

# Um algoritmo de baixa complexidade para o estabelecimento de conexões energeticamente eficientes em redes WDM

Rafael A. Scaraficci<sup>1,2</sup>, Nelson L. S. da Fonseca<sup>1</sup>, Marcos R. Salvador<sup>2</sup>

<sup>1</sup>Instituto de Computação – Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP)  
Campinas, São Paulo, Brazil

<sup>2</sup>Centro de Pesquisa e Desenvolvimento em Telecomunicações (CPqD)  
Campinas, São Paulo, Brazil

raugusto@cpqd.com.br, nfonseca@ic.unicamp.br, marcosrs@cpqd.com.br

**Resumo.** O problema de agregação de tráfego em redes WDM tem sido amplamente estudado para reduzir custo e bloqueio, mas ainda é preciso investigá-lo sob a perspectiva do consumo de energia. Neste artigo, apresentamos o Green Allocation with Zones Algorithm (GAZA) para agregação dinâmica e energeticamente eficiente de tráfego em redes WDM. O algoritmo baseia-se em um grafo auxiliar que restringe o espaço de busca e captura o consumo adicional de energia para se estabelecer novas conexões. Resultados obtidos por simulações em diferentes topologias e condições mostram que o GAZA é eficiente do ponto de vista de consumo de energia e produz índices de bloqueio similares e, em certos casos, melhores do que algoritmos customizados para a redução de bloqueio.

**Abstract.** The problem of traffic grooming in WDM networks has been extensively studied to reduce cost and blocking, but there is still a need of investigating it from a power consumption perspective. In this paper, we present the Green Allocation with Zones Algorithm (GAZA) for energy-efficient and dynamic traffic grooming in WDM networks. The algorithm is based on auxiliary graph that limits the solution space and captures the additional energy consumption to establish new connections. Results derived via simulation on different topologies and under different conditions show that GAZA is energy efficient and that it is able to produce blocking ratio which are close to and, in certain cases, better than the values produced by algorithms oriented to the reduction of blocking.

## 1. Introdução

Nos últimos anos, as empresas de telecomunicações e os provedores de serviço de Internet têm enfrentado um aumento do consumo de energia devido à crescente difusão do acesso de banda larga e da expansão dos serviços oferecidos. De acordo com [Bolla et al. 2011], o aumento no volume de tráfego segue a lei de Moore, dobrando a cada 18 meses, enquanto a eficiência energética dos componentes de silício segue a lei de Dennard, aumentando por um fator de 1,65 a cada 18 meses. Desta forma, o aumento do consumo de energia para as redes de telecomunicações tende a ser crescente.

Motivado por esse crescimento, pelos altos preços e por razões ecológicas, as empresas de telecomunicações e os provedores têm buscado operar as suas redes de uma maneira mais energeticamente eficiente, porém sem comprometer a qualidade do serviço oferecido. Explorando a capacidade residual dos canais estabelecidos, a agregação de tráfego

oferece um grande potencial para reduzir o consumo de energia, evitando estabelecer desnecessariamente novos canais, os quais exigem mais componentes ativos e, consequentemente, mais energia. Neste contexto, investiga-se o problema de agregação dinâmica de tráfego em redes IP/MPLS sobre WDM a partir de uma perspectiva de redução do consumo de energia e introduz-se um algoritmo eficiente para este problema.

O algoritmo proposto, baseia-se em zonas [Ho and Lee 2007], que são regiões da rede e são representadas por um grafo auxiliar [Zhu et al. 2003] reduzido e que pode ser iterativamente expandido. O custo associado às arestas do grafo está relacionado ao consumo de energia das operações de comutação, transmissão e amplificação do sinal para o transporte de dados. Uma vez que o espaço de solução é reduzido devido ao uso de zonas, o algoritmo é escalável e de baixa complexidade, o que o torna apropriado para cenários de tráfego dinâmico [Drummond and Da Fonseca 2009, Drummond and da Fonseca 2010].

Simulações em topologias com e sem restrições de recursos mostraram que o algoritmo proposto é mais eficiente em termos de consumo de energia do que algoritmos tradicionais *single-hop* e *multi-hop* e é capaz de produzir índices de bloqueio aceitáveis. Além disso, o nosso conhecimento é que este é o primeiro algoritmo baseado em zonas que trata de agregação dinâmica de tráfego orientado à redução do consumo de energia.

## 2. Trabalhos Relacionados

Recentemente, motivações ambientais e econômicas têm impulsionado a pesquisa por soluções de redes de telecomunicações mais eficientes do ponto de vista energético. As soluções propostas vão desde componentes de hardware de baixo consumo até aplicações de rede customizadas para operarem de maneira energeticamente eficiente. Dentro desse vasto campo, o nosso foco é a redução do consumo de energia na operação da rede, mais especificamente por meio de roteamento orientado à economia de energia.

Em [Shen and Tucker 2009], analisou-se o problema de se projetar uma rede IP sobre WDM de forma que o roteamento do tráfego seja energeticamente eficiente. Métodos baseados em programação linear inteira mista e heurísticas foram propostos.

Em [Idzikowski et al. 2010], analisou-se o impacto de se rerrotear o tráfego nas diferentes camadas de redes IP sobre WDM a fim de se reduzir o consumo de energia, desligando *line cards* durante os períodos de tráfego reduzido. A análise foi baseada em programação linear inteira mista e matrizes de tráfego estáticas.

Em [Yetginer and Rouskas 2009], os autores modelaram o consumo de energia em redes WDM como a soma da energia consumida por cada *lightpath* e desenvolveram uma formulação de programação linear inteira para o problema de agregação de tráfego utilizando matrizes de tráfego estáticas.

Em [Huang et al. 2009], métodos heurísticos para minimizar o consumo de energia em redes IP sobre WDM foram comparados, baseando-se na minimização do número de pares de interfaces IP no estado ativo na rede.

Em [Hasan et al. 2010], os autores propuseram um algoritmo de agregação de tráfego em redes WDM que procura reduzir o consumo de energia, ativando elementos de rede somente quando necessário. A solução utiliza um grafo auxiliar que relaciona os nós físicos, os *lightpaths* e os comprimentos de onda.

Em [Xia et al. 2011], os autores propuseram uma heurística para agregação de tráfego em redes WDM que utiliza um grafo auxiliar em camadas e captura o consumo de energia das operações de comutação, transmissão e amplificação, relacionadas ao estabelecimento de *lightpaths* e de fluxos IP. Resultados são apresentados somente para matrizes de tráfego estáticas, apesar dos autores afirmarem que a solução é aplicável também para cenários dinâmicos, em que as conexões chegam e partem durante o período de avaliação.

