

# Engenharia de Tráfego Dinâmica em Redes IP sobre Tecnologia MPLS: Otimização Baseada em Heurísticas

Roberto A. Dias<sup>1</sup>, Jean-Marie Farines<sup>2</sup>, Eduardo Camponogara<sup>2</sup>,  
Roberto Willrich<sup>3</sup>, Adriano O. Campestrini<sup>3</sup>

<sup>1</sup>Gerência de Eletrônica – Centro Federal de Educação Tecnológica de SC  
Av. Mauro Ramos, 950 Centro – 88020-300. Florianópolis, SC

<sup>2</sup>Departamento de Automação e Sistemas – Universidade Federal de Santa Catarina  
Caixa Postal 15064 – 88040-900. Florianópolis, SC

<sup>3</sup>Departamento de Informática e Estatística Universidade Federal de Santa Catarina  
Caixa Postal 15064 – 88040-990. Florianópolis, SC

roberto@cefetsc.edu.br, (farines, camponog)@das.ufsc.br  
(willrich, campes)@inf.ufsc.br

**Abstract.** *This paper proposes a solution approach for a dynamic traffic engineering problem in IP networks over multiprotocol label switching (MPLS) technology. The problem aims to maximize the overall throughput of the data flows admitted by a computer network, which are forwarded along label switched paths (LSPs) and further subjected to maximum end-to-end transmission delays and bandwidth constraints. To that end, a mathematical programming model has been proposed to configure LSPs along routes that meet QoS constraints, solved by a heuristic procedure. Computational experiments have shown that the heuristic procedure reaches near-optimal solutions relatively quickly while, at the same time, inducing QoS parameters of high quality.*

**Resumo.** *Este artigo propõe uma solução de um problema de engenharia de tráfego dinâmico em redes IP com tecnologia multiprotocol label switching (MPLS). O problema consiste na maximização da vazão dos fluxos de dados injetados na rede e encaminhados nos label switched paths (LSPs), através da adequada configuração de rotas e das larguras de banda destes LSPs, sujeitas as restrições de atraso máximo fim-a-fim destes fluxos e de largura de banda dos enlaces da rede. O problema foi formulado em notação de programação matemática e resolvido pelo uso de heurísticas. Os resultados experimentais mostram que as soluções obtidas são próximas das ótimas, com tempo de execução reduzido, tendo impacto positivo nos parâmetros gerais de QoS.*

## 1. Introdução

A Internet tem evoluído de forma exponencial e as demandas das aplicações, em termos de desempenho e segurança, tem se tornado mais sofisticadas, exigindo assim, maior

qualidade dos serviços oferecidos pelas operadoras de telecomunicações. Desta forma, se torna imperativo a adoção de novas políticas operacionais que suportem, por exemplo, estratégias de diferenciação de serviços, adicionando flexibilidade e eficiência à infraestrutura de comunicações. O gerenciamento da Qualidade de Serviços (QoS) desponta neste cenário como uma alternativa vital ao sobre-provisionamento de recursos. Neste contexto, a Engenharia de Tráfego (ET) representa uma forma de aproveitar melhor os recursos de rede existentes, com conseqüente redução de custos [Awduche et al., 1999].

Um elemento chave de suporte à ET em redes IP é a tecnologia Multiprotocol Label Switching (MPLS) [Callon et al., 2001]. A tecnologia MPLS possibilitou a extensão das funcionalidades do protocolo IP. Com o seu emprego a implementação da engenharia de tráfego em redes IP é favorecida graças à possibilidade de execução do roteamento explícito. O roteamento explícito é a capacidade de encaminhamento de pacotes em caminhos virtuais previamente definidos, os chamados Label Switched Paths (LSPs), pelo uso de protocolos de sinalização como o RSVP-TE [Awduche, 2001] e o CR-LDP [Jamoussi, 2002].

O objetivo do presente trabalho consiste em buscar uma solução eficiente que melhore a utilização dos recursos da rede, num cenário de operação dinâmica, com um impacto mínimo na arquitetura da infra-estrutura existente. Para tanto, este problema foi modelado usando uma notação de programação linear inteira e resolvido a partir da utilização de heurísticas. Além disso, a abordagem proposta introduz em seu modelamento um controle de admissão que permite a implementação de uma estratégia de diferenciação de serviços, que pode atuar de forma conjunta ou complementar a outras arquiteturas de provimento de QoS, como os Serviços Diferenciados [Blake, 1998].

Este trabalho é uma continuação de [Dias et al., 2003a] e [Dias et al., 2003b]. No trabalho atual, uma nova formulação e uma proposta de solução mais eficiente, permitiu resolver problemas de Engenharia de Tráfego Dinâmicos.

A organização do trabalho é a seguinte: a seção 2 apresenta a formulação do problema de engenharia de tráfego; a seção 3 apresenta as soluções propostas; a seção 4 apresenta a validação das propostas de solução; a seção 5 apresenta o uso das soluções propostas em um caso de problema de ET dinâmico; a seção 6 apresenta os trabalhos relacionados; e finalmente a seção 7 apresenta as conclusões finais e perspectivas de trabalhos futuros.

