CELIO PROLICIANO MAIOLI

DIMENSIONAMENTO DE REDES ÓPTICAS DINÂMICAS PARA DATA-GRID SERVICE

Dissertação apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica do Centro Tecnológico da Universidade Federal do Espírito Santo, como requisito parcial para obtenção do Grau de Mestre em Engenharia Elétrica, na área de concentração em Automação.
Orientador: Prof. Dr. Moisés Renato Nunes Ribeiro

VITÓRIA-ES

2007

Dados Internacionais de Catalogação-na-publicação (CIP)
(Biblioteca Central da Universidade Federal do Espírito Santo, ES, Brasil)

Maioli, Celio Proliciano, 1977-
M227d Dimensionamento de redes ópticas dinâmicas para data-grid services / Celio Proliciano Maioli. – 2007.
98 f. : il.

Orientador: Moisés Renato Nunes Ribeiro.
Dissertação (mestrado) – Universidade Federal do Espírito Santo, Centro Tecnológico.

1. Comunicações óticas. 2. Computação em Grade (Sistemas de computador). 3. Simulação (Computadores).4. Telecomunicações - Tráfego. I. Ribeiro, Moisés Renato Nunes. II. Universidade Federal do Espírito Santo. Centro Tecnológico. III. Título.

CDU: 621.3

CELIO PROLICIANO MAIOLI

DIMENSIONAMENTO DE REDES ÓPTICAS DINÂMICAS PARA DATA-GRID SERVICE

Aprovada em 24 de Agosto de 2007

COMISSÃO EXAMINADORA

Prof. Dr. Moisés Renato Nunes Ribeiro
Universidade Federal do Espírito Santo
Orientador

Prof. Dr. Anilton Salles Garcia
Universidade Federal do Espírito Santo

Prof. Dr. Divanilson Rodrigo de Sousa Campelo
Universidade Presbiteriana Mackenzie

Resumo

Uma vez que as redes WDM apresentam-se como solução ao transporte das grandes quantidades de dados em *data grids*, estudamos se o uso de *transponders* mais lentos (e portanto mais baratos) podem oferecer a mesma quantidade de serviço que uma rede óptica referencial pelo aproveitamento da capacidade de transporte de múltiplos comprimentos de onda simultâneos. Para dar suporte a este estudo, implementamos um monitor de tráfego com vistas a utilizar características mais realistas de tarefas e um simulador de redes WDM dinâmicas. Os resultados mostram que é possível estabelecer níveis equivalentes de serviço com economia de *transponders* devido à reutilização espacial dos caminhos ópticos. Além disso, percebeu-se a diminuição do número médio de saltos para as conexões estabelecidas, o que pode implicar um menor número de reconfigurações dos equipamentos ópticos para o estabelecimento do caminho (diminuição do *overhead* de configuração). Todavia, o uso de equipamentos mais lentos eleva o tempo de retenção das conexões no sistema. Para resolver isto, estudamos a adoção de múltiplos caminhos alternativos (*multiple streams*) para uma mesma conexão, o que naturalmente mostrou-se eficiente apenas para redes mais conectadas.

Palavras chave: WDM, Redes ópticas, *data grid*, simulação, monitor de tráfego.

Abstract

WDM networks are already seen as the solution for large amount of data exchanging in data grids. This work investigates whether the use of slower (and less expensive) transponders is able to offer the same amount of service that a reference optical network by exploiting the WDM domain. In order to provide this study with more realistic traffic scenarios, we have developed a traffic monitor and an all optical network simulator. Results show the viability of equivalent service levels with economy of transponder due to spatial reuse of lightpaths. Moreover, the average number of hops is reduced, which points out to less reconfiguration efforts from the control plane standpoint with reduced overhead for clients. However, slow transponders also means longer service time and increased lightpath holding time. In other to address this issue, multiple streams associated with alternative routing are investigated but improvements, as expected, are only found mesh networks.

Keywords: WDM, optical networks, data grid, simulation, traffic monitor.

Agradecimentos

Dirijo meus agradecimentos:

– A Deus e a família, especialmente a minha mãe, quem me proporcionou condições para esta realização;

– Ao meu orientador, Prof. Dr. Moisés Ribeiro - sempre atencioso e paciente, pela oportunidade concedida;

– Aos bons amigos Jacira, Elismar e Lucimar, pelas palavras de incentivo;

– Aos colegas de Labtel, que tornaram minha jornada menos árdua;

– Aos professores Segatto, Frasson e –ao saudoso– Calazans, pelos diálogos sempre francos e pela informalidade casual;

– Ao engenheiro Iuri Brandão, por ter emprestado seus conhecimentos de programação, juntamente com sua amizade;

– À Simone, pelas dicas, e grande incentivo; à Regiane, pelas conversas sobre estatística; ao prof. Lodovico Faria pela compreensão e aos demais colegas de CEFETES/Cariacica, pela força;

– Ao CNPq, pelo financiamento parcial deste trabalho;

– Ao professor Hélvio Tolentino, pela revisão gramatical final deste trabalho.

Sumário

1 Conceitos Básicos e Contribuições **1**

1.1 Introdução 1

1.2 Redes Ópticas 2

1.2.1 Aspectos Topológicos e Temporais do Dimensionamento . . . 4

1.2.2 Plano de Controle 6

1.3 Redes Eletrônicas vs. Redes Ópticas para *Data-Grid services* 7

1.4 Descrição dos Capítulos e Contribuições 10

2 Modelagem da Dinâmica de Tráfego **11**

2.1 Introdução 11

2.2 Serviço Telefônico e a Transição do Modelo 13

2.3 Monitoramento Experimental de Tráfego 15

2.4 Análise dos Dados Coletados 19

2.4.1 Estacionariedade 19

2.4.2 Dependência de Longa Faixa e Auto Similaridade 22

2.5 Escolha dos Parâmetros Relevantes para *Data-Grid* 30

2.6 Conclusão 32

3 Simulador de Eventos Discretos **34**

3.1 Introdução 34

3.2 Complexidade do Problema 38

3.3 Projeto do Simulador 39

3.3.1 Parâmetros de Entrada 39

3.3.2 O Funcionamento 43

3.4 Validação do Simulador 44

3.5 Convergência da Probabilidade de Bloqueio 47

3.6 Conclusão 49

4 *Data-Grid Services*: Redes Equivalentes **51**

4.1 Dinâmica de Tarefas, Topologia e Roteamento em *Data Grid Services* 51

4.2 Metodologia 53

4.3 Equivalência de serviço 55

4.4 Impacto sobre o Estabelecimento da Conexão 59

4.5 *Multiple Streams* 63

4.6 Conclusão 66

5 Conclusão e Trabalhos Futuros **68**

5.1 Sumário 68

5.2 Trabalhos Futuros 70

A Segmento TCP **78**

B Gráficos de Análise de Estacionariedade **80**

Lista de Figuras

1.1 Arquitetura de aplicações de computação em grade 2
1.2 Proposta evolutiva para redes WDM 3
1.3 Proposta atual para redes WDM 4
1.4 Plano de controle como gerente de recursos da rede 7

2.1 Variáveis monitoradas 12
2.2 Esquema da montagem para captura do tráfego 16
2.3 Arquitetura do monitor de tráfego 17
2.4 Modelo de funcionamento do monitor de tráfego 18
2.5 Traço: r20050425. variável: Duração 20
2.6 Traço: r20050425. variável: Intervalo entre Chegadas 21
2.7 Funções densidade de probabilidade 26
2.8 Variância normalizada X fator de agregação dados medidos. 27
2.9 Correlação temporal para os dados medidos 28
2.10 Intervalo entre chegadas X tamanho das transferências. 29
2.11 FDP da quantidade de bytes 30
2.12 Auto correlação para a quantidade de bytes dos objetos trocados . . . 31
2.13 Histogramas dos dados sintetizados e FDP teóricas 33

3.1 Topologias usadas para validação do simulador 37
3.2 Modelo de interação do usuário com o simulador 40
3.3 Roteamento de uma conexão 42
3.4 Algoritmo de atribuição de caminho óptico 44
3.5 Ilustração da hipótese de independência 45
3.6 Taxa de ocupação x probabilidade de bloqueio[dS04] 46
3.7 Probabilidade de bloqueio da rede em anel X tráfego oferecido 47
3.8 Comportamento da probabilidade de bloqueio 48

4.1 Topologias estudadas 52

4.2 Carga X bloqueio 54
4.3 Previsão do sistema equivalente mínimo 55
4.4 Razão da quantidade de serviço para L=(1,2,3,4) 57
4.5 Comparação entre as redes eq. quanto a média e variância. Anel . . . 60
4.6 Comparação entre as redes eq. quanto a média e variancia. Malha . . 62
4.7 Duração media x qtde máxima de caminhos ópticos 64
4.8 Probabilidade de recusa X quantidade máxima de caminhos ópticos . 65

A.1 Segmento TCP 78
A.2 Estabelecimento e Encerramento de uma conexão TCP 79

B.1 Traço: r20050420. variável: Duração 81
B.2 Traço: r20050420. variável: Intervalo entre chegadas 82
B.3 Traço: r20050502. variável: Duração 83
B.4 Traço: r20050502. variável: Intervalo entre chegadas 84

Lista de Tabelas

2.1 Resumo dos traços de tráfego estudados 19

3.1 Estados do enlace da conexão bidirecional entre n_1 e n_3 38
3.2 Arquivo de topologia que descreve o anel de 11 nós 41
3.3 Lista de pedidos de conexão 41

4.1 Equivalência na rede em anel 59
4.2 Equivalência na rede em malha 59
4.3 Disponibilidade X utilização de caminhos. Rede em malha 65

Glossário

ACK	Flag acknowledgement do TCP
ASON	Automatically Switched Optical Networks
ATM	Asynchronous Transfer Mode
BASH	Bourne Again Shell
BPS	Bits Por Segundo
DLF	ver LRD
ESR	Edge Switch Routers
FIN	Flag finalize do TCP
FTP	File Transfer Protocol
GMPLS	Generalized MPLS
HLDA	Heuristic Topology Design Algorithm
HMM	Hora de maior movimento
HTTP	Hypertext Transfer Protocol
IP	Internet Protocol
LABTEL	Laboratório de Telecomunicações
LAI	Laboratório de Automação Inteligente
LCI	Laboratório de Controle e Instrumentação
LDP	Label Distribution Protocol
LEPAC	Laboratório de Eletrônica de Potência e Acionamento

LPM	Longest Prefix Matching
LRD	Long Range Dependence
LSP	Label Switched Path
MLDA	Minimum-delay Logical Topology Design Algorithm
MPLS	Multiprotocol Label Switching
NNI	Network Network Interface
NS	Network Simulator
OADM	Optical Add Dropp Multiplexers
OWNS	Optical WDM Network Simulator
OXC	Optical Cross-Conects
ROADM	Reconfigurable optical add-drop multiplexer
RST	Flag reset do TCP
RWA	Routing and Wavelength Assignment,
SDH	Synchronous Digital Hierarchy
SMTP	Simple Mail Transfer Protocol
SONET	Synchronous Optical Network
SYN	Flag de sinalização do TCP
TCP	Transmission Control Protocol
UFES	Universidade Federal do Espírito Santo
UNI	User Network Interface
WDM	Wavelength Division Multiplexing

Publicações Associadas à Dissertação

1. Celio Proliciano Maioli, Thomaz Botelho, Marcelo Oliveira, Luiz Carlos Bueno Pereira, Renato Tannure R. Almeida, Moisés Renato Nunes Ribeiro, Elias Oliveira, Marcelo Eduardo Vieira Segatto, *The Design of Hierarchical Self-Healing Rings Networks*, in proceedings: 5th Conference on Telecommunications - Conftele, 2005, vol 1, pág 1-4, Tomar, Portugal

2. Celio Proliciano Maioli, Moisés Renato Nunes Ribeiro, *Aspectos Técnicos no Projeto de Redes Ópticas Dinâmicas para Grid-Data Service*, in: SBMO - Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica, 2006, Belo Horizonte, MG.

3. Ubiratan S. P. Filho, Moisés R. N. Ribeiro, Celio P. Maioli, Márcio Freitas, Iguatemi E. Fonseca, *Função custo para CAC/RWA em Redes Ópticas Dinâmicas sob influência de GVD, XPM, SPM*, in: SBMO - Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica, 2006, Belo Horizonte, MG.

4. Ubiratan S. P. Filho and Moisés R. N. Ribeiro and Celio P. Maioli and Márcio Freitas, *Cost Functions for CAC/RWA in Dynamic Optical Networks under GVD, SPM and XPM*, in: Journal of Microwave and Optoelectronics, Junho de 2007, vol 6, no 1, pág. 249-262,

Capítulo 1

Conceitos Básicos e Contribuições

Apresentamos neste capítulo alguns conceitos gerais sobre os problemas tecnológicos envolvendo redes ópticas e *grid-data services*. Também descrevemos os conteúdos de cada capítulo, bem como algumas contribuições deste trabalho.

1.1 Introdução

As redes telefônicas de comutação de circuitos se popularizaram e hoje interligam o mundo tornando as telecomunicações uma realidade cada vez mais presente. No início da década de 70 consolida-se a ARPANET com a permissão de que instituições de ensino possam conectar-se a ela. Hoje, com a evolução da ARPANET para internet é possível conectar pontos remotos, compartilhar recursos e transferir informação via comutação de pacotes. As demandas pelas redes cresceram e o cenário que se desenha para o futuro é o da **convergência tecnológica**, isto é, vários serviços de telecomunicações sendo transportados pela mesma plataforma, cujo emprego deve minimizar os custos de implementação e manutenção maximizando as receitas dos provedores de serviços de rede e de conteúdo. Porém, é preciso que os serviços que existem atualmente como voz, internet e TV sejam oferecidos pelas futuras redes convergentes com qualidade igual ou superior ao que temos pelos meios convencionais para torná-las economicamente viáveis.

Tais avanços em sistemas de comunicação permitem expandir o conceito de computação distribuída por meio dos *grid systems*. Segundo [Fos01] a tecnologia de *grid* está revolucionando o aprovisionamento de serviço, aplicativos de armazenamento em bases remotas e mesmo aplicações *peer-to-peer*. A fig. 1.1 vista em [Bat06] mostra as camadas necessárias para o funcionamento de aplicações para computação em grade e sua equivalência com o modelo TCP/IP das redes atuais. A camada de infra-estrutura corresponde aos equipamentos e suas funções de correção de erros e a

camada de conectividade está relacionada ao estabelecimento de conexões ponto-a-ponto para tranferência com qualidade de serviço. Este trabalho está focado nestas duas camadas, já que admitimos as redes ópticas com comutação de circuitos como camada de enlace e investigaremos as relações entre *transponders* e quantidade de serviço.

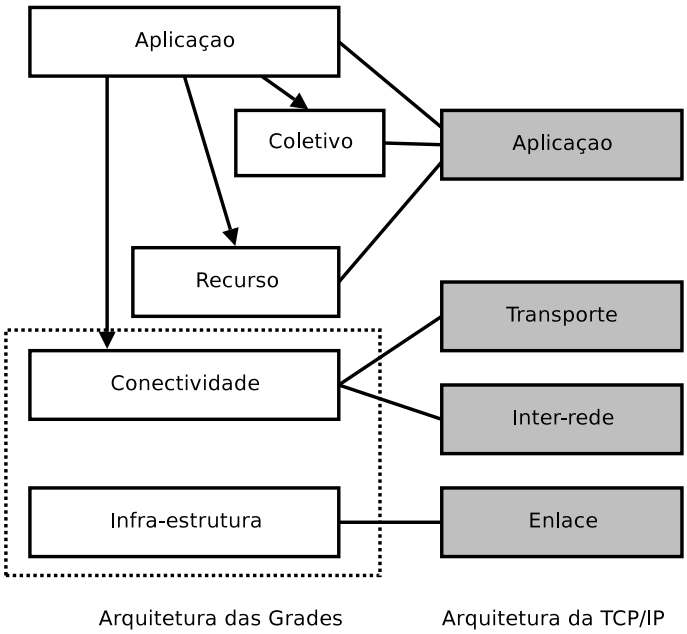


Figura 1.1: Arquitetura de aplicações de computação em grade

As redes ópticas, em particular, servem como plataforma de transporte de alta velocidade para este novo conceito de computação [FNC04].

1.2 Redes Ópticas

Ao serem introduzidas comercialmente, as fibras ópticas serviam apenas como meio físico para a transmissão das informações substituindo os meios convencionais, porém não tinham sua capacidade de transmissão plenamente atingida. Com o objetivo de otimizar o uso deste recurso, surgiu a tecnologia **WDM** (*wavelength division multiplexing*) que usa a multiplexação de comprimentos de onda para transmissão da informação ponto a ponto por uma mesma fibra.

As propostas apresentadas em [SKdBR03] para redes WDM (fig.1.2), prevêem pilhas de protocolos com as camadas:

1. cliente, composta pelas tecnologias IP/ATM/SONET(SDH)[1], IP/ATM ou IP/SONET;

[1]Estas siglas serão explicadas mais à frente por questão de clareza

2. óptica, composta pelo conjunto de caminhos ópticos e;

3. física, composta pelas fibras ópticas e demais equipamentos.

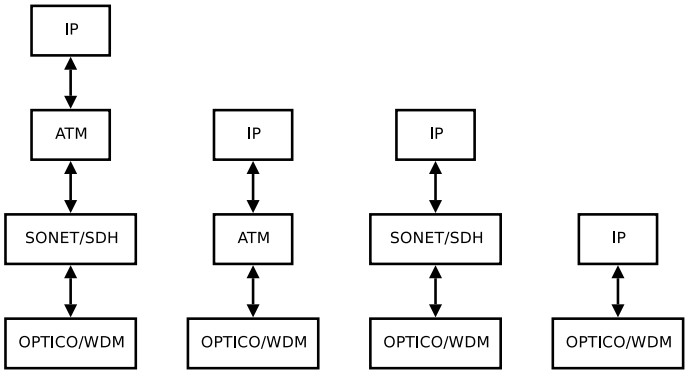


Figura 1.2: Proposta evolutiva para redes WDM

O amplo uso do protocolo IP(*internet protocol*) para interconexão de redes assegura a sua presença numa nova geração de redes ópticas que propõe a eliminação das camadas **ATM** (*asynchronous transfer mode*) e SONET/SDH. As funções de engenharia de tráfego para provimento de qualidade de serviço e de enquadramento dos pacotes IP providas pela camada ATM seriam absorvidas pelo **MPLS** (*multiprotocol label switching*)) enquanto que a camada **SONET/SDH** (*synchronous optical network/synchronous digital hierarchy*) responsável pela tolerância a falhas, monitoramento, enquadramento dos pacotes e confiabilidade do enlace seria parcialmente substituída pela camada física.

Mais recentemente, [LM04] propõe um novo modelo de camadas para redes WDM que pode ser visto na fig. 1.3, onde os pacotes IP serão enquadrados na camada SONET e posteriormente enviados com multiplexação de comprimento de onda ou enquadrados por um procedimento genérico (GFP) e enviados multiplexados diretamente por WDM. Este último método, dispensa a necessidade de conversão opto-eletrônica.

Contudo, essas camadas intermediárias geram um *overhead* indesejado e a meta é eliminá-lo através de tecnologias substitutivas e mais eficientes (será visto com mais detalhes na sec. 1.2.2) [TS01]. Uma alternativa viável à camada intermediária SONET/SDH é a substituição de parte de suas atribuições por dispositivos fotônicos como OADMs (*optical add dropp multiplexers*) e OXCs (*optical cross-conects*). Com a eliminação das camadas intermediárias teremos uma arquitetura IP/WDM usando evidentemente alguma estrutura para desempenhar a função de camada 2 como protocolos PPP, quadros ethernet ou quadros SDH. Uma das barreiras para a

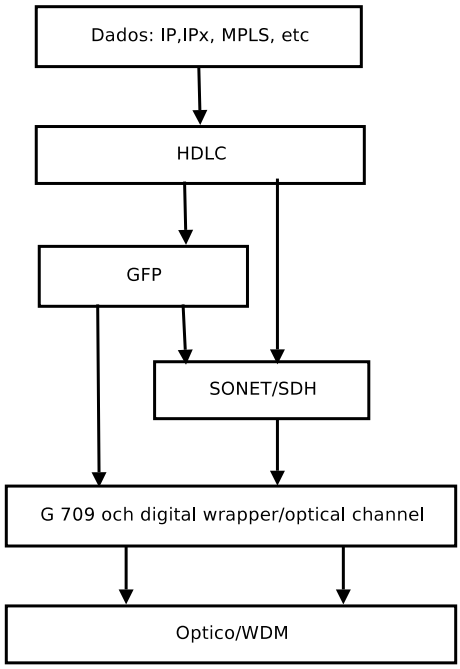


Figura 1.3: Proposta atual para redes WDM

implementação efetiva dessa tecnologia são os custos dos equipamentos que controlam o sinal óptico (roteadores, OADMs, OXCs, etc), e um dos desafios é otimizar os parâmetros que influenciam diretamente no custo e na qualidade de serviço nessas redes.

1.2.1 Aspectos Topológicos e Temporais do Dimensionamento

O projeto de topologia lógica ou topologia virtual [RS96a] visa atender a requisições fim a fim entre os vários clientes num *backbone* óptico. A topologia virtual, que pode ser representada por um grafo orientado, significa a interconexão entre os roteadores da rede, numa topologia IP/WDM, isto é, um conjunto de dutos virtuais por onde as conexões estabelecidas passam de forma transparente pelos nós intermediários. As requisições atendidas seguirão algum caminho entre origem e destino dentre aqueles que podem estar disponíveis na topologia lógica. O comportamento dos clientes da rede óptica pode ser estático ou dinâmico quanto à retenção ou à liberação de caminhos no tempo, mas em ambos os casos, é necessário projetar os caminhos ópticos mais adequados ao conjunto dessas requisições (conexões). Para o caso estático, as heurísticas de projeto (por exemplo *HLDA* (*heuristic topology design algorithm*), *MLDA* (*minimum-delay logical topology design algorithm*), descritas em [RS96a], [MBO$^+$05]) se preocupam basicamente em minimizar o congestionamento (que é a máxima quantidade de tráfego que usa um determinado enlace), outras

preocupam-se também com o processamento de tráfego em trânsito exigido de cada nó [AdCOS06]. O projeto dinâmico, por sua vez, tenta minimizar a probabilidade de bloqueio das requisições de banda e/ou caminhos ópticos [EM04]. Esse conjunto de parâmetros de projeto são conhecidos também como **métricas de desempenho**.

Caminhos Ópticos

Uma topologia virtual é um conjunto de todos os caminhos ópticos (*lightpaths*) em uma rede. Esse caminho óptico pode ser definido como um conjunto de nós consecutivos (rota) entre origem destino e um comprimento de onda único ao longo deste caminho [RS96a][2]. A atribuição destes caminhos ópticos aos pedidos de conexão cabe a uma categoria de algoritmos chamada **RWA** (*routing and wavelength assignment*). O problema RWA, como definido por [RS95], consiste em atribuir a uma requisição de conexão uma rota e um comprimento de onda. Além disso, um comprimento de onda não pode pertencer a mais de dois *lightpaths* que tenham enlaces em comum.

Redes Estáticas vs. Redes Dinâmicas

Para o projeto de rede estática, consideramos uma matriz de tráfego estática obtida através de parâmetros populacionais ou de estatísticas históricas. Dessa forma, não há consideração sobre a dinâmica do processo de chegadas nem do processo de retenção das conexões. Em outras palavras, o comportamento do tráfego é conhecido *a priori*. A literatura cita [RS96a],[SF95] e [WO97] como trabalhos pioneiros sobre de projetos estáticos.

Por outro lado, projetos dinâmicos permitem considerar as particularidades dos pedidos de conexão e não do conjunto gerado a partir de um nó. Além disso, quando o projeto é dinâmico é possível testar políticas variadas aplicáveis às demandas de conexão que levem em conta outros aspectos como limitação de camada física [FRMF07]. É importante destacar ainda que dentro de um projeto dinâmico é possível utilizar políticas estáticas ou dinâmicas para encontrar rotas, bem como para atribuir comprimentos de onda. No roteamento estático, as rotas são pré determinadas e a não disponibilidade de pelo menos um comprimento de onda num enlace daquela rota leva ao bloqueio da conexão. No roteamento dinâmico, por outro lado, as rotas são buscadas em função do estado atual da rede. Quanto à atribuição de comprimento de onda, o algoritmo entra em ação para escolher um dentre os

[2]vamos considerar que não há conversão de comprimento de onda ao longo da rota

disponíveis na rota selecionada (caso haja mais que um).

Assim como para as rotas, é possível estabelecer políticas estáticas e dinâmicas para a atribuição de comprimentos de onda. As políticas estáticas são aquelas que atuam fora do tempo de simulação, como a escolha por meio de listas de prioridade (*first-fit*, ou aleatoriamente). Quando a escolha do comprimento de onda considera fatores dinâmicos, como a freqüência de disponibilidade na rota, ou seja, acontecimentos em tempo de simulação, dizemos que a política é dinâmica.

A simulação é uma forma de projeto dinâmico uma vez que considera-se um conjunto de eventos gerados randomicamente segundo alguma modelagem probabilística levando em consideração valores médios de requisições e suas durações. Conforme [EM04], com o crescimento do tráfego é natural esperar que as requisições por conexões tornem-se cada vez mais dinâmicas.

1.2.2 Plano de Controle

O modelo conceitual de redes utilizado neste trabalho é um modelo dividido em plano de dados e plano de controle. A concepção do plano de controle visa o gerenciamento da rede, pois cabe a ele a tarefa de: receber e responder aos pedidos de conexão, alocar recursos, manter e divulgar a situação das rotas e gerenciar as conexões. A Fig. 1.4 ilustra um esquema que mostra o núcleo óptico conectado a clientes externos que é controlado por um plano superior de controle. A troca de mensagens entre a rede externa e rede óptica pode ser feita por protocolos proprietários da classe UNI (*user network interface*) ou NNI(*network network interface*) ou via protocolos padronizados como (G)MPLS (*Generalized MPLS*) [IET04] e ASON (*automatically switched optical networks*)[Uni04]. Um roteador A, externo, na borda da rede óptica requisita uma rota até a rede externa cuja entrada é o roteador B e um *lightpath* é estabelecido pelo plano de controle. O plano de controle coordena os recursos sempre visando otimizar o seu uso, prover um grau de serviço aceitável às redes clientes além de garantir aspectos como confiabilidade e qualidade de serviço óptico (taxa de erro de bit, etc).

Controle Centralizado vs. Controle Distribuído

Quando novas conexões são requisitadas, o plano de controle define (via algoritmo *RWA*) quais rotas e quais comprimentos de onda serão usados para o transporte. As informações a respeito da topologia e dos recursos disponíveis na rede podem ser centralizadas (considera-se a existência de um concentrador de informações ao

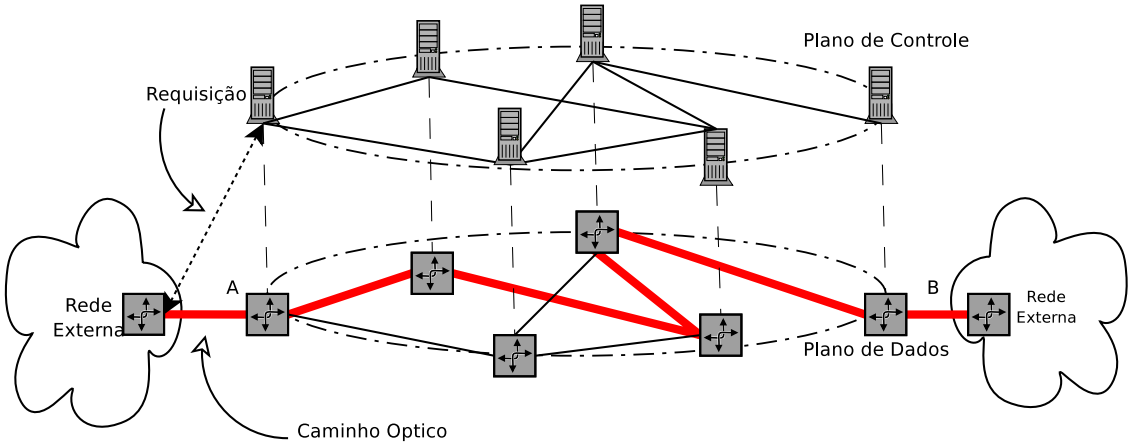


Figura 1.4: Plano de controle como gerente de recursos da rede

qual o plano de controle deve requisitar o estado atual da rede) ou distribuídas (solução na qual o plano de controle precisa requisitar informações nó a nó ao longo de um caminho). Há vários estudos que enfocam o controle distribuído ([MQ00], [RA97], [YMG+99], [ZM01] e [ZM02]) e seu amplo uso se deve, entre outros, pela sua escalabilidade. Neste tipo de controle, cada nó pode ter informações acerca de seus vizinhos apenas ou de toda a rede, mas em ambos os casos há um excesso de informação de controle circulando e essas informações podem chegar desatualizadas. Por esse motivo o controle distribuído tende a incrementar os congestionamentos e a probabilidade de bloqueio (uma das métricas utilizadas neste trabalho).