Nosso trabalho apresenta uma nova estratégia de agregação de tráfego orientada à redução do consumo de energia para cenários dinâmicos em redes IP/MPLS sobre WDM, onde os fluxos IP podem chegar e partir durante o período de avaliação. Além disso, não encontramos nenhum outro trabalho que avalia a técnica de zonas [Ho and Lee 2007] para estratégias de roteamento orientadas à redução do consumo de energia.

### 3. Operação de Rede Orientada à Redução do Consumo de Energia

Parte do consumo de energia das redes de comunicação, deve-se aos equipamentos de rede, principalmente, aos comutadores eletrônicos e ópticos. Desde o instante em que esses equipamentos são ligados, eles consomem uma quantidade considerável de energia que aumenta com a quantidade de dados processada e transmitida. Além disso, o consumo de energia varia significativamente entre os domínios de comutação, por exemplo, comutar uma mesma quantidade de dados no domínio óptico consome menos energia do que no domínio eletrônico. Baseado nessas características, é possível reduzir o consumo total de energia da rede, utilizando conexões energeticamente eficientes, ou seja, que permitam desligar temporariamente equipamentos que não sejam necessários e que utilizem operações de comutação e transmissão que resultem num menor consumo de energia.

#### 3.1. Arquitetura de Rede

Considera-se uma rede IP/MPLS sobre WDM, em que os roteadores IP/MPLS são conectados diretamente aos comutadores WDM, denominados de OXCs (*optical crossconnects*), através de interfaces de curto alcance. Os OXCs são conectados entre si por fibras com múltiplos comprimentos de onda, que são amplificados a distâncias predeterminadas. O tráfego da rede pode ser comutado tanto no domínio eletrônico pelos roteadores IP/MPLS como no domínio óptico pelos OXCs, sem ter processamento eletrônico.

#### 3.2. Modelo de Consumo de Energia

Adota-se o mesmo modelo de energia introduzido em [Xia et al. 2011], o qual permite calcular o consumo de energia em uma rede IP/MPLS sobre WDM como a soma do consumo de energia das seguintes operações: comutação eletrônica (ES), comutação óptica (OS), conversão eletrônico-óptica (EO), conversão óptico-eletrônica (OE), transmissão do transponder (TX), recepção do transponder (RX) e amplificação do sinal (AM). O consumo de energia de cada operação depende da quantidade de tráfego conforme:

$$P = P_0 + P_T \times t, \quad (1)$$

onde  $P_0$  e  $P_T$  correspondem, respectivamente, à componente do consumo de energia independente e dependente do tráfego e  $t$ , à quantidade de tráfego transmitida e/ou comutada pela operação. Considera-se que os valores de todos os parâmetros são normalizados pela

capacidade de um comprimento de onda de forma que o consumo de energia da rede é dado pela soma do consumo de energia de cada *lightpath* em operação.

Para uma melhor compreensão do cálculo do consumo de energia, considere o exemplo da Figura 1. Nesta figura, existem quatro pares de roteadores IP/MPLS e OXC, dois *lightpaths*  $L1$  e  $L2$  com rotas  $A \rightarrow A' \rightarrow B' \rightarrow C' \rightarrow C$  e  $C \rightarrow C' \rightarrow D' \rightarrow D$ , respectivamente, e dois fluxos IP/MPLS  $F1$  e  $F2$ , ambos com origem no roteador  $A$  e destino nos roteadores  $C$  e  $D$ , respectivamente. O fluxo  $F1$  é transportado exclusivamente pelo *lightpath*  $L1$  enquanto o fluxo  $F2$  é transportado do roteador  $A$  para o  $C$  pelo *lightpath*  $L1$  e do roteador  $C$  para o  $D$  pelo *lightpath*  $L2$ .

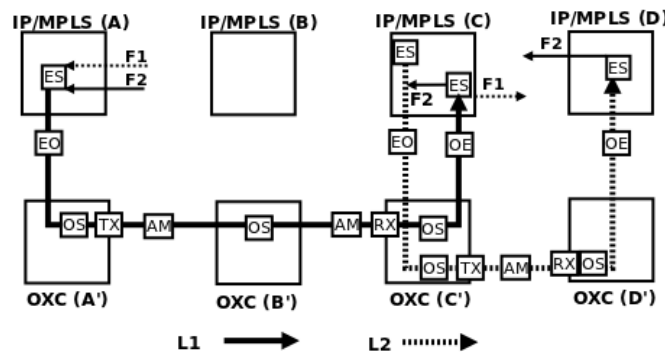


Figura 1. Exemplo do consumo de energia para *lightpaths* e fluxos IP/MPLS.

Uma vez que o consumo de energia de cada operação é dado por uma componente independente do tráfego e outra dependente, vide equação (1), sem perda de generalidade, pode-se definir o consumo de energia de um *lightpath* como a soma das componentes independentes do tráfego das operações envolvidas na transmissão por aquele *lightpath* e o consumo de energia de um fluxo IP/MPLS como a soma das componentes dependentes do tráfego das operações envolvidas na transmissão por aquele fluxo.

Portanto, o consumo de energia do *lightpath*  $L1$  é dado pela soma das componentes independentes do tráfego ( $P_0$ ) das seguintes operações: comutação eletrônica no roteador  $A$ , conversão eletrônico-óptica do roteador  $A$  para o OXC  $A'$ , comutação óptica e transmissão do transponder no OXC  $A'$ , amplificação do sinal na fibra entre os OXCs  $A'$  e  $B'$ , comutação óptica no OXC  $B'$ , amplificação do sinal na fibra entre os OXCs  $B'$  e  $C'$ , recepção do transponder e comutação óptica no OXC  $C'$ , conversão óptico-eletrônica do OXC  $C'$  para o roteador  $C$  e comutação eletrônica no roteador  $C$ . De maneira similar, o consumo de energia do *lightpath*  $L2$  é calculado como a soma das componentes independentes do tráfego ( $P_0$ ) das seguintes operações: comutação eletrônica no roteador  $C$ , conversão eletrônico-óptica do roteador  $C$  para o OXC  $C'$ , comutação óptica e transmissão do transponder no OXC  $C'$ , amplificação do sinal na fibra entre os OXCs  $C'$  e  $D'$ , recepção do transponder e comutação óptica no OXC  $D'$ , conversão óptico-eletrônica do OXC  $D'$  para o roteador  $D$  e comutação eletrônica no roteador  $D$ .

