

Algoritmos para Posicionamento de Conversores em Redes Ópticas

Ramide Dantas, Anderson Costa, Dênio Mariz,
Djamel Sadok, Carlos A. Kamienski

Centro de Informática – Universidade Federal de Pernambuco (UFPE)
Caixa Postal 7851 – 50732-970 – Cidade Universitária, Recife/PE

{ramide, anderson, denio, jamel, cak}@gprt.ufpe.br

Abstract. *Much work in the area of optical networks has considered the use of wavelength converters: if a node of a network contains a wavelength converter, any path that passes through this node may change its wavelength, allowing better utilization of available wavelengths. Since converters are a scarce resource, they must be placed strategically over the network. In this work, we propose a set of “Sequential Weighted” heuristics, which take into consideration the already placed converters before place a new one over the network. A performance evaluation shows that, when compared to existing heuristics, Sequential Weighted heuristics can obtain gains related to the general block probability of the network after converters placement.*

Resumo. *Os conversores ópticos são equipamentos capazes de converter comprimentos de onda com o objetivo de minimizar a probabilidade de bloqueio no estabelecimento de conexões na rede e, como são equipamentos escassos, devem ser posicionados em pontos cuidadosamente escolhidos. Este trabalho considera o problema do posicionamento de conversores e o seu impacto no desempenho das redes ópticas. Heurísticas Seqüenciais para posicionamento de conversores, que consideram interativamente os conversores já posicionados, são propostas e comparadas com outras já existentes. Uma avaliação mostra que o desempenho das heurísticas seqüenciais é superior considerando a redução da probabilidade de bloqueio.*

1. Introdução

O surgimento e a demanda crescente por novas aplicações multimídia, como teleconferência e vídeo sob demanda, e o crescimento do número de usuários da Internet têm aumentado consideravelmente os requisitos de largura de banda nas redes de transporte que constituem o *backbone* dos provedores de serviços de telecomunicações. Diante deste cenário, as redes ópticas transparentes com comutação de comprimento de onda têm sido foco de estudo e emergido como uma tecnologia promissora para atender a tais requisitos e constituir o *backbone* das redes da próxima geração [1],[2].

As redes ópticas transparentes fazem uso da tecnologia WDM (*Wavelength Division Multiplexing*), consistindo de comutadores ópticos de comprimentos de onda (*Optical Crossconnects*, OXCs) interconectados por enlaces de fibra óptica numa topologia arbitrária. Este tipo de rede fornece o transporte de dados entre pares de nós através do estabelecimento de circuitos comutados chamados caminhos ópticos, ou *lightpaths*.

O caminho óptico representa uma conexão direta entre dois nós finais e deve ser estabelecido antes que a comunicação entre quaisquer dois nós se inicie [3]. Para estabelecer o caminho óptico, normalmente é necessário que o mesmo comprimento de onda¹ esteja alocado em cada enlace que participa do caminho escolhido entre os dois pontos, sendo que cada enlace tem um número fixo de comprimentos de onda. Esta propriedade é conhecida como “restrição de continuidade do comprimento de onda” (*wavelength continuity constraint*), a qual torna a modelagem das redes ópticas diferente das tradicionais redes de comutação de circuitos da telefonia fixa.

Em uma rede óptica, pedidos de estabelecimento de caminhos ópticos entre dois pontos quaisquer são feitos sob demanda – chegando seqüencialmente no tempo –, sendo que cada caminho precisa ser formado dinamicamente sobre a rede, considerando os caminhos já estabelecidos. Uma vez que um pedido é atendido e o caminho foi estabelecido, este permanece ativo por um período de tempo determinado. Enquanto os caminhos ópticos estão ativos, eles ocupam um comprimento de onda específico de cada enlace que participa do caminho, o qual é liberado quando o caminho é desfeito. Um comprimento de onda que esteja sendo usado por algum caminho não pode ser usado novamente até que seja liberado. Dessa forma, quanto mais caminhos forem alocados sobre a rede óptica, menor é o número de comprimentos de onda disponíveis e, portanto, maior é a probabilidade de que um novo caminho não possa ser alocado por falta de recursos (probabilidade de bloqueio). Um dos principais objetivos dos projetos de redes ópticas é a redução da probabilidade de bloqueio [1].

A ausência de um comprimento de onda contínuo, mesmo havendo *lambdas* livres em todos os enlaces, implica no bloqueio da tentativa de conexão. Esta restrição, porém, pode ser eliminada (ou reduzida) através do uso de equipamentos capazes de converter um *lambda* em outro. Os nós dotados destes equipamentos são ditos nós conversores.

O impacto do número de nós conversores no desempenho da rede tem sido de interesse particular da comunidade de redes ópticas, visto que sua utilização diminui a probabilidade de bloqueio no estabelecimento das conexões [1]. Os benefícios do uso de conversores de comprimento de onda em redes ópticas foram estudados em diversos trabalhos [7],[18],[15],[14],[21].

Apesar do uso de conversores melhorar a utilização da rede pela redução da taxa de bloqueio, o custo elevado desses dispositivos ainda torna impraticável seu emprego em todos os nós da rede. Devido a esta limitação, estudos têm sido realizados focando a alocação esparsa de conversores, que consiste em equipar apenas parte dos nós da rede com estes dispositivos. Esta abordagem tem demonstrado que com um número relativamente pequeno de conversores pode-se alcançar um desempenho satisfatório [21]. Algoritmos ótimos de alocação de conversores já foram propostos para topologias simples como anel e barramento [4]. Diversas heurísticas têm sido propostas na literatura na tentativa de solucionar o problema para topologias arbitrarias² [13], [17] [19]. A proposta deste trabalho é apresentar algoritmos heurísticos de alocação de conversores capazes de minimizar a probabilidade de bloqueio assumindo topologias arbitrarias.

