

# ESTRATÉGIAS EVOLUTIVAS PARA A REDE ÓPTICA A PARTIR DE ANÉIS WDM

*J.R.P. Naves e H. Waldman*

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

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

e-mail: [jnaves@decom.fee.unicamp.br](mailto:jnaves@decom.fee.unicamp.br)

## RESUMO

O aumento da planta de fibras em anéis WDM é uma possível estratégia evolutiva para a rede óptica. Isto pode ser feito mantendo ou não a dimensionalidade dos nós e/ou a topologia do anel. Com a adição de mais fibra, pode-se simplesmente duplicar o anel, ou então inserir nós roteadores, e obter configurações alternativas mediante a implementação de cordas sobre o anel, as quais são caracterizadas pelo número de lances (“hops”) subentendidos pela corda no anel original. Este artigo compara os ganhos de capacidade que podem ser obtidos através desta estratégia.

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

## 1. INTRODUÇÃO

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

Numa segunda fase evolutiva, porém, o crescimento do tráfego e, possivelmente, do número de nós, exige que o anel evolua. Vários recursos podem ser utilizados para ampliar a sua capacidade, como por exemplo, adicionar tecnologia aos nós, especialmente capacidade de converter o comprimento de onda de caminhos passantes (essa capacidade pode afetar parcialmente a transparência dos caminhos, e pode limitar a cascadeabilidade dos nós na formação de caminhos, entre outras), duplicar o anel, inclusive os nós, alterando ou não a configuração e os recursos, como também, substituir os ADM’s, total ou parcialmente, por OXC’s de maior dimensionalidade, sendo plausível a adoção de OXC’s com duas entradas e duas saídas, que preservam de certa forma a circularidade e direcionalidade da topologia física e da topologia de caminhos físicos [1]. Esta opção implica na adição de mais fibra, porém segundo diversas alternativas topológicas.

## 2. MODELO PARA O ANEL WDM

A comparação entre os desempenhos das topologias evolutivas deve tomar como referência algum modelo de atendimento ao tráfego. A literatura considera em geral dois casos extremos: a rede sem bloqueio, na qual se busca minimizar o número de comprimentos de onda da grade necessária para atender sem bloqueio todas as requisições de caminhos que respeitem o requisito de carga máxima sobre as fibras; e a rede com bloqueio, onde se busca minimizar a probabilidade de bloqueio para um dado tamanho da grade. O caso sem bloqueio é em geral mais difícil de ser analisado, pois é necessário identificar a seqüência de eventos de pior caso para o algoritmo de alocação de comprimento de onda em consideração. A natureza estatística da rede com bloqueio facilita o seu estudo pela via computacional, além disso, ela provavelmente se aproxima melhor de um modelo realista de atendimento. Por estes motivos, adotamos este modelo para as análises.

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

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

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

Uma requisição por um caminho ou rota será considerada ilegal se um ou mais dos enlaces requisitados 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 ilegais 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”).

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.

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.

## 2.1 Alocação de Rota e Comprimento de Onda

Em topologias genéricas a implementação do algoritmo MAXSUM é computacionalmente intensiva e depende do conhecimento da topologia da rede pelos nós de origem e destino desta conexão. Em [4], mostrou-se que é possível implementar este algoritmo no anel óptico mediante o uso de métricas simples, que podem ser calculadas pelos nós de origem e destino.

Sejam,  $I_1, I_2, \dots, I_m$  os  $m$  comprimentos de onda disponíveis para acomodar a rota requisitada. Se o sub-anel correspondente ao comprimento de onda  $I_i$  já estiver acomodando pelo menos algum caminho preexistente, então a rota requisitada seria por ele acomodada num buraco  $C_i$  de tamanho  $n_i = |C_i| \geq H$ , onde  $H$  é o número de enlaces da rota requisitada. A acomodação no sub-anel  $i$  substituirá o buraco  $C_i$  por dois novos buracos, um à esquerda e outro à direita do novo caminho, de tamanhos  $a_i$  e  $b_i$  respectivamente, sendo:

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

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

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

Como a alocação de um buraco  $C_i$  implicaria na substituição de um buraco de tamanho  $n_i = |C_i|$  por dois de tamanho  $a_i$  e  $b_i$ , o número de rotas disponíveis após a alocação será:

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

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

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

Supondo que estejamos comparando comprimentos de onda numa única rota de tamanho  $H$ , pode-se então adotar a seguinte métrica de comparação, a ser minimizada:

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

ou sua equivalente (para rota única):

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

Contudo, se estivermos comparando comprimentos de onda sobre rotas diferentes, é necessário usar a métrica  $p_i$  dada por (2.4), neste caso  $H$  é função da rota, devendo portanto ser indexado juntamente com as demais variáveis.

A expressão da métrica  $n_i$  em (2.6) evidencia que a alocação de comprimento de onda deve privilegiar, entre as opções de mesma rota: a) buracos de menor tamanho  $n_i$ ; e b) buracos onde a inserção do novo caminho seja mais assimétrica, o que minimiza o produto  $a_i b_i$  para a mesma soma  $a_i + b_i = n_i - H$ . Como  $a_i b_i$  é pelo menos zero e no máximo  $(n_i - H)^2 / 4$ , a condição para que a decisão seja tomada apenas com base no tamanho do buraco é que, para algum buraco, tenhamos:

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

$$\therefore n_i \leq H + 2\sqrt{H} \quad (2.7)$$

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

Acoplado-se as regras de decisão de AA e/ou PF e/ou MS (obtidas anteriormente) a um algoritmo de alocação de rota, pode-se simular o desempenho deste para três níveis representativos de sofisticação em alocação de comprimento de onda. Para esse fim, será considerado o seguinte algoritmo de alocação de rota:

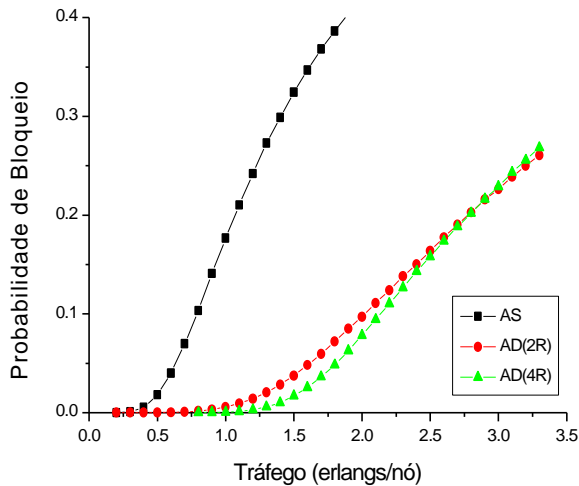
- roteamento dinâmico com prioridade para o caminho mais curto (DRS – “dynamic routing/shortest path first”), no qual o caminho mais longo só é testado se for constatado boqueio da rota mais curta.

### 3. AMPLIAÇÃO DA PLANTA DE FIBRAS

Nesta seção, é apresentado o desempenho simulado de algumas possíveis topologias evolutivas a partir do anel, pela ampliação da planta de fibras. O desempenho é caracterizado pela probabilidade de bloqueio como função do nível de tráfego por nó. Em todas as simulações, o regime estatístico de tráfego é caracterizado por chegadas poissonianas de requisições e retenção exponencial dos caminhos, ou seja, tráfego sem memória. Com relação a distribuição espacial do tráfego, considera-se o caso onde o tráfego é uniforme, ou seja, todos os pares origem-destino têm a mesma probabilidade de gerar uma requisição de caminho.

