

**UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA
FACULDADE DE TECNOLOGIA
DEPARTAMENTO DE ENGENHARIA ELÉTRICA**

**IDENTIFICAÇÃO DOS PARÂMETROS NECESSÁRIOS PARA
ANÁLISE DE REDES DE ESTRUTURA MÚLTIPLA COM
BASE NA ANÁLISE POR SIMULAÇÃO DE FLUXO TCP POR
VAZÃO DE FLUIDOS**

JOSÉ CUSTÓDIO RANGEL

ORIENTADOR

LEONARDO RODRIGUES ARAÚJO XAVIER DE MENEZES

DISSERTAÇÃO DE MESTRADO EM ENGENHARIA ELÉTRICA

PUBLICAÇÃO: PPGENE.DM - 418/10

BRASÍLIA/DF: Maio – 2010

Livros Grátis

<http://www.livrosgratis.com.br>

Milhares de livros grátis para download.

UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA
FACULDADE DE TECNOLOGIA
DEPARTAMENTO DE ENGENHARIA ELÉTRICA

**IDENTIFICAÇÃO DOS PARÂMETROS NECESSÁRIOS PARA
ANÁLISE DE REDE DE ESTRUTURA MÚLTIPLA COM BASE NA
ANÁLISE POR SIMULAÇÃO DE FLUXO TCP POR RAZÃO DE
FLUIDOS**

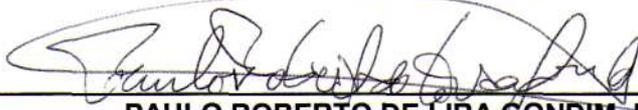
JOSÉ CUSTÓDIO RANGEL

DISSERTAÇÃO DE MESTRADO ACADÊMICO SUBMETIDA AO DEPARTAMENTO DE ENGENHARIA ELÉTRICA DA FACULDADE DE TECNOLOGIA DA UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA, COMO PARTE DOS REQUISITOS NECESSÁRIOS PARA A OBTENÇÃO DO GRAU DE MESTRE.

APROVADA POR:



LEONARDO RODRIGUES ARAÚJO XAVIER DE MENEZES, Dr., ENE/UNB
(ORIENTADOR)



PAULO ROBERTO DE LIRA GONDIM, Dr., ENE/UNB
(EXAMINADOR INTERNO)



SIDNEY CERQUEIRA BISPO DOS SANTOS, Dr., IESB/EE
(EXAMINADOR EXTERNO)

BRASÍLIA, 21 DE MAIO DE 2010.

FICHA CATALOGRÁFICA

RANGEL, JOSÉ CUSTÓDIO.

Identificação dos parâmetros necessários para análise de redes de estrutura múltipla com base na análise por simulação de fluxo TCP por vazão de fluidos. 2010.

193p., 210 x 297 mm (ENE/FT/UnB, Mestre, Engenharia Elétrica, 2010).

Dissertação de Mestrado – Universidade de Brasília. Faculdade de Tecnologia. Departamento de Engenharia Elétrica.

1. Telecomunicação.

3. Modelagem.

5. Tráfego.

I. ENE/FT/UnB.

2. Rede de Dados.

4. Simulação.

5. Vazão.

II. Título

REFERÊNCIA BIBLIOGRÁFICA

RANGEL, J C. (2010). Identificação dos parâmetros necessários para análise de redes de estrutura múltipla com base na análise por simulação de fluxo TCP por vazão de fluidos. Dissertação de Mestrado, PUBLICAÇÃO: PPGENE.DM - 418/10, Departamento de Engenharia Elétrica, Universidade de Brasília , Brasília , DF, 193p.

CESSÃO DE DIREITOS

NOME DO AUTOR: José Custódio Rangel

TÍTULO DA DISSERTAÇÃO: Identificação dos parâmetros necessários para análise de redes de estrutura múltipla com base na análise por simulação de fluxo TCP por vazão de fluidos.

GRAU: Mestre

ANO: 2010.

É concedida à Universidade de Brasília permissão para reproduzir cópias desta dissertação de mestrado e para emprestar ou vender tais cópias somente para propósitos acadêmicos e científicos. O autor reserva outros direitos de publicação e nenhuma parte dessa dissertação de mestrado pode ser reproduzida sem autorização por escrito do autor.

UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA

Faculdade de Tecnologia

Departamento de Engenharia Elétrica

CEP 79910-900 – Brasília – DF – BRASIL

À minha esposa, pela compreensão e amparo constante, e aos meus pais, pelo exemplo de vida dado até o presente e por tudo que me ensinaram.

AGRADECIMENTOS

Aos meus orientadores pelo apoio disponibilizado.

Aos Professores que não me deixaram sem o devido respaldo para o aprendizado do conteúdo proposto.

A todos os demais que de alguma forma contribuíram para que eu chegasse até aqui.

E, principalmente a Deus: por dispor e manter ao meu lado as pessoas que sempre povoaram e povoam a minha vida.

Todo aquele que não for mestre na teoria e na técnica da ciência da natureza humana, experimenta grande dificuldade em tentar educar os homens de modo a se tornarem melhores. Atuará exclusivamente na superfície, e será induzido ao erro de acreditar que uma vez que se modificar o aspecto externo das coisas conseguiu resultado significativo.

Alfred Adler

RESUMO

IDENTIFICAÇÃO DOS PARÂMETROS NECESSÁRIOS PARA ANÁLISE DE REDE DE ESTRUTURA MÚLTIPLA COM BASE NA ANÁLISE POR SIMULAÇÃO DE FLUXO TCP POR VAZÃO DE FLUIDOS

Autor: José Custódio Rangel

Orientador: Leonardo Rodrigues Araújo Xavier de Menezes

Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica

Defesa: 21 de Maio de 2010

As grandes Operadoras mundiais de transporte em redes de telecomunicações têm buscado ferramentas que, aliadas as estatísticas de tráfego, permitam capacitar sua infraestrutura de modo que não haja rejeição ou retardo de tráfego por questão de capacidade de transporte. Observando uma rede privada de proporção geográfica considerável e, para uma rede privada, densidade alta, com uma taxa expansão sempre positiva, tanto em sua infraestrutura quanto em seu volume de tráfego, procuramos trazer a análise realizada pelas Grandes Operadoras para uma rede privada.

Assim, nesta dissertação, buscamos trazer a tona as discussões e pesquisas que trazem em seu bojo o objetivo de predizer a necessidade de adequação da infraestrutura de transporte quando do conhecimento do conteúdo de transporte proveniente de uma intervenção na rede, seja por expansão/contração de sua infraestrutura física ou no volume de carga transitada.

Conhecendo alguns dos trabalhos realizados e em andamento, procuramos alinhar algumas das pesquisas em andamento com alguns requisitos de modelagem de rede. Desta forma começamos a construir um arcabouço de conteúdos que poderá servir de guia na construção de um sistema de predição do estado de tráfego em uma rede privada conhecendo-se as intervenções que lhe alteram a infraestrutura ou o volume de carga de tráfego.

Estes conteúdos ressaltam a necessidade de selecionarmos adequadamente os parâmetros e formas de simulação do tráfego na rede, tanto em suas definições de medição do tráfego como no perfil de suas fontes. Assim, observamos que tanto a metodologia de simulação do tráfego quanto a de modelagem da rede influenciam na qualidade dos resultados e em seu espelhamento do real.

ABSTRACT

IDENTIFICATION OF PARAMETERS FOR NETWORK ANALYSIS OF FLOW IN MULTIPLE DATA PROTOCOLS MAPPED ON FLUID FLOW

Author: José Custódio Rangel

Supervisor: Leonardo Rodrigues Araújo Xavier de Menezes

Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica

Brasília, May of 2010

The major worldwide operators of transport in telecommunication networks have sought tools that, together with traffic statistics, allow their infrastructure to be enabled such that there is no rejection or delay of traffic due to transport capacity. Observing a private network with a considerable geographic size and, for a private high-density network with an expansion rate always positive, both in its infrastructure and in its traffic volume, we seek to bring the analysis performed by the Major Carriers for a private network.

Thus, in this dissertation, we seek to bring to light the discussions and research that bring in their wake the objective of predicting the need to upgrade the transport infrastructure based on the knowledge of the transport content resulting from an intervention in the network, whether by expansion/contraction of its physical infrastructure or by the volume of the carried load.

Knowing some of the work that has been performed and that is in progress, we seek to bring together some of the research in progress with some network modeling requirements. In this way, we begin to construct a framework of contents that can serve how a guide in the construction of a system for predicting the traffic state in a private network, upon knowledge of the interventions that alter the infrastructure or the traffic load volume.

