necessidade de coordenação. No entanto, a restauração só será possível caso o grafo da rede seja *conectado em dois ramos*, ou seja, deve haver pelo menos dois caminhos disjuntos em termos de ramos (enlaces) entre cada par de nós.

Considera-se uma rede em malha conectada em dois ramos cujos enlaces possuem quatro fibras, sendo uma ativa e uma de proteção em cada direção. Se todas as fibras são cabeadas conjuntamente, é bastante provável que se uma fibra sofrer um corte, as outras do mesmo enlace também serão cortadas. Vale lembrar que em um BLSR/4, a proteção de trecho só é eficiente caso as fibras ativas e de proteção sejam roteadas separadamente, mas a proteção de linha funciona mesmo que ambos os pares de fibras sejam roteados concorrentemente. O esquema de proteção de linha empregado aqui atua da mesma forma.

Em princípio, considera-se apenas duas fibras de proteção em cada enlace. Conforme mostrado na Figura 9.9, a rede é representada por um grafo direcionado e planar. Entende-se por grafo planar aquele que pode ser desenhado em um plano de tal forma que não haja interseção entre dois ramos, a não ser nos vértices. Cada enlace na rede é representado no grafo por dois ramos direcionados em sentidos opostos.

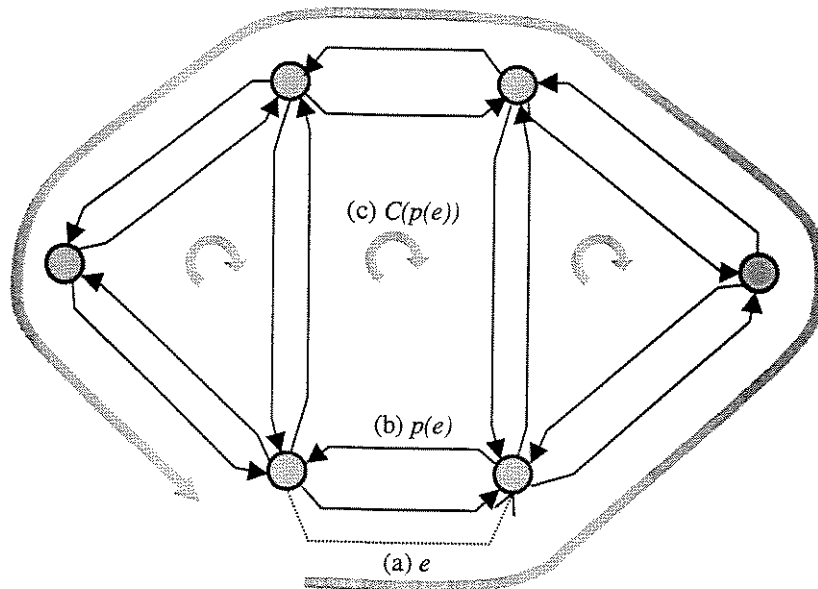


Figura 9.9 – Ciclos de proteção em uma rede em malha: (a) ramo ativo e (pontilhado); (b) ramo de proteção $p(e)$; (c) ciclo de proteção $C(p(e))$.

Define-se agora o conceito de ciclo, 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. Para construir os ciclos, faz-se uso do seguinte teorema proveniente da Teoria de Grafos, cuja prova é dada a seguir.

Teorema 9.1 – Dado um grafo planar duplamente conectado $G(V,E)$ com ramos bidirecionais, os ramos em G podem ser particionados em um conjunto de ciclos $C_1, C_2, \dots, C_k$, 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 de tal forma que quaisquer dois pontos nesta região podem ser conectados por uma curva que não se sobrepõe ou intercepta qualquer ramo ou vértice do grafo. Cada grafo possui uma face externa e uma ou mais faces internas. As faces de um grafo planar estão indicadas na Figura 9.10.

Dado um grafo planar G com p vértices e q ramos, o número de faces k será dado por $k = q - p + 2$. Essa relação é conhecida como fórmula de Euler. Para cada face existe um conjunto de ramos direcionados do grafo que a delimitam. Para cada face interna, tome o conjunto de ramos direcionados no sentido horário que formam um ciclo. Para a face externa, tome o conjunto de ramos direcionados no sentido anti-horário que formam outro ciclo. Esse procedimento resulta na partição desejada.

