

# Otimização Lagrangeana em Engenharia de Tráfego para Redes IP sobre MPLS\*

Roberto Alexandre Dias<sup>1</sup>, Eduardo Camponogara<sup>2</sup>, †Jean-Marie Farines<sup>2</sup>, Roberto Willrich<sup>3</sup>, Adriano Campestrini<sup>3</sup>

<sup>1</sup>Centro Federal de Educação Tecnológica de SC – Gerência Educacional de Eletrônica  
CEP 88020-300 – Florianópolis – SC – Brasil

<sup>2</sup>Universidade Federal de Santa Catarina – Departamento de Automação e Sistemas  
CEP 88040-900 – Florianópolis – SC – Brasil

<sup>3</sup>Universidade Federal de Santa Catarina – Departamento de Informática e Estatística  
CEP 88040-990 – Florianópolis – SC – Brasil

roberto@cefetsc.edu.br {farines, camponog}@das.ufsc.br  
{willrich, campes}@inf.ufsc.br

**Abstract.** *In this paper we present optimization-based techniques for traffic engineering (TE) problems in IP networks over Multiprotocol Label Switching (MPLS). We model the TE tasks as a mathematical programming problem and propose heuristic algorithms to approximately solve this computationally hard problem. The use of Lagrangean relaxation together with heuristics proved to be effective, meaning that near-optimal solutions were reached within a sort time bound. The experimental results demonstrate that the Lagrangean-based routing algorithm proposed herein, outperforms standard algorithms, with respect to performance parameters such as throughput and data packet-loss rate.*

**Resumo.** *Neste artigo apresentamos técnicas de otimização aplicada a problemas de engenharia de tráfego (ET) em redes IP sobre o Multiprotocol Label Switching (MPLS). Nós modelamos as tarefas de ET como um problema de programação matemática e propusemos algoritmos heurísticos que encontram soluções próximas das ótimas. O uso da relaxação Lagrangeana junto com heurísticas habilita a computação de soluções de qualidade em tempo curto. Os resultados obtidos demonstram que o roteamento Lagrangeano, proposto neste artigo, supera os algoritmos padrão, em relação aos parâmetros de desempenho como vazão e taxa de perda de pacotes de dados.*

---

\* Este trabalho foi parcialmente financiado pelo CNPq, junto ao projeto UCER – processo: 610085/01-8.

† Bolsista do CNPq – processo 200661/87-6

## 1. Introdução

O crescimento exponencial da Internet e o surgimento de aplicações com novos requisitos de qualidade, têm exigido que as operadoras de telecomunicações empreguem estratégias que permitam a diferenciação de seus serviços de comunicação. Dentro deste contexto destaca-se a Engenharia de Tráfego (ET), que é um processo de controle dos fluxos de dados em uma rede, de forma a otimizar a utilização de seus recursos. Dentre os principais objetivos de ET podemos citar: redução de congestionamentos, uso mais eficiente dos recursos de rede, satisfação dos requisitos das aplicações e usuários, aumento de rendimento da rede.

Neste contexto, o MPLS surge como elemento de suporte a ET em redes baseadas no protocolo IP, uma vez que implementa o paradigma de roteamento explícito, onde os pacotes de dados são transmitidos em caminhos virtuais denominados Label Switched Paths (LSPs). Os protocolos de sinalização do MPLS como o RSVP-TE [RFC 3209] e o CR-LDP [RFC 3212], abrem um campo promissor para o roteamento baseado em QoS (QoS routing) [Wang 1999], onde a seleção dos caminhos a serem configurados nos LSPs pode estar sujeita a restrições de QoS, expressas em termos de métricas como: largura de banda mínima, atraso e variação de atraso máximos e taxa de perda máxima de pacotes.

Os objetivos de nossa pesquisa estão relacionados com o desenvolvimento de algoritmos de otimização que permitem gerenciar automaticamente o tráfego em uma rede delimitada por um domínio administrativo. As etapas da pesquisa envolvem: (i) modelagem dos problemas de ET em programação matemática; (ii) desenvolvimento de algoritmos para a solução de problemas de programação matemática empregando heurísticas; (iii) definição de uma arquitetura para execução centralizada dos algoritmos por uma entidade de gerenciamento de políticas de admissão e controle.

Este artigo apresenta a solução de um problema de otimização de tráfego em uma topologia de rede similar àquelas encontrada em “backbones” de provedores de serviços de acesso à Internet. A solução consiste em minimizar o atraso fim-a-fim de todos os fluxos de dados que atravessam os enlaces da rede, restritos pelas larguras de banda respectivas. Como resultado, o congestionamento de forma global na rede é reduzido. As soluções do problema de otimização tenderão a oferecer os caminhos com menores atrasos de transmissão, à medida que o objetivo de ET é atingido.

A formulação matemática da tarefa de gerenciamento do tráfego, no entanto, dá origem a um problema em programação matemática cuja solução computacional não pode ser obtida em tempo polinomial. Para este fim, este artigo propõe o uso da técnica de relaxação Lagrangeana, o que permite obter resultados próximos dos valores ótimos, em um intervalo de tempo razoavelmente curto.

Nosso objetivo, neste artigo, foi avaliar a qualidade e o tempo computacional das soluções computadas por nossos algoritmos, confrontando estes resultados com soluções ótimas, obtidas por um pacote de programação matemática de eficiência reconhecida. Para validar a adequação do modelo e das soluções encontradas, foram executadas simulações de um cenário de rede em condição de operação em torno do limite de congestionamento. Além disso, mostramos como os resultados obtidos nesta abordagem poderão ser estendidos para solução de um outro problema de ET mais

complexo, que corresponde à maximização da vazão com priorização de tráfego, sujeita a múltiplas restrições de QoS para os fluxos de dados transmitidos na rede.

