

Roteamento em Múltiplas Rotas com Agregação Dinâmica de Fluxos com Duração Conhecida em Redes WDM

Juliana de Santi¹, André C. Drummond¹, Nelson L. S. da Fonseca¹

¹Instituto de Computação – Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP)
Caixa Postal 6167 – 13084-971 – Campinas – SP – Brasil

{santi, andred, nfonseca}@ic.unicamp.br

Abstract. *This paper introduces a scheme that employs holding time aware traffic grooming and multipath routing in WDM networks. High capacity requests require large amounts of bandwidth, which is usually greater than the capacity of a wavelength, hence, the need for routing that can provide multiple paths to meet the requested connection. However, such demands do not necessarily use all the available bandwidth at a wavelength allocated to them. Moreover, in real networks there are also many low speed connections that do not occupy the whole capacity of a wavelength. In this study, we present an algorithm to find multiple routes and aggregate traffic along these routes. To assess the performance of the proposed algorithm, comparisons with a multipath routing and with singlepath with traffic grooming are performed. Results obtained by simulation show improvement on performance when using jointly traffic grooming and multipath routing.*

Resumo. *Neste trabalho, emprega-se, de forma conjunta, agregação de fluxos com duração conhecida e roteamento por múltiplas rotas para atender demandas de alta capacidade em redes WDM. Essas demandas requerem grande quantidade de banda passante, o que é, geralmente, superior a capacidade de um comprimento de onda. Algoritmos de roteamento que possam prover múltiplos caminhos são, portanto, necessários para atender a conexão solicitada. Entretanto, tais demandas não necessariamente utilizam toda a banda disponível nos comprimentos de onda à elas alocados. Além disso, em redes operacionais existem muitas conexões de baixa velocidade. Assim, neste estudo, apresenta-se um algoritmo para encontrar múltiplas rotas e agregar tráfego nessas rotas. Para avaliar o desempenho do algoritmo proposto são realizadas comparações com um algoritmo de roteamento multi caminho sem agregação de tráfego e com um algoritmo de rota única com agregação de tráfego. Resultados obtidos, por meio de simulação, revelam melhoria no desempenho, ao se utilizar de forma conjunta, agregação de tráfego e roteamento por múltiplas rotas.*

1. Introdução

Aplicações de alto desempenho e aplicações científicas podem demandar transferências de quantidade de dados na ordem de *Tera-byte* ou até mesmo *Peta-bytes*. Uma vez que, devido ao volume de transmissão, são pequenas as chances de encontrar um número suficiente de comprimentos de onda no mesmo enlace de fibra óptica em uma única rota (*singlepath*), especialmente em redes ópticas com restrição de comprimento de onda, o

roteamento sobre múltiplas rotas (*multipath*) fornece a solução para atender demandas que requerem grande quantidade de banda passante.

A transmissão dos dados da conexão por vários enlaces de fibra através da abordagem *multipath* tem sido utilizada para minimizar o bloqueio devido a indisponibilidade de banda em uma única rota, i.e., *singlepath* [Chen et al. 2009b]. O roteamento *multipath* tira proveito da disponibilidade de banda passante ao longo de diferentes rotas da origem até o destino para satisfazer as demandas requisitadas. Como exemplo, cita-se que a demanda para 4λ de banda passante na Figura 1 que seria bloqueada na utilização de roteamento *singlepath* pode ser satisfeita através da alocação de 2λ no caminho P_1 e 2λ no caminho P_2 , ao se utilizar roteamento *multipath*. Por serem rotas distintas, o tempo de transmissão ao longo de P_1 e P_2 pode ser diferente, sendo necessário armazenar as conexões de cada rota até que todos os dados alcancem o destino para poder re-sequenciá-los. Devido a restrições de disponibilidade em *fiber delay lines* (FDL) e ao custo elevado da buferização eletrônica, rotas distintas implicam em diferentes atrasos. A diferença entre os atrasos dos caminhos utilizados é chamada de atraso diferencial (*differential delay* - DD) [Ahuja et al. 2004].

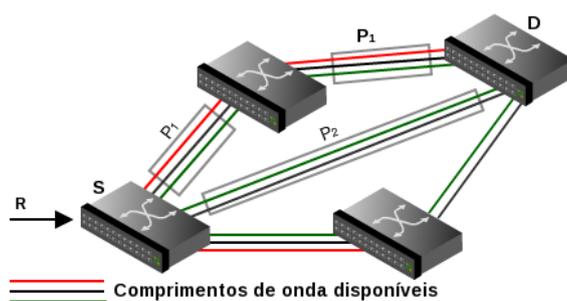


Figura 1. Exemplo de roteamento *Multipath*. R requisitando 4λ é aceita através das rotas P_1 e P_2 , cada uma fornecendo dois caminhos ópticos [Chen et al. 2009b].

O mecanismo de roteamento *multipath* introduzido em [Chen et al. 2009b] foi uma das primeiras tentativas de utilizar roteamento por múltiplas rotas para atender demandas de alta capacidade. Mostrou-se que este mecanismo é uma solução atrativa para lidar com demandas que requisitam quantidades extremas de banda passante. Entretanto, as conexões que compõem uma solução *multipath* podem não ocupar a capacidade total dos comprimentos de onda alocados, o que leva à ineficiência na utilização dos recursos. Ademais, em redes ópticas operacionais, há uma quantidade considerável de conexões que demandam quantidade de banda passante menor do que a capacidade de um comprimento de onda, i.e., demandas de baixa velocidade (*sub-wavelengths*) que geram subutilização da capacidade dos caminhos ópticos estabelecidos. Este problema pode ser amenizado pelo uso de técnicas de agregação de tráfego [Dutta and Rouskas 2002], que agregam demandas de baixa velocidade em circuitos ópticos de alta capacidade para maximizar a utilização dos comprimentos de onda e minimizar o custo.

