

## Roteamento com Perfis de Banda Variantes no Tempo: Uma Abordagem Baseada em Caminhos

Augusto C. Carlson, Jean-Marie Farines, e Eduardo Camponogara

<sup>1</sup>Departamento de Automação e Sistemas  
Universidade Federal de Santa Catarina  
Caixa Postal 476 – 88040-900 – Florianópolis – SC – Brasil

{carlson, farines, camponog}@das.ufsc.br

**Abstract.** *This paper deals with the problem of routing flows with time-varying bandwidth profiles in an MPLS network. A path-based model is proposed as an alternative to an existing network-flow-based model. The path-based model is formulated in integer programming and a heuristic is proposed for off-line and on-line applications. Numerical comparisons between the path-based and network-flow-based models are conducted. The effect of fixed and variable routing using time-varying bandwidth profiles is investigated. The use of additive constraints in the path-based model is presented as an advantage to the network-flow-based model.*

**Resumo.** *Este artigo trata do problema de roteamento de fluxos quando estes apresentam perfis variantes no tempo em uma rede MPLS. Um modelo formulado em programação inteira baseado em caminhos pré-computados é apresentado e um algoritmo inspirado neste modelo é proposto. Uma comparação com um modelo de fluxo em redes é realizada. Os desempenhos do roteamento fixo e variável utilizando perfis de banda variantes no tempo são comparados. O uso de restrições aditivas no modelo baseado em caminhos é apresentado como uma vantagem em relação ao modelo baseado em fluxo em redes.*

### 1. Introdução

Este artigo trata do problema do roteamento de fluxos quando estes apresentam perfis de banda variantes no tempo. Este problema é restrito a um mesmo domínio de uma rede MPLS (*Multiprotocol Label Switching*) [Awduche 1999]. Nesta, cada fluxo a ser roteado num caminho virtual LSP (*Label Switched Path*) necessita uma reserva de banda que varia num período, segundo um perfil previamente conhecido. Estes perfis são eventualmente fornecidos ao provedor pelo usuário (SLA: *Service Level Agreement*) a partir da previsão ou da estimativa das suas necessidades no período.

O objetivo principal visado neste trabalho consiste em alocar em um período, as demandas de fluxo com perfis variantes no tempo, tendo como critério a economia de banda dos enlaces da rede em contraposição a uma situação de reserva para estes, baseada no pico de banda.

A solução proposta neste artigo parte do pressuposto que, em um determinado período, o roteamento é feito com LSPs fixos e que a demanda de banda varia no tempo segundo perfis predefinidos. A seleção ótima de caminhos LSPs é feita por um algoritmo

off-line simples formulado a partir de um modelo em programação linear inteira (PLI) baseado em caminhos.

Ricciato e Monaco [Ricciato and Monaco 2005] propuseram um modelo PLI alicerçado nas equações de fluxo em redes e uma heurística inspirada no algoritmo de caminhos mínimos de *Dijkstra*. A natureza do modelo impossibilita o tratamento de restrições adicionais, tais como atraso de transmissão e número máximo de saltos, e torna inviável a solução dos modelos inteiros mesmo para instâncias pequenas.

Este artigo propõe um modelo baseado em conjuntos de caminhos, entre cada par origem-destino, tratando de forma implícita restrições aditivas e até mesmo estocásticas, enquanto permite controlar a qualidade da solução e o tempo computacional. Apesar da solução ótima de instâncias de maior porte do modelo PLI, o tempo computacional ainda é excessivo para roteamento em tempo-real. Neste sentido, uma heurística que preserva as propriedades de tratamento de restrições adicionais é proposta. Resultados de experimentos computacionais são apresentados.

O restante do artigo está organizado como segue. Na seção 2, apresenta-se o problema do roteamento com perfis de banda variantes no tempo, considerando dois modelos: o modelo de fluxo em redes e o modelo baseado em caminhos. A seção 3 apresenta alguns experimentos que permitem analisar o modelo proposto e compará-lo ao modelo anterior. A seção 4 trata do uso do modelo proposto no caso das restrições aditivas e estocásticas. A seção 5 comenta a respeito de alguns trabalhos relacionados. A seção 6 traz as considerações finais dos autores.

## 2. Roteamento com Perfis de Banda Variantes no Tempo

No roteamento com perfis de banda variantes no tempo, a reserva de banda para cada LSP é realizada com base em um perfil previamente conhecido, ou com base em um contrato de SLA.

### 2.1. Modelo Baseado em Fluxo em Redes

[Ricciato and Monaco 2005] consideram o problema de encaminhamento de fluxos de dados em redes com arquitetura MPLS, sendo conhecidas *a priori* as demandas de banda durante os diferentes períodos (perfis de banda). Os perfis de banda podem ser explicitamente declarados pelos usuários e inseridos em acordos de níveis de serviço (SLAs). Apesar das dificuldades de estimação dos perfis por parte dos usuários, o provedor pode tirar vantagem destes acordos na proposição de tarifação diferenciada buscando economizar os recursos. Também é possível que o usuário informe o pico ao invés de perfis.

No sentido de viabilizar esta proposta, os autores acima propuseram modelos em programação matemática inteira para encaminhamento de fluxos, desenvolveram heurísticas e realizaram análises numéricas. O objetivo visado pelos autores consiste em selecionar de forma otimizada os caminhos LSPs fixos, mantendo um uso equilibrado dos recursos de tal forma que possa ser alocado a um mesmo enlace fluxos com perfis crescentes e decrescentes de demanda para os mesmos intervalos de tempo.