¹ Comprimento de onda é também chamado de *wavelength*, *lambda* ou simplesmente λ

² Chamadas originalmente de “*Mesh Topologies*”

A estratégia para encontrar caminhos entre dois nós da rede e alocar os comprimentos de onda nos enlaces do caminho é conhecida como *Routing and Wavelength Assignment* (RWA). Pesquisas recentes demonstram que uma boa estratégia (ou algoritmo) RWA associado a um algoritmo para posicionamento de conversores são os dois veículos principais para a redução da probabilidade de bloqueio em redes ópticas [4],[5],[6],[7]. A pesquisa sobre algoritmos RWA e posicionamento de conversores em redes ópticas, entretanto, ainda é recente e incompleta e existem muitos problemas ainda em aberto. Este trabalho faz uma análise de algoritmos para posicionamento de conversores existentes e propõe e avalia novos algoritmos. Para tanto, um simulador de redes ópticas, foi desenvolvido como ferramenta para análise dos algoritmos.

O restante deste artigo é organizado da seguinte maneira. Na seção 2 são apresentados os trabalhos relacionados. Os algoritmos propostos estão contidos na seção 3. As avaliações dos algoritmos e a discussão dos resultados estão na seção 4. Finalmente, apresentamos as conclusões e tecemos comentários sobre possíveis trabalhos futuros na seção 5.

2. Trabalhos Relacionados

O problema do posicionamento de conversores foi primeiramente considerado em [4]. Soluções ótimas baseadas em programação dinâmica para topologias em barramento e anel foram propostas para tráfegos uniformes e não uniformes. Quando comparada ao posicionamento randômico, o posicionamento ótimo apresentou um ganho considerável no desempenho da rede quanto à taxa de bloqueio.

Uma heurística para posicionamento de conversores foi apresentada em [20], onde os conversores são colocados nos nós com maior número médio de enlaces de saída congestionados. Enquanto a heurística resultava em soluções quase ótimas para topologias como NFSNET, ela não apresentava resultados próximos do ótimo para casos simples de topologias em barramento com tráfego uniforme.

Em [19] foram apresentados três algoritmos de complexidade linear para obter soluções próximas da ótima em topologias em barramento. Os autores provaram que o posicionamento ótimo para minimizar a probabilidade de bloqueio fim-a-fim é obtido quando os segmentos ao longo do caminho têm iguais probabilidades de bloqueio. Entretanto, o posicionamento ótimo nem sempre é obtido, uma vez que nem sempre é possível dividir o caminho de modo que as probabilidades de bloqueios nos segmentos sejam iguais.

Em [13] foram propostos algoritmos heurísticos para posicionamento de conversores em topologias arbitrárias. Estas heurísticas faziam uso de um modelo analítico, também proposto no mesmo trabalho, que estimava o bloqueio da rede com o objetivo de minimizar a probabilidade de bloqueio média e a probabilidade de bloqueio máxima sobre todos os caminhos da rede.

Diversas pesquisas demonstraram que um esquema efetivo para RWA e um algoritmo de alocação de conversores são os dois veículos primários para melhoria da taxa de bloqueio nas redes ópticas. No entanto, estes tópicos têm sido pesquisados separadamente. Em particular, os estudos do RWA raramente consideram a presença de conversores. Trabalhos mais recentes como [1] apresentam argumentos e evidências de que algoritmos de RWA e posicionamento de conversores devem ser considerados conjuntamente, uma vez que os algoritmos de alocação de conversores não apresentam

os mesmos resultados quando executados na presença de diferentes algoritmos de RWA. Outro trabalho interessante diz respeito a uma proposta de arquitetura de rede que combina as vantagens da conversão de comprimento de onda esparsa e parcial, o que implicaria numa significativa redução do número de conversores e flexibilidade para migração da rede de transporte para suportar a conversão de comprimento de onda [16].

3. Algoritmos para Posicionamento de Conversores

O problema do posicionamento de conversores é NP-Completo [22]. Em outras palavras, não é conhecido se existe um algoritmo capaz de fornecer uma solução ótima para o problema em tempo polinomial. Assim, para redes reais (não simples), o tempo para a obtenção de uma solução pode ser inaceitável em função da topologia e de outras restrições. Dessa forma, boas heurísticas são de fundamental importância para a resolução desses problemas no campo prático.

Nesta seção é apresentado um conjunto de heurísticas para posicionamento de nós conversores em redes totalmente ópticas. É assumido que tais nós são capazes de realizar a conversão total, i.e., sem restrições quanto às portas ou aos comprimentos de onda de entrada e de saída. O objetivo destas heurísticas é distribuir os conversores, os quais são considerados recursos caros e escassos, de forma a minimizar a probabilidade de bloqueio média da rede e, conseqüentemente, melhorar sua utilização.

Será adotado o conceito de *segmento* como sendo um trecho de uma rota³ onde se aplica a restrição de continuidade de comprimento de onda. Tem-se então que uma rota é composta de 1 a n segmentos não sobrepostos (i.e., sem enlaces comuns), onde n o é número de *hops* da rota. O nó conversor tem a propriedade de eliminar a restrição de continuidade. Dessa forma, um nó conversor quando colocado no interior de um segmento, particiona este segmento gerando dois novos segmentos com o nó conversor na fronteira entre eles.

O tamanho de um segmento é um fator determinante de sua probabilidade de bloqueio, i.e., quanto maior o número de *hops*, mais difícil encontrar um comprimento de onda livre passando por todos os enlaces do segmento [14]. A indisponibilidade de comprimentos de onda contínuos em um segmento é suficiente para impossibilitar o estabelecimento de toda a rota. Mesmo a rota possuindo um tamanho médio de segmento pequeno (e.g., uma rota com 9 *hops*, segmentos com 1, 2 e 6 *hops*, média de 3 *hops* por segmento), as chances desta rota ser estabelecida com sucesso serão determinadas principalmente pela disponibilidade de recursos no maior segmento (no caso, o de tamanho 6). Sendo assim, deve ser objetivo das heurísticas minimizar o tamanho máximo dos segmentos de cada rota, para dessa forma, minimizar a probabilidade de que estas rotas sejam bloqueadas.