Neste trabalho, investiga-se o potencial de uma solução de roteamento por múltiplas rotas com agregação de tráfego que leva em consideração o conhecimento do tempo de duração das conexões. Assume-se que a duração das conexões é conhecida, uma vez que nos contratos de *Service Level Agreement* para demandas

de circuitos ópticos, disponibiliza-se, usualmente, esta informação [Santi et al. 2010a, Santi et al. 2010b, Tornatore et al. 2008]. Para agregar tráfego em múltiplas rotas, de forma a minimizar o bloqueio de chamadas, o algoritmo proposto é formulado como um problema de programação linear inteira (ILP). Para avaliar os benefícios do algoritmo, compara-se os resultados de simulação com os valores obtido pela abordagem de roteamento *multipath* sem agregação de tráfego bem como comparam-se os resultados com os do algoritmo de roteamento *singlepath* com agregação de tráfego. Os resultados indicam que o algoritmo proposto minimiza tanto a taxa de bloqueio de banda passante quanto o custo de utilização da rede e atende, também, os requisitos de atraso diferencial (*differential delay*).

Este trabalho é organizado da seguinte forma. A Seção 2 apresenta trabalhos correlatos da literatura recente. Na Seção 3, apresenta-se uma breve descrição do algoritmo que agrega conexões com duração conhecida, de forma a balancear a carga na rede. A Seção 4 introduz a formulação ILP para agregação de tráfego por múltiplas rotas (*Multipath*) e a formulação para agregação de tráfego com roteamento de rota única (*Singlepath*), ambas empregando o algoritmo HTBalancing como política de agregação dinâmica de tráfego. Na Seção 5, os resultados numéricos da avaliação do algoritmo proposto. Por fim, a Seção 6 apresenta as conclusões deste trabalho.

2. Trabalhos Relacionados

Em [Tornatore et al. 2008], foi proposto um algoritmo que utiliza o conhecimento do tempo de duração das conexões para agregação de tráfego. A estratégia em [Santi et al. 2010a, Santi et al. 2010b] introduz o balanceamento das conexões com duração conhecida para minimizar a taxa de bloqueio de banda e promover justiça entre as conexões. Em [Cavdar et al. 2009], o tempo de duração das conexões é empregado para estabelecer caminhos alternativos às conexões em caso de falha de enlace (proteção). A informação sobre a duração das conexões é, também utilizada para o provisionamento de demandas *multicast* [Munir et al. 2009]. O estudo em [Zhang et al. 2010] emprega demandas cientes de duração para minimizar o consumo de energia no núcleo de redes.

Questões relacionadas a proteção com agregação de tráfego e multiplexação inversa em roteamento com múltiplas rotas são investigadas em [Huang et al. 2010]. Os autores de [Das et al. 2011] propõe uma abordagem de provisionamento *multipath* na qual a confiabilidade é determinada em função da expectativa do usuário. Este mecanismo implementa um algoritmo de custo mínimo que utiliza o mínimo possível de banda passante para satisfazer uma conexão. Em [Lee and Modiano 2009], o problema de proteção é investigado, considerando falhas aleatórias em enlaces potencialmente correlacionadas. O problema foi formulado para encontrar um par de caminhos, de forma a minimizar a probabilidade de falha conjunta destes caminhos. Em [Zhang and Perrig 2010], foi proposta uma abordagem de seleção de múltiplos caminhos orientado à disponibilidade. Para tal, o histórico da disponibilidade do caminho é utilizado para descobrir e evitar caminhos com falhas correlacionadas. O objetivo é selecionar um conjunto de caminhos com falhas independentes, de modo a minimizar as chances de que todos os caminhos selecionados falhem simultaneamente.

Em [Chen et al. 2009b], uma abordagem de roteamento *multipath* é empregada para subsidiar aplicações de alto desempenho que requerem banda passante superior

a capacidade de um comprimento de onda. O trabalho em [Chen et al. 2009b] é uma das primeiras tentativas de formular o problema de roteamento *multipath* e o problema de atribuição de comprimento de onda como um modelo de otimização baseado em Programação Linear Inteira (ILP). Apesar das limitações decorrentes da complexidade da ILP, a solução com no máximo duas rotas é capaz de minimizar a probabilidade de bloqueio e aumentar a disponibilidade para as conexões. Em [Chen et al. 2009a], o roteamento *multipath* é estendido para redes multi-domínio, na qual são discutidos os esquemas de roteamento *multipath* fim-a-fim e roteamento *multipath* por domínio. Além dos benefícios do roteamento *multipath* em redes multi-domínio, os autores de [Chen et al. 2009a] analisam, também, o custo do roteamento *multipath* como uma função dos requisitos de buferização por reordenamento de pacotes.

3. Agregação de Tráfego com balanceamento de carga entre conexões com duração conhecida

Contratos de *Service Level Agreements* (SLAs) para efetivação de canais em redes ópticas contém, usualmente, a informação sobre a duração das conexões; informação essa usada para o desenvolvimento de estratégias para a utilização eficiente dos recursos disponíveis em [Fawaz et al. 2004]. O tempo de duração das conexões é empregado em [Tornatore et al. 2008] para a tomada de decisões sobre agregação de tráfego. Em [Santi et al. 2010a, Santi et al. 2010b], os autores introduziram o algoritmo HTBalancing que minimiza a probabilidade de bloqueio das demandas futuras em redes WDM. O algoritmo HTBalancing leva em consideração o tempo de duração das conexões, de forma a proporcionar balanceamento de carga através dos caminhos existentes.