Nossos experimentos demonstram que os resultados dos algoritmos propostos têm boa qualidade para a solução apresentada neste trabalho. Ao serem confrontados com a solução ótima obtida pelo pacote de programação matemática Xpress<sup>‡</sup> [Dash 2002], os resultados obtidos são próximos, mas com desempenho computacional superior.

Finalmente, para confirmar o efeito do uso de nossa abordagem na redução do congestionamento da rede, foram executados experimentos de simulação para medição da vazão e taxa de perda de pacotes, em várias instâncias de um cenário de rede representativo. Nestas simulações foram empregadas as rotas definidas por nossos algoritmos de otimização e rotas definidas por algoritmos de roteamento intradomínio comumente encontrados em redes IP – RIP e IS-IS. A comparação dos resultados foi globalmente favorável a proposta feita neste artigo.

A organização das demais seções do artigo é apresentada a seguir. A seção 2 apresenta as características de suporte à engenharia de tráfego em redes IP, fornecido pelo MPLS. A seção 3 apresenta o problema de engenharia de tráfego e sua formulação matemática. A seção 4 apresenta a abordagem de solução do problema. A seção 5 apresenta a metodologia de validação e geração de carga de trabalho. A seção 6 apresenta os resultados obtidos e os comentários. A seção 7 as conclusões e perspectivas futuras.

## **2. Suporte à Engenharia de Tráfego (ET)**

Os algoritmos de roteamento atualmente em uso em redes como a Internet, objetivam minimizar métricas de caminhos mais curtos tais como número de saltos entre origem e destino de um dado fluxo de dados. Do ponto de vista de QoS, nem sempre o caminho mais curto é o caminho que apresenta o melhor conjunto de recursos necessários a uma aplicação.

Na maioria das redes atuais, quando enlaces começam a apresentar tendência de congestionamento, a alternativa mais comum para solução deste problema é o aumento da capacidade dos mesmos. Com o crescimento das redes e o crescimento da demanda de recursos por parte das aplicações, surge a necessidade de uma abordagem mais eficiente e menos custosa de provisionamento da rede. Neste sentido, o emprego de técnicas de engenharia de tráfego, vem a contribuir significativamente com a evolução das redes de computadores.

O resultado direto da ação da engenharia de tráfego é o estabelecimento de um balanceamento de carga nos enlaces de rede, de modo a reduzir os congestionamentos e otimizar a utilização dos seus recursos. Dentre as potencialidades oferecidas pelo emprego de técnicas de engenharia de tráfego, podemos citar:

- redução de pontos de congestionamento, que representam gargalos na rede;
- re-roteamento rápido de fluxos de dados em caso de falhas;

---

<sup>‡</sup> Agradecimento a Dash Associates pela concessão de uso do software Xpress-MP

- redução de custos pelo melhor aproveitamento dos enlaces, com uso mais eficiente da banda disponível;
- melhoria geral na qualidade de serviço, pela redução da taxa de perdas de pacotes e redução da variação de atraso.

Para tanto definimos dois tipos de execução de problemas de ET: (i) ET com processamento “*global*” quando todos os fluxos de dados são conhecidos a priori; e (ii) ET com processamento “*incremental*” quando os fluxos de dados chegam um a um, sem que se conheçam as demandas futuras. Na continuidade do artigo passaremos a chamá-las respectivamente ET “*global*” e ET “*incremental*”.

Uma das vantagens da ET “*global*” é o estabelecimento do adequado provisionamento da rede, pois permite a obtenção de soluções ótimas ou próximas das ótimas. Sua utilização em problemas de planejamento de capacidade de “backbones” de operadoras de telecomunicações é apresentado em [Girish 2000]. Sua principal desvantagem é o processamento de um grande volume de informações, exigindo algoritmos eficientes para resolução em um tempo razoavelmente curto.

Na ET “*incremental*” é necessário o conhecimento dos fluxos de dados que chegam na rede a cada instante de tempo, além de exigir um conhecimento, em tempo real, do estado e disponibilidade de recursos da rede. Para tanto são necessários extensões aos protocolos de roteamento do tipo “link state” conforme [RFC 2676] e [Kompella 2002]. Nestes trabalhos é demonstrada a problemática da complexidade das mensagens de sinalização que devem ser trocadas entre os nós de rede, para que as informações de estado dos enlaces se mantenham consistentes. Estes protocolos ainda apresentam dificuldades de implementação em redes de larga escala, representando por si só um grande desafio para pesquisa e desenvolvimento.

O MPLS permite implementar o paradigma de orientação à conexão em redes IP a partir da configuração de rotas explicitamente roteadas nos LSPs, empregando-se ferramentas de engenharia de tráfego.

No nosso trabalho, a seleção das rotas a serem configuradas nos LSPs de um domínio MPLS consiste na solução um problema de ET “*global*”, modelado em programação matemática e resolvido por técnicas de otimização de sistemas e emprego de algoritmos heurísticos.

### **3. O Problema de Engenharia de Tráfego (PET)**

O problema de engenharia de tráfego “*global*” (PET) abordado neste trabalho consiste em se escolher o menor caminho que minimize o atraso de transmissão dos fluxos de dados, sujeito à restrição de largura de banda dos enlaces. Este problema é similar ao problema RSP (restricted shortest-path problem). No RSP, o caminho deve satisfazer uma restrição sobre a largura de banda dos enlaces e ser ótimo do ponto de vista do atraso. O RSP é conhecido como um problema NP-Completo [Papadimitriou 1998].

#### **3.1 Formulação matemática**

A seguir são definidos os parâmetros físicos e lógicos para esta formulação.