#### 3.1 Duplicação dos Nós

Supondo que um anel com 16 nós e 4 comprimentos de onda, seja simplesmente duplicado, ou seja, instalado um novo anel com mais 16 ADM's e 4 comprimentos de onda. O aumento de capacidade resultante depende da forma como os dois anéis forem gerenciados para atender tráfego agregado [5]. Nas simulações apresentadas a seguir, considera-se o gerenciamento conjunto dos recursos, ou seja, a alocação é feita por um gerenciador comum aos dois anéis, que aplica o algoritmo de alocação de comprimento de onda sobre os 2L pares [fibra, comprimento de onda] (sendo L a carga máxima das fibras). Tomou-se como referência o algoritmo MAXSUM, já que em estudos preliminares verificou-se que este apresentou o melhor desempenho.



**Figura 1.** Comparação do desempenho dos algoritmos de alocação de comprimento de onda no anel simples (AS) e no anel duplo (AD) para 2 e 4 rotas.

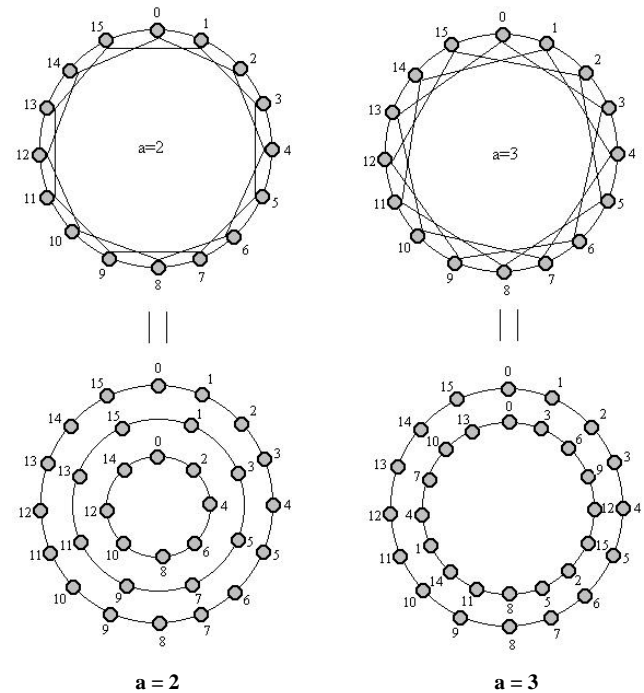
A Fig.1 mostra a simulação realizada no anel duplo, na qual compara-se o efeito de tentar atender a uma requisição, somente utilizando as duas rotas mais curtas (no caso da não disponibilidade de comprimentos de onda nestas rotas a requisição é bloqueada), e quando dispõe-se de todas as rotas possíveis (são 4) para atender a requisição. Esta figura também compara os ganhos obtidos a partir da duplicação dos nós, com o anel simples (sem duplicação).

A duplicação do anel com a integração do seu gerenciamento, produziu ganhos de entroncamento, ou seja, o tráfego que era atendido anteriormente no anel simples foi mais que duplicado, para uma mesma probabilidade de bloqueio. Observa-se também que para níveis de tráfego mais baixos, tentar atender a uma requisição utilizando todas as possibilidades de rotas, é mais vantajoso que só tentar utilizar as duas rotas mais curtas, entretanto, para um determinado nível crítico de tráfego esta situação inverte-se.

Para as simulações seguintes, são consideradas todas as possibilidades de rotas.

No caso anterior, os dois anéis possuíam a mesma configuração de conexões, ou seja, o nó 0 (zero) conectado com o nó 1, o nó 1 com o 2, o 2 com o 3, e assim por diante, ou seja, o segundo anel foi construído com cordas de tamanho 1 ( $a=1$ ), em relação ao anel original.

A Fig. 2 ilustra as topologias resultantes quando utilizam-se cordas de tamanho 2 e 3.