Os algoritmos propostos neste trabalho são os seguintes:

- *Highest Degree First (HDF)*
- *Sequential Weighted – Mean Segment Size (SW-MSS)*
- *Sequential Weighted – Current Segment Size (SW-CSS)*
- *Sequential Weighted – Current Segment Distance (SW-CSD)*

³ Será adotado o termo “**rota**” para definir um caminho potencial.

Além desses, descrevemos ainda os algoritmos *Total Outgoing Traffic (TOT)* e *Random*, já propostos na literatura os quais são usados neste trabalho para fins de comparação. Os algoritmos são descritos em detalhe a seguir.

3.1. Total Outgoing Traffic (TOT)

A heurística TOT foi apresentada em [13] e, apesar de sua simplicidade, obteve resultados próximos dos obtidos via modelo analítico proposto pelo mesmo autor. Dado um conjunto pré-definido de rotas e suas respectivas cargas, esta heurística define que o peso de um nó (seu potencial em receber um conversor) é dado pela soma das cargas de todas as rotas que passam e/ou se originam neste nó. Dado um grafo $G=(V, E)$ representando a topologia da rede, a complexidade computacional deste algoritmo pode ser aproximada para $O(n^2)$, com $n=|V|$.

Algoritmo: Total Outgoing Traffic – TOT	
INPUT:	Rede $G=(V, E)$; K, o número de conversores a colocar, $K \leq V $; R, conjunto de rotas pré-definidas;
OUTPUT:	C, os nós onde devem ser colocados os conversores, $C \subseteq V$
1	Com $v_i \in V$, fazer $Peso(v_i)=0$, para $i=1,2,\dots, V $
2	Com $r_i \in R$, para $i=1,2,\dots, R $, fazer:
3	Para todo nó u presente em r_i , com $u \neq Destino(r_i)$, fazer:
4	$Peso(u)=Peso(u) + Carga(r_i)$
5	Criar lista ordenada de nós $L=\{l_1,l_2,\dots,l_n\}$, de maneira que o $Peso(l_i) \geq Peso(l_{i+1})$
6	Atribuir a C os K primeiros elementos de L
7	Retornar C

Algoritmo 1 – Algoritmo Total Outgoing Traffic – TOT

3.2. Random Converter Placement

Uma heurística comumente usada em trabalhos ligados a este tema é o algoritmo *Random Converter Placement*, ou simplesmente *Random*. Este algoritmo seleciona aleatoriamente os nós da rede para atribuir os conversores, assumindo que todos os nós têm a mesma probabilidade de serem selecionados.

Algoritmo: Random Converter Placement	
INPUT:	Rede $G=(V, E)$; K, o número de conversores a colocar, $K \leq V $
OUTPUT:	C, os nós onde devem ser colocados os conversores, $C \subseteq V$
1	$C = K$ nós escolhidos aleatoriamente e uniformemente a partir do conjunto V
2	Retornar C

Algoritmo 2 – Algoritmo Random Converter Placement

A complexidade do algoritmo *Random* é basicamente a complexidade de atribuir o valor a uma Variável Aleatória Uniforme (VAU) e selecionar K elementos em um conjunto. Assumindo que os nós da rede estão armazenados em um vetor, a complexidade do algoritmo *Random* é $O(xK)$, onde x é o custo de obter um valor para uma VAU e K é o número de conversores.

3.3. Highest Degree First (HDF)

A influência do grau dos nós na probabilidade de bloqueio média da rede foi estudada em [14]. A heurística HDF, proposta neste trabalho, parte do princípio de que por nós de

maior grau passam potencialmente mais rotas. Em outras palavras, esta heurística assume que existe uma alta correlação positiva entre o grau de um nó e a probabilidade que este nó tem de participar o caminho entre dois nós quaisquer. Dessa forma, os nós de maior grau são selecionados como bons candidatos a receber um conversor. O algoritmo é descrito em detalhes a seguir.

Algoritmo: Highest Degree First (HDF)	
INPUT:	Rede $G=(V, E)$; K, o número de conversores a colocar, $K \leq V $
OUTPUT:	C, os nós onde devem ser colocados os conversores, $C \subseteq V$
1	Criar lista ordenada de nós $L=\{l_1, l_2, \dots, l_n\}$, de maneira que o $Grau(l_i) \geq Grau(l_{i+1})$
2	Atribuir a C os K primeiros elementos de L
3	Retorna C

Algoritmo 3 – Algoritmo Highest Degree First (HDF)

A complexidade do algoritmo HDF é basicamente a complexidade da ordenação de n elementos, ou seja, $O(n \lg n)$, onde $n = |V|$ é o número de nós da rede.

3.4. A Classe de Algoritmos Sequential Weighted

As três heurísticas apresentadas a seguir pertencem à classe de algoritmos que será denominada aqui de *Sequential Weighted* (SW). A estrutura básica para esta classe de algoritmos é mostrada no quadro “Algoritmo 4”, a seguir. A função *PesoRota(r,v)*, chamada nos passos 8 e 13, é diferente para as três heurísticas. Esta função é responsável por calcular o peso de uma rota r dado um nó v contido em r .

Algoritmo: Sequential Weighted	
INPUT:	Rede $G=(V, E)$; K, o número de conversores a colocar, $K \leq V $; R, o conjunto de rotas pré-definidas;
OUTPUT:	C, os nós onde devem ser posicionados os conversores, $C \subseteq V$;
1	Com $v_i \in V$ para $i=1, 2, \dots, V $, fazer $Peso(v_i)=0$
2	Com $r_i \in R$ para $i=1, 2, \dots, R $, fazer:
3	Para todo nó u presente em r_i , fazer $Peso(u)=Peso(u)+Carga(r_i)$
4	Fazer $C = \emptyset$
5	Enquanto número de conversores $< K$ fazer:
6	Escolher $w \in V$ sem conversor tal que $Peso(w) \geq Peso(v_i)$, $v_i \in V$ e $i=1, \dots, V $
7	Para toda rota $s \in R$ tal que w está presente em s , fazer:
8	Para todo nó u presente em r_i , fazer $Peso(u)=Peso(u)-PesoRota(s, u)$
9	Marcar w como possuindo conversor
10	Para toda rota $s' \in R$ tal que w está presente em s' , fazer:
11	Fazer t o segmento de s' que contém w
12	Particionar t em t' e t'' de forma que w termine t' e inicie t''
13	Para todo nó u presente em r_i , fazer $Peso(u)=Peso(u)+PesoRota(s', u)$
14	Fazer $C = C + \{w\}$
15	Retornar C