O algoritmo HTBalancing é baseado em dois critérios: o primeiro refere-se a reutilização dos caminhos já estabelecidos na rede, aos quais são atribuídos custos menores do que o custo de novos caminhos. Os custos dos caminhos existentes consideram a sobreposição entre o tempo de vida dos caminhos ópticos e o tempo de duração das chamadas a serem provisionadas. O segundo critério contabiliza a disponibilidade de banda passante nos caminhos. Caminhos com menor quantidade de banda passante devem ter custo mais elevado, de forma a evitar sua utilização e, conseqüentemente, prevenir a formação de gargalos. Caminhos com grande disponibilidade de banda passante, por sua vez, apresentam menor custo, o que os torna bons candidatos para atender as demandas solicitadas.

Para realizar o balanceamento de carga, o algoritmo HTBalancing usa a seguinte função de custo de utilização de caminhos [Santi et al. 2010a, Santi et al. 2010b]:

$$C(p_i) = (c_{ht}(p_i) \times \alpha) + \left(\frac{1}{bw(p_i)} \times (1 - \alpha) \right) \quad (1)$$

$$c_{ht}(p_i) = \begin{cases} hp_i \times \epsilon & \text{Se } L_i \geq H \\ hp_i \times \epsilon + hp_i \times \Delta_t & \text{Se } L_i < H \\ hp_i \times H & \text{novo caminho} \end{cases} \quad (2)$$

onde:

- $C(p_i)$ é o custo de utilização do caminho p_i ;

- $c_{ht}(p_i)$ determina a contribuição do tempo de duração da conexão para o custo do i -ésimo caminho (Equação 2);
- α define o peso do tempo de duração da conexão para o custo do caminho;
- bw é a banda passante disponível em p_i ;
- $(1 - \alpha)$ define o peso da disponibilidade de banda para o custo do caminho;
- H é o tempo de duração da conexão;
- L_i é o tempo de vida do i -ésimo caminho;
- $\Delta_t = H - L_i$;
- $\epsilon = 10^{-5}$ uma constante;
- hp_i e o número de saltos ao longo do i -ésimo caminho.

O termo $\frac{1}{bw(p_i)}$ na Equação 1 é substituído por 1 ao considerar o custo de novos caminhos evitando-se, assim, o estabelecimento desnecessário de novos caminhos, uma vez que a banda disponível neles é a capacidade total de um comprimento de onda.

4. Agregação de Tráfego Baseado em Roteamento por Múltiplas Rotas

Apesar de se mostrar uma abordagem eficiente para atender demandas de alta capacidade através de roteamento por múltiplas rotas, o algoritmo apresentado em [Chen et al. 2009b] não aborda questões relacionadas ao desperdício de banda residual dos caminhos. Na próxima seção, apresenta-se uma abordagem de agregação de tráfego baseada em roteamento por múltiplas rotas, a qual considera o tempo de duração das conexões e a banda disponível nos caminhos já estabelecidos na rede [Santi et al. 2010a, Santi et al. 2010b]. O algoritmo proposto deve atender tanto demandas de alta capacidade quanto demandas de baixa velocidade, utilizando de forma eficiente a banda passante disponível. É apresentada, também, a formulação do problema de agregação de tráfego baseado em roteamento de rota única, utilizada para avaliar os benefícios do trabalho proposto.

4.1. Formulação para Múltiplas Rotas

Nesta seção, apresenta-se uma formulação ILP para agregação de tráfego com roteamento por múltiplas rotas. A representação da rede WDM, usada como entrada para a formulação ILP, é dada por um grafo $G(V, E)$, onde V define os nós na rede e E representa o conjunto dos enlaces de fibra. Cada enlace $e \in E$ possui uma capacidade $c_{i,j}$ dada pelo número de comprimentos de onda disponível na fibra, denotada por $W_{i,j}$. Um caminho livre de ciclo p em G é definido por uma lista de nós (s, v_1, \dots, v_n, d) , onde s e d são, respectivamente, a origem e o destino. $s, d, v_i \in V$ e $(s, v_1), (v_1, v_2), \dots, (v_n, d) \in E$. A ILP é alimentada, ainda, pela topologia virtual da rede, a qual descreve os caminhos já estabelecidos e a banda passante disponível nestes caminhos.

O algoritmo proposto tenta encontrar tantas rotas quanto forem necessárias (*multipath*) para atender uma conexão requisitada a um custo mínimo. Para o cálculo do custo leva-se em consideração as informações sobre o tempo de duração da conexão e a quantidade de banda passante disponível no caminho, conforme detalhado na Seção 3.

Para formular a ILP, as seguintes variáveis são definidas:

- $F_{p,i,j,w}$: variável binária que assume o valor 1 se o comprimento de onda w no enlace i, j é utilizado no caminho p ; caso contrário seu valor é 0;

- $X_{p/lp,w}$: variável binária que indica se o comprimento de onda w é utilizado ou não em um caminho. O caminho pode ser novo, p , ou já estabelecido, lp ;
- C_{lp} : variável de valor real que representa o custo do caminho estabelecido lp definido pela Equação 1;
- B_{lp} : variável inteira que representa a banda disponível no caminho estabelecido lp ;
- R : variável inteira que define a banda requisitada pela chamada ($OC-3$; $OC-12$; ... $OC-979$);
- H : variável inteira que determina o tempo de duração de uma conexão;
- λ : representa a capacidade de um comprimento de onda;
- $\alpha = 0.5$: uma constante usada para calcular o custo de um caminho a ser estabelecido ([Santi et al. 2010a, Santi et al. 2010b]).