No enfoque centralizado, admite-se uma entidade central controladora que acompanha a dinâmica das requisições de conexões à rede. A vantagem dessa técnica de controle está no melhor aproveitamento dos recursos (e conseqüentemente menor probabilidade de bloqueio), uma vez que se conhece o estado de todos os nós. Entretanto, a dependência de um controle central pode colocar em risco a operação da rede em caso de falhas de comunicação, além do problema envolvendo o tempo de propagação (*delay*) das informações de falha nos nós. Neste trabalho é abordado o modelo de controle **centralizado**.

1.3 Redes Eletrônicas vs. Redes Ópticas para *Data-Grid services*

As aplicações de *grid-data services* tipicamente lidam com transferências de grandes volumes de transações e interações poucos-para-poucos. Por isso, os esquemas de roteamento de redes de alta velocidade baseados em camada 3 (por exemplo rote-

amento IP) possuem um alto custo já que são mais lentos e lidam com interações muitos-para-muitos.

Uma possível solução seria uma rede estática, que poderia ser previamente configurada para atender essas demandas respeitando as ligações esparsas entre os nós. Nesse contexto surge o MPLS que se propõe a tarefa de rotear os pacotes por meio de rótulos. Para entender esse processo é necessário imaginar um núcleo de rede interligado a clientes externos que requisitam aos roteadores de borda (ESR) um caminho até um destino que pode se encontrar fora desse núcleo, ou não. Ao pacote IP é anexado um cabeçalho MPLS. Nos limites da rede MPLS existem roteadores responsáveis pela tradução dos endereços IP destino em rótulos.

Um rótulo significa que determinado pacote que entra com um rótulo X numa porta qualquer A deverá sair com um rótulo Y por uma porta B. O protocolo LDP (*Label Distribution Protocol*) é responsável pela distribuição e correspondência rótulo/porta. É mais simples rotear os pacotes usando uma simples consulta a uma tabela (*Label Forwarding Table*) do que via LPM (*Label Distribution Protocol*) de endereços IP. A cada roteador esse procedimento de troca de rótulos se repete até que o pacote atinja o destino ou outro roteador de borda. A seqüência desses rótulos representa, na verdade, um caminho (LSP (*Label Switched Path*)). Caso o pacote esteja destinado a um endereço IP fora do núcleo MPLS, o outro roteador de borda retira o rótulo para que o pacote continue seu caminho através da rede convencional. Há expansões do MPLS (GMPLS) de forma a aceitar rótulos generalizados, isto é, não apenas números que mapeiam portas do roteador, mas também, por exemplo rótulos para fibra ou para comprimentos de onda [CB03].

Entretanto, o tempo de reconfiguração destas redes pode ser um limitante para aplicações de *grid data services*, uma vez que há grande diferença de tráfego entre períodos de alta e de baixa utilização do sistema [TL04]. Configurar as rotas da rede para períodos de alta utilização significa perda de desempenho em períodos de baixa utilização e vice-versa.

De acordo com [FNC04] e [FKN+04], as redes ópticas são uma alternativa para o aprovisionamento de comprimentos de onda (roteamento de camada 1) em aplicações de *data grid service* porque possuem altas taxas de transmissão e pela flexibilidade dada pelo roteamento dinâmico que torna a transferência de dados transparente ao cliente. Entretanto, ainda existem altos custos envolvidos na implantação e operação desse tipo de rede, à medida em que a quantidade de comprimentos de onda a serem comutados cresce [GR04]. Em particular, por causa dos principais

elementos de roteamento: os OXCs, OADMs e os pontos terminais do caminho óptico (*transponders* [3]). Para outros elementos como a fibra e os amplificadores ópticos são (dentro dos limites físicos) insensíveis ao número de comprimentos de onda transportados.

Os OXCs são fundamentais à implantação de redes em malha com alta demanda de tráfego e têm, basicamente, a função de ativar, desativar e comutar determinada janela de freqüência do espectro óptico entre a fibra de entrada e a fibra de saída respectivamente [RS02]. Por serem reconfiguráveis, esses elementos geram *overhead* de sinalização e reconfiguração dos *lightpaths* que são proporcionais ao número de saltos do caminho óptico provido, sendo esta, importante restrição a utilização dessa tecnologia para *grid-data service*[FNC04]. Sendo também outro equipamento óptico reconfigurável, os ROADMs (*reconfigurable optical add-drop multiplexer*) podem ser usados em topologias mais simples, mas ainda apresentam o mesmo problema em relação ao *overhead* de reconfiguração.

Os *transponders* têm a função de adaptar o sinal do cliente ao sistema WDM e vice-versa. Enquanto seu custo está fortemente associado à taxa de transmissão, os caminhos ópticos são, a princípio, transparentes a essa taxa. *Transponders* mais rápidos executam mais velozmente transferências dos grandes volumes de dados geralmente manipulados em cada tarefa atribuída à rede óptica como suporte para *grid-data service*. Entretanto, o *overhead* temporal de estabelecimento do caminho pode anular esta vantagem. *Transponders* de mais baixo custo podem apresentar uma relação de custo-benefício mais interessante. Note que com tarefas com distribuição de cauda pesada (maioria das tarefas de curta duração), este efeito pode ser mais destacado.

Assim, um ponto crucial no projeto da redes ópticas para servir *grid-data service* será determinar essencialmente a capacidade de transmissão dos *transponders* e o número de comprimentos de onda necessários para um dado grau de serviço nessas redes, exigidos por esse tipo de aplicação. Todavia, devemos lembrar que a contribuição do custo de cada elemento no custo de implantação (*CapEx*) bem como no custo de operação (*OpEx*) será um fator determinante na escolha da topologia utilizada. O grau de serviço é muito dependente da dinâmica das demandas impostas à rede óptica. Assim, a construção de modelos de simulação fiéis à dinâmica de tráfego e capacidade de roteamento da rede óptica são fundamentais para o dimensionamento de tais sistemas.

[3] *transponders* e *transceptores* são termos que usaremos intercambiavelmente

1.4 Descrição dos Capítulos e Contribuições

No capítulo 2 será abordada a construção de um monitor de tráfego para coleta de parâmetros de conexões TCP(*transmission control protocol*), cuja modelagem estatística será comparada ao modelo de tráfego telefônico tradicional. Vamos abordar as conexões como processos estocásticos e analisá-las conforme os modelos de tráfego na internet para estimar as demandas feitas pelas aplicações de *data grid* as futuras redes totalmente ópticas.

Para extrair os principais resultados deste trabalho, construímos uma ferramenta de simulação, cujos aspectos de projeto serão apresentados no capítulo 3. Mostraremos o processo de validação e faremos testes de convergência para atestar o simulador

No capítulo 4 será verificada a possível equivalência entre uma rede referencial e algumas redes de teste, baseadas na métrica quantidade de bytes transferidos. Verificamos também se há algum ganho operacional da rede com a substituição da rede de referência pela rede equivalente com *transponders* de mais baixa velocidade. Por fim, investigamos qual o impacto da definição de múltiplos caminhos para uma única conexão no seu tempo de execução e na retenção total da rede.

A contribuição deste trabalho é a determinação do nível de equivalência, em relação à quantidade de serviço prestado pela rede óptica, na transferência de bases de dados balanceando o número de *transponders* e sua velocidade. Uma estimativa mais realista do comportamento dessas transferências foi tomada através de medições em redes reais. Estudamos ainda o comportamento da média e da variância do número de OXCs utilizados pelo caminho óptico que executa de cada tarefa. Note que esse fator está intimamente ligado ao *overhead* de sinalizações necessárias ao seu estabelecimento.

Finalmente, investigamos a utilização de grupos de caminhos ópticos atendendo em paralelo cada tarefa (*multiple stream* [FKN+04]), uma vez que algumas delas podem ser divididas e transferidas simultaneamente. Vários *transponders*, mesmo atuando em taxas menores de transmissão, podem assim atingir velocidades de equipamentos mais caros.

Falaremos de nossas principais conclusões e propostas de trabalhos futuros no capítulo 5.

Capítulo 2

Modelagem da Dinâmica de Tráfego: Emulação de Tarefas em *Grid-Data Services*

Neste capítulo descrevemos as características estatísticas do tráfego telefônico tradicional e a transição para uma modelagem mais adequada a redes de dados. A seguir, falamos sobre o projeto e a implementação de um monitor de tráfego, capaz de capturar conexões TCP que servirão de base ao modelamento da transferência de arquivos em *data-grids*. Faremos análise de estacionariedade e determinamos através de testes estatísticos, as distribuições que mais se adaptam aos traços. De posse destas características, sintetizamos o tráfego experimental para emular o comportamento de *data grid services*.

Ao final do capítulo extraímos as características que servirão à síntese do tráfego experimental.

2.1 Introdução

A demanda dos usuários é a principal motivação para o planejamento, implantação, manutenção e operação de redes de comunicação. Definimos uma demanda como a necessidade de um usuário i entrar no sistema S num instante a_i e ocupar seus recursos por um tempo τ_i. Deste modo, o conjunto de todas as demandas de um sistema será $D = \{(a_i, \tau_i)|i = 1, 2, 3, \ldots, \infty\}$. Porém, para fins de análise estatística em sistemas estacionários, não interessa determinar o instante de chegada de cada demanda, mas sim o intervalo entre a chegada de duas demandas consecutivas, por isto, definimos $\delta_i = a_{i+1} - a_i$ e reescreveremos:

$$D = \{(\delta_i, \tau_i)|i = 1, 2, 3, \ldots \infty\} \tag{2.1}$$

O conjunto D caracteriza um processo estocástico agregado e estacionário, portanto, é desnecessário conhecer as variáveis δ e τ de cada usuário com exatidão.

Além disso, com seus valores médios, definidos nas equações 2.2, a teoria de filas é, em geral, capaz de determinar analiticamente parâmetros importantes para o comportamento de sistemas compartilhados por um grupo de usuários, como os atrasos médios, o tempo de espera médio na fila e probabilidade de não obtenção de serviço(bloqueio) [Kle75].

$$\begin{aligned} \overline{\delta} &= 1/\mu \quad \text{,onde: } \mu \text{ é a taxa de serviço no sistema e} \\ \overline{\tau} &= 1/\lambda \quad \lambda \text{ é a taxa de chegadas.} \end{aligned} \tag{2.2}$$

Este capítulo descreve a captura do tráfego e a determinação dos parâmetros usados na simulação da proposta apresentada neste trabalho. A Fig. 2.1 apresentamos as variáveis que vamos monitorar para caracterizar o tráfego de rede baseados nos estudos de tráfego telefônico. O primeiro usuário entra no sistema no tempo a_1, e permanece até o tempo $a_1 + \tau_1$. Após um período ocioso, o sistema recebe o segundo usuário no tempo $a_2 = a_1 + \delta_1$. Em a_3, chega o terceiro usuário, que permanece no sistema até $a_3 + \tau_3$ segundos.

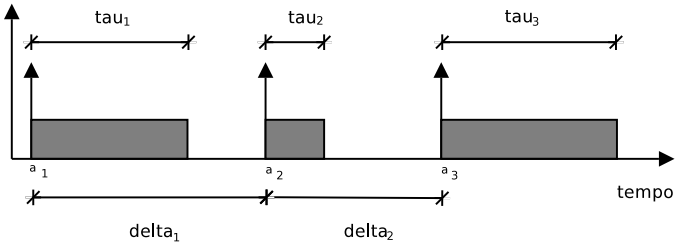


Figura 2.1: Variáveis monitoradas

Generalizando para n usuários, os valores médios serão (eq. 2.3):

$$\begin{aligned} \overline{\delta} &= \frac{1}{n}\sum_{1}^{n}\delta_i \\ \overline{\tau} &= \frac{1}{n}\sum_{1}^{n}\tau_i \end{aligned} \tag{2.3}$$

Com o conhecimento desses dois parâmetros, o projetista poderá lançar mão de duas ferramentas básicas para auxiliá-lo: a teoria de filas e a simulação computacional. A simulação será aplicada em casos de sistemas muito complexos ou naqueles

em que não há um modelo analítico capaz de prever seu funcionamento. Não importando se foi usada uma ou outra técnica, o projetista da rede tem o compromisso de torná-la economicamente viável sem prejuízo na qualidade de serviço ao usuário, o que pode ser entendido simplificadamente como: atender o maior número possível de demandas respeitando limites de espera (para sistemas com enfileiramento) ou probabilidades de bloqueio (para sistemas sem fila).

2.2 Serviço Telefônico e a Transição do Modelo

O serviço de comunicações mais difundido no mundo é, sem dúvida, o telefônico, que faz parte do cotidiano desde o início do século XX. Por isso, os primeiros modelos estatísticos foram desenvolvidos para esse sistema. Seu funcionamento é baseado em centrais hierárquicas de comutação que conectam usuários através de circuitos com qualidade de serviço determinística, isto é, o circuito dedicado se estabelece quando o aparelho destino atende a chamada, e só é desfeito quando é finalizada a conversação. O projetista do sistema precisa de um modelo capaz de descrever estatisticamente o comportamento dos usuários para manter dentro de limites de tolerância aceitáveis a recusa de chamadas por motivos de congestionamento (no Brasil este limite é de 4% desde 31/12/2003 - [ANA98]). O modelo do comportamento das demandas, denominado neste trabalho de modelo *tradicional* ou *clássico*, adota um processo Poissoniano para descrever as chegadas[Erl09] de demandas e exponencial para suas durações [Erl17]. Se visto numa escala anual, mensal, semanal, ou mesmo diária, o processo de chegadas não é estacionário, uma vez que depende de fatores sazonais. Contudo, se observarmos períodos relativamente breves de algumas horas podemos considerá-lo estacionário. Feita esta ressalva, podemos caracterizar o processo através de cada chamada i que chega ao sistema num instante a_i. Os intervalos entre chegadas podem ser descritos pelo processo estocástico $\delta = \{\delta_k\}_{k=1}^{\infty}$, que são variáveis aleatórias (v.a.) independentes, identicamente e exponencialmente distribuídas com parâmetro λ. De outro ponto de vista, podemos contar o número de chegadas em um intervalo de tempo t, $N = \{N_k\}_{k=1}^{\infty}$, uma v.a. de estado discreto e tempo contínuo que segue a distribuição de Poisson com média $t\lambda$. O outro parâmetro do modelo que está relacionado com o uso de recursos do sistema é o tempo de serviço $\tau = \{\tau_k\}_{k=1}^{\infty}$, uma v.a de estado contínuo e tempo contínuo que segue a distribuição exponencial com média $1/\mu$. Quando as chamadas são enfileiradas, formam um processo Markoviano, isto é, a transição entre estados depende

apenas da posição atual do sistema e das taxas de chegada e duração dos serviços.

Com o surgimento das redes de dados onde ocorre predominantemente a comutação de pacotes, foi necessária a criação de modelos capazes de auxiliar o projeto, assim como foi feito com o sistema telefônico. Com pacotes de durações fixas (como no ATM) o modelo M/D/n foi desenvolvido para predizer o comportamento de enfileiramento dos nós de comutação. Em redes IP, com tamanho variável de pacotes, o modelo M/M/n foi o mais adequado, uma vez que o processo de chegadas δ e a duração τ de serviços, como correio eletrônico, transferência de arquivos via FTP, login remoto e *newgroups*, disponíveis nas redes de dados precursoras da internet (ARPANET, NFSNET) que seguiram este modelo. Pode-se explicar isso por que as solicitações destes serviços eram independentes entre si e o tamanho das transferências tinham pequena variância [PF95]. O aparecimento de novas aplicações, o aumento da capacidade de processamento dos *hosts* e o aprimoramento das tecnologias de transmissão criaram um novo cenário que mudou a natureza do tráfego. Este novo cenário começou a ser descoberto em meados da década de 90 por trabalhos como [LTWW94] e [CB95], quando medições de tráfego detectaram falhas no modelo tradicional [PF95], dentre as quais, podemos enumerar:

1. O regime de chegada e as durações dos pacotes não pode ser modelado por distribuições Poissonianas, isto é, o tempo entre chegadas não é exponencialmente distribuído;

2. Porém, as durações das sessões TCP ainda podiam ser descritas por distribuições Poissonianas. Seu início era determinado pelo ser humano, assim como as chamadas telefônicas e as aplicações originais da internet. Entretanto, esta variável é resultado do tamanho dos documentos transferidos e dos congestionamentos encontrados pelos pacotes ao longo do caminho, tornando o seu comportamento estatístico diverso do clássico;

3. Detectou-se que há uma correlação temporal de longa duração entre as chegadas, violando o princípio da independência assumido no modelo clássico.

O protocolo TCP é orientado à conexão [Tan03], e isto significa que antes da transmissão efetiva dos dados, há uma estabelecimento de uma sessão (anexo A). O TCP é usado na maioria dos serviços da internet que demandam alguma confiabilidade, como por exemplo HTTP (*hypertext transfer protocol*), FTP (*file transfer protocol*), TELNET e SMTP (*simple mail transfer protocol*). As sessões TCP são o

que temos de mais próximo da comutação de circuitos nas redes atuais para troca de dados. Assim, para obtenção de tráfego mais realista - que será levado à rede óptica, servindo sistemas de *data grid* - optamos por estudar o comportamento das sessões TCP, para que sirvam de modelo de demandas por circuitos ópticos para transferência de arquivos.

Na realidade, o monitoramento do TCP fornecerá um modelo híbrido entre o de circuitos e o de pacotes. Os parâmetros monitorados serão intervalo entre chegadas e durações das conexões (como no caso de comutação de circuitos) e quantidade de *bytes* transferidos em cada conexão (como na comutação de pacotes). Essas variáveis não são independentes em virtude da natureza dos objetos trocados e dos tipos de serviços predominantes na rede.

2.3 Monitoramento Experimental de Tráfego

As medições de tráfego foram feitas no Departamento de Engenharia Elétrica (DEL)[1] da UFES (Universidade Federal do Espírito Santo), num ambiente composto por seis laboratórios de pesquisa(LABTEL (laboratório de telecomunicações) 1 e 2, LAI (laboratório de automação inteligente) 1 e 2, LEPAC (laboratório de eletrônica de potência e acionamento) e LCI (laboratório de controle e intrumentação)), salas de professores e um laboratório de computação de uso geral dos alunos de graduação (LCEE), totalizando cerca de uma centena de máquinas ligadas a um *switch* que dá acesso externo a um *link* de 1 Gbps. Deste conjunto, o LABTEL 1 e LCEE são os dois únicos que possuem *gateway*, gerando assim um primeiro estágio de agregação do tráfego, já que os pedidos de conexão são processados neste servidor antes de serem enviados para os nós externos.

O tráfego do DEL foi espelhado (cada pacote foi copiado e redirecionado) para a máquina de captura na fig. 2.2. Esta máquina executa um programa capaz de ler e processar as informações relevantes dos cabeçalhos dos pacotes e classificá-los em fluxos, onde cada fluxo (sessão TCP) é o conjunto de pacotes trocados entre uma máquina de origem, por uma porta de origem e uma máquina destino, por uma porta destino (serviço). Este programa, chamado de **monitor de tráfego**, é um tipo de *sniffer*, que, de modo geral, é descrito como um *probe* passivo que reside num segmento da rede e monitora a interface de rede. Desenvolvido em ANSI C, o monitor de tráfego captura os pacotes em modo promíscuo, ou seja, mesmo

[1] www.ele.ufes.br

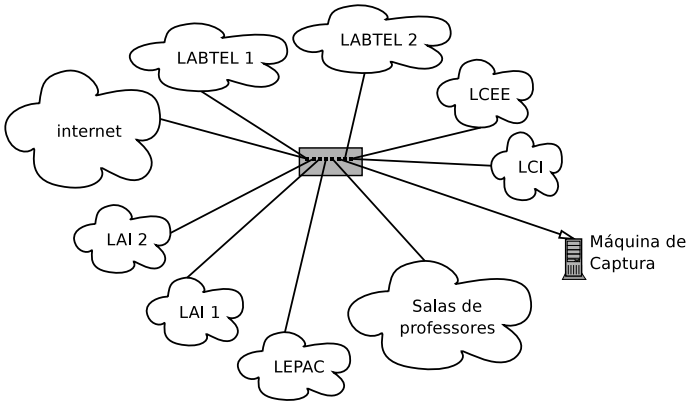


Figura 2.2: Esquema da montagem para captura do tráfego

aqueles cujo destino não seja a máquina de captura. Geralmente, o *kernel* do sistema operacional retira os cabeçalhos ethernet, IP e TCP e entrega à aplicação apenas a carga útil a fim de manter a comunicação fim a fim da pilha TCP/IP, porém, tratamos de manter todos os cabeçalhos para análise dos endereços IP e das portas. Para isso foi necessário copiar os pacotes via *raw socket*.

Há ferramentas de monitoramento e análise de tráfego construídas em *hardware* [YLS+05], e em *software*. O que buscamos para nossas pesquisas foram ferramentas de interface e saída simples, baratas, de fácil compreensão e implantação e flexíveis o bastante (código aberto e bem documentado) para alterações futuras. Baseados nisto, chegamos a *cooperative association for internet data analysis*[2] que reune vários representantes da indústria de hardware para redes. Dentre os interesses deste órgão, está a criação de ambientes de monitoramento e análise de tráfego. Porém, dados os objetivos de simplicidade da ferramenta e possibilidade de alterações, preferimos construir um monitor de tráfego próprio, já que este seria suficiente para os propósitos estabelecidos.

A Fig. 2.3 mostra a arquitetura do monitor de tráfego. Há um módulo monitorando a interface de rede, três relacionados ao pré-processamento do pacote e três responsáveis pelo processamento da conexão.

Monitora Interface: Verifica se chegou algum novo pacote na interface de rede da máquina de captura.

Valida Pacote: Uma vez que um pacote chega, é preciso saber se está corrompido ou não. Caso esteja corrompido é descartado. O módulo Valida Pacote realiza esta tarefa.

[2]www.caida.org

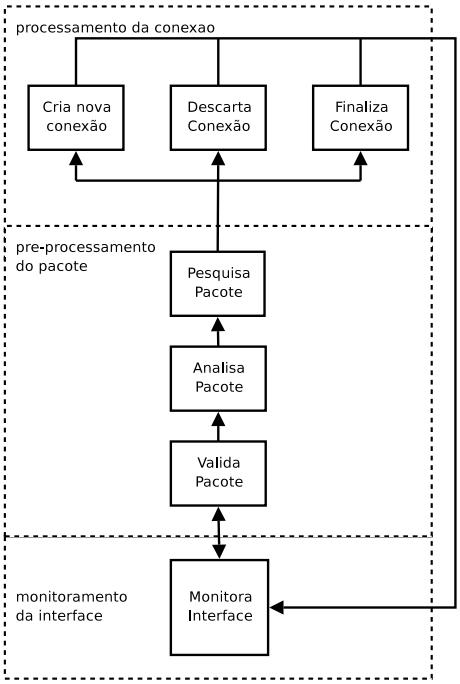


Figura 2.3: Arquitetura do monitor de tráfego

Analisa Pacote: Se o pacote é um TCP válido, o analisador responde se ele inicia, finaliza ou simplesmente é parte integrante de uma conexão qualquer.

Pesquisa Pacote: Busca na relação de conexões ativas se o pacote pertence a uma conexão já existente.

Cria Conexão: Se o pacote inicia uma conexão, este módulo cria uma entrada nova na tabela de conexões

Descarta Conexão: Se a conexão está inativa (ausência de troca de pacotes) por mais de 2 segundos, este módulo a descarta.

Finaliza Conexão: Consolida os dados, se for um pacote de finalização.

Os módulos do Monitor de Tráfego, interagem conforme o diagrama mostrado na Fig. 2.4. Note que o estado fundamental do programa é "escutar"a interface de rede, esperando que seja detectada a presença de algum pacote. Assim que um novo pacote é detectado, as informações relevantes - IP origem e IP destino e as respectivas portas, tempo de chegada e tamanho em número de bytes - são armazenadas. Neste momento entra em cena o módulo de validação. Se o módulo de validação aprovar o pacote como sendo um TCP válido, o programa passa a analisar as *flags* (descritas em [IET81]), para verificar a natureza do pacote. Desta forma, um pacote poderá:

iniciar o fluxo: Um pacote indica início de fluxo quando a *flag* SYN é ativada (o bit é ajustado para 1). Uma nova entrada na tabela de fluxos ativos é criada e o tempo de início é computado.

finalizar o fluxo: Um pacote indica fim de fluxo quando a *flag* FIN é ativada. Observamos apenas o primeiro pacote FIN (*finalize*) do fluxo como indicativo do seu final, uma vez que, ambos os *hosts* envolvidos na comunicação enviam pacotes FIN. O tempo de conexão é computado e a entrada na lista de conexões é apagada.

descartar um fluxo: De acordo com as especificações do TCP, se um segmento com a flag RST (*reset*) é enviado, a conexão será fechada de forma abrupta. Desta forma o Monitor de Tráfego descarta as conexões que trocam pacotes que contém o RST ativado.

pertencer ao fluxo: Verificar se um pacote pertence a uma conexão já aberta é uma operação que exige uma pesquisa otimizada. Caso contrário algum pacote FIN ou SYN pode deixar de ser capturado. Para evitar que isto ocorra, mantivemos a lista de conexões ativas menor possível, descartando as conexões finalizadas ou não completadas. As finalizadas são armazenadas em uma estrutura de dados a parte e as não completadas, simplesmente serão descartadas.

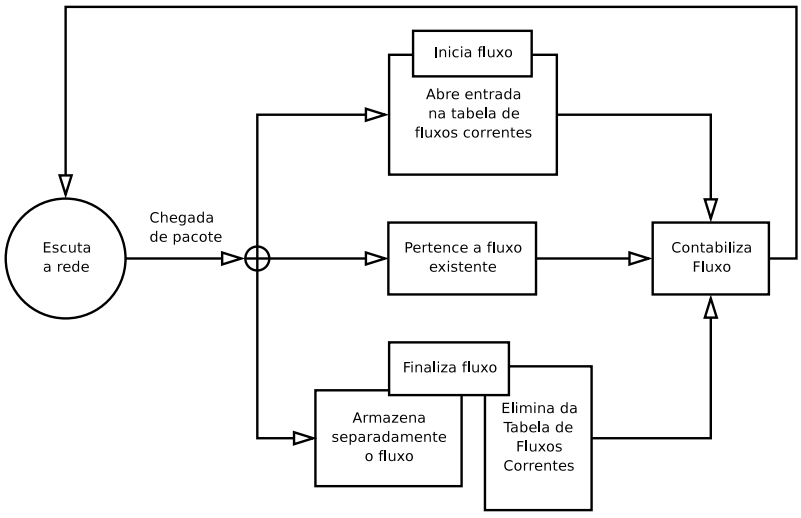


Figura 2.4: Modelo de funcionamento do monitor de tráfego

A fim de gerar os modelos presentes neste trabalho, medimos três traços de tráfego cujas características estão sumarizadas na tabela 2.1.