Mais formalmente, a rede de comunicação é representada por um grafo direcionado  $G = (V, E)$  cujos nós correspondem aos roteadores e cujos arcos representam os enlaces. As demandas são realizadas ciclicamente em intervalos de tempo predefinidos

como, por exemplo, um dia. Cada dia é dividido em um conjunto  $\Theta = \{1, \dots, \theta\}$  de subintervalos de tempo (períodos).

Cada enlace  $(i, j)$  tem uma capacidade  $C_{ij}$  de transmissão de dados em Mbps.  $\mathcal{K} = \{1, \dots, K\}$  é o conjunto de requisições de serviço admitidas pelo provedor, tendo cada requisição  $k$  um nó origem  $s_k$ , um nó destino  $d_k$  e um perfil de banda  $f^k(\tau)$  correspondendo à demanda de banda durante o período  $\tau \in \Theta$ .

Uma utilização mais eficiente dos recursos pode ser obtida a partir dos perfis, conforme é ilustrado a seguir. Denote por  $f_{ij}^k(\tau)$  a demanda de banda da requisição  $k$  através do enlace  $(i, j)$  durante o intervalo  $\tau$ . Com o conhecimento dos perfis, uma capacidade equivalente a  $\max_{\tau \in \Theta} \sum_{k \in \mathcal{K}} f_{ij}^k(\tau)$  é suficiente para atender o conjunto das requisições. Por outro lado, sem informações sobre os perfis, o provisionamento de recursos para atendimento dos picos de demanda requer a reserva de capacidade equivalente a  $\sum_{k \in \mathcal{K}} \max_{\tau \in \Theta} f_{ij}^k(\tau)$ . O potencial de economia de recursos pode ser quantificado como a diferença destas capacidades:

$$\sum_{k \in \mathcal{K}} \max_{\tau \in \Theta} f_{ij}^k(\tau) - \max_{\tau \in \Theta} \sum_{k \in \mathcal{K}} f_{ij}^k(\tau)$$

Além da compensação em cada intervalo, entre os perfis crescentes e decrescentes da largura de banda solicitada, a economia depende ainda da habilidade do algoritmo de roteamento em encaixar esses perfis de forma balanceada em um mesmo enlace. Uma vez que a demanda por banda se mantém constante por um intervalo de tempo, a discretização do tempo se torna benéfica para alocar de forma equilibrada as demandas em um mesmo enlace e assegurar uma reserva de largura de banda. Essa discretização permite que um operador defina intervalos comuns para todas as requisições. Durante um intervalo de tempo  $\tau$ , uma requisição  $k$  é associada ao valor de largura de banda  $f^k(\tau)$ , ou seja, existe uma sincronia nas mudanças da utilização da largura de banda.

Diversos trabalhos que tratam de garantia de largura de banda para roteamento on-line são encontrados na literatura [Suri et al. 2003, Kar et al. 2000, Guerin et al. 1997, Plotkin 1995], mas somente [Ricciato and Monaco 2005] consideraram tráfego com perfis de banda variantes no tempo. Trabalhos que tratam do roteamento off-line com perfis variantes no tempo também são encontrados [Ricciato et al. 2002, Fortz and Thorup 2002], mas o foco de [Ricciato and Monaco 2005] é o problema on-line.

### 2.1.1. Modelo em Programação Matemática

Para avaliar a qualidade da solução heurística, [Ricciato and Monaco 2005] propuseram uma formulação em Programação Linear Inteira (PLI) para encaminhamento de fluxos. A formulação PLI foi empregada no cômputo de limites inferiores a partir da solução da relaxação contínua da instância off-line. O modelo busca a minimização ponderada entre o pico máximo e a média de reserva de banda sobre o intervalo diário para todos os enlaces.

O problema é formulado como segue:

$$\text{Minimizar } c = \alpha \cdot c_{max} + (1 - \alpha) \cdot c_{mean} \quad (1a)$$

Sujeito a :

$$\sum_{j:(s_k,j) \in E} r_{s_k j}^k = 1, \quad k \in \mathcal{K} \quad (1b)$$

$$\sum_{i:(i,d_k) \in E} r_{i d_k}^k = 1, \quad k \in \mathcal{K} \quad (1c)$$

$$\sum_{j:(i,j) \in E} r_{ij}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} r_{ji}^k = 0, \quad k \in \mathcal{K}, i \in V \setminus \{s_k, d_k\} \quad (1d)$$

$$u_{ij}(\tau) = \sum_{k \in \mathcal{K}} f^k(\tau) \cdot r_{ij}^k, \quad (i, j) \in E, \tau \in \Theta \quad (1e)$$

$$v_{ij} \geq u_{ij}(\tau), \quad (i, j) \in E, \tau \in \Theta \quad (1f)$$

$$v_{ij} \leq C_{ij}, \quad (i, j) \in E \quad (1g)$$

$$c_{max} \geq \frac{1}{C_{ij}} \cdot v_{ij}, \quad (i, j) \in E \quad (1h)$$

$$c_{mean} = \frac{1}{|E|} \cdot \sum_{(i,j) \in E} \frac{1}{C_{ij}} \cdot v_{ij}, \quad (1i)$$

$$r_{ij}^k \in \{0, 1\}, \quad k \in \mathcal{K}, (i, j) \in E \quad (1j)$$

onde:

- $r_{ij}^k$  assume o valor 1 se a requisição  $k$  atravessa o enlace  $(i, j)$  e 0 caso contrário;
- $u_{ij}(\tau)$  é a reserva de banda no enlace  $(i, j)$  para o período  $\tau$ ;
- $v_{ij}$  é a máxima reserva de banda para o enlace  $(i, j)$  considerando todos os períodos de tempo;
- $C_{ij}$  é a capacidade do enlace  $(i, j)$ ;
- $c_{max}$  é a máxima reserva percentual dos picos considerando todos os enlaces e períodos de tempo; e
- $c_{mean}$  é a média percentual dos picos para todos os períodos e enlaces.