O algoritmo para agregação de tráfego baseado em roteamento por múltiplas rotas é formulado conforme segue:

$$\text{Min} \sum_{lp,w} X_{lp,w} \times C_{lp} + \sum_{p,w} \left(X_{p,w} \times (1 - \alpha) + \sum_{i,j} F_{p,i,j,w} \times H \times \alpha \right) \quad (3)$$

$$\sum_i F_{p,i,j,w} - \sum_k F_{p,j,k,w} = \begin{cases} -X_{p,w} & \text{Se } i = s \\ X_{p,w} & \text{Se } i = d \quad \forall j, w, p \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (4)$$

$$\sum_{lp,w} X_{lp,w} \times B_{lp} + \sum_{p,w} X_{p,w} \times \lambda \geq R \quad (5)$$

$$\sum_p F_{p,i,j,w} \leq 1 \quad \forall w, i, j \quad (6)$$

p e $lp \in P$ e P é o conjunto dos caminhos candidatos a atender a conexão.

$F_{p,i,j,w} \in \{0, 1\}$.

$X_{p/lp,w} \in \{0, 1\}$.

$w = [1, 2, \dots, W_{i,j}]$, $i, j \in E$.

A função objetivo na Equação (3) visa encontrar rotas entre a origem s e o destino d com custo mínimo. O custo de utilização de cada caminho que compõe um rota é definido em função do tempo de duração da conexão e da disponibilidade de banda passante naquele caminho. O custo dos caminhos já estabelecidos, representados no primeiro termo da função objetivo, é calculado de acordo com a Equação (1). Rotas com novos caminhos são considerados no segundo termo da Equação (3). Para determinar o custo de um novo caminho, o algoritmo HTBalancing substitui o termo $\frac{1}{bw}$ (Equação (1)) por 1 e o valor de $c_{ht}(p_i)$ é definido de acordo com a condição três da Equação (2), ou seja, $c_{ht}(p_i) = hp_i \times H$. Desta forma, o custo de cada novo caminho de uma determinada rota é dado por $C(p_i) = ((1 - \alpha) + (hp_i \times H \times \alpha))$. Por sua vez, o número de saltos hp_i em um caminho é representado na função objetivo através da soma de $F_{p,i,j,w}$ sobre seus índices i e j .

A restrição de conservação de fluxo, representada na Equação (4), assegura que a quantidade de dados que entra é igual a quantidade de dados que sai em cada um dos nós selecionados para estabelecer um caminho entre a origem e o destino.

A restrição de capacidade é definida pela Equação (5) e determina que a soma da banda disponível nos caminhos estabelecidos (primeiro termo) mais a banda nos caminhos a serem criados (segundo termo) deve ser maior ou igual a banda requisitada (R) pela conexão a ser atendida.

A restrição de continuidade de comprimento de onda, que determina que um caminho óptico deve usar o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces desde a origem até o destino [Rouskas and Perros 2002], é garantida pelos índices w em todas as variáveis. A restrição de comprimento de onda distinto, que estabelece que todos os caminhos ópticos usando um mesmo enlace devem ter diferentes comprimentos de onda associados [Rouskas and Perros 2002], é descrita pela Equação (6).

4.2. Formulação do problema com uma única Rota

Para avaliar as vantagens da utilização de uma abordagem de roteamento por múltiplas rotas ao invés de uma abordagem de roteamento por uma única rota (*singlepath*), apresenta-se, também, uma formulação de roteamento por rota única. Para tal, as seguintes variáveis são definidas:

- $F_{i,j,w}$: variável binária que determina se um comprimento de onda w no enlace i, j é utilizado ou não pela solução;
- T_w : variável binária que define a utilização ou não do comprimento de onda w ;
- X_{lp} : variável binária que determina se a rota já estabelecido lp é utilizada ou não na solução;
- C_{lp} : valor real que representa o custo de uma rota já estabelecida lp ;
- B_{lp} : variável inteira que determina a banda passante disponível na rota já estabelecida lp ;
- Θ : variável inteira que determina o número de comprimentos de onda necessário (R/λ) para atender a chamada requisitada;
- R, H, λ e α são definidos na Seção 4.1.

O Algoritmo de agregação de tráfego com roteamento por rota única é formulado da seguinte forma:

$$\text{Min} \sum_{lp} X_{lp} \times C_{lp} + \sum_w \left(T_w \times (1 - \alpha) + \sum_{i,j} F_{i,j,w} \times H \times \alpha \right) \quad (7)$$

$$\sum_i F_{i,j,w} - \sum_k F_{j,k,w} = \begin{cases} -T_w & \text{Se } i = s \\ T_w & \text{Se } i = d \quad \forall j, w \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (8)$$

$$\sum_{lp} X_{lp} \leq 1 \quad (9)$$

$$\sum_{lp} X_{lp} \times B_{lp} \geq \sum_{lp} X_{lp} \times R \quad (10)$$

$$\sum_w T_w = \Theta \times \left(1 - \sum_{lp} X_{lp} \right) \quad (11)$$

$$\sum_w F_{i,j,w} = \left\{ 0, \sum_w T_w \right\} \quad \forall i, j \quad (12)$$

p e $lp \in P$ e P é o conjunto das rotas candidatas a atender a conexão solicitada.

$F_{i,j,w} \in \{0, 1\}$.

$X_{lp} \in \{0, 1\}$.

$T_p \in \{0, 1\}$.

$w = [1, 2, \dots, W_{i,j}]$, $i, j \in E$.

O objetivo da formulação ILP baseado em uma única rota, Equação (7), é encontrar uma e somente uma rota entre a origem e o destino com custo mínimo. Assim como na formulação por múltiplas rotas, o custo de cada caminho pertencente a uma rota é definido usando a Equação (1). Na Equação (7), o primeiro termo determina o custo das rotas já estabelecidas na topologia virtual e o segundo termo define o custo das potenciais novas rotas.

