

ESTRATÉGIAS DE AMPLIAÇÃO DA CAPACIDADE DE ANÉIS ÓPTICOS COM BLOQUEIO

D.R. Campelo*, R. Camelo e H. Waldman

DECOM/FEEC/UNICAMP, CP. 6101, 13083-970 Campinas, SP - BRASIL

Tel: +55-19-7883793, FAX: +55-19-2891395

e-mail: waldman@decom.fee.unicamp.br

RESUMO

Em anéis ópticos com bloqueio, pode haver interesse em aumentar a capacidade sem alterar a topologia física. Este artigo compara os ganhos de capacidade que podem ser obtidos com o aumento do número de comprimentos de onda e de fibras em diversas configurações.

Palavras-chaves — WDM, anel óptico, alocação de rota e comprimento de onda, bloqueio.

1. INTRODUÇÃO

A fim de fornecer o elevado nível de confiabilidade que as caracteriza, as redes SDH/SONET freqüentemente assumem uma topologia física de anel. As redes de caminhos ópticos, por sua vez, geralmente emergem para dar suporte ao crescimento do tráfego em redes SDH/SONET [1]. Quando isso ocorre, a topologia do anel óptico surge naturalmente como primeiro estágio evolutivo da rede óptica.

Com o aumento do tráfego, pode haver interesse em ampliar a capacidade do anel com preservação da topologia física. Isso pode ser feito com o lançamento de mais fibras; ou, dependendo da qualidade destas, com o aumento da carga de comprimentos de onda sobre elas; ou, na presença de saturação de carga, no aumento do tamanho do “pool” de comprimentos de onda disponíveis. Todas essas estratégias geram aumento no tráfego que pode ser atendido sob algum desempenho especificado em termos de probabilidade de bloqueio.

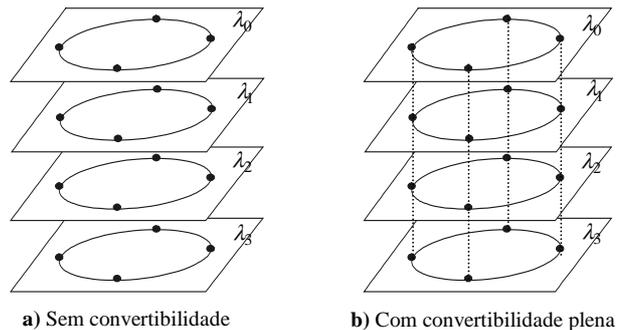
Geralmente, este aumento é proporcionalmente superior ao crescimento dos recursos (fibras, comprimentos de onda, etc.) disponibilizados, caracterizando o chamado “ganho de entroncamento”. Esses ganhos, porém, dependem da estratégia adotada para a expansão da capacidade, bem como do grau e tipo de integração desses recursos no nível de gerenciamento. Neste trabalho, pretendemos fazer uma comparação dos ganhos de entroncamento obtidos sob diversas estratégias, inclusive considerando, em alguns casos, diversas opções pertinentes para a alocação dinâmica de recursos.

Este trabalho foi financiado parcialmente pelo CNPq, CAPES e FAPESP (Fundação de Amparo à Pesquisa do Estado de São Paulo).

* Atualmente na Nortel Networks, São Paulo, SP, Brasil.

2. MODELO BÁSICO

Seja W o tamanho do conjunto (“pool”) de comprimentos de onda disponíveis para alocação e $L \leq W$ a carga máxima das fibras, ou seja, o máximo número de comprimentos de onda permitidos em cada enlace. Supondo ausência de convertibilidade de comprimento de onda nos nós, o anel físico pode ser considerado como a união de W sub-anéis disjuntos de um único comprimento de onda cada um, com a restrição de que cada enlace fica bloqueado se estiver sendo usado em L sub-anéis. A Fig. 1a fornece uma visualização para este caso.



a) Sem convertibilidade

b) Com convertibilidade plena

Fig. 1 - Redes equivalentes a anel de quatro nós, com quatro comprimentos de onda.