A topologia física da rede é modelada por um grafo direcionado  $G = (V, E)$ , onde  $V$  representa os nós da rede e  $E$  representa os enlaces. Os parâmetros que especificam as características topológicas da rede são:

- enlace com origem no nó  $i$  e término no nó  $j$ , correspondente ao arco  $(i, j)$  no grafo  $G$ ;
- capacidade de largura de banda do enlace:  $(\mu_{ij})$  e
- custo do enlace, utilizado na representação do atraso em cada enlace:  $(c_{ij})$ ;

Os parâmetros lógicos, que são relacionados aos fluxos de dados encaminhados nos LSPs, são descritos a seguir:

- número de LSPs:  $(K)$ ;
- capacidade de largura de banda do  $k$ -ésimo LSP:  $(\lambda_k)$  que corresponde à demanda de largura de banda do  $k$ -ésimo fluxo de dados;
- origem do  $k$ -ésimo fluxo de dados  $(s_k)$ ; e
- destino do  $k$ -ésimo fluxo de dados  $(d_k)$ .

Inicialmente nos concentramos na resolução do problema de roteamento de LSPs de forma “completa”. Em notação de programação matemática o problema pode ser expresso como a seguir:

$$\text{PET: } z = \text{Minimize } \sum_{(i,j) \in E} \sum_{k=1}^K c_{ij} x_{ij}^k \quad (1)$$

Sujeito a:

$$\sum_{k=1}^K \lambda_k x_{ij}^k \leq \mu_{ij} \quad \forall (i, j) \in E \quad (2)$$

$$\sum_{\{j:(i,j) \in E\}} x_{ij}^k - \sum_{\{j:(j,i) \in E\}} x_{ji}^k = b_i^k \quad \begin{matrix} k = 1, \dots, K \\ i \in V \end{matrix} \quad (3)$$

$$x_{ij}^k \in \{0, 1\} \quad k=1, \dots, K \quad \forall (i, j) \in E \quad (4)$$

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 família de restrições (2) impõe limites no tráfego sobre os enlaces, enquanto a família (3) garante que o caminho configurado para cada LSP <sub>$k$</sub>  siga uma única seqüência de nós entre o nó de origem  $(s_k)$  e destino  $(d_k)$ . A variável de decisão  $x_{ij}^k$  tem valor “1” se, e somente se, o caminho configurado no  $k$ -ésimo LSP percorre o enlace  $(i, j)$ .

#### 4. Resolução Lagrangeana do Problema de Engenharia de Tráfego

O uso de algoritmos exatos para resolver o problema de engenharia de tráfego não é viável, pois implica em um trabalho computacional árduo para instâncias típicas de operação da rede. Através do uso de algoritmos heurísticos [Michalevicz 2000] é possível obter-se uma redução dramática no tempo computacional com baixa redução

na qualidade da solução. Nós empregamos uma heurística dentro de um procedimento de relaxação Lagrangeana [Wolsey 1998] [Nemhauser 1988] o qual denominamos de Relaxação Lagrangeana com Heurística (RLH). Os principais passos deste procedimento são:

- 1) usar multiplicadores Lagrangeanos para relaxar a família de restrições (2), as “knapsack constraints”<sup>§</sup>, transformando o PET em  $K$  problemas de caminhos mínimos, um para cada fluxo de dados;
- 2) obter uma solução aproximada para o problema de relaxação Lagrangeano Dual empregando-se o algoritmo subgradiente e
- 3) finalmente processar as soluções Lagrangeanas com uma heurística que recupere a viabilidade das soluções para o problema original.

Ao final do processo, as soluções computadas definem a rota de cada fluxo de dados. A tecnologia MPLS é empregada para implementar LSPs de acordo com estas rotas, nos quais serão encaminhados os fluxos de dados. A seguir é descrito com detalhes o procedimento RLH.

Relaxando a família de restrições (2) com o vetor multiplicador Lagrangeano  $v = [v_{ij} : (i, j) \in E]$ ,  $v \geq 0$ . obtemos o seguinte Problema de Relaxação Lagrangeana (PRL)

$$\text{PRL}(v): z(v) = \text{Minimize} \sum_{(i,j) \in E} \sum_{k=1}^K [c_{ij} + v_{ij} \lambda_k] x_{ij}^k - \sum_{(i,j) \in E} v_{ij} \mu_{ij} \quad (5)$$

*Sujeito a:*

$$\sum_{\{j:(i,j) \in E\}} x_{ij}^k - \sum_{\{j:(j,i) \in E\}} x_{ji}^k = b_i^k \quad (6)$$

$$x_{ij}^k \in \{0, 1\} \quad k=1, \dots, K \quad \forall (i, j) \in E \quad (7)$$

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 variável  $v_{ij}$  é o multiplicador Lagrangeano do enlace  $(i, j)$ .

Note que a família de equações (6) acoplam somente as variáveis  $x_{ij}^k$  com o mesmo  $k$ , de forma que PRL consiste de  $K$  problemas de menor caminho. Devido ao fato de que os coeficientes das variáveis na função objetivo são não-negativos, o PRL pode ser resolvido em tempo  $O(K(n \log n + m))$  usando o algoritmo de Dijkstra para a busca do menor caminho utilizando-se um Heap de Fibonacci na implementação de uma fila de prioridades [Cormen 1990]. Note também que  $z(v)$  estabelece um limite inferior para  $z$ , o que nos conduz naturalmente a um problema Lagrangeano Dual (LD) [Bertsekas 1995]:

$$\text{LD: } z_{LD} = \text{Maximize } z(v) \quad v \geq 0 \quad (8)$$

<sup>§</sup> A literatura se refere as restrições knapsack como uma desigualdade do tipo:  $\sum a_j x_j \leq b$  onde todas as variáveis relevantes  $x_j$  são binárias e onde  $b$  e todos os coeficientes  $a_j$  são inteiros positivos.

Embora o valor  $z_{LD}$  não seja maior que o limite inferior através da relaxação linear de PET, a solução do problema Lagrangeano Dual tipicamente produz soluções próximas da ótima. Para resolver o problema Lagrangeano Dual, nós empregamos o algoritmo subgradiente [Wolsey 1998] [Nemhauser 1988]. Para recuperar a viabilidade primal, nós empregamos uma heurística. Ambos algoritmos serão detalhados nas próximas sub-seções.

