

Revista

Telecomunicações

Volume 12

Número 01

Abril de 2009

ISSN 1516-2338

Editorial

Artigos Científicos

- Avaliação de Desempenho de Filas baseadas na Distribuição de Lomax e na Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros: O Papel do Parâmetro β*
William H. Hisatugu e Anilton S. Garcia - UFES 1

Engenharia Aplicada

- Engenharia de Tráfego entre domínios de redes distintas*
Alberto Lotito e Marcelo Luís Francisco Abbade - PUCC 12

- Heuristic to Maximize the Open Capacity of OBS Networks with Initial Static Traffic*
K. D. R Assis - UFRB
J. C. Maranhão - UNICAMP
A. F. Santos - USP
W. F. Giozza - UNIFACS 18

- Optimization of Generalized 2x2 Mesh Topologies using an Evolutionary Algorithm*
L. H. Bonani, R. Arthur, F. R. Barbosa, R. R. F. Attux, UE. Moschim - UNICAMP 24

Revista Científica/Periódica publicada pelo Inatel - Instituto Nacional de Telecomunicações

Diretor: Wander Wilson Chaves

Vice-diretor: Carlos Roberto dos Santos

Editor

Carlos Alberto Ynoguti - Inatel

Conselho Editorial

Antônio Marcos Alberti - Inatel

Dayan Adionel Guimarães - Inatel

José Marcos Câmara Brito - Inatel

Corpo de Revisores

Anderson S. L. Gomes - UFPE

Anilton Salles Garcia - UFES

Antônio Alves Ferreira Júnior - Inatel

Antônio Marcos Alberti - Inatel

Arismar Cerqueira Sodré Júnior - UNICAMP

Carlos Roberto dos Santos - Inatel

César Kyn d'Ávila - CEDET

Diego Grosz - BELL Laboratórios USA

Dilson Frota de Moraes - Leucotron Equipamentos Ltda.

Edson Moschim - UNICAMP

Eduardo César Grizendi - Inatel

Francisco José Fraga da Silva - UFABC

Franco Callegati - DEIS

Geraldo Gil R. Gomes - Inatel

Guilherme Augusto Barucke Marcondes - Inatel

Hani Yehia - UFMG

Helio Waldman - UNICAMP

Ivanil S. Bonatti - UNICAMP

Jaime Portugheis - UNICAMP

Joel Rodrigues - Univ. da Beira Interior - Portugal

João César Moura Mota - UFC

José Antônio Justino Ribeiro - Inatel

José de Souza Lima - LINEAR

José Edimar Barbosa Oliveira - ITA

Júlio César Tibúrcio - Inatel

Luciano Leonel Mendes - Inatel

Luiz Geraldo Pedroso Meloni - UNICAMP

Márcio Lourival Xavier dos Santos - UNITAU

Marcos R. Salvador - CTIT

Maria Regina Campos Caputo - PUC-MG

Marlene Sabino Pontes - CETUC

Martin Zieher - FHTE (Alemanha)

Maurício Silveira - PUCC

Nelson Soares Wisnik - N. Wisnik Consultoria

Omar Carvalho Branquinho - CPqD

Paulo Gomide Cohn - Embassy Systems

Pierre Kaufmann - Mackenzie/INPE/UNICAMP

Rainer Doster - FHTE (Alemanha)

Renato Baldini Filho - UNICAMP

Sandro Adriano Fasolo - Inatel

Silvio Ernesto Barbin - EPUSP

Shusaburo Motoyama - UNICAMP

Wilton Ney do Amaral Pereira - UNITAU

Yuzo Iano - UNICAMP

Expediente

Assessoria de Comunicação & Marketing - ASCOM
e-mail: ascom@inatel.br

Diagramação
ASCOM
Setor de Editoração Eletrônica

Tiragem: 1.500 exemplares

Instituto Nacional de Telecomunicações
Av. João de Camargo, 510
Caixa Postal: 05
Santa Rita do Sapucaí - MG - BRASIL
CEP 37540-000
Tel: (35) 3471.9200 Fax: (35) 3471.9314
e-mail: inatel@inatel.br
<http://www.inatel.br>

Avaliação de Desempenho de Filas baseadas na Distribuição de Lomax e na Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros: O Papel do Parâmetro β

Wiliam H. Hisatugu & Anilton S. Garcia

Abstract - The increase of multimedia applications in the network towards to convergent network was changing the traffic behavior and the use of self-similar traffic modeling is generally used. The most common way to model self-similar traffic is using heavy-tailed distributions and several propose are based in the Pareto Distribution that has some different forms. Difference among these forms is handling of Pareto parameters: the shape α , the scale β and the location γ . Most works use two forms: One Parameter Pareto distribution and Two Parameters Pareto distribution. This work to investigate the influence of β parameter in a form called Lomax Distribution in queueing systems evaluation. The presented case studies verify performance of Pareto/M/1 and M/Pareto/1 models, when Pareto form is like Lomax Distribution. These evaluation uses TAM method to obtain Laplace Transform. Through study of mean and variance equation for Lomax Distribution and Two Parameters Pareto Distribution and numerical results is shown that Lomax Distribution is better than One Parameter Pareto and Two Parameters Pareto distributions.

Index Items: Pareto Distribution, Queueing Systems, Lomax Distribution, β Parameter, Transform Approximation Method.

Resumo: Desde que foi constatado que o tráfego em redes de pacotes tem características autosimilares, a pesquisa em modelagem de tráfego autosimilar tem sido uma das áreas mais exploradas. Uma das formas de tratar o tráfego autosimilar é através de funções de distribuição de cauda pesada, destacando-se entre elas a distribuição de Pareto com suas várias representações. Essas representações diferenciam-se entre si pela forma de manipulação dos seus três parâmetros: decaimento α , escala β e deslocamento γ . Este trabalho avalia a influência do parâmetro de escala β e a representação conhecida como Distribuição de Lomax em sistemas de filas. A avaliação consiste em verificar o desempenho da Distribuição de Lomax quando ela é utilizada em modelos de filas Pareto/M/1 e M/Pareto/1. Através de resultados numéricos da análise das equações da média e da variância da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros é mostrado que a Distribuição de Lomax é

uma representação da Distribuição mais adequada que as representações: Distribuição de Pareto com Um Parâmetro e Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros.

Palavras-Chave: Distribuição de Pareto, Sistemas de Filas, Distribuição de Lomax, Parâmetro β , Transform Approximation Method

I. INTRODUÇÃO

A evolução tecnológica tornou as redes de telecomunicações um campo bastante propício para o desenvolvimento de novas aplicações. Estas novas aplicações caracterizam-se pela transferência de diversos tipos de mídia como, por exemplo: áudio, vídeo, transferência de grandes arquivos e transações de base de dados. Como consequência, as aplicações e os dados utilizados por elas são de natureza multimídia. Como parte dos avanços tecnológicos, o transporte dos dados passou a ser através de redes de pacotes.

Esta evolução, também presente nas redes móveis, vem causando uma mudança nas características do tráfego que é transportado pelas redes. Essa mudança fez com que o tráfego, que tinha um comportamento conhecido, passasse a ter um comportamento desconhecido. Foi verificado que os modelos tradicionais de tráfego, descritos por Bellamy em [1], não eram adequados para o tratamento de tráfego multimídia, conforme é descrito por Leland em [2]. A busca por modelos que fossem mais adequados tornou-se um tópico de pesquisa bastante trabalhado em redes de telecomunicações. Leland, [2], verificou que o tráfego em redes de pacotes tem características de autosimilaridade.

Desde a constatação de características de autosimilaridade, a modelagem e tratamento de tráfego de redes de pacotes com processos auto similares tem se tornado um tópico de pesquisa bastante explorado. Com a constatação de que as funções de cauda pesada podem ser usadas para o tratamento de tráfego autosimilar [3], a análise de desempenho de modelos de filas baseados em funções de cauda pesada tem se intensificado, principalmente aqueles baseados na distribuição de Pareto e suas diversas representações, definidas pela manipulação de seus três parâmetros: decaimento (α), deslocamento (γ) e escala (β). Duas dessas representações são amplamente usadas no tratamento de tráfego autosimilar: a primeira onde são manipulados o decaimento (α), deslocamento (γ) e a escala (β), com a restrição de que a

Wiliam H. Hisatugu (hisatugu@ele.ufes.br) é aluno de doutorado do Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal do Espírito Santo. Membro do Grupo Wimax-UFES

Anilton S. Garcia (anilton@inf.ufes.br) é professor do Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal do Espírito Santo. Coordenador do Grupo Wimax-UFES

Av. Fernando Ferrari, s/n - Campus Universitário Goiabeiras - 29060-900 Vitória/ES

escala e o deslocamento possuem o mesmo valor, chamada de distribuição de Pareto com Dois Parâmetros; a segunda onde é manipulado o decaimento, com a escala sempre fixada em 1 e o deslocamento sempre fixado em 0, muito conhecida como Distribuição de Pareto com Um Parâmetro.

Shortle analisou modelos de filas com essas duas representações e verificou em [4] que quando se considera o deslocamento igual à escala, o desempenho do modelo tende a ser melhor do que quando o deslocamento é fixado em 0 e a escala fixada em 1. O deslocamento especificado indica o instante do início dos eventos, porém o cálculo do tempo médio de espera na fila considera também o intervalo de tempo $[0, \gamma]$. Esta propriedade afeta as medidas de desempenho dos modelos de filas que usam a representação com o deslocamento igual à escala.

A investigação realizada mostrou que a manipulação da escala (β) e do decaimento (α) fixando o deslocamento (γ) em 0 influencia de forma bastante significativa no tempo de espera em ambos os modelos de filas analisados. Essa manipulação faz com que a Distribuição de Pareto assuma a representação conhecida como Distribuição de Lomax. De forma geral, sob a mesma taxa de uso, o tempo de fila da distribuição de Lomax é menor que na distribuição de Pareto com Um Parâmetro, e maior que na distribuição de Pareto com Dois Parâmetros.

Tomando-se por base as premissas anteriores apresenta-se neste artigo uma proposta de abordagem na qual são considerados simultaneamente o decaimento (α) e a escala (β). Nesta abordagem o parâmetro de deslocamento (γ) é fixado em zero. Os resultados obtidos indicam que, com esta abordagem, a modelagem de filas baseada na representação da Distribuição de Pareto conhecida como Distribuição de Lomax é mais realista do que com a Distribuição de Pareto com Um Parâmetro e a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros.

O passo inicial deste trabalho consistiu em uma pesquisa acerca do estado da arte do uso da distribuição de Pareto em modelos de filas para tratamento de tráfego de redes de pacotes. Dessa pesquisa foi constatada a pouca utilização da representação da distribuição de Pareto que é conhecida como distribuição de Lomax. Em seguida, foi feito um estudo comparativo entre a Distribuição de Lomax e a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros tomando como base as suas respectivas equações de momento de primeira ordem e funções de densidade de probabilidade. Desse estudo verificou-se que a diferença entre as equações de momento de primeira ordem da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros é o valor estabelecido para o parâmetro γ . Este resultado é mais um indício de que o parâmetro γ é o responsável pelo menor tempo de espera na fila da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros, conforme é argumentado em [4]. Também é mostrado que o aumento da variância em relação ao incremento do parâmetro β é maior na Distribuição de Lomax do que na Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros.

Para fazer a análise da influência dessas constatações e do parâmetro de escala β no desempenho de modelos de filas, recorreu-se ao método TAM (*Transform Approximation Method*) modificado, proposto por Shortle, Fischer, Harris e

Masi em [5], para obter uma aproximação da Transformada de Laplace da distribuição de Pareto. O uso dessa técnica foi necessário devido a inexistência de uma forma fechada da Transformada de Laplace para a distribuição de Pareto. Ainda em [5], é proposto um método recursivo para obter a probabilidade de espera na fila para modelo de fila M/G/1.

Em seguida, com dados coletados dos trabalhos desenvolvidos por Shortle, Fischer, Harris e Masi em [4] e em [6], foi feita uma comparação do desempenho de modelos de filas que adotam a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros e a representação conhecida como Distribuição de Lomax. Essa comparação é feita verificando os tempos médio de espera obtidos por cada uma das representações nos modelos de fila Pareto/M/1 e M/Pareto/1.

Para propiciar uma melhor leitura, este artigo é organizado nas seguintes seções: na seção II é feita uma breve apresentação da utilização dos modelos de filas aplicados ao tratamento de tráfego em redes de pacotes; na seção III, tem-se uma apresentação geral da distribuição de Pareto, a função dos seus parâmetros e as suas representações possíveis; a influência da manipulação do parâmetro de escala β e as relações entre a média e variância da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros é tema da seção IV; uma comparação de desempenho de modelos de filas que usam a distribuição de Pareto com as duas representações – Distribuição de Lomax e Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros – é apresentada na seção V; finalmente, na seção VI são apresentadas as conclusões do trabalho.

II. MODELOS DE TRÁFEGO

O tratamento de tráfego em redes de telecomunicações começou com o uso dos modelos de filas Markovianos, baseados em processos de Poisson. Esses modelos definem que as chegadas de requisições obedecem a um processo de Poisson, com tempo entre chegadas definido por uma distribuição exponencial, e o tempo de ocupação de recursos, obedece a um processo exponencial. Com estes modelos markovianos, A. K. Erlang desenvolveu uma série de equações, descritas por Bellamy em [1], usadas para dimensionar as redes de telecomunicações: Erlang-B, usada para calcular a probabilidade de bloqueio de chamadas; Erlang-C, usado em sistemas não bloqueantes para calcular o tempo de espera que uma requisição terá de aguardar em uma fila para ser atendida. Esses modelos mostraram ser bastante eficientes no planejamento de capacidade em redes de comutação de circuitos.

Na década de 90 iniciou-se um crescimento do uso das redes de telecomunicações baseadas no transporte de pacotes, tendo como um dos pilares deste crescimento a Internet. A expansão da Internet revelou ser uma área promissora para oferecer novos serviços. Estes serviços têm como base o transporte de diferentes tipos de mídia como, por exemplo, áudio, vídeo, transações de bancos de dados e formulários. Durante algum tempo, foram usados os modelos de tráfego markovianos para fazer o planejamento de capacidade dessas redes com característica multimídia.

Contudo, em [2] Leland mostrou que o tráfego em redes

de pacotes possui características de auto-similaridade e que os tradicionais modelos de tratamento de filas baseados em Processos de Poisson não são adequados para tratar o tráfego gerado. Em [7], Norros propõe o uso do modelo Movimento Fracional Browniano para modelar tráfegos com características de autosimilaridade e em [8] Jeong, McNickle e Pawlikowskj, usam o modelos Ruido Gaussiano Fracional e Wavelets para tratar o tráfego autosimilar. Esses modelos se revelaram mais adequados para o tratamento de tráfego de redes de pacotes que os modelos de filas markovianos.

Entretanto, os modelos de filas baseados em fractais têm um tratamento matemático bastante complexo. Em [9], Huebner mostra que as funções de distribuição de cauda pesada também podem ser usadas para o tratamento de tráfego auto-similar. Uma das vantagens do tratamento de tráfego auto-similar com essas funções é a menor complexidade de manuseio, quando comparadas com os modelos baseados em fractais. Desse tipo de função destacam-se as distribuições: Lognormal, Weibull e Pareto.

Vários trabalhos têm sido desenvolvidos com modelos de tráfego com característica de autosimilaridade, dos quais são destacados dois: em [10], Gordon verifica o comportamento de modelos de tráfego auto-similar com tempo de chegada definido por uma distribuição de Pareto; em [11], Shortle propõe uma técnica para usar o Método do Equivalente Aleatório em modelos de tráfego com tempo entre chegadas definido por uma distribuição Hiper-exponencial. Durante o trabalho de revisão bibliográfica foi constatado que a distribuição de Pareto é bastante utilizada para tratar os modelos de tráfego com características autosimilares. Na próxima seção é feita uma breve apresentação do manuseio da distribuição de Pareto no tratamento de tráfego.

III. MODELAGEM DE TRÁFEGO EM REDES DE PACOTES USANDO A DISTRIBUIÇÃO DE PARETO

A. Trabalhos Relacionados ao Uso da Distribuição de Pareto em Modelagem de Tráfego

A função de distribuição de probabilidade de Pareto foi proposta por Vilfredo Pareto, e é bastante utilizada em análise estatística. Ela tem sido aplicada em várias áreas como, por exemplo, análise econômica, modelagem de confiabilidade de software e hardware e teoria de filas. Dentro de teoria de filas, ela é bastante usada para o tratamento de tráfego em redes de pacotes. A função de densidade de probabilidade e a função de distribuição cumulativa de uma das representações da distribuição de Pareto, chamada Distribuição Lomax, são ilustradas, respectivamente, nas equações (1) e (2).

$$f(x) = \frac{\alpha \beta^\alpha}{(x + \beta)^{\alpha+1}} \quad (1)$$

$$F(x) = 1 - \frac{\beta^\alpha}{(x + \beta)^\alpha} \quad (2)$$

A adequação da distribuição de Pareto para tratamento do tráfego em redes de pacotes é tema de vários trabalhos:

Gordon em [10] fez uma análise de processo de Pareto para analisar tráfego de pacotes com características autosimilares; ainda em [10], Gordon utiliza uma relação entre o parâmetro α da Distribuição de Pareto e o Parâmetro de Hurst, que é utilizado para indicar o grau de autosimilaridade do fenômeno observado; para melhor adequar a distribuição de Pareto à modelagem de tráfego autosimilar; um escalonador round-robin para um tráfego de chegada definido por uma distribuição de Pareto em redes *wireless* é proposto por Reljin e Stanojevic em [12]; e em [13], Xie, Feng e Song verificam o desempenho de uma fila com tempo de chegada definida por uma distribuição de Pareto aplicada a tráfego multimídia de redes *wireless*.

Entretanto, a distribuição de Pareto, assim como as demais funções de cauda pesada, não possui infinitos momentos. Esta limitação implica na inexistência de uma forma fechada da Transformada de Laplace da distribuição de Pareto, que é utilizada na equação para verificar o tempo de espera em modelos de fila G/M/1 [10] e [12] e na equação da probabilidade de tempo de espera em modelos M/G/1 [13].

Para valores de α menores ou igual a 2, a Distribuição de Pareto possui somente o primeiro momento finito. Sem o segundo momento, não é possível obter a sua variância. Como a equação do tempo médio de espera na fila em modelos M/G/1 usa a variância, não é possível utilizar essa equação para valores de α menores ou igual a 2. Logo, faz-se necessário utilizar a equação de probabilidade de tempo de espera em filas M/G/1. Esta característica torna a avaliação de desempenho de filas definidas por Pareto através de análise matemática um grande desafio.

Em [14], Harris e Fischer propuseram um método iterativo para obter uma aproximação da transformada de Laplace, chamado Método da Aproximação da Transformada - TAM. Objetivando aperfeiçoar o método TAM, Fischer, Gross, Masi e Shortle, em [5], apresentaram modificações na versão proposta por Harris e Fischer em [14]. Shortle também apresentou, em [15], algumas das dificuldades relacionadas com a simulação de filas com tempo de serviço definido por uma distribuição de Pareto.

Em [16], é proposto um algoritmo para encontrar uma distribuição hiperexponencial equivalente a uma Distribuição de Pareto. Aplicando essa técnica, os autores desse artigo obtêm a transformada de Laplace da Distribuição Hiperexponencial equivalente e verificam os tempos de espera na fila para o modelo M/G/1.

Uma outra investigação acerca do uso da distribuição de Pareto em modelagem de tráfego é as suas cinco formas de representação. Estas cinco formas são originárias da definição dos três parâmetros da distribuição de Pareto. Na próxima subseção é feita uma breve descrição a respeito deste tema.

B. As Diferenças das Representações da Distribuição de Pareto

Quando se trabalha com a distribuição de Pareto, é preciso definir os valores dos seus parâmetros. Com base no uso de seus parâmetros, a Distribuição de Pareto pode ser representada de várias formas, segundo Hastings e Peacock

[16]. Os parâmetros da Distribuição de Pareto são:

- O parâmetro de decaimento, α , define o quão lentamente a função de densidade de probabilidade tende a zero;
- O parâmetro β determina a escala da medida da fração de $f(x)$. A escala é um elemento geral dentro do intervalo de $F(x)$;
- Por fim, o parâmetro γ determina a abscissa de um ponto de locação do intervalo da variável;

A diferença entre essas representações reside na manipulação dos parâmetros da função. A representação apresentada em (1) permite a manipulação de α e de β com γ fixado em 0. A Tabela I, extraída de [4], ilustra as principais representações da Distribuição de Pareto.