Para o fluxo  $F1$ , o consumo de energia é dado pela soma das componentes dependentes do tráfego ( $P_T \times t$ , onde  $t$  é a banda do fluxo  $F1$ ) das mesmas operações utilizadas no cálculo do consumo de energia do *lightpath*  $L1$ . De maneira similar, para o fluxo  $F2$ , o consumo de energia é dado pela soma das componentes dependentes do tráfego ( $P_T \times t$ , onde  $t$  é a banda do fluxo  $F2$ ) das mesmas operações utilizadas no cálculo do consumo

de energia dos *lightpaths*  $L1$  e  $L2$ .

Note que quanto menor é o tráfego em um *lightpath*, maior é o impacto das componentes independentes do tráfego no consumo de energia da rede. Logo, uma maior eficiência energética pode ser alcançada agregando fluxos em *lightpaths* já em operação. Por outro lado, agregar o tráfego por múltiplos *lightpaths* requer um maior número de operações o que pode ser menos eficiente do que estabelecer um novo *lightpath*.

### 3.3. Definição do Problema

O problema de se operar uma rede IP/MPLS sobre WDM de maneira energeticamente eficiente é definido abaixo.

**Objetivo:** estabelecer dinamicamente conexões enquanto se minimiza o consumo total de energia na rede.

**Entrada:** (i) um grafo  $G(V, E)$ , onde  $V$  é o conjunto de nós e  $E$  é o conjunto de arestas conectando os nós. Cada nó  $v \in V$  corresponde a um par de roteadores IP/MPLS e OXC com  $F$  portas de agregação (entrada e saída) e cada aresta  $e \in E$  corresponde a uma fibra com extensão  $S_e$  e  $W$  comprimentos de onda de capacidade  $C$ , (ii) requisições de conexões dinâmicas  $r = (s, d, b)$ , onde  $s$  e  $d$  correspondem aos nós de origem e destino, respectivamente, e  $b$  a quantidade de banda requisitada e (iii) parâmetros  $P_0$  e  $P_T$  para as operações: ES, OS, EO, OE, TX, RX, e AM na rede.

**Saída:** alocação das conexões em *lightpaths* existentes ou novos *lightpaths*.

Uma solução eficiente para este problema é apresentada na próxima seção.

## 4. Agregação de Tráfego Orientada à Redução do Consumo de Energia

As soluções mais comuns para o problema de agregação de tráfego empregam um grafo auxiliar que representa os *lightpaths* existentes e potenciais, isto é, que podem ser estabelecidos para expandir a topologia virtual. Neste artigo, adota-se esse modelo de grafo auxiliar, mas com custos de arestas representando o consumo de energia adicional de se escolher cada *lightpath* para rotear o tráfego. Além disso, utiliza-se a técnica de zonas conforme proposto para o algoritmo *Zone Based With Neighbor Expansion* (ZWNE). Esta técnica reduz o espaço de busca, considerando apenas parte da topologia, e resultados mostram que ela tem um efeito positivo na redução do índice de bloqueio [Ho and Lee 2007]. Vale ressaltar que apesar de resultados mostrarem que o algoritmo *Alternative Routing with Virtual Topology Expansion* (ARVTE)[Drummond and Da Fonseca 2009, Drummond and da Fonseca 2010] ser mais eficiente do que o algoritmo ZWNE em termos de justiça e bloqueio de conexões; não adotamos os mecanismos de balanceamento de carga do algoritmo ARVTE, pois o balanceamento espalha as demandas pelos *lightpaths* e, em última instância, o que se pretende é reduzir a utilização de *lightpaths* a zero para se poder desativar componentes consumidoras de energia.

Na sequência é apresentado o processo de construção do grafo auxiliar e o algoritmo proposto, denominado de *Green Allocation with Zones Algorithm* (GAZA).

### 4.1. Grafo Auxiliar

Para cada requisição de conexão  $r = (s, d, b)$ , constrói-se um grafo auxiliar  $G'(U, L)$ , onde  $U \subset V$  é um conjunto de nós e  $L$  é um conjunto de *lightpaths* existentes e potenciais. Inicialmente, os nós do grafo auxiliar são os nós que compõem o caminho do

*lightpath* com menor consumo energético entre os nós terminais da requisição  $r$ , calculado, previamente, utilizando o grafo de topologia  $G(V, E)$  com os seguintes custos para as arestas:

$$c(e) = \begin{cases} A_e \times P_0^{AM}, & \text{se } e \text{ inicia em } s \\ A_e \times P_0^{AM} + P_0^{OS}, & \text{caso contrário} \end{cases}, \quad (2)$$

onde  $e \in E$  é uma aresta no grafo,  $A_e$  é o número de amplificadores ao longo da fibra representada pela aresta  $e$ ,  $P_0^{AM}$  e  $P_0^{OS}$  são, respectivamente, as componentes de consumo de energia independentes do tráfego para as operações de amplificação do sinal e comutação óptica. Note que o custo associado a cada aresta captura o consumo energético independente do tráfego para as operações de amplificação de sinal e comutação óptica em nós não terminais. As demais operações não são consideradas, pois aplicam-se a qualquer *lightpath* de  $s$  para  $d$ ; não contribuindo para a diferenciação desses *lightpaths* em relação ao consumo de energia, que é o objetivo desta etapa.

Para cada par de nós  $(u, v)$ , onde  $u \in U$ ,  $v \in U$  e  $u \neq v$ , adiciona-se uma aresta se existir um *lightpath* de  $u$  para  $v$  com capacidade disponível ( $\geq b$ ) para atender a requisição  $r$  ou se existir um *lightpath* potencial determinado pela solução de um algoritmo de Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda (RWA) tradicional. No caso em que houver mais de uma possibilidade de aresta, escolhe-se o *lightpath* que se utilizado para atender a requisição irá resultar no menor aumento do consumo de energia na rede. Para cada aresta no grafo auxiliar, atribui-se um custo que representa o consumo energético de utilizá-la para transportar o fluxo requisitado. Para um *lightpath* existente, o custo é definido como:

$$c'(l) = \begin{cases} b \times P_T^l, & \text{se } l \text{ termina em } d \\ b \times (P_T^l - P_T^{ES}), & \text{caso contrário} \end{cases}, \quad (3)$$

onde  $l \in L$  é uma aresta (*lightpath*) no grafo auxiliar,  $b$  e  $d$  são, respectivamente, a quantidade de banda e o nó de destino da requisição de conexão,  $P_T^l$  é a soma das componentes do consumo de energia dependentes do tráfego para todas as operações utilizadas para o cálculo do consumo de energia do *lightpath*  $l$  e  $P_T^{ES}$  é a componente dependente do tráfego para a operação de comutação eletrônica. O termo  $P_T^{ES}$  é subtraído para evitar que seja computado duas vezes, uma vez que essa operação já é considerada pelos *lightpaths* com origem no nó em que termina o *lightpath*  $l$ .