Algoritmo 4 – Algoritmo Básico das Heurísticas Sequential Weighted (SW)

A seguir, são apresentados três algoritmos, variantes da classe de algoritmos SW, que são: SW-MSS, SW-CSS e SW-CSD. A complexidade desses algoritmos é influenciada pela topologia em uso, em especial pelo tamanho médio das rotas, podendo

ser aproximada para $O(Kn^2)$ no SW-MSS e para $O(Kn^3)$ para ambos SW-CSS e SW-CSD, onde $n=|V|$ e K igual ao número de conversores. Os três algoritmos são apresentados a seguir.

3.4.1. Sequential Weighted – Mean Segment Size (SW-MSS)

Esta heurística atribui o peso de cada nó como sendo a soma do tamanho médio de segmento de todas as rotas que passam pelo nó. Este tamanho médio pode ser obtido da seguinte maneira:

$$PesoRota(r,v) = \frac{Tamanho(r)}{NumConv(r)}$$

onde $Tamanho(r)$ é número de *hops* da rota r e $NumConv(r)$ é número de conversores presentes na rota r (desconsiderando origem e destino). O cálculo desta função tem complexidade $O(1)$.

3.4.2. Sequential Weighted – Current Segment Size (SW-CSS)

Nesta heurística o peso de um nó é dado pelo soma dos tamanhos dos segmentos nos quais o nó está presente para todas as rotas que atravessam o nó. Tem-se então a função $PesoRota(r,v) = Tamanho(Segmento(r,v))$, onde $Segmento(r,v)$ informa o segmento de r onde v se encontra, com complexidade limitada em $O(n)$.

3.4.3. Sequential Weighted – Current Segment Distance (SW-CSD)

Semelhante à SW-CSS, a heurística SW-CSD também considera os segmentos nos quais o nó está inserido, porém o peso do nó é dado pela soma da menor distância do nó às extremidades de cada segmento. Assim sendo, a função $PesoRota(r,v)$ assume a forma

$$PesoRota(r,v) = \text{Min}\{\text{Dist}[\text{Origem}(\text{Segmento}(r,v)),v], \text{Dist}[\text{Destino}(\text{Segmento}(r,v)),v]\}$$

onde $Origem(s)$ e $Destino(s)$ retornam respectivamente o nós origem e destino do segmento e $Dist(v,u)$ fornece a distância em *hops* entre dois nós. Também nesta heurística, a operação $PesoRota(r,v)$ tem complexidade limitada em $O(n)$.

3.5. Considerações adicionais sobre os algoritmos

Nas heurísticas TOT e HDF, a colocação de um conversor não considera os conversores colocados previamente (a não ser pelo fato de que os nós conversores são retirados do conjunto de nós candidatos). Nas heurísticas da família *Sequential Weighted* (SW), propostas neste trabalho, a colocação de um novo conversor considera a existência de outros conversores previamente colocados na rede. Os conversores são colocados seqüencialmente, um após o outro e, a cada passo, é necessário recomputar o peso de todos nós. Finalmente, o nó com maior peso é escolhido para receber o conversor.

Supondo a situação na qual um nó se encontra dentro um segmento grande (15 *hops*, por exemplo), porém próximo a sua origem (e.g. a um *hop* de distância). A heurística SW-CSS soma ao peso deste nó o valor 15, o mesmo valor caso o nó estivesse exatamente no meio do segmento. Enquanto no primeiro caso o segmento seria dividido em dois outros de tamanhos 1 e 14 *hops* (supondo que fosse colocado conversor neste nó), no segundo o resultado seriam dois segmentos com 7 e 8 *hops*. Como o objetivo é minimizar o tamanho máximo (na média os dois casos são iguais), uma heurística mais adequada somaria ao peso do nó valor menor no primeiro caso que

o acrescido no segundo. Isso é feito pela heurística SW-CSD, que somaria 1 e 7 respectivamente.

4. Avaliação de Desempenho dos Algoritmos Propostos

Para avaliar as heurísticas apresentadas foram realizadas simulações sobre as topologias de duas redes reais: a GÉANT e a AT&T. A rede GÉANT é uma rede de pesquisa européia, resultado da colaboração entre 26 centros de pesquisa e instituições educacionais da Europa, envolve 32 países e conecta mais de 3.500 instituições [8]. Um mapa da rede GÉANT reproduzido de [8] é mostrado na Figura 1(a). A rede AT&T é uma rede comercial privada da empresa americana AT&T. Embora a rede AT&T tenha alcance global, usamos como modelo apenas o *backbone* que cobre os Estados Unidos, obtido de [9], [10], [11] e [12], mostrado na Figura 1(b). Uma vez que não faz sentido alocar conversores em nós com apenas um enlace (nós folha), adotamos modelos de topologia que excluem os nós folha. Assim, a topologia GÉANT adotada possui 23 nós com grau médio 2,5 e a topologia AT&T possui 30 nós com grau médio 2,2. Para ambas as topologias foram adotados enlaces bidirecionais com 16 comprimentos de onda em cada direção.