Tendo mais de uma representação possível, é importante avaliar qual é o impacto do uso das diferentes representações da Distribuição de Pareto em suas aplicações. Em [4], Shortle, Fischer, Gross e Masi fazem uma análise comparativa entre duas dessas representações, identificadas neste trabalho como (6), onde a escala é igual ao deslocamento, e (7), onde a escala é fixada em 1 e o deslocamento é fixado em 0. No decorrer deste trabalho, é usada a nomenclatura definida em [4], a representação da equação (6) é chamada de Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros e a equação (7) é chamada de Distribuição de Pareto com Um Parâmetro. Em sua pesquisa, Shortle, Fischer, Gross e Masi [4] verificaram que a representação Distribuição de Pareto com Um Parâmetro é muito utilizada em trabalhos relacionados com a modelagem de tráfego em redes de pacotes usando a Distribuição de Pareto. Nos trabalhos apresentados em [10] e [12] a representação adotada da Distribuição de Pareto também é a Distribuição de Pareto com Um Parâmetro. Já no trabalho apresentado em [13] é adotada a representação chamada Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros.

Shortle, Fischer, Gross e Masi fizeram testes com dois modelos de filas: Pareto/M/1 e M/Pareto/1. No modelo Pareto/M/1, usando o mesmo tempo de serviço e a mesma taxa de utilização, a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros gera como resultado um tempo de espera na fila menor que a

Distribuição de Pareto com Um Parâmetro. O tempo de espera é menor também do que uma distribuição de Poisson. Esta constatação é atribuída ao parâmetro de deslocamento, pois esta representação assume a chegada do primeiro cliente só ocorre a partir do valor definido pelo parâmetro γ , que na Distribuição de Pareto com Um Parâmetro possui valor igual a zero. Ou seja, na Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros só são consideradas as chegadas a partir do tempo especificado em γ .

Para usar a equação de cálculo de tempo médio de espera em filas M/G/1 é preciso que a carga ρ seja menor que 1 e o tempo médio de serviço μ tenha variância finita, o que significa que deve ter pelo menos o segundo momento. O segundo momento da Distribuição de Pareto existe somente para valores de α maior que 2.

Em [4], Shortle, Fischer, Gross e Masi mostram que para ter a mesma média, as diversas representações da Distribuição de Pareto não usam o mesmo valor de α . Em alguns casos, para um mesmo valor de média, algumas representações usam α com valor acima de 2 e outras representações usam α com valor inferior a 2. Esta constatação é um indício de que a forma da representação da Distribuição de Pareto influencia as medições de comportamento de tráfego também nesse modelo de fila.

Usando a técnica TAM, as duas formas de Distribuição de Pareto foram comparadas quando usadas para obter a função de distribuição cumulativa do tempo médio de espera na fila $Wq(t)$. Nesta análise concluiu-se que em uma representação com dois parâmetros existe um menor congestionamento. No trabalho, não foram mostradas conclusões formais a respeito deste resultado.

O estudo desse trabalho, aliado ao amplo uso da Distribuição de Pareto no tratamento de tráfego auto-similar, instigou a uma investigação em outras representações da Distribuição de Pareto. Na próxima seção é feita uma investigação em uma outra representação da Distribuição de Pareto, descrita por (4) na Tabela I, e conhecida também como Distribuição de Lomax.

TABELA I
REPRESENTAÇÕES DA DISTRIBUIÇÃO DE PARETO

Quantidade de Parâmetros	Restrição dos Parâmetros	Função de Densidade de Probabilidade - $f(x)$	Identificação da forma
Três	$\alpha, \beta > 0$ $\gamma \geq 0$	$\frac{\alpha \beta^\alpha}{(x + \beta - \gamma)^{\alpha+1}} \quad (x \geq \gamma)$	(3)
Dois	$\alpha, \beta > 0$ $\gamma = 0$	$\frac{\alpha \beta^\alpha}{(x + \beta)^{\alpha+1}} \quad (x \geq 0)$	(4)
	$\alpha > 0, \beta = 1$ $\gamma \geq 0$	$\frac{\alpha}{(x + 1 - \gamma)^{\alpha+1}} \quad (x \geq \gamma)$	(5)
	$\alpha, \beta > 0$ $\gamma = \beta$	$\frac{\alpha \gamma^\alpha}{(x)^{\alpha+1}} \quad (x \geq \gamma)$	(6)
Um	$\alpha > 0, \beta = 1$ $\gamma = 0$	$\frac{\alpha}{(x + 1)^{\alpha+1}} \quad (x \geq 0)$	(7)

IV. INVESTIGAÇÃO SOBRE O PARÂMETRO β : DIFERENÇAS ENTRE A DISTRIBUIÇÃO DE LOMAX E A DISTRIBUIÇÃO DE PARETO COM DOIS PARÂMETROS

A. Revisão de Estudos Realizados Acerca do Parâmetro β e da Distribuição de Lomax

A representação da função de distribuição de probabilidade de Pareto com Dois Parâmetros investigada em [4] considera que os parâmetros β e γ possuem o mesmo valor. Embora exista representações da Distribuição de Pareto onde β seja independente de γ , foram encontrados poucos trabalhos que consideram a independência entre esses dois parâmetros. Em [4], Shortle, Fischer, Gross e Masi apontam que o motivo do tempo médio de espera no modelo M/Pareto/1 seja menor na representação da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros do que na Distribuição de Pareto com Um Parâmetro é o parâmetro de deslocamento γ . Para verificar a aderência desta justificativa, nesta seção é investigada a adequação e o comportamento da representação denominada (4) na Tabela I da Distribuição de Pareto. Ou seja, diferente do trabalho de Shortle, Fischer, Gross e Masi descrito em [4], fixa-se o deslocamento em zero e verifica-se o comportamento do tempo médio de espera definindo os parâmetros α e β .

Em [17], Kulldorff e Vannman indicam que a representação (4), também conhecida como Distribuição de Lomax, é mais realista que a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. Por esta razão, Kulldorff e Vannman [17] recomendam a utilização da representação chamada Distribuição de Lomax ao invés da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. Esta indicação decorre do fato que na Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros, o primeiro evento definido pela Distribuição de Pareto ocorre somente a partir da referência de tempo especificada pelo parâmetro γ . Já na Distribuição de Lomax, como o parâmetro γ tem valor fixado em 0, é assumido que a ocorrência do primeiro evento é no instante zero.

Um estudo acerca da influência do parâmetro β independente de γ , usando a Distribuição de Lomax, em modelos de filas foi realizado por Prata Junior em [18]. Nele, Prata Junior aponta através de simulações em um modelo de fila Pareto/M/1, que o uso de diferentes valores para β acarreta em diferentes tempos de espera na fila. Prata Junior também obtém uma relação explícita entre o parâmetro β e o parâmetro de Hurst. Esta relação explícita foi estabelecida através de um método de interpolação de pontos aplicado a Distribuição de Lomax. Buscando analisar com maior precisão as diferenças entre a Distribuição de Lomax e a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros, na próxima subseção é feita uma análise das equações da média e da variância dessas duas representações da Distribuição de Pareto. Dessa análise foi identificada uma relação entre a média e a variância dessas duas representações da Distribuição de Pareto.

B. Análise das equações da Média da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros

No intuito de fazer uma análise mais detalhada sobre a Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois

Parâmetros, esta subseção faz uma análise das suas respectivas equações da média e da variância. As equações da média são obtidas desenvolvendo o momento de primeira ordem para cada uma das duas representações, conforme as restrições ilustradas na Tabela I. As equações da média para a Distribuição de Lomax e a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros são ilustradas respectivamente nas equações (8) [18] e (9) [4].

$$M_{lomax} = \frac{\beta}{\alpha - 1} \tag{8}$$

$$M_{pareto\ com\ dois\ parâmetros} = \frac{\alpha \gamma}{\alpha - 1} \tag{9}$$

Através das equações (8) e (9), primeiramente, analisou-se o comportamento do parâmetro α para um determinado valor de média. Para a forma da Distribuição de Lomax, α tem um valor inferior ao da representação da Distribuição de Pareto com Um Parâmetro, que por sua vez é menor que na representação da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros.

A título de exemplificação, a Tabela II ilustra os valores do parâmetro α encontrados para uma média M de valor igual a 1.1 na Distribuição de Lomax e para a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros.

Continuando a análise da média, verifica-se se existe algum comportamento padrão que relaciona as médias da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. Essa investigação tomou como ponto de partida a diferença entre as médias das duas representações da Distribuição de Pareto, quando os parâmetro α é o mesmo para ambas as distribuições, e β tem o mesmo valor que γ . Como resultado dessa investigação, foi identificado que a diferença entre a média obtida para a Distribuição de Lomax e a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros é igual ao valor do parâmetro γ , conforme é apresentado em (10).

TABELA II
VALORES DE α PARA DIFERENTES VALORES PARA β COM MÉDIA = 1.1

β	γ	Valores de α encontrados para a Distribuição de Lomax	Valores de α encontrados para a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros
0.1	0.1	1.0909091	1.1
0.2	0.2	1.1818182	1.2222222
0.3	0.3	1.2727273	1.375
0.4	0.4	1.3636364	1.5714286
0.5	0.5	1.4545455	1.8333333
0.6	0.6	1.5454545	2.2
0.7	0.7	1.6363636	2.75
0.8	0.8	1.7272727	3.6666667
0.9	0.9	1.8181818	5.5
1	1	1.9090909	11

Parâmetros, esta subseção faz uma análise das suas respectivas equações da média e da variância. As equações da média são obtidas desenvolvendo o momento de primeira ordem para cada uma das duas representações, conforme as restrições ilustradas na Tabela I. As equações da média para a Distribuição de Lomax e a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros são ilustradas respectivamente nas equações (8) [18] e (9) [4].

$$M_{\text{pareto com dois parâmetros}} - M_{\text{lomax}}$$

$$\frac{\alpha\gamma}{\alpha-1} - \frac{\beta}{\alpha-1}, \quad \beta = \gamma \quad (10)$$

$$\frac{\alpha\gamma}{\alpha-1} - \frac{\gamma}{\alpha-1} = \frac{\gamma(\alpha-1)}{\alpha-1} = \gamma$$

O resultado do desenvolvimento de (10) é bastante interessante e esclarecedor, quanto as suspeitas levantadas em [4] a respeito da influência do parâmetro γ . A equação (10) indica que o parâmetro de deslocamento γ é a única causa da diferença entre as médias da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. A título de exemplificação foi calculado os valores das médias da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros com o valor do parâmetro α igual a 2.05 e variando os valores dos parâmetros β e γ . Os valores encontrados são apresentados na Tabela III.

TABELA III
VALORES DA MÉDIA PARA DIFERENTES VALORES E β E γ COM $\alpha = 2.05$

β	γ	Valor da Média obtida para Distribuição de Lomax (MDL)	Valor da Média obtida para a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros (MDPD)	MDPD - MDL
0.1	0.1	0.0952381	0.1952381	0.1
0.2	0.2	0.1904762	0.3904762	0.2
0.3	0.3	0.2857143	0.5857143	0.3
0.4	0.4	0.3809524	0.7809524	0.4
0.5	0.5	0.4761905	0.9761905	0.5
0.6	0.6	0.5714286	1.1714286	0.6
0.7	0.7	0.6666667	1.3666667	0.7
0.8	0.8	0.7619048	1.5619048	0.8
0.9	0.9	0.8571429	1.7571429	0.9
1	1	0.9523810	1.9523810	1

A relação explicitada em (10) é mais um indício bastante forte de que o parâmetro γ é o responsável pelo menor tempo médio de espera em filas Pareto/M/1, conforme é argumentado por Shortle, Fischer, Gross e Masi em [4].

Dando continuidade a investigação, foca-se agora na diferença entre as variâncias da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros, obtidas a partir de seus respectivos momentos de segunda ordem. As equações das variâncias da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros são ilustradas, respectivamente, em (11) [18] e em (12) [4].

$$V_{\text{lomax}} = \frac{2\beta^2}{(\alpha-1)(\alpha-2)} - \frac{\beta^2}{(\alpha-1)^2} \quad (11)$$

$$V_{\text{pareto com dois parâmetros}} = \frac{\alpha\gamma^2}{\alpha-2} - \frac{(\alpha\gamma)^2}{(\alpha-1)^2} \quad (12)$$

A exemplo do que foi feito com a média, a análise da variância é feita tomando-se por base a diferença entre as equações da variância da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros e a Distribuição de Lomax, igualando os valores dos parâmetros β e γ e assumindo que o valor do parâmetro α é o mesmo para ambas as distribuições. O desenvolvimento dessa diferença é descrita em (13).

$$V_{\text{pareto com dois parâmetros}} - V_{\text{lomax}} = \frac{\alpha\gamma^2}{\alpha-2} - \frac{(\alpha\gamma)^2}{(\alpha-1)^2} - \left(\frac{2\beta^2}{(\alpha-2)(\alpha-1)} - \frac{\beta^2}{(\alpha-1)^2} \right)$$

$$\beta = \gamma$$

$$\frac{\alpha\gamma^2}{\alpha-2} - \frac{(\alpha\gamma)^2}{(\alpha-1)^2} - \left(\frac{2\gamma^2}{(\alpha-2)(\alpha-1)} - \frac{\gamma^2}{(\alpha-1)^2} \right)$$

$$V_{\text{pareto com dois parâmetros}} - V_{\text{lomax}} = \frac{-2\gamma^2}{(\alpha-1)} \quad (13)$$

O resultado de (13) indica que a variância, na Distribuição de Lomax é maior que na Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. A diferença entre essas variâncias é definido pelos valores dos parâmetros α e γ . O expoente 2 no parâmetro γ indica que a diferença da variação, em valor absoluto, entre as variâncias não é linear. A diferença aumenta em potência de índice 2 à medida que o valor do parâmetro γ aumenta linearmente. A Tabela IV apresenta os valores das variâncias da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros e de (13), quando se é aplicada o parâmetro α com valor igual a 2.05, e variando igualmente os valores dos parâmetros β e γ .

O gráfico da Eq. 13 usando os valores para os parâmetros α , β e γ da Tabela 4 é ilustrado na Figura 1.

TABELA IV
VALORES DA DIFERENÇA ENTRE OS VALORES DA VARIÂNCIA DA DISTRIBUIÇÃO DE PARETO COM DOIS PARÂMETROS E A DISTRIBUIÇÃO DE LOMAX COM $\alpha = 2.05$

β	γ	Variância da Distribuição de Lomax (VDL)	Variância da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros (VDPD)	VDPD - VDL
0.1	0.1	0.2431066	0.2240590	- 0.0190476
0.2	0.2	1.3443084	1.2681179	- 0.0761905
0.3	0.3	3.3036054	3.1321769	- 0.1714286
0.4	0.4	6.1209977	5.8162358	- 0.3047619
0.5	0.5	9.7964853	9.3202948	- 0.4761905
0.6	0.6	14.330068	13.644354	- 0.6857143
0.7	0.7	19.721746	18.788413	- 0.9333333
0.8	0.8	25.971519	24.752472	- 1.2190476
0.9	0.9	33.079388	31.536531	- 1.5428571
1	1	41.045351	39.14059	- 1.9047619

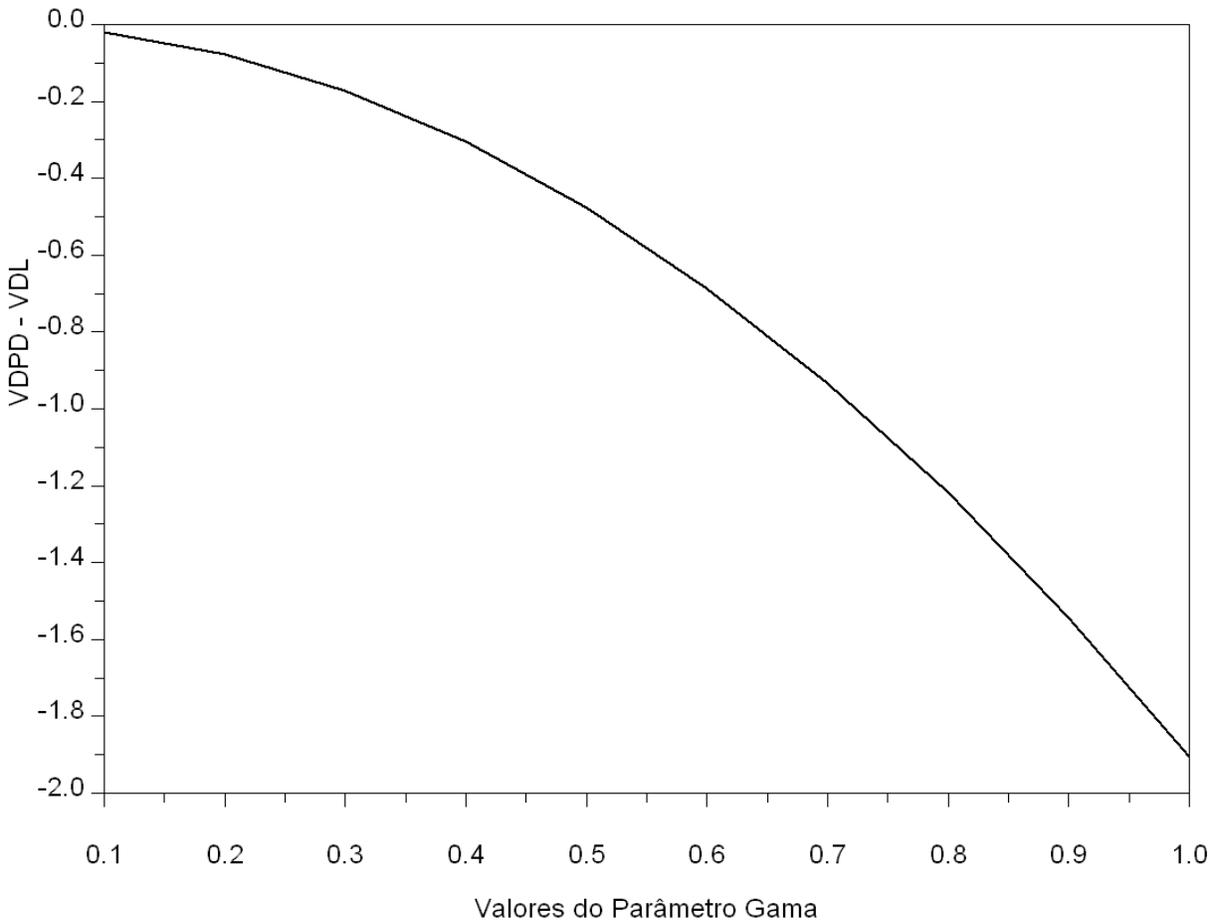


Figura 1 – Diferença da variância da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros para $\alpha = 2.05$

Utilizando-se (13), juntamente com a restrição para a existência da variância de que o parâmetro α deve ter valor maior que 2, é possível extrair um valor aproximado para a maior diferença entre as variâncias. Para obter esse valor faz-se a seguinte análise:

1. O parâmetro α encontra-se no denominador de (13). Portanto, quanto menor o seu valor maior é o valor da diferença entre as variâncias;
2. O menor valor possível que o parâmetro α pode assumir é o limite superior de 2, pois é o menor valor para que exista a variância;
3. O parâmetro γ encontra-se no numerador de (13). Portanto, quanto maior o seu valor, maior é a diferença entre as variâncias;
4. Conforme é constatado na revisão bibliográfica feita para este trabalho, o valor para o parâmetro γ varia entre 0 e 1. Assim, o maior valor assumido para o parâmetro γ é 1;
5. Desenvolvendo (13) com α igual ao limite superior do valor 2 e γ tendo valor igual a 1, tem-se que a maior diferença entre as variâncias é o limite inferior do valor 2;

Com o objetivo de avaliar as conseqüências das conclusões dessa seção na análise de filas, na próxima seção

são apresentadas a implementação, execução e análise de resultados do tempo de espera em filas Pareto/M/1. Já em modelos de filas M/Pareto/1, este deslocamento pode representar que os tempos de serviços da fila são desconsiderados no intervalo $[0, \gamma]$. Com o objetivo de averiguar a conformidade dessas análises, na seção V é feita uma avaliação do comportamento de modelos de filas Pareto/M/1 e M/Pareto/1. Esta análise é enfatizada na Distribuição de Lomax, uma vez que em [4], Fischer, Gross, Masi e Shortle já haviam iniciado uma pesquisa comparando o desempenho da Distribuição de Pareto com Um Parâmetro e a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. A exemplo do trabalho de Fischer, Gross, Masi e Shortle em [4], este trabalho faz uso da técnica TAM para obter uma aproximação da Transformada de Laplace.