No caso de um *lightpath* potencial (a ser estabelecido), o custo é definido como:

$$c'(l) = \begin{cases} b \times P_T^l + P_0^l, & \text{se } l \text{ termina em } d \\ b \times (P_T^l - P_T^{ES}) + P_0^l, & \text{caso contrário} \end{cases}, \quad (4)$$

onde  $P_0^l$  é a soma das componentes de consumo de energia independentes do tráfego para todas as operações associadas ao *lightpath*  $l$ , ou seja, o consumo de energia devido ao estabelecimento do *lightpath*  $l$ .

O caminho de menor custo energético é calculado entre o par de nós de origem e destino da requisição  $r$ . Se um caminho é encontrado, a requisição é aceita e o caminho selecionado é utilizado para transportar o fluxo da nova conexão. Note que se o caminho contiver um ou mais *lightpaths* potenciais, esses *lightpaths* passam a fazer parte da topologia virtual da rede. Caso não seja encontrado um caminho, o grafo auxiliar é expandido,

incluindo no máximo  $K$  novos nós que sejam vizinhos aos nós do grafo auxiliar na topologia física, isto é, novos nós que estejam diretamente conectados aos nós do grafo auxiliar por conexões físicas. Na sequência, o caminho de menor custo energético é calculado no grafo auxiliar expandido. O processo de expansão é repetido por até  $I$  iterações, sendo a requisição bloqueada se um caminho não for encontrado após  $I$  iterações.

Um exemplo ilustrativo do processo de expansão do grafo auxiliar é apresentado na Figura 2. Na parte mais a esquerda da figura, tem-se um grafo auxiliar construído para uma requisição com origem no nó 1 e destino no nó 4. As linhas sólidas indicam *lightpaths* existentes na topologia virtual da rede e as linhas tracejadas indicam *lightpaths* potenciais. Como o nó 4 não é alcançável a partir do nó 1, na parte central da figura, tem-se a expansão do grafo, adicionando-se os nós 5 e 6, resultando na adição de novas arestas na parte mais a direita da figura. Com a expansão, o nó 4 torna-se alcançável a partir do nó 1, o que permite aceitar a requisição.

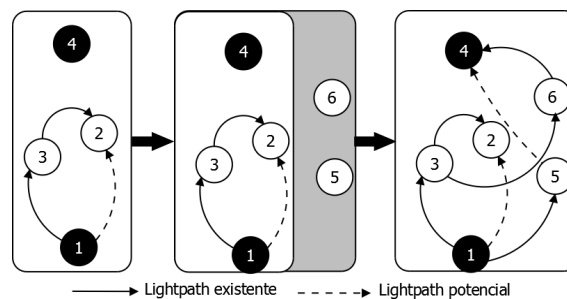


Figura 2. Exemplo do procedimento de expansão do grafo auxiliar.

#### 4.2. Descrição do Algoritmo GAZA

O pseudocódigo do algoritmo GAZA é apresentado em Algoritmo 1 e utiliza a seguinte notação:  $P_0(s, d)$  é um caminho do nó  $s$  para o nó  $d$ ,  $P(s, d)$  é o caminho de menor custo do nó  $s$  para o nó  $d$ ,  $RWA(s, d)$  é a solução para um algoritmo de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda aplicado para encontrar um *lightpath* do nó  $s$  para o nó  $d$  e  $N_{PT}(U)$  é o conjunto de nós vizinhos na topologia física aos nós do conjunto  $U$ .

No Algoritmo 1, inicialmente, executa-se uma fase estática, Linhas 1 à 3, para se determinar a rota do *lightpath* de menor consumo energético entre quaisquer pares de nós  $(s, d)$  no grafo da topologia de rede  $G(V, E)$ . Os nós desses *lightpaths* serão utilizados para a construção do grafo auxiliar na fase seguinte. Na Linha 2, atribui-se a cada aresta  $e \in E$  um custo  $c(e)$  que reflete o consumo de energia de parte das operações para se estabelecer um *lightpath* de  $s$  para  $d$  através de  $e$ . Na Linha 3, calcula-se o caminho de menor custo de  $s$  para  $d$  e armazena-o em  $P_0(s, d)$ .

Em seguida, inicia-se a fase dinâmica, Linhas 4 à 16, que é executada para qualquer requisição de conexão  $r = (s, d, b)$ , que chegue à rede. Na Linha 5, escolhe-se o conjunto de nós  $U$  a partir do caminho  $P_0(s, d)$  para ser os nós do grafo auxiliar. Na linha 6, adiciona-se o conjunto  $L$  de arestas que representam *lightpaths* existentes e potenciais. Esses últimos são calculados via o algoritmo  $RWA(s, d)$ , que é aplicado entre dois pares de nós  $(s, d)$  na ausência de um *lightpath* existente e com capacidade disponível suficiente. Caso haja mais de um *lightpath*, escolhe-se o de menor consumo de energia que suporte o fluxo solicitado. Na Linha 7, atribui-se a cada *lightpath*  $l \in L$  um custo

**Algoritmo 1: Green Allocation with Zones Algorithm**


---

```

1 para cada par de nós  $(s, d)$  em  $G(V, E)$  faça
2   Atribua a cada aresta  $e \in E$  um custo  $c(e)$  de acordo com o consumo de energia
   das operações que a aresta  $e$  representa.
3   Calcule o caminho de custo mínimo  $P(s, d)$  em  $G(V, E)$  e atribua-o à  $P_0(s, d)$ .
4 para cada requisição de conexão  $r = (s, d, b)$  faça
5   Escolha os nós  $U$  a partir do caminho  $P_0(s, d)$ .
6   Construa o grafo auxiliar  $G'(U, L)$ , onde  $L$  é o conjunto de lightpaths existentes
   ou potenciais obtidos a partir do algoritmo  $RWA(s, d)$ .
7   Atribua para cada lightpath  $l \in L$  um custo  $c'(l)$  de acordo com o consumo de
   energia das operações que se apliquem à  $l$ .
8   para 1 até  $I$  faça
9     Calcule o caminho de custo mínimo  $P(s, d)$  no grafo auxiliar  $G'(U, L)$ .
10    se  $\exists P(s, d)$  então
11      Aceite o fluxo requisitado e implante-o utilizando os lightpaths
      definidos pelo caminho  $P(s, d)$ .
12      break
13    senão
14      Encontre os nós vizinhos  $N_{PT}(U)$  na topologia física.
15      Escolha aleatoriamente até  $K$  nós do conjunto  $N_{PT}(U)$  e adicione-os ao
      grafo  $G'(U, L)$ .
16      Adicione ao grafo  $G'(U, L)$  arestas para os novos nós.