A formulação PLI apresenta através da equação (1a) uma função multi-objetivo que estabelece uma relação de compromisso entre o pico médio e o pico máximo da largura de banda nos enlaces. A ponderação entre os objetivos é estabelecida pelo parâmetro  $0 \leq \alpha \leq 1$ , conhecido como *trade-off*, que define a importância relativa entre os objetivos. O estudo da influência do valor de  $\alpha$  é apresentado na seção 2.2.

As restrições (1b) e (1c) asseguram que exatamente um caminho será estabelecido entre nó ingresso  $s_k$  e egresso  $d_k$  para cada requisição  $k$ , enquanto a restrição (1d) se refere aos nós intermediários. Estas restrições são típicas do modelo de fluxo em redes [Ahuja et al. 1993].

A equação (1e) define a reserva de banda para cada fatia de tempo em cada enlace. A desigualdade (1f) define o pico de banda reservada para cada enlace e a desigualdade (1g) garante que a capacidade de cada enlace não será ultrapassada. As restrições (1h) e (1i) definem respectivamente o valor máximo e médio da carga do enlace.

### 2.1.2. Heurística para Roteamento Off-line

O algoritmo on-line proposto por [Ricciato and Monaco 2005] considera que as requisições chegam aleatoriamente na rede. A implementação realizada neste artigo é off-line. Assim que uma requisição  $k$  é admitida, enlaces que não possuem capacidade para atender a requisição naquele instante são removidos da topologia.

Em seguida, um custo é definido para cada enlace formando um grafo direcionado. A expressão utilizada para definir o custo é

$$w_{ij} = \frac{C_{ij}}{C_{ij} - x_{ij}} + \epsilon \quad (2a)$$

onde

$$x_{ij} = \max_{\tau=1,2,\dots,\theta} \{f^k(\tau) + u_{ij}(\tau)\}, \quad (2b)$$

sendo:

- $C_{ij}$  é a capacidade do enlace  $(i, j)$ ;
- $w_{ij}$  é o custo associado ao enlace  $(i, j)$ ; e
- $\epsilon \ll 1$  um termo arbitrário.

O algoritmo de caminhos mínimos de *Dijkstra* é executado no grafo obtido para computar o caminho de menor custo que atenda a cada requisição. Segue o algoritmo:

```

para todo  $(i, j) \in E$  e  $\tau \in \Theta$ 
   $u_{ij}(\tau) = 0$ 
para cada requisição  $k \in \mathcal{K}$  faça
  para cada enlace  $(i, j) \in E$  faça
    se  $\max\{f^k(\tau) + u_{ij}(\tau) : \tau \in \Theta\} \geq C_{ij}$ 
      esconde enlace  $(i, j) \in E$ 
  para cada enlace  $(i, j) \in E$  faça
    define custo  $w_{ij}$  conforme equações (2a)-(2b)
  cômputo do caminho  $P^k$  de menor custo em  $G$  de  $s_k$  para  $d_k$ 
  com algoritmo de Dijkstra
  se não existir caminho  $P^k$  de  $s_k$  para  $d_k$ , indica rejeição
  caso contrário para todo  $(i, j) \in P^k$ 
     $u_{ij}(\tau) = u_{ij}(\tau) + f^k(\tau), \tau = 1, \dots, \theta$ 
  restaura enlaces escondidos
calcula função objetivo  $c$ 

```

### 2.2. Influência da Ponderação entre $c_{max}$ e $c_{mean}$

Os modelos matemáticos utilizados para encaminhamento de fluxos são de natureza multi-objetivo. A função objetivo possui os critérios  $c_{mean}$  e  $c_{max}$  que se deseja minimizar e um parâmetro  $\alpha$  que serve para ponderar a importância destes dois objetivos.

Um grafo simplificado com cinco nós e cinco arcos foi utilizado para ilustrar o comportamento das variáveis em relação à variação do  $\alpha$ . O fluxo máximo que pode ser encaminhado neste grafo entre o nó 1 e o nó 5 é de 200 unidades. Para avaliar o comportamento, requisições entre o nó 1 (origem  $s$ ) e nó 5 (destino  $t$ ) foram encaminhadas totalizando 100 unidades de banda.

A figura 1 apresenta o grafo de 5 nós utilizado. Além disso, também é apresentado para cada enlace  $(i, j)$  a máxima reserva de banda ( $v_{ij}$ ) e a capacidade ( $C_{ij}$ ). Na figura

1(a) podemos visualizar a máxima reserva de banda  $v_{ij}$  para  $\alpha = 0$  (minimizar  $c_{mean}$ ) e na figura 1(b) para  $\alpha = 1$  (minimizar  $c_{max}$ ).

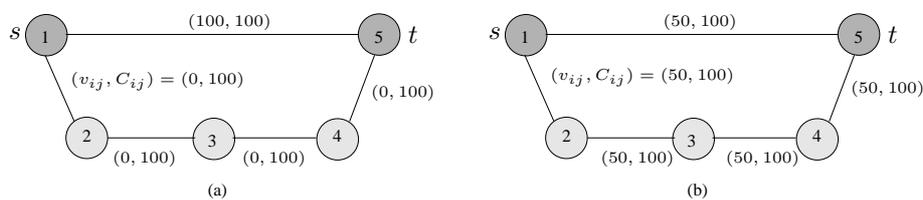
Para que uma requisição seja encaminhada do nó 1 para o nó 5, dois caminhos podem ser utilizados: (1) caminho formado pelo arco  $1 \rightarrow 5$ ; (2) caminho formado pelos arcos  $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4 \rightarrow 5$ .