This content highlights the need to adequately select the parameters and forms for simulating the network traffic, both in their traffic measurement definitions and in the profile of its sources. Thus, we observe that the methodology for both traffic simulation and network modeling influence the quality of the results and their mirroring of reality.

SUMÁRIO

CAPÍTULO	PÁGINA
1 INTRODUÇÃO.....	15
1.1 ANÁLISE DE REDE E SUAS IMPLICAÇÕES: BUSCANDO UM NOVO PROCEDIMENTO	15
1.2 OBJETIVOS	19
1.2.1 Geral.....	19
1.2.2 Específicos	19
2 ESTUDOS SOBRE MODELAGEM E SIMULAÇÃO DE REDES	21
2.1 TRABALHOS MAPEADOS.....	22
2.1.1 Estudos Específicos	22
2.1.2 Estudos dedicados a redes específicas	27
a) Redes com controle por nível celular (Cell-Level).....	27
b) Rede com chaveamento de pacotes FIFO	27
c) Redes ATM.....	27
2.1.3 Estudos dedicados à análise do tráfego no nó de rede.....	28
2.2 ANÁLISE DOS TRABALHOS APRESENTADOS.....	30
2.3 CONCLUSÕES E INDICAÇÕES.....	30
3 SIMULAÇÃO	31
3.1 SELEÇÃO DO TRABALHO PARA SIMULAÇÃO	31
3.1.1 Modelo de fluidos e soluções para redes IP de grandes dimensões (Fluid Model and Solutions for Large-Scale IP Networks).....	31
3.1.1.1 Resumo.....	31
3.1.1.2 Introdução	31
3.1.1.3 Modelo de fluido para rede IP	33
3.1.1.3.1 Modelo de rede	34
3.1.1.3.2 Modelo MGT00	35
3.1.1.3.3 Identificando a topologia do modelo.....	37
3.1.1.3.4 Política de AQM	39

3.1.1.3.5	Redução do modelo	41
3.1.1.4	Algoritmo de solução do modelo	42
3.1.1.5	Refinamento do modelo fluido.....	47
3.1.1.5.1	Variantes do TCP	48
3.1.1.5.2	Compensação de variação de tamanho da janela TCP	48
3.1.1.5.3	RED – Implementação de ajustes.....	49
3.1.1.6	Resultados	52
3.1.1.6.1	Precisão do modelo de fluido.....	53
3.1.1.6.2	Modelo de dimensionamento com vários links de largura de banda variável	56
3.1.1.6.3	Experimento com rede IP de grande escala	60
3.1.1.7	Extensões e trabalhos futuros.....	61
3.1.1.7.1	Modelo Time-Out and Slow Start	63
3.1.1.7.2	Incorporar tráfego sem resposta	63
3.1.1.8	Conclusão	64
3.2	SIMULAÇÃO	65
3.2.1	Repetição de modelo no MATLAB	65
3.2.2	Resultados da replicação no MATLAB	67
3.3	EXTENSÃO DE SIMULAÇÃO	69
3.3.1	Definição	69
3.3.2	Análise.....	69
3.4	CONCLUSÃO	70
4	RESOLUÇÃO DE SISTEMAS MATRICIAIS	101
4.1	MÉTODOS DE RESOLUÇÃO	101
4.2	MÉTODO ADOTADO	101
4.2.1	Síntese	101
4.2.2	Introdução	102
4.2.3	Rede e os modelos fluidos	103
4.2.3.1	Preliminares	103
4.2.3.2	O modelo geral de fluido	106
4.2.4	Programação linear	108
4.2.4.1	Limites de programação linear no inventário total	108
4.2.4.2	Construção de um LP.....	108

4.2.5	Políticas para redes estocásticas discretas	110
4.2.5.1	Políticas de limiar/fluidos	110
4.2.5.2	Limites estocásticos e simulações	111
4.3	CONCLUSÕES.....	113
5	MODELAGEM DE REDES	114
5.1	MODELAGEM E ESPECIFICAÇÃO DE SIMULAÇÃO	114
5.2	MODELAGEM	114
5.2.1	Visão geral.....	114
5.2.2	Abordagem básica.....	116
5.2.2.1	Modelos de carga de tráfego.....	116
5.2.2.1.1	Modelo de domínio.....	116
5.2.2.1.1.1	Matrizes de tráfego	116
5.2.2.1.1.1.1	Matriz de trânsito.....	117
5.2.2.1.1.1.2	Aplicando o conhecimento de bifurcação de tráfego.....	118
5.2.2.1.1.1.3	SLSs e classes de tráfego	120
5.2.2.1.1.2	Adaptação de matriz.....	120
5.2.2.1.2	Modelo de link interdomínio	121
5.2.2.1.2.1	Abordagem por fluidos.....	121
5.2.2.2	Modelos de atraso (delay)	121
5.2.2.3	Modelos de multidomínio.....	122
5.3	CONCLUSÃO	123
6	PROPOSIÇÃO PARA APLICAÇÃO DA TEORIA PARA CARACTERIZAÇÃO DA REDE	124
6.1	DEFINIÇÕES.....	124
6.1.1	Relação sistêmica	124
6.1.2	Modelo de nó.....	126
6.2	ANÁLISE DE VAZÃO	128
6.3	CONCLUSÃO	130
7	DESCRIÇÃO DA REDE OBJETO	131
7.1	CARACTERÍSTICAS	131
7.2	ELEMENTOS	133
7.2.1	Enlaces (links)	133

7.2.2	Nós de rede.....	133
7.2.3	Sistemas.....	134
7.3	REPRESENTAÇÃO DA REDE.....	135
7.4	CONCLUSÃO.....	137
8	RELAÇÕES DE FLUXO NA REDE E SIMULAÇÃO.....	138
8.1	OBJETIVO.....	138
8.2	CARACTERIZAÇÃO DO TRÁFEGO.....	139
8.3	CARACTERIZAÇÃO DA REDE PARA SIMULAÇÃO.....	140
8.3.1	Identificar função.....	140
8.3.2	Estruturação em digrafo da rede.....	140
8.3.2.1	Caminhos em um digrafo.....	141
8.3.2.2	Base de dados estatísticos da rede e sistemas.....	142
8.4	CONCLUSÃO.....	144
9	CONCLUSÃO.....	146
9.1	RECURSOS PARA UMA PROPOSTA PARA SIMULAÇÃO DE TRÁFEGO NA REDE.....	146
	REFERÊNCIAS.....	148
	BIBLIOGRAFIA COMPLEMENTAR.....	150
	ANEXOS.....	152
	ANEXO A – REFERÊNCIAS LAGRANGEANA E EULERIANA.....	153
	ANEXO B – TEOREMA DO TRANSPORTE DE REYNOLDS.....	155
	ANEXO C – CAMINHOS MÍNIMOS.....	157
	ANEXO D – MECÂNICA DOS FLUIDOS.....	163
	ANEXO E – ALGORITMO DE EXTENSÃO DE SIMULAÇÃO.....	191

LISTA DE ILUSTRAÇÕES E TABELA

OBJETO	PÁGINA
Figura 1 – Importância da ordem na topologia.....	37
Figura 2– Organograma da solução do modelo de simulação por fluido.....	44
Figura 3 – Gráficos dos cálculos de implementação do roteador.....	52
Figura 4 – Rede com um único segmento de congestionamento.....	54
Figura 5 – Resultados para uma topologia com um ponto simples de congestionamento.....	55
Figura 6– Resultados para uma topologia com um ponto simples de congestionamento.....	55
Tabela 1– Custos computacionais.....	57
Figura 7– Rede com 2 estrangulamentos.....	57
Figura 8– Resultado da simulação para $K=1$	58
Figura 9– Resultado da simulação para $K=10$	59
Figura 10 – Possibilidades topológicas de grandes redes IP.....	62
Figura 11 – Custo computacional em função de N (nós de rede).....	63
Figura 12 – Simulação de fluxo contínuo para uma fonte.....	67
Figura 13 – Simulação de fluxo intermitente para várias fontes.....	68
Figura 14 – Uma linha simples re-entrada.....	104
Figura 15 – Desempenho para uma rede estocástica.....	112
Figura 16 – Visão básica da modelagem.....	115
Figura 17 – Visão interna do nó i de transito.....	128
Figura 18 – Conduto de vazão.....	128
Figura 19 – Porta de um nó.....	129
Figura 20 – Nó básico.....	129
Figura 21– Anel multiconexo.....	131
Figura 22 – Regional com núcleo de serviço composto.....	132
Figura 23 – Topologia de rede regional.....	135
Figura 24– Topologia rede global escalonada com níveis de hierarquia.....	135
Figura 25 – Diagrama espacial da rede.....	136

LISTA DE SIMBOLOS

VARIÁVEIS DE ANÁLISE DE REDE

$G(V,E)$ – Grafo de distribuição espacial de arestas e vértices

V – Conjunto de vértices (nós roteadores da rede)