```

---

$c'(l)$  que reflete o consumo de energia das operações para se rotear a conexão requisitada através do *lightpath*  $l$ .

Da Linha 8 à 16, tenta-se, por até  $I$  vezes, rotear a requisição de conexão  $r$  no grafo auxiliar  $G'(U, L)$ , que é expandido iterativamente. Na Linha 9, um algoritmo de caminho de custo mínimo é executado do nó de origem  $s$  para o nó de destino  $d$  da requisição. Se um caminho  $P(s, d)$  é encontrado (Linha 10), a requisição de conexão é aceita e a conexão é implantada na rede (Linha 11). Caso contrário, da Linha 13 à 16, expande-se o grafo auxiliar. Na Linha 14, o conjunto de nós vizinhos na topologia física  $N_{PT}(U)$  é determinado e  $K$  desses nós são aleatoriamente adicionados ao grafo auxiliar na Linha 15. As novas arestas são adicionadas na Linha 16. Em seguida, tenta-se novamente rotear a requisição no grafo. Se após as  $I$  iterações não for possível realizar o roteamento, a requisição é bloqueada.

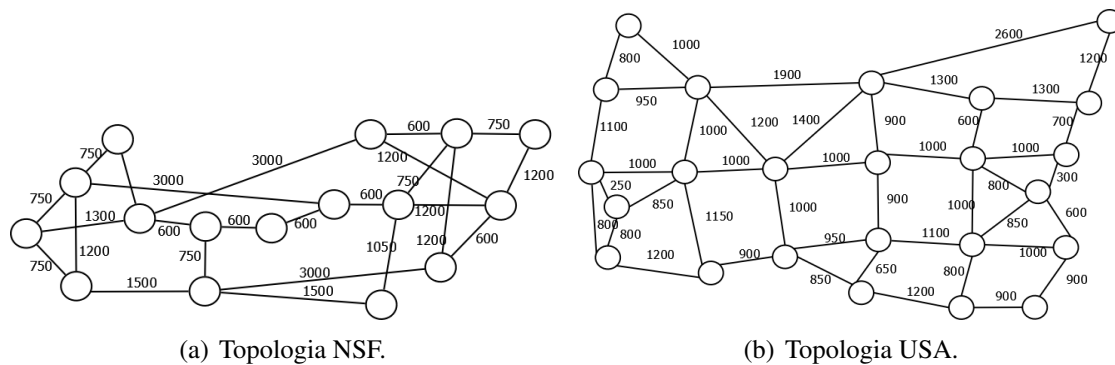
## 5. Exemplos Numéricos

Simulações foram realizadas para avaliar o algoritmo GAZA em relação a dois outros algoritmos. O primeiro, denominado de SingleHop, aloca os fluxos em *lightpaths single-hop*, isto é, *lightpaths* que não sofrem conversões óptico-eletrônico-óptico. A estratégia adotada é agregar os fluxos em *lightpaths* existentes com maior banda disponível, não sendo possível, estabelece-se um novo *lightpath*. O segundo, denominado de MultiHop, corresponde ao algoritmo ZWNE e permite o uso de *lightpaths multi-hop* para agregação de tráfego, isto é, *lightpaths* com conversões óptico-eletrônico-óptico. O algoritmo de



Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda (RWA) utilizado pelos três algoritmos é o mesmo: um procedimento convencional de roteamento Fixo-Alternativo (*Fixed-Alternative*) com 5 rotas alternativas e alocação de comprimento de onda que utiliza a técnica de Primeiro-Ajuste (*First-Fit*). As rotas alternativas são calculadas atribuindo um valor elevado de custo para as arestas das rotas calculadas previamente. O número máximo de iterações de expansão  $I$  e vizinhos selecionados  $K$  para os algoritmos GAZA e MultiHop têm, respectivamente, valores 5 e  $|P_0(s, d)|$ , que corresponde ao número de nós do caminho  $P_0(s, d)$  entre os nós  $s$  e  $d$  da requisição. Esse valores são sugeridos em [Ho and Lee 2007]. Vale ressaltar que os algoritmos SingleHop e MultiHop não consideram qualquer informação de consumo de energia em seus cálculos, pois um dos objetivos desse trabalho é avaliar a relação entre consumo de energia e bloqueio de conexões.

Para as simulações, utilizou-se a topologia NSF com 16 nós e 25 arestas bidirecionais e a topologia USA com 24 nós e 43 arestas bidirecionais. Os comprimentos das arestas são dados em quilômetros na Figura 3. O número de amplificadores por comprimento de onda em cada aresta é dado pela equação:  $\lceil S_e/80 - 1 \rceil + 2$  [Shen and Tucker 2009], onde  $S_e$  é o comprimento da aresta  $e$  em quilômetros.



**Figura 3. Topologias consideradas.**

Requisições de conexão são geradas com distribuição uniforme entre todos os pares de nós. O número de conexões por tipo de conexão, onde o tipo corresponde a uma granularidade de banda específica, segue a distribuição: OC-1:20 OC-3:10 OC-12:10 OC-48:4 OC-192:1, que é similar a distribuição em uma rede de *backbone* [Huang et al. 2008]. As chamadas chegam na rede seguindo uma distribuição de Poisson e têm duração definida a partir de uma distribuição exponencial negativa com média de uma unidade de tempo. A carga da rede medida em Erlang é definida como a taxa de chegada de conexões  $\times$  tempo de duração da conexão  $\times$  a demanda de banda passante da chamada normalizada pela capacidade de uma portadora OC-192 (10Gb/s).