Pode-se visualizar na figura 1(a) que a ocupação do caminho (1) é de 100 unidades e do caminho (2) é de 0 unidades, sendo que 100 unidades corresponde ao valor que se desejava encaminhar do nó 1 ao 5. Na figura 1(b) pode-se visualizar que os dois caminhos estão igualmente ocupados.

Como a função que desejamos minimizar é multi-objetivo, temos o parâmetro  $\alpha$  para ponderar entre os objetivos. Quando o valor de  $\alpha$  é igual 0,  $c_{mean}$  é minimizado, enquanto  $c_{max}$  é desconsiderado. Deste modo, somente  $c_{mean}$ , que é multiplicado por 1 ( $1 - \alpha = 1$ ) é considerado na minimização. Tem-se então que, para  $\alpha$  igual a 1 o contrário acontece,  $c_{max}$  é minimizado e  $c_{mean}$  é desconsiderado.

O motivo que levou o caminho (2) na figura 1(a) a ter ocupação 0 é que quando somente  $c_{mean}$  é minimizado os arcos escolhidos para compor o caminho são selecionados de forma a obter o menor valor. Tendo um caminho curto utilizado na sua capacidade máxima e um caminho longo inutilizado leva a obter um valor médio menor, por isso o caminho mais curto é escolhido e a ocupação é máxima. No caso dos caminhos (1) e (2) na figura 1(b) terem uma ocupação de 50 unidades, é que para a minimização do  $c_{max}$ , os arcos escolhidos para compor um caminho são selecionados de forma a minimizar o valor máximo, ou seja, é necessário distribuir o tráfego entre os caminhos para que o pico máximo de cada arco  $(i, j)$  dividido pela capacidade  $C_{ij}$  daquele arco tenha um valor mais baixo, por isso há uma distribuição das demandas pelos 2 caminhos.

A curva que relaciona as variáveis  $c$ ,  $c_{mean}$  e  $c_{max}$  quando variado o parâmetro  $\alpha$  é apresentada na figura 2. Esta curva representa como a ponderação entre os dois objetivos se comporta. Pode-se verificar que com a diminuição do valor de  $\alpha$ ,  $c_{max}$  aumenta (é máximo para  $\alpha = 0$ ) e que  $c_{mean}$  diminui (é mínimo para  $\alpha = 0$ ). O contrário acontece para o aumento do valor de  $\alpha$ .



**Figura 1. (a) Capacidade utilizada nos arcos para minimização de  $c_{mean}$  ( $\alpha = 0$ ); (b) Capacidade utilizada nos arcos para minimização de  $c_{max}$  ( $\alpha = 1$ )**

### 2.3. Modelo Baseado em Caminhos

O modelo apresentado neste artigo (CFC), ao contrário do modelo de [Ricciato and Monaco 2005] (RM), utiliza caminhos pré-computados para obter a solução do problema. Deste modo, é possível adicionar ao problema restrições adicionais como apresentado na seção 4.

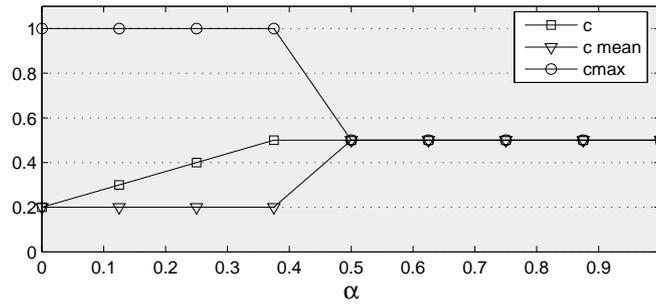


Figura 2. Relação entre  $c$ ,  $c_{mean}$  e  $c_{max}$  com  $\alpha$  variando

### 2.3.1. Modelo Proposto em Programação Matemática

A formulação PLI foi empregada no cômputo da solução inteira (quando possível) e da relaxação contínua da instância off-line. Assim como [Ricciato and Monaco 2005], o modelo busca a minimização ponderada entre o pico máximo e a média de reserva de banda.

O problema é formulado como segue:

$$\text{Minimizar } c = \alpha \cdot c_{max} + (1 - \alpha) \cdot c_{mean} \quad (3a)$$

Sujeito a :

$$\sum_{l \in \mathcal{L}(k)} r_l^k = 1, \quad k \in \mathcal{K} \quad (3b)$$

$$u_{ij}(\tau) = \sum_{k \in \mathcal{K}} \sum_{l \in \mathcal{L}(k)} \{f^k(\tau) \cdot r_l^k \text{ se } (i, j) \in P_l^k\}, \quad (i, j) \in E, \tau \in \Theta \quad (3c)$$

$$v_{ij} \geq u_{ij}(\tau), \quad (i, j) \in E, \tau \in \Theta \quad (3d)$$

$$v_{ij} \leq C_{ij}, \quad (i, j) \in E \quad (3e)$$

$$c_{max} \geq \frac{1}{C_{ij}} \cdot v_{ij}, \quad (i, j) \in E \quad (3f)$$

$$c_{mean} = \frac{1}{|E|} \cdot \sum_{(i,j) \in E} \frac{1}{C_{ij}} \cdot v_{ij}, \quad (3g)$$

$$r_l^k \in \{0, 1\}, \quad k \in \mathcal{K}, l \in \mathcal{L}(k) \quad (3h)$$

onde:

- $\mathcal{L}(k) = \{1, 2, \dots, l(k)\}$  corresponde ao conjunto de índices dos caminhos tendo origem  $s_k$  e destino  $d_k$  e  $l(k)$  é o número de caminhos disponíveis para a requisição  $k$ ;
- $P_l^k$  é o  $l$ -ésimo caminho disponível para a requisição  $k$ , o qual consiste dos enlaces atravessados pelo caminho desde o nó  $s_k$  até o nó  $d_k$ .