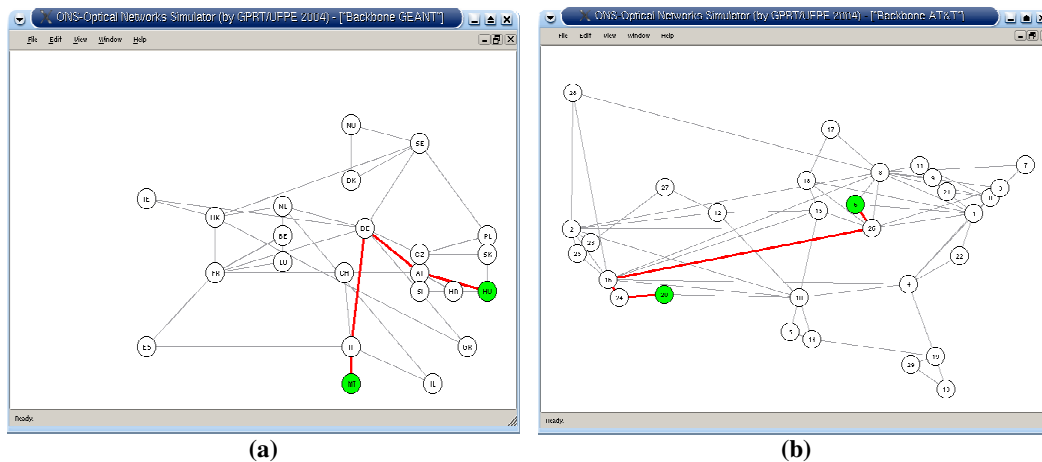


Figura 1 - Topologia da rede GÉANT (a) e Topologia da rede AT&T (b).

Para cada topologia foram realizadas simulações variando-se o número de conversores e a carga sobre a rede. Foi utilizado um esquema de roteamento fixo, no qual os caminhos entre todos os nós da rede são pré-computados — usando o algoritmo de Dijkstra para obtenção do caminho mínimo (*shortest path*) — e utilizados sob demanda, tal como visto em [23]. A seleção do comprimento de onda para cada segmento obedeceu ao critério *First-Fit* [23].

As simulações consistiram na solicitação seqüencial de várias conexões sobre a rede, onde uma conexão consiste no estabelecimento de um caminho óptico entre dois nós da rede. Se o caminho não puder ser estabelecido, em função da ausência de *lambdas* nos enlaces ou por uma restrição de continuidade, dizemos que houve um bloqueio. Em caso contrário, dizemos que a conexão foi estabelecida com sucesso e ela permanece ativa por um tempo aleatório, mantendo alocados os recursos em cada enlace, até ser desfeita após um tempo aleatório. Definimos, portanto a taxa de bloqueio como a razão entre o número de conexões bloqueadas e o número total de conexões solicitadas, medida em percentual.

A carga sobre a rede é determinada pela duração média das conexões e pelo intervalo médio entre as requisições destas conexões. O tempo de duração das conexões foi modelado como uma Variável Aleatória (VA) obedecendo a uma distribuição Exponencial com valor médio de 100 horas. Para um intervalo entre requisições de 100 horas, tem-se que a rede esta sob uma carga de 1 Erlang. O intervalo de tempo entre requisições foi modelado como uma VA com distribuição Poisson, com média M , onde M assumiu vários valores para determinar a carga sobre a rede. Os nós de origem e destino de cada conexão solicitada foram modelados como uma VA com distribuição Uniforme. Todas as VA usadas são independentes.

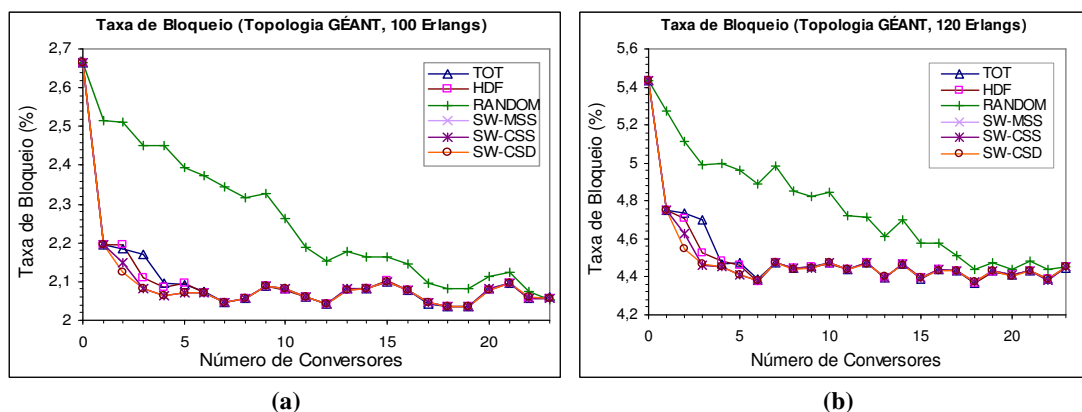


Figura 2 - Taxa de bloqueio na rede GÉANT em função do número de conversores para cargas de (a) 100 e (b) 120 Erlangs.

Para cada rede foram realizadas simulações variando-se o número de conversores de zero ao número de nós da rede. Cada simulação teve duração de 5000 dias, sendo repetida 10 vezes. Para a rede GÉANT foram simuladas cargas de 100 e 120 Erlangs. Para a rede da AT&T, as cargas adotadas foram 200 e 300 Erlangs.

As heurísticas TOT e as da família SW admitem como entrada um conjunto de rotas pré-computadas. Nas avaliações realizadas, este conjunto consistiu de todos os caminhos possíveis entre todos os nós para cada rede avaliada. A heurística TOT espera também que sejam fornecidas as cargas de cada rota, as quais foram assumidas como constantes durante as simulações.

Os resultados das simulações para a rede GÉANT, mostrados na Figura 2, confirmam a intuição de que a escolha criteriosa de onde dispor os conversores influi positivamente na probabilidade de bloqueio média da rede. Isto fica evidente se comparados os resultados obtidos pelo posicionamento aleatório de conversores (heurística *Random*) com os obtidos em quaisquer uma das outras heurísticas, mesmo as mais simples como a HDF.

É possível perceber que a heurística SW-CSD obteve o melhor desempenho, seguida das heurísticas SW-CSS e SW-MSS, as três com resultados bastante próximos. No intervalo entre 1 e 4 conversores, a heurística TOT chegou a ser superada inclusive pela HDF. A partir de 6 conversores, há uma convergência dos resultados, indicando que a partir deste ponto o conjunto de nós conversores escolhido é o mesmo para todas as heurísticas (excetuando-se a heurística *Random*).