Tabela 2.1: Resumo dos traços de tráfego estudados

Traço	Número de Conexões	Número de Pacotes	Período de Coleta	Tempo (s)
r20050420	77.962	715.669	Qua 20 Abr 17:01 a Qui 21 Abr	51960
r20050425	100.000	1.058.586	Seg 26 Abr 12:16 a Ter 26 Abr	98040
r20050502	32.577	346.085	Seg 02 Mai 16:40 a Ter 03 Mai	50280

2.4 Análise dos Dados Coletados

Antes da utilização dos dados é necessário verificar a estacionariedade e as características estatísticas relevantes. Nas seções seguintes, vamos retirar o trecho de tráfego não estacionário e usar o restante para analisarmos quais parâmetros estatísticos que melhor representariam a carga de trabalho de uma rede *data grid*.

2.4.1 Estacionariedade

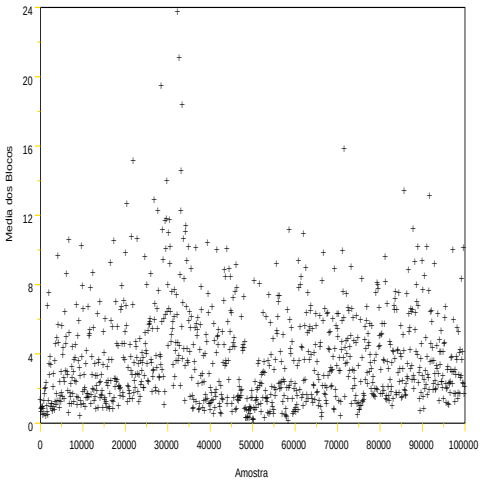
O acesso de usuários às redes telefônicas apresenta uma não estacionariedade intrínseca, uma vez que o processo de chegadas sofre influências sazonais. Por exemplo, no ano há períodos de maior trabalho nas empresas que podem determinar uma carga mais intensa na utilização telefônica. Durante o dia, há horas de maior e de menor atividade (respectivamente o horário comercial e à noite). Porém, é possível observar períodos de relativa estacionariedade em intervalos mais curtos, por exemplo, de uma hora. O projeto de um sistema de telecomunicações deve ser feito considerando-se os períodos de utilização mais intensa ou hora de maior movimento (HMM). Além disso, a utilização dos modelos estacionários se justificam pela sua maior facilidade de uso e compreensão.

Considerando o mesmo raciocínio para redes que pretendemos analisar, vamos verificar nas medições os períodos em que podemos considerar os dados como sendo estacionários. Utilizaremos o comportamento das médias e das variâncias de blocos (conforme [Tan99]). Esse método consiste na inspeção visual da variação das médias e das variâncias dos blocos de tamanho m não sobrepostos da v.a. original. Caso haja um trecho com brusca variação, este trecho será descartado, considerando que seqüências estacionárias de segunda ordem não apresentam tais variações. A variável *duração* pode ser representada pelo conjunto $L = \{l_i | i = 1, 2, 3, \ldots, n\}$ ou alternativamente pelos blocos representados pela equação 2.4. Calculamos a variância e a média de cada bloco deste e plotamos para a inspeção visual. A fim de aumentar a

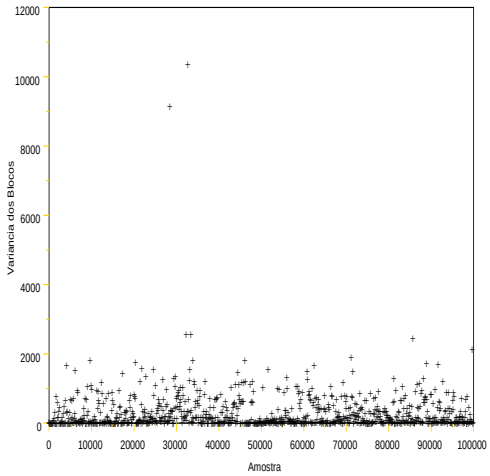
confiabilidade dos resultados usamos $m = 10$ e 100.

$$\begin{aligned} L^{(1)} &= \{l_i | i = 1, \ldots, m\} \\ L^{(2)} &= \{l_i | i = m+1, \ldots, 2m\} \\ L^{(3)} &= \{l_i | i = 2m+1, \ldots, 3m\} \\ \vdots &\ \vdots\ \vdots \\ L^{(\frac{n}{m})} &= \{l_i | i = (n/m-1)m+1, \ldots, n\} \end{aligned} \tag{2.4}$$

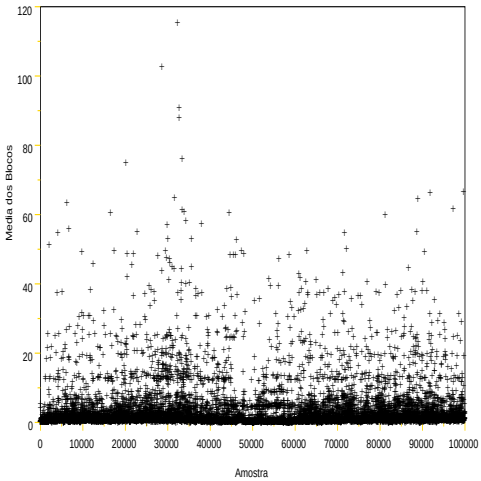
Note que nos gráficos de duração, para os três traços (figuras B.1 2.5 e B.3),



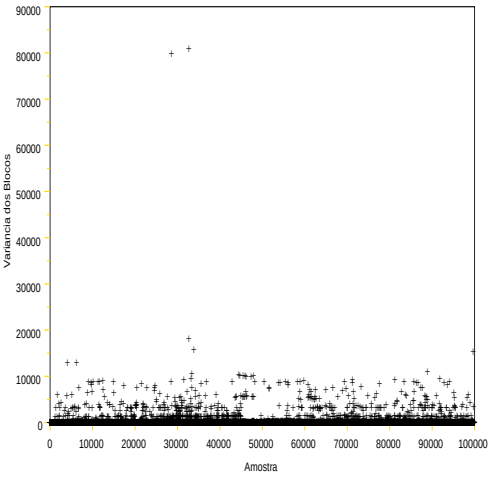
(a) Média. Tamanho dos blocos: 100



(b) Variância. Tamanho dos blocos: 100



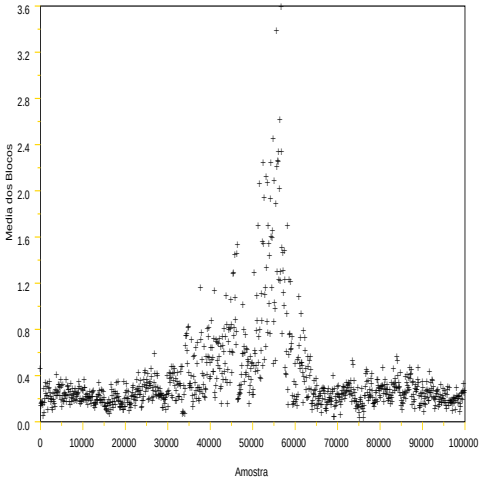
(c) Média. Tamanho dos blocos: 10



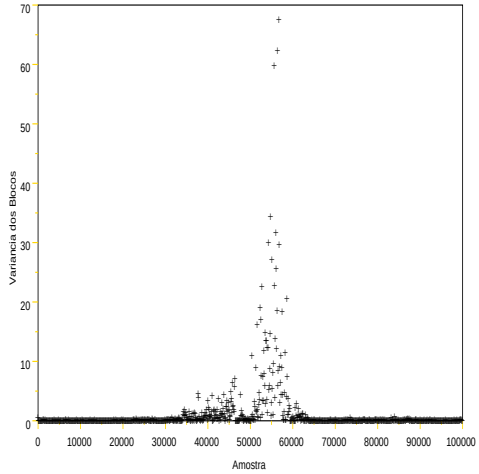
(d) Variância. Tamanho dos blocos: 10

Figura 2.5: Traço: r20050425. variável: Duração

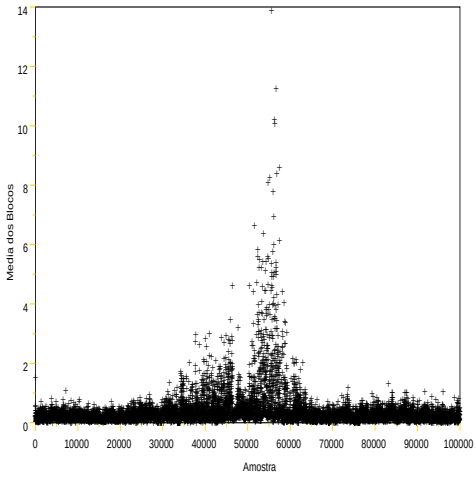
não é muito nítida a região em que médias e variâncias dos blocos apresentam um padrão bem comportado, sendo assim difícil localizar o trecho estacionário. Por outro lado, podemos notar claramente períodos de não estacionariedade quando observamos os intervalos entre chegadas para os três traços (figuras B.2 2.6 e B.4). Na Fig. B.2 verificamos que, aproximadamente, a partir da amostra 25000, coletada por voltas das 18:50h de quarta, 20 de abril, há uma tendência de aumento no intervalo entre chegadas. Isto é mais nítido nos gráficos B.2(c) e B.2(d). O aumento das médias e das variâncias pode ser explicado pelo fim do expediente de trabalho nos laboratórios. O dia seguinte foi feriado. A mesma tendência não estacionária



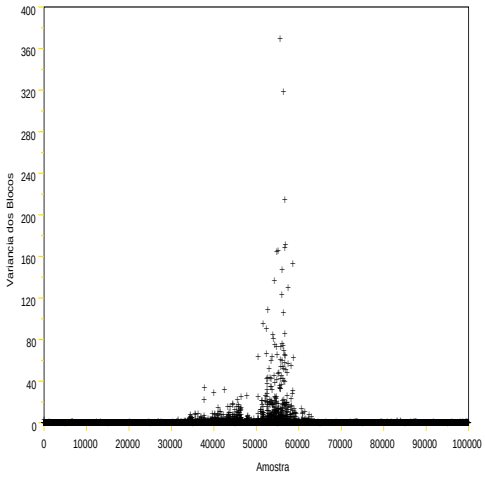
(a) Média. Tamanho dos blocos: 100



(b) Variância. Tamanho dos blocos: 100



(c) Média. Tamanho dos blocos: 10



(d) Variância. Tamanho dos blocos: 10

Figura 2.6: Traço: r20050425. variável: Intervalo entre Chegadas

pode ser verificada na Fig. 2.6 que apresenta a análise do traço *r20050425*. O intervalo não estacionário vai das 19:00h. de segunda (amostra 35000) até as 9:30h. de terça (amostra 65000), com pico aproximadamente as 2:40h. de terça (amostra 55000). Já a Fig. B.4 (traço *r20050502*), apresenta uma tendência de aumento, aproximadamente às 19:30h. de segunda, que corresponde à amostra 20000.

É curioso notar que os tempos entre chegadas são diretamente afetados pelo horário em que os dados são coletados. Isto é, em horários de expediente, há uma concentração de conexões próximas, que por sua vez estão ligadas ao maior número de usuários clientes da internet. As durações dos fluxos, por outro lado, não sofrem influência sazonal já que uma vez iniciada a comunicação a tendência é que ela permaneça ativa pelo mesmo tempo independentemente do horário. Este fato leva a crer que o efeito dos gargalos nos enlaces não é muito evidente nos traços analisados.

De acordo com a análise feita, o traço escolhido para nosso trabalho foi o *r20050425*, uma vez que é possível retirar os períodos de não estacionariedade com mais facilidade. Após a retirada, o traço manteve-se com 80000 amostras.

2.4.2 Dependência de Longa Faixa e Auto Similaridade

Alguns autores destacam a auto-similaridade do tráfego como a característica mais marcante ([CB95]) e fortemente notada em medições, enquanto outros ([JMW96]) destacam a DLF (dependência de longa faixa/duração) como o primeiro processo estatístico observável. De fato, ambas as características são relacionadas e muitas vezes usadas como sinônimos, apesar de não o serem. Não cabe discutir qual delas vem primeiro, no sentido de serem primeiramente observadas, mas ambas são apresentadas usando séries temporais para, neste contexto, caracterizar o tráfego medido.

A DLF conhecida também como ruído $1/f$ ou dependência de longa memória é um comportamento estatístico que se contrapõe à ausência de memória dos processos Markovianos [MA02]. Para entender melhor este fenômeno, considere a série temporal estacionária $X = \{X_t\}_{t=0}^{\infty}$ e suas características:

$$\begin{aligned}
\text{média: } \mu_X &= E[X_t] \\
\text{variância: } v_X &= E[(X_t - \mu_X)^2] \\
\text{auto covariância: } \gamma_X(k) &= E[(X_t - \mu_X)(X_{t+k} - \mu_X)] \\
\text{fator de auto correlação: } \rho_X &= \gamma_X(k)/\gamma_X(0) \quad \text{sendo, } \gamma_X(0) = v_X
\end{aligned}$$

Uma forma de verificarmos o fenômeno da DLF é a construção de uma série agre-

gada $X^{(m)}$ em blocos não sobrepostos de tamanho m, com média $\mu_{X^{(m)}}$ e variância $v_{X^{(m)}}$, derivada da série original X de modo que cada $x_j^{(m)}$ seja descrito pela equação 2.5.

$$x_j^{(m)} = \frac{1}{m}\sum_{i=1}^{m} X_{m(j-1)+i} \tag{2.5}$$

Para ilustrar o conceito de que $X^{(m)}$ é na verdade uma soma de m variáveis aleatórias, multiplicada por uma constante $(1/m)$, vamos desenvolver a equação 2.5.

$$\begin{aligned}
x_1^{(m)} &= \frac{1}{m}(x_1 + x_2 + x_3 + \ldots + x_m) \\
x_2^{(m)} &= \frac{1}{m}(x_{m+1} + x_{m+2} + x_{m+3} + \ldots + x_{2m}) \\
x_3^{(m)} &= \frac{1}{m}(x_{2m+1} + x_{2m+2} + x_{2m+3} + \ldots + x_{3m}) \\
&\vdots \\
x_k^{(m)} &= 1/m(x_{km+1} + x_{km+2} + x_{km+3} + \ldots + x_{(k+1)m}
\end{aligned} \tag{2.6}$$

Observando atentamente o conjunto de expressões 2.6, concluímos que:

$$\begin{aligned}
Y_1 &= \frac{1}{m}[x_1\ x_{m+1}\ x_{2m+1} \ldots\ x_{km+1}] \\
Y_2 &= \frac{1}{m}[x_2\ x_{m+2}\ x_{2m+2} \ldots\ x_{km+2}] \\
&\vdots \\
Y_m &= \frac{1}{m}[x_m\ x_{2m}\ x_{3m} \ldots\ x_{(k+1)m}], \text{ logo:} \\
X^{(m)} &= \frac{1}{m}(Y_1 + Y_2 + Y_2 + \ldots + Y_m).
\end{aligned} \tag{2.7}$$

Se $X^{(m)}$ pode ser representado desta forma, podemos encontrar uma relação entre a sua variância e a variância da série original. Vemos essa relação na equação 2.8 (adaptado de [LG94]):

$$v_{X^{(m)}} = \frac{1}{m^2}\sum_{k=1}^{m} v_{Y_k} + \frac{1}{m^2}\sum_{j=1}^{m}\sum_{k=1}^{m} \gamma_{Y_j,Y_k} \quad \text{, com } j \neq k \tag{2.8}$$

Como a v.a. é estacionária, a variância da amostra é igual a variância do todo, ou seja, $v_{Y_1} = v_{Y_2} = \ldots = v_X$, logo, $\sum_{k=1}^{m} v_{Y_k} = m v_X$. Além disso, um processo é dito estacionário em sentido amplo, se sua função de auto covariância (ou equivalentemente auto correlação) é função da diferença temporal na qual foram tomadas

as amostras ([LG94]), isto é, $\gamma_{Y_j,Y_k} = \gamma_{Y_k,Y_j}$ e $\gamma_{Y_j,Y_k} = \gamma_{Y_{j+i},Y_{k+i}} = \gamma_{Y_0,Y_{|k-j|}}$. Na matriz de correlação representada pelo somatório duplo $\sum_{j=1}^{m}\sum_{k=1}^{m}\gamma_{Y_j,Y_k}$, cada fator *distância* aparece $m-k$ vezes para cada valor de k e como a matriz é simétrica, podemos substituir o somatório duplo por um somatório simples como na equação 2.9

$$\begin{aligned} v_{X^{(m)}} &= \frac{1}{m^2}mv_X + \frac{1}{m^2}m\sum_{k=1}^{m}2(m-k)\gamma_X(k) \\ &= \frac{v_X}{m} + 2\frac{v_X}{m}\sum_{k=1}^{m}(1-\frac{k}{m})\rho_X(k) \\ &= v_X[1+2\sum_{k=1}^{m}(1-\frac{k}{m})\rho_X(k)]m^{-1} \end{aligned} \tag{2.9}$$

Para variáveis aleatórias descorrelacionadas $\rho_X(k) = 0$, logo concluímos que a variância do agregado cai inversamente proporcional ao aumento do bloco. Esta relação está na expressão 2.10.

$$v_{X^{(m)}} = v_X m^{-1} \tag{2.10}$$

Quando m tende ao infinito, isto é, com a agregação de muitas amostras de X, a equação 2.9, pode ser aproximada por:

$$v_{X^{(m)}} = v_X[2\sum_{k=1}^{m}\rho_X(k)]m^{-1} \tag{2.11}$$

Se há uma correlação fraca, isto é, numa curta faixa de variação de m, tal que se possa afirmar que $\sum_{k=-\infty}^{\infty}\rho_X(k) < \infty$ e $\rho_X(k) \neq 0$

$$v_{X^{(m)}} \approx v_X C m^{-1} \quad \text{, onde } C \text{ é uma constante} \tag{2.12}$$

Observe que isso implica em uma queda da variância do agregado inversamente proporcional ao seu tamanho. Em outras palavras, ao agregarmos amostras de X sua variância tenderá a zero (série com variações mais suaves) à medida que m aumentar muito. Efetivamente, a variância do agregado do tráfego medido não decai proporcionalmente a m^{-1}. Simplificadamente se afirma em [Ada97] que o decaimento é proporcional a $m^{-\beta}$, com $\beta \in (0,1)$, assim:

$$\sum_{k=1}^{m}\rho_X(k) \approx C m^{1-\beta} \quad \text{, onde } C \text{ é uma constante} \tag{2.13}$$

E, portanto, não somável, isto é, $\sum_{k=-\infty}^{\infty}\rho_X(k) \to \infty$. Esse resultado indica que existe uma auto correlação não desprezível entre todas as amostras, isto é, a

presença de valores de X num instante t está linearmente relacionada com valores futuros de X. A essa característica de função de auto correlação não somável é denominada dependência de longa duração.

Um objeto cuja parte mantém uma certa propriedade com relação ao todo, mesmo visto em várias escalas de tamanho e tempo, segundo arcabouço teórico, tem um comportamento fractal ou auto similar.

Estatisticamente falando, uma série temporal é dita auto similar quando mantém por algumas escalas, a mesma distribuição e satisfazem a relação 2.14, onde a é uma constante e H é o parâmetro de auto similaridade, ou parâmetro de Hurst.

$$\{X_{at}\} \stackrel{D}{=} a^H\{X_t\} \tag{2.14}$$

Uma outra forma de enunciar a propriedade de auto similaridade é dizer que a função de auto correlação do agregado tende a função de auto correlação da série original, ou seja, mantém a estrutura de correlação em diferentes escalas, e considerando-se a série com dependência de longa duração, essa estrutura tem uma forma não degenerada como na equação 2.15:

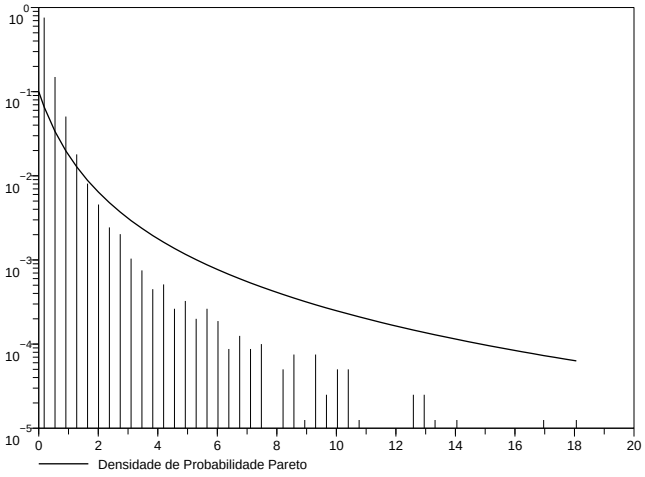
$$\rho_{X^{(m)}}(k) \to \rho_X(k) = \frac{1}{2}[(k+1)^{2H} - 2k^{2H} + (k-1)^{2H}] \tag{2.15}$$

Se essa tendência se verifica para todo m e todo k, se diz que o processo é exatamente auto similar (de segunda ordem). Mas se vale apenas para valores grandes de m e k, diz-se que é assintoticamente auto similar. Baseado no comportamento da estrutura de correlação temporal das amostras, determinaremos o parâmetro H.

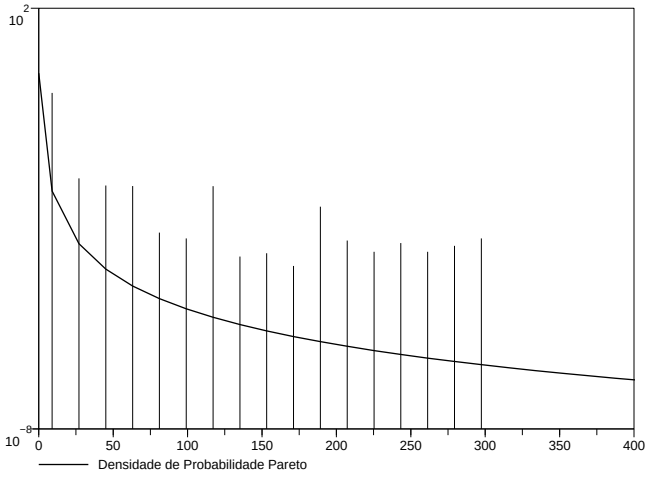
Analisamos agora as distribuições marginais dos dados. Geramos o histograma das variáveis de interesse (Fig. 2.7) e vemos uma grande assimetria dos dados além de uma grande concentração em torno de pequenos valores, considerando que a média dos intervalos é 0.3 e das durações é 4.0. Isto é um indício forte de que as distribuições de probabilidades que melhor caracterizam essas séries são distribuições de cauda pesada. O que foi comprovado pelo teste qui-quadrado realizado usando o programa Best-Fit[3] de ajuste de curvas. As linhas contínuas dos gráficos mostram a distribuição de Pareto que mais se ajusta aos histogramas. De acordo com os testes qui-quadrado e Kolmogorov-Smirnov, outras distribuições também se adaptam. Contudo, a literatura sugere que Pareto seja a distribuição mais adequada a tráfego, por apresentar grande variabilidade das amostras. Esta é uma característica importante para o contexto de redes de computação em grade, uma vez que a presença de

[3]http://www.palisade.com/bestfit/default.asp

transferências longas prejudica a rede como um todo, aumentando a probabilidade de bloqueio de futuros pedidos de conexão.



(a) Intervalo entre chegadas



(b) Duração

Figura 2.7: Funções densidade de probabilidade

Uma vez que temos a distribuição de probabilidades, vamos testar as outras características estatísticas das séries. Para isso, foram levadas em conta as propriedades enunciadas no princípio da seção 2.4.2. A auto similaridade foi testada através da verificação do decaimento da variância e a dependência de longa duração através da razão de decaimento da auto correlação.

Em uma série auto similar, a variância decai proporcionalmente a $m^{-\beta}$, com $\beta \in (0, 1)$, portanto mais lentamente que m^{-1}, sendo m o tamanho dos blocos,

conforme explicado anteriormente. Na Fig. 2.8 plotamos a variância normalizada (razão da variância do agregado pela variância da amostra original) em escala logarítmica para as variáveis duração e intervalo entre chegadas. O segmento de reta contínuo no ângulo de 45^o, representa o decaimento da variância para séries não correlacionadas. Observamos que ambas as variáveis de interesse apresentaram níveis de auto similaridade, uma vez que, o traçado dos pontos indica um segmento de reta médio cujo ângulo $\tan^{-1}\beta \in (0, 45^o)$. Além disto, o parâmetro H está ligado à declividade desta reta média pela expressão 2.16. Quanto mais H tende a 1 mais forte é a característica auto similar dos dados. Neste contexto, a variável intervalo entre chegadas é mais auto similar.

$$H = 1 - \beta/2 \quad \text{, onde } \beta \text{ é a declividade} \tag{2.16}$$

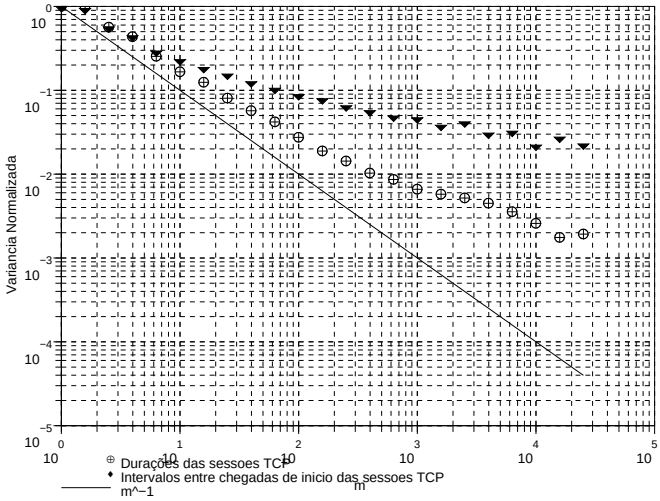


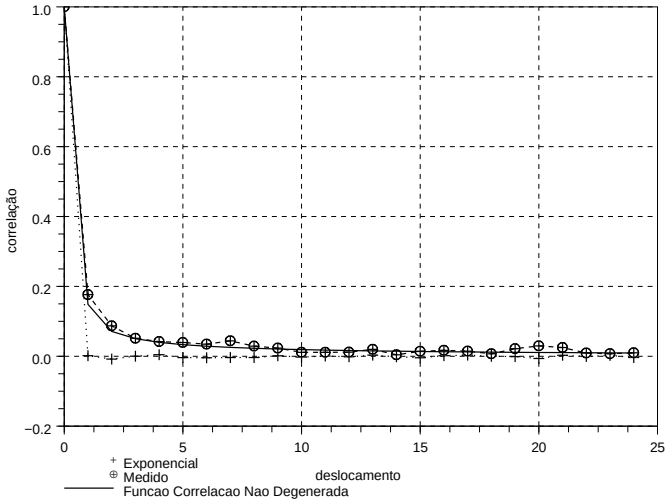
Figura 2.8: Variância normalizada X fator de agregação dados medidos.

Para aumentar a confiança nos resultados anteriores, faremos outro teste, mas desta vez baseados na auto correlação das amostras. Na correlação de uma série com dependência de longa duração, definida pela função (2.15), também existe o parâmetro H, cuja relação com o parâmetro de forma da distribuição de Pareto é:

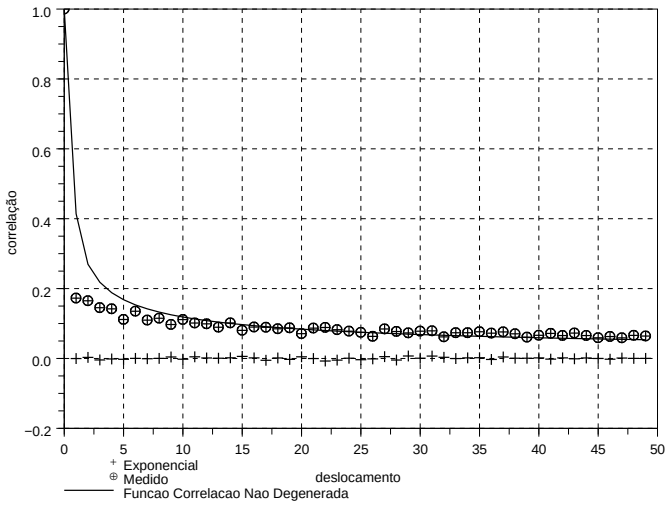
$$\alpha = 3 - 2H \tag{2.17}$$

Vamos plotar a auto correlação de intervalos entre chegadas e durações para verificar graficamente se apresentam dependência de longa duração ou não. Com este teste definiremos o parâmetro H que mais se adapta às séries em questão. Se

a função de auto correlação do tráfego varia entre 0 e 1 $H \in (0.5; 1)$, sendo $H = 0.5$, correspondente a uma seqüência totalmente descorrelacionada e $H = 1$, uma seqüência totalmente correlacionada. Na Fig. 2.9(a) vemos a que auto correlação das amostras de duração cai suavemente. O parâmetro de Hurst medido foi $H = 0.6$. Algo semelhante ocorre quando analisamos o intervalo entre chegadas (Fig. 2.9(b)), porém com uma auto correlação mais acentuada, como era de se esperar devido ao teste da variância. O valor de H observado foi 0.75.