## **2. Formulação do Problema de Engenharia de Tráfego (PET)**

O objetivo do problema de Engenharia de Tráfego (PET), proposto neste trabalho, visa a maximização da vazão global dos fluxos de dados injetados em uma topologia de rede de tamanho significativo. Para tanto são configurados caminhos de menor distância métrica entre origem e destino dos fluxos de dados, bem como das larguras de bandas de LSPs, nos quais os fluxos de dados serão encaminhados. Estas configurações devem respeitar as restrições de largura de banda dos enlaces e atraso fim-a-fim máximo, de cada fluxo de dados. Do ponto de vista da teoria de otimização, este problema é enquadrado como um *problema de caminhos mínimos sujeito à restrições* [Girish et al., 2000], sendo do tipo NP-completo [Papadimitriou, 1998].

Neste problema foi adotada uma política de diferenciação de serviços que depende de um controle de admissão e da configuração de largura de banda dos LSPs, baseadas em parâmetros de prioridade para cada fluxo de dados. Foram analisados, neste trabalho, cenários onde os fluxos foram classificados como sendo de *alta prioridade* e de *baixa prioridade*. Nesta política, na eminência de congestionamento da rede, os fluxos de baixa prioridade podem ter suas vazões reduzidas até zero (fluxos rejeitados) para garantir os requisitos de QoS dos fluxos de alta prioridade.

A largura de banda a ser configurada nos LSPs foi modelada em níveis, ou seja, cada LSP será configurado com um desses possíveis níveis de largura de banda, necessários à alocação dos fluxos de dados. Estes níveis podem variar de um valor igual a zero até um valor máximo desejado. A discretização das larguras de banda a serem configuradas nos LSPs permite a formulação do problema em termos de programação linear inteira, o que significa um tratamento computacional menos complexo do que num problema não-linear [Wolsey, 1998].

A formulação do problema de ET proposto tem como objetivo definir as características topológicas e lógicas da rede, a função objetivo, as variáveis de decisão, e as famílias de restrições.

As características topológicas são modeladas por um grafo direcionado  $G = (V, E)$ , onde  $V = \{1, \dots, n\}$  corresponde aos nós da rede e  $E = \{1, \dots, m\}$  aos enlaces de transmissão. A capacidade de transmissão de um enlace  $(i, j)$  é  $\mu_{ij}$  Kbps, e seu custo administrativo  $c_{ij}$  corresponde ao atraso de transmissão provocado pelo mesmo.

A função objetivo visa maximizar a vazão global dos fluxos de dados injetados na rede.

As variáveis de decisão permitem a seleção do nível de largura de banda a ser configurado em cada LSP, além da definição do caminho entre a fonte e o destino do fluxo de dados correspondente. As variáveis adotadas são:  $y_k^l$  denominada seletor de nível e  $x_{ij}^{kl}$  que determina se o LSP  $k$  está ou não roteado no enlace  $(i, j)$  para o  $l$ -ésimo nível de transmissão. Qualquer caminho que atenda as restrições poderá ser selecionado pela solução do problema.

As características lógicas da rede são: o número de LSPs a serem configurados é  $K$ . O número de níveis de largura de banda a serem configurados no  $k$ -ésimo LSP é  $l_k$ . O número de níveis e a largura de banda de cada fluxo é definida de acordo com critérios administrativos — o procedimento de otimização escolhe somente um nível para configurar cada LSP onde será encaminhado os fluxos. A taxa de transmissão é  $\lambda_k^l$  a ser configurada no  $l$ -ésimo ( $1 \leq l \leq l_k$ ) nível do  $k$ -ésimo LSP medida em Kbps. O máximo atraso fim-a-fim é  $h_k$ , permitido para o  $k$ -ésimo LSP, medido em ms. Além disso, um parâmetro  $\delta_k$  será introduzido na função objetivo para indicar a importância do  $k$ -ésimo fluxo de dados, que será encaminhado no  $k$ -ésimo LSP, denominado parâmetro de prioridade de admissão, o qual atua como elemento de diferenciação de serviços.

A família de restrições correspondem a limitação de capacidade de transmissão  $\mu_{ij}$  dos enlaces e atraso máximo fim-a-fim de cada fluxo de dados.

A formulação matemática do PET é dada a seguir:

$$\text{PET : } z = \text{Maximize } \sum_{k=1}^K \sum_{l=1}^{l_k} \delta_k \lambda_k^l y_k^l \quad (1)$$

Sujeita a :

$$\sum_{l=1}^{l_k} y_k^l = 1 \quad k = 1, \dots, K \quad (2)$$

$$\sum_{k=1}^K \sum_{l=1}^{l_k} \lambda_k^l x_{ij}^{kl} \leq \mu_{ij} \quad \forall (i, j) \in E \quad (3)$$

$$\sum_{(i,j) \in E} \sum_{l=1}^{l_k} c_{ij} x_{ij}^{kl} \leq h_k \quad k = 1, \dots, K \quad (4)$$

$$\sum_{\{j:(i,j) \in E\}} x_{ij}^{kl} - \sum_{\{j:(j,i) \in E\}} x_{ji}^{kl} = b_i^k y_k^l \quad \forall i \in V \quad (5)$$

$$k = 1, \dots, K \\ l = 1, \dots, l_k$$

$$x_{ij}^{kl} \in \{0, 1\} \quad \forall (i, j) \in E \quad (6)$$

$$k = 1, \dots, K \\ l = 1, \dots, l_k$$

$$y_k^l \in \{0, 1\} \quad k = 1, \dots, K \quad (7)$$

$$l = 1, \dots, l_k$$

Onde:  $b_i^k = 1$  se  $i = s_k$ ,  $b_i^k = -1$  se  $i = d_k$ , e  $b_i^k = 0$  caso contrário.