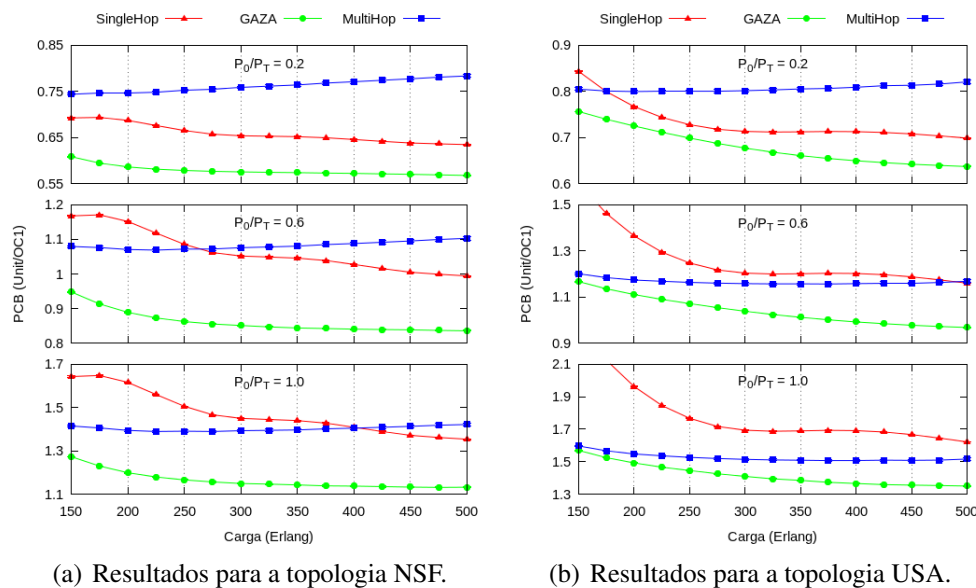
As principais métricas utilizadas para avaliar os algoritmos são: o consumo de energia pela banda (PCB, do inglês *Power Consumption per Bandwidth*) e a taxa de bloqueio de banda (BBR, do inglês *Bandwidth Blocking Rate*). O PCB é a razão entre o total de energia consumida na rede pela quantidade de banda aceita e o BBR é a porcentagem da quantidade de banda bloqueada pela quantidade de banda requisitada.

Para as operações de comutação, de transporte e de amplificação são utilizados os valores de consumo de energia definidos em [Xia et al. 2011], que são:  $P_T^{ES} = 18,4$ ;

$P_T^{OS} = 9,2$ ;  $P_T^{TX} = 10$ ;  $P_T^{RX} = 0,5$ ;  $P_T^{EO} = 1,3$ ;  $P_T^{OE} = 1$  e  $P_T^{AM} = 0,07$ . Todos esses valores são adimensionais. Um outro parâmetro utilizado nas simulações é a taxa de sobrecarga (do inglês *overhead rate*), que é a razão entre a componente do consumo de energia independente do tráfego pela componente dependente do tráfego ( $P_0/P_T$ ) [Xia et al. 2011]. A taxa de sobrecarga é variada a fim de se analisar o comportamento dos algoritmos para cenários com diferentes impactos das componentes do consumo de energia dependentes e independentes do tráfego.

Para cada cenário, executaram-se 25 vezes os algoritmos, utilizando sementes diferentes e um milhão de requisições de conexão para cada execução. Intervalo de confiança de 95% foram derivados para os resultados. Nos gráficos, os valores do PCB são normalizados em relação a uma portadora OC-1 (51,84 Mb/s) para mostrar a efetividade dos algoritmos em unidades de banda. Vale ressaltar que mesmo uma diferença pequena de consumo de energia implica em um consumo considerável para toda rede, pois o consumo total da rede depende da quantidade total de banda aceita.

Inicialmente, analisou-se o consumo de energia independentemente da taxa de bloqueio. Para isso, considerou-se um cenário hipotético com um número ilimitado de comprimentos de onda por fibra com capacidade de uma portadora OC-192 e um número ilimitado de portas de agregação de tráfego. Resultados para esse cenário comum na literatura são apresentados na Figura 4.



**Figura 4. Comportamento do PCB para topologias sem restrições de recursos.**

A Figura 4(a) mostra para a topologia NSF o consumo de energia pela banda como uma função da carga da rede para valores de taxa de sobrecarga 0,2 (gráfico superior), 0,6 (gráfico intermediário) e 1,0 (gráfico inferior). Note que o algoritmo GAZA produz os menores valores de PCB em todos os casos. Os outros dois algoritmos têm um comportamento variável de acordo com a carga na rede e a taxa de sobrecarga. Para uma taxa de sobrecarga de 0,2, o algoritmo SingleHop é mais eficiente do que o algoritmo MultiHop, mas para valores de taxa de sobrecarga de 0,6 e 1,0, o algoritmo MultiHop é mais eficiente até as cargas de 275 e 400 Erlang, respectivamente. Isto se deve ao fato de que o algoritmo

SingleHop realiza agregação utilizando apenas *lightpaths single-hop*, o que implica, inicialmente, na necessidade de estabelecer mais *lightpaths* do que o algoritmo MultiHop, que agrega os fluxos em *lightpaths multi-hop*, aproveitando melhor os *lightpaths* já existentes. Logo, o consumo de energia devido ao estabelecimento de *lightpaths* é um fator impactante para o algoritmo SingleHop, principalmente, para valores maiores de taxa de sobrecarga, onde a componente de consumo de energia independente do tráfego tem um peso maior. No entanto, com o aumento da carga na rede, os *lightpaths* do algoritmo SingleHop tornam-se mais utilizados e passam a ser mais energeticamente eficientes.

Na Figura 4(b), observa-se um comportamento similar para a topologia USA. O algoritmo GAZA foi o mais eficiente. O algoritmo MultiHop foi mais eficiente do que o algoritmo SingleHop para as taxas de sobrecarga de 0,6 e 1,0 e, inicialmente, para a taxa de sobrecarga de 0,2, sendo superado a partir da carga de 175 Erlang. O fato da topologia USA ter um número maior de pares origem-destino do que a topologia NSF, faz com que o algoritmo SingleHop sofra um impacto maior devido ao consumo de energia para estabelecimento de *lightpaths*, pois tem que estabelecer um número maior de *lightpaths*, que precisam de uma carga bem maior da rede para serem energeticamente eficientes.

Na Tabela 1, mostra-se a variação, em porcentagem, da métrica PCB para os algoritmos SingleHop e MultiHop em relação ao algoritmo GAZA para o cenário sem restrições de recursos. Note que, para a topologia NSF, o algoritmo GAZA chega a ser até 35% mais eficiente, em termos de energia, do que o algoritmo SingleHop e até 38% mais eficiente do que o algoritmo MultiHop. Para a topologia USA, a eficiência chega a ser de 49% e 29% em relação aos algoritmos SingleHop e MultiHop, respectivamente. No pior dos casos, os valores de PCB do algoritmo GAZA foram 2% menores do que os dos demais algoritmos para as duas topologias.