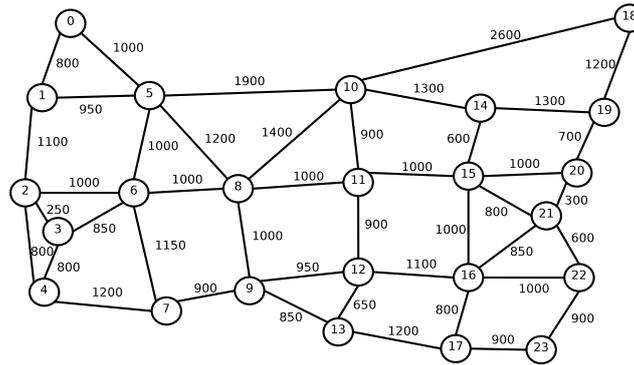
Os índices w em todas as variáveis asseguram a restrição de continuidade de comprimento de onda. A Equação (8) satisfaz a restrição de conservação de fluxo. Uma vez que uma solução de rota única deve ser encontrada, somente uma das rotas já estabelecidas (lp) pode ser escolhida, o que é definido na Restrição (9). Ademais, para fazer parte da solução uma rota já estabelecida precisa-se ter banda passante disponível suficiente para atender a conexão solicitada (Eq. 10). Do mesmo modo, se a solução ILP determina a criação de uma nova rota ($F_{i,j,w}$), a soma da banda passante em todos os caminhos desta rota deve ser maior ou igual a banda requisitada pela demanda a ser atendida (Equação (11)). A restrição (12) garante que todos os caminhos são estabelecidos ao longo da mesma rota.

5. Avaliação de Desempenho

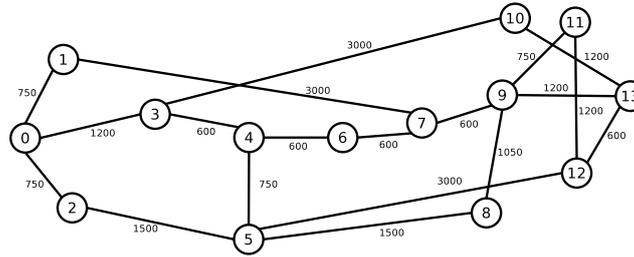
Para avaliar os benefícios do roteamento por múltiplas rotas (*multipath*) com agregação de tráfego orientada ao balanceamento de carga, a solução de roteamento por múltiplas rotas é comparada com a solução de rota única (*singlepath*). Além disso, para avaliar as vantagens da utilização de agregação, a abordagem de roteamento por múltiplas rotas é comparada com uma abordagem de roteamento por múltiplas rotas sem agregação de tráfego [Chen et al. 2009b]. Para estas avaliações, foram realizadas simulações com a ferramenta WDSim [Drummond 2011].

O método de replicação independente foi utilizado para gerar intervalos de confiança com nível de confiança de 95%. Em cada execução, foram consideradas 10.000 requisições. Para cada conexão, a ILP é alimentado com informações sobre a chamada (s, d, B, h) e informações sobre o estado atual da rede. A ILP foi resolvida utilizando a ferramenta Xpress-MP [FICO-Xpress 2011]. Se o resolvidor puder encontrar uma solução ótima, a chamada é aceita, caso contrário ela é bloqueada. No caso de aceitação, os caminhos a serem estabelecidos e os caminhos utilizados para agregação são determinados pela solução ILP, a qual é utilizada para atualizar o estado da rede para a próxima execução da ILP.

As topologias utilizadas na simulação foram a topologia USA, com 24 nós e 43 enlaces bidirecionais (Figura 2(a)) e a topologia NSF, com 16 nós e 25 enlaces bidirecionais (Figura 2(b)). Nestas topologias, cada fibra óptica comporta 16 comprimentos de



(a) USA



(b) NSF

Figura 2. Topologias

onda, com capacidade de 10 Gbps (OC-192). Os nós utilizados são OXCs sem capacidade de conversão de comprimento de onda e possuem 80 pares (*input*, *output*) de portas de agregação.

A taxa de chegada de requisições de conexão segue uma distribuição de Poisson, i.e., o tempo entre chegadas é exponencialmente distribuído, e o tempo médio de duração de cada chamada também é obtido a partir de uma distribuição exponencial com média de uma unidade de tempo. As conexões de baixa velocidade são distribuídas, de acordo com a seguinte probabilidade de distribuição: 9/45 para OC-1; 8/45 para OC-3; 7/45 para OC-12; 6/45 para OC-48. A demandas de alta capacidade são distribuídas, de acordo com a seguinte probabilidade de distribuição: 5/45 para OC-211; 4/45 para OC-403; 3/45 para OC-595; 2/45 para OC-787; 1/45 para OC-979. As conexões são uniformemente distribuídas através de todos os pares de nós. Variando-se a carga da rede, obtêm-se diferentes taxas de chegada para cada tipo de conexão, o cálculo dessas taxas pode ser realizado utilizando-se a equação de Erlang:

$$A = R \times h \times (B/\lambda) \quad (13)$$

onde R é a taxa média de chegada; h é o tempo de duração da chamada; B é a banda passante requisitada normalizada pela taxa λ (OC-192).

A partir de um valor de carga E dado, do tempo médio de duração da chamada h e da banda passante requisitada B para um determinado tipo de conexão, pode-se obter a taxa média de chegada R e o tempo médio entre chegadas $1/R$. O tempo médio entre chegadas calculado é então utilizado como valor médio de uma distribuição exponencial que define os intervalos de tempo entre chegadas das requisições de conexão.