Se houver convertibilidade plena entre os comprimentos de onda em todos os nós, um caminho óptico poderá passar livremente de um sub-anel a qualquer outro que lhe ofereça um enlace livre. Neste caso, a rede é equivalente a uma rede de entroncamentos com L fios em cada tronco, não havendo nenhuma vantagem em fazer $W > L$. Todos os sub-anéis estão interligados entre si em todos os nós, conforme pode ser observado na Fig. 1b. Já no caso de convertibilidade parcial, só algumas dessas conexões existirão, podendo inclusive ser direcionadas. E no caso de convertibilidade esparsa, elas só estarão presentes em alguns nós.

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

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

Alternativamente, poderá ser gerada uma requisição por um par [rota, comprimento de onda]. Nesta hipótese, todos os pares disponíveis deverão ser comparados segundo algum critério a fim de gerar uma escolha ou alocação. Do ponto de vista do desempenho da rede, esta alocação conjunta deve gerar o melhor resultado. Porém, alocações separadas de rota e comprimento de onda são mais gerenciáveis, além de provavelmente mais compatíveis com esquemas de proteção, que não serão tratados neste artigo. Daí o interesse em tratar também a alocação separada de rota e comprimento de onda, comparando-a com a alocação conjunta. Neste artigo, a alocação de rota será sempre tomada pelo caminho mais curto (que é geralmente único no anel), restando apenas o problema de alocação de comprimento de onda.

Uma requisição por um caminho ou rota será considerada ilegal se um ou mais dos enlaces requisitados estiver bloqueado. Se houver convertibilidade plena de comprimento de onda em todos os nós, somente requisições ilegais serão bloqueadas. Na ausência deste recurso nos nós, porém, algumas requisições legais também serão bloqueadas. Isso ocorrerá sempre que não houver nenhum comprimento de onda disponível simultaneamente em todos os enlaces requisitados, mesmo que todos eles tenham algum comprimento de onda disponível. A probabilidade disso ocorrer, entretanto, pode ser minimizada pela adoção de um bom algoritmo de alocação de comprimento de onda [2]. Em geral, esses algoritmos estabelecem algum tipo de prioridade entre os comprimentos de onda, sendo por isso chamados de ajuste prioritário (“*first-fit*”).

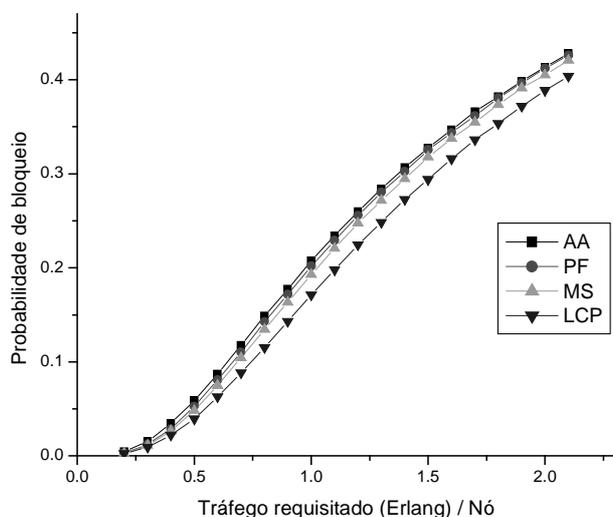


Fig. 2 - Comparação entre diferentes algoritmos de alocação de comprimento de onda no anel com $W=4$ e $L=4$.

Vários algoritmos de ajuste prioritário vêm sendo propostos na literatura, não havendo ainda consenso sobre qual seria o de melhor desempenho [3]. Por ordem de sofisticação e desempenho crescentes, consideramos os seguintes:

- **Algoritmo Aleatório (AA)**, que simplesmente sorteia um comprimento de onda qualquer entre os disponíveis para a rota requisitada.

- **Prioridade Fixa (PF)**. Esse algoritmo utiliza uma lista de comprimentos de onda estabelecida *a priori*. O primeiro da lista que não estiver bloqueado em nenhum enlace requisitado será alocado.
- **MAXSUM (MS)** [4]. Esse algoritmo escolhe o comprimento de onda cuja alocação minimiza o número de rotas nos quais a capacidade (definida como o número de comprimentos de onda em que a rota está desbloqueada) decresce de uma unidade.

