

Um Algoritmo Eficiente e Justo para Agregação Dinâmica de Tráfego em Redes WDM*

André C. Drummond e Nelson L. S. da Fonseca

¹Instituto de Computação – Universidade Estadual de Campinas
Campinas, SP

{andred,nfonseca}@ic.unicamp.br

Abstract. *Traffic grooming in Wavelength Division Multiplexing networks merges low-speed flows into large capacity pipes so that the bandwidth discrepancy between them will not lead to underutilization of resources. Solutions for dynamic grooming typically involve the construction of an auxiliary graph for deciding on the routing and wavelength assignment. An auxiliary graph can represent the network partially leading to scalable solutions, although blocking is not fairly distributed among calls in such solutions. A novel algorithm is thus proposed for achieving fairness in blocking among the calls. Results reveal a higher degree of fairness obtained by the use of the novel algorithm than for previously proposed algorithms.*

Resumo. *O problema de agregação dinâmica de tráfego em redes WDM busca agregar os fluxos de baixa velocidade que chegam das camadas superiores em caminhos ópticos de alta capacidade de forma a minimizar o desperdício de recursos na rede. Uma abordagem de solução para este problema envolve a construção de um grafo auxiliar que represente o estado da rede. Na literatura, soluções que utilizam grafos parciais demonstraram ser bastante eficientes e possuir baixa complexidade, todavia, tais soluções não são capazes de balancear o tráfego na rede de forma justa. Neste artigo, apresenta-se um algoritmo de baixa complexidade, eficiente e capaz de distribuir a carga por toda a rede sem elevar o custo com a alocação dos caminhos ópticos.*

1. Introdução

Redes com multiplexação por comprimento de onda (WDM) são redes ópticas nas quais múltiplos caminhos ópticos são multiplexados em uma mesma fibra óptica utilizando diferentes comprimentos de onda. Nestas redes, adota-se a agregação de fluxos individuais em um único fluxo, dado que os requisitos de banda passante são tipicamente inferiores a banda passante disponível em um comprimento de onda.

Caso o conjunto de caminhos ópticos estabelecidos na rede (topologia virtual) não seja adequado para acomodar a rota de um novo fluxo, um novo caminho óptico deve ser estabelecido. Para tal é necessária a solução do problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA), cujo objetivo é o de definir as rotas e os comprimentos de onda a serem alocados a um caminho. Desta forma, o problema de agregação de tráfego consiste na definição de algoritmos para realizar a agregação, o roteamento e alocação

*Este trabalho foi parcialmente financiado pelo programa URP da Cisco e pelo CNPq.

de comprimentos de onda para chamadas com diferentes níveis de granularidade em uma rede óptica WDM.

O problema de agregação de tráfego pode considerar um cenário estático, no qual todas as chamadas são conhecidas a priori, podendo ser formulado como um problema de programação linear. O problema pode considerar também cenários dinâmicos nos quais os pedidos para estabelecimento de chamadas chegam em instantes diferentes. O problema dinâmico deve então ser modelado de forma a atender as requisições buscando minimizar o gasto com recursos. Tanto o problema estático quanto o dinâmico visam minimizar os custos e diminuir a rejeição de pedidos de estabelecimento de caminhos (chamadas) denominado taxa de bloqueio.

Uma das abordagens utilizadas para a solução do problema de agregação dinâmica de tráfego utiliza um grafo auxiliar para representar o estado da rede, no qual aplicam-se algoritmos simples para a realização da agregação, roteamento e alocação de comprimentos de onda [Zhu and Mukherjee 2002, Zhu et al. 2003]. Em [Ho and Lee 2007], é apresentado um algoritmo que gera um grafo auxiliar parcial escalável, porém a solução baseada neste grafo não produz taxas de bloqueio balanceadas. Mostra-se, neste artigo, que a solução apresentada em [Ho and Lee 2007] é incapaz de prover justiça de bloqueio, o que acaba por comprometer a sua utilização.

Na grande maioria dos trabalhos de agregação dinâmica de tráfego, o foco das pesquisas é a concepção de políticas de agregação e de alocação de comprimentos de onda, dando pouca ou nenhuma atenção aos algoritmos de roteamento. Em geral, estes trabalhos utilizam o tradicional algoritmo de menor-caminho [Ho and Lee 2007]. É de nosso conhecimento que artigos que apresentem soluções escaláveis, capazes de prover baixa taxa de bloqueio e justiça entre as chamadas inexistem na literatura.

A presente proposta introduz um novo algoritmo para a solução do problema de agregação dinâmica de tráfego que se beneficia de uma fase *off-line* na qual são definidos os conjuntos de Comutadores Ópticos (OXC's) que serão utilizados na criação do grafo auxiliar parcial. Além disso, nosso algoritmo utiliza informações sobre o estado da rede para expandir o grafo auxiliar inicial, de forma que os recursos previamente alocados possam ser utilizados, diminuindo a necessidade do estabelecimento de novos caminhos ópticos.

Foram realizadas simulações utilizando quatro topologias diferentes derivadas de cenários realistas compostas por OXC's com capacidade restrita de agregação e conversão de comprimento de onda. Os resultados obtidos mostram que o algoritmo proposto é capaz de manter a distribuição da taxa de bloqueio estável para todos os pares de comunicação, além de obter taxas de bloqueio inferiores aos apresentados na literatura para todos os cenários.

2. Trabalhos Relacionados

Os artigos [Zhu and Mukherjee 2003, Huang et al. 2006] revisam a maioria dos trabalhos de pesquisa recentes em agregação dinâmica de tráfego e descrevem os esforços de pesquisa realizados, ao longo dos últimos anos, em busca de soluções para diversos cenários de redes ópticas WDM.

Nos últimos anos, a literatura de agregação de tráfego tem evoluído do estudo

do caso estático de agregação para o caso dinâmico [Dutta and Rouskas 2002], bem como do estudo de redes com topologia em anel ou restritas [Huang et al. 2006] para topologias em malha [Palmieri et al. 2007], além do estudo de cenários de roteamento *single-hop* [Xin et al. 2003] para *multi-hop* [Xin and Qiao 2003], e finalmente do estudo com cenários de tráfego homogêneo para cenários mais realistas [Tornatore et al. 2008]. Têm surgido, recentemente, trabalhos que consideram soluções de baixa complexidade [Yao and Ramamurthy 2005, Jaekel et al. 2007].