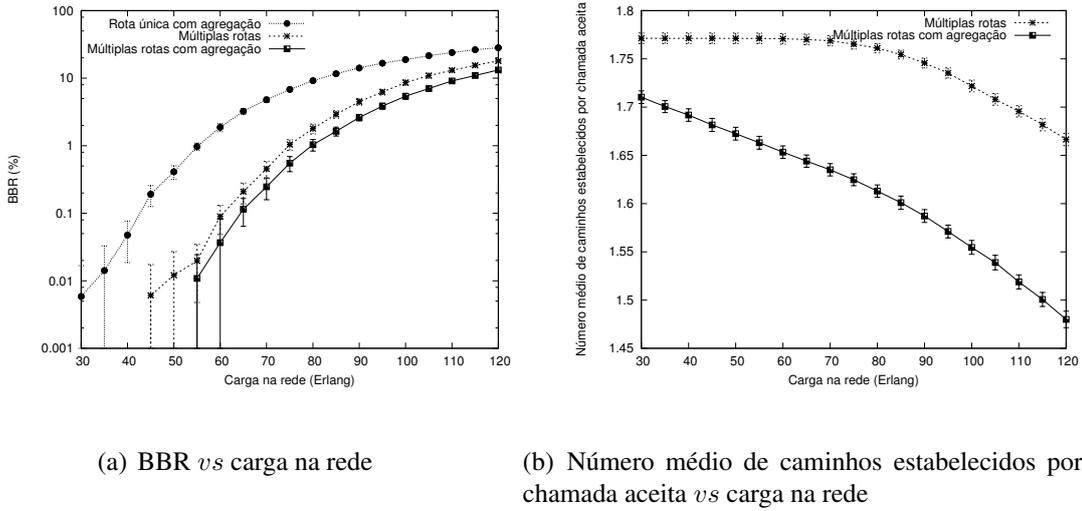


Figura 3. Topologia USA

A métrica empregada para a avaliação do trabalho proposto é a taxa de bloqueio de banda (*bandwidth blocking ratio* - BBR), ou seja, a porcentagem da quantidade de banda bloqueada sobre o total de banda requerida por todas as conexões, durante todo o período de simulação. Para avaliar o custo em termos de componentes eletrônicos e custo de sinalização, foi averiguado o número médio de caminhos ópticos estabelecidos pelo número de chamadas aceitas. Além disso, o atraso diferencial entre os caminhos definidos pela solução ILP foi avaliado conforme segue [Ahuja et al. 2004]:

$$DD = \sum_{p \in P} (d_{\bar{p}} - d_p) \quad (14)$$

onde: DD é o atraso diferencial para a solução encontrada pela ILP; P é o conjunto dos caminhos escolhidos pela solução ILP para atender a demanda solicitada; $d_{\bar{p}}$ é o caminho com o maior atraso no conjunto P .

A Figura 3(a) apresenta os valores de BBR em função da carga para a topologia USA. Para valores de carga baixos, a solução dada pela utilização do roteamento por rota única gera bloqueios, enquanto que as soluções que empregam roteamento por múltiplas rotas bloqueiam chamadas somente sob carga de 45 *Erlang*, quando a estratégia de agregação não está presente, e sob carga de 55 *Erlang*, quando o tráfego pode ser agregado nos caminhos já estabelecidos. Sob cargas de 55 *Erlang*, a abordagem de roteamento de rota única produz valores de BBR 99% maiores do que aqueles dados pela solução de roteamento por múltiplas rotas com agregação. Esta diferença é reduzida para 53% sob cargas de 120 *Erlang*.

Comparando a solução de roteamento por múltiplas rotas com agregação de tráfego com a solução de roteamento por múltiplas rotas sem agregação de tráfego (Figura 3(a)), verifica-se que o uso da banda residual dos caminhos ao empregar agregação de tráfego melhora a utilização da banda passante disponível e, conseqüentemente, aumenta o número de demandas aceitas. Sob cargas de 60 *Erlang*, a solução com agregação de tráfego gera valores de BBR 59% menores do que aqueles dados pela solução sem agregação de tráfego. A diferença é de 44% sob cargas de 85 *Erlang*. Sob cargas de 120

Erlang, a solução com agregação de tráfego produz valores de BBR 27% menores do que os valores gerados pela abordagem sem agregação de tráfego.

O estabelecimento e a liberação de caminhos ópticos implicam em custo de sinalização. Ademais, quanto maior o número de caminhos, maior o custo em dispositivos eletrônicos (por exemplo: portas de agregação, transceptores para conversão eletro-óptica, terminadores de sinais) para viabilizar a utilização destes caminhos. Na Figura 3(b), compara-se o número médio de caminhos ópticos estabelecidos pelo número de chamadas para a topologia USA. Consta-se que a utilização de agregação de tráfego reduz, de forma considerável, a necessidade de estabelecimento de caminhos ópticos. Sob cargas de 30 *Erlang*, o algoritmo de roteamento por múltiplas rotas com capacidade para agregar fluxos utiliza 3.5% caminhos por chamada aceita a menos do que a abordagem sem a habilidade para agregar tráfego. A medida que a carga na rede aumenta, o número de rotas disponíveis para roteamento é reduzida, ficando, assim, evidente os benefícios da agregação das conexões através dos caminhos já existentes. Sob cargas de 120 *Erlang*, o mecanismo de roteamento por múltiplas rotas demanda uma quantidade de caminhos por chamada 12% maior do que o mecanismo de roteamento por múltiplas rotas com agregação de tráfego.