A Fig. 2 compara o desempenho destes algoritmos de alocação de comprimento de onda no anel sem convertibilidade de comprimento de onda. Nesta como nas demais simulações apresentadas a seguir, os resultados são referidos a um anel com 16 nós submetido a tráfego espacialmente uniforme, sendo a chegada das requisições poissonianas e a duração dos caminhos exponencialmente distribuída. Na presença de convertibilidade plena em todos os nós, todos os algoritmos de alocação apresentariam o mesmo desempenho, representado na Fig. 2 pelo limitante (“bound”) de convertibilidade plena (LCP). Esse limitante está associado ao atendimento de todas as requisições legais. Por isso, ele representa um desempenho que não pode ser ultrapassado por nenhuma rede de mesma topologia com alguma limitação de convertibilidade.

Podemos observar que, dentre os algoritmos considerados, MAXSUM apresenta o melhor desempenho. Os desempenhos do anel ampliado segundo diversas estratégias são comparados nas próximas seções tomando MAXSUM como algoritmo de referência. Quando o algoritmo MAXSUM leva a um empate entre comprimentos de onda, o desempate é realizado por PF, o qual, por construção, nunca dá empate.

3. AMPLIAÇÃO DO “POOL” DE COMPRIMENTOS DE ONDA

Nesta seção, consideramos a ampliação de atendimento de tráfego obtida quando se aumenta o número de comprimentos de onda. Duas situações são contempladas:

- Mantendo-se $W = L$, aumenta-se ao mesmo tempo a carga nas fibras e o “pool” de comprimentos de onda;
- Supondo que a carga nas fibras já esteja saturada, aumenta-se apenas o tamanho do “pool”, resultando em $W > L$.

A Fig. 3 compara o desempenho do anel sob diversos valores para a carga L e o tamanho do “pool” W .

3.1 Aumento da Carga nas Fibras

Suponha um anel sem convertibilidade com quatro comprimentos de onda. Se ampliarmos o número de comprimentos de onda para oito, tanto na fibra como na grade de comprimentos de onda disponíveis, quanto tráfego a mais poderá ser requisitado para a mesma probabilidade de bloqueio? As curvas $W4L4$ e $W8L8$ correspondem a um anel com $W=4$, $L=4$ e $W=8$, $L=8$, respectivamente. Comparando-se as curvas $W4L4$ com $W8L8$ na Fig. 3, verificamos que o tráfego requisitado (e por conseguinte o atendido também) é aproximadamente triplicado para as probabilidades de bloqueio de interesse (de 0,01 a 0,2). O ganho de entroncamento é evidente, e não difere

muito do ganho clássico produzido por entroncamentos de fios, correspondente à comparação entre LCP4 e LCP8, que representam o limitante de convertibilidade plena para quatro e oito comprimentos de onda, respectivamente.

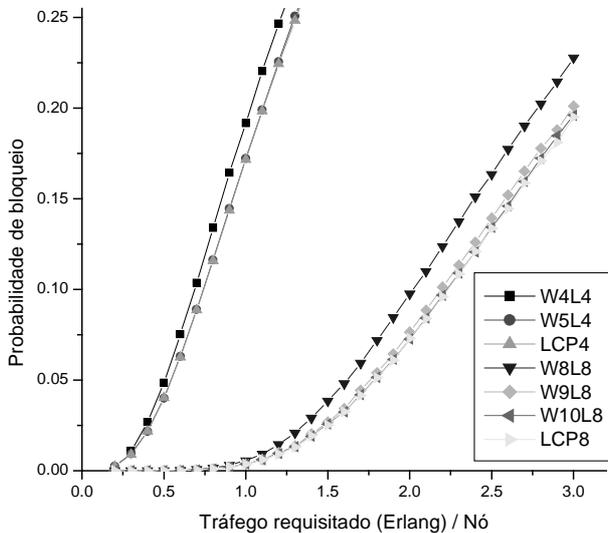


Fig. 3 - Influência do aumento da carga nas fibras e da ampliação do “pool” de comprimentos de onda na probabilidade de bloqueio do anel.

3.2 Ampliação da Grade de Comprimentos de Onda

Suponha que a carga das fibras esteja saturada em $L=4$, mas seja possível ampliar o “pool” de comprimentos de onda de quatro para cinco. O efeito desta ampliação sobre o desempenho pode ser aquilatado pela comparação das curvas W4L4 com W5L4 na Fig. 3. É interessante ainda cotejar essas duas curvas com LCP4. A comparação mostra que quase todo o ganho que poderia ser obtido pela adição de recursos de convertibilidade nos nós pode ser conseguido pela simples adição de um quinto comprimento de onda no “pool”, provavelmente com muito menos investimento.