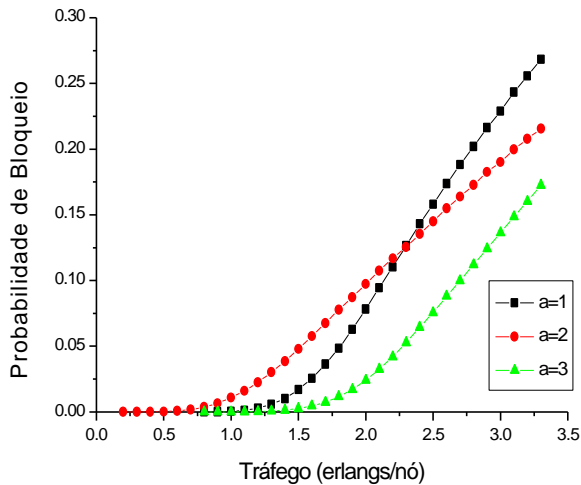


**Figura 2.** Duplicação dos nós para  $a=2$  e 3.

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

A Fig. 3, mostra uma comparação entre os desempenhos destas topologias, bem como para o caso da duplicação do anel sem

alteração da configuração dos nós ( $a=1$ ) (apresentado anteriormente).



**Figura 3.** Resultados das simulações nos anéis duplos com  $a=1$ ,  $a=2$  e  $a=3$ .

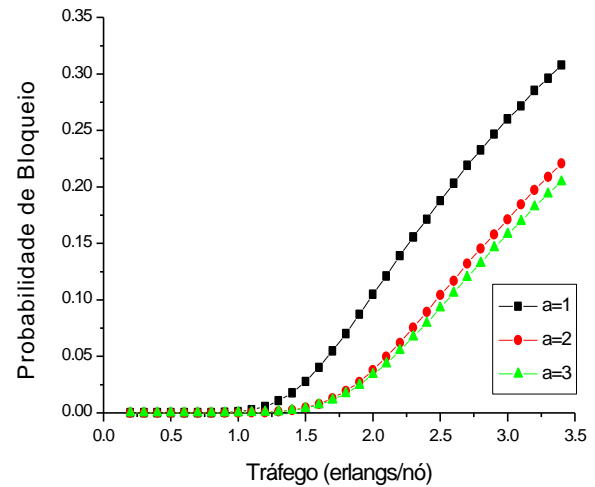
Verifica-se nesta figura que o anel duplo com  $a=3$ , apresenta o melhor desempenho.

Na comparação entre  $a=1$  e  $a=2$ , observa-se que para níveis de tráfego abaixo de 2,3 erlangs/nó, o anel duplo com  $a=1$  representa a melhor solução, já para valores de tráfego superiores, o anel com  $a=2$  é a melhor escolha. É importante observar que neste último, a rota mais curta é sempre menor ou igual ao caso  $a=1$ , além disso, quando são possíveis as 4 rotas, 2 rotas serão menores e as outras duas serão iguais ao caso  $a=1$ . Portanto, quando o nível de tráfego é alto, a alocação de uma requisição em rotas mais curtas, diminui a probabilidade de bloqueio média da rede. O fato de sempre se ter 4 possibilidades ( $a=1$ ) de alocar uma rota para uma dada requisição, mesmo que para isso utilize-se rotas longas, só é vantajoso quando o tráfego é baixo.

Comparando-se as topologias  $a=1$  e  $a=3$ , verifica-se que a rota mais curta é sempre menor ou igual ao caso  $a=1$ . Ocorre também que quando utiliza-se cordas de tamanho 3, aumenta-se as possibilidades de atendimento de uma requisição com um único "hop", já que, aumenta-se a "vizinhança" de cada nó. Por exemplo, o nó 0 possui como vizinhos os nós 1, 15, 3 e 13, e para corda 1, somente os nós 1 e 15.

Para os outros valores de cordas que oferecem conectividade total para o anel derivado (ou seja, cordas que não são múltiplos de 16), o resultado é o mesmo que no caso  $a=3$ , pois, a única diferença, é na configuração das conexões, e como o tráfego é espacialmente uniforme, elas têm a mesma probabilidade de ocorrer.