V. ANÁLISE DE MODELOS DE FILAS BASEADOS NA DISTRIBUIÇÃO DE LOMAX E NA DISTRIBUIÇÃO DE PARETO COM DOIS PARÂMETROS

As análises das médias e das variâncias da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros realizadas na seção IV, levantaram algumas suposições acerca do impacto da escolha da representação da Distribuição de Pareto e da manipulação dos seus parâmetros em modelagem de filas. Nesta seção é realizada uma investigação em modelos

de filas sobre a manipulação do parâmetro β com o parâmetro γ com valor 0, na chamada Distribuição de Lomax e em seguida é feita uma comparação com a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. Primeiramente, foram feitas análises no modelo Pareto/M/1 e, em seguida, no modelo M/Pareto/1.

A. Análise do Modelo Pareto/M/1

Esta subseção faz uma análise dos modelos de fila Pareto/M/1 através da verificação do tempo médio de espera na fila. O passo inicial desta investigação é encontrar as amostras da Distribuição de Lomax que alimentam o algoritmo do método TAM. Essas amostras são obtidas desenvolvendo a igualdade $F(x(i))=1-q^i$, onde $i = 1, 2, \dots, N$. O valor da constante q é definido quando a média da distribuição TAM ($1-q^1$) se iguala a média da distribuição original. O desenvolvimento da igualdade é descrito em (14).

$$x(i) = \frac{\beta}{q^{i/\alpha}} - \beta \quad (14)$$

A equação (14) permite obter as amostras $x(i)$ para a Distribuição de Lomax, e a equação para a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros foi obtida através de [4]. Uma vez obtida a equação para calcular $x(i)$ para a Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros, o algoritmo TAM Modificado foi implementado no software Scilab 4.1 para cada uma das representações da Distribuição de Pareto. Dessa maneira, são obtidas as suas respectivas Transformadas de Laplace. O objetivo é usá-las para fazer a análise comparativa entre as representações chamadas, respectivamente, Distribuição de Lomax e Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros.

A análise do modelo de fila Pareto/M/1 foi realizada através da medida do tempo médio de espera na fila. O tempo médio de espera em fila, Wq , para filas do tipo G/M/1 é obtido através de (15), descrita por Kleinrock em [19].

$$Wq \approx \frac{\sigma}{\mu(1-\sigma)} \quad (15)$$

onde σ é a única raiz da Eq. 16 que tem valor menor que 1.

$$\sigma = A^*[\mu(1-\sigma)] \quad (16)$$

Para obter A^* , que é a Transformada de Fourier de $\mu(1-\sigma)$, foi utilizado o método TAM modificado. Para obter a taxa de chegada λ , recorreu-se a equação da média para cada uma das duas representações da Distribuição de Pareto.

Usando (14), para os mesmos valores de β utilizados na Tabela III, o algoritmo para encontrar o tempo médio de espera foi executado, com uma taxa de utilização, ρ , definida como 0.8. Nesta comparação, o valor do parâmetro de decaimento α é definido em 2.05 [6].

A escolha por este valor para o parâmetro α deve-se a

intenção por comparar com os resultados obtidos no trabalho de Fischer, Masi, Gross e Shortle descrito em [6], onde os autores utilizam esses valores para comparar o desempenho de uma fila com tempo de chegada definida por uma Distribuição de Pareto com Um Parâmetro com uma outra fila com o tempo de chegada definido por uma Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. Outro motivo para o valor escolhido para o parâmetro α , é para verificar qual o comportamento do modelo de fila dados os resultados observados nas Tabelas III e IV.

Esta execução gerou os valores de tempo médio de espera na fila, Wq , que são ilustrados na Tabela V. Estes valores foram obtidos para Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros e para a Distribuição de Lomax.

Na Tabela V, o tempo de espera obtido por Shortle para a Distribuição de Pareto com Um Parâmetro é ilustrado na primeira linha na coluna do Tempo de Espera na Fila para a Distribuição de Lomax, onde β tem valor igual a 1. É observado que a medida que o valor de β decreta, o tempo de espera na fila também diminui. Estes valores reforçam o argumento de Prata Junior em [18] acerca da relevância do parâmetro β da Distribuição de Pareto e da diferença bastante considerável entre os resultados obtidos pela Distribuição de Lomax e pela Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. A Figura 2 ilustra o gráfico da variação dos tempos médio de espera na fila em função da variação do parâmetro de escala β para as equações Distribuição de Lomax e Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros dos valores apresentados na Tabela V.

É importante notar que a variação dos tempos de espera na fila é constante para os diversos valores do parâmetro β . Este comportamento é observado tanto para a Distribuição de Lomax como para a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. Contudo, a variação é maior quando se utiliza a Distribuição de Lomax do que quando se utiliza a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros, o que está em acordo com as conclusões descritas na seção IV acerca da diferença entre as variâncias.

TABELA V
TEMPO MÉDIO DE ESPERA PARA FILA PARETO/M/1 COM $\alpha = 2.05$ E $\rho = 0.8$

β	α	γ	Wq para Pareto com Dois Parâmetros	Wq para a Distribuição de Lomax
1	2.05	1	5.3928766	8.43
0.9	2.05	0.9	4.8535889	7.5323378
0.8	2.05	0.8	4.3143013	6.6954116
0.7	2.05	0.7	3.7750136	5.8584851
0.6	2.05	0.6	3.2357259	5.021559
0.5	2.05	0.5	2.6964383	4.1846322
0.4	2.05	0.4	2.1571506	3.3477059
0.3	2.05	0.3	1.617863	2.5107795
0.2	2.05	0.2	1.0785753	1.673853
0.1	2.05	0.1	0.5392877	0.8369265

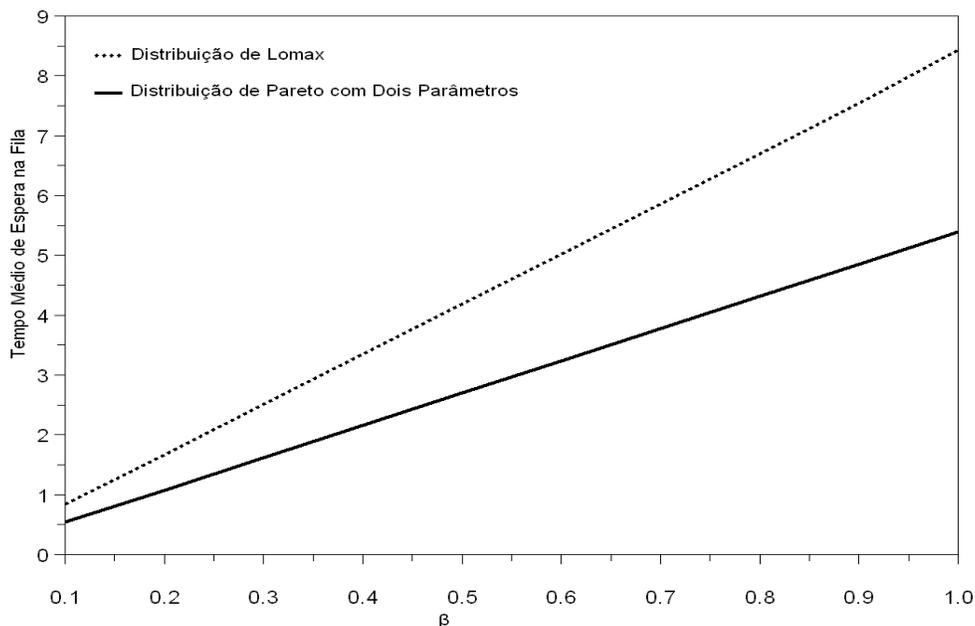


Figura 2 – Tempo de Espera na Fila x Parâmetro β

Após as análises realizadas, é constatado que, usando o método TAM para obter uma aproximação da Transformada de Laplace da Distribuição de Pareto, a adoção da representação da Distribuição de Lomax para filas Pareto/M/1 ocasiona um tempo de espera maior que a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. Este resultado, em conformidade com as conclusões a respeito da diferença entre as médias das duas representações da Distribuição de Pareto descritas na seção IV, deve-se ao parâmetro γ na Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros, onde no intervalo $[0, \gamma]$ não existem chegadas. Entretanto, este intervalo é contabilizado na equação do tempo médio de espera na fila. Na próxima subseção são feitas análises no modelo M/Pareto/1.

B. Análise de Fila M/Pareto/1

Na subseção anterior é constatado que em modelo de fila Pareto/M/1, onde Pareto é uma Distribuição de Lomax e mediante a mesma taxa de uso de recursos e decaimento, o tempo médio de espera decresce com o parâmetro β . Em conformidade com as conclusões descritas na seção IV, a Distribuição de Lomax causa um tempo de espera maior que a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. Também, em acordo com a seção IV, a Distribuição de Lomax tem uma variação maior dos tempos de espera com o incremento do parâmetro β , do que a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros, onde β e γ possuem o mesmo valor.

Como parte deste trabalho, é verificado se existe um comportamento similar em modelos M/Pareto/1. Para fazer a análise do modelo recorreu-se à fórmula de Pollaczec-Khintchine, descrita por Kleinrock [19] e ilustrada em (17).

$$L = \rho + \frac{\rho^2 + \lambda^2 \sigma_s^2}{2(1 - \rho)} \tag{17}$$

$$W_q = \frac{L}{\lambda} - \frac{1}{\mu}$$

A equação (17) foi utilizada considerando-se uma taxa de utilização, ρ , de 0.8 e α igual a 2.1. Estes valores também foram extraídos de [6]. Dado ao índice de valor 2 na variância na fórmula de Pollaczec-Khintchine é esperado uma diferença maior entre os tempos de espera da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. Os resultados da análise realizado neste trabalhos são ilustrados na Tabela VI.

Segundo os resultados observados na Tabela VI, o comportamento encontrado para filas Pareto/M/1 repete-se em um modelo M/Pareto/1. Os tempos de filas para funções de Pareto da representação Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros geram os menores tempos de espera e a variação dos tempos de espera é maior na Distribuição de Lomax. O gráfico da Figura 3 ilustra os resultados na Tabela VI.

TABELA VI
TEMPO MÉDIO DE ESPERA EM FILA M/PARETO/1

β	α	γ	Wq para a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros	Wq para a Distribuição de Lomax
1	2.1	1	22	40
0.9	2.1	0.9	19.8	36
0.8	2.1	0.8	17.6	32
0.7	2.1	0.7	15.4	28
0.6	2.1	0.6	13.2	24
0.5	2.1	0.5	11	20
0.4	2.1	0.4	8.8	16
0.3	2.1	0.3	6.6	12
0.2	2.1	0.2	4.4	8
0.1	2.1	0.1	2.2	4

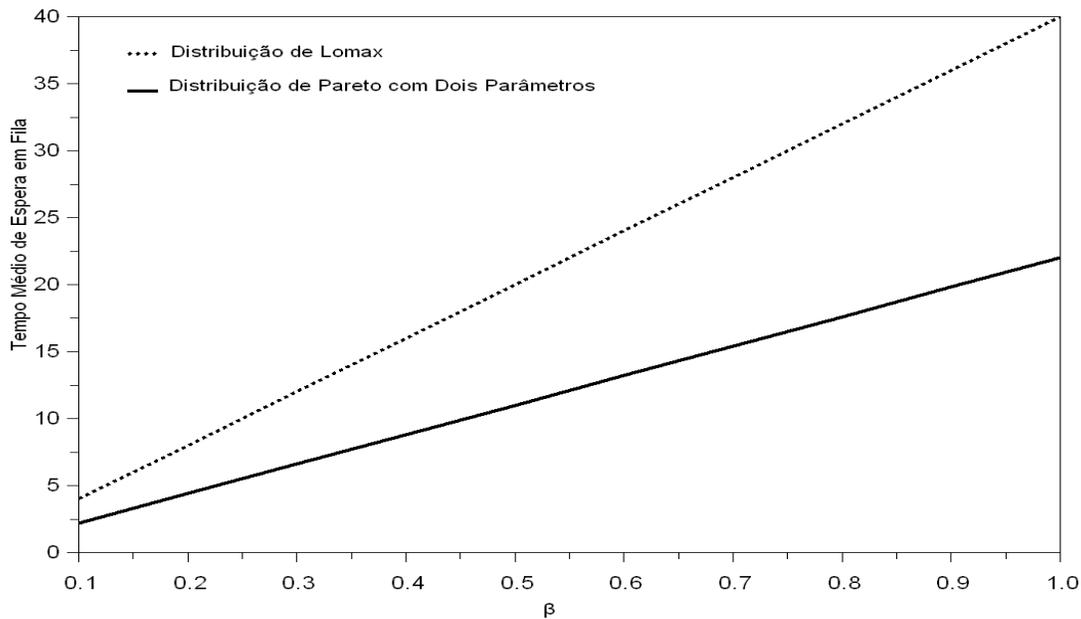


Figura 3 - Tempo de Espera na Fila x Parâmetro β

O comportamento da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros em relação a Distribuição de Lomax é uma indicação de que a premissa de que são desconsideradas as chegadas ocorridas no intervalo $[0, \gamma]$ está correta. A exemplo do que ocorre no modelo Pareto/M/1, a variação dos tempos de espera segue uma constante, para os diferentes valores para β em cada uma das duas representações da Distribuição de Pareto. Esta variação também é maior para a Distribuição de Lomax do que para a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros.

Para valores de α menores que 2, quando a Distribuição de Pareto passa a não ter o segundo momento finito, recomenda-se o uso da função de probabilidade de tempo de espera na fila. Como a equação da função de probabilidade de tempo de espera é dependente da inversa da transformada de Laplace, é preciso usar o método TAM. Em [5], é apresentado um método recursivo a partir do método TAM para obter a probabilidade de espera ser menor que um determinado valor t para modelos de fila M/G/1.

As análises realizadas na seção V confirmam as conclusões descritas na seção IV: a variação do parâmetro β , independente da variação do parâmetro γ , influencia no desempenho de sistemas de filas; o parâmetro γ faz com que filas que adotam a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros têm tempos de espera na fila menores que aquelas que adotam a Distribuição de Lomax. A variação dos tempos de espera na fila é maior na Distribuição de Lomax do que na Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. Estas conclusões consideram que em ambas as distribuições usa-se a mesma carga ρ , os mesmos valores para o parâmetro α e a os parâmetros β e γ possuem o mesmo valor. Na próxima seção são descritas as conclusões do trabalho realizado.

VI. CONCLUSÕES E TRABALHOS FUTUROS

Neste trabalho são investigados o parâmetro β e a Distribuição de Lomax. Esta investigação foi conduzida na aplicação da Distribuição de Pareto em modelagem de filas. Muitos trabalhos fixaram o valor do parâmetro de escala β em 1 ou igualam o valor do parâmetro β ao parâmetro γ . Esta constatação motivou uma análise comparativa da Distribuição de Lomax com a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros. Diferentemente do que esses trabalhos assumem, a representação chamada Distribuição de Lomax é bastante relevante na modelagem de filas que utilizam a Distribuição de Pareto. Após as análises realizadas conclui-se que :

1. Os diferentes valores do parâmetro β influenciam sensivelmente no desempenho dos modelos de filas;
2. A Distribuição de Lomax é melhor que a Distribuição de Pareto com Um Parâmetro, pois permite o manuseio do parâmetro de escala β ;
3. A diferença da média entre a Distribuição de Lomax e a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros, quando utiliza os mesmo valores de α , β e γ é exatamente o valor de γ ;
4. A variância, quando ela é finita, na Distribuição de Lomax é maior que na Distribuição de Pareto com dois Parâmetros;
5. A diferença entre as variâncias, quando elas existem, da Distribuição de Lomax e da Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros tem como limite superior o valor 2;
6. Modelos de filas que utilizam a Distribuição de Lomax ocasionam maior tempo de espera na fila que a Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros, quando utiliza os mesmo valores de α , β e γ ;
7. Modelos de filas que utilizam a Distribuição de Lomax ocasionam uma maior variação de tempo de espera de acordo com a variação do parâmetro β , do que a

Distribuição de Pareto com Dois Parâmetros, quando utiliza os mesmo valores de α , β e γ .

Como sugestão para trabalhos futuros este trabalho recomenda:

1. Análise matemática de modelos de filas Pareto/M/1 e M/Pareto/1 quando a representação da Distribuição de Pareto é a Distribuição de Lomax e possui uma relação explícita com a variável de Hurst;
2. Avaliação do comportamento dos modelos de filas Pareto/M/1 e M/Pareto/1 quando a representação de Pareto é a Distribuição de Pareto Generalizada (Eq. 3).