**Tabela 1. Variação do PCB em relação ao GAZA (sem restrições de recursos).**

$P_0/P_T$	NSF		USA	
	SingleHop	MultiHop	SingleHop	MultiHop
0,2	12%–17%	22%–38%	4%–12%	6%–29%
0,6	2%–28%	6%–15%	15%–37%	3%–21%
1,0	20%–35%	11%–26%	11%–49%	2%–15%

Em um cenário mais realistas, com restrições de recursos, foram analisados o consumo de energia e a taxa de bloqueio dos algoritmos. Neste cenário, considera-se que cada fibra carrega 40 comprimentos de onda, cada um com capacidade de uma portadora OC-192 e assume-se que todos os nós são capazes de realizar agregação de tráfego, cada um com 80 pares de portas de agregação (entrada e saída).

Na Figura 5, mostra-se para a topologia NSF a variação da métrica PCB em função da carga para os valores de taxa de sobrecarga 0,2, 0,6 e 1,0 e a variação da métrica BBR em função da carga para esses mesmos valores de taxa de sobrecarga. Assim como no caso do cenário sem restrições de recursos, o algoritmo GAZA produziu os menores valores para a métrica PCB, com exceção do caso em que a taxa de sobrecarga tem valor 0,2 e a carga da rede é superior a 450 Erlang (Figura 5(a)). Neste caso, os menores valores são produzidos pelo algoritmo SingleHop. No entanto, os valores da métrica BBR para o algoritmo SingleHop é muito superior aos valores produzidos pelo algoritmo GAZA (Figura 5(b)), ou seja, o algoritmo GAZA aceita uma quantidade muito maior de requisições.

Assim como no cenário sem restrições de recursos, o algoritmo MultiHop produziu valores acima dos produzidos pelos demais algoritmos para a métrica PCB quando a taxa de sobrecarga é de 0,2. Para as taxas de sobrecarga de 0,6 e 1,0, o algoritmo MultiHop produziu valores menores do que os produzidos pelo algoritmo SingleHop para quase todo intervalo de carga avaliado.

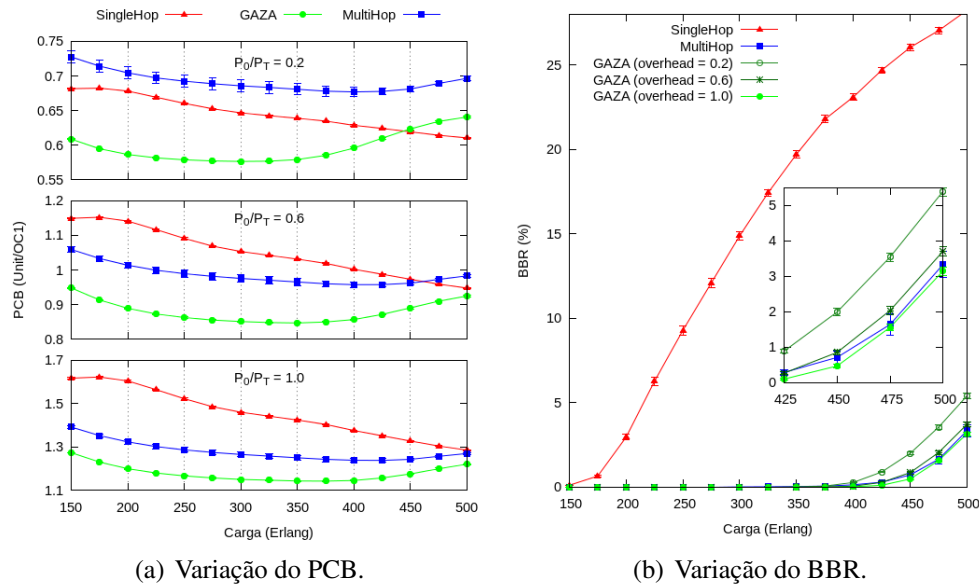


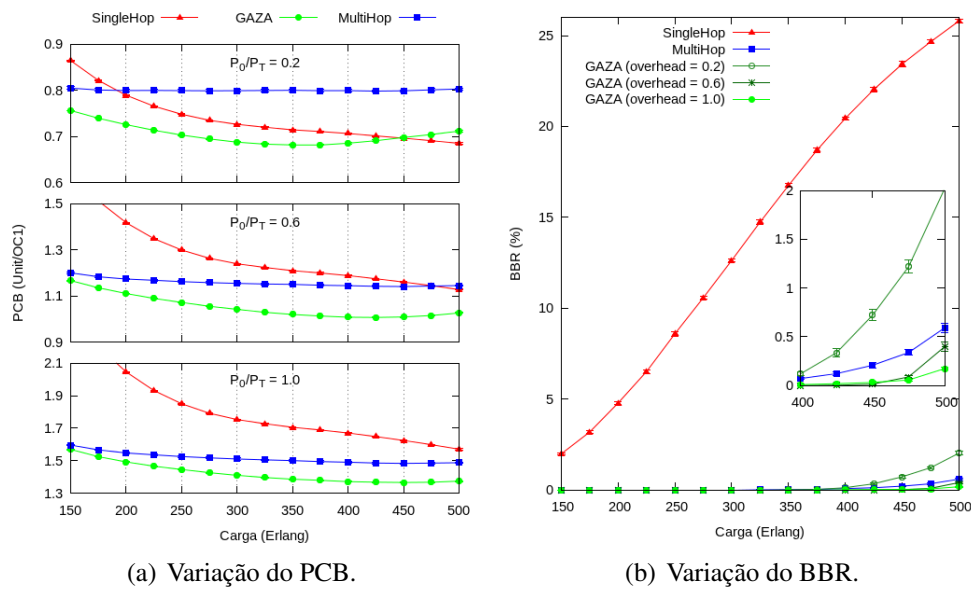
Figura 5. Variação das métricas PCB e BBR para a topologia NSF.

Em relação à métrica BBR (Figura 5(b)), o algoritmo SingleHop apresentou o pior resultado, produzindo valores de BBR bem maiores do que os valores produzidos pelos demais algoritmos. Os valores produzidos pelo algoritmo GAZA para uma taxa de sobrecarga de 0,2 são um pouco maiores do que os produzidos pelo algoritmo MultiHop e essa diferença diminui com o aumento da taxa de sobrecarga, sendo que o algoritmo GAZA produz os menores valores de BBR quando a taxa de sobrecarga é de 1,0.