#### 4.1 Algoritmo subgradiente

O problema LD é côncavo, porém não diferenciável, o que impede o uso de algoritmos que empreguem de forma eficiente gradientes. Tecnicamente falando, LD não tem um único e bem definido gradiente para os pontos factíveis, existindo potencialmente um número infinito de subgradientes nos pontos de descontinuidade. A fim de solucionar este problema nós empregamos o algoritmo subgradiente o qual pode ser visto como uma adaptação do algoritmo de descenso para o domínio das funções não diferenciáveis.

De uma maneira simples, o algoritmo subgradiente usa o multiplicador Lagrangeano  $v_{ij}$  como uma função de penalidade para evitar a violação da restrição de largura de banda do enlace  $(i, j)$ . Se a restrição não é violada pela solução corrente então  $v_{ij}$  é decrementado de um valor que depende do valor de seu subgradiente e uma nova iteração é executada até que a convergência seja atingida. No final do processo, o algoritmo tem como resultado um valor definido como o maior limite inferior para  $z$ , o qual denominamos  $z_{max}$  que corresponde a uma solução candidata, a qual denominamos de  $x_{max}$ . Se  $x_{max}$  não viola nenhuma restrição do problema de engenharia de tráfego, então  $x_{max}$  é a solução ótima de PET. O custo computacional do algoritmo subgradiente é  $O(TK(n \log n + m))$ .

#### 4.2 Heurística de Recuperação de Viabilidade (HRV)

Mesmo que o algoritmo subgradiente encontre uma solução ótima  $x_{LD}$  para LD, o problema dual, não há garantia que  $x_{LD}$  seja uma solução viável para PET, em virtude da folga entre as soluções dual e primal. Sendo assim, a fim de recuperar a viabilidade das soluções para PET foi desenvolvida uma heurística que toma a solução  $x_{LD}$  como ponto de partida para a obtenção de uma nova solução  $x_H$  que evite a violação das restrições de largura de banda, denominada “Heurística de Recuperação de Viabilidade” (HRV) cujo algoritmo é descrito no quadro 1.

Seja  $x_H = \{x_{ij}^k\}$  a solução inicial para o problema PET onde:  $x_{ij}^k = 0$  para todo  $k$  e  $(i, j)$

Seja  $l = \langle l_1, \dots, l_K \rangle$  uma permutação  $\{1, \dots, K\}$  tal que  $\lambda^{l_t} \geq \lambda^{l_{t+1}}$  para  $t = 1, \dots, (K-1)$

Seja  $t = 0$

Seja  $G^t = G$  o grafo da rede residual, ou seja, o conjunto de enlaces onde ainda exista capacidade de transmissão após a alocação dos LSPs pela solução inicial  $x_H$

Para  $t = 1, \dots, K$

Seja  $p^{l_t}$  o caminho para o  $l_t$ -ésimo LSP de acordo com a solução  $x_{LD}$

Se  $p^{l_t}$  pode ser roteado em  $G^t$  sem violar as restrições:

Aloque o recurso ao longo do caminho  $p^{l_t}$  para o  $l_t$ -ésimo LSP

Atualize a solução  $x_H$  com este novo caminho

Reduza a capacidade da rede residual  $G^t$  de  $\lambda^{l_t}$  unidades ao longo do caminho  $p^{l_t}$ , obtendo  $G^{t+1}$

Caso contrário

Use o algoritmo de Dijkstra para encontrar um caminho alternativo  $p$  para o  $l_t$ -ésimo LSP em  $G^t$

Se o caminho  $p$  existir, então aloque os recursos ao longo de  $p$  para o  $l_t$ -ésimo LSP e execute as atualizações em  $x_H$ , caso contrário, o  $l_t$ -ésimo LSP é rejeitado e  $G^{t+1} = G^t$

FimSe

FimPara

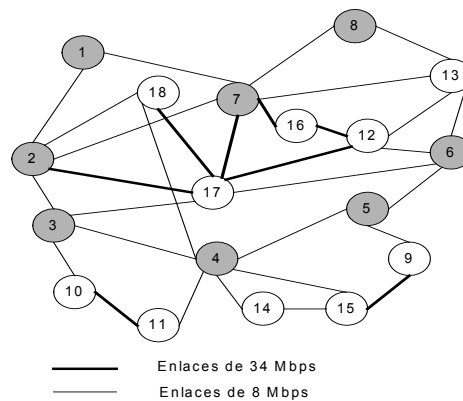
#### **Quadro 1.** Heurística de Recuperação de Viabilidade (HRV)

O custo computacional de HRV é  $O(K(n \log n + m))$ . O custo computacional total para obtenção da solução final para o problema de engenharia de tráfego (PET), usando o algoritmo subgradiente para obtenção da solução de  $x_{LD}$  e HRV para obtenção da solução  $x_H$  é, portanto,  $O(TK(n \log n + m))$ .

## **5. Validação da proposta**

Com o objetivo de validar o modelo matemático proposto e a abordagem de solução sugerida, nós conduzimos experimentos numéricos e simulações em uma topologia similar às empregadas em [Rabbat 2000],[Ricciato 2002],[Kodialam 2000] e [Banerjee 2002]. A topologia é apresentada na Figura 1. Os algoritmos propostos foram implementados em C++, sendo executados em um computador Pentium 4 de 1.2 Gigahertz, com 512 Mbytes de memória RAM. Os parâmetros de desempenho da rede, como vazão e taxa de perda de pacotes de dados, foram obtidos a partir de estudos de simulação empregando-se a plataforma Network Simulator (NS2) [VINT 2002]. Para implementar as rotas explicitamente roteadas pelos algoritmos propostos, foi empregado o protocolo CR-LDP, implementado no NS, a partir da extensão MPLS (MNS V2) [Gaeil 2001].