A seguir são apresentadas as simulações utilizando anéis com um número primo de nós (17). O objetivo é verificar o desempenho dos anéis, para as cordas de tamanho 1, 2 e 3, já que neste caso a corda de tamanho 2 também proporcionará conectividade total no anel derivado. A Fig. 4 mostra esta comparação.



**Figura 4.** Comparação de um anel duplo com 17 nós para  $a=1$ , 2 e 3.

Neste caso também confirma-se o que foi verificado anteriormente quando os anéis possuíam um número par de nós, ou seja, o anel duplo com  $a=3$  é a melhor escolha. Como era de se esperar, quando o número de nós é primo, a diferença de desempenho entre as topologias com corda igual a 2 e 3 é bastante pequena, mas ainda assim, o anel duplo com  $a=3$  possibilita uma maior capacidade de atendimento ao tráfego.

A seguir, é apresentado uma outra estratégia de ampliação da capacidade do anel, a qual utiliza nós roteadores.

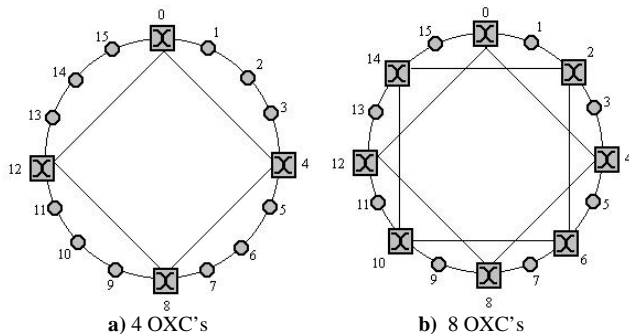
### 3.2 Nós Roteadores (OXC's)

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

- 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.

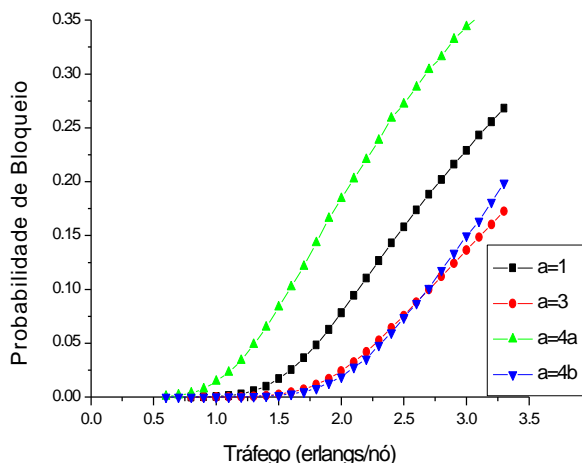
A aplicação do algoritmo MAXSUM no anel duplicado com nós roteadores exige alguma discussão. A rigor, uma requisição que passe por  $H$  enlaces disporia de  $2^H$  rotas pelo caminho mais curto, de maneira que o problema de alocação de rota ressurgesse aparentemente. Na verdade, porém, esse problema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

A Fig. 5a e 5b ilustra as topologias analisadas, as quais utilizam 4 e 8 OXC's respectivamente, implementados com corda de tamanho 4 sobre o anel original.



**Figura 5.** Ampliação da planta de fibras no anel usando OXC's com  $a=4$ .

O programa elaborado inicialmente determina todas as rotas possíveis entre cada par origem destino. É importante esclarecer que entende-se por rotas possíveis àquelas que partindo do nó origem, chegam ao nó destino sem fazer “loops”, ou seja, a rota não passa duas vezes pelo mesmo nó, assim, as rotas terão um tamanho mínimo de 1 enlace e tamanho máximo de 15 enlaces.



**Figura 6.** Comparação da capacidade de atendimento ao tráfego entre as topologias apresentadas.

Nestas topologias, o número total de rotas encontradas foi 3136 e 24736 para 4 e 8 OXC's, respectivamente. Levando-se em conta que o número de pares origem - destino é  $16 \times 15 = 240$ , o número médio de rotas por par ficou entre 13,07 e 103,07, aumentando bastante em comparação ao anel simples (só 2 rotas possíveis) e o anel duplo (4 rotas possíveis).