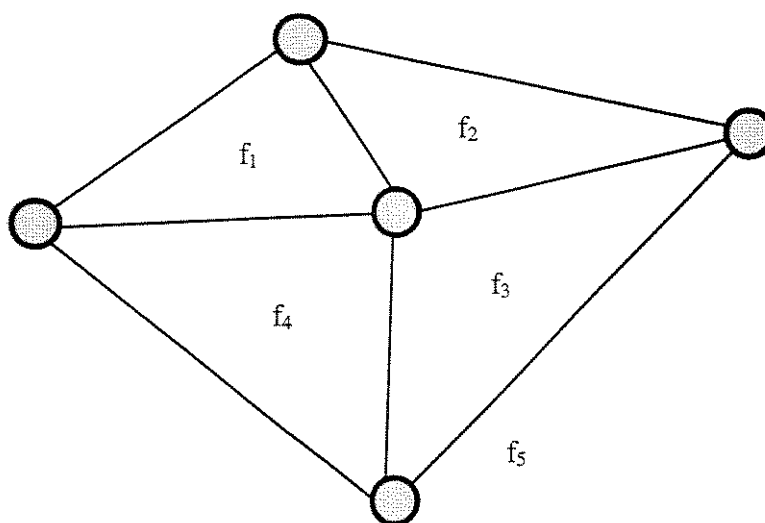


Figura 9.10 – Faces de um grafo planar com 5 vértices e 8 ramos.

A Figura 9.9 mostra um exemplo de decomposição de ramos de proteção para a rede em questão. Seja $C(e_p)$ o ciclo associado ao ramo de proteção e_p . Conforme mostrado na figura, caso seja considerado um determinado ramo ativo e , $p(e)$ denota o ramo de proteção entre os mesmos dois nós mas com o sentido oposto. Nessa situação, $C(P(e))$ será chamado de ciclo de proteção de e .

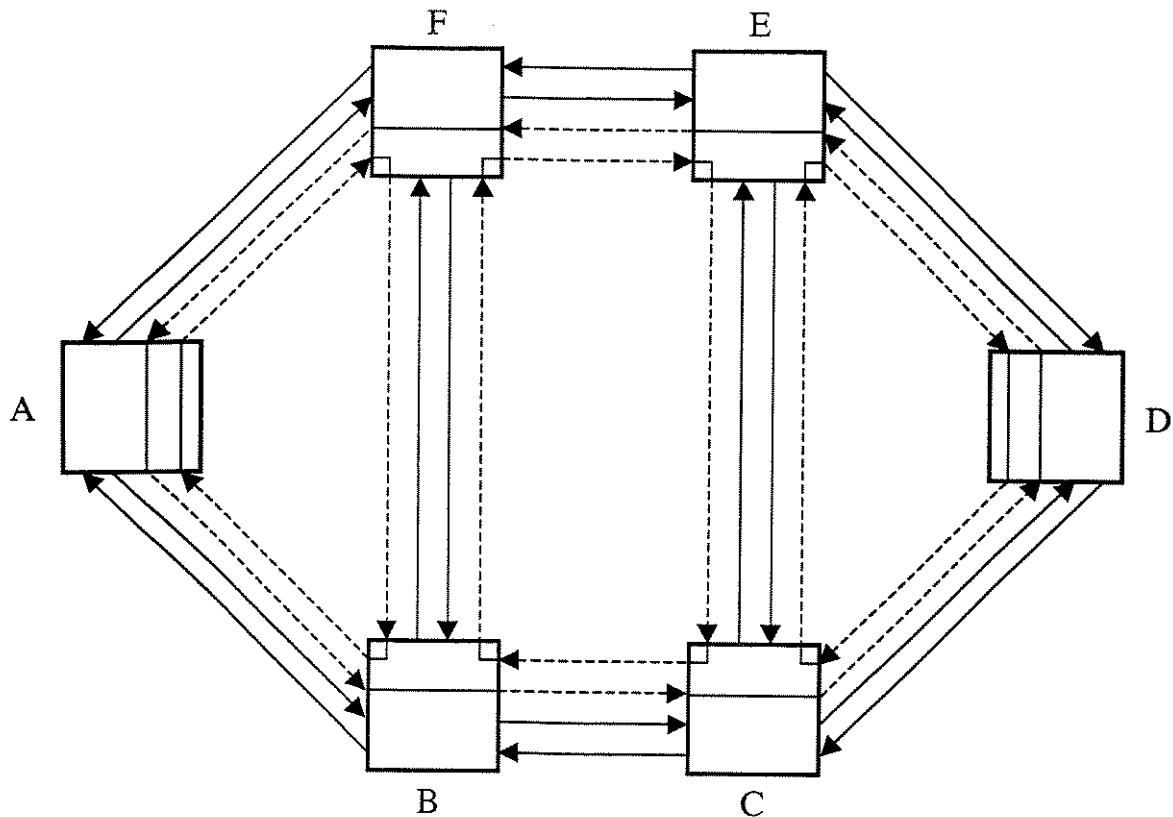


Figura 9.11 – Rede em malha da Figura 9.09 redesenhada de modo a mostrar tanto as fibras ativas (linhas sólidas) quanto as fibras de proteção (linhas tracejadas).