**Figura 1. Topologia de validação. O nós em cinza representam os pontos de entrada e saída de fluxos de dados (nós de acesso). Os nós em branco, representam os nós de “backbone”.**

A estratégia de validação consiste em (i) compararmos a qualidade e desempenho da solução diante da solução ótima produzida pelo pacote de programação linear Xpress; (ii) compararmos o efeito em métricas de desempenho da rede (vazão e taxa de perda de pacotes) empregando as rotas definidas pelas soluções heurísticas e algoritmos de roteamento convencionais, do tipo “distance vector” como o RIP e do tipo “link state”, como o IS-IS.

## 5.1 Experimentos

A fim de validar o desempenho computacional dos algoritmos e seu impacto na topologia proposta, foi adotado um esquema de geração de fluxos de dados similar a [Banerjee 2002]. Neste esquema são usados dois tipos básicos de geração de fluxos: (i) *distribuição uniforme*, onde todos os nós de acesso geram a mesma quantidade de fluxos entre si; (ii) *distribuição não uniforme*, onde são definidos nós de acesso “HOT” e “COLD”. Os nós “HOT” são aqueles que concentram 90% do volume de tráfego e os nós “COLD” 10%. A distribuição não uniforme se subdivide ainda em três subtipos: (a) 50% de nós HOT e 50% de nós COLD; (b) 90% de nós HOT e 10% de nós COLD; (c) 10% de nós HOT e 90% de nós COLD.

Foram gerados fluxos de dados do tipo CBR (Constant Bit Rate), com demandas de largura de banda obtidas de forma aleatória, variando entre 100 Kbps e 2000 Kbps. Para a distribuição uniforme foram geradas de 30 a 120 fluxos de dados e constatamos que acima dos primeiros 80 fluxos de dados, não é viável encontrar-se solução ótima, ou seja, 80 fluxos de dados em distribuição uniforme é o limite de viabilidade para obtenção de soluções que não violem as restrições de largura de banda.

Para distribuição não uniforme foram examinadas três situações. (i) tipo “a” onde foram gerados de 30 a 90 fluxos de dados, sendo que o limite de viabilidade é de 65 fluxos. (ii) tipo “b” onde foram gerados de 60 a 130 fluxos de dados, com limite de viabilidade de solução ótima em 100 fluxos; (iii) finalmente para tipo “c” onde foram gerados de 30 a 110 fluxos de dados, com limite de viabilidade em 70 fluxos.

## 5.2 Métricas de desempenho

De acordo com [Girish 2000] os critérios para análise de performance de algoritmos de otimização são: (i) otimalidade: o algoritmo garante encontrar uma

solução ótima; (ii) sub-otimalidade: o algoritmo encontra uma solução de alta qualidade (próximo da ótima) quando existem várias soluções diferentes; (iii) complexidade de tempo: tempo necessário para encontrar a solução; (iv) complexidade de espaço: quantidade de memória necessária para encontrar a solução.

Além disso, seguindo nossa estratégia de avaliação, mediremos os principais parâmetros de performance de redes: vazão e taxa de perda de pacotes, baseados no roteamento definido pelos algoritmos propostos e nos algoritmos de roteamento convencionais

## 6. Resultados Comentados da Validação

Seguindo a estratégia de validação, as Figuras 2 e 3 apresentam os resultados de desempenho computacional do procedimento RLH confrontado com o pacote de programação matemática Xpress-MP, nas várias estratégias de geração de carga de trabalho.

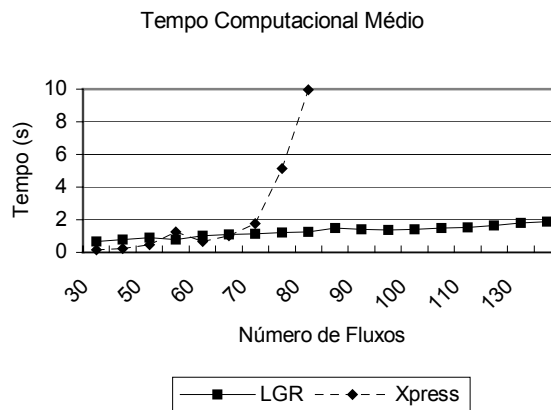


Figura 2. Tempo computacional do RLH em relação ao Xpress

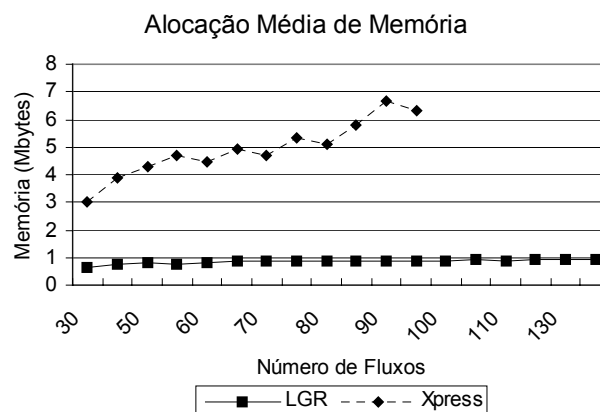


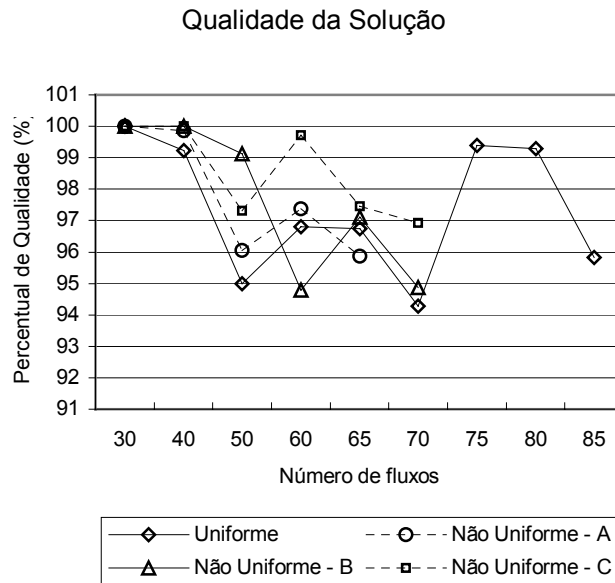
Figura 3. Alocação de memória do RLH em relação ao Xpress.