A função objetivo (3a) é a mesma apresentada por [Ricciato and Monaco 2005]. A restrição (3b) assegura que cada requisição  $k$  será encaminhada por um único caminho entre o nó ingresso  $s_k$  e egresso  $d_k$ . A equação (3c) estabelece a reserva de banda para cada enlace  $(i, j)$  na fatia de tempo  $\tau$  se o enlace  $(i, j)$  pertencer ao caminho  $P_l^k$ .

Como na formulação de [Ricciato and Monaco 2005], a desigualdade (3d) define o pico de banda reservada para cada enlace e a desigualdade (3e) garante que a capacidade de cada enlace não será ultrapassada. De forma similar ainda à formulação anterior, as restrições (3f) e (3g) definem respectivamente o valor máximo e médio da carga do enlace.

### 2.3.2. Heurística

A heurística implementada utiliza os caminhos pré-computados com o objetivo de minimizar a reserva de banda. Pode-se optar por caminhos disjuntos definidos pela operadora ou usuário, buscando atender as restrições. Estes caminhos podem ser obtidos através de procedimentos sistemáticos de enumeração ou produzidos por um método estocástico.

Para os experimentos, os caminhos disjuntos foram obtidos através da implementação de um algoritmo de fluxo máximo [Ahuja et al. 1993] definindo as capacidades dos arcos iguais a um. O restante dos caminhos foi obtido por um algoritmo de busca em profundidade modificado para trabalhar com escolha aleatória dos nós que não foram visitados. Um algoritmo para encontrar todos os caminhos de um grafo também foi utilizado para a realização dos experimentos. Optou-se por utilizar um número reduzido de caminhos, pois o cômputo de todos os caminhos para grafos grandes e um grande número de requisições, assim como a utilização de todos os caminhos para resolver o problema de roteamento, tornaria o tempo de solução elevado.

Para cada requisição  $k$ , os caminhos obtidos são adicionados ao conjunto  $P_l^k$ . Uma vez que os caminhos foram obtidos, para cada requisição uma busca é realizada no conjunto correspondente. Caminhos que não possuem recursos suficientes para alocar as requisições são eliminados. Para cada requisição, dentre os caminhos disponíveis, aquele que minimizar o valor da função objetivo corresponderá ao caminho  $\hat{P}_{min}^k$ . Os valores parciais das variáveis  $c_{mean}$  e  $c_{max}$  são calculados. No final, é calculado o valor final da função objetivo. O algoritmo off-line foi implementado como segue:

```

para todo  $(i, j) \in E$  e  $\tau \in \Theta$ :  $u_{ij}(\tau) = 0$ 
para cada requisição  $k \in \mathcal{K}$  faça
   $\hat{c}_{min} = +\infty$  e  $\hat{P}_{min}^k = \emptyset$ 
  para todo  $l \in \mathcal{L}(k)$  faça
    se para todo  $(i, j) \in P_l^k$  e  $\tau \in \Theta$ ,  $f^k(\tau) + u_{ij}(\tau) \leq C_{ij}$ 
      então calcula  $\hat{c}_{mean}$ ,  $\hat{c}_{max}$  e  $\hat{c} = \alpha \cdot \hat{c}_{max} + (1 - \alpha) \cdot \hat{c}_{mean}$  se a requisição  $k$  for encaminhada
      ao logo do caminho de  $P_l^k$ 
      se  $\hat{c} \leq \hat{c}_{min}$ 
        então  $\hat{c}_{min} \leftarrow \hat{c}$ ,  $\hat{P}_{min}^k \leftarrow P_l^k$ 
  se  $\hat{c}_{min} = +\infty$ 
    então fluxo foi rejeitado
  caso contrário encaminha requisição  $k$  ao longo
  do caminho  $\hat{P}_{min}^k$ 
  para todo  $(i, j) \in \hat{P}_{min}^k$  e  $\tau \in \Theta$ :
     $u_{ij}(\tau) = u_{ij}(\tau) + f^k(\tau)$ 

```

## 3. Experimentos para Avaliação do Modelo Proposto

Os experimentos a serem apresentados visam analisar a viabilidade do modelo CFC proposto e as suas performances. Este modelo permite controlar o tempo computacional

através do número de caminhos que são pré-computados, além de obter valores similares aos obtidos com o modelo RM. A economia de recursos expressa em termos de banda e o número de demandas atendidas sem rejeição serão critérios para a análise comparativa do modelo CFC proposto, com as soluções tradicionais de reserva de banda por pico e as soluções de reserva por perfil temporal, em particular com o modelo RM de [Ricciato and Monaco 2005]. Para realizar estas análises, os modelos PLI foram implementados em AMPL [Fourer et al. 2002] e solucionados com o CPLEX [ILOG 2006].

Os experimentos foram realizados com a topologia apresentada na figura 3. A topologia (10 nós, 18 enlaces) foi obtida partir da remoção de alguns nós de uma das topologias utilizadas por [Ricciato and Monaco 2005]. Os enlaces representados por uma linha fina têm capacidade denotada por  $C$ , enquanto os enlaces representados por uma linha grossa possuem uma capacidade  $3C$ . Experimentos com topologias maiores apresentam resultados similares e podem ser consultados em [Carlson 2007].

### 3.1. Modelo de Tráfego

Para cada demanda  $k$  em cada fatia de tempo  $\tau$ , o perfil foi gerado aleatoriamente, variando de 0 a 5 unidades. A capacidade  $C$  é de 125 unidades em cada direção. Considerando que cada unidade corresponde a 20Mbps, tem-se que a capacidade  $C$  é de 2.5 Gbps e que o máximo que pode ser reservado para cada requisição é 100Mbps.