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

4. AMPLIAÇÃO DA PLANTA DE FIBRAS

O aumento da capacidade pode também ser obtido mediante a simples duplicação do anel, com a instalação ou apropriação de mais fibra. Quanto aos nós, eles podem ser ou simplesmente duplicados, com ou sem integração do seu gerenciamento, ou substituídos em cada localidade por um nó com capacidade de roteamento. Nesta última opção, um caminho poderia trocar de fibra ao passar por um nó, ampliando assim as possibilidades de evitar bloqueios.

4.1 Duplicação dos Nós

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

- **Sem Integração (SI).** Nesta configuração, o tráfego é repartido estatisticamente entre os dois anéis. Sendo bloqueada pelo anel que a atendeu, a requisição será bloqueada definitivamente;
- **Requisição Sequencial (RS).** Nesta opção, a requisição é inicialmente submetida a um dos anéis, escolhido aleatoriamente. Se bloqueada por ele, é submetida ao outro anel. Observe que esta opção pode levar a alocações globalmente sub-ótimas do ponto de vista do algoritmo MAXSUM;
- **Gerenciamento Conjunto (GC).** Nesta configuração, a alocação é feita por um gerenciador comum aos dois anéis, que aplica o algoritmo MAXSUM sobre o conjunto dos $2L$ pares [fibra, comprimento de onda]. Observe que esta opção é equivalente à simples duplicação da carga nas fibras, já considerada na seção anterior. Observe ainda que, sob o algoritmo PF, GC seria equivalente a RS.

4.2 Nós Roteadores (NR)

Quando a duplicação das fibras se dá em torno de nós roteadores, a própria topologia dos caminhos físicos da rede (usando a nomenclatura adotada em [5]) é alterada. A duplicação de fibras em torno de nós roteadores é equivalente a uma situação em que:

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

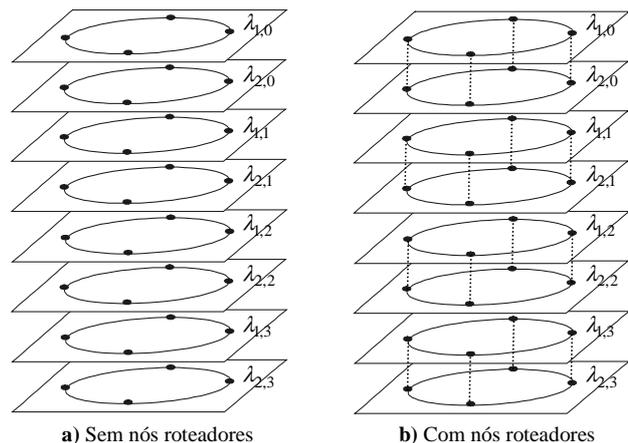


Fig. 4 - Redes equivalentes ao anel duplicado sem e com nós roteadores.

A Fig. 4 ilustra as topologias de caminhos físicos resultantes da duplicação sem e com os nós roteadores.

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

Resta considerar o que se entende por “rota desbloqueada num comprimento de onda”, para efeito do cálculo da capacidade das rotas que é central ao critério de alocação usado em MAXSUM.

Entenderemos que uma rota estará desbloqueada num certo comprimento de onda se cada um dos seus enlaces estiver livre em pelo menos uma fibra. É provável que este entendimento possa ser refinado num contexto de aperfeiçoamento do algoritmo MAXSUM, uma vez que ele não distingue entre rotas totalmente vazias e outras parcialmente ocupadas, ainda que desbloqueadas.

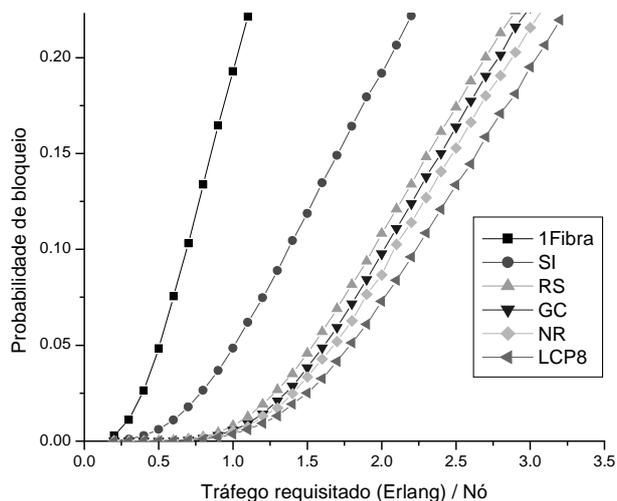


Fig. 5 - Influência da ampliação da planta de fibras, sob diversos regimes de integração, na probabilidade de bloqueio do anel.