(a) Duração. H=0.6



(b) Tempo entre chegadas. H=0.75

Figura 2.9: Correlação temporal para os dados medidos

Ambos os testes mostram que a variável tempo entre chegadas medida contradiz as expectativas de seguirem Poisson sugeridas em [PF95]. Na Fig. 2.7(a) vemos que

esta variável apresenta cauda pesada, auto similaridade (Fig. 2.8) e correlação de longa duração (Fig. 2.9). Consideramos que estas características aparecem no traço medido em virtude da mudança do perfil de tráfego ocorrida entre 1995[PF95] e 2005 quando as presentes medidas foram feitas. Atualmente há um grande automatismo no estabelecimento de conexões, isto é, quando um usuário requisita uma página da internet ou faz um *download* em programas *peer-to-peer*, na verdade há várias conexões sendo abertas simultaneamente já que o conteúdo fica, geralmente, distribuído em vários servidores. Ao contrário, os serviços originais da internet (FTP, TELNET, etc) e as conexões TCP capturadas para análise em vários trabalhos, dependiam da ação humana para serem iniciadas. Mesmo com a presença de HTTP, o conteúdo dos sites na época era bem menos complexo, já que não havia muito conteúdo dinâmico e este, geralmente, não era distribuído. Em outras palavras, as conexões eram mais parecidas com ligações telefônicas e, portanto, mais Poissonianas. Uma forma de visualizarmos a dependência entre conexões é através da Fig. 2.10 que mostra que há uma relação entre os pequenos intervalos e as pequenas transferências, ou seja, há muitas conexões próximas carregando poucos bytes, o que indica que há páginas sendo montadas com conteúdo em servidores diferentes, originando conexões diferentes.

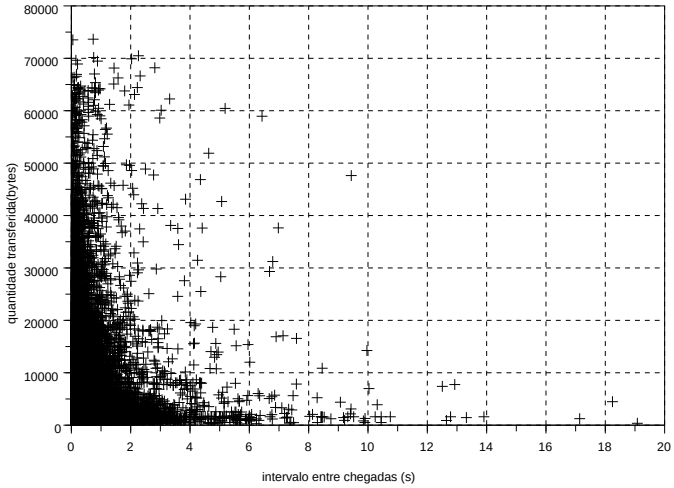


Figura 2.10: Intervalo entre chegadas X tamanho das transferências.

2.5 Escolha dos Parâmetros Relevantes para *Data-Grid*

Como a transferência de dados em redes de *data grid* é mais centralizada, consideramos que cada conexão será ponto a ponto, não envolvendo muitos *sites*. Deste modo, o melhor modelo, aplicável ao nosso trabalho, para os tempos entre chegadas é ainda o Poissoniano.

Quanto às durações, comprovou-se que não mantêm características Poissonianas, o que explica-se pela combinação de dois fatores: o tamanho dos objetos trocados e o compartilhamento de banda entre pacotes de diversas conexões. Alguns trabalhos [PKC96] apontam que o tamanho dos objetos trocados na internet tem cauda pesada, influenciando na distribuição do tráfego. O compartilhamento de banda por diversas conexões simultâneas tem o efeito de alongar as durações (e de criar uma correlação cruzada entre elas), uma vez que a taxa de transmissão para cada conexão aberta é função da quantidade de conexões simultâneas.

As conexões feitas em redes de circuitos não sofrem o efeito de compartilhamento de banda, portanto, nos resta tomar como parâmetro relevante, o tamanho dos objetos trocados por fluxo para emularmos o tráfego de redes em *data-grid*.

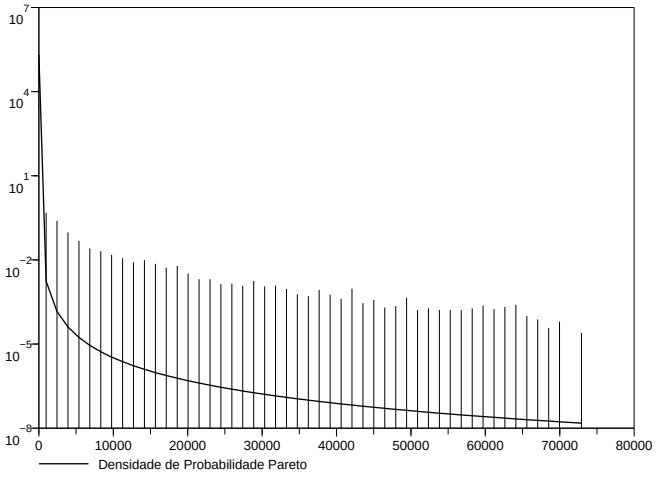


Figura 2.11: Função densidade de probabilidade da quantidade de bytes transferidos por fluxo

Pela Fig. 2.11 observamos a ocorrência de pequenos valores, uma dispersão grande dos dados e uma assimetria do histograma, especialmente se considerarmos a média desta variável que é 3704.0. Recorremos mais uma vez ao teste qui-quadrado

que apontou que a distribuição com mais variabilidade que se adapta é a de Pareto, cuja função de densidade de probabilidade é mostrada na equação 2.18:

$$f(t) = \frac{\alpha b^{\alpha}}{t^{\alpha+1}}, \tag{2.18}$$

onde α é o parâmetro de forma e b é o valor mínimo que a distribuição pode assumir.

Os resultados apresentados na Fig. 2.11 eram esperados uma vez que existe uma relação entre quantidade de bytes trasnferidos e durações e que esta última é Pareto. Prosseguindo a análise, verificamos que, contrariando nossa expectativas, a série apresenta dependência de longa duração na Fig. 2.12. Esta correlação pode ser pode ser explicada pelo mesmo princípio do automatismo das conexões que explica o surgimento desta característica para os intervalos inter-chegadas. Quando um usuário abre uma conexão, várias outras se abrem em intervalos muito curtos entre si transferindo poucos bytes para a montagem completa do *site*. Ao analisarmos desta forma estamos considerando que a auto correlação para a quantidade de bytes transferidos é fortemente ligada ao instante em que esses bytes chegam. Por isso fizemos uma permutação dos valores da série para analisarmos se esta característica se manteria. Como podemos verificar na Fig. 2.12, não se mantém.

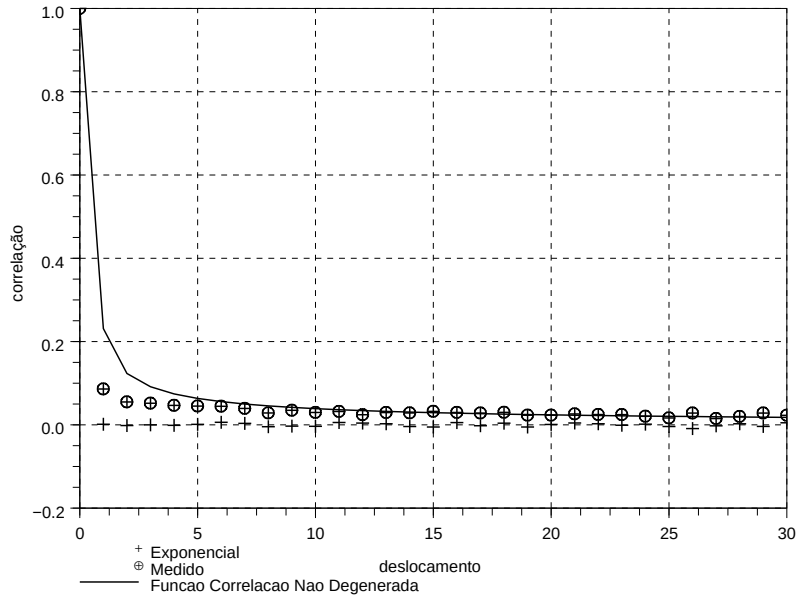


Figura 2.12: Auto correlação para a quantidade de bytes dos objetos trocados. H=0.65.

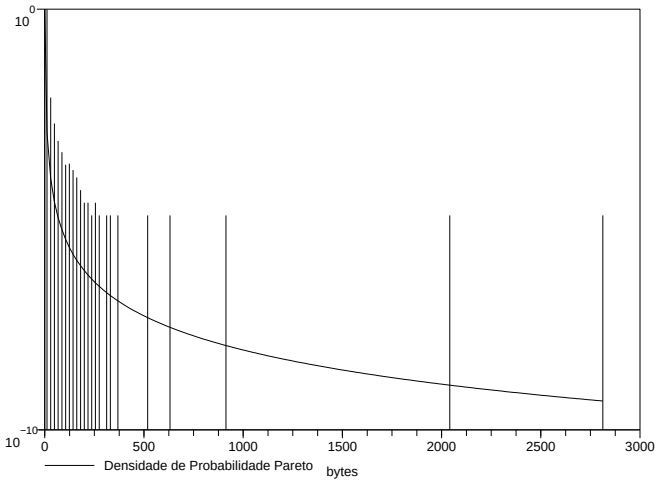
Síntese de Tráfego

Baseados na aplicação prática deste trabalho, optamos por manter apenas a variabilidade para esta variável nas simulações. Na Fig. 2.13 sintetizamos 80000 amostras das variáveis tempo inter-chegadas (segundo uma distribuição exponencial) e tamanho das transferências (segundo Pareto). A comparação com as respectivas funções de densidade de probabilidade ilustra a validade das funções que foram desenvolvidas para a geração das conexões que serão usadas no simulador. Conforme dito anteriormente, a média das durações medidas foi de 4s, enquanto a média das durações do tráfego gerado foi 4.0262 e considerando um H medido igual a 0.6, o parâmetro de forma $\alpha = 1.7$. A variável tempo entre chegadas quando medida teve média de 0.3s e quando sintetizada teve média 0.29889s.

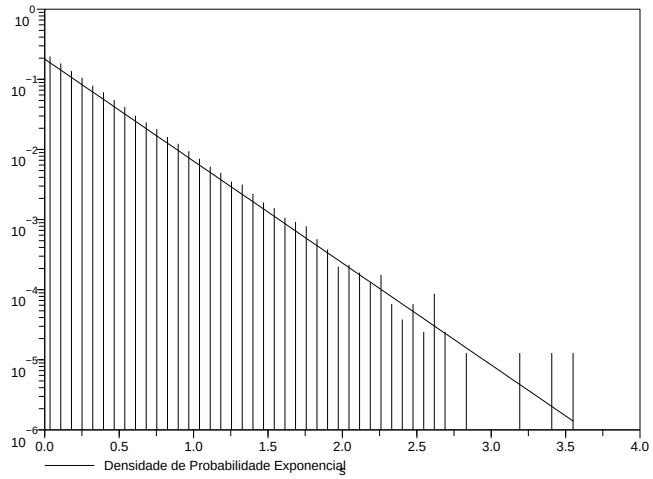
Os dados capturados permitem a geração de uma matriz de tráfego em função dos endereços IP's e portas origem/destino. Em virtude da rede analisada ser formada basicamente de máquinas clientes da internet, há uma grande quantidade de requisições a servidores externos, o que geraria uma matriz de tráfego com poucas máquinas origem e muitas máquinas destino. Por isso optamos por uma matriz uniforme em que cada par origem/destino tem a mesma possibilidade de gerar tráfego.

2.6 Conclusão

Baseado nas análises de tráfego de redes telefônicas e na literatura, iniciamos o estudo do tráfego medido de uma rede de dados para avaliar seus aspectos estatísticos. O esperado era que a variável tempo entre chegadas se com comportasse como uma distribuição exponencial, isto é, sem cauda pesada ou presença de dependência de longa duração e que a variável duração das conexões fosse auto similar e tivesse grande variabilidade de amostras. O que se viu foi a presença de tempos entre chegadas com dependência de longa duração, e concluímos que isso se deve ao automatismo das atuais conexões TCP, uma vez que no passado os serviços da internet eram menos distribuídos. Conforme o esperado, as durações apresentaram dependência de longa faixa e auto similaridade, desse modo, optamos por representá-la pela distribuição de Pareto. Uma vez que a aplicação prática de nosso trabalho é uma rede de dados distribuídos, foi necessário tomarmos algumas atitudes práticas no sentido de aproximar o modelo estudado à realidade na qual será empregado. A rede de dados considerada assemelha-se muito à internet primitiva, já que seus serviços são mais localizados. Por isso, as rajadas trocadas foram modeladas tomando por base



(a) Tamanho das transferências



(b) Tempo entre chegadas

Figura 2.13: Histogramas dos dados sintetizados e FDP teóricas

o tamanho das conexões, medidos em bytes. Os intervalos entre chegadas serão modelados segundo uma distribuição exponencial, sem auto similaridade ou LRD. Assim, pretendemos nos aproximar de uma rede de suporte a grade de dados.

Capítulo 3

Simulador de Eventos Discretos

Neste capítulo vamos descrever um *software* que desenvolvemos para simular o comportamento de uma rede WDM, sem conversão de comprimento de onda, que seja capaz de dar suporte a aplicações de computação em grade. Definições importantes para o projeto do simulador são apresentadas neste capítulo. Finalmente, são apresentados o processo de validação dos resultados e a análise de convergência que responderá a quantidade de pedidos de conexão que deverão ser simulados para obtenção de resultados estatísticamente confiáveis.

3.1 Introdução

O problema de roteamento e atribuição de comprimento de onda é reconhecidamente NP-completo e, por isso, não há um algoritmo capaz de resolvê-lo em tempo polinomial [PAR+03]. Desenvolver uma solução analítica aos moldes da teoria de filas para prever o seu comportamento também é uma tarefa bastante árdua. Portanto, a simulação torna-se o meio mais apropriado para o projeto e análise de redes.

Num primeiro momento, o uso de um dos simuladores existentes pode parecer mais adequado, mas logo descartamos essa possibilidade porque a idéia é desenvolver uma ferramenta simples, bem documentada e que possa ser usada nas demais pesquisas sobre redes ópticas do DEL. Além disso, os simuladores são geralmente desenvolvidos para redes de pacotes. Uma das ferramentas de simulação mais usadas no estudo de redes é o NS[1] (*Network Simulator*), porém percebe-se que a interface não é muito amigável uma vez que obriga o usuário a conhecer a linguagem TCL para escrever os *scripts* de entrada. O suporte a redes ópticas desenvolvida para NS, chamada OWNS (*Optical WDM Network Simulator*), é de difícil uso, por ter um código extremamente complexo. Uma outra ferramenta bastante usada é o RE-

[1] www.isi.edu/nsnam/ns

ALEDIT[2] que, apesar de ter uma interface mais amigável que o NS, não possui suporte a redes ópticas. O terceiro simulador que verificamos foi o OMNET[3] que tem uma interface mais amigável que o NS, mas também não dá suporte a redes ópticas, uma vez que é um simulador que provê blocos de conectividade de forma genérica cabendo ao programador construir os blocos de interesse. Além disso o OMNET possui uma linguagem de criação de *scripts* que junto com C++ possibilita o uso, porém, o aprendizado de uma outra linguagem é um outro dificultador para o operador.

As linguagens de simulação tradicionais como SIMAN, GPSS, SLAM, SIMSCRIPT, apesar de facilitarem o processo de construção de um simulador de eventos, escondem do programador os detalhes de tratamento dos eventos [FV98]. As linguagens de programação tradicionais como C, PASCAL, etc, por serem mais conhecidas, permitem alteração no código para eventuais novas utilizações do simulador que construímos, além de essas linguagens oferecerem velocidade e portabilidade desejada.

Segundo [Per03], a solução de um problema em pesquisa operacional possui os seguintes passos:

- Formulação
- Construção do Modelo
- Validação do Modelo
- Uso do Modelo, ou seja, avaliação das alternativas
- Implementação e manutenção da solução

A formulação é o início da busca pela solução do problema, isto é, a fase do planejamento da solução. A seguir, a construção do modelo é o momento de concretizar o planejamento baseando-se no conhecimento técnico do projetista. Este modelo pode ser **iconográfico**, **análogo** ou **simbólico**. No primeiro caso, há uma similaridade com o real, inclusive com as mesmas propriedades, porém em escala reduzida, como em mapas ou em aeromodelos. Os modelos análogos guardam as mesmas propriedades do objeto de estudo, porém suas características construtivas são diferentes. É possível construir modelos hidráulicos para simular sistemas elétricos ou de tráfego. Por fim, os modelos simbólicos têm propriedades construtivas diferentes do original

[2]real.cs.cornell.edu
[3]www.omnetpp.org

e usa símbolos ou equações matemáticas para modelar. Nesta categoria estão as emulações, que tratam de modelar de forma precisa o dispositivo que se está emulando e as simulações que preocupam-se apenas em reproduzir o comportamento do sistema em estudo.

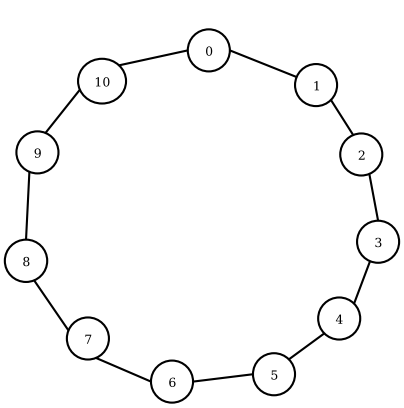
Modelos simbólicos podem ser estocásticos ou determinísticos. Modelos simbólicos determinísticos são aqueles que não incluem elementos aleatórios na simulação. Já os modelos simbólicos estocásticos lidam com variáveis aleatórias em algum momento do processo de simulação. Os pedidos de conexão em uma rede de comunicações são processos estocásticos e externos ao sistema. Isto caracteriza nosso simulador como sendo um modelo simbólico e estocástico.

Um simulador é usado quando o sistema é muito complexo para ser descrito analiticamente, quando não há um protótipo ou quando o sistema real é muito caro. Ao simularmos redes de computadores podemos enfrentar os três problemas ao mesmo tempo uma vez que estamos diante de um conjunto de recursos estáticos e finitos e um conjunto de demandas aleatórias e infinitas, o que torna a construção de um modelo analítico muito complexo. O custo de montagem do sistema real, ou mesmo de um protótipo, é muito elevado e inviabilizaria as pesquisas. Ao simularmos, buscamos reproduzir o comportamento real do sistema num modelo que nos permita analisar vários aspectos, usados neste trabalho e em outros futuros. Contudo, precisamos caracterizar e validar o simulador para que os resultados obtidos a partir dele tenham respaldo.

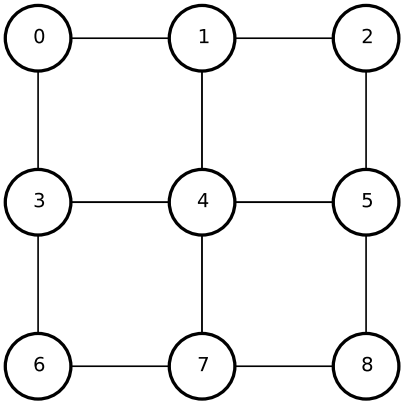
Conforme foi ilustrado na Fig. 3.1, as redes que simulamos podem ser caracterizadas como sendo grafos não orientados conectados, onde cada vértice representa um nó e cada aresta um enlace que pode ser *simplex* ou *duplex*, dependendo do arquivo de entrada que descreve a topologia, e será apresentado mais adiante. Optamos pelas três topologias por representarem níveis crescentes de conectividade para o tratamento das atividades de simulação, como estabelecimento e liberação de caminhos ópticos.

Alguns conceitos e terminologias sobre simulação precisam ser definidos antes de prosseguir:

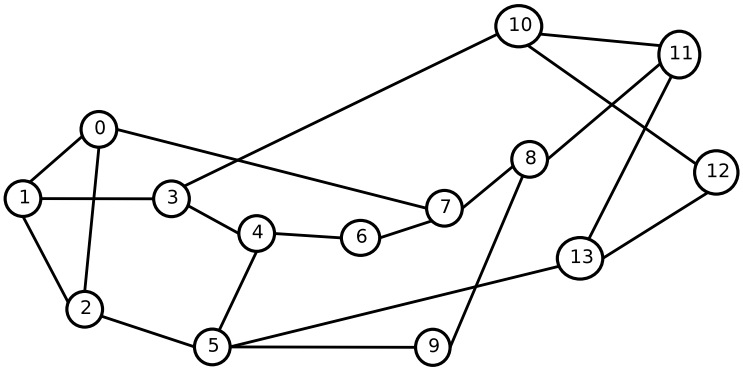
- O relógio de simulação é o tempo em que os eventos ocorrem, porém este não guarda relação com o tempo real, isto é, o tempo de simulação é um tempo conhecido e contabilizado apenas pelo simulador para o processamento dos eventos.



(a) Rede em anel de 11 nós



(b) Rede quadrada de 9 nós



(c) Rede americana de 14 nós

Figura 3.1: Topologias usadas para validação do simulador

- O estado da rede pode ser definido como a conectividade dos nós vista num instante de tempo. Deste modo, a rede em início de operação é um grafo conectado, sendo possível ir de um nó a outro, quaisquer que sejam. Com a operação, os caminhos ópticos começam a ser ocupados e, eventualmente, pode não ser possível chegar a qualquer ponto de destino. Como veremos a seguir, o estado da rede precisa ser constantemente consultado no caso de pedidos de conexão ao sistema.

- As variáveis de estado são os atributos que, juntos, caracterizam o estado da rede como a quantidade e quais são os enlaces disponíveis, a quantidade de comprimentos de onda disponíveis em cada enlace e a quantidade de conexões em andamento a cada instante de simulação.

- As atividades de simulação são seqüências de procedimentos que mudam o estado do objeto que está sendo simulado. Por exemplo, quando uma conexão termina, a rede muda de estado.

- Os eventos são fatos que desencadeiam as atividades de simulação. Geralmente são agentes externos e independentes do simulador, mas são fundamentais já que a partir deles o simulador irá gerar os resultados.

3.2 Complexidade do Problema

Conforme já mencionado, o problema de rotear e atribuir comprimentos de onda em uma rede não possui um algoritmo que finalize em tempo polinomial, portanto essa solução está descartada. Um estudo analítico poderia revelar algumas soluções, mas esbarramos na grande quantidade de variáveis de estado do sistema.

Vamos observar uma rede óptica de topologia arbitrária com N nós, E enlaces e w comprimentos de onda por enlace. Um pedido de conexão será feito tendo como origem e destino o par $(n_1, n_2) \in N$. Cada um dos w comprimentos de onda são *servidores em potencial* desde que são candidatos a atender este pedido. A rede com plano de controle centralizado deverá manter, consultar e manipular variáveis de estado para determinar se há caminho óptico entre n_1 e n_2. Note que a cada aceitação ou finalização de conexões na rede altera o valor destas variáveis, por isto a importância desta análise de complexidade. No primeiro salto, de n_1 a n_3, teremos 2^w estados, no segundo salto, novamente, 2^w estados e assim sucessivamente até n_2. Como há necessidade de comprimentos de onda consecutivamente disponíveis, se houver três saltos entre n_1 e n_2, teremos $2^w 2^w 2^w = 2^{3w}$ estados, apenas em um sentido. Analogamente, para um caminho de $e_1 \in E$ enlaces, teremos $2^{e_1 w}$ estados. Note que analisamos apenas um dos sentidos de conexão, mas se considerarmos cada enlace como uma conexão simplex, teremos $2^{2e_1 w}$ estados. A tab. 3.1 mostra as possibilidades de um enlace bidirecional considerando apenas um comprimento de onda no primeiro salto.

Tabela 3.1: Estados do enlace da conexão bidirecional entre n_1 e n_3

$\mathbf{n_1 n_3}$	$\mathbf{n_3 n_1}$
livre	livre
livre	conectado
conectado	livre
conectado	conectado

Um importante questão precisa ser lembrada: as mudanças de estado são aleatórias e motivadas por eventos externos a rede já que que dependem da disponibilidade

do enlace e do tempo de finalização de uma conexão em andamento. Baseado nisto, conclui-se que o estado da rede depende de todos os estados anteriores, o que descartaria modelagem Markoviana. Ressaltamos que esta análise considera uma rede que permite a conversão de comprimento de onda, porém trabalhamos com redes em que não existe essa possibilidade, a posição de cada enlace livre importa. O que eleva a complexidade com o número de comprimento de onda de w para w^2.

Com estas considerações, nota-se como seria complexa a criação de um modelo analítico para descrever o comportamento de redes desta natureza e porque a solução de criar um simulador é a que parece mais interessante.

3.3 Projeto do Simulador

3.3.1 Parâmetros de Entrada

Como o simulador foi escrito em ANSI C e ainda está na sua primeira versão, não houve preocupação de implementarmos uma interface gráfica, por isso seus parâmetros são inseridos em linha de comando ou através de alterações no código. O benefício desta estratégia é que é possivel usar o simulador em qualquer máquina que conte com um compilador C sem a necessidade de instalação de bibliotecas adicionais.

O ambiente no qual se desenvolveu o trabalho foi composto de uma máquina i386-linux Suse, com gcc 4.0.3, bash (*bourne again shell*) 3.1.17. Além disso construímos um *script* de compilação que gera um módulo executável (por meio do comando *make*), chamado pelo comando *./simula* seguido dos parâmetros. A Fig. 3.2 mostra que o operador deve informar ao simulador pelo menos a **topologia** que será usada na simulação, o **tipo de roteamento**, a **taxa média de serviço** dos pedidos (que posteriormente será convertida em número de bytes transferidos), o **modo de atribuição** de comprimento de onda e a **quantidade de pedidos** de conexão que serão simulados.

A topologia é descrita em um arquivo-texto, que pode ser facilmente alterado, onde está discriminada a matriz de adjacências do grafo, enlace por enlace. Além disso, há um campo que indica a quantidade de comprimentos de onda entre cada enlace e um campo chamado *delay* para uso futuro. A tab. 3.2 é um exemplo que mostra a descrição da topologia para a rede em anel da Fig. 3.1(a), onde vemos o primeiro enlace com origem (coluna O) em 0 e destino (coluna D) em 1 com apenas um comprimento de onda (coluna Canais), na linha seguinte a ligação de 1

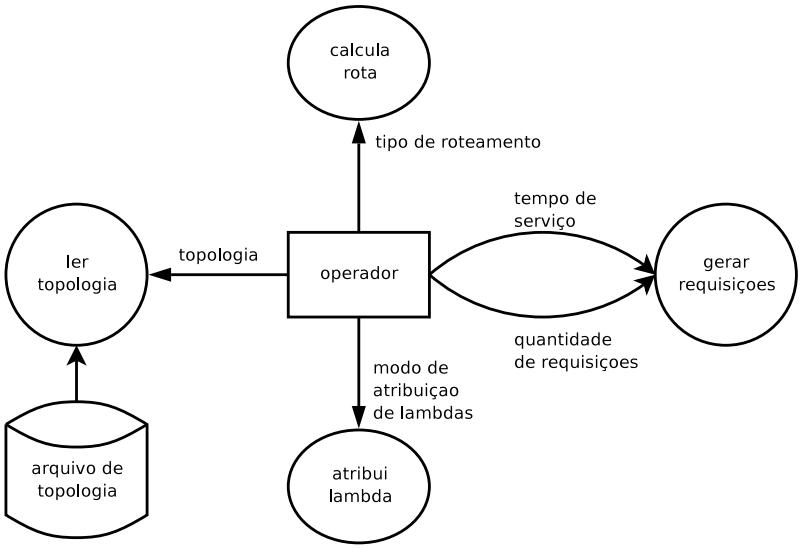


Figura 3.2: Modelo de interação do usuário com o simulador

para 0, e assim sucessivamente. Uma ligação *duplex* deve ser descrita como duas do tipo *simplex*. Ao ler este arquivo o simulador prepara as variáveis de estado correspondentes aos enlaces e aos comprimentos de onda.