A duração de cada requisição é permanente, atingindo depois de um certo tempo de alocação a saturação dos enlaces, quando então é iniciada a rejeição de novas requisições. O motivo da escolha deste modelo de tráfego é a simplicidade e a não pretensão de representar uma distribuição real de tráfego em redes.

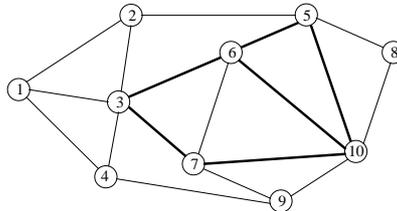


Figura 3. Rede utilizada para realização dos experimentos

### 3.2. Análise dos Resultados

Para cada conjunto de caminhos foram realizadas 10 execuções com diferentes sementes. Os resultados apresentados são obtidos pelo cálculo da média do objetivo  $c$  destas 10 execuções. A tabela 1 apresenta os resultados obtidos para a rede de 10 nós com 20 requisições (solução inteira, relaxação e heurística) e a tabela 2 apresenta os resultados obtidos para a rede de 10 nós com 800 requisições (solução heurística e relaxação). Como o modelo CFC é baseado em caminhos, quatro colunas são apresentadas, cada uma com caminhos adicionais à coluna anterior até atingir o número máximo de caminhos do grafo. No caso do modelo RM, somente um valor é apresentado, pois o modelo não depende do número de caminhos. A diferença percentual entre os valores obtidos para os modelos é apresentada na tabela como GAP. A comparação é feita entre soluções inteiras, entre relaxações e entre heurísticas. A fórmula utilizada é  $GAP = 100 * \frac{(CFC - RM)}{RM}$ .

**Tabela 1. Comparação entre a solução RM e CFC variando o número de caminhos - 20 requisições**

		Número de Caminhos				Média
		60	116	148	1523	465
CFC	Inteiro	0,0456	0,0455	0,0454	0,0452	0,0454
	Relaxação	0,0408	0,0406	0,0405	0,0403	0,0406
	Heurística	0,0498	0,0490	0,0485	0,0489	0,0491
RM	Inteiro	0,0452				0,0452
	Relaxação	0,0399				0,0399
	Heurística	0,0571				0,0571
GAP (%)	Inteiro	0,878	0,540	0,359	0	0,444
	Relaxação	2,666	2,123	1,864	1,221	1,969
	Heurística	-11,226	-12,739	-13,875	-16,895	-13,684

Pode-se observar na tabela 1 que à medida que o número de caminhos aumenta (até atingir o máximo número de caminhos - penúltima coluna) a solução inteira e a relaxação do modelo CFC se aproximam do valor das soluções do modelo RM obtendo o mesmo valor ótimo. Portanto, é possível afirmar que o modelo proposto baseado em caminhos consegue atingir a solução ótima quando alimentado com todos os caminhos. Na tabela 2, com o aumento de caminhos, a solução obtida com a relaxação (CFC) também se aproxima do valor obtido com o modelo RM. Assim como o modelo PLI, a heurística também se aproxima do valor obtido com o modelo RM com o aumento de caminhos para 20 requisições. No caso de 800 requisições, a heurística CFC se manteve praticamente com mesmo valor apesar do aumento de caminhos, mas de qualquer forma continuou próxima ao valor da heurística RM.

É importante notar que utilizando somente caminhos disjuntos (60 caminhos na tabela 1), o valor obtido pela heurística CFC apresenta um melhor resultado em relação à heurística RM. No caso da tabela 2, o valor é próximo podendo ser considerado um resultado de boa qualidade. A utilização de caminhos disjuntos com a heurística CFC se apresenta como uma solução viável para economia de recursos, e o controle sobre o número de caminhos permite obter resultados mais próximos do ótimo com baixo tempo de processamento. Para 800 requisições a heurística CFC executa em menos de 1 segundo utilizando caminhos disjuntos, enquanto executa em aproximadamente 6 segundos quando utiliza todos os caminhos. A heurística RM também é executada em menos de 1 segundo.

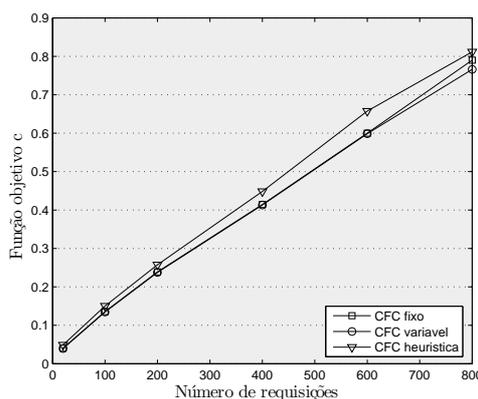
### 3.3. Roteamento Fixo versus Variável

[Ricciato and Monaco 2005] realizaram uma comparação da capacidade de economia de banda em relação ao roteamento fixo e o variável. Entende-se por roteamento fixo, o roteamento que não varia durante o dia, contrariamente ao roteamento variável que varia no tempo. Assim como [Ricciato and Monaco 2005], as relaxações off-line do modelo CFC para o roteamento fixo e o variável foram solucionadas para a topologia da figura 3. Podem-se visualizar no gráfico da figura 4 os valores obtidos com a relaxação para o roteamento fixo e variável e os valores obtidos pela heurística. Como comentado anteriormente, a heurística obteve bons resultados em relação ao valor obtido pela solução de