A Fig. 5 compara o desempenho do anel com uma fibra com o de duas fibras sob diversos regimes de integração entre estas: SI, RS, GC, e NR. No caso SI, o tráfego atendido é apenas duplicado, caracterizando ausência de ganhos de entroncamento, conforme esperado. Os demais casos revelam ganhos de entroncamento relativamente próximos entre si. Isto significa que a integração do gerenciamento dos dois anéis gera ganhos quase tão grandes quanto seriam gerados pela integração das topologias físicas.

5. CONCLUSÕES

Diversas configurações foram examinadas para a duplicação dos comprimentos de onda ou das fibras de anéis ópticos com bloqueio. As principais conclusões são as seguintes:

- Aumentar o tamanho do “pool” de comprimentos de onda disponíveis em até cerca de 25% da carga máxima das fibras permite atender quase o mesmo tráfego que seria propiciado pela adição de convertibilidade plena de comprimento de onda em todos os nós;
- No caso da duplicação das fibras, a substituição dos nós por unidades roteadoras fornece um ganho incremental pouco significativo sobre o ganho que pode ser obtido pela integração dos dois anéis no nível do gerenciamento.

Com relação à primeira conclusão, é interessante lembrar que está demonstrada a existência de algoritmos que permitem o atendimento sem bloqueio de tráfego dinâmico de carga máxima L com cerca de $(\log_2 N)L$ comprimentos de onda, onde N é o número de nós do anel [6]. Como $\log_2 N$ é geralmente muito maior que 1,25, podemos concluir que a exigência de atendimento da seqüência de eventos de pior caso leva a um superdimensionamento da grade de comprimentos de onda. Essa é uma crítica comumente feita aos modelos de atendimento sem bloqueio neste contexto.

Infelizmente é pouco provável que a quase suficiência do excedente de 25% para igualar o desempenho do anel com convertibilidade possa se estender para outras topologias. É sabido que o anel é uma topologia que propicia ganhos relativamente modestos em associação com a conversão de comprimento de onda. Outras topologias, como a malha toroidal, proporcionam ganhos de convertibilidade mais significativos [7], que provavelmente exigirão mais comprimentos de onda para serem aproximados.

A segunda conclusão sugere que os recursos de interconexão cruzada (“optical crossconnecting”) provavelmente só se justificarão na interconexão entre anéis, e não no sentido longitudinal.

6. REFERÊNCIAS

- [1] R. Ramaswami e K.N. Sivarajan, *Optical Networks: a Practical Perspective*, Morgan Kaufmann Publishers, 1998.
- [2] I. Chlamtac, A. Ganz e G. Karmi, “Lightpath Communications: an Approach to High-Bandwidth Optical WAN’s”, *IEEE Transactions on Communications*, vol. 40, pp. 1171-1182, jul. 1992.
- [3] H. Zang, J.P. Jue e B. Mukherjee, “A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Networks”, *Optical Networks*, vol. 1, pp. 47-60, jan. 2000.
- [4] S. Subramaniam e R. Barry, “Wavelength Assignment in Fixed Routing WDM Networks”, *IEEE Int’l Conf. Comm.*, pp. 406-410, jun. 1997.
- [5] P.E. Green, Jr., *Fiber Optic Networks*, Prentice Hall, 1993.
- [6] O. Gerstel, G.H. Sasaki, S. Kutten e R. Ramaswami, *Worst-case Dynamic Wavelength Allocation in Optical Networks*, Technical Report RC20717, IBM Research Division, fev. 1997.
- [7] M. Kovacevic e A. Acampora, “Benefits of Wavelength Translation in All-Optical Clear-Channel Networks”, *IEEE Journal on Selected Areas on Communications*, vol. 14, pp. 868-880, jun. 1996.