E – Conjunto de arestas (enlaces) de interligação de pares de vértices

F_i – Matriz de fila de tráfego de classe i em um sentido de um enlace l

R_i – Matriz de fila de tráfego de classe i em sentido oposto do mesmo enlace l

E_i – Matriz de fila de tráfego de classe i nos dois sentido ($F_i \cup R_i$)

$s_i(k), p_i(k)$ – Filas de fluxos nos dois sentidos do enlace l

C_l – Largura de banda enlace l , normalmente em bits por segundo (bps)

$W_i(t)$ – Tamanho das janelas de espera de transmissão do *buffers* para o fluxo classe i

$R_i(t)$ – Tempo de ida e volta de um fluxo i

$A_i(t)$ – Taxa de envio esperada de fluxo uma classe i

$A_i^l(t)$ – Taxa de entrada esperada de fluxo uma classe i para um enlace l

$D_i^l(t)$ – Taxa de saída esperada de fluxo uma classe i para um enlace l

$\lambda_i(t)$ – Taxa de perda de unidade de informação em bps do fluxo classe i

$\lambda_i^l(t)$ – Taxa de perda de unidade de informação em bps do fluxo classe i , no enlace l

d – Retardo enfrentado pelos fluxos que saem do enlace l

d_i^l – Retardo acumulado pelo fluxo de classe i , até a entrada no enlace l

$q_l(t)$ – Tamanho das filas de congestionamento nos *buffers*

VARIÁVEIS DE SIMULAÇÃO DE REDE

C_l – Conjunto de *buffer* para uma dada máquina de controle de fluxo

$\sigma(k)$ – Máquina de controle de fluxo com k *buffers*

$T_j(t)$ – Tempo de alocação de memória para o *buffer* j

μ_j – Taxa de processamento do *buffer* j da máquina de controle de fluxo

λ – Fluxo de entrada na máquina de controle de fluxo

y – Política de definição de fluxo

$J(y)$ – Inventário total da política de fluxo

$Q_j(t)$ – Fila acumulada no *buffer* j da máquina de controle de fluxo

1 INTRODUÇÃO

O desenvolvimento deste trabalho procurou abarcar em sua primeira parte o objetivo e a discussão existente sobre o processo de simulação de tráfego de redes utilizando a teoria de mecânica dos fluidos.

Neste Capítulo são apresentados os argumentos e as justificativas que levaram a constituição inicial desta pesquisa. No Capítulo 2 foram mapeados alguns trabalhos que tratam da simulação de rede, utilizando a teoria de mecânica dos fluidos. No Capítulo 3 foi selecionado um trabalho cujo desenvolvimento está próximo do objetivo proposto, onde se procurou replicar a sua simulação matemática.

Como respaldos da fundamentação teórica são apresentadas as referências teóricas sobre as quais se entende estar fundamentado o estudo. No Capítulo 4 foram apresentados alguns métodos de análise e resolução de sistemas com a indicação do método a ser utilizado. No Capítulo 5 foram levantados os parâmetros para modelagem de redes.

Finalmente, é apresentada no Capítulo 6 a rede de referência onde será proposta uma simulação, onde serão levantados os parâmetros necessários a sua modelagem. No Capítulo 7 se procurou identificar e definir os objetivos e características necessários a simulação. No Capítulo 8 é construída uma proposta de simulação para análise de tráfego da rede de referência.

Em anexo, são apresentados os complementos teóricos referenciados nos estudos.

1.1 ANÁLISE DE REDE E SUAS IMPLICAÇÕES: BUSCANDO UM NOVO PROCEDIMENTO

A discussão sobre as formas e metodologias de administração de uma rede de

comunicação e dados, inclui necessariamente os métodos de simulação de rede. Qualquer que seja o método utilizado será colocada uma vinculação da relação custo/benefício acrescentando ainda agilidade, grau de acuidade e flexibilidade de parametrização.

Os estudos desenvolvidos até o momento para subsidiar a confecção de sistemas administrativos de rede apresentam, como ponto fundamental, a análise da infraestrutura por modelagem na forma discreta dos elementos componentes e sua dinâmica funcional.

O que se propõe aqui não se trata de uma nova tecnologia com proposta de agilização ou flexibilização de parâmetros. Já se tem proposições de simulação de redes e sistemas administrativos que buscam uma resposta cada vez mais eficaz e ágil neste campo de estudo.

Dentro do processo de análise de redes, a informação para predição de condição de estado futuro tem um elevado grau de importância. Esta predição afeta os procedimentos administrativos de custeio quando da necessidade de intervenção na rede que leve a uma alteração em sua estrutura ou carga de trabalho.

Este processo de intervenção não se dá de forma linear ou contínua, podendo ser de contração ou expansão. Entretanto, é facilmente constatada que a intervenção em uma rede, na infra-estrutura ou carregamento, gera uma alteração em seu estado funcional, se não em toda a infra-estrutura em enlaces da mesma.

Assim, as metodologias até agora desenvolvidas sobrepõem-se ou combinam-se, proporcionando a confecção de sistemas mais ágeis, com atenção exclusiva de algumas características, ou sistemas mais completos, com robustez suficiente para proporcionar uma informação consistente e ampla, com alto grau de fidelidade da rede analisada ou sob supervisão.

Em nossa prática, no trabalho de administração com intervenção em uma rede mista (combinação de topologias físicas e lógicas, múltiplos domínios, tipos pacote de

conteúdo diversificado, rede de média e alta velocidade e tráfego), via de regra em enlaces ou em procedimentos que interferem na carga de tráfego, interessamo-nos em conhecer e pesquisar como estas interferências afetam a dinâmica da rede como um todo. Assim, ficou claro que há um grande interesse, não só de pesquisadores, mas também de grandes corporações que vivenciam ou propõem soluções de administração de redes, nos processos que permitam uma predição de condição de estado quando em uma intervenção prevista.

Sem dúvida, são muitas as metodologias e procedimentos escolhidos pelos pesquisadores e estudiosos. As diversas possibilidades de implementação de métodos denunciam não só a complexidade da questão, bem como os mais diferentes parâmetros a serem mensurados.

Diante dos estudos desenvolvidos até o momento, alguns dos quais tomamos conhecimentos, encontramos diversos fatores limitadores nos processos de modelagem de uma rede¹, o que leva a limitação do processo de análise ao qual dava embasamento. O que, atualmente, em termos gerais, limita a análise de redes de alcance geográfico significativos. Pois tais redes, visando prover a melhor condição de integração entre seus elementos, possuem a mais diversificada forma de estruturação, tanto em termos de nivelamento de enlaces, bem como das características estruturais de diversos enlaces de interligação. Identificamos, assim, uma hipótese para balizar a nossa pesquisa.

Durante o período de atuação nas rotinas de intervenção na rede, observamos que estas ações, quando se tratava na expansão como na contração, afetavam o fluxo de tráfego nos diversos enlaces e níveis da rede. Estas alterações no fluxo eram observadas em mudança das características de tempo de resposta a requisições aos sistemas que trafegam na rede, bem como na perda de pacotes das requisições de nó cliente ou respostas de nó servidor. Estas mudanças estavam afeitas à capacidade de processamento dos nós servidores em alguns momentos e em mais intensidade no congestionamento de determinados enlaces intermediários da rede. Deste modo, era freqüente à questão a qual procurava responder: como identificar o

¹ Argumentação apresentada por Kesidis e Sing em seu trabalho *An Overview of Cell-Level ATM Network Simulation*, com a qual concordamos.

estado de tráfego nos enlaces de rede de forma antecipada quando da previsão de interferência na rede?

A pesquisa para trabalhar esta questão levou-me a observar os enlaces da rede, a principio de forma individualizada, e procurar entender o processo de fluxo de informações entre nós da rede. Com a observação de que este fluxo estava limitado à capacidade de tratamento da transmissão/recepção em cada nó, bem como da capacidade de tráfego do enlace de ligação. Sendo proeminentes as conseqüências devido à capacidade de tráfego do enlace que as provenientes do processo de encaminhamento da informação, focamos a observação na capacidade de vazão dos enlaces.

Com o intuito de aprofundar as respostas a este questionamento, especificamos como objetivo deste trabalho buscar um procedimento de medição que permita compreender o estado geral do fluxo na rede como um todo, partindo da análise individual do estado da vazão de fluxo em um enlace.

Para termos esta visão da rede, entendemos que são necessários termos em mãos os fatores básicos que afetam o tráfego na rede. Neste sentido, partimos para uma busca nas formas de modelagem de rede, análise de tráfego de rede, suas particularidades e limitadores.