A Figura 4 apresenta o atraso diferencial médio entre os caminhos escolhidos na solução de roteamento por múltiplas rotas com agregação de tráfego. O atraso diferencial é dirigido pelo algoritmo proposto por meio da distribuição da carga através dos enlaces. Ao evitar enlaces congestionados, o algoritmo da Seção 3 previne o atraso resultante da sobrecarga de enlaces. É possível observar que os valores de atraso diferencial médio dos caminhos para todas as cargas utilizadas nos experimentos estão abaixo de 5ms, conforme sugerido em [Huang et al. 2008].

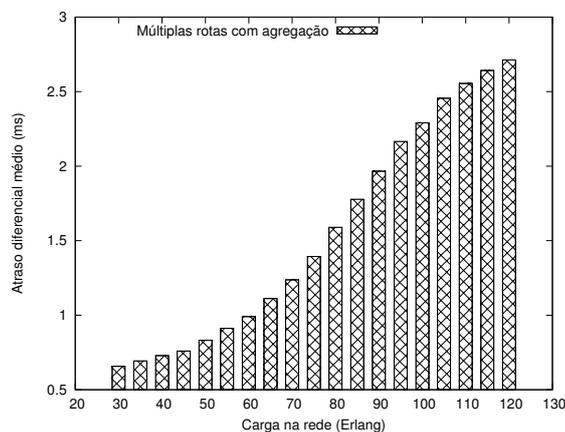
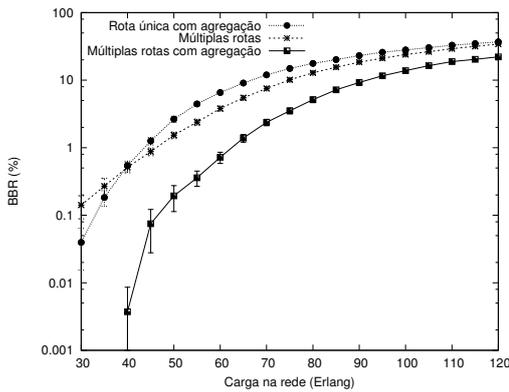
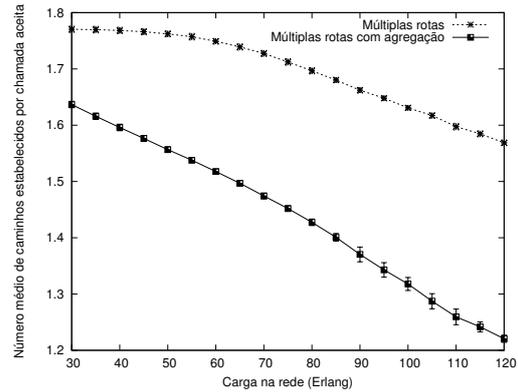


Figura 4. Atraso diferencial médio entre os caminhos escolhidos pela solução ILP vs carga na rede (topologia USA)

A Figura 5(a) apresenta os valores de BBR em função da carga na rede NSF. Diferentemente da solução de roteamento por rota única, o algoritmo que agrega tráfego através de múltiplas rotas começa a bloquear chamadas sob cargas de 40 *Erlang*, e além disso, sua taxa de bloqueio de banda é 99% menor do que os valores gerados pela abordagem de rota única. Sob cargas de 120 *Erlang*, o algoritmo de roteamento por múltiplas



(a) BBR vs carga na rede



(b) Número médio de caminhos estabelecidos por chamada aceita vs carga na rede

Figura 5. Topologia NSF

rotas com agregação de fluxos gera valores de BBR 40% menores do aqueles produzidos no algoritmo de roteamento por rota única com agregação de tráfego. Estes valores evidenciam que a utilização de múltiplas rotas para atender demandas, principalmente aquelas com requisitos de alta capacidade de banda (conforme ilustrada na Figura 1), aumentam a probabilidade de aceitação de conexões.

Comparando os resultados dados pelo algoritmo de roteamento por múltiplas rotas sem agregação fluxos, o algoritmo de roteamento por múltiplas rotas com agregação de tráfego gera valores de BBR 99% menores sob cargas de 40 *Erlang* (Figura 5(a)). Sob cargas de 120 *Erlang*, o algoritmo com habilidade para agregar tráfego através de múltiplas rotas produz valores de BBR 35% menores do que os valores gerados pelo algoritmo de roteamento por múltiplas rotas sem agregação. Para a topologia NSF, a diferença nos valores de BBR produzidos pelos algoritmos de roteamento por múltiplas rotas com e sem agregação de tráfego é ainda maior do que o obtido quando se utiliza a topologia USA. Isto ocorre devido as características da topologia NSF, a qual apresenta uma quantidade menor de caminhos alternativos para os pares origem-destino, o que evidencia a importância da utilização da banda residual para maximizar as chances de aceitação de conexões.

A Figura 5(b) compara o número médio de caminhos ópticos estabelecidos em relação ao número de chamadas aceitas para a topologia NSF. Sob cargas de 30 *Erlang*, o algoritmo com habilidade de agregação de tráfego através das múltiplas rotas utiliza 7.5% caminhos por chamada aceita a menos do que o algoritmo de roteamento por múltiplas rotas sem agregação. Com o aumento da carga e a consequente redução de novas rotas disponíveis, a importância do algoritmo capaz de agregar tráfego em rotas já existentes é ainda maior. Isto é evidenciado nos valores apresentados. Sob cargas de 75 *Erlang* e 120 *Erlang* o algoritmo de roteamento por múltiplas rotas com agregação de tráfego utiliza, respectivamente, 15% e 22% caminhos por chamada aceita a menos do que o algoritmo sem agregação.

Na Figura 6, apresenta-se o atraso diferencial médio para a topologia NSF. Assim como na topologia USA, os valores de atraso diferencial para a topologia NSF são

menores do que $5ms$.