Como se pode observar na Figura 2, o tempo computacional médio exigido RLH é satisfatório sendo inferior ao consumido pelo Xpress-MP, que é um pacote de programação matemática de alto desempenho, como demonstra o “benchmark” realizado em [MILB 2002]. Um detalhe importante, é que o tempo computacional RLH

varia pouco em função do aumento da carga de trabalho e do tipo de estratégia de geração de fluxos de dados. Outro ponto importante, é que mesmo além do limite de viabilidade, o RLH consegue obter uma solução sub-ótima em tempo de processamento satisfatório. As soluções obtidas pelo Xpress-MP, próximas a esta região tendem a consumir um tempo muito grande, crescendo exponencialmente, como se previa.

Do ponto de vista de consumo médio de memória, observa-se na Figura 3 que o RLH é mais eficiente, consumindo menos memória e de forma constante, quase independente do tipo e número de fluxos de dados.

A Figura 4 apresenta a qualidade da solução (diferença percentual entre os valores ótimos computados pelo Xpress e as soluções Lagrangeanas) para as diversas estratégias de geração de fluxos de dados. Um valor de 100%, significa que o resultado obtido com o procedimento RLH obteve resultado igual ao ótimo, computado pelo Xpress. Podemos observar que a qualidade da solução é superior a 94% em todos os conjuntos de instâncias.



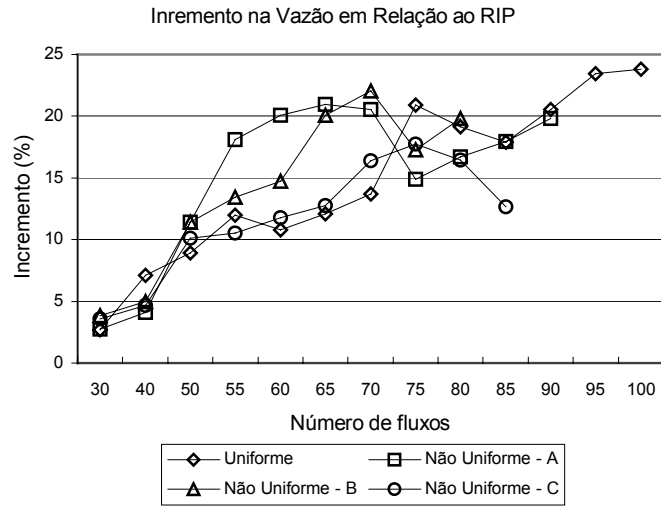
**Figura 4. Qualidade das soluções**

As Figuras 5 e 6 mostram o incremento percentual global na vazão ( $IGV_i$ ). Este acréscimo é calculado como a diferença percentual entre o somatório das vazões de todos os fluxos de dados roteados pelo procedimento RLH e o somatório das vazões obtidas com os algoritmos de roteamento convencionais (RIP e IS-IS), para as várias instâncias e estratégias de geração de fluxos de dados. A fórmula para computo de  $IGV_i$  é apresentada abaixo.

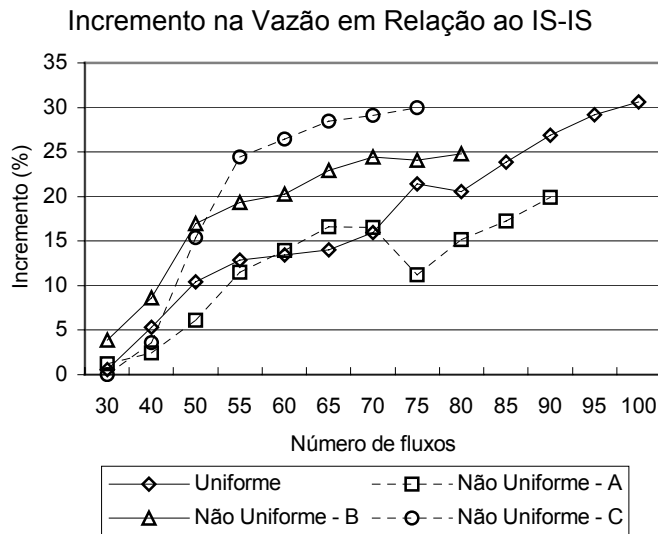
$$IGV_i = \left( \frac{\sum_{k=1}^i VazãoRLH_k - \sum_{k=1}^i VazãoRC_k}{\sum_{k=1}^i VazãoRLH_k} \right) * 100 \quad (9)$$

Onde: a)  $i$  é a quantidade de fluxos de uma dada instância  $i$  de experimentos; b)  $VazãoRLH_k$  é a vazão do  $k$ -ésimo fluxo de dados encaminhado no  $LSP_k$  da instância  $i$  empregando-se o procedimento RLH; c)  $VazãoRC_k$  é a vazão do  $k$ -ésimo fluxo de

dados encaminhado no  $LSP_k$ , empregando-se roteamento convencional (RIP ou IS-IS) da instância  $i$ .  $IGV_i$  foi computado para cada estratégia de geração de fluxo de dados.



**Figura 5. Incremento percentual na vazão produzido pelo procedimento RLH em relação ao RIP.**



**Figura 6. Incremento percentual na vazão produzido pelo procedimento LHR em relação ao IS-IS.**

Como demonstrado pelas Figuras 5 e 6, o emprego dos algoritmos Lagrangeanos tem impacto positivo na melhoria da vazão da rede. A seleção de rotas menos congestionadas a serem configuradas nos LSPs aumentando significativamente a vazão global em relação ao emprego dos algoritmos de roteamento convencionais.