As Figuras 9.11 e 9.12 mostram um exemplo prático de implementação da proteção de linha baseada no conceito de ciclos. Na Figura 9.11 pode-se visualizar a rede da Figura 9.09 redesenhada para mostrar tanto as fibras ativas quanto as fibras de proteção, conectadas de acordo com seus ciclos de proteção. Na Figura 9.12(a) é mostrado um caminho óptico unidirecional indo do nó A até o nó D e passando pelos nós B, C e E, respectivamente. Cada nó possui um arranjo de chaves que possibilita a efetivação das conexões exigidas entre as fibras ativas (de trabalho) e as de proteção. A Figura 9.12(b) mostra as providências tomadas após uma falha no enlace BC ter ocorrido. O nó B deve chavear o caminho óptico para o ciclo de proteção BFEC, enquanto o nó C o chaveia de volta do ciclo de proteção para o enlace CE. Todo o processo de restauração é executado pelos nós B e C apenas, cumprindo o objetivo a que esse esquema de proteção se propunha.

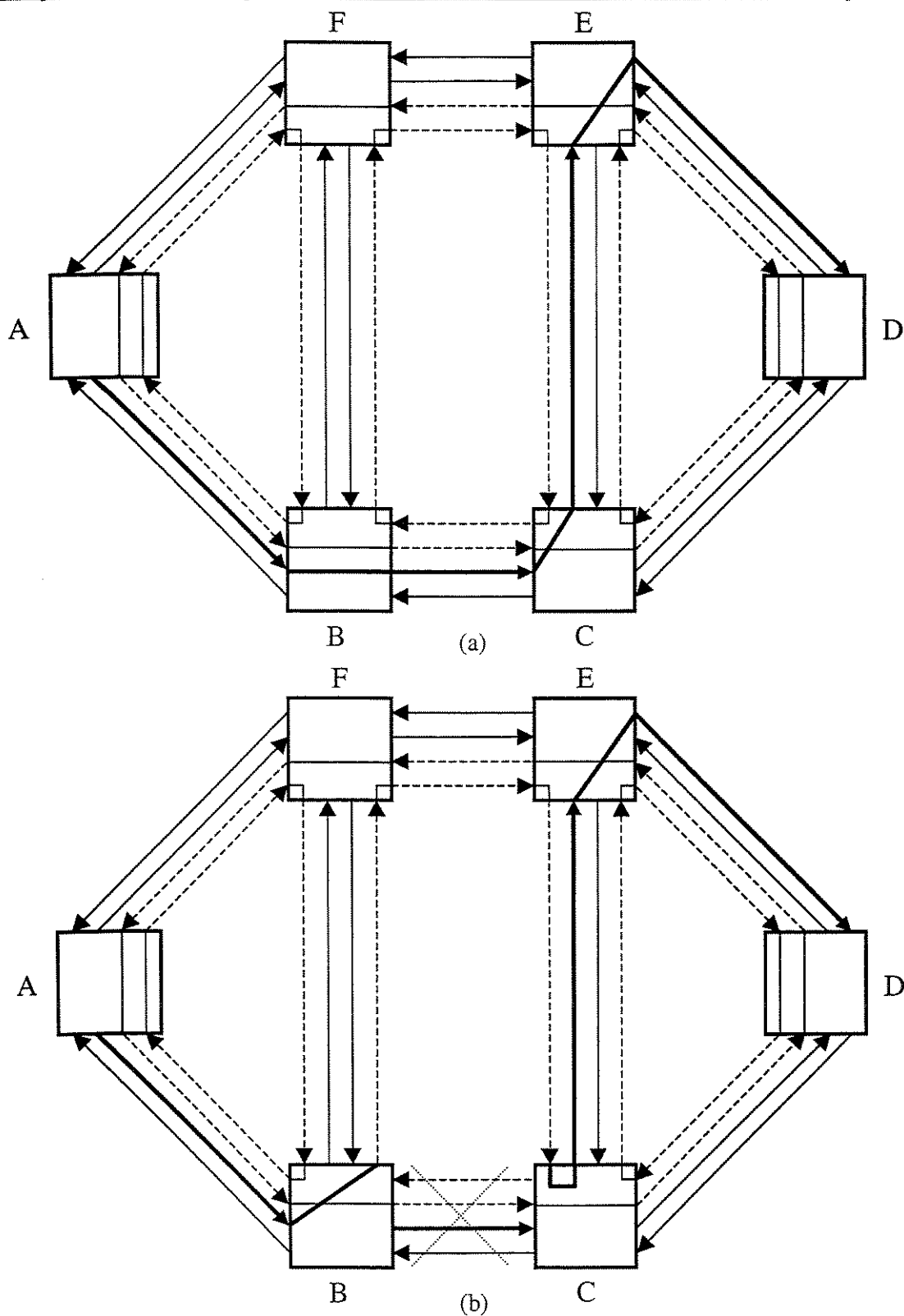


Figura 9.12 – Proteção de linha em uma rede em malha utilizando ciclos de proteção.
 (a) Um caminho óptico unidirecional vai do nó A ao nó D. (b) Após a falha no enlace BC, o caminho óptico é direcionado pelos nós B e C pela rota ABFECED.