O número de pedidos, a taxa de serviço μ e a carga Erl (inserida por meio de alterações no código) são usados para a geração da lista de requisições. Os dois últimos parâmetros são usados pelas funções estatísticas de tráfego como parâmetros nas distribuições de Pareto, Pareto truncado e exponencial e relacionam-se pela eq. 3.1.

$$\lambda = Erl\mu \quad \text{, onde } \lambda \text{ é a taxa de chegadas} \tag{3.1}$$

Na tab. 3.3 é ilustrado um exemplo de uma lista com 10 pedidos de conexão. A primeira coluna é o número de ordem do pedido e é usado apenas para controle. As colunas *origem*, *destino*, *chegada* e *duração* tem os títulos auto-explicativos. *Finalização* é uma estimativa do instante em que a conexão deverá sair do sistema, caso seja aceito e seu valor inicial é calculado pela soma da duração+chegada. Este campo foi projetado para um futuro sistema de filas. A coluna *espera* indica quanto tempo o pedido esperou até ser atendido, também projetado para um sistema de enfileiramento. A coluna *est*(estado) é uma variável de controle interno do simulador e refere-se ao estado do pedido de conexão que são basicamente dois (1-em execução, 0-fora de execução). Se o pedido for atendido será atribuído a ele um caminho óptico, definido como uma rota e um comprimento de onda. Estas informações estarão nas colunas *rota* e *lambda*, respectivamente. A sigla NeR significa "Não existe Rota".

Tabela 3.2: Arquivo de topologia que descreve o anel de 11 nós

O	D	Canais	Delay
0	1	1	10.0
1	0	1	10.0
1	2	1	10.0
2	1	1	10.0
2	3	1	10.0
3	2	1	10.0
3	4	1	10.0
4	3	1	10.0
4	5	1	10.0
5	4	1	10.0
5	6	1	10.0
6	5	1	10.0
6	7	1	10.0
7	6	1	10.0
7	8	1	10.0
8	7	1	10.0
8	9	1	10.0
9	8	1	10.0
9	10	1	10.0
10	9	1	10.0
10	0	1	10.0
0	10	1	10.0

Tabela 3.3: Exemplo com a lista de pedidos de conexão. As colunas O e D são origem e destino, respectivamente

n	O	D	Duração	Chegada	Finalização	Espera	Est	Rota	Lambda
0	3	2	2.10327	0.56802	2.67130	0.00	0	NeR	
1	2	5	5.04797	1.07364	6.12161	0.00	0	NeR	
2	5	3	3.21486	1.25257	4.46744	0.00	0	NeR	
3	4	7	2.13734	1.95703	4.09438	0.00	0	NeR	
4	5	3	1.78460	2.00394	3.78854	0.00	0	NeR	
5	6	8	2.01608	2.02637	4.04246	0.00	0	NeR	
6	5	2	2.09804	2.11878	4.21682	0.00	0	NeR	
7	3	6	4.18371	2.14227	6.32598	0.00	0	NeR	
8	7	2	2.57331	2.36504	4.93836	0.00	0	NeR	
9	5	8	5.09145	2.95100	8.04245	0.00	0	NeR	

Neste ponto cabe ressaltar que ao contrário de trabalhos como [RS96b], nós geramos uma lista de pedidos de conexão e não uma matriz de tráfego, com cada nó com chance uniformemente distribuída de gerar ou receber uma conexão gerada.

Antes de discorrer a respeito dos tipos de roteamento e do modo de atribuição de comprimento de onda é importante estabelecer a diferença que existe entre rotas e caminhos ópticos. Enquanto uma rota é um caminho físico entre origem e destino, implementada na forma de uma lista de nós que deverão ser percorridos, um caminho óptico é uma rota a qual está atribuído um comprimento de onda contínuo e específico. Na Fig. 3.3 vemos uma rota na camada física de 6 para 5 passando pelos nós 7 e 4 e o caminho óptico bidirecional ilustrado na camada lógica de forma transparente.

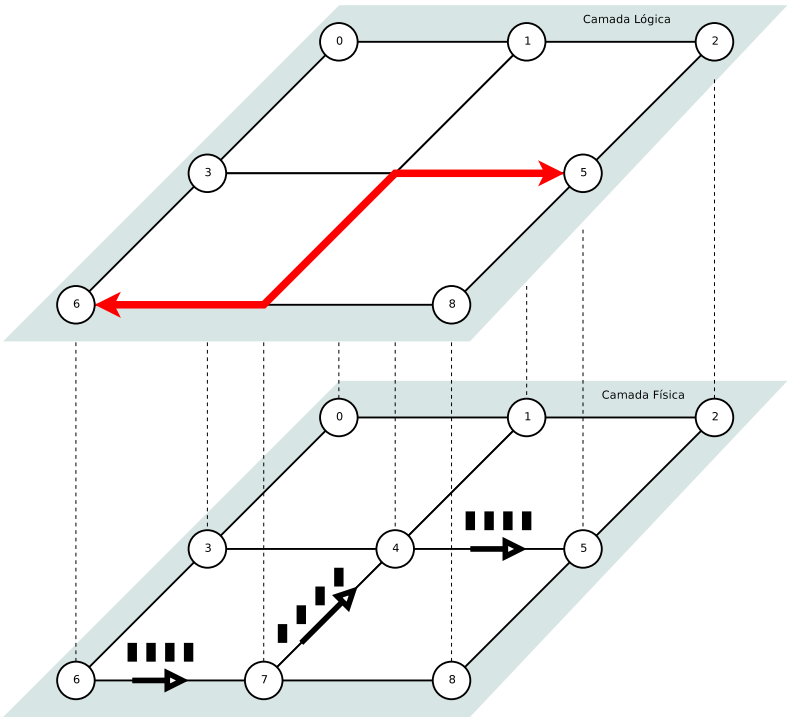


Figura 3.3: Roteamento de uma conexão

RWA

O simulador pode rotear (criar uma rota) uma conexão de forma estática ou dinâmica. No modo estático, a rota de menor custo é associada a cada par origem/destino logo no início da simulação. Isto significa que nem o estado da rede, nem o tempo em que cada requisição chega ou sai do sistema são considerados. Quando uma requisição chega, o simulador verifica se há continuidade de caminho óptico. Se houver a conexão é estabelecida, caso contrário, será rejeitada ou enfileirada. A grande vantagem do ponto de vista do operador é que a execução fica sensivelmente mais veloz, uma vez que para atribuir uma rota basta verificar a tabela. Porém as opções de roteamento são sensivelmente menores, já que a cada conexão iniciada um

dos caminhos ópticos desta tabela torna-se indisponível até o seu término.

Se o modo de roteamento for dinâmico, o algoritmo RWA (*routing and wavelength assignment*) implementado calcula, por meio de uma subrotina conhecida como algoritmo de YEN [YEN72], as k rotas de menor custo, considerando as conexões em andamento na rede. Estas rotas são testadas para verificação de continuidade de comprimento de onda até que seja encontrada disponibilidade ou até que não haja mais rotas. O algoritmo de YEN é uam generalização do algoritmo *shortest path first* de Dijkstra [CLRS02]. Cabe ressaltar que a cada requisição aceita neste sistema, uma rota e um comprimento de onda torna-se indisponível e a cada conexão terminada, os dois recursos voltam a ficar disponíveis.

Genericamente, dizemos que em ambos os tipos de roteamento o RWA implementado trabalha em duas camadas. A primeira camada é responsável pelo cálculo de um número $0 \leq m \leq k$ de rotas e a segunda calcula a continuidade de comprimento de onda. Caso haja apenas um comprimento de onda disponível, este será o escolhido. Se houver mais de um, entra em cena o parâmetro de entrada "modo de atribuição de comprimento de onda"que informará ao simulador qual escolher entre dois critérios: *first-fit* ou aleatório. Para entendê-los melhor, suponha que todos os comprimentos de onda entre os nós A e B, identificados como de $\lambda_1, \lambda_2, \ldots, \lambda_w$, estejam livres. Ao usar o primeiro critério, o primeiro pedido de conexão entre A e B usará o λ_1, o segundo pedido usará λ_2 e assim sucessivamente. No caso aleatório, qualquer um dos comprimentos de onda poderá ser utilizado (uma vez que a escolha é feita por sorteio). Nas simulações optamos pela utilização do *first-fit*. Portanto, o caminho óptico estabelecido será a rota de menor custo que dispuser de comprimento de onda contínuo e livre. O fluxograma do algoritmo está esboçado na Fig. 3.4.

3.3.2 O Funcionamento

Assim que a seqüência de pedidos de conexão é disparada, o simulador começa a processá-los, mantendo o complexo conjunto de variáveis internas atualizado. Quando um pedido de conexão chega à rede, já temos a informação sobre a sua origem, seu destino e seu tamanho. Porém, conforme conceituado anteriormente, as atividades são executadas pela ocorrência de eventos. A chegada de uma conexão é um evento, assim como sua aceitação, rejeição e finalização. Cada um destes eventos discretos, geram um comportamento diferente da rede e, portanto, do simulador também:

nova conexão: Quando um pedido de conexão chega, o simulador consulta a rede para verificar se há possibilidade de aceitá-lo, isto é, se existe algum caminho

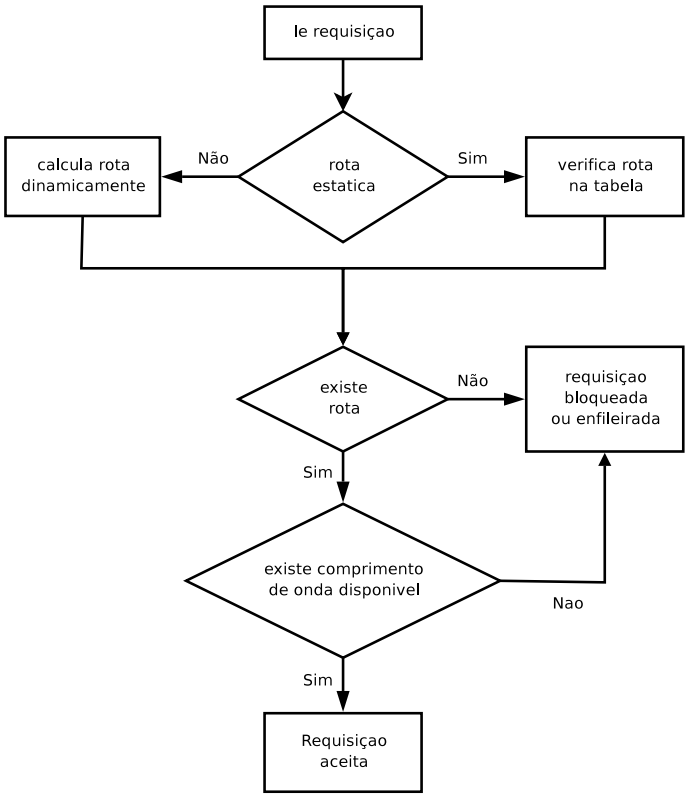


Figura 3.4: Algoritmo de atribuição de caminho óptico

óptico disponível entre origem e destino, considerando-se o estado atual da rede. Por isto, a chegada de um pedido é um evento.

conexão aceita: Se a conexão for aceita o simulador precisa ajustar o estado da rede para registrar o novo caminho óptico que foi ocupado para que novos pedidos de conexão sejam afetados e a contabilidade dos parâmetros de simulação possa ser feita. Além disso inclui um novo item no grupo das conexões ativas.

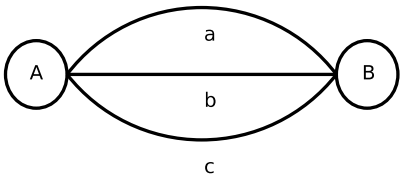
conexão terminada: Quando uma conexão termina, ela é retirada da lista de conexões ativas e os recursos a ela alocados são liberados.

conexão rejeitada: Basicamente, apenas retoma o ciclo de execução normal, isto é, inicia o processamento de um novo pedido de conexão, porém para versões que prevêem enfileiramento em caso de rejeição, esse evento dispara as funções de enfileiramento

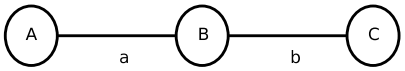
3.4 Validação do Simulador

O simulador que desenvolvemos é o suporte para os demais resultados deste trabalho, portanto dispensa comentários a necessidade de validá-lo. O modelo analítico

desenvolvido por [Lee55] para redes telefônicas supõe a independência de caminhos paralelos e de enlaces serialmente conectados, conforme ilustrado na Fig. 3.5. Esta simplificação, para redes de circuitos ópticos causa um erro na probabilidade de bloqueio estimada, uma vez que desconsidera que para uma conexão ser estabelecida é preciso que todos os enlaces da rota e que pelo menos um comprimento de onda precisam estar disponíveis.



(a) Independência de caminhos



(b) Independência de enlaces

Figura 3.5: Ilustração da hipótese de independência

Pela independência entre os enlaces [Lee55] descreve a probabilidade de bloqueio de uma rede pela equação 3.2

$$q_f = 1 - \rho \tag{3.2}$$

Analisando-se uma rede linear com um único comprimento de onda, como apresentada na Fig. 3.5(a), onde ρ é a probabilidade de ocupação da rede dada por 3.3

$$\rho = \frac{\text{enlaces ocupados}}{\text{número total de enlaces}} \tag{3.3}$$

De acordo com [dSC06], para corrigir a aproximação de [Lee55] e levar em conta a correlação na ocupação dos enlaces, é necessário considerar a probabilidade de encontrarmos o k-ésimo enlace livre, ou seja, para uma rede cujos caminhos ópticos tenham em média $\overline{H}$ *hops*, a probabilidade de encontrar o primeiro livre seria como descrito em 3.2, mas para o k-ésimo seria com na eq. 3.4

$$q_{nf} = \frac{1 - \rho}{1 - \rho + \rho/\overline{H}} \tag{3.4}$$

Assim, a probabilidade de encontrar um caminho óptico de i enlaces, representa na prática encontrar $q_{bi} = q_f \overbrace{q_{nf} q_{nf} \cdots q_{nf}}^{i-1}$, ou ainda:

$$p_{bi} = 1 - q_{bi} = 1 - \frac{(1-\rho)^i}{(1-\rho+\rho/\overline{H})^{i-1}} \tag{3.5}$$

[dS04] mostra como se chega a probabilidade de bloqueio da rede linear dada pela expressão

$$p_b = \frac{\sum_i \upsilon_i p_{bi}}{\sum_i \upsilon_i} \tag{3.6}$$

Onde υ_i é a carga em Erlangs ofertada cujos caminhos ópticos tenham tamanho i e p_{bi} a probabilidade de bloqueio de tais caminhos. A eq. 3.6 pode ser resolvida de forma iterativa [dSC06] [dS04].

Na Fig. 3.6 a probabilidade de bloqueio foi medida em função da carga total ofertada a rede. O tamanho máximo dos caminhos ópticos fixado em $H_{max} = (2, 10)$ e conforme podemos verificar os resultados simulados seguem os analíticos até o limite dos 70% de ocupação (ρ), quando a rede fica saturada e não importa mais a quantidade de tráfego que se oferta, dado que a rede não consegue mais prover serviço. Isto explica a concentração de pontos em torno dos 80% de bloqueio (para $H_{max} = 2$) e 90% (para $H_{max} = 2$).

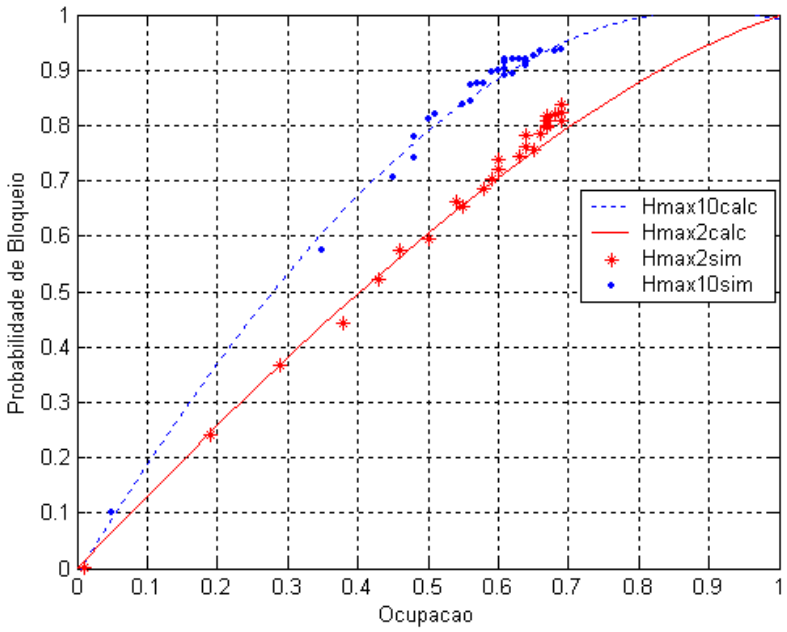


Figura 3.6: Taxa de ocupação x probabilidade de bloqueio[dS04]

Além de testar a probabilidade de bloqueio numa rede em anel, vamos verificar a relação entre a carga ofertada e a escoada nesta mesma rede. Porém, é assumido que a carga escoada é função da ofertada pela relação

$$A_{escoada} = A_{ofertada}(1 - p_b) \tag{3.7}$$

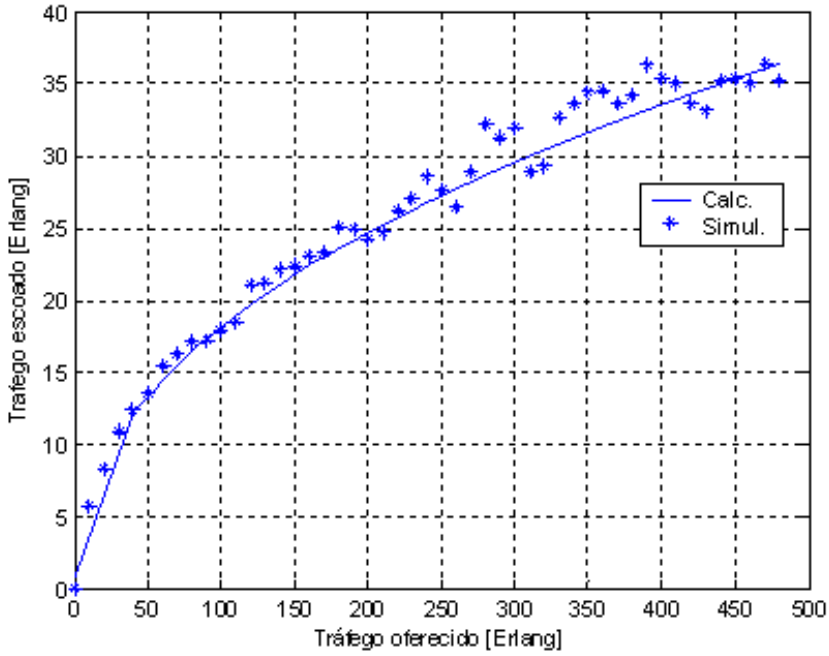
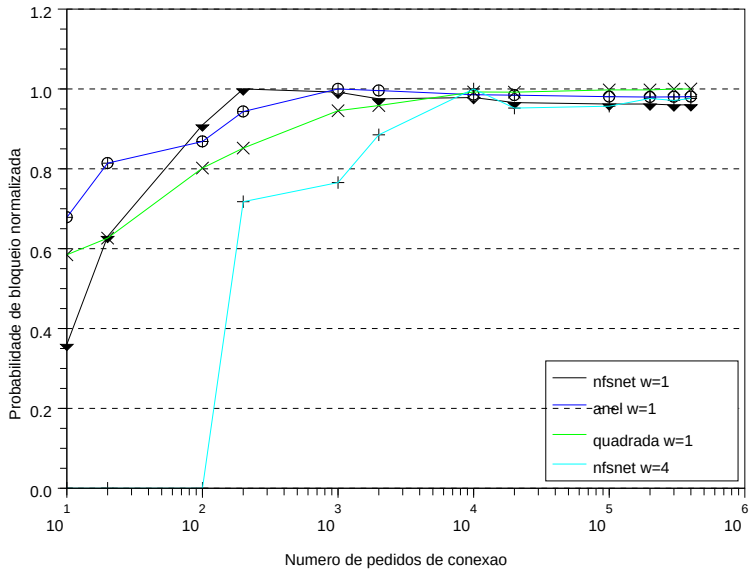


Figura 3.7: Probabilidade de bloqueio da rede em anel relativo ao tráfego oferecido[dS04]

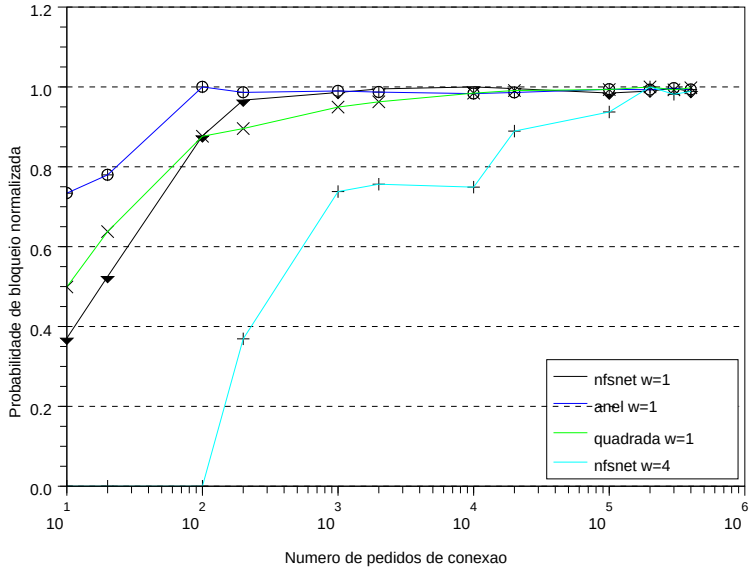
Observando graficamente essa relação na Fig. 3.7 vemos que o simulado aproxima-se bem do analítico, exceto por pequenas variações quando a carga total oferecida aproxima-se do limite de saturação da rede. Vale lembrar que os testes de validação foram feitos sobre uma rede de 60 nós para permitir maiores valores de H_{max}.

3.5 Convergência da Probabilidade de Bloqueio

Monitoramos o comportamento da probabilidade de bloqueio com o aumento do número de pedidos de conexão com o objetivo de verificar o número de pedidos de conexão que seriam necessários em nossa simulação. As redes testadas possuem apenas um comprimento de onda por enlace, exceto a rede NSFnet que tem duas versões (um e quatro comprimentos de onda). Configuramos o simulador para roteamento dinâmico e atribuição *first-fit*, uma duração média das conexões de $0.25s$. A carga total imposta foi de 15 Erl, o simulador pode calcular apenas um caminho de menor custo por demanda e não há divisão da conexão por múltiplos caminhos. É importante lembrar que o modelo descrito em [dSC06] é baseado no modelo de Erlang, que assume roteamento estático.



(a) Pedidos de conexão com durações exponenciais



(b) Pedidos de conexão com durações Pareto. $\alpha = 1.8$

Figura 3.8: Comportamento da probabilidade de bloqueio normalizada com o aumento dos pedidos de conexão. Carga de 15 Erl

Como nosso interesse é verificar a quantidade de pedidos ideal para a simulação, variamos esse valor e medimos a probabilidade de bloqueio para cada topologia. Ao obtermos os resultados, vimos que seria muito difícil lê-los num mesmo gráfico, pelo fato óbvio de que a rede NSFnet quase não apresenta bloqueio de conexões para 15 Erlangs de carga, ao passo que a rede em anel tem um alto índice de rejeição.

Explica-se isso pela diferença no grau de conectividade, definido aqui como o número de enlaces duplex que está ligados ao nó, ou o número de vértices ligados a uma aresta, em linguagem de teoria dos grafos. Enquanto o grau lógico médio da rede em anel é 2, da rede quadrada é 2.67, da rede NSFnet com um comprimento de onda é 2.86. Para conseguir verificar a convergência, foi necessário normalizarmos os resultados pelo valor máximo obtido para cada rede, isto é, as probabilidades de bloqueio obtidas para a rede em anel, foram normalizadas pelo bloqueio máximo e assim para as demais.

A Fig. 3.8(a) mostra estes resultados quando geramos os pedidos Poissonianos com durações exponenciais. A convergência se mostra a partir dos 10^4 pedidos gerados. Quando mudamos a retenção para Pareto, a convergência aparece a partir dos 10^5 pedidos. É importante lembrar que a probabilidade de bloqueio apurada é função do número de nós da rede e do número de enlaces da rede que são parâmetros determinísticos, porém, também é função do tempo de retenção das conexões que foram atendidas, do instante de chegada de cada pedido e do tempo de simulação que são processos estocásticos. Nas Fig. 3.8(a) e 3.8(b), a distribuição dos tempos inter-chegadas é exponencial e o tempo total de simulação é o mesmo cada cada número de pedidos. Assim julgamos que o bloqueio para pedidos Pareto ($\alpha = 1.8$) converge mais demoradamente, porque há uma maior variabilidade nas durações, ou seja, as que conseguem ser atendidas permanecem mais tempo, porém o tempo de simulação é o mesmo. O conjunto de pedidos de conexão exponencialmente distribuídos tem mais tempo de simulação para serem atendidos que os Pareto. É mais provável que uma conexão bloqueie recursos da rede por mais tempo no caso Pareto.

3.6 Conclusão

Uma vez que modelos analíticos que representem uma rede de comunicação com todas as suas peculiaridades é muito complexo de ser desenvolvido e que modelos reais são extremamente caros, a criação de um simulador possibilita o maior número de situações de teste com bastante flexibilidade, mesmo quando considerados os vários estados por que uma rede pode passar e todas as variáveis que precisam ser mantidas no decorrer da simulação. Claro que essas possibilidades de testes somente são possíveis depois de muito tempo de desenvolvimento e depuração do *software*. Sob este ponto de vista a validação é um passo fundamental para que este e outros trabalhos possam fundamentar-se no simulador.

Ao longo deste processo de desenvolvimento e depuração, verificamos que alguns ajustes precisavam ser feitos, como por exemplo, a criação de uma interface mais simples. Isto é muito desejável se nosso objetivo é o de que essa ferramenta seja usada mesmo por quem tem um mínimo conhecimento de programação.