AGRADECIMENTOS

Os autores agradecem aos professores Dr. Magnos Martinello e Dr. Rodrigo Varejão por suas importantes considerações acerca do trabalho desenvolvido neste artigo

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICA

- [1] Bellamy J C; “*Digital Telephony*”, Second Edition; John Wiley & Sons; 1991.
- [2] Leland W E, Taqqu M S, Willinger W, Wilson D V; “*On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic (Extended Version)*”; IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 02, no 1, pp 01-15, 1994;
- [3] E. M. Cappe J. C. Pesquet A. Petropolu and X. Yang, “*Long-range dependence and heavy tail modeling for teletraffic data*”, IEEE Signal Processing Magazine, vol. 19, no. 3, pp. 14-27, 2002.
- [4] Shortle J F, Fischer M J, Gross D, Masi D M B; “*One-Parameter Pareto, Two-Parameter Pareto, Three-Parameter Pareto: Is there a Modeling Difference?*”; The Telecommunications Review 2005; pp 79-91; 2005;
- [5] Shortle J F, Fischer M J, Gross D, Masi D M B; “*Using the Transform Approximation Method to Analyze Queues*”; Journal of Probability and Statistical Science, vol 1, no. 1, pp 15-27; 2003;
- [6] Fischer M J, Masi D M, Gross D, Shortle J F; “*Using the Correct Heavy-Tailed Arrival Distribution in Modeling Congestion Systems*”; Proceedings of the Eleventh International Conference on Telecommunication Systems, Modeling, and Analysis, Monterey, CA, 154-162
- [7] Norros I; “*On the Use of Fractal Brownian in the Theory of Connectionless Networks*”; IEEE JSAC, Vol 13, no 6, pp. 953-962, August 1995.
- [8] Jeong H-DJ; McNickle D; Pawlikowski K; “*Fast Self-Similar Teletraffic Generation Based in FGN and Wavelets*”; Proceedings of IEEE International Conference on Networking, pp 75-82; 1999;
- [9] Huebner F, Liu D, Fernandez J M; “*Queueing performance comparison of traffic models for Internet traffic*”, Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference 1998, Vol. 1, pp 471-476; 1998
- [10] Gordon J; “*Pareto Process as a Model of Self-Similar Packet Traffic*”; Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference 1995, Vol. 3, pp. 2232 – 2236; 1995
- [11] Shortle J; “*An Equivalent Random Method with Hyper-Exponential Service*”; An Journal of Performance Evaluation, Vol 57, no 3, pp 409-422; 2004
- [12] Reljin I S, Stanojevic M, Reljin B D; “*Modified Round Robin Scheduler for Pareto Traffic Streams*”; 5th International Conference on Telecommunications in Modern Satellites, Cable and Broadcasting Services 2001, TELSIC 2001, Vol 1 pp. 25-28; 2001
- [13] Xie M, Ye M, Feng S, Song H; “*Performance of a Queueing Model With Pareto Input Traffic For Wireless Network Nodes*”; Proceedings of International Conference in Wireless Communications, Networking and Mobile Computing 2005, Vol2, pp 867-870; 2005
- [14] Fischer M J, Harris C M; “*A Method For Analyzing Congestion in Pareto and Related Queues*”; The Telecommunications Review, Vol. 10 Mitreket Systems, pp 15-28;1999
- [15] Gross D, Shortle J.F, Fischer M J, Masi D M B; “*Difficulties in simulating queues with Pareto Service*”; Proceedings of the Winter Simulation Conference 2002, Vol. 1, pp 407-415; 2002
- [16] Hastings N A J, Peacock J B; “*Statistical Distributions*”; London: Butterworth and Co Ltda; 1975;
- [17] Kulldorff G, Vanman K; “*Estimation of the Location and Scale Parameters of a Pareto Distribution by Linear Functions of Order Statistics*”; Journal of the American Statistical Association, Vol. 68, No. 341. (Mar., 1973), pp. 218-227; 1973
- [18] Prata Junior O G, Garcia A S; “*Uma proposta de modelagem matemática para tratamento de tráfego com característica auto-similar*”;XXII Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBRC 2004, Gramado; 2004
- [19] Kleinrock L; “*Queueing Systems – Vol 1: Theory*”; John Wiley & Sons Inc.; 1975;

Wiliam Hiroshi Hisatogu – é aluno de doutorado do Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal do Espírito Santo – Brasil; Recebeu o título de mestre em telecomunicações pelo Instituto Nacional de Telecomunicações em 2002; Recebeu o título de bacharel em Ciência de Computação pela Universidade Estadual de Londrina em 2000. Entre 1999 e 2000 estagiou no Núcleo de Processamento de Dados da Universidade Estadual de Londrina, atuando em projetos de sistemas de informação como analista de sistemas; entre 2003 e 2005 atuou como pesquisador na Paradigma – Sistemas Automatizados, onde atuou no desenvolvimento de modelos de filas e modelos de simulação de filas de instituições financeiras com recursos da Fundação de Amparo a Pesquisa do Estado de Minas Gerais (Fapemig).Atualmente, é membro do grupo de pesquisa Wimax-UFES e também é pesquisador em avaliação de desempenho e modelagem de tráfego da estrutura de rede convergente para o Governo do Estado do Espírito Santo (Rede.ES). Áreas de Interesse: Planejamento de Capacidade e Avaliação de Desempenho de Redes de Telecomunicações Móveis de Banda Larga; Modelagem de Tráfego em Redes de Telecomunicações; Pesquisa Operacional/Ciência da Gestão; Internet Móvel; Análise Quantitativa e Qualitativa; Análise e Modelagem de Processos, Modelagem Orientada a Arquiteturas, Wimax, Wimax Móvel

Anilton Salles Garcia – é Professor Associado do Departamento de Informática, Centro Tecnológico, UFES. Doutor em Engenharia Elétrica: Automação pela Unicamp (1987), Mestre em Matemática Aplicada: Otimização e Pesquisa Operacional pela Unicamp (1978) e Graduado em Engenharia Mecânica pela UFES (1976). Tem larga experiência tanto acadêmica quanto empresarial na área de telecomunicações. Atuou como Pesquisador do Contrato UNICAMP/CPQD/TELEBRAS - Redes Digitais de 1981 a 1985. Trabalhou na ELEBRA TELECON (hoje ALCATEL), no Departamento de Engenharia de Sistemas, Diretoria Técnica, onde desenvolveu atividades de pesquisa&desenvolvimento e consultoria técnica especializada para empresas operadoras nas áreas de Engenharia de Tráfego, Avaliação/Projeto de Sistemas de Comutação e Planejamento de Redes Telefônicas de 1987 a 1990. Participou, como pesquisador, da criação do Mestrado em Telecomunicações do INATEL onde orientou diversas dissertações de mestrado nas áreas de Gerência de redes, qualidade de Serviço, Redes Wireless, Simulação e Modelagem de Tráfego. Tem atuado como consultor do contrato UFF/Petrobrás nas áreas de Engenharia de Tráfego, Redes SDH, Redes Multimídia e Tecnologias de Redes Convergentes (QoS, MPLS, VoIP, SLA) desde 2002. Tem trabalhado com Gerência Integrada de Redes de Telecomunicações, Projeto de Redes Multicamadas, Telefonia IP, Ambientes de Computação Móvel, Modelagem e Caracterização de Tráfego, Redes Wireless, Avaliação de Desempenho e Planejamento de Capacidade de Sistemas de Informação. Participou como consultor do Projeto do sistema Óptico de FCURNAS através do convênio UFF/FURNAS. É coordenador e pesquisador do convênio FEST/Prodest para definição da estrutura de rede convergente para o Governo do Estado do Espírito Santo (Rede.ES ou Rede Governo). É coordenador e pesquisador do convênio UFES/CESAN no projeto da rede de comunicação multimídia da CESAN. É coordenador e pesquisador do projeto Planejamento e Análise do Desempenho para Redes Multimídia: Aplicação no Contexto de Cidades Digitais, financiado pela FINEP. É coordenador do projeto Evolução da Plataforma LightPad em Direção às Redes OTN/ASON/GMPLS, desenvolvido em convênio UFES/Padtec. É coordenador do Grupo de Pesquisa Wimax-UFES. Atualmente tem centrado seus esforços de pesquisa nas áreas de Gerência Integrada de Redes e Serviços através do desenvolvimento de ferramentas computacionais baseadas no paradigma Open Source e tecnologia Java, Agentes Inteligentes para Aplicações em Redes e Gerência de Redes, Ferramentas de Avaliação de Desempenho e Planejamento de Capacidade em Redes Multimídia, Redes Ópticas e de Redes BWA (Broadband Wireless Access) com foco em aspectos de QoS e Mobilidade em Redes WiMax.

Engenharia de Tráfego entre domínios de redes distintas

Alberto Lotito & Marcelo Luís Francisco Abbade

Abstract—This work shows the development of a strategy for traffic engineering in networks with different domains operating with different protocols. Using the mechanisms here proposed, a Network Management Station (NMS) can perform the entire traffic engineering work and decide the best path to transport data flows between networks of different domains. The proposed method is based on a simulated network which was divided in two domains, one IP and another MPLS, using the NS-2 simulator. The obtained results, based on link and backplane costs occupation penalization, shows that the packet loss can be reduced in up to 50% if compared to a traditional OSPF scheme, and also permits that the network operator visualize the more stable operation conditions to the network.

Index Terms—MPLS, IP, Dijkstra, interwork.

Resumo—Este trabalho apresenta o desenvolvimento de uma estratégia para Engenharia de Tráfego em redes com domínios de diferentes protocolos. Usando os mecanismos aqui propostos o operador de uma estação de gerência de redes (NMS) pode fazer o trabalho de engenharia de tráfego para o transporte de fluxos de dados entre redes de domínios distintos. Para avaliar o desempenho de nossa proposta, simulamos o desempenho de uma rede de 25 nós com dois domínios, um MPLS e outro IP. Nossos resultados, baseados na penalização da ocupação de enlaces e do *backplane* dos roteadores, indicam que a perda de pacotes pode ser reduzida em pelo menos 50% em relação a um roteamento usando OSPF e, também, permitem que o operador visualize condições de operação estável da rede.

Palavras chave—MPLS, ATM, IP, Dijkstra, interwork, traffic engineering.

I. INTRODUÇÃO

A evolução das redes de telecomunicações faz com que surjam freqüentemente novos protocolos de comunicação. As redes evoluíram do X.25 para o *Frame-Relay*, ATM (*Asynchronous Transfer Mode*) e MPLS (*Multiprotocol Label Switching*), transportando IP (*Internet Protocol*), voz e dados. O surgimento de um novo protocolo de comunicações não faz com que os protocolos anteriores sejam descontinuados imediatamente. Ao contrário, por questões técnicas e também de mercado, as redes legadas são mantidas em operação simultânea com as novas redes. De fato, no cenário atual das redes de dados, há uma migração gradual das redes ATM para as redes MPLS que convivem com outras redes IP já

existentes [2]. Por essa razão, as operadoras de telecomunicações precisam trabalhar com redes multi-protocolos e essa situação pode trazer diversas complicações na otimização da distribuição de tráfego.

Nos esquemas de roteamento tradicional, como é o caso do OSPF (*Open Shortest Path First*), são feitas avaliações dos estados dos enlaces e montadas tabelas de roteamento baseadas nesses estados e nos custos dos enlaces [3] usando o algoritmo de Dijkstra [4] para decidir o caminho de menor custo entre os nós da rede. Isso faz com que os fluxos de dados sigam as rotas presentes na memória de cada roteador e que foram aprendidas pelo OSPF.

Alguns trabalhos foram escritos no intuito de fornecer estratégias de roteamento em redes IP, ATM, ou MPLS. Buriol fez um trabalho onde pesos são aplicados aos arcos em Redes OSPF [5]. Conte propôs uma estratégia baseada em Markov para melhorar a distribuição de tráfego em redes ATM contabilizando o número máximo de chamadas bloqueadas na rede [6]. Resende desenvolveu um método de redistribuir tráfego em redes MPLS transportando tráfego IP [7]. Sanchez [8] propõe uma solução de integração entre ATM e MPLS na qual a rede toda é vista como se fosse uma rede MPLS única.

Alguns desses trabalhos focam na redistribuição do tráfego, outros em modificações no protocolo de roteamento e um ponto em comum entre todos eles é o fato de terem sido desenvolvidos para uma rede única, IP, ATM ou MPLS, sem levar em consideração o possível convívio entre essas redes, que é o caso de uma empresa operadora de telecomunicações migrando gradativamente de uma rede para outra e fazendo *interwork* entre elas. O MFA-Forum publicou em setembro de 2007 uma recomendação para roteamento entre redes ATM e MPLS usando PNNI (*Private Network to Network Interface*) [9], segundo a qual, conexões dinâmicas iniciando no domínio ATM da rede podem ter seus pontos de terminação do lado MPLS.

Nosso trabalho é uma proposta para facilitar o trabalho das operadoras e melhorar o desempenho das redes operando com redes heterogêneas. Seguimos a proposta realizada em [10] e mostramos uma nova estratégia na manipulação de custos de enlaces e cálculo do melhor caminho para estabelecimento de tráfego entre dois pontos, realizando um complexo trabalho de engenharia de tráfego. Além de ser aplicado a redes de protocolos distintos, fazendo com que haja um melhor aproveitamento dos recursos da rede como um todo e reduzindo a perda de pacotes da rede. Fornecemos uma receita para que o operador possa manipular a distribuição de tráfego

Marcelo Luís Francisco Abbade trabalha na Pontifícia Universidade Católica de Campinas (PUC-Campinas), onde implantou os laboratórios de Meios de Transmissão (2003) e de Tecnologias Fotônicas (2006) e desenvolve pesquisa nas áreas de Redes Ópticas e Internet Avançada, abbade@puc-campinas.edu.br.

Alberto Lotito trabalha na Alcatel-Lucent – São Paulo - SP - Brasil , lotitoa@alcatel-lucent.com.

e melhorar o uso da rede.

A fim de testar nossa estratégia usamos o simulador de redes NS-2 (*Network Simulator 2*) [11]. Usamos dois domínios na rede proposta, um IP e outro MPLS. Estabelecemos conexões por onde passarão fluxos de dados, usando nosso algoritmo para fazer a engenharia de tráfego e comparamos os resultados com a mesma rede trabalhando com OSPF.

A organização deste artigo está descrita a seguir. A seção II aborda as tecnologias de *backbone*, técnicas de roteamento e interoperabilidade entre tecnologias. A seção III descreve a engenharia de tráfego entre domínios distintos. Na seção IV temos a descrição da topologia usada. A seção V explica o tráfego gerado nas simulações. Na seção VI discutimos a tabela de custos usada e sua atualização. Na seção VII mostramos os resultados obtidos. E finalmente a seção VIII mostra a conclusão e sugestões para trabalhos futuros.

II. TECNOLOGIAS DE *BACKBONE*, ROTEAMENTO E INTEROPERABILIDADE

Atualmente há diversas opções de tecnologias para núcleo de redes, como IP, ATM e MPLS.

A rede MPLS trabalha com o conceito de rótulos e é usada em redes LAN (*Local Area Network*) e WAN (*Wide Area Network*), especialmente no núcleo (*backbone*) dessas redes. Cada roteador MPLS tem que se preocupar em encaminhar os *frames* de acordo com uma tabela de rótulos em seu banco de dados [12]. Os rótulos são distribuídos entre roteadores usando um protocolo chamado LDP (*Layer Distribution Protocol*).

Redes **mistas usando MPLS e IP** é a interoperabilidade mais comum atualmente em uso nas redes de dados. Suas áreas se comunicam, podendo estabelecer vizinhanças entre seus protocolos IGP. Dessa forma, tanto os roteadores da área MPLS quanto os roteadores das áreas IP podem trocar dados sobre a topologia uns dos outros. Dentro do domínio MPLS pode-se então estabelecer túneis a fim de transportar os *frames* entre um nó de ingresso e outro de egresso, enquanto que, **ao sair do domínio MPLS** os pacotes são roteados na rede IP [13].

Em redes IP operando com roteamento dinâmico, é utilizado um protocolo IGP, que pode ser RIP, OSPF, IS-IS e outros. Tanto IS-IS quanto OSPF [15] são protocolos do tipo *link-state*, ou seja, montam suas tabelas de roteamento, levando em consideração o custo e o estado dos enlaces entre os nós da rede. As tabelas dos protocolos IGP podem ser difundidas dentro do domínio IP e também dentro do domínio MPLS, de forma que os roteadores das duas redes operem como áreas conectadas.

Ao usar túneis na rede MPLS, a tabela de rotas presente no equipamento de ingresso terá uma referência ao destino com apenas um salto, mesmo que o túnel esteja passando por mais de um roteador, já que os *frames* serão encaminhados na rede MPLS de acordo com seus rótulos.

É importante observar que, no caso do uso de túneis, os

pontos de tradução da rede são fixos, criados pelo operador da rede, e não podem trocar de roteador, mesmo que o caminho usado pelo túnel e os nós que passem pelo caminho estejam saturados. Ao ingressar na rede puramente IP, os fluxos de dados seguirão os caminhos decididos pelos critérios do **OSPF**.

Entre redes MPLS e ATM, até muito pouco tempo atrás, não havia nenhuma estratégia para difundir rotas entre seus domínios.

III. ENGENHARIA DE TRÁFEGO INTER-DOMÍNIO

Nas redes MPLS, seus túneis são estabelecidos entre um ponto de ingresso e outro de egresso, fixos. No caso das redes IP, a dinâmica da criação de tabelas fica por conta de um protocolo IGP, como o OSPF. Estratégias de engenharia de tráfego de cada protocolo ficam restritas a seus domínios e não são propagadas de uma rede para outra.

Ao criar as conexões entre redes de tecnologias distintas, um operador acaba tendo que decidir por critérios próprios como será a distribuição dessas conexões, não existindo nenhuma tecnologia que decida automaticamente, levando em conta as redes como um todo, como é o caso das redes MPLS interoperando com ATM.

Em nossa proposta, quando um cliente requisita dados a um servidor enviando uma requisição à estação de gerência, esta calcula o menor caminho para esse fluxo sobre uma tabela que representa a topologia da rede e que tem seus custos atualizados dinamicamente. A tabela representa a rede como um todo, considerando as diversas tecnologias de *backbone*, porém representando a rede como se fosse uma só.

Usamos uma matriz representando os enlaces do núcleo da rede a fim de manter atualizada uma tabela de custos sobre a qual é calculado o melhor caminho para se estabelecer um tráfego entre um cliente e um servidor.

Trabalhamos basicamente com duas tabelas, uma serve de referência e mantém o custo dos enlaces vazios $V(i,j)$ e outra, com o custo atualizado $C(i,j)$ por uma função W , sendo i e j os dois nós interligados pelo enlace em questão. Essa função é representada por:

$$C_{(i)}(i, j) = wV(i, j) \quad (1).$$

Para enlaces cujos nós não têm interligação entre si colocamos seu custo em infinito.

A função W computa o peso aplicado ao custo de um enlace e pode ser representada por:

$$w = 1 + \alpha f_1 + \beta f_2 \quad (2)$$

Onde f_1 representa a ocupação de um enlace e f_2 representa a ocupação de um *backplane*. As variáveis α e β são parâmetros de ajuste a serem usadas pelo operador da rede.

A ocupação do enlace é representada por:

$$f_1 = \frac{V_{io}}{V_i} \quad (3).$$

onde V_i é a **velocidade do enlace** e V_{io} é a taxa de ocupação do enlace durante o intervalo de medida.

Já o parâmetro f_2 representa a ocupação do *backplane*

penalizando a ocupação dos enlaces do roteador em questão, e é representada por:

$$f_2 = \left(1 + \left(\frac{V_{po}}{V_p} \right) \right) \frac{V_{lo}}{V_l} \quad (4).$$

Onde V_p é a capacidade de *backplane* do roteador em questão e V_{po} é a taxa de ocupação do *backplane* desse roteador.

Realizamos a medida de atualização da ocupação dos enlaces em intervalos de 100 ms. Escolhemos esse período por ser aproximadamente dez vezes o período que um frame de 1500 bytes **leva para ser transmitido nos enlaces usados de 1 Mbps**. Dessa forma, diminuímos a possibilidade de erros caso estivéssemos com um período de medida muito curto.

Executamos o programa diversas vezes variando α e β e coletando os resultados. Primeiro fixamos α em 0 e variamos β de 1 a 10. Em seguida fixamos β em 0 e variamos α de 1 a 10. Por fim executamos todas as combinações de α e β , inteiros de 1 a 10.

Uma vez encontrado o melhor caminho fim a fim dentro do núcleo da rede executamos uma sub-rotina que tem como função identificar quais os roteadores que são MPLS e quais são IP. Nos roteadores que são MPLS identificamos o primeiro e o último roteador, pois o primeiro será o nó de ingresso e o último será o nó de egresso. O último roteador da rede MPLS, para o caminho escolhido, tem também uma função especial, pois ele é o *gateway* da rede MPLS para a rede IP, e deve, portanto, receber uma rota estática em sua tabela de rotas, apontando especificamente para o nó de rede cliente, que receberá o tráfego do servidor associado a esse caminho. Sem essa rota, todo o tráfego que se destina ao cliente proposto seguiria os caminhos estabelecidos pelo IGP dentro da rede IP, e não seguiria, portanto, o caminho estabelecido pelo nosso algoritmo. Por fim, identificamos os roteadores pertencentes ao caminho da rede IP e criamos uma rota estática em cada roteador apontando especificamente para o próximo roteador do caminho encontrado e com destino o nó cliente desse tráfego. Dessa forma, criamos todo o caminho dentro da rede IP como se fosse um túnel ATM. Por fim, está criado todo o caminho encontrado pelo algoritmo e o tráfego seguirá esse caminho, primeiro passando pelo túnel MPLS seguindo o caminho explícito e em seguida pelos roteadores IP seguindo as rotas estáticas criadas pelo nosso programa.

IV. SIMULAÇÕES

A topologia usada para o desenvolvimento de nosso trabalho é a *Manhattan Street*, dividida em dois domínios, um MPLS e outro IP simulando uma rede ATM.

A rede *Manhattan Street* é composta de uma malha bidimensional com quatro enlaces em cada nó. Todos os enlaces têm enlaces paralelos, por isso o nome *Manhattan Street*, como as ruas de *Manhattan*. A Figura 1 mostra a rede completa, o núcleo da rede, representado pelos roteadores de

número 1 a 25 é uma rede *Manhattan Street* com cinco nós de largura e um total de vinte e cinco nós. Todos os enlaces interligando esses nós são paralelos.

A rede que usamos para nossos ensaios foi dividida em dois domínios, um MPLS e outro IP. Na Figura 1 o núcleo da rede é representado pelos nós numerados de 1 a 25. Os nós numerados de 1 a 10 são nós da rede MPLS, enquanto os nós numerados de 16 a 25 são nós da rede IP e os nós numerados de 11 a 15 são os *gateways* entre as duas redes.