A adição de conversores beneficia principalmente os caminhos maiores, que são mais afetados pela restrição de continuidade de λ . Uma vez que esta restrição é relaxada, mais caminhos grandes são estabelecidos, o que, em contrapartida, resulta em um consumo maior de recursos da rede (uma vez que estes caminhos passarão por mais enlaces). Em consequência disto, os recursos da rede, i.e., os λ s disponíveis nos enlaces, tendem a se exaurir mais rapidamente, causando agora o bloqueio de novos caminhos pela simples falta de recursos.

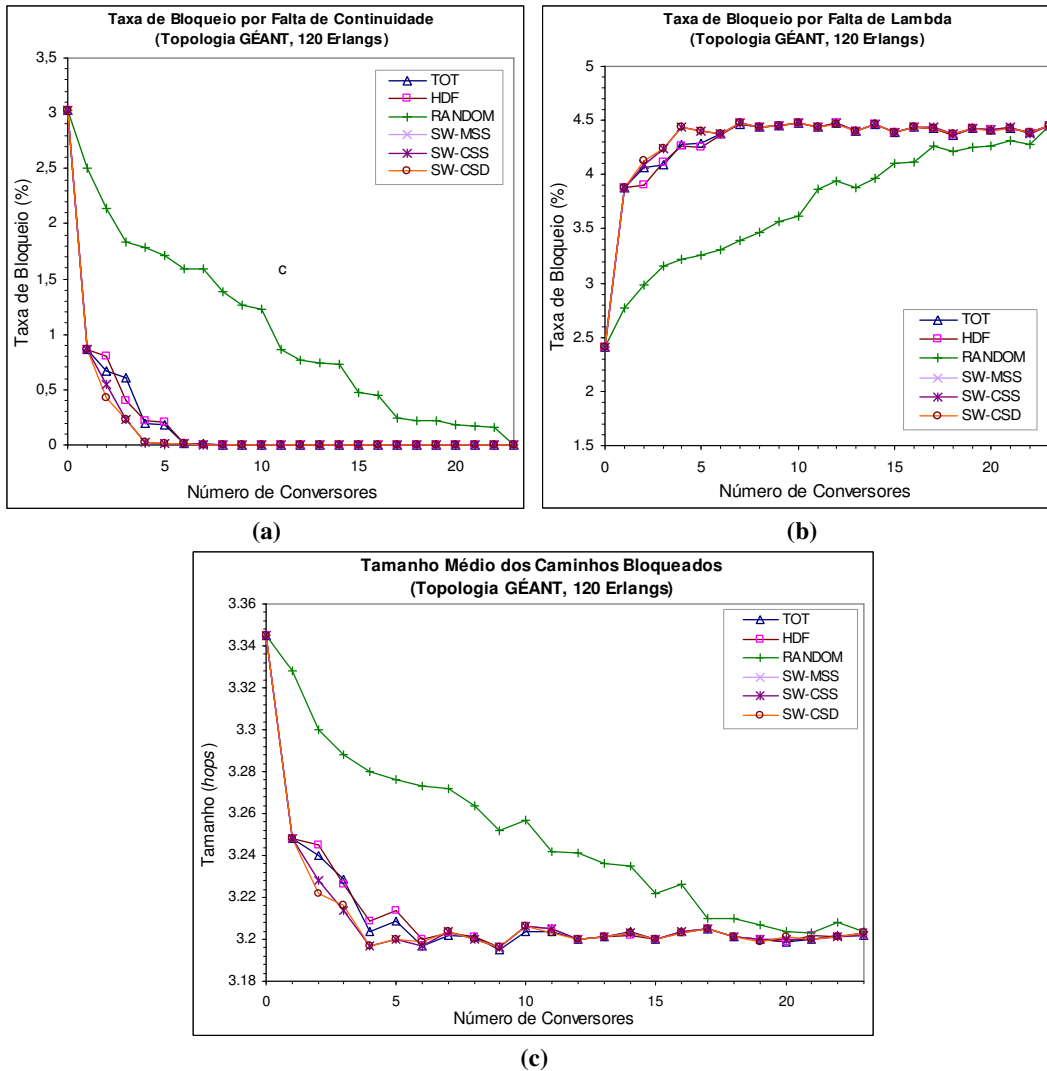


Figura 3 - Rede GÉANT, carga de 120 Erlangs: taxa de bloqueio devido a falta de continuidade de λ e (b) a falta de λ s. Tamanho médio dos caminhos bloqueados em função do número de conversores (c).

As conclusões anteriores foram obtidas pela observação dos resultados presentes na Figura 3. No gráfico da Figura 3(a), vê-se a taxa de bloqueio resultante apenas pela falta de continuidade de λ . Como esperado, a taxa de bloqueio decresce rapidamente com o acréscimo de conversores, chegando a zero com 4 conversores (heurísticas SW-CSD e SW-CSS). No entanto, o percentual de caminhos bloqueados por falta de λ s nos enlaces mostra um crescimento também acentuado a medida

que mais conversores são adicionados (gráfico da Figura 3(b)), compensando em parte os ganhos obtidos. Confirmando a razão deste crescimento, o gráfico da Figura 3(c) demonstra a queda no tamanho médio dos caminhos bloqueados quando mais conversores estão presentes na rede, que implica em mais caminhos longos estabelecidos com sucesso.

Dessa forma, pode-se concluir que a adição de mais conversores pode nem sempre resultar em queda da taxa de bloqueio, e que outros fatores são importantes para determinar esta queda. Tais fatores incluem a carga a qual a rede será submetida, o perfil dos caminhos que serão estabelecidos (mais curtos ou mais longos), e a própria topologia da rede (presença de enlaces críticos). Outra conclusão possível é que a taxa de bloqueio, olhada isoladamente, pode não ser adequada para medir o desempenho da rede, uma vez que desconsidera o tamanho dos caminhos, bloqueados ou aceitos.