A Fig. 6 mostra uma comparação entre os desempenhos do anel duplo com  $a=1$  e 3, e o anel com nós roteadores  $a=4$  (com 4 e 8 OXC's, os quais são referenciados na figura pelas siglas 4a e 4b, respectivamente). Observa-se que o desempenho do anel com 4 OXC's foi bastante inferior ao caso da duplicação dos nós, entretanto, ao se adicionar mais 4 OXC's há um aumento significativo na capacidade de atendimento ao tráfego, superando para níveis mais baixos de tráfego, o anel duplo com  $a=3$ . Para valores de tráfego superiores a 2,5 erlangs/nó, essa situação começa a inverter-se.

## 4. CONCLUSÕES

As simulações realizadas mostram que para o caso da duplicação do anel, implementar o segundo anel com cordas de tamanho 3 proporciona uma maior capacidade de atendimento ao tráfego. É importante salientar que as três alternativas estudadas ( $a=1, 2$  e 3), apresentam o mesmo custo com relação ao número de ADM's utilizados (32). A utilização do algoritmo de roteamento DRS, mostrou que admitir a rota mais longa entre as opções de alocação só é vantajoso para níveis de tráfego suficientemente baixos. Acima de um certo nível crítico, é melhor proibir a rota mais longa. Com a utilização de OXC's, verificamos que o número de alternativas de roteamento cresce de forma explosiva, entretanto, este fato não provoca um aumento proporcional na capacidade desta rede, já que o desempenho desta (com 8 OXC's) foi praticamente o mesmo do caso  $a=3$ , o qual só disponibiliza 4 alternativas de roteamento.

As métricas obtidas para implementar o MAXSUM no anel, foram de grande valia, já que evitaram que fossem feitas contagens exaustivas de todos os caminhos afetados por cada alocação viável, fato este que não pode ser evitado no anel com OXC's, pois nesta topologia há um emaranhado de caminhos (“mesh networks”), perdendo o sentido falar-se em inserção assimétrica em buracos. Isto provocou um agravante nas simulações, já que o tempo de simulação aumentou bastante. Este fato nos motivou a iniciar um estudo na busca de métricas para a utilização do MAXSUM em topologias genéricas.

Outro tema a ser investigado, diz respeito ao melhoramento do algoritmo MAXSUM, já que ele atribui o mesmo custo a todos os decréscimos de capacidade de rota de  $k$  para  $(k-1)$  canais, independentemente do valor de  $k$ . Entretanto, as rotas cuja capacidade passar de um para zero ficarão bloqueadas imediatamente após a alocação que causar essa perda, ao passo que as outras (com  $k>1$ ) apenas ficarão mais vulneráveis a futuros bloqueios. Assim sendo, parece razoável esperar que o algoritmo tenha seu desempenho melhorado atribuindo-se custos (à perda de capacidade) que sejam função decrescente de  $k$ .

## 5. REFERÊNCIAS

- [1] P.E. Green, Jr., “Optical Networking Update”, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 14, pp. 764-779, jun. 1996.
- [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] H. Waldman, D.R. Campelo e R. Camelo, “Dynamic Priority Strategies for Wavelength Assignment in WDM Rings”, *2000 IEEE Global Telecommunications Conference (Globecom'00)*, Conference Record, pp. 1288-1292, San

Francisco, U.S.A, 27 de novembro – 01 de dezembro de 2000.

- [5] D.R. Campelo, R. Camelo e H. Waldman, “Estratégias de Ampliação da Capacidade de Anéis Ópticos com Bloqueio”, *CD-ROM XVIII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, artigo 5150118, Gramado, RS, 03-06 setembro, 2000.
- [6] R. Camelo, “Alocação de Rota e Comprimento de Onda em Anéis WDM”, *Tese de Mestrado*, FEEC/UNICAMP, março/2001.