Uma das abordagens utilizadas para a solução do problema de agregação dinâmica de tráfego é a que utiliza um grafo auxiliar para representar o estado da rede [Zhu and Mukherjee 2002, Zhu et al. 2003]. Em [Ho and Lee 2007], apresenta-se um algoritmo que trabalha com a geração de um grafo auxiliar parcial que melhora os resultados obtidos por [Zhu and Mukherjee 2002] e ainda é escalável. O algoritmo executa rapidamente pois o espaço de busca de soluções fica limitado a um grafo cujo tamanho é proporcional ao número de saltos existente no menor-caminho entre a origem e o destino da chamada, e não ao número de nós existentes na rede. Apesar desta limitação, as taxas de bloqueio experimentadas são menores do que as apresentadas por soluções que consideram toda a rede [Zhu and Mukherjee 2002], pois segundo os autores a restrição do escopo de busca na rede leva a economia de recursos.

O referido algoritmo [Ho and Lee 2007] é chamado de *Zone Based With Neighbor Expansion* (ZWNE) e utiliza a abordagem do grafo auxiliar. Para cada nova chamada que chega na rede, o algoritmo ZWNE constrói um grafo auxiliar composto pelos vértices que representam os OXCs existentes no menor-caminho físico entre a fonte e o destino da chamada. As arestas no grafo auxiliar são acrescentadas, avaliando-se o estado da rede e verificando para cada par de vértices se existem caminhos ópticos estabelecidos nos quais possa ser agregada a chamada, ou se existem novos caminhos ópticos que possam ser estabelecidos para atender a mesma.

Considerando o grafo auxiliar, o algoritmo ZWNE entra em uma fase iterativa na qual utiliza um algoritmo clássico de roteamento de menor-caminho para tentar estabelecer a chamada em questão. Se não for bem sucedido, novos vértices são adicionados e novas iterações são feitas até que um número máximo de tentativas tenha sido realizada. Se ao final das iterações, a conexão não tiver sido estabelecida, então ela será bloqueada.

3. O Algoritmo Alternative Routing With Virtual Topology Expansion

A solução para o problema de agregação dinâmica de tráfego proposta neste artigo visa atingir dois objetivos simultaneamente: prover um balanceamento mais justo das taxas de bloqueio entre os pares origem-destino da rede e buscar aproveitar ao máximo os recursos já estabelecidos na rede quando do estabelecimento de uma nova chamada.

O algoritmo proposto é chamado *Alternative Routing With Virtual Topology Expansion* (ARVTE) (Fig. 2). Para cada chamada que chega na rede, o algoritmo constrói um grafo auxiliar composto por um conjunto de nós, incluindo os nós de origem e destino da chamada. Arestas são inseridas entre dois nós no grafo se houverem recursos disponíveis na rede para transportar a chamada entre os nós. Estes recursos podem ser tanto a existência de caminhos ópticos já estabelecidos que comportem a chamada através da agregação de tráfego, quanto a existência de novos caminhos ópticos em potencial. A possibilidade do estabelecimento de um novo caminho óptico é definida através da

execução de um algoritmo de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda (RWA) tradicional para cada par de nós no grafo auxiliar.

A partir do grafo auxiliar obtido, tenta-se encontrar uma rota entre a origem e o destino da chamada. Se uma rota puder ser encontrada então a chamada será aceita, caso contrário, o grafo será expandido em busca de recursos adicionais que estejam disponíveis na rede. Ao se acrescentar novos nós ao grafo, o algoritmo busca, primeiramente, nós candidatos para os quais já existam recursos reservados que possam ser aproveitados para a chamada em questão.

Dado que, para cada chamada que chega na rede, um grafo auxiliar é construído considerando-se apenas alguns dos nós existentes na rede, o algoritmo pode ser executado de forma eficiente, independentemente do tamanho da rede, o que o torna bastante rápido.

De forma a prover um balanceamento mais justo das taxas de bloqueio entre os pares origem-destino da rede, o conjunto de nós utilizado na construção do grafo auxiliar é definido de forma *off-line* pelo algoritmo de Roteamento por Caminho Alternativo (APR). Em [Ho and Lee 2007], afirma-se que o uso de um algoritmo de menor-caminho tradicional na definição dos vértices do grafo auxiliar é de suma importância para garantir que não haja desperdício de recursos na rede, todavia, sabe-se que o uso de tal algoritmo leva a criação de gargalos, principalmente, em redes com maiores graus de conectividade, nas quais há facilidade na obtenção de caminhos alternativos. A Figura 1 (Esquerda) exemplifica a criação de gargalos em uma rede na qual são definidas rotas para os pares origem-destino $4 \rightarrow 7$, $5 \rightarrow 7$ e $6 \rightarrow 7$. Pode-se ver claramente que as rotas definidas pelo algoritmo clássico de menor caminho sobrecarregam o enlace (6,7). Note que as rotas definidas pelo algoritmo de caminhos alternativos evitam ao máximo a intersecção entre as rotas estabelecidas.

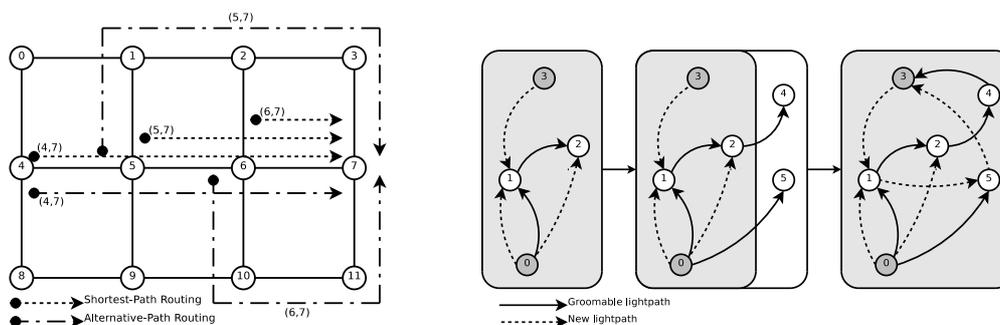


Figura 1. Algoritmo de menor caminho vs Algoritmo de roteamento alternativo (Esquerda). Exemplo de expansão do grafo auxiliar (Direita)

A Figura 1 (Direita) exemplifica o método de criação e expansão do grafo auxiliar efetuado pelo algoritmo ARVTE. Na figura, são mostradas as 3 etapas do processo de expansão. A primeira constrói o grafo auxiliar composto pelos nós 0, 1, 2 e 3, a partir de uma chamada com origem no nó 0 e destino no nó 3. As arestas pontilhadas representam possíveis caminhos ópticos que podem ser estabelecidos na rede, e as arestas contínuas indicam caminhos existentes com capacidade para comportar a chamada em questão. Pode-se ver, neste grafo, que não há como estabelecer um caminho entre a origem e o destino. Em casos como este, no qual é necessário expandir o grafo auxiliar, a abordagem apresentada busca utilizar ao máximo os recursos já estabelecidos na rede, minimizando a

necessidade de alocação de novos recursos. Isso é feito, efetuando-se a busca por novos nós que sejam vizinhos na topologia virtual, ou seja, o algoritmo busca novos nós para os quais existam caminhos ópticos já estabelecidos. Pode-se ver, na Figura 1 (Direita) que na segunda etapa os nós 4 e 5 foram identificados como vizinhos na topologia virtual.