A hipótese é que podemos conhecer o estado funcional de uma rede com base na predição das medidas de vazão fluxo em seus enlaces. Esta hipótese permite ampliar o leque de características da rede no processo de modelagem reduzindo, desta forma, as limitações ocasionadas pelos processos de modelagem de rede aos sistemas analisadores. Limitações estas que procuraremos identificar nas propostas de análise de tráfego de rede aqui observada.

1.2 OBJETIVOS

1.2.1 Geral

Analisar uma Rede de Comunicação de Dados de Estrutura Mista, com diversidade de natureza dos nós componentes (nós de cliente/servidor ou misto) e dos sistemas de integração, usando a métrica de medição de vazão de fluido equivalente, com base na capacidade de tráfego da estrutura e do volume de requisição emitida pelos elementos emissores nos nós componentes. Estas requisições serão observadas no tocante ao volume de bytes de dados em tráfego, dissociando-se da análise por fluxo de pacotes, a qual envolve as métricas relativas aos protocolos de rede instalados nos diversos enlaces.

Identificar os requisitos de modelagem para uma rede mista, onde possa ser aplicada a Teoria da Dinâmica dos Fluidos na análise de vazão do tráfego na rede.

1.2.2 Específicos

- Partir da caracterização da rede, em sua infra-estrutura. Caracterizar os elementos componentes estruturais e de composição do tráfego.
- Procurar conhecer os requisitos das proposições estudadas para análise de rede.
- Identificar uma metodologia de modelagem de redes abrangentes.
- Identificar o processo de simulação da rede, apresentando o procedimento matemático vinculado na resolução do sistema.
- Propor uma rede para simulações usando a proposta de análise para identificar o estado de uma rede.

- Definir os parâmetros para gerar uma demanda aplicável no sistema de simulação para conhecer o estado de tráfego simulado da rede proposta.

2 ESTUDOS SOBRE MODELAGEM E SIMULAÇÃO DE REDES

Estes trabalhos foram identificados em indicações dos professores da área do Curso de Engenharia de Redes da UnB, complementado com pesquisa bibliográfica conseqüente.

Os estudos identificados neste trabalho, que propõem metodologias que agilizam a análise de estado de uma rede, apresentam sistemáticas de modelagem que limitam o conjunto de qualificação das redes analisadas, conforme Scheidegger².

[...] Tradicionalmente, nos simuladores baseado no tráfego de pacotes, o "universo de estudo" é modelado em termos de nós e enlace com suas características individuais de capacidade e retardo. Quando simulando domínios completos de Internet, esta rápida aproximação torna-se um problema, devido à quantidade de eventos que precisam ser processados. Uma visão simplificada da rede pode significativamente reduzir em escala a complexidade de grandes simulações, mas devido à grande simplificação não deve dar grande atenção para outras coisas. Aqui, nós propomos um modelo em que procuramos obter uma simulação não tão eficiente quanto às aproximações tradicionais, mas ainda dão uma boa aproximação de comportamento real de uma rede (SCHEIDEGGER, 2002, p. 26, tradução livre).

Em nossa visão de modelo de rede, esta é dividida por domínios e possui enlaces interdomínio. Para cada domínio, o conjunto de nós de margem e seus enlaces para outros domínios são conhecidos, mas a topologia interna do domínio não é discutida (i.e. o domínio é um modelo de caixa preta). As conexões entre tais domínios são modeladas por enlaces inter-domínio, que implementam propriedade (SCHEIDEGGER, 2002, p. 26, tradução livre).

² SCHEIDEGGER, Matthias. Modelling and Simulation Specification. University of Bern: *INTERMON Consortium*, 2002, cap. 3, p. 26, tradução livre.

Procuramos ainda aprender como é trabalhada a metodologia de simulação por fluxo de fluidos consultando o trabalho desenvolvido por Kumaran e Mitra, 2001. Procedimentos de modelagem matricial para uma rede de dados, que envolvem: tempo de retardo de tráfego, domínios e rotas, nos capítulos 3 e 4 de Scheidegger, 2002.

2.1 TRABALHOS MAPEADOS

Através da pesquisa bibliográfica, deparamo-nos com alguns trabalhos que tratam, de alguma forma, do uso da Teoria da Mecânica dos Fluidos aplicadas no processo de modelagem e análise de redes.

Trabalhos que tratam os processos de modelagem, fazendo uma abordagem de simulação através da análise de fluxo de dados.

2.1.1 Estudos Específicos

2.1.1.1 Large-Scale Information Systems

Este trabalho desenvolvido por Nicol *et al.*, 2000, versa sobre sistemas de simulação de larga escala (*Large-Scale Information Systems – LSIS*) utilizados pelas empresas, tendo em sua estrutura diversos elementos bem distintos, tais como fontes de dados, redes, motores de informática, simulações, ciclo de controle com composição humana e estações de acesso remoto. Estes sistemas foram concebidos para trabalhos independentes, com subsistemas internos integrados, e com o crescimento de utilização passaram a trabalhar como subsistemas, perfil para o qual não foram concebidos.

A simulação de processos de interação entre sistemas LSIS levou a uma abordagem das interfaces de integração e seus efeitos nos tempos de respostas às requisições de informação. Esta abordagem levou a uma profunda compreensão dos processos de interface, exportando estes conhecimentos para pesquisas realizadas em redes

sem fio para o suporte de aplicações de telemetria.

Neste trabalho é feito um paralelo entre as simulações de rede baseadas em fluxo de fluido no Capítulo II e por tráfego de pacotes TCP no Capítulo 3.

2.1.1.2 Modelling and Simulation Specification

Este trabalho foi desenvolvido na Universidade de Berna por Scheidegger *et al.*, 2002, com o apoio do *INTERMON Consortium* e *Information Society Technologies (IST)*.

Este documento contém a especificação do ambiente de modelagem e simulação, conforme algumas definições de projeto emitidas pelo *INTERMON*. O objetivo deste trabalho foi a definição de novos modelos e técnicas de modelagem para descrever as propriedades e o comportamento de grandes redes e redes interdomínios, possivelmente compostas de múltiplas redes ISP, Sistemas Autônomos (ASs) e similares. Usando medições das redes para referenciar uma parametrização desses modelos e combiná-los para formar parcelas similares às condições no mundo real. Isso permite simular e prever o comportamento de redes – em especial os parâmetros de QoS como atraso (*delay*), variação de atraso (*jitter*) e perda de pacotes (*packet loss*) – ou para realizar-se a análise de mudanças deliberadas do cenário de simulação. Este conceito é chamado de medição baseada em modelagem e simulação.

As proposições deste trabalho visam minimizar os problemas de escalabilidade que os simuladores de redes tradicionais sofrem quando aplicados a grandes domínios de redes. Procurando, através de reduções de complexidade encontrar abstrações adequadas a redes em grande escala. Em vez de considerar nós únicos e nos fluxos de pacotes ou então olhar para os seus agregados, aplica-se conceitos como os baseados em trens de pacotes ou sessão de simulação. Apesar do inconveniente das abstrações, por sua natural menor precisão, o ganho de desempenho pode ser mais compensador. Além disso, os detalhes exatos de um cenário de simulação são, muitas vezes desconhecidos, caso em que uma bem escolhida abstração é mais

adequada do que uma suposição "selvagem" à estrutura exata da área da rede em questão. Especifica algumas abordagens, mostrando o processo de integração no simulador de ambientes especializados e como eles são usados em um cenário de simulação.

A seção 3 de SCHEIDEGGER, 2002, utilizada como referência de modelagem de rede neste estudo (Capítulo 5 deste), apresenta ferramentas de modelagem e especificação de simulação, as quais consistem de uma série de sistemas de modelagem, sendo que cada qual serve para construir abstrações de rede mais adequadas, para fazer a simulação de redes em grande escala e com inter-redes de domínio de modo mais eficientes.

A abordagem básica define dois modelos de abstrações: domínios de rede (ou ASs) e ligações interdomínios. Para cada abstração os dois aspectos da carga de tráfego e comportamento de atraso são modelados separadamente, utilizando uma combinação de abordagens baseadas em pacotes, simulação de escoamentos de fluidos e teoria analítica das filas. As chamadas matrizes de trânsito descrevem o comportamento de roteamento de um domínio de forma a montar a base desta abordagem. Esses modelos podem ser combinados para formar um modelo completo de múltiplos domínios. Assim, é possível criar simulações híbridas: de pacotes e modelagem analítica. Isto é importante para os casos onde os efeitos da influência interdomínios de pequenas redes são conhecidos, tais como *intranets* com base em VPNs. Os desenvolvimentos futuros podem ser visualizados nessa abordagem, simulando-se as mudanças usando modelos simples, como por exemplo, utilizando previsões ARIMA³.