Capítulo 4

Data-Grid Services: Redes Equivalentes

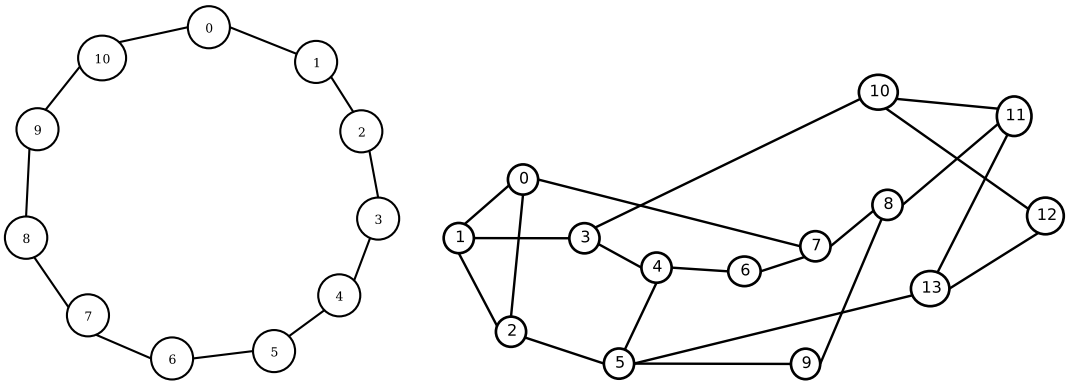
Este capítulo apresenta na seção 4.1 uma breve descrição da dinâmica de tráfego, das topologias de rede e do RWA usado no trabalho. Logo a seguir, na seção 4.2, apresentamos a metologia empregada para o estudo dos casos de equivalência. A expectativa de equivalência, e os resultados obtidos são apresentados na seção 4.3. Verificamos vantagens no uso da estratégia de equivalência que serão vistas na seção 4.4. Uma forma de compensar o usuário pelo prejuízo da proposta é apresentada na seção 4.5. Na seção 4.6 faremos as considerações finais sobre o trabalho, assim como delineamos possibilidades de continuação.

4.1 Dinâmica de Tarefas, Topologia e Roteamento em *Data Grid Services*

O cliente requisita um caminho óptico entre um par de nós fonte-destino para atender a uma tarefa, então, o algoritmo de RWA, que possui duas camadas, calcula, na primeira camada, todas as rotas possíveis, ordenadas pelo número de saltos. De posse dessa lista, a segunda camada testa a continuidade de comprimento de onda fim a fim considerando o estado atual de ocupação da rede. O resultado será o caminho óptico com o menor número de saltos (físicos), quando possível. A esse procedimento chamamos roteamento dinâmico com restrição de continuidade [YA]. Se houver comprimento de onda contínuo entre origem e destino, o caminho óptico será estabelecido e ficará ativo até o término da tarefa, caso contrário esta será bloqueada. Por isto, esta é uma rede com bloqueio. Os *transponders* que fazem a interface com a rede óptica da rede de referência operam a uma taxa determinística de C bps enquanto os *transponders* das redes sob teste operam a uma fração dessa

taxa. Testamos dois cenários, um com uma taxa de *C/4* bps e outra com *C/16* bps e medimos a quantidade de serviço $W(t)$, definida como a quantidade de bits escoados pelas redes no intervalo $[0, t)$ [BÖ01]. Chamaremos de rede equivalente aquela que, usando um número superior de comprimentos de onda, se aproximar da rede de referência em quantidade de serviço quando a rede atingir estado estacionário.

Os estudos de caso deste trabalho foram gerados sobre as redes em anel de 11 nós (Fig. 4.1(a)) e em malha de 14 nós (Fig. 4.1(b)), nas quais todos os nós são dotados de um OXC com tantos *transceptores* quantos são os comprimentos de onda disponíveis. Optamos por estas topologias, pois enquanto a rede em anel é bastante simples e cada nó tem apenas dois vizinhos, a rede em malha é mais conectada, permitindo maior quantidade de rotas alternativas e, conseqüentemente, que mais conexões sejam atendidas, embora assumimos que todos os nós têm igual chance de originar e receber tarefas, o que chamamos de **simetria de geração** de tráfego.



(a) Rede em anel (b) Rede em malha

Figura 4.1: Topologias estudadas

As requisições de tarefas são randômicas e dinâmicas. Isto significa dizer que o tempo é uma variável importante na nossa análise, uma vez que mediremos também o tempo de execução das tarefas. Formalmente, a i-ésima tarefa caracteriza-se pelo instante de chegada, a_i e pelo tamanho em número de bits n_i, logo $T = \{(a_i, n_i)|i \in [0, 1, 2 \ldots]\}$ é a lista de todas as tarefas que a rede deverá processar. O tempo entre chegadas é exponencialmente distribuído e as durações seguem a distribuição de Pareto com parâmetro de forma $\alpha = 1,7$, média $4s$ e variância para a rede de referência (que será posteriormente definida) conforme metodologia apresentada no capítulo 2.

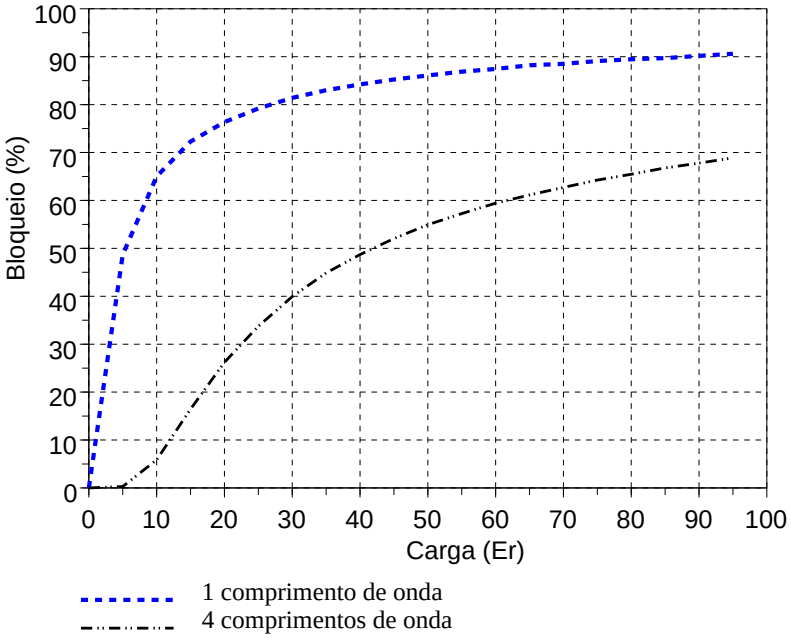
Uma das principais aplicações de *data grid* é a transferência de grandes volumes de dados entre servidores de domínios diferentes, seja para *backups*, ou mesmo para

disponibilizar dados em locais remotos. A rede funciona como um conjunto de processadores onde vários caminhos ópticos são ativados e desativados para prover serviço a uma demanda fonte-destino específica. Para ser atendida, essa demanda precisa encontrar pelo menos um comprimento de onda disponível durante todo o trajeto físico entre fonte-destino (lembrando que não há conversão de comprimento de onda).

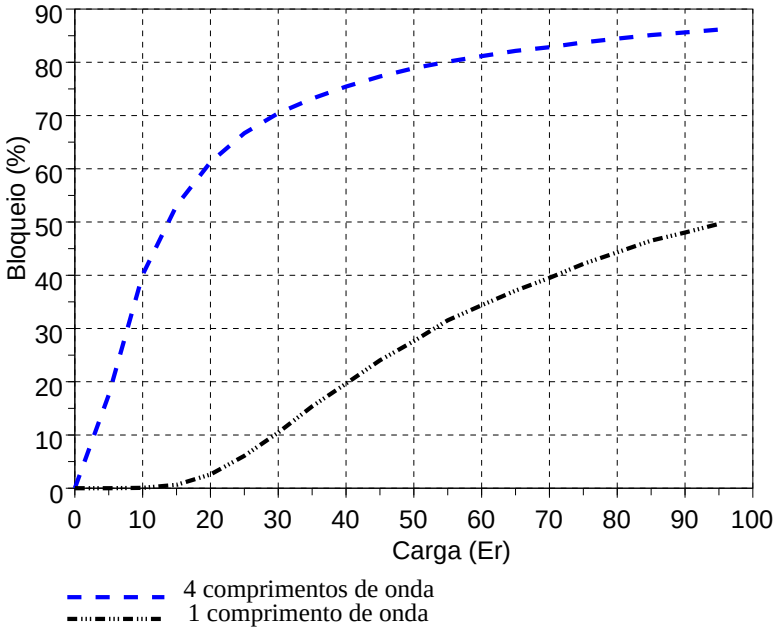
4.2 Metodologia

Com o propósito de verificar a equivalência entre a rede de referência e as redes de teste, tomamos as topologias da figura 4.1 e alteramos a quantidade de comprimentos de onda e a velocidade dos componentes de transmissão/recepção. A decisão sobre qual carga oferecer será feita com base na evolução da probabilidade de bloqueio vista na figura 4.2. Na figura 4.2(a), observamos que aos 10 Erl a rede em anel com 4 comprimentos de onda bloqueia apenas 5% das requisições de conexão feitas, já com 1 comprimento de onda, esse bloqueio é de 65%. Limitamos o bloqueio do sistema entre 5% na rede mais conectada (w=4) e 80% na rede menos conectada (w=1). O limite inferior do bloqueio deve-se à necessidade de explorarmos ao máximo a capacidade de vazão desta rede, uma vez que só desta forma seria possível descobrir uma rede equivalente. O limite superior foi assim definido já que, a partir dos 80% de carga oferecida a vazão tende a se estabilizar em valores inaceitáveis de operação de uma rede. Com base nestes limites observamos que para a rede em anel (Fig. 4.2(a)) a faixa de carga está entre 10 e 30 Erl e para a rede em malha (Fig. 4.2(b)) entre 20 e 50 Erl. Escolhemos para nossos testes 15 e 30 Erl, respectivamente.

Variamos o número de comprimentos de onda disponíveis nos sistemas para variar a capacidade de atendimento. Como as simulações foram feitas usando uma variável (duração) que tem um mau comportamento estatístico, foi necessário um conjunto grande de requisições. Simulamos 100.000 requisições conforme indicado pelo teste de estabilidade do capítulo 2, segundo o qual a média das durações já oscilava no entorno 4 segundos. Considera-se que todos os enlaces possuem o mesmo número de comprimentos de onda.



(a) Rede em anel de 11 nós



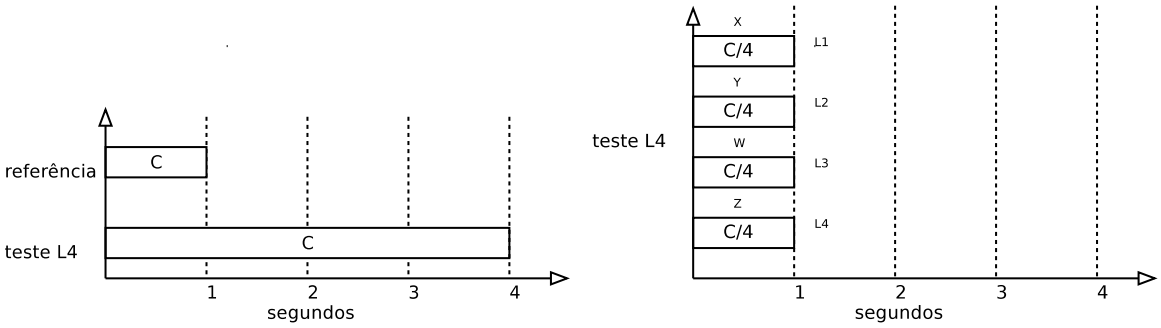
(b) Rede em malha de 14 nós

Figura 4.2: Carga X bloqueio

4.3 Equivalência de serviço: velocidade do transponders vs. número de comprimentos de onda

Para ambas as topologias definimos a rede de referência R, que utiliza *transponders* com taxa $C_R = C$ bps e duas variantes quanto à velocidade dos *transponders* como redes de teste, que chamaremos de *L4* e *L16*: a primeira com taxa de $C_{L4} = C/4$ bps e a segunda com $C_{L16} = C/16$ bps. A métrica de comparação é a quantidade de serviço $W(t)$, ou seja, o volume de bits transportados pela rede durante o intervalo $[0, t]$. Desse modo temos para nossas três redes $W_R(t)$, $W_{L4}(t)$ e $W_{L16}(t)$. A maior parte das nossas análises será feita para a rede *L4* e caso haja alguma diferença em relação a rede *L16*, haverá ressalva.

A figura 4.3(a) mostra uma tarefa de C bits sendo tratada pela rede de referência R, onde permanece por 1s e pela rede de teste *L4* onde permanece 4s. Ambos os sistemas tem apenas um comprimento de onda, mas se a rede *L4* tiver mais é possível crer que ela será capaz de prover mais serviço. Assim, a questão que nos propomos a responder é quantos serão os comprimentos de onda necessários. Com base na figura 4.3(b), previmos que se o sistema *L4* dispuser de quatro comprimentos de onda (L_1, L_2, L_3 e L_4), quatro diferentes tarefas com C/4 bits serão processadas em 1 segundo, atingindo assim, um nível de equivalência com a rede de referência. Considere que as quatro tarefas (X, Y, W e Z) têm aproximadamente o mesmo tamanho. A rede que tem o número mínimo de comprimentos de onda, chamamos rede equivalente mínima ou **sistema equivalente mínimo**.



(a) Redes referência e *L4* servindo uma tarefa de C bits

(b) Rede *L4* servindo 4 tarefas distintas

Figura 4.3: Previsão do sistema equivalente mínimo

Note que este conceito de redes equivalentes pode ser tomado também do ponto de vista econômico (relação de custo dos transceptores), mas o critério técnico deve ser o primeiro degrau. Assim definimos uma quantidade de serviço relativa para

melhor representação gráfica:

$$Z_{Lx} = \frac{W_{Lx}(t)}{W_{R(t)}}, \text{ onde } x = 4 \text{ ou } 16 \tag{4.1}$$

$Z_{Lx} < 1$ Implica que as tarefas na rede de referência tendem a sair do sistema mais rapidamente. Note que Z_{Lx} é menor que 1 no início de operação da rede.

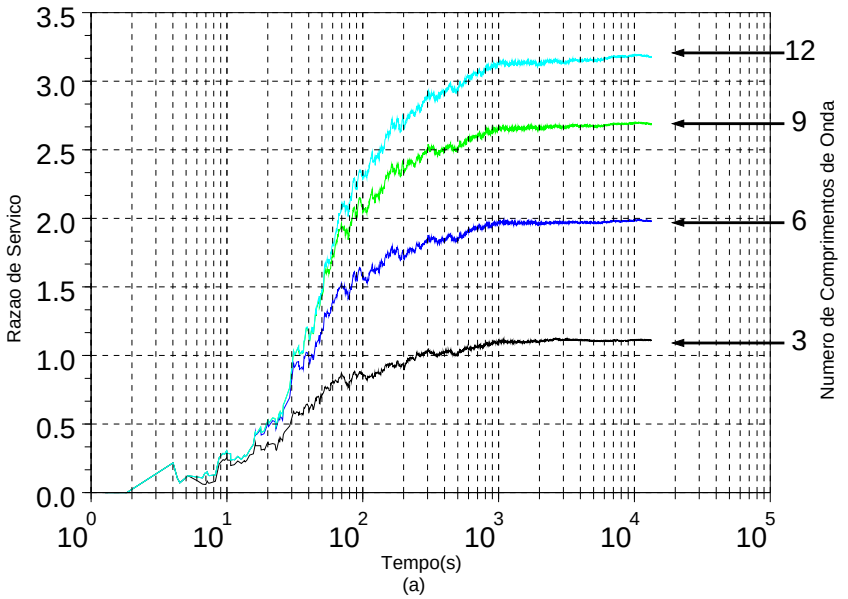
$Z_{Lx} = 1$ Indica que foi encontrada uma equivalência, isto é, o número de comprimentos de onda utilizados na rede de teste comporta a mesma quantidade de bits que a rede de referência.

$Z_{Lx} > 1$ A rede de teste pode ter recursos (comprimentos de onda) excedentes e isso leva a uma razão maior que a unidade. Não interessa neste trabalho sistemas onde $Z >> 1$, pois isto implicaria custos além da necessidade para atingirmos a equivalência.

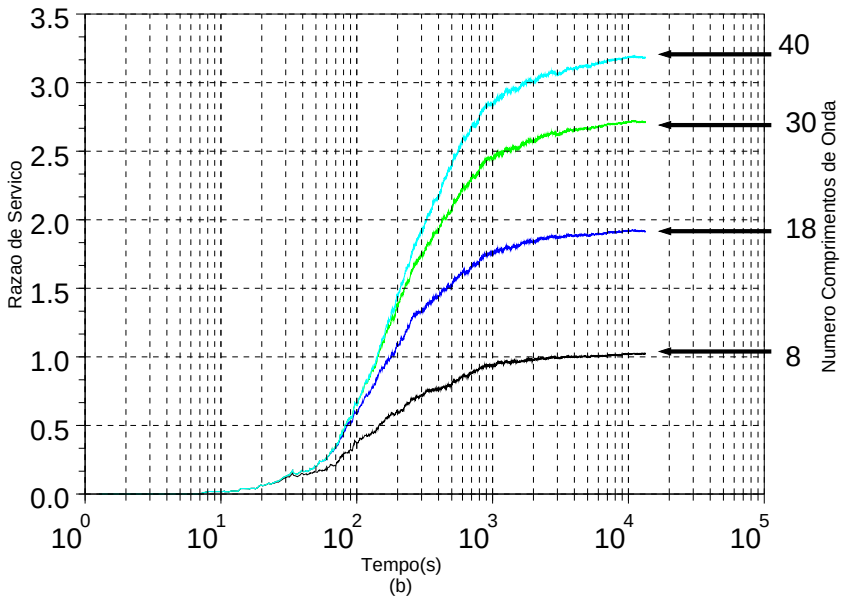
Para chegarmos às equivalências, fixamos o número de comprimentos de onda na rede de referência e variamos este número nas redes *L4* e *L16*. A figura 4.4 mostra as equivalências para a rede em malha. A Fig. 4.4(a) mostra a razão da quantidade de serviço considerando-se que a rede de referência tenha 1 comprimento de onda por enlace, a rede *L4* com 3, 6, 9 e 12. Já a Fig. 4.4(b), mostra a mesma razão, porém para a rede *L16* com 8, 16, 24 e 32 comprimentos de onda por enlace. Nestas figuras identificamos o sistema equivalente mínimo: 1 para 3 e 1 para 8 nas figs. 4.4(a) e 4.4(b) respectivamente.

Observe uma das relações equivalentes para analisarmos o comportamento da curva. Quando a rede *L4* tem 3 comprimentos de onda (Fig. 4.4(a)) verificamos nitidamente 3 trechos: No primeiro, até, aproximadamente, 300s a rede R provê serviço a uma taxa maior que a rede *L4*, logo a razão é menor que 1. Isso deve-se, evidentemente, a maior rapidez com que as tarefas são escoadas na rede R. Porém, a rede *L4* possui maior capacidade de absorver pedidos de conexão (por ter mais comprimentos de onda) enquanto tarefas começam a ser rejeitadas à medida que a rede R vai sendo ocupada, o que reduz a sua taxa de vazão e conseqüentemente $W_R(t)$. No segundo trecho, limitado entre 300 e 1000s, a rede *L4* já começa a prover mais serviço elevando a razão Z acima de 1. Todavia, as tarefas admitidas ocupam recursos da rede por 4 vezes mais tempo em *L4*, resultando em pequenas oscilações da razão de serviço. Porém, a partir dos 1000s o balanço entre mais recursos de *L4* e mais velocidade de R faz com que a razão de serviço atinja o regime estacionário.

Análise semelhante pode ser feita para a equivalência com o sistema *L16* (Fig. 4.4(b)), que ultrapassa a referência a partir de 2000s. Esse atraso no cruzamento da razão de serviço da Fig. 4.4(b) é esperado pela relativa diferença de tempo na finalização das tarefas entre os dois sistemas. A rede em anel apresentou gráficos extremamente semelhantes a estes e por isto foram omitidos.



(a) Sistema *L4*



(b) Sistema *L16*

Figura 4.4: Razão da quantidade de serviço provida pelos sistemas teste e referência para L=(1,2,3,4). Rede malha de 14 nós

Com base na Fig. 4.4, concluímos que o sistema com três comprimentos de onda por enlace cujos *transponders* funcionem a 1/4 da taxa da rede R apresenta quantidade de serviço ligeiramente acima da quantidade global prestada pela rede de referência em regime estacionário de funcionamento. A equivalência esperada seria de 1 para 4 (ver figs. 4.3), portanto, observamos que houve uma economia média de 1 transceptor por nó para prover o mesmo valor médio de serviço. Explica-se isto pela multiplexação espacial de tarefas, isto é, na medida em que temos mais comprimentos de onda disponíveis, a possibilidade de acomodarmos mais tarefas compartilhando (multiplexando) enlaces aumenta. Em um sistema com poucos comprimentos de onda é maior o descarte de tarefas. Como estamos comparando sistemas com diferentes comprimentos de onda, esse compartilhamento, possibilitado pelo sistema WDM, melhora a utilização relativa da rede.

Estudamos ainda, situações em que a rede de referência tem mais que um comprimento de onda para encontrarmos outros níveis de equivalência. As tabelas 4.1 e 4.2 resumem os resultados encontrados para as redes anel e malha, respectivamente.

Na tabela 4.1 apresentamos os sistemas mínimos equivalentes para a rede em anel. Com 1 comprimento de onda na referência, esperava-se que, no mínimo, 4 suprissem a mesma quantidade de serviço, no entanto apenas 3 foram necessários, isto é, uma economia de 1 comprimento de onda, ou 25%, com visto na Fig. 4.4. Note que a relação de 3 para 1 se mantém na tabela, ou seja, quando a referência tem 2 comprimentos de onda, a rede *L4* tem 6 e assim sucessivamente. Para a rede *L16*, quando o conjunto esperado era de 16 comprimentos de onda, apenas 8 foram suficientes, gerando uma economia de 50%.

O sistema equivalente para rede em malha (exposto na tab. 4.2) também apresenta uma economia de 25% no caso da rede *L4* e uma economia um pouco menor para rede *L16*, se comparada à rede em anel. Apenas 40%. Isso ocorre porque para a rede em malha o acréscimo de um comprimento de onda não tem o mesmo impacto no número de atendimentos, que para uma rede em anel. De qualquer forma, a rede *L16* tanto na topologia anel quanto malha, apresenta um ganho maior.

Embora a quantidade de serviço global seja conservada do ponto de vista individual, cada usuário vê suas tarefas sendo executadas mais lentamente (4 ou 16 vezes) que na rede de referência. E isto pode ser uma grande desvantagem das redes equivalentes. Todavia, a diminuição do *overhead* de estabelecimento da conexão, e a estratégia de uso de *multiple streams* servindo os usuários, pode reduzir esta diferença como exposto nos tópicos a seguir.

Tabela 4.1: Equivalência entre a rede de referência e a rede de testes. Rede em Anel de 11 nós

R(λ)	L4(λ)			L16(λ)		
	Esperado	Obtido	Ganho(%)	Esperado	Obtido	Ganho(%)
1	4	3	25	16	8	50
2	8	6	25	32	17	47
3	12	9	25	48	27	44
4	16	12	25	64	37	42

Tabela 4.2: Equivalência entre a rede de referência e a rede de testes. Rede em Malha de 14 nós

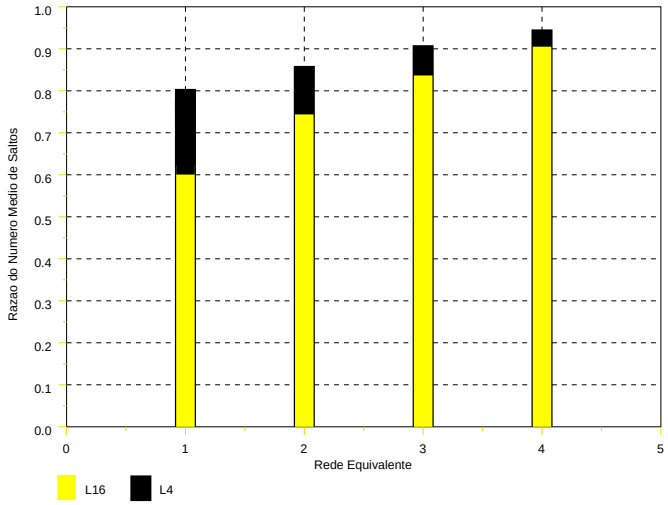
R(λ)	L4(λ)			L16(λ)		
	Esperado	Obtido	Ganho(%)	Esperado	Obtido	Ganho(%)
1	4	3	25	16	8	50
2	8	6	25	32	18	44
3	12	9	25	48	30	38
4	16	12	25	64	40	38

4.4 Impacto do Uso de *Transponders* mais Lentos Sobre o Estabelecimento da Conexão

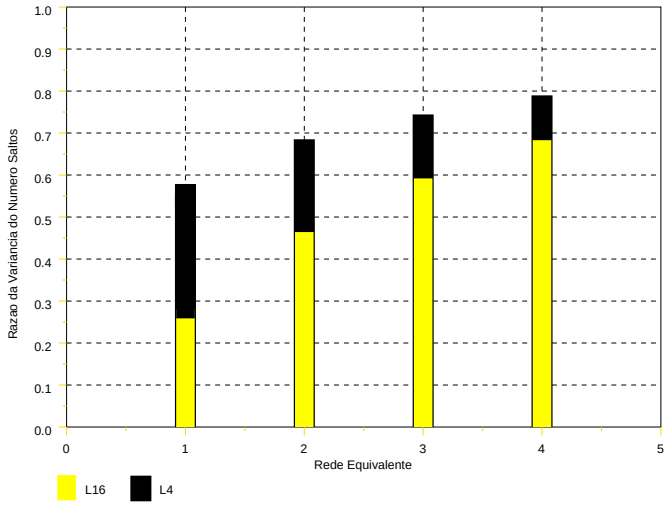
O tempo de estabelecimento de um caminho óptico visto por um cliente é composto por:

1. quantidade de informação que deve ser recolhida pelo RWA;
2. tempo de processamento dos algoritmos;
3. volume de sinalização entre o plano de controle e os OXCs para ativação de um comprimento de onda no caminho escolhido e
4. tempo de guarda para a estabilização do sinal nos vários elementos fotônicos (como amplificadores, chaves ópticas nos OXCs, etc) ao longo do caminho óptico.

Com isso, quanto menor o número de saltos necessário ao estabelecimento desse caminho, menor deve ser o *overhead* que o cliente percebe em função da redução dos tempos listados acima. Uma vez resolvido o problema de implantação de um sistema equivalente, passaremos a verificar uma forma de reduzir o tempo de estabelecimento da conexão com, o objetivo de reduzir para o cliente o tempo total da tarefa.



(a) Razão para o número médio de saltos



(b) Razão para a variância dos saltos

Figura 4.5: Comparação entre as redes equivalentes quanto a média e variância do número de saltos para rede em anel. *L4* barra escura; *L16* barra clara

Considere que há uma variável aleatória Nh que representa o número de saltos de cada conexão estabelecida e que $\overline{Nh^a_{L4}}$ e $VAR(Nh^a_{L4})$ sejam a média e a variância do número de saltos na rede em anel para o sistema *L4*. Considere ainda os respectivos análogos para a rede em malha, o sistema *L16* e a rede de referência. A Fig 4.5(a) exibe as razões entre o número médio de saltos na rede *L4* e a rede referência e entre a rede *L16* e a referência conforme a eq. 4.2. E a Fig. 4.5(b), exibe a relação da eq. 4.3.

$$
\begin{aligned}
R_{L4}^{(media)} &= \overline{Nh_{L4}^{a}}/\overline{Nh_{R}^{a}} \\
R_{L16}^{(media)} &= \overline{Nh_{L16}^{a}}/\overline{Nh_{R}^{a}}
\end{aligned}
\tag{4.2}
$$

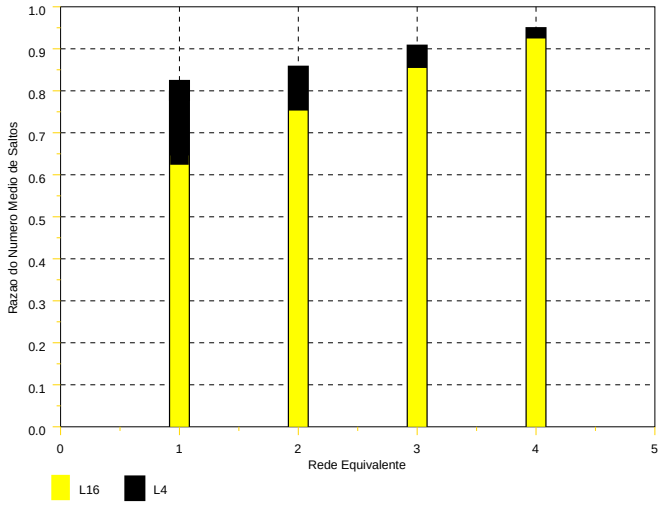
$$
\begin{aligned}
R_{L4}^{(var)} &= VAR(Nh_{L4}^{a})/VAR(Nh_{R}^{a}) \\
R_{L16}^{(var)} &= VAR(Nh_{L16}^{a})/VAR(Nh_{R}^{a})
\end{aligned}
\tag{4.3}
$$

A barra escura, corresponde à rede *L4* e a barra clara à rede *L16*. No eixo x vemos o número de comprimentos de onda usados na rede de referência, correspondentes às linhas das tabs. 4.1 e 4.2, portanto, lembre-se que a quantidade de comprimento de onda nas rede de teste não são 1, 2, 3 e 4. Há uma expectativa de diminuição no *overhead* do tempo de estabelecimento em função do menor número médio de saltos. Ao analisar onde $x = 1$, vemos que na rede *L4* o caminho médio é 20% menor que na rede de referência, e na rede *L16*, 40% menor. Esta diferença entre as redes teste *L4* e *L16* justifica-se pela maior quantidade de comprimentos de onda (3 contra 8, respectivamente). Ao caminharmos para a direita no eixo x, vemos que a razão tende a 1 para ambas as redes. Quando a capacidade de atendimento da rede de referência aumenta, há uma tendência natural das conexões se completarem com o menor número de saltos possível, portanto a média tende a este número e a variância tende a diminuir.