A Figuras 7 e 8 mostram a redução na taxa de perdas global quando são empregadas as rotas definidas pelos algoritmos Lagrangeanos comparadas aos algoritmos convencionais de roteamento (RIP e IS-IS), nas várias estratégias de geração de fluxos.

Decremento na Perda de Pacotes em Relação ao RIP

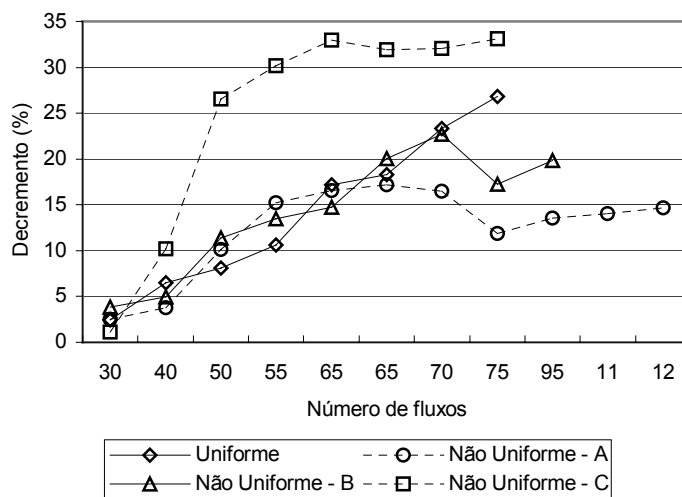


Figura 7. Decremento na perda de pacotes pelo emprego do LHR em relação ao RIP.

Decremento na Perda de Pacotes em Relação ao IS-IS

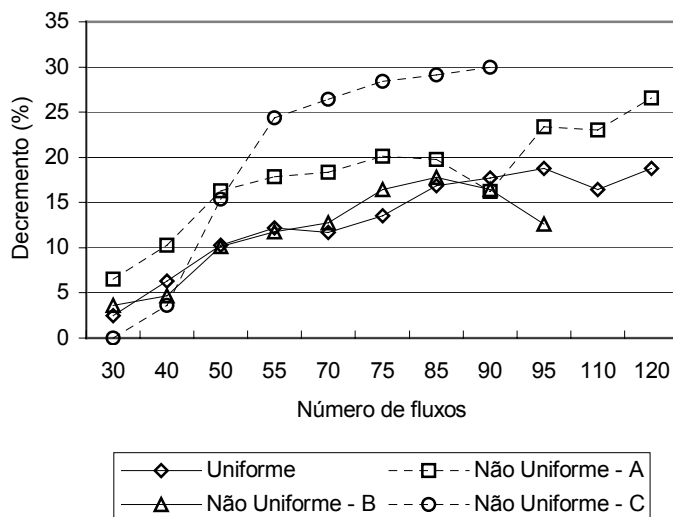


Figura 8. Decremento na perda de pacotes pelo emprego do LHR em relação ao IS-IS.

A seleção de rotas próximas das ótimas, com atendimento às restrições de largura de banda dos enlaces, diminui a perda global de pacotes na topologia, melhorando o desempenho global da rede. Podemos observar que em todas as instâncias a partir de fluxos 55 fluxos a redução é superior a 10%, tanto para o RIP como o IS-IS e nestas instâncias a rede ainda não estava saturada. Mesmo em operação sobre

congestionamento, os caminhos sugeridos pelo procedimento RLH implicam em uma perda de pacote significativamente menor do que pelo emprego do RIP e IS-IS.

## **7. Conclusões e perspectivas futuras.**

O problema tratado no artigo visa otimizar o tráfego em redes IP sobre tecnologia MPLS, no sentido de reduzir os congestionamentos pela seleção de caminhos que ao minimizar o atraso, não violem as restrições de largura de banda dos enlaces. Para tanto, o problema foi definido com sendo do tipo ET “global”, onde as informações sobre as demandas dos fluxos de dados são conhecidas antes da execução dos procedimentos de otimização. A qualidade dos serviços é melhorada na medida que os congestionamentos são reduzidos, permitindo o acréscimo da vazão dos fluxos de dados.

Este problema de ET foi projetado para operar de forma estática e em instâncias próximas a saturação do enlaces, tendo aplicação direta em planejamento de capacidade de “backbones” de operadoras de telecomunicações. Não foram definidas garantias rígidas de qualidade de serviços a serem oferecidas às aplicações. A garantia de que a capacidade de largura de banda dos enlaces não seja violada, entretanto, melhora de forma global a QoS da rede.

No entanto, o emprego da relaxação Lagrangiana e heurísticas se mostraram eficientes, permitindo a resolução do problema em tempo relativamente curto.

A direção futura de nossas pesquisas está voltada ao modelamento e resolução de um novo problema de ET, mais complexo, que visa o atendimento adequado dos requisitos das aplicações como largura de banda e atraso, bem como a utilização ótima dos recursos de rede. Neste sentido, estamos desenvolvendo um novo modelo matemático e abordagens de solução, cujo objetivo de ET é a maximização da vazão de todos os fluxos de dados a serem admitidos na rede em níveis de vazão (por ex. mínimo, regular, bom, desejado) a cada requisição. Diferentemente do modelo apresentado neste artigo, este problema de ET deverá respeitar as restrições dos fluxos de dados (aplicações) ao invés de somente restrições de capacidade dos enlaces. Estamos desenvolvendo um modelo com duas restrições de QoS: vazão mínima e atraso máximo de cada fluxo de dado, bem como levando em conta as limitações de largura de banda dos enlaces. Além disso, o modelo segue uma estratégia de diferenciação de serviços, baseado no estabelecimento de um parâmetro de priorização para cada fluxo de dados, ou seja, a função objetivo além de maximizar a vazão, vai respeitar a prioridade dos fluxos de dados no processo de admissão dos mesmos na rede.

