

ANÉIS WDM SEM BLOQUEIO FRENTE À DEMANDA DE TRÁFEGO ONLINE

Hélio Waldman e César Albuquerque Lima

Departamento de Comunicações – FEEC – Unicamp
Caixa Postal 6101 – CEP 13083-970 – Campinas/SP
waldman@decom.fee.unicamp.br

RESUMO

Este texto concentra esforços no estudo de anéis fotônicos sem bloqueio frente à demanda *online* por caminhos ópticos permanentes. Apresenta-se um algoritmo capaz de fornecer um número suficiente de comprimentos de onda para atender a todas as requisições legais nessa modalidade de tráfego para redes sem conversão de comprimento de onda, e em seguida mostra-se que esse número também é necessário.

O algoritmo é generalizado para redes com conversão limitada de comprimento de onda, derivando-se um número suficiente de comprimentos de onda para atender à demanda *online* sem bloqueio. Por equivalência, esse resultado se estende a implementações que empregam múltiplos pares de fibras entre os nós, mesmo sem conversão.

1. INTRODUÇÃO

As redes ópticas WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) vêm se firmando ao longo dos últimos anos como a solução mais promissora para o atendimento do aumento exponencial da demanda por largura de banda nas diferentes estruturas de telecomunicações, não só por proverem o aumento da capacidade dos enlaces em função de trabalhar com múltiplos comprimentos de onda (que são constantemente referidos como canais WDM), mas também por se aproveitarem da granularidade do fluxo de tráfego para obter economias em equipamentos de camadas superiores.

Nesse contexto, espera-se que as primeiras redes WDM comercialmente disponíveis façam uso da topologia física em anel, uma vez que estas devem evoluir a partir das redes SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*) já existentes.

A estrutura da rede consiste de nós WADM (*Wavelength Add And Drop Multiplexer*) interconectados por enlaces de fibras. Os nós têm a função de, quando necessário, retirar ou inserir um ou mais comprimentos de onda do feixe que atravessa a fibra, deixando passar o restante dos comprimentos de onda cujo tráfego não é destinado àquele nó. Existem W comprimentos de onda disponíveis para alocação na rede.

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 em 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.

A construção dos nós permite a inclusão ou não de capacidade de conversão de comprimento de onda. 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 *plena* 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 a disposição do padrão de conversão, apenas da dimensionalidade deste.

Dentre os vários modelos propostos para o estudo de tais redes, este texto restringe-se ao chamado modelo de carga máxima, um estudo de pior caso no qual as requisições são limitadas por um parâmetro do tráfego denominado “carga”, definida como o número máximo de caminhos ópticos presentes ao mesmo tempo em qualquer enlace da rede. A carga também pode ser interpretada como uma medida de 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. 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.

De acordo com a sua natureza temporal, a demanda de tráfego pode ser classificada como *online* ou *offline*. No caso *offline*, o projetista da rede já dispõe de antemão de todo o conjunto de requisições a ser roteado, e a partir deste pode determinar o número de comprimentos de onda necessários e/ou suficientes para atendê-lo sem bloqueio. Já no caso *online* as requisições devem ser atendidas à medida em que vão surgindo. Com efeito, o número de comprimentos de onda necessários e/ou suficientes é notadamente maior no caso *online*.

O tráfego *online* podem ainda ser subdividido em requisições por caminhos *permanentes*, aqueles que não serão mais desativados depois de estabelecidos, e requisições por caminhos *voláteis*, que possuem uma duração finita e são removidos algum tempo depois de ativados.

Vários estudos foram realizados para determinar o número de comprimentos de onda em anéis sem bloqueio frente à demanda

de tráfego *offline*, chegando ao valor de $W = 2L - 1$, que além de suficiente também provou-se ser necessário [3].

Na seção a seguir será apresentado um mecanismo denominado algoritmo das prateleiras, capaz de realizar o roteamento *online* empregando para tanto $3L - 2$ comprimentos de onda. Adicionalmente, será provado que esse número também é necessário, uma vez que existem seqüências de requisições que exigem de qualquer algoritmo de alocação pelo menos essa quantidade de comprimentos de onda.

Em seguida, a algoritmo será estendido para redes com conversão limitada de comprimentos de onda, chegando-se a um número suficiente de comprimentos de onda de $2L - d$, onde d é o grau de conversão. Por último, será mostrada uma implementação da conversão de grau 2 empregando um anel com dois pares de fibras ópticas entre os nós, onde o número suficiente de comprimentos de onda é $2L - 1$, um número equivalente ao do caso *offline*.