³ ARIMA – Os modelos ARIMA são, em teoria, a classe mais geral de modelos de previsão de uma série temporal que pode ser transformada em estacionária por meio de diferenciação e cortes. As defasagens das séries diferenciadas que aparecem na equação de previsão são chamados de termos "auto-regressivo", defasagens dos erros de previsão são chamados de termos de "média móvel", e uma série temporal que tem de ser diferenciado para ser transformada em estacionária é dita "versão integrada de uma série estacionária". "*Random-walk*" é um modelo aleatório de tendência, os modelos auto-regressivos, e os modelos de alisamento exponencial (i.e., exponencial ponderada de médias móveis) são casos especiais de modelos ARIMA.

Um modelo ARIMA não sazonal é classificado como um "modelo ARIMA (p, d, q)", onde:

- p é o número de termos auto-regressivos,
- d é o número de diferenças não sazonal, e
- q é o número de erros de previsão defasada na equação de predição.

Auto-Regressive Integrated Moving Average. Disponível em:

<<http://www.duke.edu/~rnau/411arim.htm>>. Acesso em: 10 nov. 2009.

Outro aspecto da modelagem de rede que poderá ser utilizado é a área de aplicações de tráfego, podendo-se analisar a combinação de um número significativo de fluxos similares originários de uma fonte comum. A modelagem deste agregado de fontes, ao invés de uma a uma, pode resultar na melhora do desempenho do simulador.

Apesar de previsões baseadas em séries temporais serem apenas uma das características das abordagens orientadas *INTERMON*, elas servem de base e são abordadas especialmente na seção 3.5 de SCHEIDEGGER, 2002. Todas as propriedades da rede simulada são modeladas por meio de modelos de cálculo estocásticos (como modelos ARIMA) de séries temporais. Para o estudo da QoS de um dado fluxo – no presente ou no futuro – pode-se combinar os modelos matemáticos de forma a obter uma descrição estatística do comportamento.

As medições são geralmente de séries temporais que de alguma sorte são utilizadas para parametrizar os modelos, o que eleva o tempo de simulação. Se considerarmos um fluxo de pacotes passando por um domínio, os atrasos acumulados da sua nascente até a forma de ponto de entrada de uma série temporal. Quando eles saem novamente temos outra série temporal, adicionando uma variável aleatória a cada elemento da série temporal original. Simuladores clássicos de fluxo de fluido são orientados a eventos e estão sujeitos ao efeito cascata, o que pode torná-los ainda mais escaláveis do que os baseados em simuladores por pacotes em determinados cenários.

Alguns dos modelos podem ser aplicados a mais de uma abordagem, tendo-se flexibilidade de escolher entre vários modelos e abordagens de simulação para aumentar o poder do conjunto de ferramentas. Tal como nas previsões meteorológicas, não existe um modelo único que melhor se adapta a todas as situações, mas sim uma combinação de diferentes modelos, cada um com seus pontos fortes e fracos, que dá uma visão boa e diferenciada.

2.1.1.3 Fluid-Based Simulation of Communication Networks Using SSF

Este trabalho foi desenvolvido por Misra, Gong e Towsley, 2000 que consideram a importância da quantidade de pacotes de transmissão para descrever o comportamento do tráfego, levando a uma simplificação matemática do modelo de simulação por fluxo de fluido. Desta forma, este método proporciona uma agilidade nas simulações, proporcionando uma boa relação custo benefício dentro da estrutura comum de pesquisa que começou a receber atenção na literatura.

Os autores Nicol, Goldsby e Johnson, 1999, descrevem uma ferramenta que simula alvos de sistemas de comunicação, e seu uso é adequado para simular modelos baseados em fluxo de fluidos. Com esta ferramenta pode-se desenvolver e comparar modelos baseados em fluxo de fluidos e modelos baseados em pacote, em qualquer taxa de transmissão e performance, beneficiando-se das imprecisões introduzidas. Os estudos específicos de redes usam um tráfego gerado por uma fonte que trabalha a geração de fluxo por um processo markoviano e é formado usando um mecanismo de controle e retenção de fluxo deficiente. Este trabalho muda para o modelo de serviço FCFS (fluxos concorrentes nas portas de saída), contribuindo assim para demonstrar simulação no contexto de um simulador por fluxo de fluido e um orientado a pacote, estudando a performance/precisão dos sistemas comercializado nos dois métodos.

A simulação de redes baseada em fluxo de fluido oferece um grande potencial de aceleração de performance, mas ainda fica a questão da precisão de tais simulações. Usando simulação com um fluxo com alguma variação estatística, perdas de pacotes, tempo de resposta e variação de tamanho dos *buffers* de armazenamentos, foram encontrados pequenos erros, a princípio aceitáveis, faltando realizar análise levando em conta o efeito *ripple*.

2.1.1.4 Packet Network Simulation: Speedup and Accuracy Versus Timing Granularity

Neste trabalho Ahn e Danzig, 1996, tratam de uma técnica que pode aumentar a velocidade de simulação, ampliando de uma para duas a ordem de magnitude de uma rede de pacotes. A aceleração do processo se faz pela alteração do método de análise de pacote por pacote para séries de pacotes, onde esta série representa um bloco de pacotes com características definidas. O interesse neste trabalho está no processo de aceleração da velocidade de simulação, enfoque na estrutura e fluxo de dados do processo de simulação, tipos de rede simulada em que pode ser aplicado.

2.1.2 Estudos dedicados a redes específicas

Estes estudos tratam de simulações para alguma rede específica, onde identificamos três grupos de estudos:

a) Redes com controle por nível celular (Cell-Level)

- An Overview of Cell-Level ATM Network Simulation, Kesidis e Singh, 1995.

b) Rede com chaveamento de pacotes FIFO

- Fluid Simulation of Large Scale Networks: Issues and Tradeoffs, Liu *et al.*, 1999;
- Performance and Fluid Simulations of a Novel Shared Buffer Management System Kumaran e Mitra, 2001.

c) Redes ATM

- Feasibility of Fluid Event-driven Simulation for ATM Networks, Kesidis *et al.*, 1996;
- A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks: The Single-Node Case, Parekh e Gallager, 1993;
- Desenvolvimento de modelos de simulação para a análise de qualidade de serviço em redes ATM, Alberti, 2003;
- Caracterização e Modelagem de Tráfego Agregado em Redes ATM Abdalla e Duarte, 1999.

2.1.3 Estudos dedicados à análise do tráfego no nó de rede

2.1.3.1 Fluid Models and Solutions for Large-Scale IP Networks, Liu et al., 2003.

Neste estudo são desenvolvidos os métodos de análise de fluxo com o foco voltado para o comportamento no nó da rede, observando o perfil de tráfego em relação às diversas variáveis que estão intrinsecamente ligadas ao nó, tais como: carga de fluxo (bits, bytes ou pacotes) limitações internas de armazenamento e processamento, capacidade dos enlaces de conexão com os demais nós da rede.

Destes trabalhos, detivemo-nos em uma breve análise do trabalho desenvolvido por Kesidis *et al.*, 1996, e nos estudos dedicados a redes RDSI realizados por Abdalla e Duarte, em 1994, que poderíamos dizer ser o precursor do trabalho desenvolvido por Kesidis *et al.*, 1996 apresentado no *Global Telecommunications Conference* em 1996 (GLOBECOM '96).

Este trabalho desenvolvido por Kesidis *et al.*, 1996, faz uma análise de redes com base em modelagem markoviana dos seus elementos e do fluxo. Identifica os elementos da rede utilizados no controle de fluxo:

- Fonte com modelagem markoviana de fluxo (MMF);
- Comutador de controle de fluxo por sinalização e armazenamento (*Fluid Leaky Buckets – FLB*);
- Controle de endereçamento FIFO (*First In First Out*) no processo de comutação do nó (*Generalized Processor Sharring – GPS*);
- Controle de endereçamento FIFO (*First In First Out*) no processo de espera do nó.
- Definição de estado de ocupação de banda;
- Efeito de propagação;
- Interpretação dos resultados de simulação.

Este estudo propõe uma combinação do modelo markoviano de uma rede com o modelo markoviano de fontes de fluxos. O modelo markoviano de controle de fluxo aplicada aos elementos da rede permite uma análise aproximada dos elementos da rede de forma individual, quando da existência de fluxo de entrada e de saída no nó. Assim, através desta metodologia pode-se conhecer o estado de ocupação dos nós da rede em determinado instante de tempo.

Este modelo de simulação em comparação com a de camadas de células possui um alto desempenho em termos de tempo de resposta a simulações.