9.3.2.3 – MECANISMOS PARA TRATAR FALHAS EM NÓS

Nesta seção, serão analisadas as providências passíveis de serem tomadas em caso de falhas nos nós, e não nos enlaces, como vinha sendo considerado até então. Apesar de bem menos freqüentes devido à utilização de configurações redundantes, a possibilidade de falha nos nós pode ocorrer em função de alguns eventos catastróficos, e mecanismos de proteção que lidam com falhas tanto nos enlaces quanto nos nós são consideravelmente mais complexos que aqueles que tratam apenas de falhas nos enlaces.

A falha de um nó é vista por todos os nós adjacentes como falhas nos enlaces que os ligam ao nó defeituoso. Se cada um desses nós adjacentes iniciar um processo de restauração assumindo que houve falha em um único enlace, é bastante provável que essas providências levem a resultados indesejáveis.

A Figura 9.13 mostra um exemplo do que pode ocorrer. Quando o nó 1 falha, os nós 6 e 2 assumem que se trata de obstrução nos enlaces, e perfazem a proteção de linha roteando o tráfego em torno do anel para restaurar o serviço. No entanto, a atuação independente dos mecanismos de proteção dos nós leva a conexões errôneas. A única maneira de evitar tais ocorrências é certificar-se que os nós que executam a restauração determinem o tipo de falha que ocorreu antes que invoquem seus mecanismos para contorná-la, o que envolveria a troca de mensagens de controle entre eles.

No exemplo dado na Figura 9.13, os nós 6 e 2 deveriam primeiramente tentar trocar mensagens acusando que ambos detectaram falhas em enlaces e, se for o caso, executar os mecanismos de proteção adequados. Tais mecanismos poderiam evitar que conexões errôneas simplesmente deixando de tentar restaurar qualquer tráfego que se origine ou seja destinado ao nó defeituoso. O preço a ser pago, em contrapartida, é um tempo de restauração maior devido à coordenação exigida entre os nós para determinar qual o mecanismo de restauração a ser executado.