Na terceira etapa, o novo grafo auxiliar, agora contendo os nós 4 e 5, é construído revelando a existência de 3 possíveis caminhos interligando a origem da chamada ao seu destino, são eles: $0 \rightarrow 5 \rightarrow 3$, $0 \rightarrow 1 \rightarrow 5 \rightarrow 3$ e $0 \rightarrow 1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 3$. Neste grafo, um algoritmo de menor-caminho encontrará uma rota *multi-hop* de menor custo entre a origem e o destino, e portanto a chamada será aceita.

De forma a poder descrever o algoritmo ARVTE em detalhes, as seguintes notações devem ser consideradas: $G_0(V, E)$ é a representação em grafo da rede física original; $Req(s, d, r)$ é uma requisição de conexão do vértice s para o vértice d com taxa r ; $P_0(s, d)$ é a rota de menor caminhos entre os vértices s e d ; $RWA(s, d)$ é a rota e a alocação de comprimento de onda calculada pelo algoritmo de RWA para o par de vértices s e d ; $P(s, d)$ é o caminho entre os vértices s e d calculado pelo algoritmo APR (Fig. 3); $V(s, d)$ é o conjunto de vértices pertencentes ao caminho $P(s, d)$; $N_{PT}(v)$ é o conjunto de vértices vizinhos a v na topologia física; $N_{VT}(v)$ é o conjunto de vértices vizinhos a v na topologia virtual; $w(E)$ é o peso da aresta E ; K é o número máximo de iterações do algoritmo para expansão do grafo auxiliar; ω é o maior peso encontrado na rede; $hc(l)$ é o número de saltos do caminho óptico l ; $gp(l)$ é o número de pares de portas de agregação utilizados no caminho óptico l ; $wc(l)$ é o número de conversores de comprimentos de onda utilizados no caminho óptico l ; $c(l)$ é o custo do caminho óptico l [Ho and Lee 2007] que é calculado da seguinte forma:

$$c(l) = 1 \times hc(l) + 0.1 \times gp(l) + 0.01 \times wc(l) \quad (1)$$

O algoritmo ARVTE (Fig. 2) baseia-se no algoritmo ZWNE [Ho and Lee 2007] no sentido que também utiliza um grafo auxiliar parcial cujo tamanho aumenta ao longo de um número fixo de iterações, porém, possui um grande diferencial em relação a forma como o grafo auxiliar é criado e expandido.

O pseudocódigo do algoritmo ARVTE está descrito na Figura 2. Para cada chamada que chega na rede, um grafo auxiliar $G(V, E)$ é construído a partir dos vértices existentes no caminho $P(s, d)$ (Linha 3) e em seguida, para todos os pares de vértices de G , os caminhos ópticos já existentes são avaliados. Executa-se, também, um algoritmo de RWA (Linha 4). Desta forma, para um determinado par, uma aresta será adicionada se já existir um caminho óptico no qual a chamada possa ser agregada ou se existirem recursos disponíveis na rede para que um novo caminho óptico possa ser estabelecido. Cada nova aresta receberá um peso igual ao custo $c(l)$ do caminho óptico que ela representa. No caso da existência de múltiplas arestas, a opção de menor custo será utilizada.

O algoritmo entra então em sua fase iterativa na qual é aplicado um algoritmo de roteamento de menor caminho no grafo auxiliar para tentar definir uma rota para a chamada (Linha 6). Se for encontrado uma rota, a chamada é aceita e implementada através dos caminhos ópticos representados pelas arestas do caminho $P_0(s, d)$ (Linha 8). Caso não se tenha encontrado uma solução, novos vértices são adicionados ao grafo. Para cada vértice existente no grafo auxiliar tenta-se, primeiramente, encontrar vizinhos na

topologia virtual da rede, ou seja, encontrar outros nós para os quais existam caminhos ópticos pré estabelecidos que comportem a chamada (Linha 11). Caso não hajam vértices a serem adicionados desta forma, consideram-se os vértices vizinhos na topologia física (Linha 14) e, caso o número total de vértices encontrados ultrapasse um valor p , então somente p vértices serão selecionados aleatoriamente entre eles (Linha 15). A partir da adição dos novos vértices um novo grafo auxiliar é construído (Linha 17) e uma nova iteração é realizada. Finalmente, caso todas as K iterações sejam realizadas e nenhuma opção de roteamento tenha sido encontrada a chamada será bloqueada (Linha 20).

Algoritmo ARVTE

```

1:  $P(s, d)$  é obtido através da execução off-line do algoritmo APR (Fig. 3).
2: for cada chamada  $Req(s, d, r)$  do
3:   Seleciona  $V$  de  $P(s, d)$ 
4:   Constrói o grafo auxiliar  $G(V, E)$  no qual  $E$  é o conjunto de arestas que conectam os vértices em  $V$ . O par  $s$  e  $d$  possui uma aresta se já existir um caminho óptico disponível entre eles na rede ou se a solução de  $RWA(s, d)$  fornecer um novo caminho. A nova aresta receberá o custo  $c(l)$ . No caso de múltiplas arestas, será utilizada a de menor custo.
5:   for 1 até  $K$  do
6:     Computa  $P_0(s, d)$  em  $G(V, E)$ 
7:     if  $\exists P_0(s, d)$  then
8:       Aceita a chamada e implementa a conexão com os caminhos ópticos correspondentes as arestas em  $P_0(s, d)$ .
9:       Termina a execução
10:    else
11:      if  $N_{VT}(v) \neq \emptyset$  then
12:         $V \leftarrow V \cup N_{VT}(v)$ 
13:      else
14:         $V \leftarrow V \cup N_{PT}(v)$ 
15:        Se  $|N_{PT}| > p$ ,  $p$  vértices são selecionados aleatoriamente.
16:      end if
17:      Constrói um novo grafo auxiliar a partir de  $G(V, E)$  adicionando novas arestas levando em consideração os novos vértices.
18:    end if
19:  end for
20:  Bloqueia a chamada
21: end for