2.1.3.2 Caracterização e modelagem de tráfego agregado em redes ATM, Abdalla e Duarte, 1994.

A Rede Digital de Serviços Integrados – Banda Larga (RDSI-BL), baseada no Modo de Transferência Assíncrona (ATM), e capaz de suportar vários serviços de comunicação, como voz, dados e vídeo, cada um possuindo diferentes características de tráfego. A modelagem acurada das fontes de tráfego se faz necessária para uma melhor avaliação de desempenho desta rede. Neste estudo são analisados vários modelos para a caracterização do comportamento do tráfego agregado de várias fontes, sendo descritos modelos para fontes de dados, voz e vídeo. O objetivo principal deste estudo é realizar uma dissertação sobre as diversas modelagens propostas para cada tipo de fonte, analisando suas características e apresentado suas vantagens e desvantagens.

Neste estudo, os autores dissertam sobre a necessidade de atender a uma variedade de tráfego e os diversos serviços e requisitos de desempenho que de forma simples conduziram a escolha do Modo de Transferência Assíncrono (ATM) para a implementação das Redes Digital de Serviços Integrados – Banda Larga (RDSI-BL). Dentre estes serviços temos: transferência de dados, teleconferência, acesso a banco de imagens e interconexão entre redes locais de alta velocidade. Onde cada tipo de tráfego possui sua própria característica e impondo diferentes requisitos de desempenho (*jitter* e *delay*) de uma célula, máxima probabilidade de perda e máxima variação da probabilidade de perda aceitável.

Devido ao ATM exigir uma alocação dinâmica da banda passante e devido à multiplicação estatística nos seus nós de acesso e de transporte, surgiu o interesse pela pesquisa da análise de desempenho de um multiplexador estatístico com entradas, consistindo na superposição de vários tipos de tráfegos.

2.2 ANÁLISE DOS TRABALHOS APRESENTADOS

Assim, identificados os agrupamentos conforme seção I acima se procurou identificar os parâmetros que norteiam os procedimentos de modelagem para simulação. Foi dada ênfase, durante a busca bibliográfica, nos trabalhos que pautavam a discussão no fluxo de dados.

Os trabalhos que tratam a simulação de um ponto de vista geral têm a preocupação em desenvolver suas análises de forma a obter processos mais ágeis de análise das redes simuladas. Referenciam-se nos processos de modelagem e suas limitações, complementando sua adequação com procedimentos lógicos de processamento de alto desempenho.

Os demais procuram analisar uma estrutura de rede em particular, mas mantendo-se a preocupação básica de fidelidade na modelagem e na simulação. Para isto buscam identificar as simplificações matemáticas no processo de modelagem e ter conhecimento das limitações impostas e aproximar o modelo do real.

2.3 CONCLUSÕES E INDICAÇÕES

Os procedimentos de simulação têm seu alcance definido no processo de modelagem da rede. Assim, para graduarmos a fidelidade dos resultados de simulação, devemos atentar para os parâmetros de modelagem e o grau de aproximação que se apresentam para o objetivo a que se destina.

Visando conhecer o comportamento do tráfego em um nó de rede, procuramos emular parte dos experimentos desenvolvidos por Liu *et al.*, 2003.

3 SIMULAÇÃO

3.1 SELEÇÃO DO TRABALHO PARA SIMULAÇÃO⁴

3.1.1 Modelo de fluidos e soluções para redes IP de grandes dimensões (Fluid Model and Solutions for Large-Scale IP Networks)

3.1.1.1 Resumo

Neste trabalho, Liu *et al.*, 2003, apresenta um modelo escalável de uma rede composta de roteadores *Active Queue Management (AQM)*, que servem a um volume considerável de requisições de fluxo *Transmission Control Protocol (TCP)*. É apresentada uma solução técnica eficiente que permite que se obtenha o comportamento transiente do comprimento médio da fila, a probabilidade de perda de pacotes e a média da latência fim a fim. A comparação, através de simulações, com o modelo usual para estes roteadores AQM e RED (*Random Early Detection*) mostra que o sistema requer um tempo bem menor de resposta, principalmente para altas demandas de tráfego e alta velocidade.

3.1.1.2 Introdução

Redes e Internet em particular, têm tido um crescimento exponencial nos últimos anos. O crescimento deverá continuar em um futuro previsível, e entender o comportamento desse sistema é crítico e de grande importância. Um problema, porém, é que as capacidades dos simuladores ficaram para trás em relação ao

⁴ LIU, Yong *et al.* Fluid Models and Solutions for Large-Scale IP Networks. *In: Proceedings of the ACM SIGMETRICS International Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems*, San Diego, CS, USA, jun. 2003. (Tradução livre realizada pelo autor deste trabalho).

tamanho da Internet há alguns anos. A diferença, desde então, aumentou, e está crescendo quase no mesmo ritmo que a rede. Tentativas de fechar esta lacuna conduzem investigações interessantes na comunidade de simulação, mas ainda estamos longe de qualquer forma de simulação razoável para o tamanho da rede.

Neste trabalho, é feita uma proposta de modelagem escalável, como uma ferramenta para acelerar as "simulações". A idéia é abstrair o comportamento de redes IP em modelos analíticos. Resolvendo os modelos numéricos e, em seguida, produzir indicadores de desempenho que estão presente nas questões das redes originais, permitindo assim uma compreensão dos aspectos fundamentais do desempenho delas. O ponto de partida é o modelo apresentado por Misra, Gong e Towsley, 2000 (*Fluid-based Analysis of a Network of AQM Routers Supporting TCP Flows with an Application to RED*) que descreve o comportamento de redes TCP por um conjunto associado de equações diferenciais ordinárias. As equações diferenciais representam o comportamento esperado ou a média do sistema. Curiosamente, resultados recentes apontados pelo autor, indicam que, com adequado dimensionamento das equações diferenciais, elas de fato representam o comportamento no caminho, em vez do comportamento esperado. Daí, o ganho da solução em precisão como o tamanho da rede é grande, um resultado que se apresenta como algo surpreendente. Resolvendo-se as equações diferenciais numericamente, usando o método Runge-Kutta, as simulações mostram velocidade de ordens de magnitude maior em comparação aos simuladores de eventos discretos. Além disso, o tempo dos passos naturais do modelo da solução permite uma paralelização particularmente simples. Além disso, realizamos uma série de otimizações na identificação dos circuitos que não são entraves a uma aceleração das simulações.

Após a implementação deste trabalho, serão abordadas uma série de deficiências críticas do modelo apresentado por Liu *et al.*, 2003. Mais importante, ainda, é incorporar informações topológicas no conjunto de equações diferenciais. O modelo original definiu uma matriz de tráfego, que descreve o conjunto de roteadores por meio do qual um determinado conjunto de fluxos percorre. No entanto, a ordem em que os fluxos percorrem os roteadores estava ausente na matriz de tráfego, e que a

informação é, potencialmente, de importância crítica. Na seção 3.1.1.3.2 que exemplifica isso com um caso patológico em que o modelo produz resultados enganosos que este modelo refinado corrige. Tem-se também neste modelo, o comportamento de uma série de variantes de um fluxo TCP, tais como o *SACK*. Indo além do mecanismo de AQM e RED modelados, também incorpora outros mecanismos AQM mais modernos, tais como AVQ e o controle PI.

Esta metodologia permite explorar uma ampla gama de parâmetros. A técnica de solução passo a passo, presta-se a uma paralelização bastante simples, e podemos resolver para redes maiores (circuitos e roteadores) em tempo menor do que com simuladores de eventos discretos. Os resultados preliminares indicam que a complexidade computacional deste método cresce linearmente com o tamanho da rede, enquanto que o crescimento da complexidade dos simuladores de eventos discretos é uma álgebra super linear⁵, proporcionando mais uma vitória para a abordagem baseada em fluxo.

Inicialmente, é mostrada a topologia resultante de um modelo analisado por fluxo de fluido conhecido de uma rede IP. Um algoritmo de solução numérica do modelo é mostrado na seção 3.1.1.4. Os refinamentos do modelo são descritos na seção 3.1.1.5, para as diferentes versões de implementação RED para análise de fluxo TCP. Na seção 3.1.1.6 são apresentados alguns resultados da experiência, demonstrando a precisão e eficiência do modelo de computação sobre modelo de análise por fluxo de fluidos. A seção 3.1.1.7 traz algumas extensões do modelo. A seção 3.1.1.8 conclui o trabalho e os pontos de observações e as direções para trabalhos futuros.

3.1.1.3 Modelo de fluido para rede IP

Aqui é apresentado um modelo de fluxo de fluido para uma rede de roteadores que servem um fluxo de tráfego TCP. Este modelo está concentrado nas conexões TCP

⁵ Álgebra Super Linear é a toda uma álgebra que trabalha a relação entre grandes matrizes, não como um único bloco, mas como vários blocos, sendo poderosa na resolução de sistemas com predominância de matrizes e vetores, densos e de grandes dimensões.

persistentes, onde nesta fase deve-se evitar congestionamento. Os fluxos de tráfego TCP são de curta duração e o tempo de espera é modelado segundo parâmetros a serem mostrados nas extensões da seção 3.1.1.6.