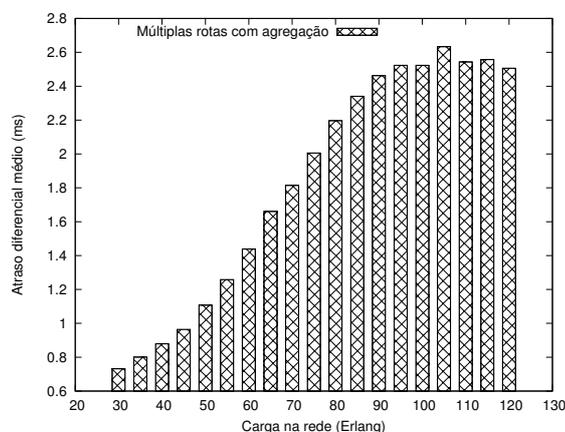


Figura 6. Atraso diferencial médio entre os caminhos escolhidos pela solução ILP vs carga na rede (topologia NSF)

6. Conclusão

A transferência da grande quantidade de dados gerados pelas aplicações de alto desempenho pode ser facilitada pela utilização de múltiplas rotas, cuja capacidade total satisfaz a demanda de banda. Entretanto, a capacidade de um comprimento de onda não necessariamente é completamente utilizada durante as transmissões de alta capacidade. A combinação de uso de múltiplas rotas com agregação de tráfego é, portanto, uma solução atraente em redes operacionais. Este trabalho discorreu sobre a integração de agregação de tráfego com roteamento por múltiplas rotas para atender conexões com duração conhecida. Os resultados indicam que o algoritmo proposto é capaz de reduzir a taxa de bloqueio de banda das demandas de alta capacidade. Além disso, o algoritmo reduz o custo da rede e atende a restrição de atraso diferencial, o que é crítico no roteamento por múltiplas rotas.

Agradecimentos

Este trabalho foi financiado pelo CNPq sob o processo número 141246/2009-0 e pela FAPESP.

Referências

- Ahuja, S., Korkmaz, T., and Krunz, M. (2004). Minimizing the differential delay for virtually concatenated ethernet over sonet systems. In *Computer Communications and Networks, 2004. ICCCN 2004. in Proc.*, pages 205–210.
- Cavdar, C., Buzluca, F., Tornatore, M., and Mukherjee, B. (2009). Dynamic scheduling of survivable connections with delay tolerance in wdm networks. In *INFOCOM Workshops 2009, IEEE*, pages 1–6.
- Chen, X., Chamania, M., Jukan, A., Drummond, A., and Fonseca, N. L. S. (2009a). On the benefits of multipath routing for distributed data-intensive applications with high bandwidth requirements and multidomain reach. In *IEEE CNSR*, pages 1–6.

- Chen, X., Jukan, A., Drummond, A., and da Fonseca, N. (2009b). A multipath routing mechanism in optical networks with extremely high bandwidth requests. In *Global Telecommunications Conference, 2009. IEEE GLOBECOM 2009. IEEE*, pages 1–6.
- Das, A., Martel, C., Mukherjee, B., and Rai, S. (2011). New approach to reliable multipath provisioning. *J. Opt. Commun. Netw.*, 3(1):95–103.
- Drummond, A. (2011). Wdmsim - optical wdm networks simulator.
- Dutta, R. and Rouskas, G. (2002). Traffic grooming in wdm networks: past and future. *IEEE Network*, 16(6):46–56.
- Fawaz, W., Daheb, B., Audouin, O., Du-Pond, M., and Pujolle, G. (2004). Service level agreement and provisioning in optical networks. *IEEE Communications Magazine*, 42(1):36–43.
- FICO-Xpress (2011). Xpress optimization suite.
- Huang, S., Mukherjee, B., and Martel, C. (2008). Survivable multipath provisioning with differential delay constraint in telecom mesh networks. In *INFOCOM 2008. The 27th Conference on Computer Communications. IEEE*, pages 191–195.
- Huang, S., Xia, M., Martel, C., and Mukherjee, B. (2010). Survivable multipath traffic grooming in telecom mesh networks with inverse multiplexing. *J. Opt. Commun. Netw.*, 2(8):545–557.
- Lee, H.-W. and Modiano, E. (2009). Diverse routing in networks with probabilistic failures. In *INFOCOM 2009, IEEE*, pages 1035–1043.
- Munir, A., Tanwir, S., and Zaidi, S. (2009). Holding time aware dynamic bandwidth allocation algorithm for emerging bandwidth on demand multicast applications. In *HONET, 2009 6th Int. Symposium on*, pages 16–21.
- Rouskas, G. N. and Perros, H. G. (2002). A tutorial on optical networks. pages 155–193.
- Santi, J., Drummond, A., da Fonseca, N., and Jukan, A. (2010a). Load balancing for holding-time-aware dynamic traffic grooming. In *IEEE GLOBECOM 2010, 2010 IEEE Global Telecommunications Conference*, pages 1–5.
- Santi, J., Drummond, A. C., and Fonseca, N. L. S. (2010b). Agregação dinâmica de fluxos com duração conhecida em redes wdm através de balanceamento de tráfego. In *XXX Congresso da SBC - Wperformance 2010*, pages 1873–1886.
- 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.
- Zhang, S., Shen, D., and Chan, C.-K. (2010). Energy efficient time-aware traffic grooming in wavelength routing networks. In *IEEE GLOBECOM 2010, 2010 IEEE Global Telecommunications Conference*, pages 1–5.
- Zhang, X. and Perrig, A. (2010). Correlation-resilient path selection in multi-path routing. In *IEEE GLOBECOM 2010, 2010 IEEE Global Telecommunications Conference*, pages 1–6.