A expressão (2) garante que cada LSP será configurado precisamente em um único nível de transmissão. A expressão (3) impõe os limites de largura de banda dos enlaces. A expressão (4) modela os limites máximos de atraso de cada LSP. A expressão (5) garante que os LSPs serão roteados em caminhos contínuos e não paralelos entre os nós de origem e destino dos fluxos de dados correspondentes. Finalmente as expressões (6) e (7) definem as restrições booleanas para as variáveis de decisão.

### 3. Soluções para o Problema de Engenharia de Tráfego

Duas propostas de solução foram adotadas para solução do Problema de Engenharia de Tráfego (PET). Uma abordagem de relaxação Lagrangeana com heurísticas e uma abordagem heurística pura, que serão descritas a seguir.

#### 3.1. Relaxação Lagrangeana

A aplicação de algoritmos exatos para resolver o PET é inviável devido ao árduo esforço computacional necessário em cenários típicos de operação de rede. No entanto, com o uso de algoritmos heurísticos [Michalewicz and Fogel, 2000] é possível obter-se uma grande redução no tempo computacional, sem degradação substancial da qualidade de solução. Entenda-se, aqui, por solução de qualidade, valores das variáveis de decisão que garantem um valor ótimo, ou próximo do ótimo, para a função objetivo.

Como uma alternativa às soluções exatas, em [Dias et al., 2003b] foi desenvolvido um procedimento de relaxação Lagrangeana [Wolsey, 1998],

[Nemhauser and Wolsey, 1988] que utiliza uma heurística para converter soluções duais em soluções primais viáveis, que denominaram Relaxação Lagrangeana com Heurísticas (RLH), como um procedimento complementar ao algoritmo subgradiente. O procedimento RLH se resume aos seguintes atividades:

1. Uso de dois multiplicadores Lagrangeanos para relaxar respectivamente as famílias de restrição (3) e (4), similares às restrições encontradas em problemas do tipo *problema da mochila* [Goldbarg and Luna, 2000] e correspondentes as restrições de capacidade dos enlaces e atraso máximo fim-a-fim dos fluxos de dados. O resultado desta relaxação é a conversão do problema PET em  $K$  subproblemas de *caminhos mínimos* [Cormen et al., 1990] desacoplados;
2. aplicação do algoritmo subgradiente [Wolsey, 1998] para obter uma solução aproximada do problema Lagrangeano dual; e
3. pós-processamento desta solução candidata, obtida no passo anterior, com uma heurística, com a finalidade de verificar e recuperar a viabilidade das soluções para o PET.

Apesar do procedimento Lagrangeano *RLH* produzir soluções com complexidade polinomial, o tempo computacional e a qualidade das soluções são diretamente relacionados com seus parâmetros de configuração [Dias et al., 2003b]. Os experimentos apresentados na seção 4 demonstram que o tempo computacional pode ser excessivo para alguns casos representativos da operação de uma rede de computadores, sobretudo para solução um problema de ET dinâmico. Os detalhes de implementação do procedimento *RLH* são descritos em [Dias et al., 2003b].

### 3.2. Solução heurística Pura — (PHP)

Este trabalho propõe uma nova abordagem de solução para o PET, que emprega uma heurística similar à usada no procedimento *RLH*. Um novo procedimento, denominado "Procedimento Heurístico Puro (PHP)", cuja principal diferença em relação ao *RLH* é não usar, como ponto de partida, a solução tentativa obtida pela relaxação Lagrangeana, para obtenção de uma solução viável para o PET, visando uma execução mais rápida.

O Procedimento Heurístico Puro (PHP) é descrito a seguir:

#### Procedimento Heurístico Puro (PHP)

---

Seja  $g = (g_1, \dots, g_K)$  uma permutação de  $\{1, \dots, K\}$  tal que

$$\delta_{g_k} \lambda_{g_k}^{l_{g_k}} \geq \delta_{g_{k+1}} \lambda_{g_{k+1}}^{l_{g_{k+1}}} \text{ para } k = 1, \dots, K - 1$$

Seja  $t = 1$  o número de iterações

Seja  $G^t = G$  uma rede residual, que é uma rede com a capacidade de transmissão remanescente

Seja  $\Psi_H = \{x_{ij}^{kl}, y_k^l\}$  uma solução inicial para PET onde  $x_{ij}^{kl} = 0$  e  $y_k^l = 0$  para todo  $k, (i, j), e l$

**Para**  $t = 1, \dots, K$

Seja  $k \leftarrow g_t$

**Para**  $l = l_k, \dots, 1$  e enquanto um caminho não for encontrado para o LSP  $k$  **faça**

Use o algoritmo de Dijkstra para encontrar um caminho  $p_k$  em  $G^t$  para o  $k$ -ésimo LSP, tal que o custo do arco

$(i, j)$  é  $c_{ij}^t = \infty$  se  $\mu_{ij}^t < \lambda_k^l$  e, caso contrário,  $c_{ij}^t = c_{ij}$   
**Se** um caminho  $p_k$  foi encontrado e  $\sum_{(i,j) \in p_k} c_{ij}^t \leq h_k$  então:  
 aloque os recursos ao longo de  $p_k$  e atualize  $\Psi_H$   
 reduza a capacidade de  $G^t$  de  $\lambda_k^l$  unidades ao longo de  
 $p_k$  obtendo  $G^{t+1}$   
**FimSe**  
**FimPara**  
 $t \leftarrow t + 1$   
**FimPara**

---

A complexidade de tempo do procedimento heurístico puro (PHP) é  $O(KL(n \log n + m))$ .