3.1.1.3.1 Modelo de rede

O modelo de rede é representado por um grafo $G = (V, E)$, onde V é um conjunto de roteadores e E é um conjunto de enlaces. Cada *link* $l \in E$ sendo servido por uma taxa C_l bps. Associado com cada *link* de um roteador tem-se uma política de administração de filas (AQM) caracterizada por uma função de probabilidade de marcação/descarte $p_l(t)$, que pode depender do estado do enlace ou tamanho da fila de admissão. O tamanho da fila de aquisição ao enlace l é $q_l(t)$, onde $t \geq 0$. O tráfego inicia-se com uma fila associada ao enlace l e chega à fila seguinte após um tempo a_l segundos.

A rede G atende a uma demanda de N classes de fluxos TCP. Será denotada por n_i o número do fluxo de cada classe i , onde $i = 1, \dots, N$. Os fluxos de mesma classe têm as mesmas características, a mesma rota e experimentam o mesmo ciclo de retardos. Assim, temos as matrizes de filas de tráfego, nos dois sentidos do enlace, do fluxo da classe i :

$$F_i = (k_{i,1}, \dots, k_{i,m'_i}) \quad 3.1$$

$$R_i = (k_{i,n'_i}, \dots, k_{i,m_i})$$

Assim, são identificados os fluxos nos dois sentidos do enlace, onde o tráfego de controle existe nos dois sentidos e é muito pequeno quando comparado ao tráfego principal. Então teremos:

$$E_i = F_i \cup R_i, \text{ para } k \in E_i \quad 3.2$$

Sendo que $s_i(k)$ e $p_i(k)$ denotam as filas de fluxos nos dois sentidos do enlace.

3.1.1.3.2 Modelo MGT00

Este modelo relaciona os valores esperados de fluxos TCP e as variáveis chave da rede que são descritas pelos seguintes conjuntos de equações diferenciais não-lineares:

1 - Tamanho da janela de transmissão (W) – todos os fluxos da mesma classe terão o mesmo comportamento da média. Sendo $W_i(t)$ o tamanho da janela de espera de uma classe i de fluxo no tempo t , $W_i(t)$ satisfaz:

$$\frac{dW_i(t)}{dt} = \frac{1}{R_i(t)} - \frac{W_i(t)}{2} \lambda_i \quad 3.3$$

Onde $R_i(t)$ é o tempo de ida e volta e $\lambda_i(t)$ é a taxa de indicação de perda vivenciada por uma classe i de fluxo.

Temos que $A_i(t)$ é a taxa de envio (esperada) de uma classe de fluxo i . Isso está relacionado ao tamanho da janela TCP dado por:

$$A_i(t) = \frac{W_i(t)}{R_i(t)} \quad 3.4$$

2 - Comprimento da fila (q_l) – para cada fila do enlace l , N_l designa o conjunto de classes de fluxo TCP que atravessa o enlace l , então:

$$\frac{dq_l(t)}{dt} = -1(q_l(t) > 0)C_l + \sum_{i \in N_l} (n_i A_i(t)) \quad 3.5$$

A primeira equação diferencial descreve a janela TCP de controle dinâmico. A princípio, o termo $\frac{1}{R_i(t)}$ é um incremento aditivo, enquanto o termo $\frac{W_i(t)}{2}$ é proporcional ao tamanho da janela e diminui em resposta a perdas de pacotes, que se presume ser descrita por um processo de *Poisson* com taxa $\lambda_i(t)$.

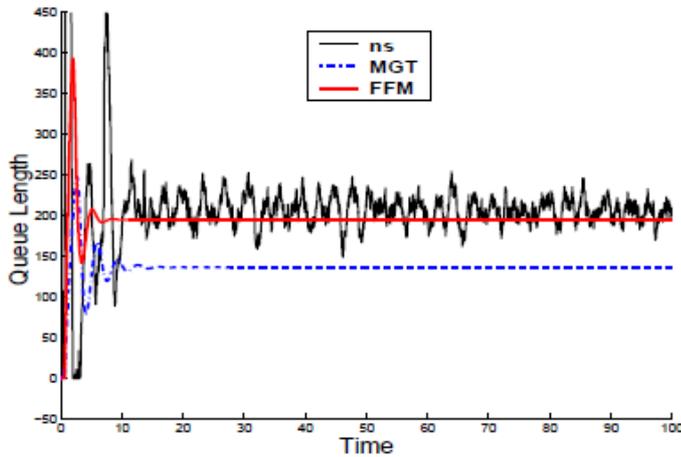
Na segunda equação, o comportamento do comprimento da fila simplesmente como

a diferença acumulada entre a taxa de chegada de pacotes na fila, conforme demonstrado é aproximada pelo termo $\sum_{i \in N_l} (n_i A_i(t))$ e a capacidade do enlace C_l . Observa-se que a aproximação surge em substituição à taxa de chegada, agregada na fila no momento t com a taxa agregada de envio do fluxo TCP que atravessa este enlace C_l neste mesmo instante t .

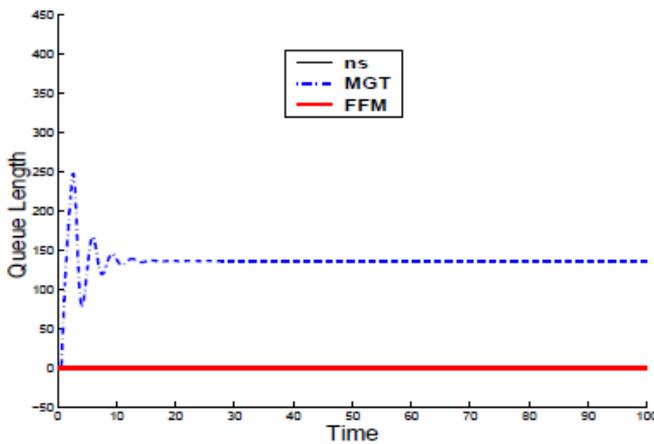
Estas duas quantidades podem diferir significativamente, por duas razões:

- (1) os fluxos são moldados à medida que são encaixados nas filas, e
- (2) a taxa de chegada no tempo t em uma fila é uma função da taxa de emissão no tempo $(t - d)$, onde d é a soma dos atrasos do início da transmissão até a fila. Este atraso varia para cada fila e para cada classe de fluxo.

Um exemplo extremo é onde somente uma classe de fluxo TCP tendo uma largura de banda C para transitar entre dois roteadores idênticos. O tráfego TCP irá ser gerado na primeira fila, tal que seu máximo na segunda fila seja igual ou inferior a C , que é igual à taxa de serviço na segunda fila. Claramente, não haverá qualquer congestionamento na segunda fila. No entanto, de 3.5, conseguiremos idênticas equações para essas duas filas. Por conseguinte, o modelo prevê o mesmo comprimento da fila e probabilidade de marcação de pacote para eles, como mostrado na figura 1.



(a) - Primeira fila



(b) - Segunda fila

Figura 1 – Importância da ordem na topologia.
Fonte: figura 1. Liu *et al.*, 2003.

3.1.1.3.3 Identificando a topologia do modelo

Temos observado na subseção anterior, a importância da contabilidade para a ordem em que um fluxo TCP percorre as ligações em seu caminho. Nesta seção, apresentamos um modelo que leve em conta a forma como os fluxos são moldados e retardados que percorrem a rede. Isto é conseguido de forma explícita à caracterização para cada classe de entrada e taxa de partida em cada fila. Para cada fila de $l \in F_i$ que é atravessado por fluxos de classe i , temos que $A_i^l(t)$ e $D_i^l(t)$ são a taxa de chegada e a taxa de partida de cada classe i de fluxo, respectivamente. Os seguintes conjuntos de expressões relacionadas ao processo

de partida e chegada a uma fila ao longo do caminho a seguir.

Taxa de saída (*departure rate*) – quando o comprimento da fila é zero, a taxa de saída no tempo t é igual à taxa de chegada. Quando a fila não está vazia, a capacidade de atendimento é dividida entre os fluxos concorrentes, na proporção de suas taxas de chegada. Assim, para cada classe i de fluxo e *link* $l \in F_i$, temos:

$$D_i^l(t) = \begin{cases} A_i^l(t), & q_l = 0 \\ \frac{A_i^l(t-d)}{\sum_{j \in N_i} (A_j^l(t-d))} C_l, & q_l > 0 \end{cases} \quad 3.6$$

Onde d é o retardo enfrentado nas filas pelos tráfegos que partem de l no tempo t . Sendo que d pode ser obtida como solução da seguinte equação:

$$\frac{q_l(t-d)}{c_l} = d \quad 3.7$$

Sendo: $q_l(t)$ o tamanho da fila da interface do nó para o *link* l , e C_l a taxa de transmissão do *link* l .