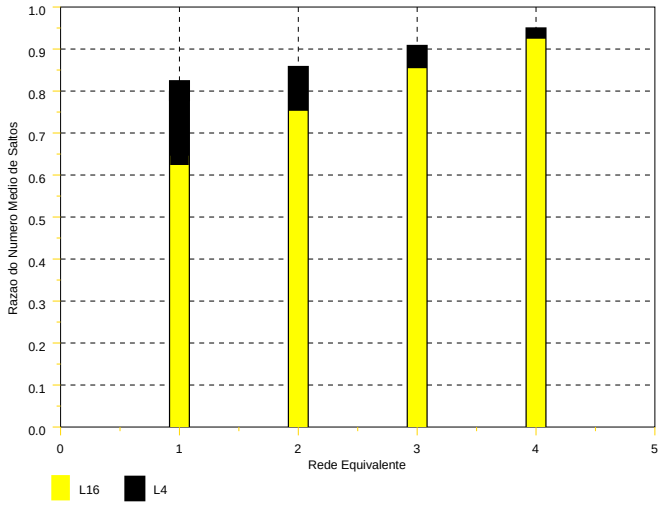
Na figura 4.5(b), observa-se que a variância também reduz-se em relação à referência, e isto significa, na prática, que o número de saltos fica muito mais próximo da média e oscila relativamente pouco em comparação com a rede de referência. Resumidamente, temos sistemas equivalentes com o número médio de saltos e a variância menor, ou seja, sistemas mais estáveis.

Resultados semelhantes são obtidos para a rede em malha apresentados na Fig. 4.6. Voltando a analisar apenas a primeira equivalência, vemos que para esta topologia, a rede *L4* consegue estabelecer caminhos ópticos 15% menores e a rede *L16* 25% menores. A variância também é menor para as redes de teste. Mas como a rede em malha oferece mais alternativas de caminho, notamos que o melhor caso da rede em malha é pior que o pior caso da rede em anel.

Tempo médio de estabelecimento das conexões, assim como o tempo médio de execução das tarefas e suas respectivas variâncias, são requisitos de qualidade de serviço (QoS) ligados diretamente à relação do cliente com a rede e podem ser



(a) Razão para o número médio de saltos



(b) Razão para a variância dos saltos

Figura 4.6: Comparação entre as redes equivalentes quanto a média e variância do número de saltos para rede em malha. *L4* barra escura; *L16* barra clara

fundamentais quando lidamos com tarefas com alta variabilidade (i.e. distribuição de Pareto). Assim sendo, aproveitaremos a capacidade da rede em prover vários caminhos ópticos a cada demanda para dividi-la sempre que possível em múltiplas rotas (*multiple streams*). Caso isto seja possível, espera-se que uma tarefa dividida em 4 no sistema *L4*, por exemplo, seja executada no mesmo tempo que no sistema referencial. É sobre esse tema que trata a próxima seção.

4.5 A Estratégia de *Multiple Streams* no Tempo de Execução e na Probabilidade de Recusa das Tarefas

As redes equivalentes trabalham com *transponders* com mais baixa taxa, e portanto, cada tarefa experimenta um tempo maior de execução. Visando reduzir esse tempo, oferecemos agora um grupo de caminhos ópticos aos clientes, supondo que as tarefas possam ser divididas, como, por exemplo, dividir o *backup* de uma base de dados em grupos de arquivos com tamanhos semelhantes . A figura 4.3 ajuda a entender este conceito. Suponha que exista uma tarefa de C bits no total para ser atendida. Se a rede *L4* for capaz de prover quatro caminhos ópticos para o cliente, será possível atender C bps, igualando o tempo de execução da rede de referência. Da mesma forma, uma tarefa de C bits na rede *L16* será executada em 1s se dividida em 16 caminhos simultâneos.

Executar uma tarefa mais rapidamente significa que os recursos alocados a ela serão liberados mais rapidamente, o que pode contribuir positivamente para aceitação de tarefas futuras. Porém, ao adotarmos alguma estratégia que implique alocação de mais recursos por tarefa estaremos contribuindo negativamente para aceitações futuras. Portanto, há um fator positivo e outro negativo na estratégia de aprovisionamento de múltiplos caminhos. Por isto é necessário encontrar uma relação de compromisso que atenda ao cliente da i-ésima tarefa e aos clientes futuros. Interessa-nos, neste ponto do trabalho, diminuir o tempo de execução, porém sem aumentar significativamente a taxa de bloqueio da rede. Para isto usaremos a estratégia de dividir uma tarefa em vários caminhos ópticos chamada em *data-grid services* de *multiple stream*.

Como as redes equivalentes são assim chamadas por terem a capacidade de escoar a mesma quantidade de bytes que as redes de referência, optamos por usar estas últimas no teste com a estratégia dos *multiple streams*. Segundo nossa análise, se houver algum ganho no tempo de execução das tarefas oferecidas a uma rede referencial, haverá um ganho semelhante nas redes equivalentes.

Na figura 4.7 observamos o comportamento do tempo médio de execução das tarefas com o aumento do número máximo de caminhos ópticos disponíveis. Para obtermos estes resultados, tomamos os extremos de conectividade das redes de referência, isto é, a rede anel com apenas um comprimento de onda e a rede em malha com quatro comprimentos de onda e permitimos ao RWA encontrar infinitos

caminhos alternativos. Porém, dentre os que foram efetivamente encontrados disponíveis, dividimos as tarefas em apenas $n = [1, 2, \ldots, 12]$. É importante lembrar que o cálculo de infinitos caminhos ou a divisão da tarefa é apenas autorizativo, uma vez que, a rede é dinâmica, e que, por isso, os caminhos ópticos entre fonte-destino, podem estar ocupados de forma que não seja possível dividir a tarefa em n caminhos diferentes. No caso da rede em malha com 4 comprimentos de onda verificamos um decréscimo no tempo médio que se estabiliza a partir da divisão das tarefas por 9 caminhos alternativos. Esta estabilização deve-se à impossibilidade de a tarefa ser efetivamente dividida, uma vez que a rede está ocupada com outras conexões em andamento.

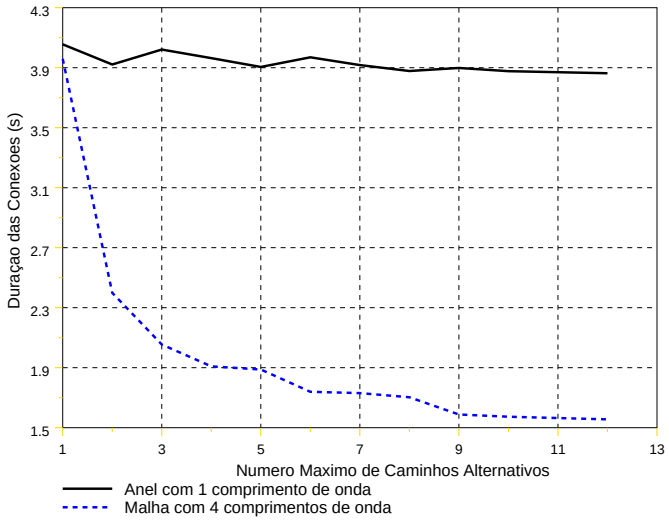


Figura 4.7: Duração Média das Tarefas X Quantidade Máxima de Caminhos Ópticos

Como esperado, para a rede em anel não notamos qualquer variação da duração média das tarefas, o que se explica pela baixa conectividade do sistema. Não adianta permitir que a tarefa seja dividida quando um nível de ocupação é alto e não há alternativas de caminhos. Já a rede em malha, apresenta significativa redução. Observamos que o tempo caiu dos 4s para 1,7, ou seja, uma redução de 57,5%. A partir disso, pode se concluir que em uma rede mais conectada faz diferença uma política diferenciada de roteamento das tarefas. Como essas topologias representam redes com graus de conectividade bem diferentes entre si, supomos que os ganhos de duração e bloqueio para outras configurações terão valores intermediários.

Conforme observado no início da seção, o uso de *multiple streams*, implica tarefas sendo executadas mais rapidamente, porém, ocupando mais recursos, ou seja, um

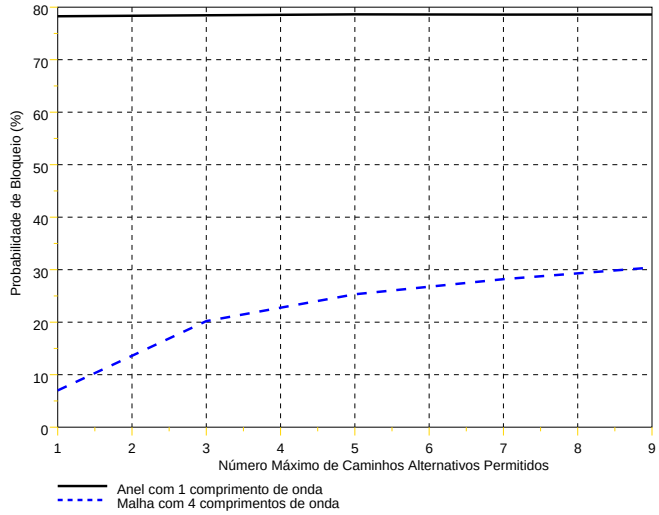


Figura 4.8: Probabilidade de recusa X quantidade máxima de caminhos ópticos

Tabela 4.3: Utilização dos caminhos permitidos X Número de caminhos permitidos. Rede em malha

	número de caminhos alternativos permitidos								
	1	2	3	4	5	6	7	8	9
1	**1.00**								
2	0.20	**0.80**							
3	0.22	0.16	**0.62**						
4	0.24	0.16	0.10	**0.51**					
5	0.24	0.15	0.09	0.07	**0.46**				
6	0.25	0.15	0.09	0.06	0.05	**0.41**			
7	0.24	0.14	0.07	0.06	0.05	0.04	**0.41**		
8	0.23	0.14	0.07	0.06	0.04	0.04	0.03	**0.39**	
9	0.23	0.13	0.07	0.05	0.04	0.04	0.03	0.03	**0.39**

aspecto positivo e outro negativo para as admissões futuras. Na figura 4.8, vemos que para a rede em anel, como esperado, não há variação do bloqueio. Porém, para a rede em malha houve uma variação de 10% para 30% de requisições bloqueadas, mostrando que o aspecto negativo dessa política prevalece quando dividimos a tarefa em muitos caminhos alternativos. Cruzando os dois resultados vemos que ao permitirmos 2 caminhos alternativos, a duração cai para $2,3$ segundos (Fig. 4.7) e a probabilidade de bloqueio sobe em apenas 5% (Fig. 4.8), ou seja, há uma redução considerável na duração média com um pequeno acréscimo no bloqueio.

Para investigar mais de perto o que ocorre com os caminhos ópticos na rede em malha, tabelamos os percentuais das conexões completadas divididas em *multiple*

streams. Na tabela 4.3, as colunas representam o número máximo de caminhos permitidos, as linhas, em quantos caminhos a conexão foi dividida e as células, o percentual. Por exemplo, na linha 4 foi permitido que cada tarefa fosse dividida em 4 caminhos alternativos. Com isso 24% das requisições conseguiram 1 caminho, 16% conseguiram 2, 10%, 3 e 51% conseguiram 4 caminhos alternativos. Ao acompanharmos a tabela, verificamos que quanto mais se permite que uma conexão seja dividida, mais ela será, ou seja, a maior parte as conexões estabelecidas divide-se na maior quantidade de caminhos possível. Isso implica uma redução do tempo de execução conforme visto na Fig. 4.7, mas impacta negativamente no bloqueio conforme a Fig. 4.8, uma vez que ao ocupar mais caminhos impede que novas conexões sejam estabelecidas, ou seja, há um impacto futuro.

4.6 Conclusão

Neste capítulo propomos uma metodologia para comparação de aspectos técnicos em projeto de redes ópticas dinâmicas para *data grid service* e identificamos redes equivalentes do ponto de vista da quantidade de serviço global instantâneo escoado. Por exemplo, pode-se obter uma rede com uma taxa de *Cbps* usando-se *transponders* com C/4 da taxa desde que tal rede tenha capacidade de comutar pelo menos 3 comprimentos de onda. É bom ressaltar que as redes equivalentes foram encontradas para uma carga oferecida de de 15 Erl (anel) de 30 Erl (malha) e, portanto, outros níveis de equivalência podem ser diferentes para outras cargas. A distribuição espacial do tráfego, pode afetar os ganhos de multiplexação obtidos nas redes equivalentes.

Embora o tempo de execução visto pelos clientes possa ser negativamente impactado, o *overhead* das redes com *transponders* mais lentos pode ser diluído (especialmente num cenário de tarefas seguindo uma distribuição de cauda pesada). Deve-se isto a uma redução significativa no número médio de saltos necessários para se completar as tarefas, bem como da sua variância, o que reforça a solução por meio de redes equivalentes com mais comprimentos de onda. Todavia, a opção de *multiple streams* não se mostrou muito vantajosa do ponto de vista nem dos clientes (não houve redução drástica no tempo médio de execução das tarefas), nem da rede (não houve significativa redução na probabilidade de recusa das tarefas).

Do ponto de vista econômico, o balanço entre CAPEX(custo de capital - valor dos equipamentos ópticos envolvidos) e OPEX(custo operacional - no nosso caso,

basicamente os tempos de estabelecimento e de serviço das tarefas) dos sistemas equivalentes será preponderante na escolha da rede a ser implantada[GR04]. Por exemplo, a rede *L16* com 40 comprimentos de onda pode ter menor custo de capital por usar *transponders* com uma taxa menor, porém, pode ter um custo de operação maior pelo elevado número de pontos de comutação no OXCs, quando comparada a uma rede *L4* com 3 comprimentos de onda.

Capítulo 5

Conclusão e Trabalhos Futuros

5.1 Sumário

No cap. 1 discutimos brevemente alguns aspectos referentes as redes de comutação de pacotes, sua evolução, e sua possível substituição pelas redes WDM em núcleos de rede. A seguir, discutimos aspectos tecnológicos da implantação de tais redes e contextualizando o presente trabalho, num cenário onde as transferências de grandes volumes de dados em *grid* mostra-se como o próximo passo da computação distribuída. Conceituamos termos como caminho óptico, redes dinâmicas e plano de controle.

Discutimos no cap. 2 as falhas no modelo de tráfego telefônico quando aplicado ao tráfego de dados, uma vez que este último é fortemente influenciado pelas conexões automáticas e pelos tamanhos dos objetos trocados. No entanto, para chegarmos a esta conclusão foi necessária a construção de uma ferramenta de monitoramento de tráfego simples e capaz de agregar os pacotes em conexões. O projeto deste *software*, também tratado neste capítulo, considerou que cada conexão é formada pelas sessões TCP entre origem e destino. Desta forma, o monitor de tráfego, precisa estar atento aos pacotes que circulam na rede para determinar os que iniciam, finalizam ou simplesmente pertencem a uma conexão já em andamento. Uma vez coletados, os traços de tráfego passaram por uma análise de estacionariedade que indicou quais trechos seriam usados na determinação de algumas características estatísticas relevantes como a distribuição de probabilidade, os parâmetros de auto similaridade e correlação de longa duração. Os processos de interesse (chegadas e durações) mostram-se do tipo Pareto, mas dada as aplicações práticas em *data-grids* optamos por simular tempos entre chegadas exponencialmente distribuídas e apenas a durações com características de distribuição de cauda pesada. Durante o processo de simulação as durações foram substituídas pelo número de bytes trocados por

causa da independência desta variável de fatores como a competição por banda e os gargalos dos equipamento.

Após obtermos os parâmetros de distribuição dos processos de chegadas e durações das conexões, foi necessária a construção de um programa capaz de simular o comportamento da rede óptica. Os principais conceitos e aspectos de projeto deste simulador foram descritos no cap. 3. Os custos de se analisar uma rede óptica real e os desafios da criação de um modelo analítico foram os principais motivadores da criação de um programa capaz de gerar informações variadas da rede como probabilidade de bloqueio, número de saltos médio e ocupação média dos enlaces. Além disso, um simulador é mais flexível na mudança de parâmetros de entrada e na captação de outros resultados, se necessário. Este capítulo ainda tratou da validação do simulador e quantificou o número de tarefas necessárias à simulação por meio da análise da convergência da probabilidade de bloqueio.

Com o simulador foi possível estabelecer uma rede referencial em termos de quantidade de bytes transferidos e, a partir desta rede, testar a possibilidade de equivalência com redes cuja quantidade de *transponders* utilizada seja menor (diminuindo o seu custo de implementação). Esta foi a primeira análise feita no cap. 4. Ao verificarmos que é possível uma equivalência, percebemos que:

- Ao implementar uma rede com mais *transponders*, é possível estabelecer conexões com menos saltos, em média, o que reduz o seu tempo de permanência no sistema, já que um dos componentes do tempo de estabelecimento está relacionado com a reconfiguração dos equipamentos ópticos;

- Porém, o tempo de transferência da conexão obviamente aumenta, (lembrando que os *transponders* são mais lentos)

A forma de minimizar este problema foi a estratégia de dividir as conexões estabelecidas em *multiple streams*, ou seja em caminhos ópticos distintos, onde todas as partes têm aproximadamente o mesmo tamanho. Ao medirmos tempo de transferência e a probabilidade de bloqueio considerando esse novo cenário, procuramos verificar o impacto desta estratégia no presente e no futuro da rede, ou ainda, para cada conexão e para o conjunto de todas as conexões. Vimos que para redes pouco conectadas, não há grande variação em nenhuma das variáveis de interesse, ao passo que para redes mais conectadas há uma redução significativa no tempo de transferência acompanhada de um aumento da probabilidade de bloqueio. Explica-se: o tempo de transferência se reduz, porque as conexões estabelecidas tendem a ocupar

o máximo de caminhos disponíveis, mas isso implica mais recursos consumidos, o que impede que novas conexões se estabeleçam.

5.2 Trabalhos Futuros

A continuação desse trabalho deve abordar outras questões de qualidade de serviço como comparação de confiabilidade entre as redes equivalentes, estimativa dos demais componentes do tempo de estabelecimento do caminho óptico para um cálculo mais preciso do *overhead*. Também poderão ser investigadas:

- A adoção de políticas de enfileiramento e de agendamento de tarefas a fim de possibilitar o atendimento de mais pedidos de conexão.
- O comportamento das redes equivalentes considerando não mais uma rede dinâmica, mas uma rede estática com matriz de tráfego assimétrica.
- A análise econômica com cenários de relação de custo entre transceptores WDM que poderão ser adotados na montagem da rede.
- Outras políticas de atribuição de comprimento de onda e de roteamento, como atribuições dinâmicas e roteamentos que considerem outros critérios de menor caminho.

No que tange às ferramentas desenvolvidas, uma possibilidade de evolução do monitor de tráfego é a sua implementação com mais de uma *thread*, ou seja, a criação de pelo menos dois processos: um capaz de monitorar a interface de rede e outro para pesquisar os pacotes na lista de conexões ativas. Esta separação tornaria quase nula a perda de pacotes. Uma outra possibilidade é a conjugação de ferramentas gráficas para análise dos traços no próprio monitor de tráfego, tornando-o mais independente de outros aplicativos. Pode-se ainda sugerir o uso *on line* do monitor, o que permitiria que o programa fosse, não apenas um coletor de conexões, mas também uma ferramenta de monitoramento das atividades dos usuários na rede, servindo aos propósitos de controle de uso da internet.

No caso do simulador, pode ser agregado um gerador de grafos para criação das topologias com a possibilidade de edição das características de cada enlace. Além disso, uma interface que possibilite editar livremente as opções de tipos de roteamento, de modo atribuição de comprimentos de onda, de distribuição dos processos

de chegadas (com edição dos parâmetros específicos), de quantidade máxima de caminhos calculados, da carga oferecida e dos demais parâmetros de simulação. Isso dispensaria o usuário do conhecimento de programação para usar as funcionalidades já existentes. A inclusão e validação de mais módulos que permitam enfileiramento, políticas de agendamento, restrições de camada física, tempos de reconfiguração dos equipamentos e outros referentes ao estudo de redes ópticas.

Referências Bibliográficas

[Ada97] Abdelnaser Adas. Traffic models in broadband networks. *IEEE Communications Magazine*, pages 82–89, Julho 1997. Online em http://citeseer.ist.psu.edu/adas97traffic.html.

[AdCOS06] Renato T. R. Almeida, Luiz C. de Calmon, Elias Oliveira, and Marcelo E. V. Segatto. Design of virtual topologies for optical networks through an efficient MILP formulation. *Optical Switching and Networking*, 3:2–10, Dezembro 2006.

[ANA98] ANATEL. Plano geral de metas de qualidade para o serviço telefônico fixo comutado. Resolução Agência Nacional de Telecomunicações No 30, junho 1998. Publicado no DOU em 29/06/1998.

[Bat06] Daniel Macedo Batista. Engenharia de tráfego multi-camada para grades, 2006. Dissertação de Mestrado.

[BÖ01] Josep M. Blanquer and Banu ÖzDen. Fair queueing for aggregated multiple links. In *2001 SIGCOMM conference*, volume 31, pages 189 – 197, San Diego, CA, USA, Outubro 2001.

[CB95] Mark E. Crovella and Azer Bestavros. Explaining world wide web traffic self-similarity. Technical Report TR-95-015, Boston University, Outubro 1995.

[CB03] L.C. Cieutat and L.N. Binh. Routing and wavelength assignment in GMPLS-based DWDM optical networks. Technical Report MECSE-20-2003, Monash University, Outubro 2003.

[CLRS02] Thomas H. Cormen, Charles E. Leiserson, Ronald L. Rivest, and Clifford Stein. *Algoritmos: Teoria e Prática*. Elsevier Campus, 2002.

[dS04] Robian Frassi de Souza. Estimação de probabilidade de bloqueio em redes lineares com roteamento de comprimento de onda, Setembro 2004. Projeto de Graduação.

[dSC06] Divanilson Rodrigo de Souza Campelo. *Modelos Analíticos para Probabilidades de Bloqueio em Redes de Caminhos Ópticos com Topologias Lineares*. PhD thesis, Universidade Estadual de Campinas, 2006.

[EM04] Abdelhamid E. Eshoul and H.T. Mouftah. A computer aided tool for the performance evaluation of next generation wdm wavelength-routed optical networks. *Computer Communications*, 27, Agosto 2004.

[Erl09] A. K. Erlang. The theory of probabilities and telephone conversations. *Nyt Tidsskrift for Matematik*, 20:33, 1909.

[Erl17] A. K. Erlang. Solution of some problems in the theory of probabilities of significance in automatic telephone exchange. *Elektroteknikeren*, 13:5, 1917.

[FKN+04] Silvia Figueira, Neena Kaushik, Sumit Naiksatam, Stephen A. Chiappari, and Nirdosh Bhatnagar. Advance reservation of lightpaths in optical-networks based grids. http://www.broadnets.org/2004/workshop-papers/Gridnets/NaiksatamSumit.pdf, Outubro 2004.

[FNC04] Silvia Figueira, S. Naiksatam, and H. Cohen. DWDM-RAM: Enabling grid services with dynamic optical networks. IEEE International Simposium on Cluster Computing an the Grid, 2004.

[Fos01] Ian T. Foster. The anatomy of the grid: Enabling scalable virtual organizations. In *Euro-Par '01: Proceedings of the 7th International Euro-Par Conference Manchester on Parallel Processing*, pages 1–4, Londres, UK, 2001. Springer-Verlag.

[FRMF07] Ubiratan S. P. Filho, Moisés R. N. Ribeiro, Celio P. Maioli, and Márcio Freitas. Cost functions for CAC/RWA in dynamic optical networks under GVD, SPM and XPM. *Journal of Microwave and Optoelectronics*, 6(1):249–262, Junho 2007.

[FV98] Elizabeth Fernandez and Rui Valadas. Demonstrador animado das técnicas de programação de simuladores de eventos discretos, utilizando o matlab. *Revista do DETUA*, 2(3), Setembro 1998.

[GR04] Ori Gerstel and Humair Raza. Predeployment of resources in agile photonic networks. *Journal of Lightwave Technology*, 22(10), Outubro 2004.

[IET81] IETF. RFC 793 - transmission control protocol - protocol specification. http://www.faqs.org/rfcs/rfc793.html, Setembro 1981. DARPA Internet Program.

[IET04] IETF. RFC 3945 - generalized multi-protocol label switching (GMPLS) architecture. http://www.ietf.org/rfc/rfc3945.txt, Outubro 2004.

[JMW96] D. L. Jagerman, B. Melamed, and W. Willinger. Stochastic modeling of traffic processes. In J. Dshalalow, editor, *Frontiers in Queueing: Models, Methods and Problems*, http://citeseer.ist.psu.edu/jagerman96stochastic.html, Fevereiro 1996. [Online].

[Kle75] Leonard Kleinrock. *Queueing Systems - Theory*, volume 1. Wiley Interscience, 1975.

[Lee55] C. Y. Lee. Analysis of switching networks. *Bell Syst Tech.*, 34:1287–1315, Novembro 1955.

[LG94] Alberto Leon-Garcia. *Probability and Random Processes for Electrical Engineering*. Addison Wesley Longman, 2ª edition, 1994.

[LM04] Youngseok Lee and Biswanath Mukherjee. Traffic engineering in next-generation optical networks. *The Eletronic Magazine of Original Peer-Reviewed Survey Articles*, 6(3):16–32, 2004.

[LTWW94] Will E. Leland, Murad S. Taqqu, Walter Willinger, and Daniel V. Wilson. On the self similar nature of ethernet traffic. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2:1–15, Fevereiro 1994.

[MA02] Anibal Dario Angulo Miranda and Alessandro Anzaloni. Synthesizing of markovian and self-similar lan/wan traffic on data networks. In *IEEE International Telecommunications Symposium*, Natal RN, Brasil, 2002.

[MBO+05] Celio Proliciano Maioli, Thomaz Botelho, Marcelo Oliveira, Luiz Carlos Bueno Pereira, Renato Tannure R. Almeida, Moisés Renato Nunes Ribeiro, Elias Oliveira, and Marcelo Eduardo Vieira Segatto. The design of hierarchical self-healing rings networks. In *5th Conference on Telecommunications - Conftele*, volume 1, pages 1–4, Tomar, Portugal, 2005.

[MQ00] Y. Mei and C. Qiao. *Distributed Control Schemes for Dynamic Lightpath Establishment in WDM Optical Networks*. Proceedings of the Optical Networks Workshop, Janeiro 2000.

[PAR+03] Kanna Potharlanka, Toshit Antani, Byrwav Ramamurthy, Laxman Sahasrabuddhe, and Biswanath Mukherjee. *Handbook of Optical Communication Networks*. CRC Press, Abril 2003.