```

Figura 2. Algoritmo Alternative Routing With Virtual Topology Expansion

O algoritmo APR (Fig. 3) define os conjuntos de nós que serão utilizados pelo algoritmo ARVTE para a construção do grafo auxiliar. Para cada par origem-destino na rede, o algoritmo calcula o menor caminho existente e marca todas as arestas do caminho com um peso muito alto. Deste modo, busca-se distribuir, de forma mais balanceada, os caminhos estabelecidos para todos os pares de comunicação na rede. A ordem na qual os pares origem-destino são considerados pelo algoritmo APR não é relevante, fato este constatado através da realização de experimentos simulando sequências aleatórias.

O algoritmo ARVTE difere do algoritmo ZWNE em três pontos principais: (i) ao invés de utilizar o algoritmo de menor caminho tradicional para definir os nós do grafo auxiliar, utiliza-se o algoritmo APR (Fig. 3) que calcula os menores caminhos para todos os pares origem destino da rede e marca todos os enlaces já utilizados com um peso alto. Esta ação garante que um enlace será reutilizado por outro par de comunicação apenas

Algoritmo APR

```

1: for todos os pares origem-destino  $(s, d)$  em  $G_0(V, E)$  do
2:   Compute  $P_0(s, d)$ 
3:   for cada aresta  $e$  em  $P_0(s, d)$  do
4:      $w(e) \leftarrow \text{PESO} \gg \omega$ 
5:   end for
6: end for

```

Figura 3. Algoritmo de Roteamento por Caminho Alternativo (APR)

se não houver nenhuma outra rota de menor custo disponível; (ii) em [Ho and Lee 2007], os nós que compõem o grafo auxiliar para uma determinada chamada são definidos em tempo de execução, o que é quase sempre desnecessário acarretando em desperdício de tempo de processamento. Nossa implementação conta com uma fase *off-line* que define os conjuntos de OXCs a serem considerados para cada par origem-destino da rede. A reexecução do algoritmo é necessária somente na ocorrência de falhas que levem a uma alteração na topologia física da rede; (iii) caso não se consiga encontrar uma solução na primeira rodada, o algoritmo ZWNE adiciona novos nós ao grafo auxiliar considerando os nós vizinhos existentes na topologia física da rede. Nosso algoritmo tenta primeiro adicionar nós vizinhos existentes na topologia virtual e, caso não haja nenhum, só então considera os nós vizinhos na topologia física.

A complexidade dos algoritmos baseados em grafo auxiliar depende principalmente da fase de construção do grafo (Fig. 2, Linha 4). Em algumas soluções existentes, e.g. [Zhu and Mukherjee 2002], nas quais utiliza-se um grafo auxiliar completo, a complexidade de tempo dos algoritmos é de $O(N^2)$ sendo N o número de OXCs existentes na rede física. No algoritmo ARVTE, o grafo auxiliar representa apenas uma pequena parte da rede e portanto sua complexidade de tempo é de $O(n^2)$ sendo $n = \text{MAX}(|P(s, d)|)$, ou seja, no pior caso, a complexidade é quadrática no tamanho do maior caminho encontrado na fase *off-line* pelo algoritmo de roteamento (Fig. 3), sendo portanto proporcional ao diâmetro da rede, o que garante a escalabilidade desta solução. Em [Ho and Lee 2007], mostra-se que, na prática, o tempo de execução dos algoritmos que utilizam grafos auxiliares parciais é, em média, 40 vezes menor do que as soluções que consideram grafos auxiliares completos.

4. Exemplos Numéricos

Todos os gráficos apresentados nesta seção, exceto os de balanceamento da taxa de bloqueio na rede, mostram valores médios obtidos a partir da execução de 10 simulações. O nível de confiança dos intervalos derivados através do método da replicação independente, é de 95%. Para cada simulação, foram geradas 1 milhão de chamadas.

As topologias consideradas nas simulações foram as das redes NSF com 16 nós e 25 enlaces bidirecionais, USA com 24 nós e 43 enlaces bidirecionais, Pan-Europeia com 28 nós e 82 enlaces bidirecionais (Figura 4) e uma topologia estilo Manhattan Street (grafo grade 5x5), com 25 nós e 40 enlaces bidirecionais.

Os nós utilizados são OXCs com capacidade restrita de conversão e agregação, possuindo 16 pares (input, output) de portas de agregação, 4 conversores de comprimentos de onda e uma faixa de conversão de tamanho 2 (o problema de alocação eficiente de

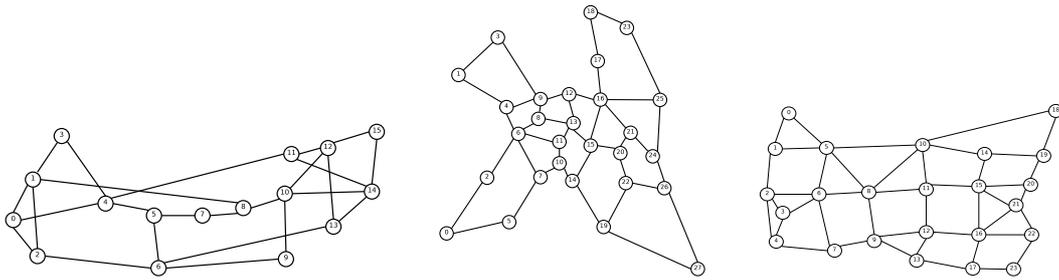


Figura 4. Topologias NSF, Pan-Européia e USA.

conversores está fora do escopo deste trabalho). Cada fibra óptica comporta 8 comprimentos de onda e cada comprimento de onda tem uma capacidade de transmissão OC-192.