Na Figura 6, mostra-se para a topologia USA a variação da métrica PCB em função da carga para os valores de taxa de sobrecarga 0,2, 0,6 e 1,0 e a variação da métrica BBR em função da carga para esses mesmos valores de taxa de sobrecarga. Os resultados são similares aos obtidos para a topologia NSF. O algoritmo GAZA produziu os menores valores de PCB, com exceção do caso em que a taxa de sobrecarga é de 0,2 e a carga da rede é superior a 450 Erlang (Figura 6(a)), sendo superado pelo algoritmo SingleHop, que por outro lado, produziu uma taxa de bloqueio muito superior à produzida pelo algoritmo GAZA (Figura 6(b)). Em relação à métrica PCB, o algoritmo MultiHop tem o pior desempenho para a taxa de sobrecarga de 0,2, mas supera o algoritmo SingleHop na maior parte do intervalo de carga de rede avaliado para as taxas de sobrecarga de 0,6 e de 1,0.

Em relação à métrica BBR (Figura 6(b)), o algoritmo SingleHop apresentou o pior resultado. Os valores de BBR produzidos pelo algoritmo GAZA para uma taxa de sobrecarga de 0,2 são um pouco maiores do que os produzidos pelo algoritmo MultiHop, mas para as taxas de sobrecarga de 0,6 e de 1,0, os valores produzidos pelo algoritmo GAZA são menores do que os produzidos pelo algoritmo MultiHop.

Na Tabela 2, mostra-se a variação, em porcentagem, da métrica PCB para os al-



**Figura 6. Variação das métricas PCB e BBR para a topologia USA.**

goritmos SingleHop e MultiHop em relação ao algoritmo GAZA para o cenário com restrições de recursos. Note que, para a topologia NSF, o algoritmo GAZA chega a ser até 34% mais eficiente, em termos de consumo de energia, do que o algoritmo SingleHop e até 20% mais eficiente do que o algoritmo MultiHop. Para a topologia USA, a eficiência chega a ser de até 54% e 17% em relação aos algoritmos SingleHop e MultiHop, respectivamente. Observe que o algoritmo SingleHop chega a produzir um valor de PCB até 5% menor do que o valor produzido pelo algoritmo GAZA para a topologia NSF e até 4% menor para a topologia USA, mas esses valores de PCB estão associados a valores elevados de BBR, muito superiores aos produzidos pelo algoritmo GAZA (Figuras 5 e 6).

**Tabela 2. Variação do PCB em relação ao GAZA (com restrições de recursos).**

$P_0/P_T$	NSF		USA	
	SingleHop	MultiHop	SingleHop	MultiHop
0,2	-5%–16%	9%–20%	-4%–14%	6%–17%
0,6	2%–28%	6%–15%	10%–41%	3%–14%
1,0	5%–34%	4%–10%	14%–54%	2%–9%

## 6. Conclusões

Este trabalho apresentou o algoritmo GAZA (*Green Allocation with Zones Algorithm*) para o problema de agregação dinâmica de tráfego em redes IP/MPLS sobre WDM com o objetivo de redução do consumo de energia. O algoritmo proposto utiliza a técnica de zonas para a redução da complexidade computacional e um grafo auxiliar que captura o consumo adicional de energia de se utilizar *lightpaths* existentes ou potenciais para o roteamento de novos fluxos IP/MPLS. Simulações mostraram que o algoritmo GAZA é mais eficiente do ponto de vista energético do que abordagens tradicionais *single-hop* e *multi-hop* tanto em topologias sem restrições do número de comprimentos de onda e de portas de agregação como em topologias com restrições. Além disso, produz índices de

bloqueio próximos e, em certas condições, até melhores do que algoritmos orientados para esse objetivo. Diante dessa evidência, o algoritmo GAZA mostra-se uma boa estratégia para a agregação dinâmica e energeticamente eficiente de tráfego em redes WDM.

## Referências

- Bolla, R., Davoli, F., Bruschi, R., Christensen, K., Cucchietti, F., and Singh, S. (2011). The potential impact of green technologies in next-generation wireline networks: Is there room for energy saving optimization? *IEEE Communications Magazine*, 49(8):80–86.
- Drummond, A. C. and Da Fonseca, N. L. S. (2009). Fair and efficient dynamic traffic grooming algorithm for WDM mesh networks. In *Proceedings of the 28th IEEE conference on Global telecommunications, GLOBECOM'09*, pages 123–128, Piscataway, NJ, USA. IEEE Press.
- Drummond, A. C. and da Fonseca, N. L. S. (2010). Fairness in zone-based algorithms for dynamic traffic grooming in WDM mesh networks. *J. Opt. Commun. Netw.*, 2(6):305–318.
- Hasan, M., Farahmand, F., Patel, A., and Jue, J. (2010). Traffic grooming in green optical networks. In *2010 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pages 1–5, Piscataway, NJ, USA. IEEE Press.
- Ho, Q.-D. and Lee, M.-S. (2007). A zone-based approach for scalable dynamic traffic grooming in large WDM mesh networks. *J. Lightwave Technol.*, 25(1):261–270.
- Huang, S., Mukherjee, B., and Martel, C. U. (2008). Survivable multipath provisioning with differential delay constraint in telecom mesh networks. In *INFOCOM*, pages 191–195.
- Huang, S., Seshadri, D., and Dutta, R. (2009). Traffic grooming: a changing role in green optical networks. In *Proceedings of the 28th IEEE conference on Global telecommunications, GLOBECOM'09*, pages 5655–5660, Piscataway, NJ, USA. IEEE Press.
- Idzikowski, F., Orłowski, S., Raack, C., Woesner, H., and Wolisz, A. (2010). Saving energy in IP-over-WDM networks by switching off line cards in low-demand scenarios. In *Proceedings of the 14th conference on Optical network design and modeling, ONDM'10*, pages 42–47, Piscataway, NJ, USA. IEEE Press.
- Shen, G. and Tucker, R. S. (2009). Energy-minimized design for IP over WDM networks. *Journal of Optical Communication and Networks*, 1(1):176–186.
- Xia, M., Tornatore, M., Zhang, Y., Chowdhury, P., Martel, C. U., and Mukherjee, B. (2011). Green provisioning for optical WDM networks. *IEEE Journal of Selected Topics in Quantum Electronics*, 17:437–445.
- Yetginer, E. and Rouskas, G. N. (2009). Power efficient traffic grooming in optical WDM networks. In *Proceedings of the 28th IEEE conference on Global telecommunications, GLOBECOM'09*, pages 1838–1843, Piscataway, NJ, USA. IEEE Press.
- Zhu, H., Zang, H., Zhu, K., and Mukherjee, B. (2003). A novel generic graph model for traffic grooming in heterogeneous WDM mesh networks. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 11:285–299.