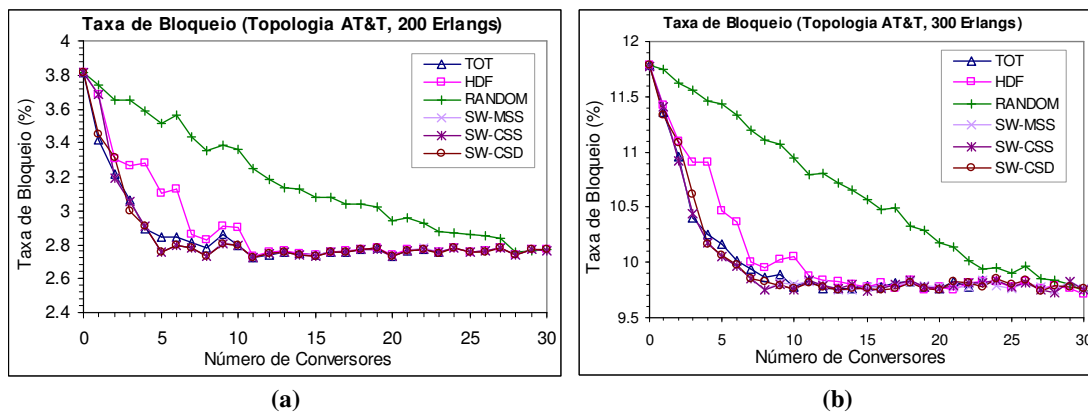


Figura 4 - Taxa de bloqueio na rede AT&T em função do número de conversores para cargas de (a) 200 e (b) 300 Erlangs.

Baseado nos gráficos da Figura 4, correspondentes aos resultados para a rede da AT&T, vê-se que as heurísticas SW-MSS, SW-CSS e SW-CSD mostraram-se equivalentes quanto à taxa de bloqueio obtida. Ao mesmo tempo, os valores obtidos com as heurísticas da classe SW se mantiveram próximos ou abaixo dos obtidos pela heurística TOT.

Outros trabalhos anteriores já demonstraram que o posicionamento de conversores proporciona um ganho limitado na probabilidade de bloqueio média da rede [17]. A partir de determinado número de conversores, a taxa de bloqueio atinge um limite inferior de forma que o acréscimo de mais conversores implicará em custos adicionais com benefícios imperceptíveis à rede. Este fato pode ser observado mais nitidamente nos resultados obtidos sobre a rede da AT&T com cargas de 200 e 300 Erlangs, tal como mostrados nas Figura 4(a) e Figura 4(b).

Tão importante quanto minimizar a probabilidade de bloqueio para um número K de conversores é minimizar o número K de forma a atingir o limite inferior com menos conversores e, portanto, com menor custo. Neste sentido, as heurísticas da classe SW obtiveram os melhores resultados, por exemplo, convergindo para a probabilidade mínima com três conversores a menos que as heurísticas TOT e HDF, quando considerada a carga de 200 Erlangs, tal como mostrado na Figura 4(a).

Devido à limitação de espaço, foram omitidos os gráficos referentes à taxa de bloqueio pela falta de λ e pela falta de continuidade de λ , assim como o

gráfico demonstrando a redução do tamanho médio dos caminhos bloqueados para a topologia da AT&T. No entanto, as considerações feitas na discussão destes resultados para a rede GÉANT também são válidas para esta topologia.

Os experimentos realizados neste trabalho também registraram o tempo de execução dos algoritmos avaliados. A Figura 5 mostra um gráfico cujo eixo vertical é o tempo, em segundos, que cada algoritmo levou para computar o conjunto C que contém os K nós da rede que deverão receber os conversores. O gráfico apresenta os valores medidos na topologia AT&T, onde o número de conversores K variou de 0 a 30.

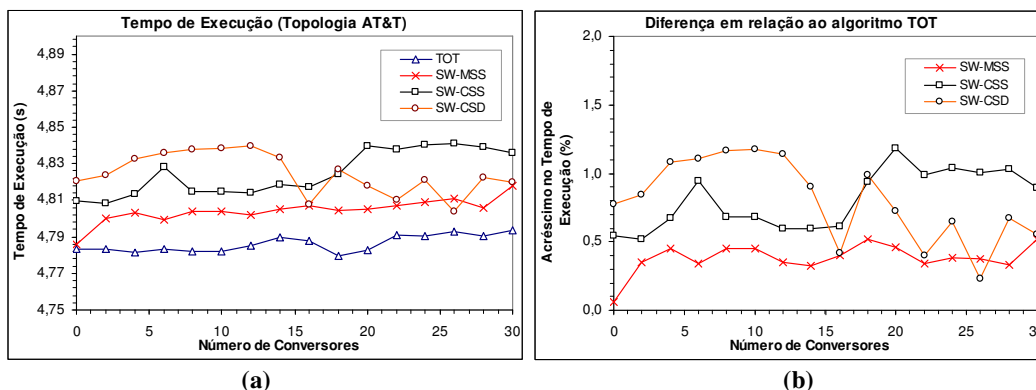


Figura 5 – Tempo de execução dos algoritmos TOT e SW (a) e o acréscimo percentual dos tempos dos algoritmos SW em relação ao algoritmo TOT (b)

Observando a Figura 5(a), percebe-se que apenas os algoritmos da classe SW executam com tempo superior ao algoritmo TOT na Topologia AT&T. Entretanto, a Figura 5(b) indica que o tempo adicional despendido pelos algoritmos SW nunca foi superior a 1,2%. Os algoritmos *Random* e HDF não constam no gráfico devido ao fato de que seus tempos de execução são desprezíveis nesta topologia (valores muito próximos de zero). Embora os tempos de execução tenham sido menores na para a topologia GÉANT as curvas mostradas foram semelhantes.