[Per03] Harry Perros. Computer simulation techniques:the definitive introduction! http://www.csc.ncsu.edu/faculty/perros//hp.html, Junho 2003 2003. [Online].

[PF95] Vern Paxson and Sally Floyd. Wide-area traffic: The failure of poisson modeling. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 3:226–244, Julho 1995.

[PKC96] Kihong Park, GiTae Kim, and Mark E. Crovella. On the relationship between file sizes, transport protocols, and self-similar network traffic. In *International Conference on Network Protocols*, pages 171–180, citeseer.ist.psu.edu/park96relationship.html, Outubro 1996.

[RA97] R. Ramaswami and A.Segall. Distributed network control for optical network. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 5, Dezembro 1997.

[RS95] Rajiv Ramaswami and Kumar N. Sivarajan. Routing and wavelength assignment in all-optical networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Comunications*, 3(5), Outubro 1995.

[RS96a] Rajiv Ramaswami and Kumar N. Sivarajan. Design of logical topologies for wavelength-routed optical networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Comunications*, 14, Junho 1996.

[RS96b] Rajiv Ramaswami and Kumar N. Sivarajan. Design of logical topologies for wavelength-routed optical networks. *IEEE Journal on selected areas of telecommunications*, 14(5), Junho 1996.

[RS02] Rajiv Ramaswami and Kumar N. Sivarajan. *Optical Networks: A Practical Perspective*. Morgan Kaufmann, 2002.

[SF95] Jianxu Shi and John P. Fonseka. Hierarchical self-healing rings. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 3, Dezembro 1995.

[SKdBR03] Regina Melo Silveira, Stephan Kovach, Tereza Cristina Melo de Brito, and Winlson V. Ruggiero. *Arquitetura, Topologia e Roteamento em Redes Ópticas*. XXI Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores, Maio 2003.

[Tan99] Phaik-Hoo Tan. *Statistical Analysis of Long-Range Dependent Processes via a Stochastic Internsity Approach with Applications in Networking*. PhD thesis, North Carolina State University, 1999.

[Tan03] Andrew S. Tanenbaum. *Redes de Computadores*. Campus, 4ª edition, 2003.

[TL04] Joe Mambretti Tal Lavian, Doan Hoang. A plattaform for high large-scale grid data service on dynamic high performance networks. http://www.broadnets.org/2004/workshop-papers/Gridnets/LavianTal.pdf, Outubro 2004.

[TS01] Peter Tomsu and Christian Schumutzer. *Next Generation Optical Networks: The Convergence of IP Intelligence and Optical Technologies*. Prentice Hall PTR, 2001.

[Uni04] International Telecommunication Union. G.8081/y.1353 definitions and terminology for automatically switched optical networks (ason). http://www.itu.int/rec/T-REC-G.8081-200406-I/en, Junho 2004. [Online].

[WO97] L. Wuttisittikulkij and M.J. O'Mahony. Design of a wdm network using a multiple ring approach. *Global Telecommunications Conference*, 1, Novembro 1997.

[YA] Serkan Yesildag and Murat Alanyali. Dynamic routing and wavelength assignment in wdm optical networks using neuro-dynamic programming. citeseer.ist.psu.edu/468937.html.

[YEN72] J Y YEN. Finding the lengths of all shortest paths in n-node nonnegative-distance complete networks using $\frac{1}{2}n^3$ addictions an n comparisons. *Journal ACM*, 3(19):423–424, Julho 1972.

[YLS+05] Sherif Yusuf, W Luk, M Sloman, N. Dulay, and E.C. Lupu. A combined hardware-software architeture for network flow analysis. In *IEEE International Conference on Engineering of Reconfigurable Systems and Algorithms (ERSA'05)*, Las Vegas, USA, Junho 2005.

[YMG+99] X. Yuan, R. Melhen, R. Gupta, Y. Mei, and C. Quiao. Distributed control protocols for wavelength reservation and their performance evaluation. *Kluver Photonic Networks and Communications*, 1(3), 1999.

[ZM01] J. Zheng and H. T. Mouftah. An efficient distributed lightpath control protocol for wavelength routed wdm networks. *Proceedings of International Symposium on Signal Processing and Information Technology*, 1, Dezembro 2001.

[ZM02] J. Zheng and H. T. Mouftah. Distributed lightpath control based on destination routing for wavelength routed wdm networks. *Optical Networks Magazine Special Issue on Optical Networks Control*, 3, 2002.

Apêndice A

Segmento TCP

O TCP é um protocolo da camada de transporte, responsável pelo estabelecimento confiável da conexão entre duas máquinas. Dizemos que a conexão é confiável porque a troca de dados ocorre apenas quando fonte e destino já trocaram informações que asseguram sua existência e disponibilidade inicial de transferência. Mais ainda, cada pacote de dado transferido tem o seu recebimento confirmado por pacotes ACK. A figura A.1 mostra o segmento TCP com os campos porta origem, porta destino, *syn*, *fin* e *ack*. As portas estão relacionadas a aplicação que fez a requisição na origem e ao serviço que está sendo requisitado no destino. Já os campos *syn*, *fin* e *ack* são chamados *flags* que indicam o significado do segmento dentro da conexão. Assim sendo, *syn* é utilizado para pedidos de conexão entre origem e destino, *fin* é utilizado para finalizar uma conexão e *ack* é utilizado para que a ponta destino reconheça o recebimento de um pacote com sucesso. As portas e as *flags* receberam atenção, porque são úteis ao monitor de tráfego.

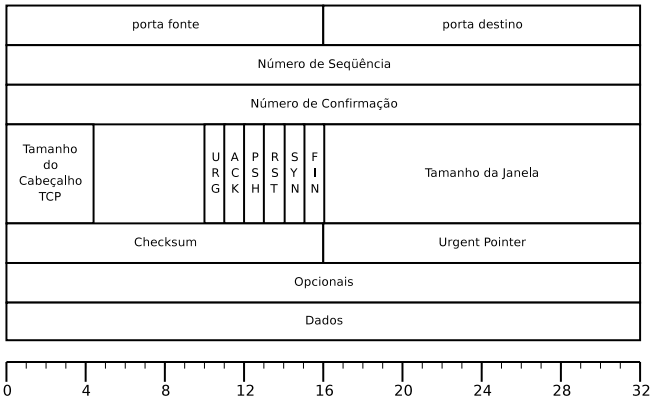
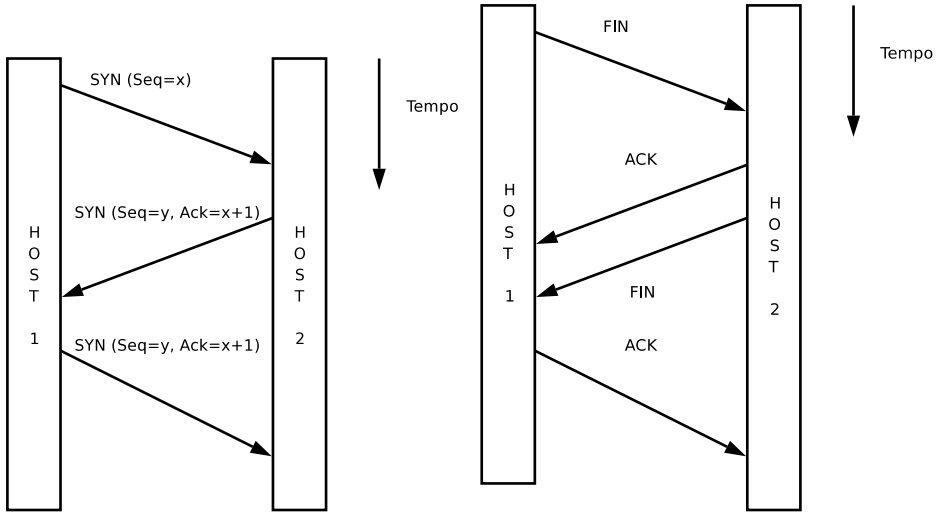


Figura A.1: Segmento TCP

O processo de estabelecimento de uma conexão ocorre como no esquema da figura A.2(a). A máquina cliente inicia a conexão enviando um segmento com a *flag*

SYN ajustada para 1 e um número de seqüência, passada a latência de transmissão e processamento, a máquina servidora responde, confirmando o recebimento com um segmento SYN, ACK, com seu próprio número de seqüência e o número de reconhecimento igual ao próximo esperado do cliente. Por fim, o cliente, responde com a *flag* SYN ajustada com o número de seqüência e de reconhecimento ajustados.

Este processo é conhecido com *three way hand shaking*, mas pode ser entendido como confirmação em três vias. Quando a máquina origem reconhece o SYN ACK, o processo de transmissão começa.



(a) Estabelecimento (b) Encerramento

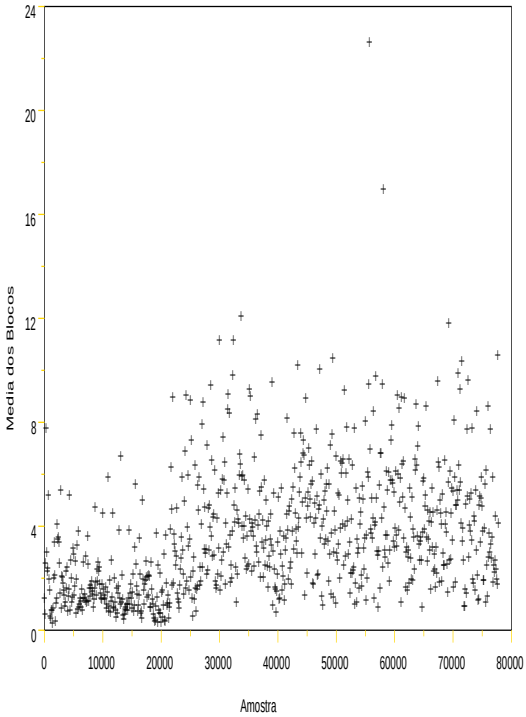
Figura A.2: Estabelecimento e Encerramento de uma conexão TCP

O processo de finalização de uma conexão TCP pode partir de qualquer dos dois *hosts* envolvidos e conforme se vê na fig. A.2(b), inicia-se com um pacote com a *flag* FIN, seguido do reconhecimento (ACK) da outra parte. Neste momento um dos lados da conexão está encerrado. Quando o *host* 2 envia um FIN e o *host* 1 envia um ACK, a outra parte se encerra. Neste modelo são necessário pelo menos quatro pacotes trafegando para o fim de uma conexão *full duplex*, mas como FIN e ACK do *host 2* podem trafegar no mesmo pacote, é possível terminar a conexão em apenas três vias.

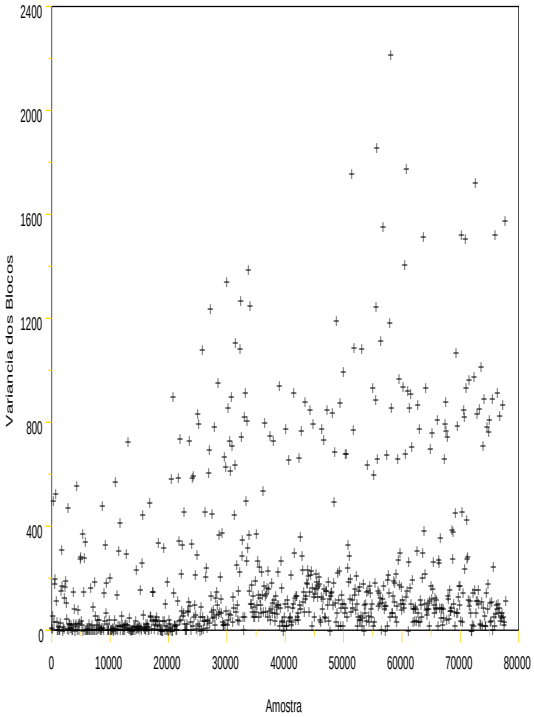
Apêndice B

Gráficos de Análise de Estacionariedade

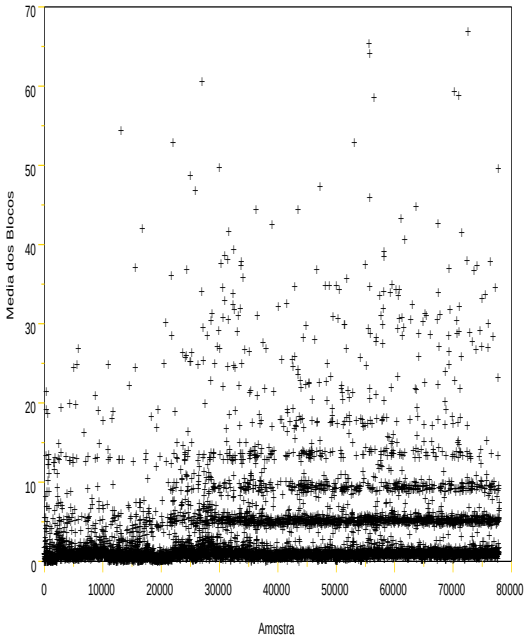
A partir dos gráficos apresentados nesta seção analisamos a estacionariedade das variáveis duração e intervalo entre chegadas. As considerações sobre eles foram feitas no cap. 2.



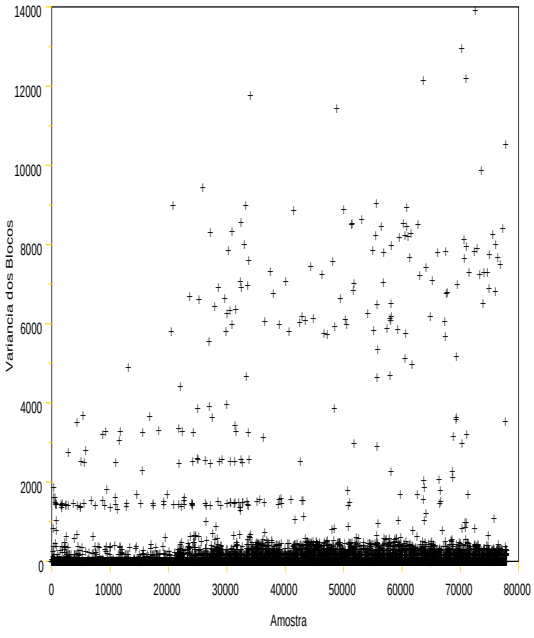
(a) Media. Tamanho dos blocos: 100



(b) Variância. Tamanho dos blocos: 100

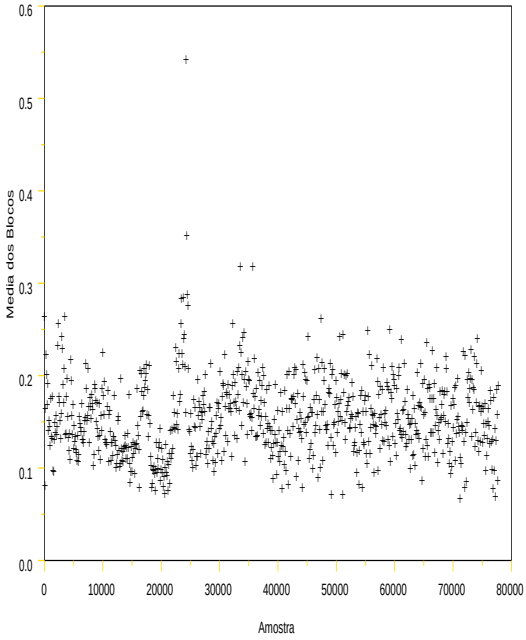


(c) Média. Tamanho dos blocos: 10

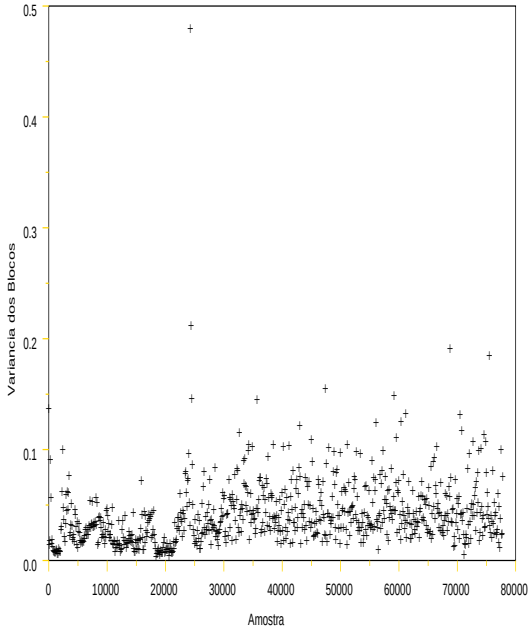


(d) Variância. Tamanho dos blocos: 10

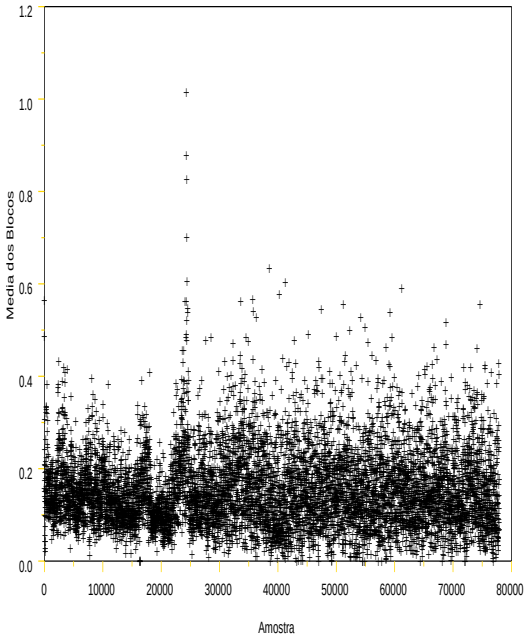
Figura B.1: Traço: r20050420. variável: Duração



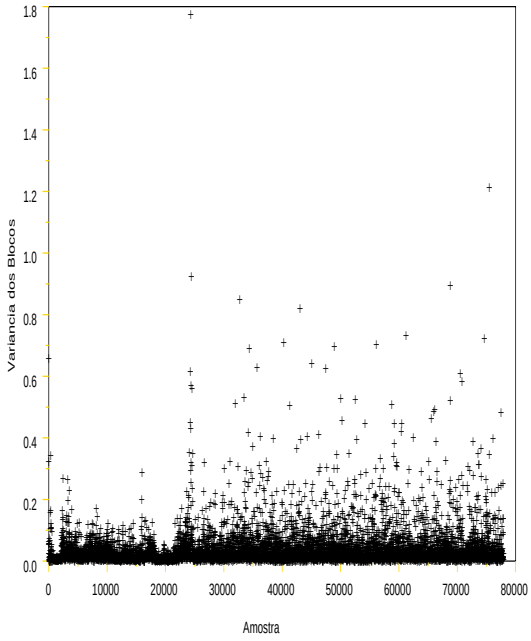
(a) Media. Tamanho dos blocos: 100



(b) Variância. Tamanho do blocos: 100

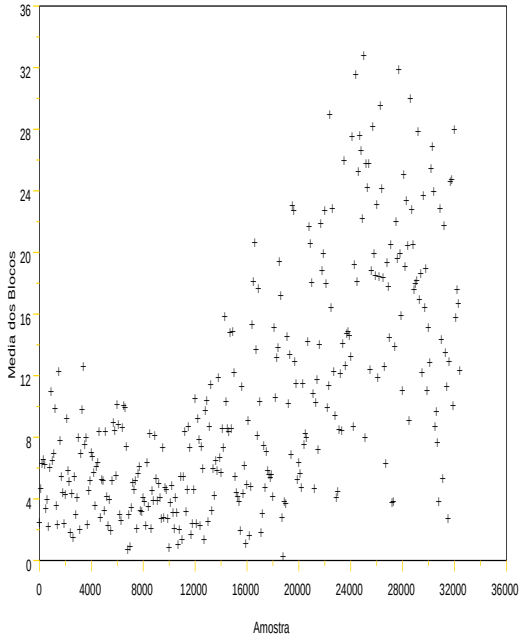


(c) Media. Tamanho dos blocos: 10

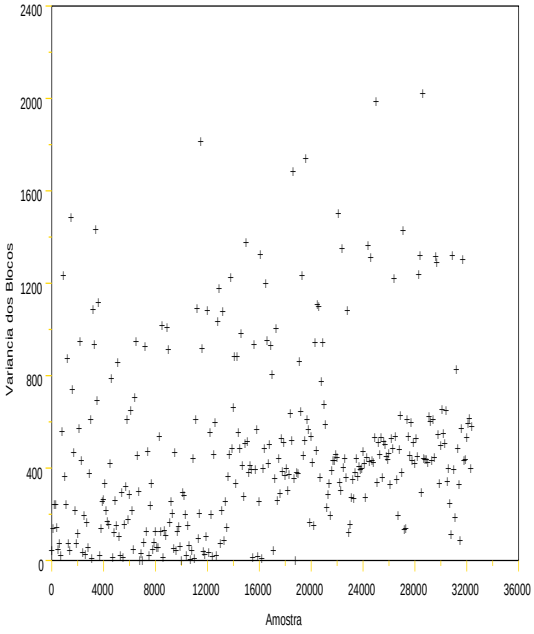


(d) Variância. Tamanho dos blocos: 10

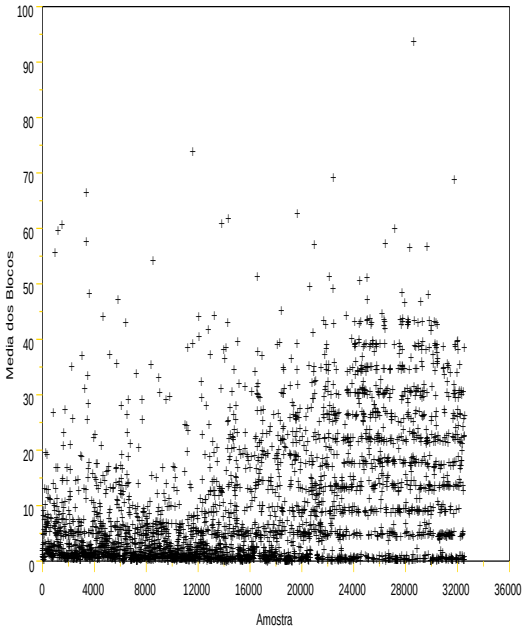
Figura B.2: Traço: r20050420. variável: Intervalo entre chegadas



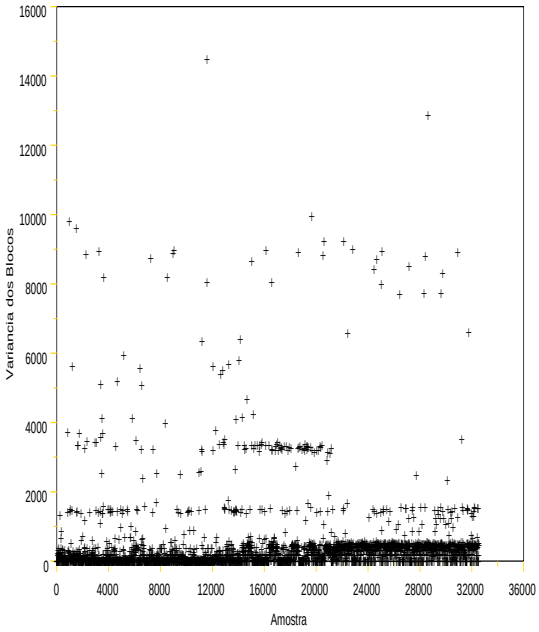
(a) Média. Tamanho dos blocos: 100



(b) Variância. Tamanho dos blocos: 100

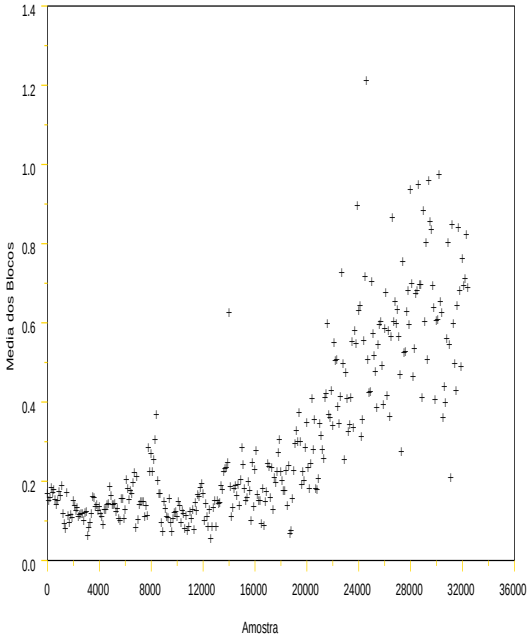


(c) Média. Tamanho dos blocos: 10

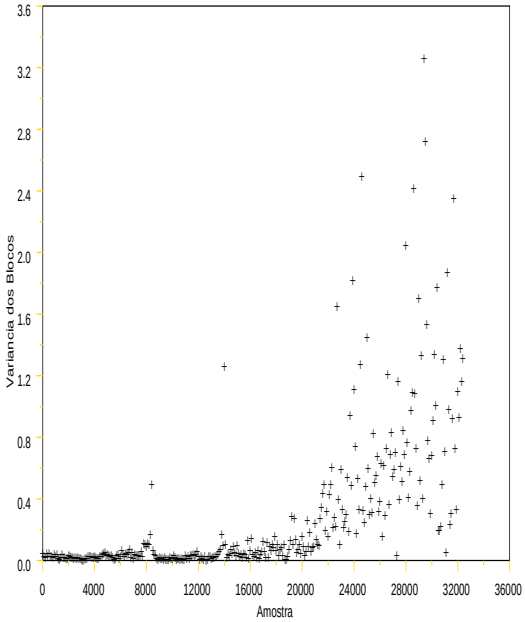


(d) Variância. Tamanho dos blocos: 10

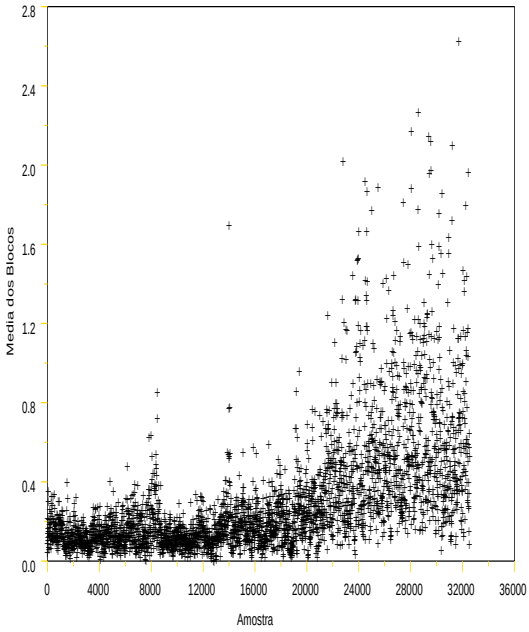
Figura B.3: Traço: r20050502. variável: Duração



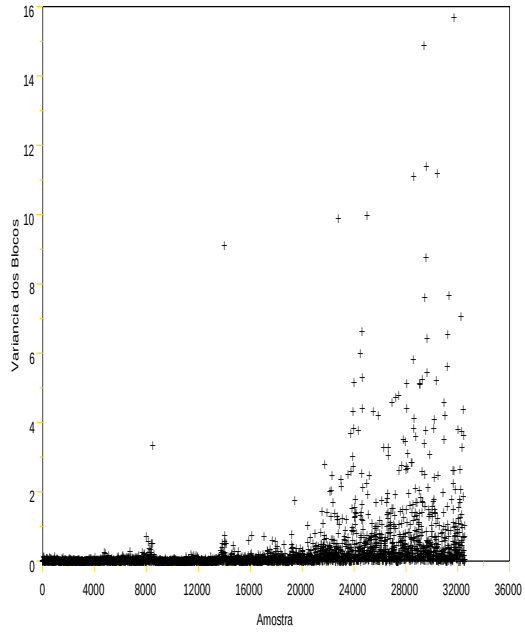
(a) Média. Tamanho dos blocos: 100



(b) Variância. Tamanho dos blocos: 100



(c) Média. Tamanho dos blocos: 10



(d) Variância. Tamanho dos blocos: 10

Figura B.4: Traço: r20050502. variável: Intervalo entre chegadas