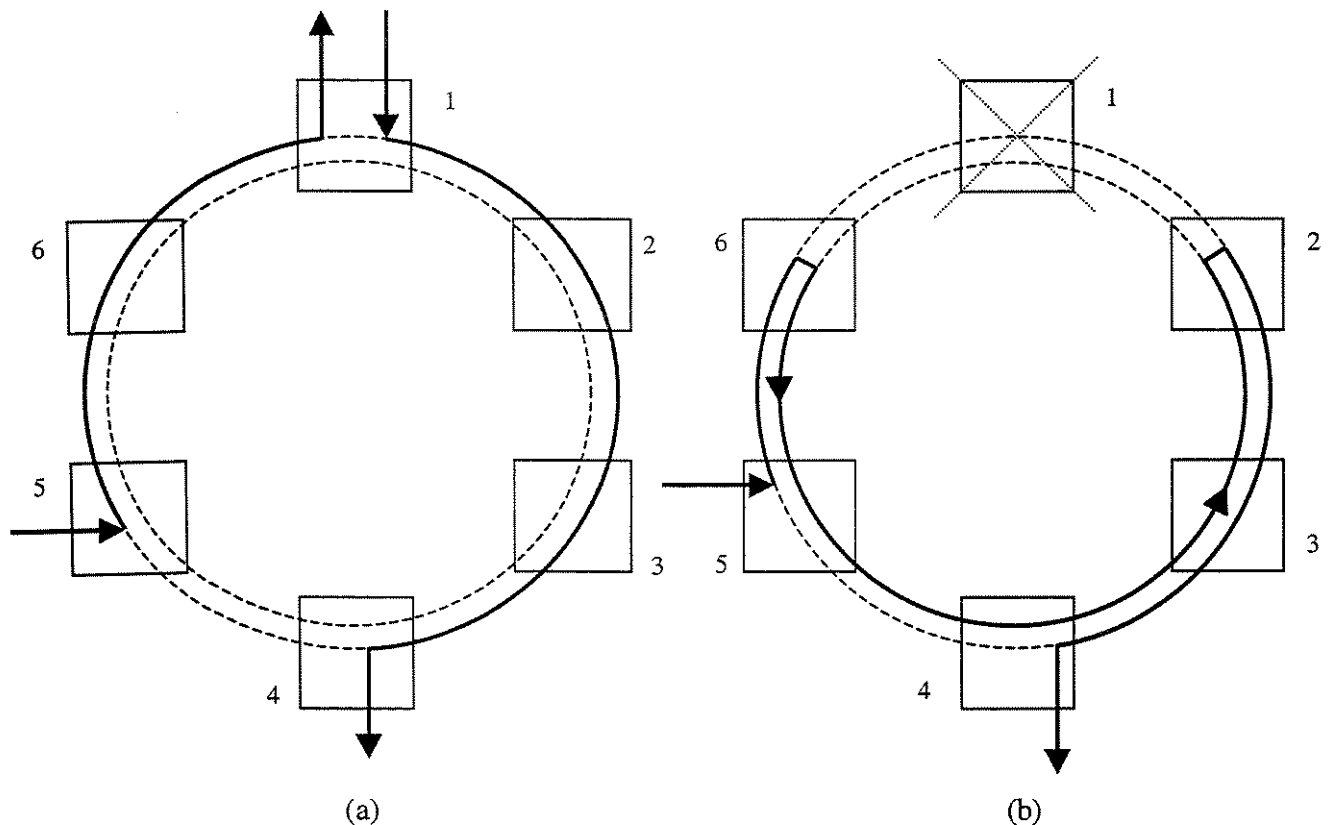


Figura 9.13 – Conexões errôneas devido à falha em um nó ter sido tratada por seus nós adjacentes como falha nos enlaces. (a) Condições normais de operação, com uma conexão do nó 5 ao nó 1 e outra conexão do nó 1 para o nó 4. (b) Após o nó 1 ter falhado, o nó 5 conecta-se indevidamente ao nó 4 devido aos procedimentos de proteção de linha tomados independentemente pelos nós 6 e 2.

Capítulo X - Conclusões

Como encerramento deste texto, alguns comentários serão tecidos acerca da viabilidade prática do modelo de atendimento sem bloqueio em contrapartida ao modelo com bloqueio. Adicionalmente, sugestões para futuros trabalhos sobre o assunto serão fornecidas.

10.1 – Considerações Finais

Neste trabalho, procurou-se tratar minuciosamente da questão do projeto de redes sem bloqueio com roteamento por comprimento de onda a partir de um conjunto de requisições de caminhos ópticos, sejam elas dadas *a priori* ou distribuídas ao longo do tempo.

Nesse contexto, foi possível desenvolver algumas contribuições originais, mais especificamente a modificação do algoritmo das prateleiras para redes com grau limitado de conversão de comprimentos de onda e a analogia entre o anel sem conversão com duas fibras e o anel de uma única fibra e grau de convertibilidade 2, de modo a compensar o impacto negativo da demanda *online* por caminhos ópticos frente à demanda *offline* (Seção 7.2.1), além da otimização do limitante superior para anéis frente à demanda *online* por caminhos ópticos voláteis quando o algoritmo *first-fit* é empregado (Seção 7.4.1).

As relações de custo entre investimento na camada fotônica e a economia de equipamentos em camadas superiores foram abordadas, com a inclusão da topologia centralizada em múltiplos *hubs* (Seção 8.4), uma outra contribuição original deste texto. Finalmente, alguns tópicos sobre mecanismos de proteção foram apresentados.

Embora a motivação básica para a introdução da tecnologia WDM seja o aumento de capacidade e não a adição de granularidade ao fluxo de tráfego, a existência desta granularidade (ou capilaridade) coloca o problema de explorá-la para obter economias de custo, especialmente em relação ao dimensionamento de equipamentos na camada de transporte (SONET ou ATM), que funciona como cliente da camada fotônica.

Como toda tecnologia emergente, o roteamento na camada óptica ainda necessitará de algum tempo de amadurecimento em campos de teste até que os primeiros equipamentos comerciais cheguem ao mercado. Algumas dessas empreitadas encontram-se listadas no Apêndice I. Entretanto, um aspecto importante refere-se à padronização de diversas questões operacionais relacionadas às redes fotônicas por parte de órgãos normativos internacionais, um passo fundamental para a completa adoção dessa tecnologia por operadoras e fabricantes de equipamentos de telecomunicações ao redor do mundo.

Graças a essa perspectiva, uma grade de comprimentos de onda deve ser padronizada, de modo que possa ser adotada a nível internacional. A ITU-T está atualmente estudando a padronização de uma grade com frequência de referência em 193,1 THz com canais espaçados uniformemente em 100 GHz, de modo a normatizar a futura interconexão de redes WDM distintas em escala global.

Ao longo de todo o texto foi dada especial ênfase a redes com topologia em anel. A atual conjuntura fornece subsídios para crer que os anéis WDM devam evoluir para tecnologias compostas por múltiplos anéis interconectados em um ou mais nós por intermédio de *crossconnects*. No caso ilustrado na Figura 10.1, a interconexão é feita por intermédio de um *crossconnect* eletrônico. Com efeito, a conversão de comprimentos de onda é intrínseca, o que é uma característica requerida caso os dois anéis empreguem grades de comprimentos de onda distintas.