A taxa de chegada de chamadas e o tempo de duração das mesmas seguem, respectivamente, a distribuição de Poisson e a distribuição exponencial negativa. A média para o tempo de duração da conexão é de uma unidade de tempo. A carga em Erlangs é definida como a taxa média de chegada \times a duração da chamada \times a banda passante da chamada normalizada pela taxa OC-192. As requisições de conexão são distribuídas uniformemente entre todos os pares de comunicação. As taxas de transmissão consideradas para as chamadas são OC-1 (55Mbps), OC-3, OC-12, OC-48 e OC-192 (10Gbps), e o número de requisições de conexão está uniformemente distribuído entre as taxas.

Os algoritmos avaliados são o ARVTE e o ZWNE. Um algoritmo tradicional de agregação, denominado FAR, também é utilizado nos experimentos com o intuito de mostrar que uma solução tradicional apresenta, de fato, resultados inferiores em relação a solução proposta. O algoritmo FAR é implementado de forma bastante simples, para cada nova chamada efetua-se a busca por caminhos ópticos *single-hop* já existentes que possam comportar o fluxo, caso não hajam recursos disponíveis um algoritmo de RWA é executado. O algoritmo de RWA utilizado por todos os algoritmos (ARVTE, ZWNE e FAR) é o de roteamento fixo-alternado com 5 rotas alternativas, e a política de alocação de comprimento de onda utilizada é a *First-Fit*. No máximo cinco iterações ($K = 5$) são realizadas na fase iterativa dos algoritmos de agregação [Ho and Lee 2007], e o número máximo de nós adicionados ao grafo auxiliar na fase de expansão é $p = |V(s, d)|$ [Ho and Lee 2007].

As métricas consideradas nessa avaliação foram a taxa de bloqueio de banda (BBR), o índice de justiça e o custo dos caminhos ópticos. A taxa de bloqueio de banda representa a porcentagem da quantidade de banda bloqueada sobre o total de banda requerida de todas as conexões durante todo o período de simulação. O índice de justiça utilizado foi proposto em [Jain 1991] e é calculado através da equação:

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n) = \frac{(\sum_{i=1}^n x_i)^2}{n \sum_{i=1}^n x_i^2} \quad (2)$$

As Figuras 5 e 6 mostram a taxa de bloqueio de banda (BBR) em função da carga da rede para os algoritmos ZWNE e ARVTE e para as topologias NSF, USA, Pan-Europeia e Manhattan Street. Em todos os gráficos, pode-se observar que a BBR apresentada pelo algoritmo ARVTE é sempre inferior a do algoritmo ZWNE, ambos ficando bem abaixo dos valores obtidos pelo algoritmo FAR. Pode-se ver, também, que há uma tendência a convergência dos resultados com o aumento da carga, o que é natural

pois as restrições físicas da rede, como o número de comprimentos de onda por fibra ou o número de conversores de comprimento de onda, acabam por limitar a eficiência máxima alcançada pelos algoritmos.

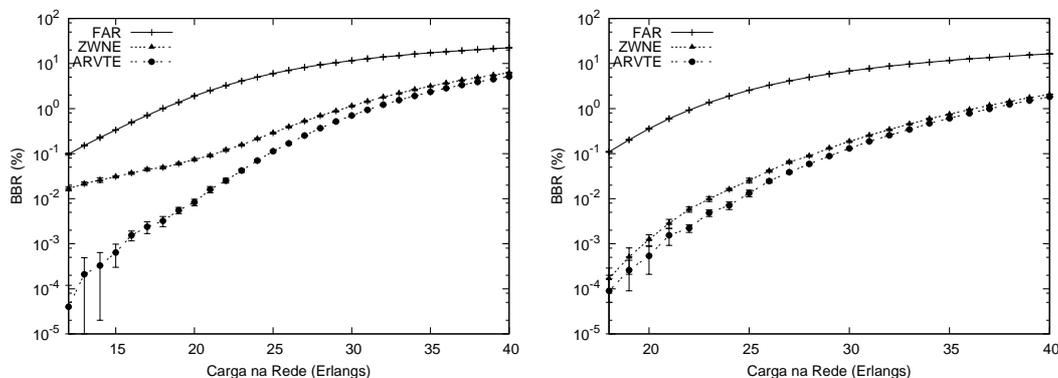


Figura 5. BBR do ARVTE e ZWNE vs a carga da rede para as topologias NSF (esquerda) e USA (direita).

A Figura 5 (esquerda) mostra os resultados para a rede NSF. Pode-se ver que para uma carga de 27 Erlangs o valor de BBR apresentado pelo algoritmo ZWNE é 108% maior do que o apresentado pelo algoritmo ARVTE. Para cargas menores, a diferença aumenta consideravelmente, chegando a atingir 3 ordens de grandeza para a menor carga avaliada. Para valores maiores de carga, há uma diminuição suave da diferença porém permanecendo superior a 20%, para 40 Erlangs. O grande diferencial encontrado para cargas mais baixas nesta topologia deve-se ao fato de que a mesma possui um longo caminho pouco conectado, que é formado pelos nós 4, 5, 7, 8, e 10 (Figura 4) e que fazem com que o algoritmo de menor caminho utilizado pelo ZWNE forme gargalos mesmo em baixa carga. O mesmo não ocorre com o algoritmo de roteamento APR usado pelo algoritmo ARVTE.

Na Figura 5 (direita), pode-se observar os resultados para a rede USA. Neste cenário, o ganho do ARVTE sobre o ZWNE variou de 13% a 160%, apresentando uma variação bem mais suave ao longo de toda a faixa de cargas avaliada. Diferentemente da topologia NSF, a USA possui um maior grau de conectividade, o que minimiza a formação de gargalos pelo algoritmo ZWNE, tornando os seus resultados mais próximos aos obtidos com o ARVTE.

A Figura 6 (esquerda) mostra os resultados para a rede Pan-Europeia. Neste cenário, a diferença entre os resultados de BBR dos dois algoritmos foi pequena, na média os resultados do ARVTE ficaram apenas 5% abaixo dos apresentados pelo algoritmo ZWNE. Esse comportamento deve-se ao fato de a topologia Pan-Europeia, assim como a USA, apresentar um maior grau de conectividade, o que facilita para o algoritmo ZWNE na definição de caminhos desconexos. Além disso, a topologia desta rede contém vários buracos¹, o que tende a dificultar, ainda mais, a obtenção de rotas alternativas pelo algoritmo ARVTE.

A Figura 6 (direita) mostra os resultados para a rede Manhattan Street. Neste cenário, os resultados do algoritmo ARVTE comparados aos do ZWNE, mostraram gan-

¹Ciclos com mais de 3 nós.