É a esse núcleo que iremos conectar os servidores e os clientes que vão gerar o tráfego que ocupará o núcleo.

Nosso trabalho consiste em fazer a engenharia de tráfego fim a fim, desde a entrada, pela rede MPLS até a saída na rede IP, distribuindo o tráfego nas duas redes como se fosse uma só rede e dessa forma minimizando a perda de pacotes total.

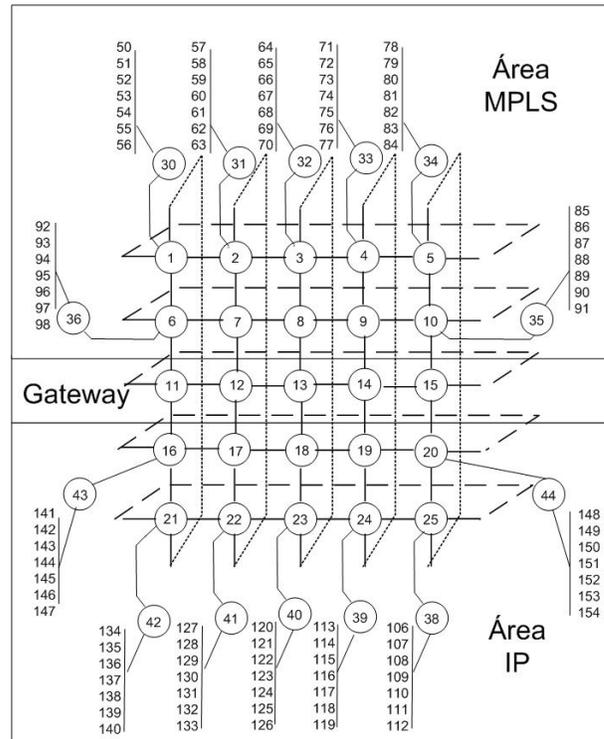


Figura 1. Diferentes domínios da rede proposta

Os nós de número 1, 2, 3, 4, 5, 6 e 10 receberão um quinto enlace que os conecta aos chamados nós de concentração, numerados de 30 a 36. A esses nós de concentração ligamos os servidores, que estão numerados de 50 a 98.

Os nós de número 16, 20, 21, 22, 23, 24 e 25 também são ligados a nós de concentração, numerados de 37 a 44, através de um quinto enlace. A esses nós de concentração ligamos os clientes, numerados de 106 a 154.

Foram feitas simulações com outros arranjos de servidores e clientes e os resultados foram similares.

Para a execução de nossos trabalhos adotamos tráfego UDP do tipo *unicast* e com taxas constantes. Dessa forma simulamos um tipo de aplicação semelhante a tráfego de Vídeo Sob Demanda onde os clientes selecionam e assistem a um vídeo armazenado em servidores, ou seja, a estrutura

simula o funcionamento de locadoras virtuais. Essa aplicação se mostra interessante para nossa proposta, pois cada tráfego tem um destino específico e, portanto, pode seguir rotas específicas dentro do domínio IP de nossa rede.

Esse tipo de tráfego se distingue do tráfego de IPTV via Internet, pois não caracteriza vídeo ao vivo, que trafega normalmente sobre tráfego *Multicast*.

Os enlaces entre os nós do núcleo da rede têm velocidade de 1 Mbps, enquanto que os enlaces entre os nós de concentração e o núcleo têm velocidade de 10 Mbps. O tráfego gerado foi de 300 kbps entre cada servidor e seu cliente correspondente. Temos sete servidores ou clientes conectados a cada nó de concentração, dessa forma cada um passará um tráfego máximo de 2,1 Mbps ao núcleo da rede. Esse tráfego supera a capacidade de um enlace do núcleo, gerando proposadamente perda de pacotes ao seguir um caminho único como no caso do OSPF. Cada tráfego de cada servidor é iniciado em intervalos de 1 segundo, começando pelo servidor de número 50 até que o último servidor da rede, de número 98, ao período de 48 segundos, inicie a transmissão para o cliente de número 154. Aos 60 segundos de simulação interrompemos o tráfego do servidor 50 e sucessivamente interrompemos o tráfego de cada servidor também em intervalos de 1 segundo.

V. RESULTADOS

Para a análise do desempenho da rede coletamos dados referentes ao tráfego gerado e recebido, tais como, número de pacotes recebidos, número de pacotes descartados e total de pacotes gerados.

A. Número de pacotes descartados

Em cada cliente coletamos o número de pacotes descartados e contabilizamos o total de todos os nós a cada ciclo do programa de 0,5s.

A Figura 2 mostra os resultados obtidos com α igual a zero e para diferentes valores de β comparados ao OSPF, na qual observamos que a perda de pacotes absoluta caiu de aproximadamente 160.000 pacotes com o OSPF para 80.000 pacotes com $\beta = 10$.

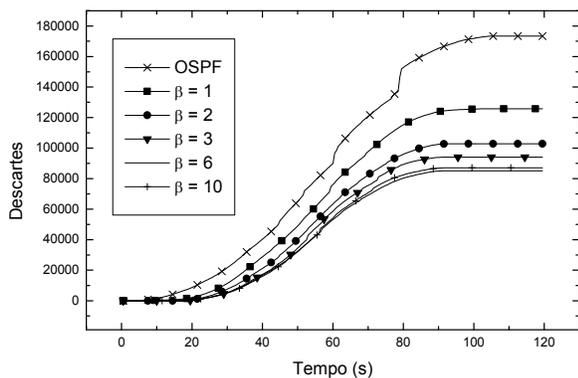


Figura 2 – Número absoluto de descartes x tempo. $\alpha = 0$.

A Figura 3 mostra os resultados obtidos com β igual a zero e para diferentes valores de α comparados ao OSPF, sendo que o número de descartes caiu para aproximadamente 85.000, um resultado aproximadamente 5% pior se comparado à Figura 2. Observamos que houve um valor mínimo de descartes para α igual a 6, isso se deve ao fato de que com valores maiores de α a distribuição é maior e as conexões iniciais tendem a ocupar áreas mais distribuídas da rede, o que acaba causando mais perdas de pacotes para as conexões posteriores, por já encontrarem segmentos da rede ocupados.

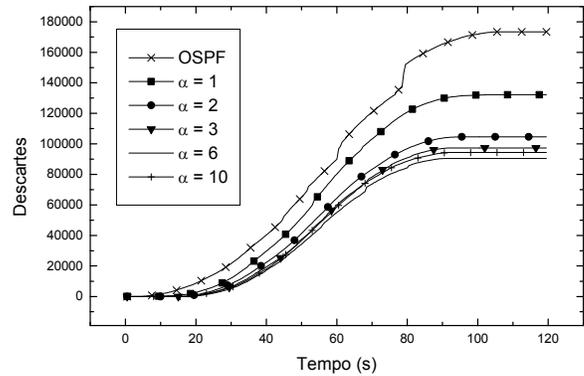


Figura 3 – Número absoluto de descartes x tempo. $\beta = 0$.

B. Número de pacotes recebidos

É o número de pacotes que efetivamente atingem seu destino. Contabilizamos o número total de pacotes recebidos em todos os nós da rede e a cada 0,5s. Na Figura 4 pode-se observar o número absoluto de pacotes recebidos em função do tempo para o OSPF e diferentes valores de α . Pode-se observar que para o OSPF recebeu-se cerca de 120.000 pacotes, enquanto que com $\alpha = 10$ esse número foi de 200.000 pacotes, uma melhora de aproximadamente 67%.

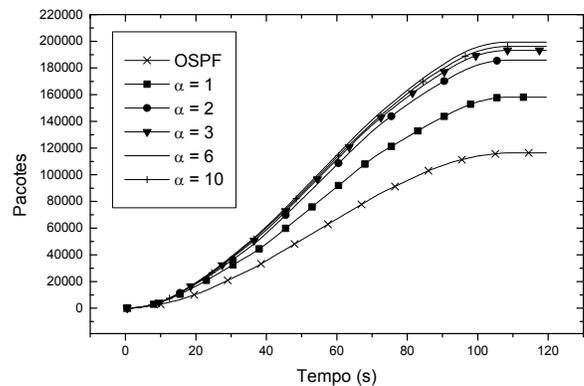


Figura 4 – Pacotes recebidos x tempo. $\beta=0$.

A Figura 5 mostra o número absoluto de pacotes em função do tempo para OSPF e diferentes valores de β . O número de

pacotes recebidos foi de aproximadamente 200.000 pacotes com $\beta = 10$.

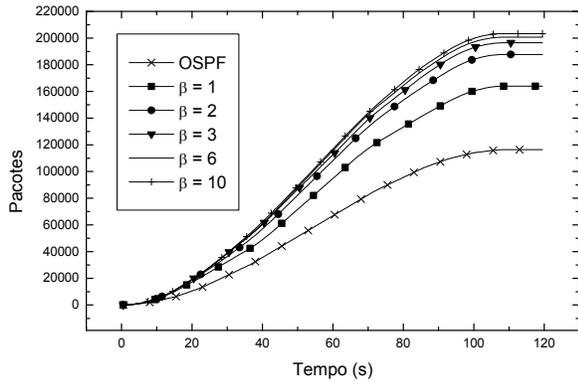


Figura 5 – Pacotes recebidos x tempo. $\alpha = 0$.

C. Percentual de pacotes descartados

Em cada nó computamos o número de pacotes descartados e contabilizamos o total de todos os nós a cada ciclo do programa de 0,5s.

As Figuras 6 e 7 representam a perda percentual de pacotes para α igual a zero e dez respectivamente e diferentes valores de β , sendo que β igual a zero representa os valores obtidos com OSPF. Pode-se notar nessas figuras que com combinações maiores de α e β , o comportamento da rede é mais estável, ou seja, conseguiu-se diminuir o percentual de perda de pacotes numa faixa ampla de valores de β .

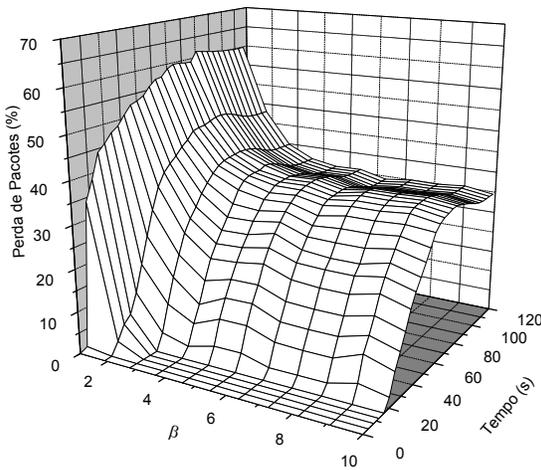


Figura 6 – Percentual de pacotes perdidos para $\alpha = 0$ e diferentes valores de β

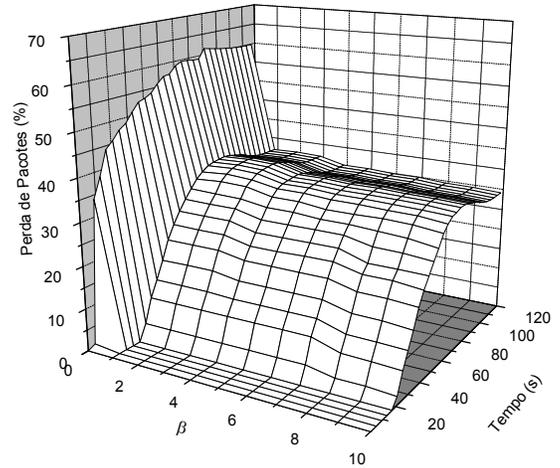


Figura 7 – Percentual de perda de pacotes para $\alpha = 10$ e diferentes valores de β

D. α e β combinados

A fim de confrontar os valores de α e β , executamos o programa com todas as combinações de α e β inteiros de 0 a 10.

A Figura 8 mostra um gráfico de percentual de perda de pacotes em função de α e β para o momento de 49 segundos, que é o momento de maior perda observada no OSPF. Nele podemos observar a perda de pacotes para OSPF de aproximadamente 60% (ponto 0 x 0), e uma queda substancial usando o algoritmo proposto, sendo que o percentual de descartes praticamente se estabiliza para combinações grandes de α e β . Nessa mesma figura podemos observar um quadrado delineado por α igual a cinco com β igual a cinco até α e β igual a 10 onde a variação do percentual de pacotes perdidos é muito pequena, ou seja, é a área mais estável da rede, e onde sugerimos que o operador da rede deva situar seus parâmetros de α e β .

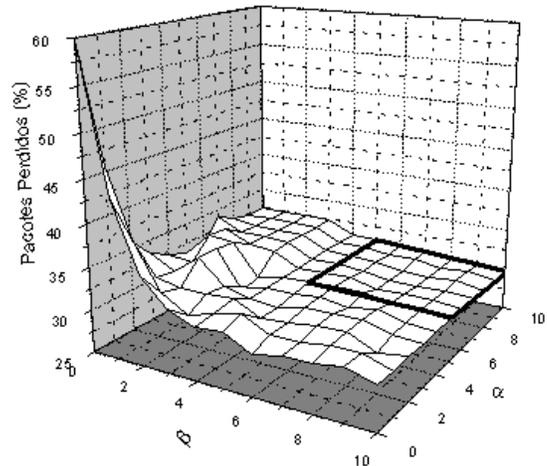


Figura 8 – Pacotes Perdidos (%) x α x β

VI. CONCLUSÕES

Conseguimos com nosso trabalho executar a engenharia de tráfego em redes de domínios de protocolos distintos, oferecendo ao operador da rede parâmetros para ajuste e situando esses parâmetros. Reduzimos o percentual de descartes de pacotes em até 50% se compararmos com uma rede usando OSPF.

Sugerimos como extensão deste trabalho que se façam simulações com outros tipos de tráfego como, por exemplo, VBR ou UBR, com volumes de tráfego variáveis, caracterizando tráfego de Internet. Outra sugestão é que se façam testes com tráfego do tipo *multicast*, que requer associação do cliente com os roteadores por onde passa um fluxo *multicast*, esse tipo de tráfego tem aplicação direta às redes de distribuição de IPTV, que diferem das aplicações de vídeo sob demanda. Outro tipo de trabalho similar ao que desenvolvemos aqui pode ser feito em uma rede com protocolos MPLS e ATM, sendo que dentro da rede MPLS o tráfego deve seguir por túneis explícitos e dentro da rede ATM o tráfego deve seguir por VCCs determinando o VPI e VCI em cada *switch* ATM do caminho, fazendo tradução de IP para ATM no *switch* de entrada da rede ATM e ATM para IP no *switch* de saída.

REFERÊNCIAS

- [1] McDysan D.; Spohn D., *ATM Theory and Applications*, NY, McGraw Hill, 2000.
- [2] Osborne, Eric, *Traffic Engineering with OSPF*, CiscoPress, IN, 2003.
- [3] Thomas II, Thomas M. *OSPF Networks Design Solutions*, Indianapolis, IN, Cisco Press, 1998.
- [4] Dijkstra, E. W. *A Note on Two Problems in Connexion with Graphs*, Numerische Mathematik, 1959. pp 269-271
- [5] Buriol, Luciana Salet. *Roteamento do tráfego na internet: algoritmos para projeto e operação de redes com protocolo OSPF*, Unicamp, Campinas, SP, 2003.
- [6] Conte, Marco, *Dynamic Routing In Broadband Networks*, Kluwer Academic Publishers, Boston, 2003.
- [7] Resende, R. A. *et al*, *A New adaptive Traffic Shortest Path Routing for IP Architecture*, Innsbruck, Applied Informatics, 2002.
- [8] Sanches-Lopez, S. *et al*, A path establishment approach in an MPLS-ATM integrated environment, Global Telecommunications Conference, 2001. GLOBECOM '01. IEEE, San Antonio, TX, USA, nov 2001.
- [9] MFA-Forum, MFA-18.0.0 Soft Permanent Virtual Circuit Interworking between MPLS Pseudowires and ATM,
- [10] Lotito, A. *et al*, *A new approach on using Dijkstra algorithm in multiple protocols networks*, IWT-2007 *International Workshop on Telecommunications*, Inatel, Santa Rita do Sapucaí, Minas Gerais, Brasil, fev 2007.
- [11] *Network Simulator 2 NS-2*, Information Sciences Institute, University of Southern California, California. 2007. Disponível: <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [12] Black, Uyless, *MPLS and Label Switching Networks 2nd ed.*, Prentice Hall, Upper Sadle River, New Jersey, 2002.
- [13] Ivan Pepelnjak, Jim Guichard, *MPLS and VPN Architectures*. Indianapolis, IN, Cisco Press, 2002, pp. 103-110.
- [14] ATM Forum, *ATM-MPLS Network Interworking, Version 2.0*, af-aic-0178-001, 2003.
- [15] Black, Uyless, *IP Routing Protocols*, Prentice Hall, Upper Sadle River, New Jersey, 2002.
- [16] Othmar Kyas, Gregam Crawford, *ATM Networks*. NJ, Prentice Hall, 2002.



Alberto Lotito nasceu em São Paulo em 27 de dezembro de 1965 e é graduado em Administração de Empresas com ênfase em Análise de Sistemas pelas Faculdades Associadas de São Paulo FASP (1994), fez curso técnico em Telecomunicações pela Escola Técnica Federal de São Paulo (1984) e cursa Mestrado em Engenharia Elétrica pela PUC de Campinas.

Trabalha atualmente na Alcatel-Lucent em São Paulo como Consultor de Redes de Dados. Trabalhou também em empresas como a Elucid, Comandata Teleinformática onde desenvolveu um multiplexador de dados, Banco do Estado de Santa Catarina, JVR e Embratel. Em 2005 escreveu o livro “Tecnologias de Acesso à Internet” em co-autoria com Gustavo de Carvalho, pela Novatec Editora.



Marcelo Luís Francisco Abade nasceu em 01 de maio de 1971. Possui graduação (1993) e mestrado (1996) em Física pela Universidade Estadual de Campinas (Unicamp) e doutorado em Engenharia Elétrica pela mesma Universidade (2001). Desde 1998 dedica-se ao estudo e à aplicação de efeitos não-lineares a dispositivos fotônicos. Em 2001, trabalhou na Fundação CPqD onde participou ativamente da implementação do primeiro test-bed brasileiro de redes totalmente ópticas em convênio com a Ericsson. Desde

2002 trabalha na Pontifícia Universidade Católica de Campinas (PUC-Campinas), onde implantou os laboratórios de Meios de Transmissão (2003) e de Tecnologias Fotônicas (2006) e desenvolve pesquisa nas áreas de Redes Ópticas e Internet Avançada.

Heuristic to Maximize the Open Capacity of OBS Networks with Initial Static Traffic

K. D. R Assis¹, J. C. Maranhão², A. F. Santos³ and W. F. Giozza⁴

Abstract—Dynamic traffic demands are becoming important in optical networks design. In the transition towards full dynamic traffic, optical networks optimized for a specific set of static connections will most likely also be used to support on-demand traffic. We consider a loose topology, in which static and dynamic traffic demands share the physical resources of the network. For this purpose, we consider one different static VTD/RWA heuristic, the AMLDA (Adaptative Minimum-Delay Logical Design Algorithm), to accomplish the static demand. We also consider an optical burst switching strategy to solve the dynamic RWA problem. Our objective is to evaluate the impact, in terms of blocking probability, of different static VTD/RWA heuristics over the burst requests from the dynamic traffic.

Index Terms—Optical Networks, Virtual Topology Design, Optical Burst Switched.

I. INTRODUCTION

Planning real world telecommunications is a task of growing complex. The complexity results not only from the fact that the networks are large and functionally complex, subject to continuous technological evolution and growth, but also that network planning is a multidimensional techno-economic optimization problem [2], [12].

Optical Networks planning draws an increasing amount of attention nowadays. An all-optical network with wavelength division multiplexing (WDM) can use the large bandwidth available in optical fiber to realize many channels, each at a different optical wavelength, and each of these channels can be operated at specific data rates (up to 40Gbps) [1]. In such networks, a significant gap exists between the huge transmission capacity of WDM fibers and the electronic switching capacity, generating an electronic switching bottleneck [4].