Deve-se salientar que alguns fluxos podem não ser admitidos na rede, caso as restrições de largura de banda dos enlaces e limite de atraso máximo fim-a-fim não possam ser atendidas.

#### 4. Validação experimental da solução proposta

A fim de se verificar esta nova proposta de solução para o PET, foi realizada uma série de experimentos numéricos e de simulações para verificação do tempo de execução e grau de otimalidade (representado pelo valor da função objetivo) obtidos pelo emprego dos procedimentos RLH e do PHP. Os algoritmos foram implementados em C++ e executados em um computador Pentium IV de 1.2 GHz e 512 Mbytes de RAM, com sistema operacional Linux. Os resultados foram comparados com um pacote comercial de solução de problemas de programação matemática de alto desempenho — o Xpress-MP [Dash, 2002], que computa os resultados exatos do PET para um conjunto limitado de fluxos de dados.

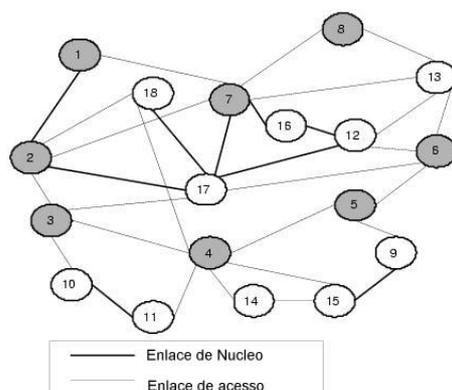
Foram gerados dois tipos básicos de fluxos de dados, ambos do tipo CBR (Constant Bit Rate). Os dois tipos de fluxos de dados são: (i) *fluxos de baixa prioridade*: com taxa de transmissão variando aleatoriamente entre 20 e 150 Kbps e restrições de atraso fim-a-fim variando entre 100 e 150 ms; e (ii) *fluxos de alta prioridade*: com taxa de transmissão variando entre 380 e 870 Kbps, com restrições de atraso fim-a-fim variando entre 30 e 60 ms. Adotou-se atrasos fixos por simplicidade, mas uma função mais complexa para definição dos atrasos poderia ser empregada, sem alteração no modelo. Várias cargas de trabalho foram geradas, variando-se a quantidade de fluxos de dados e computando-se os parâmetros de desempenho.

Para cada fluxo foram configurados 7 possíveis níveis de taxa de transmissão. O nível mais baixo é configurado obrigatoriamente com nível igual a zero Kbps, o que corresponde a rejeição do fluxo correspondente na rede, o nível mais alto variando aleatoriamente dentro das faixas citadas anteriormente.

Foram gerados até 490 fluxos de dados. O Xpress-MP só conseguiu obter valores exatos até 200 fluxos, uma vez que o seu tempo de execução cresce exponencialmente. Até 300 fluxos de dados, as soluções obtidas com o Xpress-MP são limites superiores (upper bounds) resultantes de relaxações lineares [Wolsey, 1998].

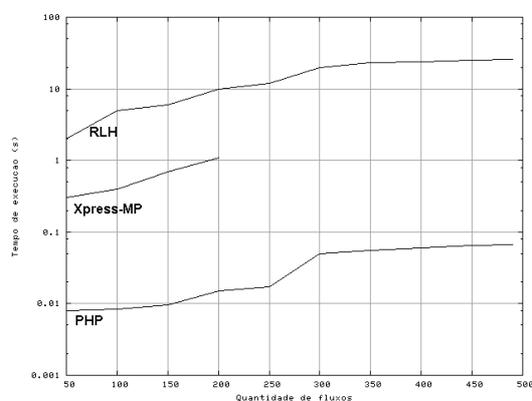
A figura 1 mostra a topologia empregada nos experimentos. Os enlaces com

traçado mais grosso (núcleo) tem capacidade de 34 Mbps. Os enlaces com traçado mais fino (acesso) tem capacidades de 8 Mbps. Os enlaces de núcleo tem atrasos de transmissão de 5 ms e os de acesso de 10 ms. A solução proposta é genérica independentemente do meio físico.



**Figura 1: Topologia empregada nos experimentos para validação da solução do PET**

A figura 2 apresenta o tempo de execução do PHP e RLH para resolver um problema PET, comparados com o tempo de execução do Xpress-MP, com várias cargas de trabalho.



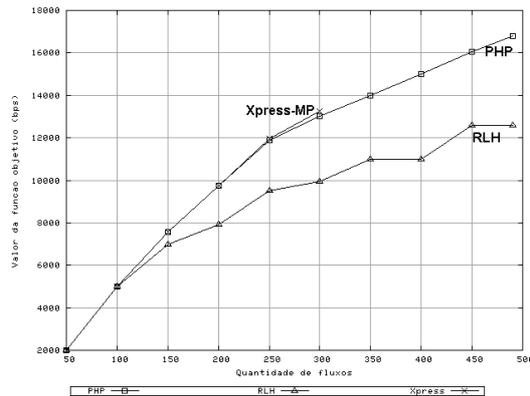
**Figura 2: Tempo de execução do RLH, PHP e Xpress-MP**

Como é possível observar na figura 2, o tempo computacional consumido pelo *PHP* é relativamente pequeno, no pior caso, consumindo menos que 60 ms para rotear 490 fluxos de dados. O *RLH* por sua vez, ultrapassa 25s para o mesmo caso.