**Tabela 2. Comparação entre a solução RM e CFC variando o número de caminhos - 800 requisições**

		Número de Caminhos				Média
		2502	4625	5230	58653	
CFC	Relaxação	0,7668	0,7662	0,7661	0,7656	0,7662
	Heurística	0,8108	0,8062	0,8117	0,8116	0,8101
RM	Relaxação	0,7609				0,7609
	Heurística	0,7826				0,7826
GAP (%)	Relaxação	0,7745	0,694	0,686	0,627	0,6954
	Heurística	3,685	3,109	3,795	3,790	3,595

relaxação contínua e tendo obtido uma solução de qualidade. Portanto, a sua utilização se apresenta como uma solução viável para o roteamento fixo. A diferença de qualidade entre os modelos fixo e variável é tão pequena que pode ser utilizado o roteamento fixo a um custo mais baixo, pois a utilização do roteamento variável necessitaria de recursos adicionais nos protocolos de rede, o que tornaria o seu emprego complexo.



**Figura 4. Resultados obtidos com o modelo CFC para roteamento fixo e variável**

### 3.4. Limiares de Aceitação de Demandas e Impacto da Granularidade do Período de Tempo

Assim como [Ricciato and Monaco 2005], foi feita uma avaliação simples em relação à granularidade do período de tempo para a rede da figura 3 utilizando todos os caminhos do grafo para cada requisição  $k$ . A tabela 3 apresenta o número médio de requisições alocadas antes da 1<sup>a</sup>, 10<sup>a</sup> e 100<sup>a</sup> rejeição para ambas as heurísticas. Os resultados apresentaram um comportamento similar, quando o número de períodos aumenta, havendo uma pequena diminuição no número de requisições alocadas para os dois modelos com o aumento do valor de  $\theta$ .

## 4. Tratamento de Restrições Aditivas e Estocásticas

Restrições não aditivas são definidas por não depender do valor de uma medida relacionada ao arco e sim pelo menor valor encontrado em um arco pertencente ao trajeto [Shima 2006]. Um exemplo de restrição não aditiva é a largura de banda, pois a restrição

**Tabela 3. Comparação da rejeição dos algoritmos off-line de RM e CFC para 5 e 20 períodos de tempo**

algoritmo	$n$ -ésima rejeição	$\theta = 5$	$\theta = 20$
CFC	1	771	735
	10	780	744
	100	870	834
RM	1	812	770
	10	890	841
	100	1096	1035

é limitada pelo arco com menor capacidade. Restrições aditivas são definidas pela soma dos valores de cada arco no trajeto [Shima 2006, Mieghem and Kuipers 2004]. Exemplo de restrições aditivas são medidas como o atraso, custo e número de saltos.

A formulação proposta por [Ricciato and Monaco 2005] apresentada na seção 2.1 não considera a utilização de restrições adicionais. Além disso, para adicionar tais restrições, o modelo baseado em fluxos se tornaria ainda mais complexo. O novo modelo apresentado neste artigo permite tratar as restrições aditivas de forma implícita, no momento que os caminhos são computados. Do mesmo modo que caminhos que não possuem capacidade para atender a requisição são eliminados pela heurística, caminhos podem ser eliminados por não atender aos requisitos exigidos pelas restrições adicionais de cada serviço. Caminhos que satisfazem as restrições aditivas podem ser pré-computados através de algoritmos de programação dinâmica ou programação inteira [Shima 2006].

Pode ser que seja necessário considerar restrições definidas em função de variáveis aleatórias. Um exemplo é o atraso de comunicação entre dois nodos de uma rede que pode variar conforme a utilização do enlace, ou a qualidade do sinal em uma rede *wireless* quando utilizada por um dispositivo móvel. Essas restrições podem ser tratadas explicitamente pelo algoritmo que computa os caminhos do grafo.

## 5. Trabalhos Relacionados

Além do trabalho de [Ricciato and Monaco 2005] já comentado neste artigo, diversos outros trabalhos apresentam soluções para roteamento baseado em heurísticas. Alguns são discutidos nesta seção.

[Dias et al. 2004] propuseram um modelo em Programação Inteira para uma implementação de Engenharia de Tráfego (ET) Dinâmica. Esta solução buscou melhorar de forma eficiente a utilização dos recursos da rede, gerando menor impacto possível na infra-estrutura já existente. Os problemas de ET dinâmica foram resolvidos através de relaxações, que deram suporte ao desenvolvimento de um algoritmo de roteamento heurístico. Este algoritmo possibilitou a implementação de ET dinâmica em redes IP sobre tecnologia MPLS. Um controle de admissão foi incluído no modelo, permitindo a implementação de uma estratégia de diferenciação de serviços. Também foi considerado no trabalho a capacidade de transmissão do canal e o atraso máximo fim-a-fim, mas se limitando à inclusão de novas métricas. Utilizou um algoritmo de caminhos mínimos de *Dijkstra* para selecionar as rotas, neste caso para a definição do LSP.

[Banerjee and Sidhu 2002] consideraram em seus trabalhos o cômputo de cami-

nhos através de ET para requisições tendo como requisitos largura de banda e atraso, além de outras restrições em ET. Estes autores, propuseram dois algoritmos on-line e compararam os resultados obtidos com soluções já existentes. As duas heurísticas se aplicam em problemas de ET tendo como métrica a largura de banda e problemas de ET tendo como métrica largura de banda e atraso, ambos com objetivo de aumentar o rendimento da rede limitando custo e distribuindo a carga da rede. Realizando uma comparação estocástica e em relação às outras soluções existentes, conseguem obter redução do bloqueio de requisições, redução de custos da rede e distribuição da carga. Da mesma forma que [Ricciato and Monaco 2005] e [Dias et al. 2004], as heurísticas se limitam a largura de banda e atraso, não sendo possível adicionar outras restrições.