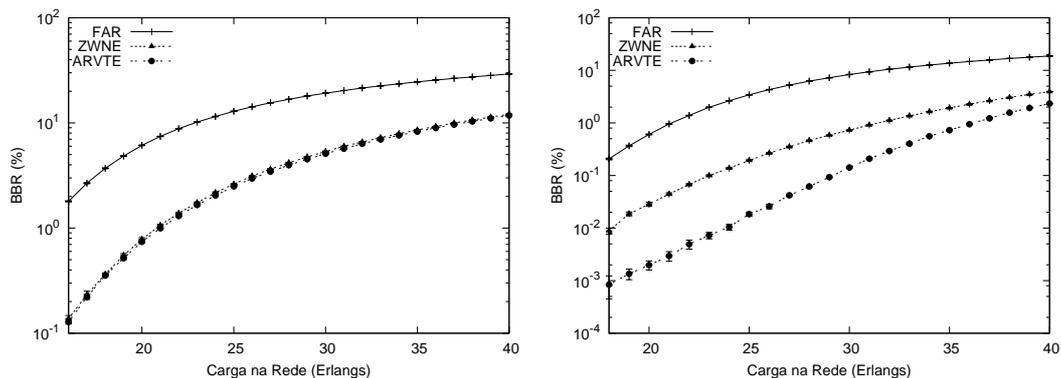


Figura 6. BBR do ARVTE e ZWNE vs a carga da rede para as topologias Pan-Europeia (esquerda) e Manhattan Street (direita).

hos que variaram desde valores de 68% para 40 Erlangs até uma ordem de grandeza. A simetria da topologia impactou de forma significativa o algoritmo ZWNE, levando-o a definir várias rotas concorrentes para os pares de comunicação da rede, como já exemplificado na Figura 1. Neste cenário, os benefícios do algoritmo ARVTE em prover caminhos disconexos em topologias simétricas fica bastante evidente.

As Figuras 7 a 10 mostram dois gráficos cada; o primeiro contém os valores do Índice de Justiça do Jain (Equação 2) calculado sobre os valores de BBR de todos os pares origem-destino na rede. O segundo gráfico tem como objetivo exemplificar graficamente a distribuição da BBR dentre todos os pares origem-destino da rede para a carga que apresentou a maior diferença no índice de justiça entre os algoritmos ARVTE e ZWNE. Mostra-se, também, a BBR média obtida pelo algoritmo ZWNE.

O índice de justiça é uma métrica cujos valores variam no intervalo $(0, 1)$ e indica o nível de balanceamento de um conjunto de valores. Quanto mais próximos eles forem entre si maior será o índice. Um algoritmo justo deve ser capaz de fornecer valores de taxa de bloqueio similares para todos os pares de comunicação na rede o que implica em altos valores do índice de justiça. É importante ressaltar que o valor do índice de justiça nunca será igual a 1 na prática, pois ocorrerão, naturalmente, variações na taxa de bloqueio entre pares de comunicação caso as distâncias em saltos na topologia física seja muito diferente. O valor máximo atingível para o índice de justiça depende, portanto, das características da rede avaliada e das cargas as quais a rede será submetida.

Na Figura 7, pode-se ver os resultados da topologia NSF. No primeiro gráfico, percebe-se que há uma grande proximidade entre os valores dos algoritmos ZWNE e ARVTE e que o índice de justiça do ARVTE somente ultrapassa o ZWNE a partir de uma carga de 25 Erlangs. Isso deve-se ao fato de que para valores de carga pequenos o algoritmo ARVTE é muito eficiente em evitar gargalos e portanto apresenta uma taxa de bloqueio nula para maioria dos pares de comunicação. A medida que a carga na rede cresce, e que todos os pares de comunicação passam a sofrer bloqueios de suas chamadas, vemos que o índice de justiça ultrapassa o do ZWNE, chegando a obter uma diferença máxima de 6%. Como a topologia NSF não é muito conexa, para altas cargas de tráfego, o algoritmo ARVTE não é capaz de oferecer caminhos muito diferenciados em relação aos oferecidos pelo ZWNE, o que leva a inevitável criação de gargalos na rede.

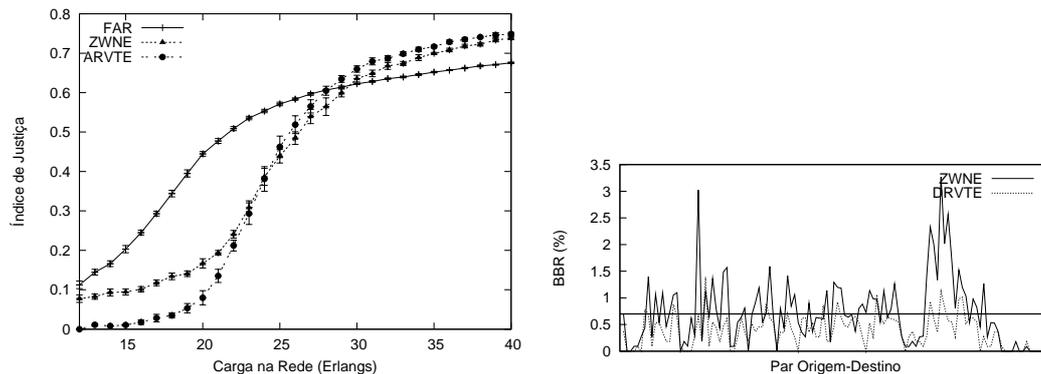


Figura 7. Índice de Justiça do ARVTE e ZWNE vs a carga da rede para a topologia NSF (esquerda). A BBR média de cada par origem-destino para uma carga de 28 Erlangs (direita).

No segunda gráfico da Figura 7, pode-se observar que apesar de a BBR média do ZWNE ter sido de 0.7%, o algoritmo impôs taxas de bloqueio até 5 vezes maiores para alguns dos pares de comunicação. O mesmo não ocorre com os resultados do algoritmo ARVTE que mantém uma distribuição mais justa dos recursos.