A figura 3 representa o grau de otimalidade do *PHP* e do *RLH* comparando os valores de função objetivo obtidos pelo *PHP* e *RLH* com os valores de função objetivo obtidos pelo uso do Xpress-MP.

A partir da observação da figura 3 pode-se concluir que as soluções produzidas pelo *PHP* são de alta qualidade, sendo ótimas ou próximas das ótimas. O *RLH* por sua vez, produz soluções de qualidade inferior.

Para obter soluções de qualidade superior, o *RLH* deve ter seus parâmetros alterados [Dias et al., 2003b]. Invariavelmente estas mudanças produzem um incremento



**Figura 3: Grau de otimalidade do RLH e PHP**

no tempo de execução do *RLH*, que já é alto. Como o *PHP* apresentou-se muito mais rápido e com qualidade de solução próxima da ótima, optou-se em adotar o *PHP* como solução do PET.

## 5. Aplicação do PHP para solução de um problema de Engenharia de Tráfego Dinâmico

Os experimentos apresentados na seção anterior demonstraram que o tempo de execução do *PHP* é baixo, o que permite a sua utilização em problemas de ET dinâmicos. O problema de ET dinâmico a ser resolvido é aquele que seguindo os mesmos objetivos do PET, sujeito às mesmas restrições, consiste em implementar um controle de admissão de fluxos de dados que são submetidos continuamente à rede ao longo tempo.

Sendo assim, adotou-se uma abordagem para solução de um problema de ET dinâmico, baseado no procedimento *PHP*, o qual foi denominado de PETDIN. Nesta abordagem os fluxos aguardam a admissão na rede durante um intervalo de tempo suficiente para o processamento do PHP. Ou seja, num instante de tempo inicial, um conjunto de fluxos aguardam a admissão na rede, enquanto o PHP é executado. Após este intervalo, os fluxos são encaminhados em LSPs, que são configurados de acordo com as soluções apontadas pelo PHP. Durante o tempo de execução do PHP, novos fluxos aguardam a admissão na rede e o processo todo se repete ao longo do tempo.

Para a solução do PETDIN são usados dois valores distintos para o parâmetro de prioridade de alocação na rede ( $\delta_k$ ). Foi adotada uma estratégia que diminua a probabilidade de alteração de configuração dos LSPs (re-roteamentos e mudanças de larguras de banda) ao longo do tempo. Para tanto, foi adotado um valor de prioridade de configuração, denominado de valor de *setup*, quando o fluxo é recém admitido na rede e um valor de manutenção, denominado de valor de *holding*, quando o fluxo já esta previamente admitido na rede. Um valor elevado da prioridade *setup* indica que o fluxo tem alta prioridade em ser admitido na rede. Um valor alto de prioridade *holding* indica que o fluxo tem alta prioridade em manter a sua configuração (rota e largura de banda).

## 5.1. Resultados obtidos na solução do PETDIN

Nesta etapa procurou-se avaliar o impacto da solução do PETDIN nos parâmetros de QoS analisados neste trabalho: vazão e atraso fim-a-fim. Para tanto foi utilizado o simulador de rede Network Simulator (NS) [VINT, 2003], com o módulo de extensão do NS denominado MPLS Network Simulator (MNS) [Ahn and Chun, 2002].

Foram executados vários casos de simulação com uma menor quantidade de fluxos, do que nos casos apresentados na seção 4. Isto se deve ao fato de que o módulo de implementação de MPLS do NS tem limitações em processar um grande número de fluxos de dados. As características dos fluxos e a topologia adotada é similar a da seção 4, com a redução da capacidade dos enlaces de núcleo para 2 Mbps e dos enlaces de acesso para 500 Kbps, para simular uma rede altamente carregada.

Foram injetados na rede 407 fluxos de dados no intervalo de simulação, que foi de 1 hora. Destes, 10 fluxos são do tipo alta prioridade, com duração de transmissão variando de 5 a 45 minutos. A cada rodada de otimização foram processados simultaneamente, em média, 50 fluxos de dados. Com esta configuração os parâmetros de desempenho da rede puderam ser avaliados pela comparação dos resultados de roteamento e controle de admissão baseado em PHP com os resultados obtidos pelo uso de protocolos do tipo Interior Gateway Protocol (IGP) de roteamento convencional — RIP e OSPF.

A partir dos resultados, os fluxos de alta prioridade foram divididos em três categorias, de acordo com o grau de satisfação da QoS: *ótimo*, onde a vazão desejada (maior nível de transmissão do fluxo) foi alcançada; *bom*, onde a vazão média obtida alcançou mais que 70% do valor máximo desejado; e *regular*, onde a vazão média obtida alcançou entre 51 % e 53 % do valor máximo desejado.

A tabela 1 mostra os valores médios de vazão e atraso computados no intervalo de transmissão de cada fluxo de alta prioridade, comparados com os respectivos valores máximos desejados.