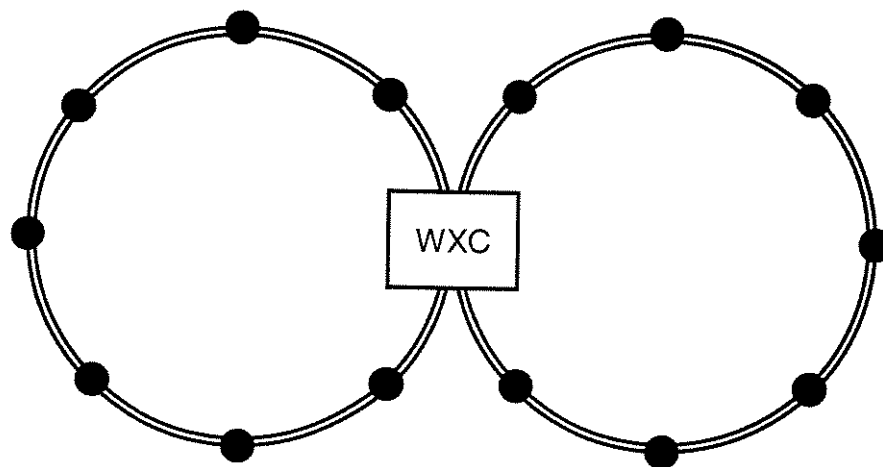


Figura 10.1 – Interconexão de dois anéis WDM via *crossconnect* eletrônico.

Pode-se especular que esse modelo é passível de ser aplicado em uma futura rede em escala global, onde diferentes domínios locais podem ser interconectados em um ou mais pontos, criando desta forma pontes por onde a informação inter-domínios pode trafegar.

10.2 – Críticas Aos Modelos Com e Sem Bloqueio.

Uma das principais questões que cercam o estudo das redes com roteamento por comprimento de onda sem sombra de dúvida é a opção pelo modelo com ou sem bloqueio. Trata-se de uma escolha que deve ser feita em um estágio preliminar do projeto e que afetará todas as suas fases a partir de então. Ambas as aproximações podem ser criticadas sob a ótica da implementação prática.

A principal crítica que se pode fazer ao modelo sem bloqueio é que o seu emprego superdimensiona os recursos que devem ser adicionados à rede, como ficou evidenciado em várias passagens ao longo deste texto. Isso ocorre uma vez que a base de todos os estudos é o pior caso, que em algumas ocasiões pode ocorrer de forma bastante infrequente.

Uma alternativa a esse problema é a sofisticação do modelo sem bloqueio para levar em consideração não somente o pior caso, mas também a frequência com que este ocorre.

O modelo com bloqueio pode ser criticado sob a ótica de que cada canal WDM transporta um tráfego agregado de largura de banda muito grande (tipicamente STM-16 ou STM-48), o que torna o bloqueio de uma requisição desse porte completamente indesejável. Além disso, os modelos probabilísticos para os regimes de chegada e atendimento das requisições ainda não estão bem estabelecidos.

É bastante provável que em um futuro próximo o operador da rede escolha adicionar recursos à rede para atender a requisição, ainda que de forma precária e com uma tarifação maior, do que simplesmente bloqueá-la.

10.3 – Sugestões Para Futuros Trabalhos

Em se tratando de um campo relativamente novo de pesquisa no âmbito das telecomunicações, as redes com roteamento por comprimento de onda oferecem um vasto horizonte para novos trabalhos.

Um complemento natural deste texto seria sem dúvida um estudo rigoroso do modelo de atendimento no qual é permitido o bloqueio de requisições, devendo-se avaliar a eficiência de diferentes algoritmos de alocação de rota e comprimento de onda com vistas à minimização da probabilidade de bloqueio.

Outros estudos poderiam concentrar-se em redes onde se levam em consideração limitações físicas dos dispositivos, tais como quais conjuntos de comprimentos de onda são conversíveis entre si ou ainda o número máximo de enlaces que determinado caminho óptico pode atravessar sem degradação do sinal abaixo de níveis toleráveis. Um bom exemplo deste tipo de estudo é a referência [ARD99].

As topologias diversas do anel, tais como árvores ou estrelas, mereceriam também um tratamento mais aprofundado, uma vez que são bastante comuns no segmento das redes de acesso, e em um futuro não muito distante pode-se prever que os comprimentos de onda deverão ser roteados a nível de usuários individuais para aplicações como a transmissão de vídeo não comprimido, por exemplo.

A transmissão de vídeo, além de outras aplicações multimídia, pode ser efetuada em um esquema de comutação de pacotes ópticos, diferentemente do modo de comutação de circuitos que foi o alvo deste estudo. Para mais detalhes, consultar [NT94]. Infelizmente, a tecnologia dos componentes ainda não está madura o suficiente para permitir este modo de comutação de forma eficiente.

Enfim, a gama de serviços passíveis de serem trafegados em redes fotônicas é virtualmente ilimitada, cabendo apenas à engenhosidade humana desenvolvê-los tendo em vista a ocupação da enorme banda que será disponibilizada em redes dessa natureza.

Apêndice I – Campos de Teste de Redes Fotônicas

Como complemento, apresenta-se uma lista dos principais empreendimentos projetados para servirem como base física de testes da tecnologia de roteamento por comprimento de onda.