5. Conclusões

Em geral, considerando a influência do algoritmo de posicionamento de conversores na redução da probabilidade de bloqueio como fator de desempenho, percebe-se que todos os algoritmos tendem a se igualar se o número de conversores a posicionar for alto, ou seja, quando a relação $K/|V|$ tende para o valor 1. Embora esta observação também se aplique ao algoritmo *Random*, a convergência do seu desempenho em direção aos demais é mais lenta. Isso demonstra que o algoritmo *Random*, apesar de muito eficiente quanto ao tempo de execução, não é uma boa opção em nenhum caso quando comparado aos demais algoritmos.

Uma vez que o tempo de execução da heurística HDF é muito baixo em relação aos demais (equivalente ao *Random*, na prática), ele pode ser visto como uma ótima opção a ser considerada quando o tempo for uma questão crítica. Em todas as topologias avaliadas, o algoritmo HDF mostrou um desempenho comparável ao TOT, com a vantagem de ser mais rápido.

As heurísticas da classe SW obtiveram desempenho superior as demais. Mesmo empregando um esquema de colocação sequencial dos conversores, não ficou

configurada uma degradação significativa no tempo de execução dos algoritmos SW se comparados a uma heurística não seqüencial similar, tal como a heurística TOT.

Como trabalho futuro, pretende-se analisar conjuntamente os algoritmos para posicionamento de conversores e o algoritmo de RWA a ser utilizado, uma vez que os algoritmos de alocação de conversores não apresentam os mesmos resultados quando executados na presença de diferentes algoritmos de RWA. Além disso, experimentos já estão sendo conduzidos no sentido de avaliar o impacto do posicionamento de conversores sobre outras métricas importantes, tais como restaurabilidade e utilização da rede.

Referências

- [1] Chu, X., Bo e Zhang, L. Z. (2003) “A Dynamic RWA Algorithm in a Wavelength-Routed All-Optical Network with Wavelength Converters”. INFOCOM’2003.
- [2] Ramaswami, R. e Sivarajan, K. (1998) “Optical Networks: A Practical Perspective”, Morgan Kaufmann Publishers, San Francisco, CA.
- [3] Chlamtac, I., Ganz, A. e Karmi, G. (1992) “Lightpath Communications: An Approach to High Bandwidth Optical WAN's,” IEEE Transactions on Communications, Vol. 40, No. 7, p. 1171-1182, Julho.
- [4] Subramaniam, S., Azizoglu, M., e Somani, A. K. (1999) “On Optimal Converter Placement in Wavelength-Routed Networks,” IEEE/ACM Transactions on networking, vol. 7, no. 5, p. 754-767, Outubro.
- [5] Karasan, E. e Ayanoglu, E. (1998) “Effects of Wavelength Routing and Selection Algorithms on Wavelength Conversion Gain in WDM Optical Networks,” IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 6, no. 2, p. 186-196, Abril.
- [6] Ramamurthy, S. e Mukherjee, B. (1998) “Fixed-Alternate Routing and Wavelength Conversion in Wavelength-Routed Optical Networks,” IEEE GLOBECOM, p. 2295-2302, Novembro.
- [7] Ramaswami, R. e Sivarajan, K. (1995) “Routing and Wavelength Assignment in All-Optical Networks,” IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 3, no. 5, p. 489-500, Outubro.
- [8] “GÉANT Topology Map” (2004), http://www.dante.net/upload/pdf/Topology_Oct_2004.pdf , Outubro.
- [9] “RocketFuel Maps - AT&T(US) Network Map” (2004) <http://www.cs.washington.edu/research/networking/rocketfuel/interactive/7018us.html>, Dezembro.
- [10] “CAIDA - Cooperative Association for Internet Data Analysis” (2004) AT&T Wordnet, <http://www.caida.org/tools/visualization/mapnet/Backbones/>, Dezembro.
- [11] Heckmann, O., Piringer, M., Schmitt, J. e Steinmetz, R. (2003) “On Realistic Network Topologies for Simulation”, ACM SIGCOMM Workshops, p. 28–32.
- [12] “Topologies for ISP Level Network Simulation” (2004) <http://dmz02.kom.e-technik.tu-darmstadt.de/~heckmann/index.php3?content=topology>, Fevereiro.
- [13] Arora, A. S. e Subramaniam, S. (2000) “Converter Placement in Wavelegth Routing Mesh Topologies”, Proc. of IEEE ICC 2000, p. 1282-1288.

- [14] Barry, R. A. e Humblet, P. A., (1996) "Models of Blocking Probability in All-Optical Networks with or without Wavelength Changers", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, p. 858-867.
- [15] Birman, A. (1996) "Computing Approximate Blocking Probabilities for a Class of All-Optical Networks", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 13, p. 852-857.
- [16] Chu, X., Liu, J. e Zhang, Z. (2003) "Analysis of Sparse-Partial Wavelength Conversion in Wavelength-Routed WDM Networks", Department of Computer Science, HongKong Baptist University, Department of Computer Science and Engineering, The Chinese University of HongKong, San Diego Research Center.
- [17] Harai, H., Murata M. e Miyahara H. (1999) "Heuristic Algorithms of Allocation of Wavelength Convertible Nodes and Routing Coordination in All-Optical Networks", IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology, p. 535-545.
- [18] Kovacevic, M. e Acampora, A. S. (1996) "Benefits of Wavelength Translation in All-Optical Clear-Channel Networks", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, p. 868-880.
- [19] Li, L. e Somani, A. (1999) "Efficient Algorithms for Wavelength Converter Placement in All-Optical Networks", Department of Electrical and Computer Engineering, Iowa State University, Ames.
- [20] Mukherjee B. (1997) "Optical Communications Networks", McGraw-Hill Series on Computer Communications.
- [21] Subramaniam, S., Azizoglu, M. e Somani, A. K. (1996) "All-Optical Networks with Sparse Wavelegth Conversion", IEEE/ACM Transactions on Networking, p. 544-557.
- [22] Thiagarajan, S. e Somani, A. K. (2003) "Optimal wavelength converter placement in arbitrary topology wavelength-routed networks", Computer Communications, p. 975-985.
- [23] Zang, H., Jue, J. P., e Mukherjee, B. (1999) "A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Networks", SPIE/Baltzer Optical Networks Magazine (ONM).