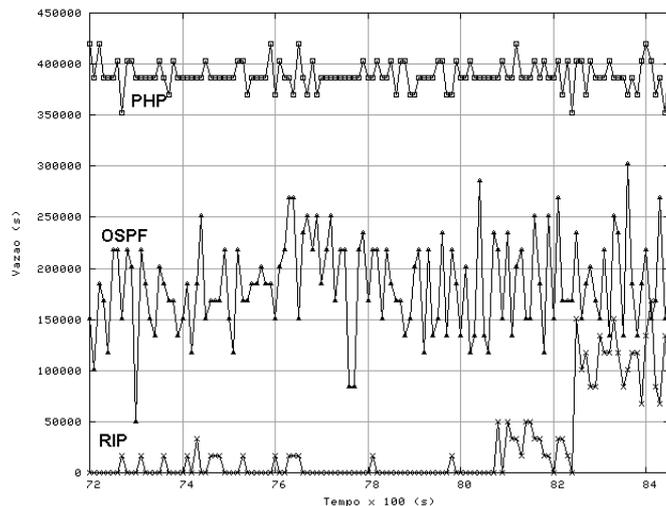
**Tabela 1: Valores dos parâmetros de QoS analisados, para os fluxos de alta prioridade**

<b>Identificador do Fluxo</b>	<b>Vazão Desejada (Kbps)</b>	<b>Vazão Média Obtida (Kbps)</b>	<b>Atraso Desejado (ms)</b>	<b>Atraso Médio Obtido (ms)</b>	<b>Satisfação de QoS</b>
102	567	567	50	20	Ótimo
142	404	404	40	20	Ótimo
299	447	447	40	10	Ótimo
014	608	450	60	50	Bom
311	527	390	40	25	Bom
391	680	500	40	15	Bom
154	753	390	60	50	Regular
234	764	400	60	50	Regular
295	737	380	40	25	Regular

Selecionou-se um fluxo para análise do vazão e atraso fim-a-fim ao longo do

tempo, o o fluxo 234 da categoria "regular". Para todos os fluxos de alta prioridade não houveram violações de atraso.

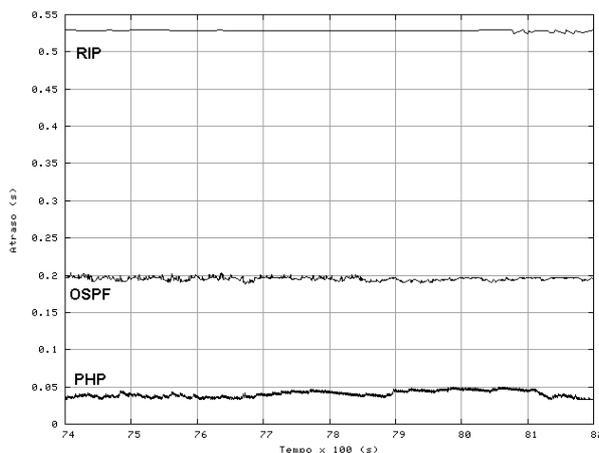
A figura 4 mostra a vazão de um dos fluxos amostra, obtida com o emprego do PHP, comparadas com a vazões obtidas pelo uso dos protocolos IGP.



**Figura 4: Vazão do fluxo 234 ao longo do tempo, pelo uso do PHP comparado com RIP e OSPF**

Pela observação da figura 4 podemos concluir que a vazão obtida pelo uso do procedimento PHP é muito maior que a obtida pelos protocolos de roteamento convencional. Como a solução do PHP implica na eliminação dos congestionamentos e priorização de admissão dos fluxos de alta prioridade, a vazão tende a ser praticamente constante ao longo do tempo, no nível selecionado. Mesmo neste que foi um dos piores casos, a vazão obtida pelo PHP é superior a obtida pelo emprego do RIP e OSPF e tem pouca oscilação na sua amplitude.

As figura 5 mostra o atraso fim-a-fim do fluxo amostra, obtidos com o emprego da abordagem PHP, RIP e OSPF.



**Figura 5: Atraso fim-a-fim do fluxo 234 ao longo do tempo, pelo uso do PHP comparado com RIP e OSPF**

A observação das figura 5 mostra que o atraso fim-a-fim obtido pelo emprego do PHP é pelo menos 4 vezes menor que os atrasos obtidos pelo roteamento convencional em ambas amostras. Além disso, com o uso do RIP a restrição de atraso do fluxo 234 é violada.

## 5.2. Controle de admissão

Os resultados obtidos indicam que os fluxos de alta prioridade apresentaram uma grande melhoria da QoS quando é empregado procedimento PHP para solução do PETDIN, em comparação ao uso de roteamento convencional IGP. O comportamento da vazão e atraso fim-a-fim de todos os fluxos de alta prioridade, que não foram apresentados, segue os resultados apontados para os fluxos amostra.

No entanto, o preço pago pela melhoria de QoS dos fluxos de alta prioridade, em uma rede altamente carregada, é uma redução na QoS de alguns fluxos de dados de baixa prioridade, devido a ação do controle de admissão do PHP, que provoca, entre outros, os seguintes efeitos: (i) rejeição de fluxos de baixa prioridade em determinadas rodadas do PHP, pela insuficiência de recursos de rede; (ii) aumento do tempo de espera de admissão dos fluxos de baixa prioridade, que são rejeitados durante algumas das rodadas de otimização e (iii) redução do nível de transmissão de alguns fluxos de dados, quando a carga da rede é muito elevada.

A seguir, são apresentados e comentados alguns dos resultados obtidos nos experimentos realizados e relacionados ao controle de admissão.