2. ALGORITMO DAS PRATELEIRAS

2.1 Aplicação

O algoritmo das prateleiras descrito a seguir consiste em um procedimento de alocação que leva à derivação de um número suficiente de comprimentos de onda para evitar bloqueio no caso de anéis sem conversão frente à demanda *online* por caminhos ópticos permanentes. Sua aplicação leva ao resultado de $W = 3L - 2$ comprimentos de onda como o número suficiente para evitar o bloqueio. Adicionalmente, pode-se provar que esse número também é necessário.

2.2 Descrição do Algoritmo

Deve-se inicialmente proceder a divisão das requisições de caminhos ópticos que chegam em subconjuntos denominados *prateleiras*, de acordo com as regras algorítmicas listadas a seguir:

1. Numera-se as prateleiras de 1 a L . Neste estágio (antes de começar a receber requisições por caminhos ópticos), elas estão todas vazias.
2. 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.
3. 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 for 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 acomodados 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.

Lema 1. No enlace onde o novo caminho a ser acomodado 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 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 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 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 1. Supondo que no enlace A passem três caminhos ópticos pertencentes à mesma prateleira, de acordo com o que foi postulado no Lema 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 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 2)

ao mesmo tempo em que a carga interna experimentada seja maior que 2.

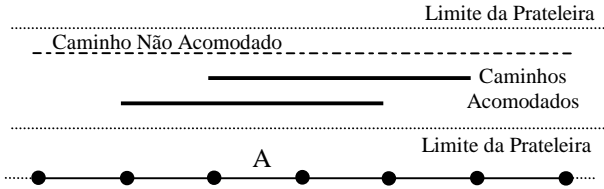


Figura 1. Impossibilidade de elevação da carga interna das prateleiras superiores a valores maiores que 2.

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 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 3 a sua carga interna é 1.

Todas as demais prateleiras têm carga interna 2, de acordo com o Lema 4, onde cada um dos caminhos ópticos tem pelo menos um enlace onde ele será solitário, como visto no Lema 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;
- b) caminhos que apresentam superposição em uma de suas extremidades ao serem criados;
- c) caminhos-ponte, aqueles que apresentam superposição nas duas extremidades ao serem ativados.

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.

2.3 Número Necessário de Comprimentos de Onda

No item anterior foi provado que $3L - 2$ comprimentos de onda são um número suficiente para o atendimento de uma demanda *online* de caminhos permanentes em anéis sem conversão.

Pode-se deduzir pela construção mostrada na Figura 1 (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. Na figura, as requisições chegam em uma ordem temporal de a até f. 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.

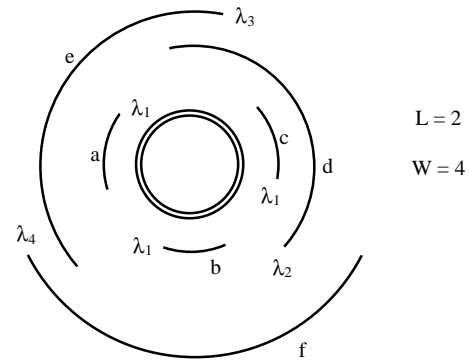


Figura 2. Seqüência de requisições que obriga qualquer algoritmo a alocar pelo menos $3L - 2$ comprimentos para o seu atendimento.

3. ALGORITMO DAS PRATELEIRAS MODIFICADO

3.1 Aplicações

Propõe-se agora uma modificação no algoritmo das prateleiras definido na seção anterior para a derivação de um número suficiente de comprimentos de onda para atender sem bloqueio todas as requisições *online* legais por caminhos ópticos em anéis que apresentem conversão limitada de comprimento de onda em seus nós, limitação essa aferida pelo fator d que relaciona a convertibilidade de um comprimento de onda que entra em um nó em d comprimentos de onda que o deixam.

3.2 Modificações no Algoritmo

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

1. Na primeira prateleira, admite-se todos os caminhos ópticos testados com carga no máximo d , os quais podem ser atendidos com d comprimentos de onda para algum padrão de convertibilidade de grau d .

2. A carga de teste para admissão na prateleira i é no máximo $(d+i-1)$, conforme estabelecido pela Tabela 1 abaixo. Pela mesma argumentação já apresentada no Lema 4, a carga interna às prateleiras, a partir da segunda, é 2. Portanto, sendo d maior ou igual a 2, existe um padrão de convertibilidade de grau d para o qual cada uma das prateleiras a partir da segunda pode ser atendida com dois comprimentos de onda. Todas as requisições legais serão acomodadas até no máximo a prateleira $(L-d+1)$.