Several different switching strategies have been developed for the transfer of data over WDM networks bypassing the electronic switching bottleneck. An optical signal can bypass though intermediate nodes without undergoing conversion to electronics, thereby reducing the cost associated with providing high-capacity electronic switching at each node.

Optical burst switching (OBS) is a technology positioned between wavelength routing (i.e., circuit switching) and optical packet switching (Qiao et. al., 1999, [13]). All-optical circuit networks tend to be inefficient for dynamic traffic that has not been groomed or statistically multiplexed, and optical packet switching requires practical, cost-effective, and scalable implementations of optical buffering and optical header processing. OBS is a technical compromise that does not require optical buffering or packet-level parsing, and it is more efficient than circuit switching when the sustained traffic volume does not consume a full wavelength.

This paper study traffic over a loose topology [3] i.e., we decided to focus on the combination of static and dynamic traffic. So we decided to start with a somewhat arbitrary approach for the dimensioning of the resources allocated to the static demand, assigning a fixed number of ports per node for this purpose. In this scheme, static and dynamic demands use different ports, but share the wavelengths. However, the static path configuration does not follow any classic method for static Virtual Topology Design (VTD) and Routing and Wavelength Assignment (RWA) problem, but is rather done through the proposed Adaptative Minimum Logical Delay Algorithm AMLDA, which is oriented to the minimization of blocking probability of future unknown demands OBS. In other words, we have used a (modified) classical MLDA algorithm [15] to configure the static path topology.

A. Statement Problem and Previous Work

In general, the network design problem can be formulated as an optimization problem aimed at maximizing network throughput or other performance measures of interest. Typically, the exact solution can be shown to be NP-hard, and heuristic approaches are needed to find realistic good solutions [12].

In optical networks, Chlamtac, Ganz and Karmi [4] introduced the concept of lightpath as an optical communication path (data channel) established between two nodes in the network, created by the allocation of the same wavelength throughout the path. Transmissions between lightpath endpoints does not require processing or buffering at the intermediate nodes, and as such, lightpath communication alleviates the bottleneck created at intermediate nodes. Ramaswami and Sivarajan [14] showed the RWA as an NP-hard problem and formulated it as an integer linear program(ILP). Datta, Mitra, Ghose and Sengupta [5] proposed a polynomial time optimal RWA algorithm, which optimizes the assignment of a wavelength in terms of maximizing one-

FRB - Federal University of Recôncavo de Bahia, Cruz das Almas – BA, Brasil.
 NICAMP – State University of Campinas, Campinas – SP, Brasil
 SP – University of São Paulo – São Carlos – SP, Brasil
 NIFACS – Salvador University, Salvador – BA, Brasil.
 arcus@ufrb.edu.br, j3maranhao@fee.unicamp.br, afsantos@sel.eesc.usp.br, and
 zza@unifacs.br

hop traffic in a tree topology.

The virtual topology is the network topology in which a link represents a lightpath that has been established between two physical nodes. The virtual topology is also sometimes called the optical connection graph or the logical topology. We will use the terms interchangeably. The virtual topologies can fall into two categories: Static, which is formed with the help of static lightpath establishment and Reconfigurable, which is formed with the help of dynamic lightpath establishment. In dynamic lightpath establishment, the lightpaths are set up according to some connection requests at regular intervals and torn down after it's holding time elapses [10].

To design a lightpath topology for a given physical topology, we need to determine the edges (lightpaths) in the virtual topology, choose a route for each of the lightpaths and choose a wavelength for each of the lightpaths. Lightpath topology problem can therefore be decomposed in subproblems. Although this result in a suboptimal solution, it is well acceptable for complexity reasons. In [19], some different meta-heuristic algorithms were investigated. The common of those approaches is that they tend to utilize all given resources to design a logical topology so that the network performance is maximized. Recent studies, [20–23], addressed the problem while taking resource saving into account.

Currently, we are witnessing a new evolution of WDM networks today, as a consequence of a big change in the application scenario. Data traffic is going to overcome traditional telephone traffic in volume: static modeling of network load has to be modified to describe a new reality with less regular flows, more and more independent from geographical distances. The change is also reflected by evolution of WDM protocol standardization. The simple static Optical Transport Network (OTN) is already well-defined by the main standard bodies, while the new dynamic/reconfigurable model known as Automatic Switched Optical Network (ASON) is under development [8], [9]. Its main feature is the ability to accommodate on-line connections request issued to the network operating system, which is responsible of the activation of new lightpaths in real time. The ASON architecture also supports creating dynamic server layer connectivity in response to a demand for new topology from a client layer.

In the ASON model, the new technology OBS is designed to achieve a balance between optical circuit switching and optical packet switching. In an optical burst-switched network, a data burst consisting of multiple IP packets is switched through the network all-optically. A control packet is transmitted ahead of the burst in order to configure the switches along the burst's route. An offset time allows for the control packet to be processed and the switch to be set up before the burst arrives at the intermediate node; thus, no electronic or optical buffering is necessary at the intermediate nodes while the control packet is being processed. The control packet may also specify the duration of the burst in order to let

the node know when it may reconfigure its switch for the next arriving burst.

In this work, our focus will be on topology routing strategy to accomplish the static and dynamic traffic. We use the OBS strategy to solve the dynamic traffic. Our objective is to evaluate the impact, in terms of blocking probability, of each static VTD/RWA planning by heuristic on the burst requests from the dynamic future traffic.

B. Contributions of this work

We will be present one new heuristic (called AMLDA) with previous study for designing virtual topology in optical networks. We will be show also which the AMLDA is proved to be more appropriated to compose a loose topology for OBS networks.

C. Outline

The rest of the paper is organized as follows. In Section 2, we show a precise definition for the Virtual Topology Design (VTD) of optical networks. Section 3 explains classical heuristic for the VTD and a new AMLDA heuristic. Section 4 describes the concept of loose topology. Section 5 describes the tool used and shows the application for a hypothetical Brazilian network. Finally, Section 6 presents our conclusions.

II. VIRTUAL TOPOLOGY DESIGN

A physical topology is a graph representing the physical interconnection of the wavelength routing nodes by means of fiber-optic cables. On the other hand, the set of all unidirectional lightpaths (called b_{ij} 's) set up among the access nodes is the virtual topology. Fig. 1 shows a possible virtual interconnection. For example, there is an edge in the virtual topology between node C and node D when the data or packets from node C to node D traverse the optical network in the optical domain only, i.e., undergo no electronic conversion in the intermediate wavelength routing nodes. Edges in a virtual topology are called virtual links.

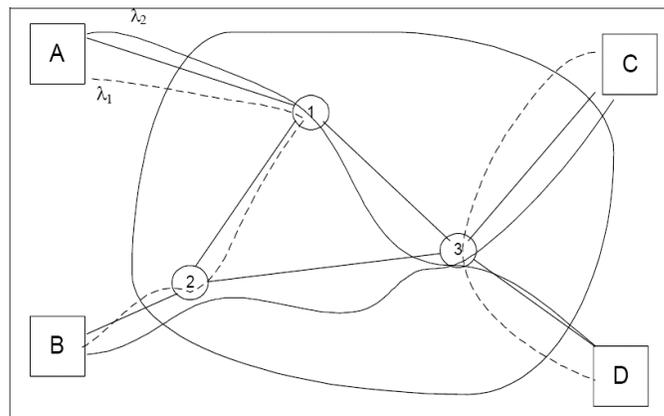


Figure 1. Physical and Virtual Topology.

A. Objective Functions in Virtual Topology Design

Different performance measures may be optimized in the design of the virtual topology design and the virtual topology

is a solution to an Integer Linear Program (ILP) [11], [12]. The following is an enumeration of the some performance measures that form the objective functions for the ILP.

- Traffic congestion on a lightpath is an important parameter as the processing required is proportional to the traffic flowing through a lightpath. Congestion is defined as the maximum traffic that any lightpath in the network carrying. Thus minimizing traffic congestion, the maximum flow (congestion) in a lightpath, may be used as a criterion. This is the objective function in [15].
- The total average hop distance on the virtual topology for lightpaths between any sourcedestination pair corresponds to the number of the electro optic conversions for the traffic and is a measure of the delay and also measure of the resources that will be required at the electronic optical bottleneck. This is objective used in [11].
- Minimizing the number of used wavelengths: see [12]. It is usually assumed in that case that all connections can be established given the available wavelengths and the objective is to use the smallest number of them.
- The maximum number of lightpaths on any physical link is a measure of the expandability of the virtual topology and minimizing it could also be used as an objective in the Integer Linear Program.
- Alternatively, if we try to maximize connection in a given session or traffic matrix, for a fixed set of wavelengths, it is called Max-RWA problem. The formulation that solves this problem should maximize the number of lightpaths established using the minimum number of wavelengths [14].

B. Why we need use heuristics?

The virtual topology problem is computationally intractable. It becomes almost impractical to solve when the network size becomes larger. Therefore, there is a need for heuristic solutions that give reasonably good results close to the optimum one. In next section we describe some of the classical heuristic algorithms available in the literature and propose a new heuristic that is oriented to maximize the open capacity of the network for a future dynamic traffic.

III. HEURISTICS FOR VIRTUAL TOPOLOGY DESIGN

A. Classical Heuristics

In this paper we assume that the physical topology is already given and that a static traffic matrix representing long-term average flows between end nodes is also given. We decided to start with a somewhat arbitrary approach for the dimensioning of the resources allocated to the static demand, assigning a fixed number of ports per node for this purpose. The number of ports indicates the maximum number of lightpaths originating or terminating in a node. In this scheme, static and dynamic demands use different ports, but share the

wavelengths. Three different algorithms were used to solve the static VTD/RWA problem [15]:

1) HLDA: The Heuristic Topology Design Algorithm idea is that routing most of the traffic in one hop may lower the congestion. For this purpose, this heuristic tries to place logical links between nodes in order of descending traffic. The HLDA does not take delay constraints into account when designing the logical topology.

2) MLDA: We next consider another heuristic, which we call MLDA (for minimum-delay logical design algorithm) which is only defined if the number of transmitters/receivers is larger than the degree the physical topology. If this case, the MLDA creates a pair of directed logical edges for each physical edge and the remaining edges are added according to the HLDA. Thus the logical topologies created by the MLDA are capable of routing all flows on the shortest physical path between every pair of nodes and therefore, capable of satisfying the tightest delay constraints that are physically realizable; hence the term “minimum-delay”.

3) RLDA: The Random Logical Design Algorithm places logical edges randomly but respecting the limited number of ports per node restriction. The algorithm is utilized for a comparison purpose.

B. The proposed AMLDA algorithm

The classical heuristics present above are not addressed the problem with taking resource utilization into account. So we presented the Adaptive Minimum-Delay Logical Design Algorithm (AMLDA):

Step 0: Analyze the network under dynamic traffic load (in terms of burst blocking probability) and compute the number maximum of wavelengths usage in each physical link. If there are remaining wavelengths in the link(s), therefore there are also remaining open capacity in this/these link(s). So, the Step 0 is our previous study.

Step 1: To create a pair of directed logical edges for each physical edge (same MLDA). The number of transmitters/receivers needs to be larger than the nodal degree of the physical topology.

Step 2: To make a list of all possible pairs source-destination of network under study in increasing routes (excluding the ones that had been established in the Step 1).

Step 3: Exam the list of Step 2 and to try the allocation of the source-destination pairs of the list in the remaining open capacity of the Step 0.

Step 4: Add remaining logical edges according to the HLDA.

Thus the logical topologies created by the AMLDA are capable of routing all flows on the shortest physical path and permits the utilization of links with provably future open capacity.

The key point is the following: *If there are links that will not be used for the dynamic traffic (future) is reasonable the assignment of static traffic (current) for these links. This will help satisfy many of future requests.*

IV. DYNAMIC RWA AND LOOSE TOPOLOGY

Over the last years, several switching techniques have been proposed in literature for supporting dynamic traffic over WDM based optical network. Recently, a substantial amount of research addressing the logical topology design problem in wavelengthrouted networks was considered by Data *et. al.*, [5] and Ghose *et al.* [6] and [18]. Although, the same problem has received little attention in the context of optical burst switching. The wavelength-routed network does not use statistical sharing of resources and therefore provide low bandwidth utilization if the dynamic traffic to be supported is bursty.

Although all the complexity of the virtual topology design, it only serves to get the best static solution. For the case of dynamic traffic is need set up for each connection request as it arrives, and the lightpath is released after some finite amount of time. It is need in function of the intermittent nature of the proper traffic self-similar generated for the Internet. This new context generates complex models still more, generally boarded through heuristics algorithms. In this paper, we attempted to fill this gap by presenting a logical topology design problem in the context of optical burst switching.

The loose virtual topology considered in this paper is constructed using the static VTD/RWA heuristic with all available wavelengths. Wavelengths not assigned during the heuristic are adaptively used for conveying burst requests from dynamic traffic demands.

The network load corresponding to the dynamic traffic demand is given by λ / μ Erlang. The burst requests arrive to the network following a Poisson process with rate λ . The burst length is exponentially distributed with an average $1 / \mu$.

In our studies, we consider an optical network topology with, at least, capacity to accommodate all the static traffic demand. Remaining capacity will be utilized to attempt accommodate the dynamic traffic.

V. NETWORK SETUP AND SIMULATION MODE

A 12-node Brazilian hypothetical network of Fig. 2b was considered. Each node corresponds to one of 12 States in Brazil, chosen for their economic regional importance (www.ibge.gov.br, 2006, [7]). A plausible mesh was assumed for the physical links. All links are bi-directional and each has W wavelengths in both directions. The distances among nodes were based on the geographical positions of the State capitals. A traffic matrix, corresponding to the static traffic demands, is generated with values uniformly distributed in the range $[0,1]$, fig. 2a.

Each topology node is an OBS switch which employs JIT reservation scheme [17]. The propagation delay on the fiber is $5\mu\text{s}/\text{Km}$. Setup message processing delay was fixed to $50\mu\text{s}$, and the switching time was fixed to 10ms. These parameters are essential to configure the OBS network [16]. The offered load to the network is fixed in 10 Erlangs, with $\lambda = 200$ and $1 / \mu = 0.05$.

We use the random wavelength assignment algorithm to

select a free wavelength for nodes transmit their bursts. The route for each node pair is defined by a shortest path algorithm.

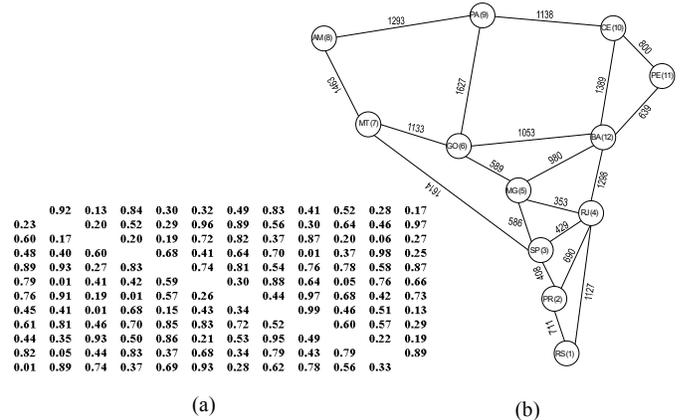


Figure 2 a) Matrix traffic for Brazilian Network. b) Hypothetical Brazilian network.

Simulations for the Brazilian hypothetical topology were carried out with W increasing from 16 to 64 wavelengths. For each simulation, 10 replications with different seeds of random variable were made, and for each replication, 200,000 burst requests were generated. All results also show the confidence intervals calculated with 95% confidence level. Simulations were carried out using OB2S – Optical Burst Switching Simulator, a simulation tool developed for this work (see figure 3) [24].

OB2S is a simulation tool for Optical Burst Switching algorithms technique in all optical networks. This tool can to simulate algorithms, to limit transmitters and receivers per node and simulate some of main path protection technique, using generic topology. Is possible get important metrics with blocking probability, network utilization, average cost of attend requests and average cost of blocking requests.

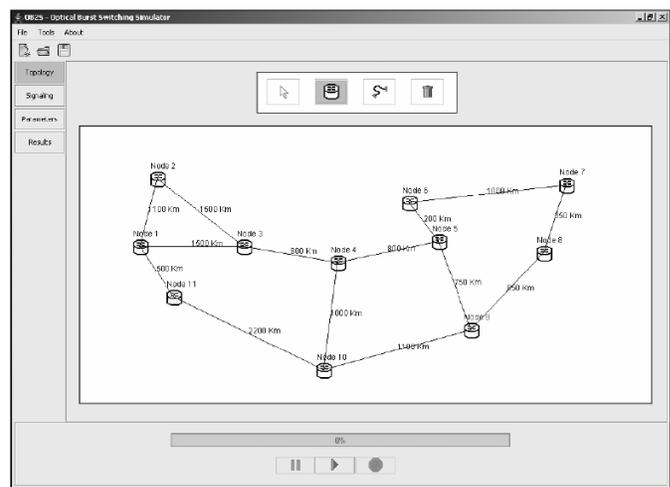


Figure 3. Tool developed for the simulations

A. Numerical Results

In this subsection we compare the impact of HLDA, MLDA, RLDA and AMLDA schemes on the dynamic traffic in terms of burst blocking probability. In addition, we use different numbers of available wavelengths and available ports per node for the static VTD/RWA heuristics. The idea is to evaluate the impact of these two parameters on the loose topology performance. Figures 4 and 5 plots the burst blocking probability of the network using HLDA, RLDA MLDA and AMLDA static VTD/RWA heuristic. The measurement is done just over the dynamic traffic, otherwise the resources to accommodate the static traffic is previously allocated. The number W of wavelengths varies from 16 to 64, for the two scenarios and we do not consider wavelength conversion.

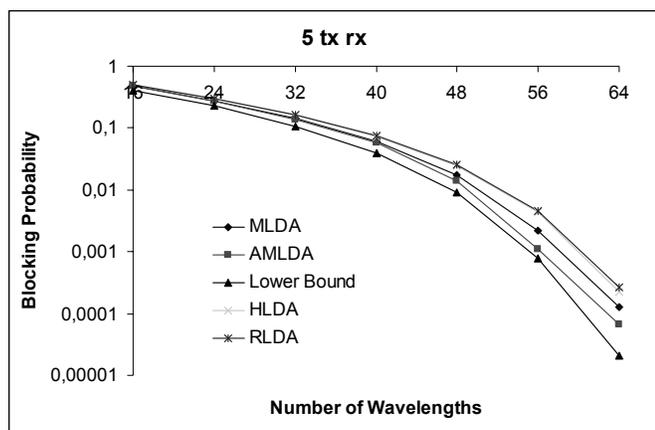


Figure 4. Network performance with 5 ports available per node.

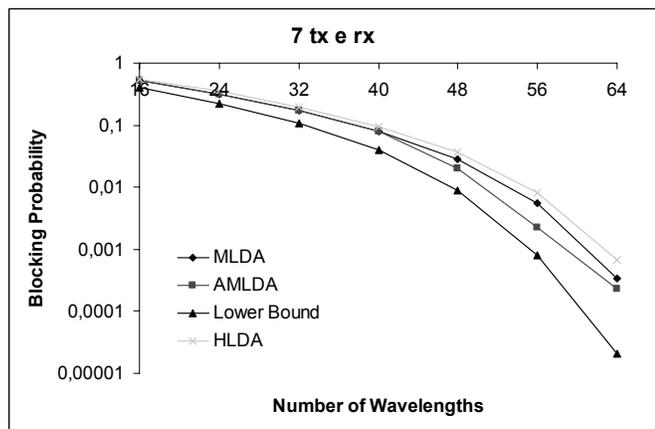


Figure 5. Network performance with 7 ports available per node.

The number of available ports per node for the static traffic is 5 and 7. Therefore, all static VTD/RWA heuristics will work with a maximum of 5 or 7 lightpaths originating or terminating in a node, respectively for each scenario. The remaining capacity of the network is utilized for the dynamic traffic. Note, that for the MLDA e AMLDA heuristics are needs 5 or more ports, because the number of ports needs to be larger than the nodal degree of the physical topology

(degree 5 for nodes 4 and 12, recall the fig.2b).