Wang (1995) apud [Banerjee and Sidhu 2002] apresenta o algoritmo de roteamento MIN-DELAY, baseado em largura de banda e atraso que remove os enlaces que não satisfazem os requisitos de largura de banda e em seguida busca no grafo reduzido o caminho mais curto em relação ao atraso. Esta abordagem de eliminar os enlaces que não atendem os requisitos de largura de banda também foi utilizada pela heurística de [Ricciato and Monaco 2005]. O leitor pode consultar [Mieghem and Kuipers 2004] que apresentam um algoritmo exato de roteamento para múltiplas restrições.

## 6. Comentários Finais

Um modelo baseado em caminhos formulado em PLI foi apresentado com o objetivo de obter soluções de mesma qualidade que [Ricciato and Monaco 2005], mas com um tempo computacional mais baixo. Neste artigo um algoritmo off-line baseado no modelo PLI para roteamento fixo com perfis de banda variantes no tempo foi apresentado para alocação de LSPs em uma rede MPLS.

Um estudo do comportamento do parâmetro  $\alpha$  apresenta a influência do mesmo na obtenção dos resultados de uma forma ilustrativa, sendo que para o valor de  $\alpha$  próximo de zero, há uma tendência em se utilizar caminhos mais curtos. Os resultados obtidos para o modelo baseado em caminhos apresentam qualidade similar aos obtidos pelo modelo de fluxo em redes, mesmo utilizando poucos caminhos (disjuntos, por exemplo), mas a um custo bem menor. A possibilidade de controlar o número de caminhos permite atingir um resultado viável em um tempo computacional baixo. A heurística tem a propriedade de tratar múltiplas restrições aditivas, ao contrário daquela proposta por [Ricciato and Monaco 2005], demonstrando também bons resultados computacionais frente aos limites inferiores obtidos com relaxação linear contínua.

Constatou-se que a solução obtida por roteamento fixo é muito próxima à obtida com roteamento variável. Devido à necessidade de recursos adicionais para implantação de roteamento variável, o resultado obtido permite afirmar que a solução para roteamento fixo é satisfatória e atende de forma muito similar as necessidades de roteamento com baixo custo e economia de recursos sem necessidade de modificar a estrutura da rede. Comportamento similar ao obtido por [Ricciato and Monaco 2005] quanto à granularidade do período de tempo foi observado utilizando-se o modelo CFC.

Apesar de tratar somente o roteamento off-line, os resultados obtidos são uma motivação para a continuidade deste trabalho com a implementação da solução on-line do algoritmo proposto. Entre os trabalhos futuros destacam-se experimentos com grafos maiores variando o número de requisições, o parâmetro  $\alpha$  e o número de períodos ( $\theta$ ) e

ainda realizar um estudo mais completo em relação à granularidade do período de tempo utilizando o modelo CFC e RM, e comparando com o modelo tradicional de reserva de banda baseado somente no pico de banda.

### Referências

- Ahuja, R. K., Magnanti, T. L., and Orlin, J. B. (1993). *Network Flows: Theory, Algorithms, and Applications*. Prentice Hall.
- Awduche, D. O. (1999). MPLS and traffic engineering in IP networks. *IEEE Communications Magazine*, 37(12):42–47.
- Banerjee, G. and Sidhu, D. (2002). Comparative analysis of path computation techniques for MPLS traffic engineering. *Computer Networks*, 40(17):149–165.
- Carlson, A. C. (2007). Roteamento baseado em caminhos com perfis variantes no tempo em redes MPLS. Dissertação (Mestrado em Engenharia Elétrica), Universidade Federal de Santa Catarina, Florianópolis.
- Dias, R. A., Farines, J.-M., Camponogara, E., Willrich, R., and Campestrini, A. O. (2004). Engenharia de tráfego dinâmica em redes IP sobre tecnologia MPLS: Otimização baseada em heurísticas. In *SBRC 2004*.
- Fortz, B. and Thorup, M. (2002). Optimizing OSPF/IS-IS weights in a changing world. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 20(4):756–767.
- Fourer, R., Gay, D. M., and Kernighan, B. W. (2002). *AMPL: A Modeling Language for Mathematical Programming*. Duxbury Press, 2 edition.
- Guerin, R., Williams, D., and Orda, A. (1997). QoS routing mechanisms and OSPF extensions. In *Globecom'97*.
- ILOG (2006). *ILOG CPLEX*. Disponível em: <http://www.cplex.com>.
- Kar, K., Kodialam, M., and Lakshman, T. (2000). Minimum interference routing of bandwidth guaranteed tunnels with MPLS traffic engineering applications. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(12):2566–2579.
- Mieghem, P. V. and Kuipers, F. A. (2004). Concepts of exact QoS routing algorithms. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 12(5):851–864.
- Plotkin, S. A. (1995). Competitive routing of virtual circuits in ATM networks. *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, 13(6):1128–1136.
- Ricciato, F. and Monaco, U. (2005). Routing demands with time-varying bandwidth profiles on a MPLS network. *Computer Networks*, 47:47–61.
- Ricciato, F., Salsano, S., Belmonte, A., and Listanti, M. (2002). Off-line configuration of a MPLS over WDM network under time-varying offered traffic. In *INFOCOM 2002*, pages 57–65.
- Shima, R. B. (2006). Caminhos Mínimos sob Restrições: Uma Revisão e Aplicações. Dissertação (Mestrado em Engenharia Elétrica), Universidade Federal de Santa Catarina, Florianópolis.
- Suri, S., Waldvogel, M., Bauer, D., and Warkhede, P. R. (2003). Profile-based routing and traffic engineering. *Computer Communications*, 26(4):351–365.