Sendo assim, teremos duas variáveis de decisão no modelo: (i) rota a ser configurada em cada LSP; (ii) nível de largura de banda garantida em cada LSP. A decisão de se implementar estratégias de seleção de banda para os LSPs em níveis, ou seja, discretizar os requisitos de largura de banda, visa propiciar a formulação do problema empregando programação linear inteira, cuja solução tende a ser mais eficiente. Os valores e a quantidade dos níveis são parâmetros configurados a partir de critérios administrativos. Somente um nível destes deve ser configurado ao k-ésimo LSP, a partir do resultado da otimização. Além, disso, é possível utilizarmos o modelo como uma estratégia de controle de admissão, onde determinados fluxos de dados, de menor prioridade, podem não ser admitidos, se fizermos seu nível mínimo igual a zero.

Isto possibilita garantir a qualidade de serviço de aplicações mais sensíveis a parâmetros de QoS como as do tipo tempo real.

Com isso, este novo modelo permite a seleção do nível de banda ótima (máximo nível) a ser implementado nos LSPs, bem como a seleção de rotas que atendam restrições de largura de banda dos enlaces e atraso máximo dos fluxos.

A solução do problema de engenharia de tráfego para redes IP sobre MPLS deverá operar de forma automática, ou seja, a cada conjunto de fluxos de dados a serem admitidos na rede, um novo procedimento de otimização deverá ser executado. Sendo assim, pretendemos empregar ET “global” intercalada com ET “incremental”. Esta estratégia deverá funcionar da seguinte maneira: inicialmente todas as requisições de admissão de fluxos de dados que sejam submetidas à rede serão otimizadas por um procedimento similar ao RLH, descrito neste trabalho, consumindo um determinado tempo de processamento, que pode ser relativamente longo para um volume grande de fluxos de dados. Sendo assim, durante o tempo necessário ao processamento do RLH poder-se-ão executar procedimentos de ET “incremental” similares aos empregados em [Banerjee 2002] para alocar os fluxos que vão sendo injetados na rede até que o resultado da RLH esteja disponível. Após o processamento do RLH, com soluções próximas das ótimas, os LSPs são configurados. Uma nova rodada de otimização “global” intercalada com “incremental” é executada e o processo continua periodicamente. Com isto, se espera obter resultados de boa qualidade de solução e que possam ser obtidos em tempo computacional satisfatório. A vantagem desta abordagem é permitir a diferenciação dos serviços, garantindo que aplicações mais sensíveis a QoS sejam bem atendidas, com aproveitamento dos recursos de rede de forma próxima da ótima.

Os próximos passos da pesquisa são: (i) desenvolvimento de uma estratégia de otimização automática, empregando-se o novo modelo em desenvolvimento; (ii) desenvolvimento de um controle de admissão centralizado que permita implementar uma política de gerenciamento de recursos da rede, baseados em contratos de nível de serviço – “Service Level Agreements” (SLAs) pactuados entre os usuários e o provedor de serviços.

## 9. Referências

- Banerjee, G. Sidhu, Deepinder.** Comparative Analysis of Path computation techniques for MPLS Traffic Engineering. **Computer Networks 40 (2002) 149-165.**
- Bertsekas, D. P.** Nonlinear Programming. **Athena Scientific, 1995.**
- Cormen, T. H., C. E. Leiserson, and R. L. Rivest,** Introduction to Algorithms, **MIT Press, 1990.**
- Dash Associates.** Xpress- MP. <http://www.dash.com>. Obtido na Internet em Agosto de 2002.
- Gaeil, Ahn, Chun, Woojik.** Architecture of MPLS Network Simulator (MNS). Research Report. **Department of Computer Engineering, Chungman University of Korea. 2001.**
- Girish, Muckai. Zhou, Bei. Hu, Jian-Qiang.** Formulation of the Traffic Engineering Problems in MPLS Based IP Networks. **In IEEE ISCC 2000.**

- Kodialam, K. Lakshman, T.** Minimum Interference Routing with Applications to MPLS Traffic Engineering. **In IEEE INFOCOM 2000.**
- Kompella, K. Rekhter Y.** OSPF Extensions in Support of Generalized MPLS. Internet Draft. **August 2002.**
- Michalewicz, Z. e D. B. Fogel.** How to Solve It: Modern Heuristics. **Springer-Verlag, 2000.**
- MILPB.** Mixed Integer Linear Programming Benchmark (commercial codes). . <ftp://plato.asu.edu/pub/milpc.txt>. **Obtido na Internet em Agosto de 2002.**
- Nemhauser, G. L e L. A. Wolsey.** Integer and Combinatorial Optimization **John Wiley & Sons, 1988.**
- Papadimitriou, Christos H.** NP-Completeness: A Retrospective. **In Proc. of ICALP 98. Bologna, Italy, 1998.**
- Rabbat, Richard et all.** Traffic Engineering Algorithms Using MPLS for Service Differentiation. **In IEEE ICC 2000. pages 791-795. 2000.**
- RFC 2676.** QoS Routing Mechanisms and OSPF Extensions. **Request for comments. August 1999.**
- RFC 3209.** RSVP-ET: Extensions to RSVP for LSP Tunnels. **Request for Comments. December 2001.**
- RFC 3212.** Constraint-Based LSP Setup using LDP. Request for comments. **January 2002.**
- Ricciato, F. Salsano S. Belmonte Angelo.** Off-line Configuration of a MPLS over WDM Network under Time-Varyng Offered Traffic. **In IEEE INFOCOM2002.**
- VINT Project.** *Network Simulator (ns) (version 2.1b8a).* <http://www-mash-cs.berkeley.edu/ns>. **Obtido na Internet em Agosto de 2002.**
- Wang, Zheng.** On the complexity of Quality of Service Routing. **Information Processing Letters 69 (1999) 111-114. Elsevier Science. 1999.**
- Wolsey, L. A.** Integer Programming. **John Wiley & Sons, 1998.**