The lower bound is the simulation only with dynamic traffic, because this is the optimal value for resources utilization of dynamic demand. Therefore, no resource would be used by the static demand.

In all results we observe a better network performance when the AMLDA heuristic is used to support the static traffic. Results of HLDA, MLDA and RLDA were very similar for 16 available wavelengths in the network. However, if we increase the number of available wavelengths in the network, MLDA heuristic achieves a better performance than HLDA and RLDA. AMLDA provides a reasonable compromise between using short hop paths as well as placing direct logical edge for those source destination pairs with a lot of traffic between them. Thus, with AMLDA is possible to accomplish the static demand allocating fewer resources than MLDA, HLDA and RLDA. The higher available resources provided by AMLDA allow a higher dynamic traffic to be established. However, the key point to AMLDA get better resulted is the accomplishment of the previous study (Step 0).

VI. CONCLUSIONS

We presented one new algorithm with previous study for designing virtual topology in optical networks. Traditional approaches to the assignment of network resources to static traffic demands tend to maximize the use of the available resources in order to optimize some objective function. However, for a loose topology with static and dynamic traffic demands sharing the same physical resources, the static VTD/RWA heuristic must economize the use of available resources and, at the same time, guarantee that the objective functions will be accomplished.

Amongst the alternatives studied in this paper, AMLDA proved to be more appropriated to compose a loose topology for OBS networks.

Perhaps using some heuristic routing algorithm resembling the ideas behind the proposed previous study will result in more good solution with a manageable computational effort. This is a subject for further study.

VII. ACKNOWLEDGMENTS

Our thanks to FAPESP/ Kyatera project and CNPq.

VIII. REFERENCES

- [1] Ramaswami, R. "Optical Networking Technologies: What Worked and What Didn't". IEEE Communications Magazine, 2006, pp 132-139. September.
- [2] Ramaswami R. and Sivarajan, K. N. *Optical Networks: A practical perspective*, Morgan Kaufmann, 1998.
- [3] Assis, K. D. R. and Waldman, H. "Approaches to maximize the Open Capacity of Optical Networks", ONDM, 2004, vol. 1, pp. 599-618, February.
- [4] Chlamtac, I., Ganz, A., and Karmi, G. "Lightpath communication: a novel approach to high bandwidth optical WAN's". IEEE Transactions on Communications, 2004, 40(7), pp. 1171-1182.

- [5] Datta, R., Mitra, B., Ghose, S. and Sengupta, I. "An algorithm for optimal assignment of a wavelength in a tree topology and its application in WDM networks". *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2004, 22(9), pp. 1589–1600.
- [6] Ghose, S., Kumar, R., Banerjee, n. and Datta, R. "Multihop virtual topology design in WDM optical networks for self-similar traffic". *Photonic Network Communications*, 2005, 10(2), pp. 199–214.
- [7] [http:// www.ibge.gov.br](http://www.ibge.gov.br), 2006.
- [8] ITU-T Intern. Telecom. Union. Standart. Sector. "Architecture of Optical Transport Networks", Number G.872, 1990.
- [9] ITU-T Intern. Telecom. Union. Standart. Sector. "Network Node Interface for The Optical Transport Network (OTN)", Number G.709, 2001.
- [10] Mokhtar, A. and Azizoglu, M. "Adaptive wavelength routing in all-optical networks", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 6(2), April, 1998, pp. 197–206.
- [11] Banerjee, D. and Mukherjee, B. "Practical approaches for routing and wavelength Wavelength assignment in large all-optical wavelength-routed networks", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 14 (5): 903-908, 1996, June.
- [12] Murthy, C.S and Gurusamy, M. "WDM Optical Networks – Concepts, Design and Algorithms", Prentice Hall PTR, 2002.
- [13] Qiao, C. and Yoo, M. "Optical Burst Switching (OBS) – A New Paradigm for an Optical Internet", *Journal of High Speed Networks*, 1999, vol. 8, pp. 69-84.
- [14] Ramaswami, R. and Sivarajan, K. N. "Routing and wavelength assignment in all-optical networks", *IEEE/ACM Transactions on networking*, 1995, 3(5), pp. 489–500.
- [15] Ramaswami R. and Sivarajan, K. N. "Design of logical topologies for wavelength-routed optical networks", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 1996, 14(5), , pp. 840–851.
- [16] Teng, J. and Rouskas, G. "A Detailed Analysis and Performance Comparison of Wavelength Reservation Schemes for Optical Burst Switched Networks", In *Proceedings of Photonic Network Communications*, 2005, vol. 9, n. 3, pp. 311-335.
- [17] Wei, J. Y. and McFarland, R.I. "Just-In-Time Signaling for WDM Optical Burst Switching Networks", *Journal of Lightwave Technology*, 2000, vol. 18, n. 12, pp. 2019-2037.
- [18] A. Gencata and B. Mukherjee. "Virtual Topology Adaptation for WDM Mesh Networks Under DynamicTraffic" *Proc., IEEE Infocom 2002*, New York, pp. 48-56, June 2002.
- [19] G. Lee, X. Sugang, Y. Tanaka, A logical topology design with tabu-search in IP over WDM optical networks, in: *Asia-Pacific Conference on Communications*, 2006.
- [20] W. Ling, Y. Peida, The optimal design of logical topology with QoS constraints in IP over WDM networks, in: *IEEE International Conference on Communication Technology (ICCT 2003)*, Beijing, China, April 2003.
- [21] K.D.R. Assis, H. Waldman, W.F. Giozza and M. Savasini, Iterative virtual topology design to maximize the traffic scaling in WDM networks, in: *2nd IFIP International Conference on Wireless and Optical Communication Networks (WOCN)*, Dubai, UAE, March 2005.
- [22] A. Jaekel, S. Bandyopadhyay, Y. Aneja, Logical topology design for WDM networks using survivable routing, in: *The Proceedings of ICC*, 2006.
- [23] K.D.R Assis; J.C. M. Neto; A.F. Santos; W. F. Giozza. Minimum Blocking Probability in OBS Networks Optimized for an Initial Static Load. In: *25o Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores (SBRC 2007)*, 2007, Belém-PA.
- [24] J. C. M. Neto ; A.C. B. Soares; W. F. Giozza; H. Waldman. Wavelength Conversion Architectures in OBS Networks. In: *IEEE/IFIP Network Operations and Management Symposium (NOMS 08)*, 2008, Salvador - BA. *Proceedings of IEEE/IFIP Network Operations and Management Symposium (NOMS 08)*, 2008.

Optimization of Generalized 2x2 Mesh Topologies using an Evolutionary Algorithm

L. H. Bonani, F. R. Barbosa, R. R. F. Attux, R. Arthur, E. Moschim

Abstract—In this work, we propose and analyze a generalized optimization process for 2x2 mesh topologies based on an algorithm built with the aid of ideas drawn from the field of evolutionary computation. In the proposed framework, this algorithm is employed to minimize a parameter - the average number of hops - which is particularly relevant from the standpoints of increasing the effective network capacity and seeking a better traffic distribution insofar as mesh topologies are concerned. The methodology is simple and can be used for mesh topologies with a wide range of number of nodes.

Index Terms—Optical Networks, Mesh Topologies, Evolutionary Computation.

Resumo—Neste trabalho propomos e analisamos um processo genérico para otimização de topologias em malha 2x2 baseado em um algoritmo construído a partir de idéias da área de computação evolutiva. Neste caso, este algoritmo é empregado para minimizar um parâmetro - o número médio de hops -, o qual é particularmente relevante do ponto de vista do aumento da capacidade efetiva e da rede e da melhor distribuição de tráfego. A metodologia é bastante simples e pode ser usada para topologias em malha com uma faixa razoável de número de nós.

Palavras chave—Redes Ópticas, Topologias em Malha, Computação Evolutiva.

I. INTRODUCTION

The performance of minimum path networks is strongly related to the adopted mesh topology and to the control algorithms responsible for establishing connections. It is important to remark that the redundancy of paths in this kind of network - something related to the mesh topology - is a desirable characteristic, since it increases link utilization. Furthermore, the investigation of aspects related to network capacity and link load has shown that these networks should be able to provide fast and efficient packet delivery (connection) with reduced technological complexity. Thus, for a given installed capacity, topology optimization in terms of minimum average number of hops (H) leads to an overall optimization of network capacity and throughput, as well as to the effective usage of node resources, even though in multihop environments a significant amount of the capacity turns out to be used up by the circulating traffic.

The choice of a single parameter, H , is due to the fact that this parameter is directly related to the total network capacity.

Manuscript received September 29, 2007; Revised April, 2008.

L. H. Bonani and R. Arthur are with the Center of High Education on Technology (CESET), State University of Campinas (UNICAMP), R. Paschoal Marmo, 1888, Limeira (SP), 13484-332, Brazil, email: {bonani,rangel}@ceset.unicamp.br

F. R. Barbosa, E. Moschim and R. R. F. Attux are with the School of Electrical and Computer Engineering (FEEC), State University of Campinas (UNICAMP), Av. Albert Einstein, 400, Campinas (SP), 13083-970, Brazil, email: {rudge,moschim}@dsif.fee.unicamp.br, attux@dca.fee.unicamp.br

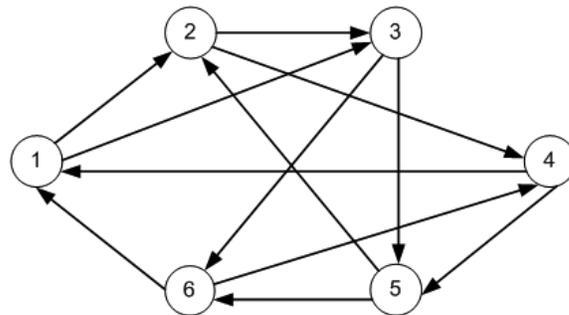


Fig. 1. Topology with 6 nodes.

In fact, the total aggregated capacity is inversely proportional to the average number of hops that a given packet takes from origin to destination [1]. Under these circumstances, a network topology having N nodes with 2 output ports leading to links of bandwidth S bits/s will have total capacity C equal to

$$C = \frac{2.N.S}{H} \quad (1)$$

From Equation 1, we can see that, for a given network with N nodes and links of S bits/s, the total capacity C decreases with the increase of the average number of hops (H). To determine the value of this parameter, we must find the average length considering all possible paths, node by node in a given topology, taking into account the shortest existing path. In the process of capacity calculation, we consider a static routing scenario in which all packets from every connection will travel the same distance and visit the same nodes, as in the case of store-and-forwarding (SF) routing [1].

In order to represent a topology, we use the connectivity matrix (Cm) notation. This matrix, which is square and has a number of rows and columns equal to the number of topology nodes (N), is composed of zeros and ones, the ones representing the existence of a connection and the zeros representing its absence. All the ones in Cm characterize a link between the nodes given by their indices: the rows represent the origin, whereas the columns indicate the destination. In order to illustrate these ideas, let us consider the example of the 6-node topology shown in Fig. 1, which is represented by the Cm below.

$$Cm = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{pmatrix} \quad (2)$$

We can calculate, for each one of the $N.(N - 1)$ origin-destination connection pairs (applications), the number of hops using the shortest path method, which is presented by the Shortest Path Matrix (Sp), given by Equation 3, and calculated with Floyd-Warshall algorithm [2].

$$Sp = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & 2 & 2 & 2 \\ 2 & 0 & 1 & 1 & 2 & 2 \\ 2 & 2 & 0 & 2 & 1 & 1 \\ 1 & 2 & 2 & 0 & 1 & 2 \\ 2 & 1 & 2 & 2 & 0 & 1 \\ 1 & 2 & 2 & 1 & 2 & 0 \end{pmatrix} \quad (3)$$

The average number of hops is the average value of the number of hops in all possible paths. Therefore, H can be defined as the sum of all elements in the Sp matrix divided by the total number of paths, as seen in Equation 4.

$$H = \frac{\sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N Sp(i, j)}{N.(N - 1)} \quad (4)$$

For the given example, H is equal to 1.60, since the Sp sum returns 48 and these are 30 origin-destination pairs for a 6-nodes topology. The H parameter is function of the topology, and, for a given number of nodes, we can have several values, depending on how the topology nodes are linked. As the total capacity C is inversely proportional to H , the topologies with a smaller H will lead to better values of capacity and, hopefully, to significant gains in performance. Topologies with the smallest possible values for the average number of hops are named Optimized Mesh Networks (OMT).

II. OPTIMIZATION PROCESS OF MESH TOPOLOGIES

The optimized mesh topologies are associated with the smallest H parameter for a given number of nodes. In order to find these topologies, we have considered only matrices with a 2x2 configuration (2 input and 2 output ports), since the OMT must be a topology thus configured. The basis for comparison insofar as OMT are concerned will be the well-established ShuffleNet (SF) and Manhattan Street (MS) [3].

A. Random Search

The first experiment to investigate the topologies with minimum H was based on a random search for topologies with a value of H smaller than that associated with the SN and MS topologies. Therefore, we have selected some topologies with 16 nodes, resultants of MS-16, which have presented better results concerning the H parameter. One of these topologies, achieved with random search, is shown in Fig. 2. In this case, the H parameter for this topology is 2.8125, presenting a smaller average number of hops than in the MS-16 case, whose H is 2.9333. We can also note that the topology presented in the figure exhibits a certain regularity, which is desirable for a geographical distribution of a network.

It is sure that not every obtained topology presents a smaller H parameter than in the MS case: there are topologies whose link distributions lead to an average path much longer than

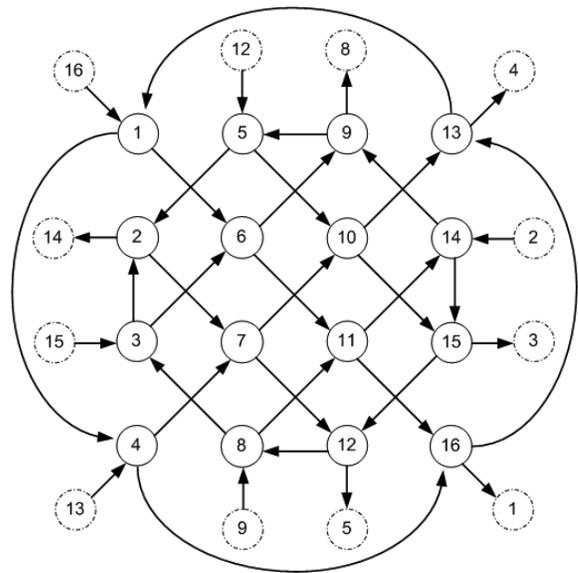


Fig. 2. Topology with 16 nodes acquired with random search, whose H is 2.8120.

that obtained with the original MS topology. The degree of correspondence between the topology and the H parameter is so strong that smooth modifications impact directly in the H parameter.

Our conclusion is that the random search criterion was not significantly efficient and, moreover, was not so reliable in the task of providing information about the minimum value that the H parameter, for a given number of nodes, could achieve under a 2x2 configuration. In fact, such information could only be assuredly obtained with the aid of an approach founded on the idea of analyzing all the possible topologies with a given number of nodes and, in this set, selecting those whose H parameter is the smallest one.

B. Exhaustive Search

The method in which we consider all possible topologies and select the best one (or ones) is named exhaustive search. We applied this method to the problem at hand by generating all combinations of link distribution that preserve the 2x2 configuration, and, afterwards, analyzing each one with respect to the H parameter.

TABELA I
NUMBER OF TOPOLOGIES AND H PARAMETER

Number of Nodes	Number of Possible Topologies	Number of OMT	Smaller H Parameter
4	9	9	1.3333
5	216	216	1.5000
6	7560	540	1.6000
7	357435	12600	1.7619

This technique is always optimal, but, when the number of nodes is greater than seven, it can be considered to be impractical due to the explosive growth of the repertoire of possible combinations that give rise to topologies in 2x2 configuration with the number of nodes, as we can see in

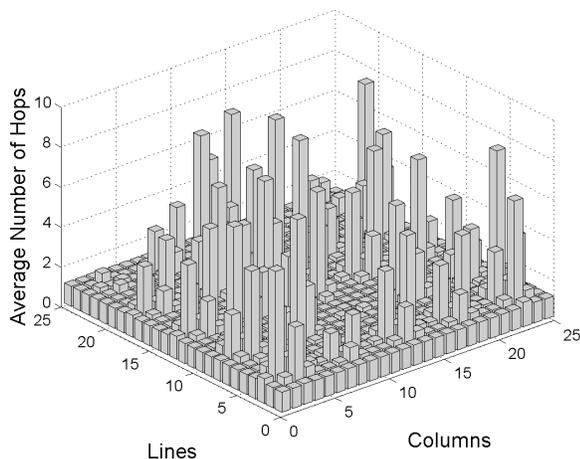


Fig. 3. 3-D Discrete surface of topologies.

Table I. The computational effort demanded for the exhaustive search of these topologies with a higher number of nodes is extremely great and the processing time is a factor that should be taken in consideration, since we can remain years searching of topologies without exhausting the possibilities for a number of nodes not so great. As the objective in searching optimized topologies is to use them in real networks, the number of nodes should be considerable, which justifies the main result of this paper: the development of a new bio-inspired search method for finding optimal mesh topologies.

C. Evolutionary Search

An alternative to solve this kind of problem is the utilization of evolutionary computation [4]-[6], a paradigm that is particularly suitable to solving large-scale combinatorial problems. Evolutionary optimization techniques are characterized by the use of concepts drawn from the modern evolution theory in a search process guided by a fitness function built in accordance with the aims underlying the problem to be solved. Our use of techniques belonging to this class was motivated by the fact that there is an enormous combinatorial diversity of the possible topologies as a function of the number of nodes. If each one of these topologies, which, from the standpoint of the evolutionary algorithm, are individuals belonging to a population of feasible solutions, have a single value for the H parameter, it will be possible for us to represent the universe of the H parameter distribution of all possible topologies as a 3-D discrete surface, as shown in Fig. 3. This distribution is of paramount importance, since, in the context of the evolutionary metaphor, it determines the fitness associated with each individual.

Having thus defined the population of solutions and the fitness measure, it is important to choose the genetic operators and a methodology for implementing a selection mechanism. In this work, we decided to employ an algorithm based exclusively on a mutation operator. This was motivated by the idea of reaching an adequate balance between efficiency and parsimony, and, furthermore, by analogies with approaches like evolution strategies [6] and some artificial immune

```

A → population of matrixes in 2x2 configuration
For each element in A: a,
b → matrix of zeros with the same dimension of a;
While b is different of a,
  Copy a into b,
  For all the columns of b,
    Change the b-th column of b for other
    Verify the 2x2 configuration,
    Calculate the H parameter,
    If H < Ha,
      a = b and Ha = H;
  End
End
For all the rows of b,
  Change the b-th row of b for other
  Verify the 2x2 configuration,
  Calculate the H parameter,
  If H < Ha,
    a = b and Ha = H;
  End
End
End
End

```

Fig. 4. Pseudocode for the mutation of matrices of an initial population.

systems [7]. The method starts from a reasonable set of possible topologies, here named initial population (connective matrices). The initial population, which is randomly generated, is formed by 10000 matrices having a degree of diversity as significant as possible. For each one of the individuals of the initial population we apply a mutation that consists of exchanging columns of the original matrix, always respecting the 2x2 configuration. After such changes, the H parameter is evaluated and we always implement the modification that leads to the smallest value of H . Modifications that lead to values of H greater than those associated with the original matrices are not implemented. After it becomes impossible to obtain a different topology with a better value of H by exchanging columns, we start an analogous procedure involving the rows.

When it is not possible to reach a better topology with the row changes, we restart the procedure with the columns and, this goes on until both column and row changes no longer originate improvements. This modus operandi will generate a mutated solution for each element of the population, which means that, from the initial population of 10000 individuals, we will be able to engender 10000 "improved solutions". The next step is to select the best individual of the universe of improved solutions and to use it as a basis for a new mutation process. This new process is characterized by the introduction of spurious row and column exchanges: each modification of this kind gives rise to a new individuals and the process is repeated up to 1000 times (we say "up to" because the number of feasible solutions may be smaller than 1000). These new individuals, which are direct descendants of the fittest one, are then subjected to the same procedure applied to the original 10000-solution population, and, afterwards, the topology (or the topologies) with the minimum value of H is (are) selected. In Fig. 4 we show a simplified pseudo-code of the proposed algorithm.