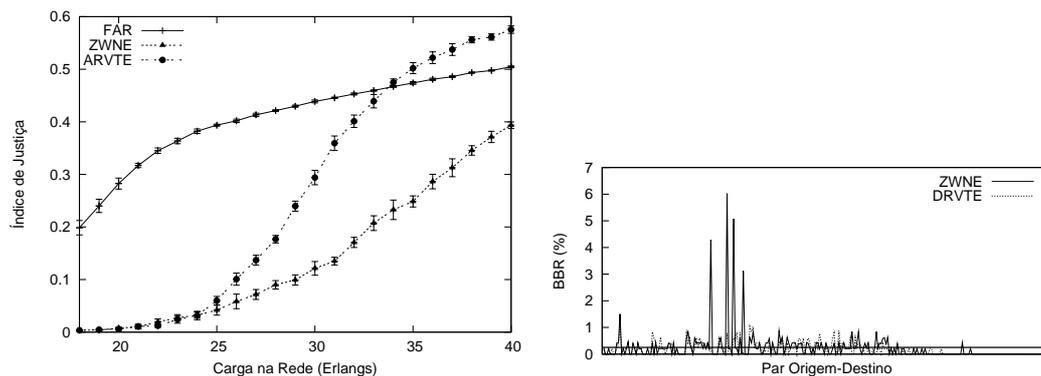


Figura 8. Índice de Justiça do ARVTE e ZWNE vs a carga da rede para a topologia USA (esquerda). A BBR média de cada par origem-destino para uma carga de 31 Erlangs (direita).

A Figura 8 mostra os resultados da justiça para a topologia USA. Neste cenário, fica clara a superioridade do algoritmo ARVTE em balancear a BBR entre os pares de comunicação, superando os resultados do algoritmo ZWNE, a partir de 25 Erlangs e chegando a apresentar um ganho de até 166% sob altas cargas. No gráfico de distribuição da BBR, pode-se ver, também, que o ZWNE propiciou a alguns dos pares taxas até 24 vezes maiores do que a BBR média de 0.25% (31 Erlangs). Nessa topologia, devido ao seu maior nível de conectividade, o ARVTE foi capaz de evitar a criação de gargalos na rede com grande facilidade, o mesmo não ocorreu com o algoritmo ZWNE, que apesar de ter obtido uma BBR média próxima da obtida pelo ARVTE, não foi capaz de prover recursos de forma justa, apresentando resultados inferiores até aos do algoritmo FAR.

Na Figura 9, pode-se observar uma proximidade muito grande entre os resultados dos três algoritmos, porém o ARVTE mantém um ganho médio no índice de justiça em relação ao ZWNE de 7.5%. Fica claro, novamente, o impacto da topologia na eficiência

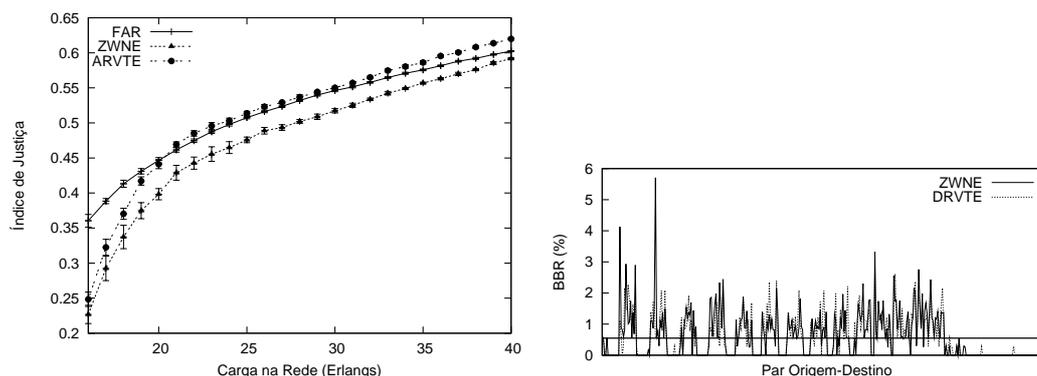


Figura 9. Índice de Justiça do ARVTE e ZWNE vs a carga da rede para a topologia Pan-Européia (esquerda). A BBR média de cada par origem-destino para uma carga de 19 Erlangs (direita).

dos algoritmos avaliados. Todavia, o algoritmo ARVTE ainda foi capaz de balancear o tráfego na rede, como se pode observar no gráfico da distribuição da BBR, pois apesar de a BBR média com carga de 19 Erlangs ter sido de 0.55%, o algoritmo ZWNE gerou taxas até 10 vezes maiores para alguns dos pares de comunicação, o que não ocorreu com os resultados do algoritmo ARVTE.

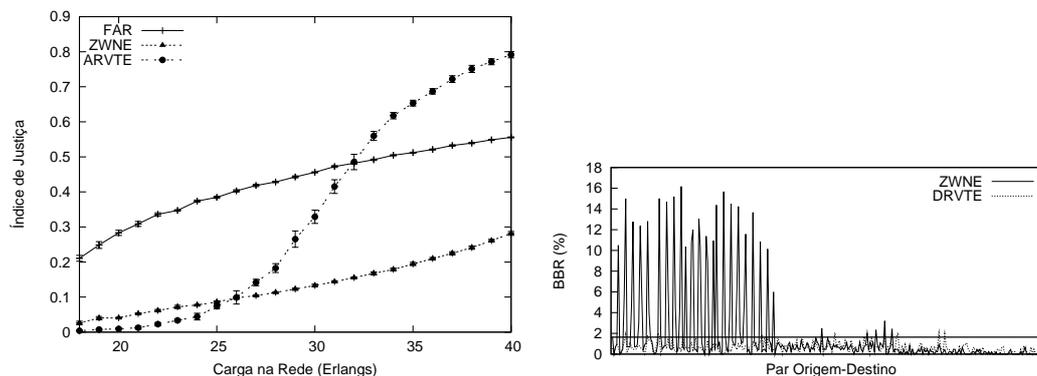


Figura 10. Índice de Justiça do ARVTE e ZWNE vs a carga da rede para a topologia Manhattan Street (esquerda). A BBR média de cada par origem-destino para uma carga de 34 Erlangs (direita).

Na Figura 10, exibem-se os resultados para a topologia Manhattan Street, que são equivalentes aos apresentados na topologia USA, todavia a diferença de ganho é ainda mais evidente. O índice de justiça apresentado pelo algoritmo ARVTE supera os do ZWNE, a partir de uma carga de 26 Erlangs e chega a atingir um ganho de 245% (34 Erlangs). Esta diferença deve-se a simetria existente na topologia Manhattan, o que permite que o algoritmo ARVTE crie caminhos disjuntos com muita facilidade, permitindo que os valores de BBR de cada par dependam quase que exclusivamente apenas da distância existentes entre a origem e o destino do par. Os resultados do algoritmo ZWNE foram, novamente, inferiores aos resultados do algoritmo FAR.