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

Tabela 1. Parâmetros das prateleiras em anéis com conversão parcial apropriada de grau $d < L$.

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 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 .

4. IMPLEMENTAÇÃO DA CONVERSÃO DE GRAU 2 EMPREGANDO DUAS FIBRAS ÓPTICAS

4.1 Equivalência Entre Redes de Múltiplas Fibras e Redes com Conversão nos Nós.

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 limitada de conversão de comprimento de onda nos nós.

A Figura 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 comutados 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 (b) tendem a ser mais caros por empregarem conversores de comprimento de onda em sua estrutura interna.

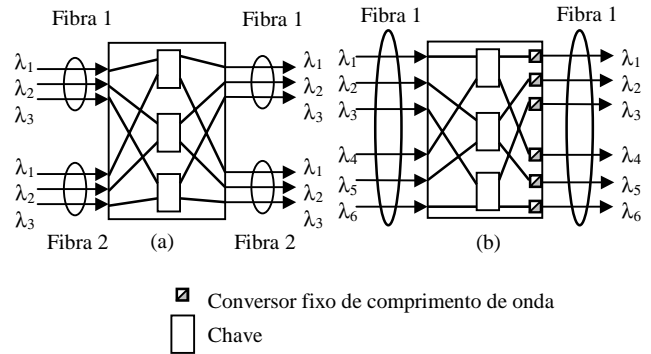


Figura 3. Equivalência entre redes com múltiplos pares de fibras e redes com um único par de fibras mas com capacidade limitada de conversão de comprimentos de onda.

4.2 Anel de Dois Pares de Fibras Ópticas.

Um exemplo bastante interessante de aplicação do Teorema 2 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. Um anel nessas condições está ilustrado na Figura 4. 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).

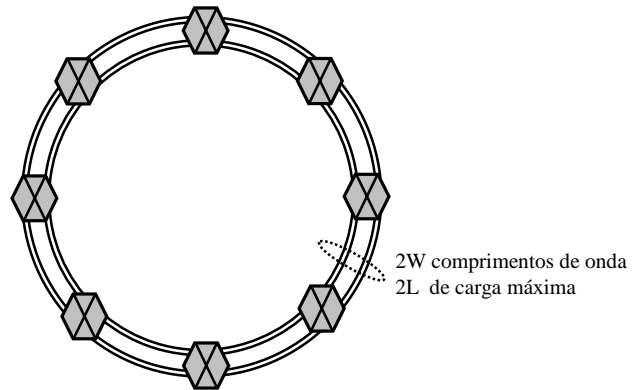


Figura 4. Anel de duas fibras ópticas capaz de emular a conversão de comprimentos de onda de grau $d=2$.

Sendo assim, pode-se aplicar o Teorema 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 4, 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. 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.

5. CONCLUSÕES

As redes ópticas WDM sem bloqueio demonstram ser o primeiro estágio de implantação da tecnologia fotônica em contrapartida às redes que permitem o bloqueio, uma vez que em um primeiro momento cada caminho óptico deve transportar um tráfego agregado de vários usuários (tipicamente a uma velocidade de 10 Gb/s), e parece improvável que o operador da rede se disponha a bloquear um tráfego de tal magnitude. Adicionalmente a isso, esse mesmo tipo de tráfego não aparenta ser de uma volatilidade muito acentuada. Assim sendo, os caminhos ópticos devem ser mantidos por várias semanas ou meses, o que ratifica a opção feita neste texto pelo estudo da rede frente à demanda *online* por caminhos permanentes.

Finalmente, a capacidade de conversão de comprimentos de onda nos nós é particularmente difícil de ser implementada de modo completamente óptico. Assim sendo, uma alternativa razoavelmente econômica é a implementação empregando múltiplos pares de fibras, que não compromete a transparência da rede óptica quando comparada à implementação eletrônica da conversão de comprimento de onda.

6. REFERÊNCIAS

- [1] Gerstel O., Sasaki G., Kutten S. e Ramaswami R., “Worst-case Dynamic Wavelength Allocation In Optical Networks”, Relatório Técnico RC 20717, IBM Research Division, fevereiro de 1997.
- [2] Green Jr. P.E., “Optical Networking Update”, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 14, pp. 764-779, junho de 1996.
- [3] Ramaswami R. e Sivarajan K., *Optical Networks: a Practical Perspective*, Morgan Kaufmann Publishers, ISBN 1-55860-445-6, San Francisco, 1998.
- [4] Waldman H., *Anéis WDM*, Relatório Preliminar, CPqD-Telebrás, 1998.