Using the method of exhaustive search of optimized topologies, we obtained results up to a maximum of seven nodes due to the processing time demanded to obtain all the possible combinations. However, when we use the proposed

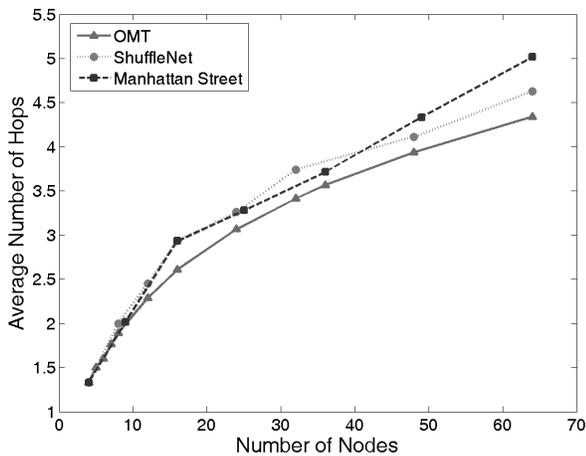


Fig. 5. Comparison of H parameter among topologies.

evolutionary approach, it was possible to determine optimized topologies up to 64 nodes, with the concrete possibility of expanding these results to superior node counts.

The efficiency of the evolutionary methodology becomes even more evident when we compare the results obtained via an exhaustive search of all combinations up to 7 nodes with the results produced by the evolutionary algorithm in the scenario. Both methods have converged to the same results, but the proposed algorithm required a remarkably smaller processing time (the simulation time in the same machine are reduced from the order of some days to the order of a few hours). The reader should notice that it is not possible to ensure that the evolutionary technique will always find the global optima. However, our performance analyses, together with the well-known search potential of evolutionary algorithms and the careful design (having in mind relevant notions like diversity maintenance) of the triad “initialization / operator / selection”, give us confidence to assume that the methodology, even in the case of suboptimal convergence, will reach solutions of a very good quality.

III. OPTIMIZED MESH TOPOLOGIES

The average number of hops H for the OMT obtained via evolutionary search is presented for some node counts and compared with the topologies SN and MS in Fig. 5.

From Fig. 5, we can see that, for 16 nodes, the H parameter obtained by the proposed approach corresponds to an improvement of 12.4% with respect to the SN and MS topologies, which represents, for 2.5 Gb/s links, according to Equation 1, an effective gain of 3.4 Gb/s in the total capacity for OMT-16. Therefore, with small change in the network connections, a significant gain in capacity is achieved. One of the OMT topologies with 16 nodes (OMT-16) built with the aid of the evolutionary algorithm is presented in Fig. 6, and its H parameter is 2.6083. This gain for the OMT-16 is also very interesting since, although larger topologies as the OMT-64 present better gains in comparison with MS and SN, it is known that topologies with a great number of nodes can

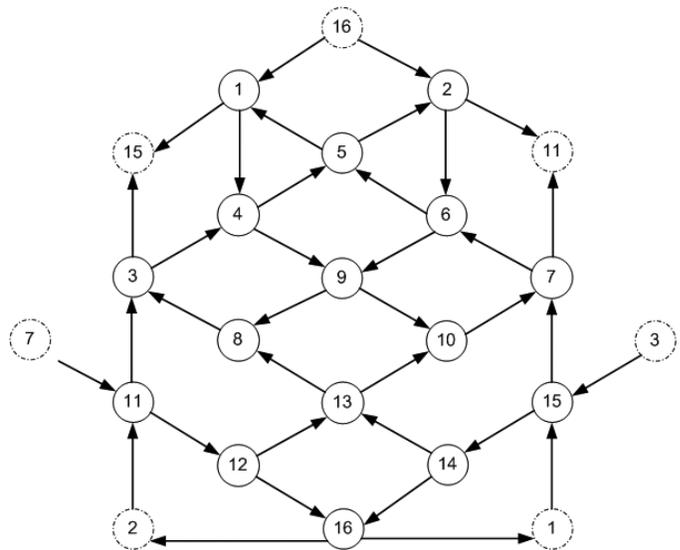


Fig. 6. An Optimized Mesh Topology for 16 nodes, OMT-16. Dashed nodes are virtual only to show connections.

present a bad performance when compared to small topologies, due to the elevated increase of applications (traffic flows) on each link, considering $N.(N - 1)$ applications in the network.

The fact that the OMT-16 has the smallest value of H parameter in comparison with other topologies with 16 nodes is reflected by the maximum bitrate per application available for the network users. Therefore, since we have a gain in capacity when using OMT-16 in comparison with MS-16 and MS-16mod, it can be distributed among the network users, increasing the maximum bitrate available to each one. These calculations are based on statistical parameters and the actual maximum available bitrate on each link can be slightly different depending on the link load distribution.

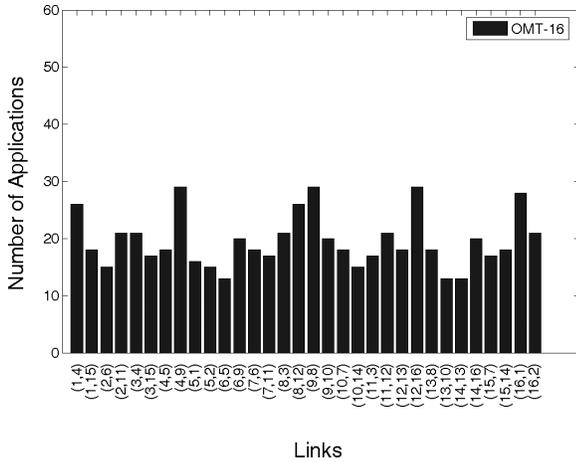
IV. LINK LOAD DISTRIBUTION

Another observed advantage, besides the smallest H , for the OMT is the better link load distribution. The occupation of each network link, in number of applications per link, is given in Fig. 7, for the MS-16 and the OMT-16 topologies, respectively. These applications are defined as the total amount of traffic flows sharing a given link.

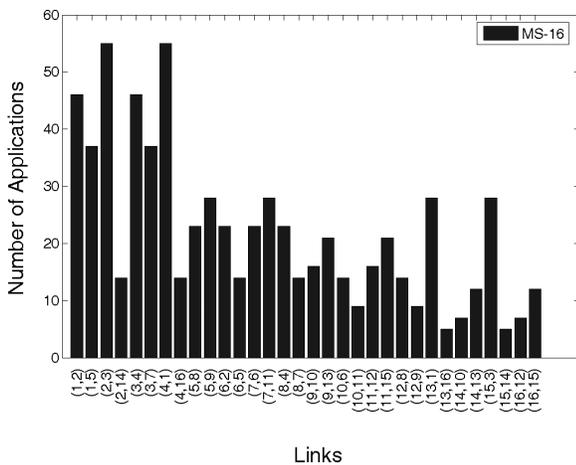
In this context we assume that all applications are in the same wavelength with some granularity, to show that application per link distribution will be a constraint for network performance. For instance, using links of 2.5 Gb/s for MS-16, we can have the more loaded links (2,3; 4,1) which have both 55 applications, with the maximum bitrate of 45.4 Mb/s, while in OMT-16 case, the limit will be 83.3 Mb/s.

The average number of applications per link is always the smallest for the case of OMT topologies than for other kinds of topologies, as we could expect by the smallest H . Some OMT, as OMT-16 and OMT-64 have also a Standard Deviation smallest than that presented by their analogue MS, as we can see by the statistical traffic distribution presented in Table II.

This can reflect, in a positive way, in the performance of these topologies under certain conditions of dynamic routing,



(a) OMT-16



(b) MS-16

Fig. 7. Topology Links usage.

since a Standard Deviation with low value indicates that the absolute number of applications per link has not a great variation relatively to the average.

Although some OMT present a Standard Deviation faintly superior to that of their analogue MS, as in 36-node case shown in Table II, the fact that the OMT present an average number of applications per link better than the MS is a preponderant factor to guarantee the better performance of the OMT.

V. MESH VERSUS RING

An interesting characteristic of OMT-16, presented in Fig. 6 (whose link distribution is shown in Fig. 7) is the fact that this topology can be seen as functional a ring topology with 16 nodes. Thus, there is a path that a given application or packet can travel, visiting all the topology nodes just once, regressing the first visited node, closing the ring. This path is shown in Fig. 8, and this OMT-16 characteristic opens a possibility for the use of this kind of topology with synchronous and asynchronous network protocols.

TABELA II
STATISTICS OF TRAFFIC DISTRIBUTION

Topology	Average H	Traffic Statistics (Applications per Link)	
		Average	Standard Deviation
MS-16	2.9333	22.00	13.85
OMT-16	2.6083	19.75	4.81
MS-36	3.7142	65.00	8.83
OMT-36	3.5650	62.38	9.86
MS-64	5.0158	158.00	66.94
OMT-64	4.3410	136.74	20.97

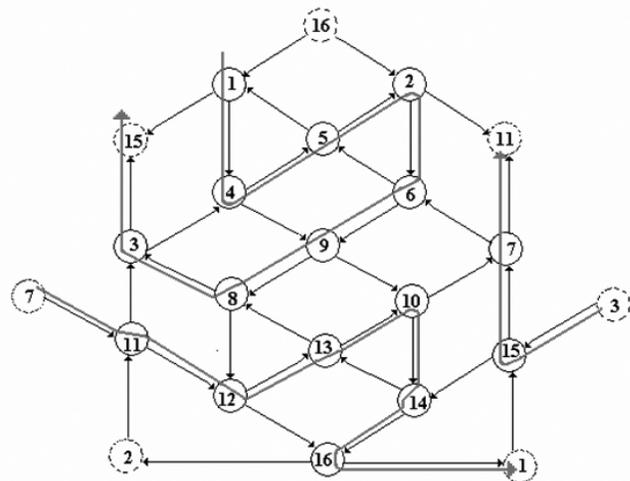


Fig. 8. OMT-16 seen as a functional ring topology.

We can see that the OMT present the smallest number of hops, but they are a little irregular when we analyze the geographical link distribution. However, this cannot be considered a problem, since we expect to use these topologies in access networks, where the link distance is short and we can avoid problems with signal degradation. These new topologies can be combined with a wide number of protocols and technologies and although the studies were carried out considering a single wavelength, we can also extend the results for systems with WDM, increasing the installed capacity. Our propose is to study the impact of these topologies also with systems using Optical Packet Switching and Optical Burst Switching, which will be the focus for further works.

VI. CONCLUSIONS

We have presented an evolutionary algorithm from which we successfully obtained Optimized Mesh Topologies for the H parameter. The OMT present a more homogeneous distribution of traffic and a better use of installed capacity. In our analysis, the OMT-16 presents a gain of about 12% in the total network capacity, due to the lower value of the H parameter, indicating that the installed capacity is better used. The increase of capacity can be shared among the network users, offering an extra amount of bitrate without extra technological costs. These solutions represent a more homogeneous distribution of traffic and a better use of installed capacity, presenting considerable gain in the total network

capacity. We have focused our analysis in OMT-16, compared to MS-16, since it has a satisfactory number of nodes in the standpoint of Optical Networks. In further works we intend to widely study these topologies, with supplementary node counts and specific technologies, as WDM.

ACKNOWLEDGMENTS

The authors wish to thank FAPESP and the Tidia-KyaTera project for the financial support of this work. L. H. Bonani is grateful to Prof. Fernando José Von Zuben for the precious discussions.

REFERÊNCIAS

- [1] A. S. Acampora and S. I. A. Shah, "Multihop lightwave network: a comparison of store-and forward and hot potato routing", *IEEE Transactions on Communications*, vol.40, no.6, pp.1082-1090, 1992.
- [2] T. H. Cormen, C. E., Leiserson, R. L., Rivest, "The Floyd-Warshall algorithm", *Introduction to Algorithms*, first edition, MIT Press and McGraw-Hill, pp. 558-565, 1990.
- [3] A. S. Acampora, M. J. Karol, M. G. Hluchyj, "Multihop lightwave networks: a new approach to achieve terabit capabilities", *Proceedings of IEEE International Conference on Communications*, pp. 1478-1484, 1988.
- [4] C. Rose, "Mean Internodal Distances in Regular and Random Multihop Networks", *IEEE Transactions on Communications*, pp. 1319-1326, 1992.
- [5] I. D. Scherson and A. S. Youssef (editors), "Interconnection Networks for High-performance Parallel Computers". *IEEE CS Press*, 1994.
- [6] A. E. Eiben, J.E. Smith, *Introduction to Evolutionary Computing*. Springer, 2003.
- [7] T. Bäck, D. Fogel, Z. Michalewicz, *Handbook of Evolutionary Computation*, Oxford University Press, 1997.
- [8] T. Bäck, D. B. Fogel, Z. Michalewicz, *Evolutionary Computation 1: Basic Algorithms and Operators*, Institute of Physics Publishing, 2000.
- [9] L. N. de Castro, J. Timmis, "Artificial Immune Systems: a New Computational Intelligence Approach", *Springer*, 2002.



Luiz Henrique Bonani was born in Penápolis/SP, Brazil. He achieved the bachelor (2000), Master (2003) and Ph.D. (2006) degrees in Electrical Engineering from the School of Electrical and Computer Engineering of State University of Campinas (UNICAMP). From September 2005 to February 2006 he was at DEIS, University of Bologna, with a Ph.D. student fellowship. Since March 2007 he is Professor at Center of High Education on Technology (CESET) of State University of Campinas.

He has co-authored several papers in international conferences and publications. His interests are on Switching Network Architectures, Transport Systems based on Optical Switching and General Optical Communications Systems.



Felipe Rudge Barbosa holds B.Sc. and M.Sc. degrees in Physics from the Catholic University of Rio de Janeiro (PUC-RJ), and Ph.D. in Electrical Engineering from the University of Campinas (Unicamp), in Brazil. He has been active in Photonic Technology and Optical Communications for over 20 years, working in R&D and innovation, and consulting activities. He was a visiting fellow in the University of Colorado, Boulder, USA (1992); and in the University of Montpellier, France (2004); in the area of Optoelectronic Components and their

Applications. He has over 50 publications in international conferences and reviewed journals. He is member of the Brazilian Physical Society (SBF), Brazilian Telecomm Society; the IEEE ComSoc, and the Optical Society of America; and holds two prizes in Telecom. He is presently technical consultant, lecturer and senior research fellow in the Photonics Technology Laboratory (LTF-DSIF), at the School of Electrical and Computer Engineering (FEEC) - Unicamp, doing Photonic Switching and Advanced WDM Networks research.



Romis Ribeiro de Faissol Attux was born in Goiânia, Brazil, in 1978. He received the B.S., M.S. and Ph.D. degrees, all in Electrical Engineering, from the University of Campinas (Unicamp), São Paulo, Brazil, in 1999, 2001 and 2005, respectively. Currently, he is an assistant professor at the same institution. His main research interests are blind source separation, computational intelligence, adaptive nonlinear filtering and dynamical systems.



Rangel Arthur received the B.S. degree in Electrical Engineering from State University of Sao Paulo, Ilha Solteira, Brazil, in 1999. He received his MS degree and Ph.D. degree in Electrical Engineering from State University of Campinas in 2002 and 2007. Currently, he is professor at Center for High Education on Technology (CESET-UNICAMP). His research is currently focused on the development of efficient communication systems.



Edson Moschim was born in São Paulo, Brazil. He received the bachelor (1978), and the M.S. (1983) degrees in electrical engineering from the State University of Campinas (UNICAMP); and the Ph.D. degree in Applied Physics from the École Supérieure d'Electricité, University of Paris-Sud, Orsay, France, in 1989. From 1978 to 1985 he worked with CPQD/Telebrás, Campinas, with optical fiber communications systems. Since 1985, he has started as assistant professor of the School of Electrical and Computer Engineering at UNICAMP, and he is now

a tenured Full Professor (Professor Titular). His research interests are been photonics technology, electromagnetism, simulation systems and software tools for communication systems. He has authored more than 50 technical papers and publications, and has supervised several master's and doctorate thesis.

PROJETO EDITORIAL

A Revista *Telecomunicações* tem por objetivo oferecer aos profissionais que atuam no segmento das telecomunicações uma obra de caráter técnico-científico de divulgação dos trabalhos de desenvolvimento e pesquisa, realizados no Brasil e em outros países.

Aceita artigos inéditos, não publicados e que não estejam submetidos a outra publicação, nas seguintes modalidades: tutorial, científico e de engenharia aplicada. Estes podem ter conteúdo científico ou voltado para a solução de problemas de engenharia nos diversos segmentos das telecomunicações e podem ser redigidos em português ou inglês. A revista possui duas edições anuais, com tiragem de 3.500 exemplares em cada edição, distribuídas entre os profissionais atuantes no setor.

O Corpo Editorial é formado por renomados pesquisadores de diversas instituições de ensino e pesquisa do Brasil e do exterior. Os artigos submetidos são avaliados pelos membros do Corpo Editorial ou por especialistas designados por estes. Os resultados da avaliação indicarão a aceitação ou rejeição do artigo e serão encaminhados para os autores em formulário padrão (disponível em www.inatel.br/revista). Os itens avaliados são: atualidade do tema, aplicabilidade dos resultados, originalidade dos resultados ou da abordagem, clareza do texto, referências bibliográficas e profundidade. O peso de cada item depende da natureza do artigo submetido.

INSTRUÇÕES PARA OS AUTORES

Formas de submissão e critérios de aceitação

A revista está estruturada em 3 seções: Tutorial, Artigos Científicos e Artigos de Engenharia Aplicada. Desta forma, poderão ser publicados artigos de caráter científico ou voltados para a solução de problemas de engenharia, em uma das seguintes áreas: Redes de Comunicação, Sistemas de Comunicação e Transmissão Digital, Propagação e Antenas, Comunicações Móveis, Comunicações Ópticas e Optoeletrônica, Circuitos e Dispositivos, Gerência de Redes e Sistemas de Informação (incluindo Criptografia, Códigos, Processamento de Sinais de Voz, Imagem e Vídeo).

Com exceção dos Tutoriais, que poderão ser publicados sob convite, todos os demais artigos serão enviados aos editores da área, que irão analisá-los e decidir sobre o aceite dos mesmos.

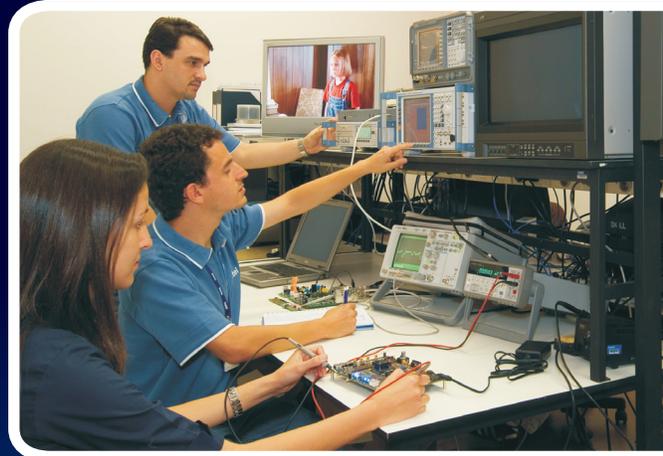
As submissões podem ser feitas de forma eletrônica a partir do endereço:

<http://www.inatel.br/revista/submissao.htm>

Pós- Graduação

Lato Sensu em:
TV Digital e IPTV, Redes de Telecom, Eng. Biomédica

+ de **1000**
participantes



+ de **60**
turmas

Aulas em São Paulo,
Belo Horizonte e
Brasília

Início em Agosto de 2009

Tel (35) 3471.9292
www.inatel.br/pos



Inatel
COMPETENCE CENTER



Inatel

44 anos

projetando o **futuro**

Graduação

Engenharia Elétrica

Engenharia da Computação

Engenharia Biomédica

Transferência de tecnologias e conhecimentos ao mercado

Perfil Empreendedor

Responsabilidade Social

Inatel

Instituto Nacional de Telecomunicações