O gráfico da distribuição da BBR mostra a dificuldade que o algoritmo ZWNE tem em lidar com topologias simétricas. A BBR média obtida pelo ZWNE para 34 Erlangs foi de 1.64%, porém vários dos pares de comunicação sofreram taxas até 10 vezes maiores,

o que inviabiliza a utilização do algoritmo ZWNE. Já o algoritmo ARVTE foi capaz de balancear o tráfego de forma bastante justa ao longo de todos os pares origem-destino.

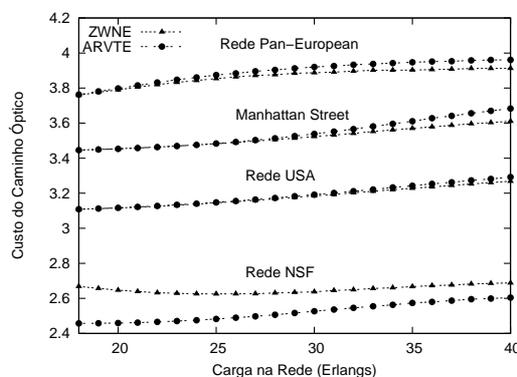


Figura 11. Custo do caminho óptico de ARVTE e ZWNE vs a carga na rede.

A Figura 11 mostra os resultados do custo médio dos caminhos estabelecidos na rede pelos algoritmos ARVTE e ZWNE, para todas as topologias avaliadas. O custo é calculado segundo a Equação 1 e, no caso de caminhos *multi-hop*, o custo total é dado pela soma dos custos individuais de cada caminho óptico utilizado. Como se pode ver, os resultados apresentados por ambos os algoritmos foram praticamente idênticos. Para a rede NSF, os custos dos caminhos gerados pelo algoritmo ARVTE foram ainda menores do que os do apresentado pelo ZWNE. Esses resultados mostram que apesar de o algoritmo ARVTE não utilizar o algoritmo de menor-caminho na construção do grafo auxiliar, sua racionalidade voltada ao uso mais eficiente dos recursos implementada pela nova técnica de expansão do grafo auxiliar permitiu que os caminhos ópticos pré-estabelecidos fossem mais utilizados. Assim, um número menor de caminhos ópticos passaram a ser necessários na rede, o que implicou diretamente no aumento da disponibilidade de recursos, resultando em uma maior facilidade de se encontrar novos caminhos ópticos de menor custo.

O ganho considerável na eficiência e na justiça obtidos por nossa proposta não implicou no aumento do custo de utilização de recursos da rede, o que representa uma solução que oferece todas as características necessárias para sua aplicação em cenários reais de redes ópticas WDM de grande porte.

5. Conclusão

O estudo do problema de agregação dinâmica de tráfego em redes ópticas WDM tem amadurecido em busca de soluções práticas que possam ser aplicadas em redes reais. No entanto, na busca por tais soluções são comuns estudos [Zhu and Mukherjee 2002, Ho and Lee 2007] que estabelecem o compromisso entre a baixa complexidade e a qualidade das propostas.

Neste artigo, apresentou-se um algoritmo para agregação dinâmica de tráfego que provê um bom desempenho, é escalável e ainda capaz de balancear o tráfego na rede. A principal contribuição deste trabalho está na utilização de técnicas de roteamento que minimizam a interferência entre os novos caminhos ópticos a serem estabelecidos na rede, ao mesmo tempo que buscam aproveitar ao máximo os recursos já estabelecidos.

Os resultados foram obtidos em cenários realistas a partir de simulações utilizando quatro topologias diferentes compostas por OXCs com capacidade restrita de agregação e conversão de comprimento de onda. Em todos os cenários, o algoritmo proposto apresentou resultados melhores. Além disso, os resultados obtidos para a topologia Manhattan Street mostram que o algoritmo ARVTE é um candidato ideal para a solução do problema de agregação de tráfego nas futuras redes ópticas metropolitanas.

Referências

- Dutta, R. and Rouskas, G. N. (2002). Traffic grooming in wdm networks: Past and future. *IEEE Network*, pages 46–56.
- Ho, Q.-D. and Lee, M.-S. (2007). A zone-based approach for scalable dynamic traffic grooming in large wdm mesh networks. *IEEE Journal of Lightwave Technology*, 25(1):261–270.
- Huang, S., Dutta, R., and Rouskas, G. N. (2006). Traffic grooming in path, star, and tree networks: Complexity, bounds, and algorithms. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 24(4):66–82.
- Jaekel, A., Bari, A., Chen, Y., and Bandyopadhyay, S. (2007). New techniques for efficient traffic grooming in wdm mesh networks. In *Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications and Networks*, pages 303–308.
- Jain, R. (1991). *The Art of Computer Systems Performance Analysis: Techniques for Experimental Design, Measurement, Simulation and Modeling*. John Wiley & Sons.
- Palmieri, F., Fiore, U., and Ricciardi, S. (2007). Spark: A smart parametric online rwa algorithm. *Journal of Communications and Networks*, 9(4):368–376.
- Tornatore, M., Baruffaldi, A., Zhu, H., Mukherjee, B., and Pattavina, A. (2008). Holding-time-aware dynamic traffic grooming. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 26(3):28–35.
- Xin, C. and Qiao, C. (2003). Performance analysis of multi-hop traffic grooming in mesh wdm optical networks. In *Proceedings of International Conference on Computer Communications and Networks*, pages 237–242.
- Xin, C., Qiao, C., and Dixit, S. (2003). Analysis of single-hop traffic grooming in mesh wdm optical networks. In *Proceedings of Opticomm*, pages 91–101.
- Yao, W. and Ramamurthy, B. (2005). A link bundled auxiliary graph model for constrained dynamic traffic grooming in wdm mesh networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 23(8):1542–1555.
- Zhu, H., Zang, H., Zhu, K., and Mukherjee, B. (2003). Dynamic traffic grooming in wdm mesh networks using a novel graph model. *Optical Networks Magazine*, 4(3):65–75.
- Zhu, K. and Mukherjee, B. (2002). On-line approaches for provisioning connections of different bandwidth granularities in wdm mesh networks. In *Proceedings of OFC*, pages 549–551.
- Zhu, K. and Mukherjee, B. (2003). A review of traffic grooming in wdm optical networks: Architectures and challenges. *Optical Network Magazine*, 4(2):55–64.