A média de rejeições por rodada de otimização foi relativamente pequena, ficando em torno de 3 %, ocorrendo somente com fluxos de baixa prioridade.

Os fluxos de alta prioridade, como observado nos experimentos, aguardam somente um tempo de admissão curto, suficiente para processamento do PHP, não ultrapassando os 5 ms (tempo equivalente ao atraso dos enlaces de núcleo). Em torno de 3% dos fluxos de baixa prioridade aguardam de 5 a 10 s para serem admitidos na rede, o que é um tempo relativamente alto. Em torno de 12 % são excluídos da fila de admissão por atingirem um tempo limite (time out) de 60 segundos, para garantir uma maior alocação de recursos para os fluxos de alta prioridade.

Estes dados indicam que a degradação da qualidade dos fluxos de baixa prioridade é tolerável, tendo em vista o cenário de alto congestionamento experimentado. A taxa de perdas global (razão percentual entre o número de pacotes de dados transmitidos e pacotes de dados efetivamente recebidos), quando é empregado o protocolo de roteamento RIP é de 52,14 %, usando roteamento OSPF é de 36.85 %, evidenciando a alta carga de trabalho para a topologia experimentada. O *PHP*, por empregar um controle de admissão, não apresenta perdas de pacotes, pois rejeita alguns fluxos de dados na eminência do congestionamento.

## 6. Trabalhos relacionados

Para a solução de problemas de ET estáticos, onde o processo de otimização ocorre num intervalo definido de tempo ou de forma sazonal, uma das abordagens de solução baseia-se no uso da Relaxação Lagrangeana (RL), que pode encontrar soluções

ótimas ou sub-ótimas, como apresentadas em [Dias et al., 2003a], [Dias et al., 2003b] e [Cardoso et al., 2001]. Estes trabalhos propõem o uso da RL para solução de problemas de planejamento de capacidade de redes. Apesar de poderem ser resolvidos em tempo polinomial, seu emprego para solução de problemas de ET dinâmicos são limitados a pequenas topologias de rede, pelo elevado tempo de execução obtidos com esta abordagem.

Uma das abordagens utilizadas em problemas de ET dinâmicos emprega o algoritmo da mínima interferência — Minimal Interference Routing Algorithm (MIRA) descrito em [Kodialam and Lakshman, 2000]. O MIRA busca a seleção de caminhos de rede que maximizem os fluxos dos dados, de forma que a rota selecionada interfira minimamente na maximização dos fluxos que serão encaminhados nas outras rotas. Para tanto, ele usa o algoritmo *maxflow* [Cormen et al., 1990]. Em [Suri et al., 2001], o MIRA é empregado para implementação de um controle de admissão que evite a violação da largura de banda dos enlaces e atenda as especificações de vazão definidas em um acordo de nível de serviço — Service Level Agreement (SLA). O principal problema do MIRA é a complexidade do algoritmo *maxflow*, limitando a escalabilidade da solução. Em geral, a solução do MIRA tem complexidade proporcional ao quadrado do número de enlaces das topologias [Kodialam and Lakshman, 2000], enquanto o *PHP* varia logaritmicamente. Os problemas resolvidos pelo uso do MIRA tem somente uma única família de restrições a serem verificadas (capacidade de transmissão dos enlaces), nem emprega um controle de admissão. O PHP, por outro lado, além das restrições de largura de banda, respeita as restrições de atraso fim-a-fim dos fluxos de dados.

Uma outra abordagem para solução de problemas de ET dinâmicos se baseia no balanceamento de carga entre os enlaces de rede, de forma que não viole a capacidade dos enlaces, sem contudo, otimizar algum parâmetro de interesse, como a vazão dos fluxos de dados. Entre os trabalhos deste tipo de abordagem podemos citar [Salvadori and Batiti, 2003]. Nenhuma restrição adicional, além da capacidade dos enlaces é verificada na solução do problema proposto pelos autores, enquanto na abordagem proposta, se objetiva a maximização de vazão sujeita a duas restrições (largura de banda dos enlaces e atraso fim-a-fim dos fluxos de dados).

Por fim, pode-se citar abordagens onde se busca otimizar o uso dos recursos da rede, respeitando-se uma ou mais restrições. Nesta categoria de problemas podemos citar o trabalho de [Banerjee and Sidhu, 2002], onde são apresentadas heurísticas para solução de um problema de ET dinâmico, multi-objetivo (visando a minimização da redução das taxas de transmissão dos fluxos; minimização dos custos dos enlaces — i.e atraso de transmissão; minimização de caminhos críticos que possam levar ao congestionamento), sujeito à múltiplas restrições (largura de banda dos enlaces e atraso fim-a-fim dos fluxos de dados). O PHP se enquadra nesta categoria de problemas, apesar de ser mono-objetivo (maximização da vazão global). Já está em estudo um novo modelo de solução para o PET, com um objetivo de ET adicional — minimização das rejeições de fluxos de dados.

A presente proposta de trabalho, surge como uma alternativa viável para solução de problemas de ET dinâmicos, sujeito a múltiplas restrições de QoS, com eficiência e escalabilidade superior aos métodos tradicionais que empregam Relaxação Lagrangeana e o MIRA. Além disso, um propriedade não encontrada nos trabalhos citados é a abordagem de controle de admissão que se baseia na configuração da largura de banda e a seleção das rotas dos LSPs, de acordo com uma estratégia de diferenciação de serviços, baseada

no parâmetro de prioridade de admissão. Neste controle de admissão, a especificação da vazão em níveis, favorecendo o uso de notação de programação linear inteira, também é um aspecto relevante e inédito.