A.1 – Considerações Gerais

Nos últimos anos foi observado uma grande empenho na construção de várias redes que estão sendo utilizadas como campos de teste para a tecnologia de roteamento por comprimento de onda. A maioria dessas redes foi construída a partir do esforço cooperativo de várias empresas, tanto operadoras de telecomunicações quanto fornecedoras de equipamentos.

Essas experimentos têm demonstrado que é possível construir-se redes operacionais baseadas em componentes existentes, ao mesmo tempo em que levantaram inúmeras questões que devem ser solucionadas antes que essas redes possam ser comercializadas. Nas próximas seções serão apresentadas breves descrições dos campos de teste mais significativos para as redes com roteamento por comprimento de onda. Mais detalhes podem ser encontrados na referência

A.2 – MWTN

A rede MWTN (*Multi-Wavelength Transport Network*) foi uma das primeiras redes com roteamento por comprimento de onda reconfiguráveis, desenvolvida no programa RACE (*Research and Development in Advanced Communication Technologies in Europe*). Durante este programa foram desenvolvidos tanto o *crossconnect* óptico (OXC) quanto o *Add and Drop Multiplexer* óptico (OADM).

A rede utiliza quatro comprimentos de onda espaçados de 4 nm, cada qual carregando dados SDH a velocidades de 622 Mb/s ou 2,5 Gb/s em um campo de teste em

Estocolmo, Suécia. A arquitetura da rede variou entre dois nós OXC, um nó OXC e um nó OADM ou dois nós OADM.

Esse campo de teste demonstrou a viabilidade do roteamento todo óptico de comprimento de onda, bem como vários aspectos tecnológicos fundamentais para os *crossconnects*.

A.3 – AON

A rede AON (*All-Optical Network Consortium*) é um exemplo de um campo de teste estático de roteamento por comprimento de onda. Está funcionando na área de Boston, Massachussets, entre os Laboratórios Lincoln do MIT (*Massachussets Institute of Technology*), e o seu campus.

A rede possui uma hierarquia em dois níveis: o nível 0 corresponde às redes locais (LAN's) que utilizam arquitetura de estrela operando em *broadcast*. O nível 1 corresponde à rede metropolitana (MAN) e utiliza um único *crossconnect* estático.

A rede utiliza 20 comprimentos de onda, espaçados de 50 GHz (0,4 nm). Os comprimentos de onda ímpares são utilizado dentro das subredes de nível 0, enquanto que os pares são enviados à rede de nível 1. A alocação é determinada no instante de construção da rede. Cada nó possui um transmissor e um receptor sintonizáveis.

Dentre as características únicas da AON estão o suporte a múltiplas classes de tráfego, além da demonstração do valor da arquitetura hierárquica.

A.4 – ONTC

A rede ONTC (*Optical Network Technology Consortium*) utiliza uma arquitetura reconfigurável de roteamento por comprimento de onda. O campo de teste consiste de dois anéis unidirecionais interconectados. Cada um possui dois nós, além de um nó adicional comum aos dois anéis.

A rede possui quatro comprimentos de onda espaçados de 4 nm trafegando a 155 Mb/s em fibras monomodo comuns em uma distância total de 150 km, carregando tráfego ATM. Um dos comprimentos de onda é também utilizado para carregar quatro canais de vídeo analógico multiplexados por subportadora. As chaves dentro dos nós são controladas

por um elemento de gerenciamento central, que se comunica com os controladores por conexões ATM por canal associado.

Assim como a rede MWTN, a ONTC demonstrou várias tecnologias fundamentais, além de demonstrar o uso de uma topologia virtual ATM sobre a camada fotônica e a característica de transparência que permite às redes ópticas transportar diferentes formatos de dados em diferentes comprimentos de onda ao mesmo tempo. O trabalho na rede ONTC foi continuado na rede NTONC (*National Transparent Optical Network Consortium*), em testes na área da baía de São Francisco, Califórnia.

A.5 – Anel NTT

O campo de teste da NTT consiste em um anel unidirecional com uma fibra ativa e outra de proteção. A rede possui um nó *hub* (chamado nó central) e vários nós de acesso (chamados nós remotos). O *hub* envia sinais pela fibra ativa em N comprimentos de onda (pode-se ter então até N nós de acesso). No nó de acesso i , o comprimento de onda i é retirado e inserido, servindo para comunicação deste com o nó *hub*. Nessa rede, dois mecanismos de proteção foram testados. No primeiro, a fibra de proteção não carrega nenhum tráfego, e em caso de falha ela é utilizada para substituir a fibra principal (proteção 1:1). No segundo método, o tráfego é enviado tanto na fibra principal quanto na de proteção, em direções opostas. O receptor nos nós de acesso escolhe um dos sentidos para a comunicação com o *hub* (proteção 1+1).