## 7. Conclusões e perspectivas futuras

Diante do exposto nas seções anteriores, o uso do procedimento PHP é eficiente para solução de problemas de ET dinâmicos, podendo ser empregado sem grandes alterações na infra-estrutura de rede pré-existente. O seu emprego melhora a qualidade de serviço dos fluxos de alta prioridade, seguindo uma estratégia de diferenciação de serviços, em detrimento dos fluxos de baixa prioridade, sendo útil em cenários de operadoras de telecomunicações que desejam oferecer contratos de nível de serviço diferenciados para os seus clientes.

Mostrou-se, neste artigo, que o PHP proporciona um bom grau de otimalidade, com baixo custo computacional e que a complexidade do PHP é inferior ou similar à complexidade dos principais algoritmos de solução de problemas de ET. Além disso, o PHP, ao contrário das outras abordagens, emprega um controle de admissão que proporciona uma diferenciação de serviços.

Pretende-se continuar este trabalho na direção do desenvolvimento de novos modelos matemáticos para ET dinâmica, multi-objetivo, com maior número de restrições. Um novo modelo teria como objetivo de ET adicional a minimização de rejeições de fluxos de dados em cada rodada de otimização. Além disso, poderia ser incluída uma restrição adicional, que garantisse uma taxa de transmissão mínima (diferente de zero) para os fluxos de dados.

Do ponto de vista de implementação da proposta, se pretende desenvolver uma versão do PHP com suporte a execução paralela, visando o incremento da eficiência e possibilidade de execução em topologias de rede com grande complexidade e elevada carga de trabalho. Com isso, pretende-se implementar um protótipo de infra-estrutura de gerenciamento de ET baseado no PHP, que possibilite a gestão dos Contratos de Nível de Serviço — Service Level Agreements (SLAs), baseados nos algoritmos de otimização propostos.

## Referências

- Ahn, G. and Chun, W. (2002). Architecture of MPLS network simulator (MNS). Technical report, Department of Computer Engineering, Chungman University of Korea.
- Awduche, D., Malcom, J., Agogbua, J., O'Dell, J., and McManus, J. (1999). Requirements for traffic engineering over mpls—request for comments.
- Awduche, e. a. (2001). RFC 3209: RSVP-TE: Extensions to RSVP for LSP tunnels—request for comments.
- Banerjee, G. and Sidhu, D. (2002). Comparative analysis of path computation techniques for MPLS traffic engineering. *Computer Networks: The Int. Journal of Computer and Telecommunications Networking*, 40(1):149–165.

- Blake, e. a. (1998). RFC 2475: An Architecture for Differentiated Services — request for comments.
- Callon, R., Rosen, E., and Viswanathan, C. (2001). RFC 3031. Multiprotocol label switching architecture—request for comments.
- Cardoso, L., Patro, J., Lopes, C., de Sousa, A., and Valadas, R. (2001). A Tool for MPLS Traffic Engineering. In *III Conferência de Telecomunicações*, Figueira da Foz. Portugal.
- Cormen, T. H., Leiserson, C. E., and Rivest, R. L. (1990). *Introduction to Algorithms*. MIT Press.
- Dash (2002). *Xpress-MP User Guide*. Dash.
- Dias, R., Camponogara, E., Farines, J.-M., Willrich, R., and Campestrini, A. (2003a). Implementing Traffic Engineering in MPLS-based IP networks with Lagrangean Relaxation. In *IEEE ISCC*.
- Dias, R., Camponogara, E., Farines, J.-M., Willrich, R., and Campestrini, A. (2003b). Otimização Lagrangeana em Engenharia de Tráfego para Redes IP sobre MPLS. In *XXI Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, pages 475–490, Natal. Brasil.
- Girish, M., Zhou, B., and Hu, J. (2000). Formulation of the Traffic Engineering Problems in MPLS Based IP Networks. In *IEEE ISCC*.
- Goldberg, M. C. and Luna, H. P. L. (2000). *Otimização Combinatória e Programação Linear*. Campus.
- Jamoussi (2002). RFC 3212: Constraint-based LSP setup using LDP — request for comments.
- Kodialam, K. and Lakshman, T. (2000). Minimum Interference Routing with Applications to MPLS Traffic Engineering. In *IEEE INFOCOM*.
- Michalewicz, Z. and Fogel, D. B. (2000). *How to Solve It: Modern Heuristics*. Springer-Verlag.
- Nemhauser, G. L. and Wolsey, L. A. (1988). *Integer and Combinatorial Optimization*. John Wiley & Sons.
- Papadimitriou, C. H. (1998). NP-completeness: A retrospective. In *ICALP*.
- Salvadori, E. and Batiti, R. (2003). A Load Balancing Scheme for Congestion Control in MPLS Networks. In *IEEE ISCC*.
- Suri, S., Waldvogel, M., and Warkhede, P. R. (2001). Profile-Based Routing: A New Framework for MPLS Traffic Engineering. In *Quality of future Internet Services*, number 2156 in Lecture Notes in Computer Science, pages 138–157, Berlin.
- VINT (2003). *Network Simulator (NS)* — <http://www.isi.edu/nsnam/ns>.
- Wolsey, L. A. (1998). *Integer Programming*. John Wiley & Sons.