A rede possui seis comprimentos de onda espaçados de 100 GHz trafegando em fibras com dispersão deslocada. A distância entre os nós é de 40 km, e a velocidade de propagação é de 622 Mb/s. A rede possui um *hub* e dois nós de acesso.

As maiores contribuições deste campo de teste foram a demonstração da transmissão WDM em fibras de dispersão deslocada, além de diferentes mecanismos de proteção.

A.6 – Anel WDM da Alcatel

A Alcatel demonstrou um anel de duas fibras utilizando OADM's (*Optical Add and Drop Multiplexers*). A arquitetura dos OADM's é uma mistura interessante de chaveamento

óptico com regeneração eletrônica. Os regeneradores provêm conversão de comprimento de onda e ainda resincronizam o sinal em cada enlace.

A demonstração utilizou três nós e utilizou quatro comprimentos de onda espaçados de 200 GHz, cada qual operando a uma velocidade de 2,5 Gb/s. Dado que o sinal é regenerado eletronicamente em cada nó, o número de nós que pode ser cascadeado é muito grande. Desse modo, essa filosofia pode se provar mais prática para os próximos anos se comparada à rede completamente óptica.

A.7 – MONET

O projeto MONET (*Multiwavelength Optical Network*) é provavelmente o mais ambicioso dentre todos os descritos nesta seção. Seus objetivos incluem o desenvolvimento de equipamentos amadurecidos em campo de modo a trazer as redes com roteamento por comprimento de onda mais próximas do lançamento comercial.

A rede consiste de uma subrede locais em anel com OADMs conectadas a um anel de longa distância via OXC's. São utilizados oito comprimentos de onda espaçados de 200 GHz, cada um transmitindo dados a 2,5 Gb/s. Até o momento, o programa já demonstrou a transmissão de oito comprimentos de onda a 10 Gb/s sobre 2000 km de fibras monomodo alternadas com fibras de compensação de dispersão em intervalos apropriados na costa leste dos Estados Unidos.

Dentre os avanços do programa MONET em relação aos anteriores estão um maior entendimento de questões operacionais associadas com os equipamentos da rede, tais como o monitoramento e o controle, a robustez contra intempéries, o desenvolvimento de componentes ópticos e um melhor entendimento dos aspectos econômicos das redes WDM em relação a outras alternativas.

Referências Bibliográficas

- [ARD99] M. Ali, B. Ramamurthy e J.S. Deogun, "Routing and Wavelength Assignment (RWA) with Power Considerations in All-optical Wavelength-routed Networks", *Globecom'99 Conference Record*, Symposium on High-Speed Networks, pp. 1433-1437, dezembro de 1999.
- [Bar93] R.A. Barry. "Wavelength Routing for All Optical Networks", Dissertação de Doutorado, Massachusetts Institute Of Technology, setembro de 1993.
- [BH96] R.A. Barry e P.A. Humblet, "Models of Blocking Probability in All-Optical Networks With and Without Wavelength Changers", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 14, pp. 858-867, junho de 1996.
- [Gre96] P.E. Green, Jr., "Optical Networking Update", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 14, pp. 764-779, junho de 1996.
- [GSKR97] O. Gerstel, G.H. Sasaki, S. Kutten e R. Ramaswami, "Worst-case Dynamic Wavelength Allocation in Optical Networks", Relatório Técnico RC 20717, IBM Research Division, fevereiro de 1997.
- [LDA⁺98] P. Lagasse, P. Demeester, A. Ackaert et al., "Roadmap Towards the Optical Communication Age", <http://www.intec.rug.ac.be/horizon>, maio de 1998.
- [Mil56] K.S. Miller, "Engineering Mathematics", Dover Publications, Inc., pp. 41-46, New York, 1956.

- [NT94] C.A. Noronha, Jr. e F.A. Tobagi, "Routing of Streams in WDM Reconfigurable Networks", Relatório Técnico CSL-TR-94-649, Departments of Electrical Engineering And Computer Science, Stanford University, dezembro de 1994.
- [RS95] R. Ramaswami e K.N. Sivarajan, "Routing and Wavelength Assignment in All-Optical Networks", *IEEE/ACM Trans. on Networking*, pp. 489-500, outubro de 1995.
- [RS98] R. Ramaswami e K.N. Sivarajan, "Optical Networks: a Practical Perspective", Morgan Kaufmann Publishers, ISBN 1-55860-445-6, San Francisco, 1998.
- [Wald98] H. Waldman, "Anéis WDM", Relatório Preliminar, CPqD-Telebrás, 1998.
- [WASG96] R.E. Wagner, R.C. Alferness, A.A.M. Saleh e M.S. Goodman, "MONET: Multiwavelength Optical Networking", *Journal of Lightwave Technology*, vol. 14, pp. 1349-1355, junho de 1996.
- [WY97] H. Waldman e M.D. Yacoub, "Telecomunicações: Princípios e Tendências", Editora Érica, 1997.