Taxa de entrada (*arrival rate*) – taxa para cada fluxo de classe i , a taxa de chegada na primeira fila da sua rota, que é apenas a sua taxa de partida da origem. Em qualquer outra fila, a sua taxa de chegada é a sua taxa de partida de sua fila a montante após um lapso de tempo de atraso de propagação no enlace (circuito). Ela está resumida na seguinte equação:

$$A_i^l(t) = \begin{cases} A_i(t) , & l = k_{i,1} \\ D_i^{p_i(l)}(t - a_{p_i(l)}) , & \text{qualquer outro} \end{cases} \quad 3.8$$

A evolução do sistema é regida por um conjunto de equações diferenciais.

Tamanho de janela

O tamanho da janela $W_i(t)$ de um fluxo da classe i satisfaz a equação:

$$\frac{dW_i(t)}{dt} = \frac{1(W_i < M_i)}{R_i(t)} - \frac{W_i(t)}{2} \lambda_i(t) \quad 3.9$$

Onde M_i é o tamanho máximo da janela, $R_i(t)$ e $\lambda_i(t)$ tempo de ida e volta, bem como a menor taxa medida em t , respectivamente. $R_i(t)$ é tal que $(t - R_i(t))$ é o momento em que os dados cujo ACK foi recebido no instante t , foi emitido do remetente. Assim, $R_i(t)$ assume a forma:

$$R_i(t) = \sum_{l \in F_i \cup R_i} (a_l + \frac{q_l(t_l)}{c_l}) \quad 3.10$$

Onde t_l é o instante em que os dados ou o ACK chegou à fila l . Os instantes $\{t_l, l \in E_i\}$ estão relacionados a t pela seguinte equação:

$$t_{n_i(l)} = a_l + t_l + \frac{q_l(t_l)}{c_l} \quad 3.11$$

Onde $t_{k_i,1} = t$.

Para calcular $\lambda_i(t)$ temos de considerar o destino do pacote de referência unitária de tráfego que sai no tempo $(t - R_i(t))$ em cada nó ao longo do caminho.

$$\text{Então: } \lambda_i(t) = \sum_{l \in F_i} (A_i^l(t_l) p_l(t_l)) \quad 3.12$$

Tamanho da fila

Para cada fila l , N_l designa o conjunto de classes de fluxo TCP que passa através da fila l .

Então:

$$\frac{dq_l(t)}{dt} = -1(q_l(t) > 0)C_l + \sum_{i \in N_l} (n_i A_i^l(t)) \quad 3.13$$

3.1.1.3.4 Política de AQM

O exemplo clássico de roteadores com política AQM é dado por Floyd e Jacobson, 1993. A equação diferencial que rege a $p_l(t)$ é descrita em seqüência.

O roteador calcula a probabilidade de marcação com base em um comprimento $x(t)$ médio da fila. Esta relação é definida como segue:

$$p(x) = \begin{cases} 0, & 0 \leq x < t^{\min} \\ \frac{x-t^{\min}}{(t^{\max}-t^{\min})} p^{\max}, & t^{\min} \leq x \leq t^{\max} \\ 1, & t^{\max} < x \end{cases} \quad 3.14$$

Onde t^{\min} , t^{\max} e p^{\max} são configuráveis. Faz-se necessário realizar modificações na variável “gentle_” do roteador fazendo-a contínua, melhorando a oscilação no roteador:

$$p(x) = \begin{cases} 0, & 0 \leq x < t^{\min} \\ \frac{x-t^{\min}}{(t^{\max}-t^{\min})} p^{\max}, & t^{\min} \leq x \leq t^{\max} \\ \frac{x-t^{\max}}{(t^{\max})} (1 - p^{\max}) + p^{\max}, & t^{\max} \leq x \leq 2t^{\max} \end{cases} \quad 3.15$$

A equação diferencial que rege a probabilidade de perda de pacotes no *link l* é descrita:

Assim, obtém-se o diferencial que descreve $x(t)$:

$$\frac{dx}{dt} = \frac{\log_e(1-\alpha)}{\delta} x(t) - \frac{\log_e(1-\alpha)}{\delta} q(t) \quad 3.16$$

Onde δ e α são o intervalo de amostragem e o peso utilizado no cálculo de EWMA (média móvel ponderada exponencialmente) do comprimento médio da fila $x(t)$.

Assim, a equação diferencial que descreve o $p_l(t)$ é obtida pelo dimensionamento

adequado de (3.16) com (3.14) ou (3.15) de acordo com o esquema utilizado.

Outro regime de política AQM – PI, Kesidis *et al.*, 1996 – tem a seguinte equação diferencial descrevendo $p_l(t)$:

O controlador PI é usado para regular o sinal de erro $e(t)$ entre os comprimentos de fila $q(t)$ e o comprimento desejado q_{ref} ($e(t) = q(t) - q_{ref}$). Em estado estacionário o controlador PI leva o sinal de erro para 0. A relação entre $p_l(t)$ e $q(t)$ é descrita por

$$\frac{dp_l}{dt} = K_1 \frac{dq(t)}{dt} + K_2 (q(t) - q_{ref}) \quad 3.17$$

Onde K_1 e K_2 , são parâmetros do algoritmo PI. Note que o algoritmo de REM usa uma equação diferencial semelhante para calcular o preço de um *link*, que posteriormente é usado por uma função estática para calcular a probabilidade de marcação. Assim, o mesmo esquema funciona com PI, com uma pequena modificação para REM. Temos uma descrição semelhante para AVQ, mas devido a limitações de espaço não incluímos ele neste documento.

3.1.1.3.5 Redução do modelo

Na maioria das redes operadas, o congestionamento ocorre somente em determinados locais, tais como pontos de acesso e pontos de monitoração dos ISP. A maioria das conexões de rede, especialmente em redes de *backbone*, opera em baixo nível de utilização. Filas nessas conexões serão sempre vazias e nenhum pacote será deixado lá. Portanto, não há necessidade de modelo de comportamento e de filas RED e manutenção dos estados dos fluxos de pacotes TCP nessas ligações. O modelo de rede pode ser reduzido de forma que apenas resolver as filas RED e as equações para o potencial de congestionamento ou não das conexões são transparentes para todas as classes de fluxo TCP, exceto para a introdução de atrasos de propagação. Ela irá reduzir muito o tempo de computação na solução do modelo.

Dada uma topologia de rede e matriz de tráfego, podemos identificar os seguintes enlaces não congestionados:

Passo 1 – Definir uma matriz de filas adjacentes ADJ , tal que $ADJ(i,j)=1$ se existe uma classe de fluxo TCP passando de i para j ; $ADJ(i,j)=0$ quando não há fluxo. Para a fila i , definimos o conjunto $O(i)$ como o conjunto de classe de fluxo TCP que tem como partida a fila i .

Passo 2 – A fila i é marcada como não congestionada se

$$\sum_{l \in E} (ADJ(l, i) * C_l) + \sum_{k \in O(i)} \left(\frac{M_k n_k}{pd_k} < C_i \right) \quad 3.18$$

Onde M_k é o tamanho máximo dos pacotes TCP, n_k é a quantidade de fluxo e pd_k é o retardo de propagação nos dois sentidos do fluxo TCP de classe k .

Passo 3 – Remover todas as vias não congestionadas da topologia, e se a rota de uma classe de fluxo TCP for removida, remover esta classe e recalcular a taxa de transmissão $\frac{M_k n_k}{pd_k}$.

Passo 4 – Enquanto houver filas a serem removidas, retornar ao Passo 1, não havendo, finaliza-se o processo de redução.

A equação 3.18 trás o fluxo máximo da fila i , sendo o primeiro termo o fluxo máximo de saída da fila, e o segundo termo o fluxo de chegada na fila, que é limitado pelo congestionamento máximo para o tempo de retardo de ida e volta.

3.1.1.4 .Algoritmo de solução do modelo

A solução do modelo de fluido pode ser obtida resolvendo o conjunto de equações diferenciais definidas em atraso 3.6 – 3,17 a um baixo custo computacional. Nós implementamos a solução de modelo baseada em fluidos e *Matlab* e em “C”, onde o *Matlab* tem as suas próprias ferramentas de Equações Diferenciais Ordinárias

(ODE).

Como uma linguagem de *script*, *MATLAB* está longe de ser otimizado em termos de custo de computação e não oferece muita flexibilidade de programação. Como alternativa, foi programado passo fixo Runge-Kutta em C para resolver o modelo de fluido.

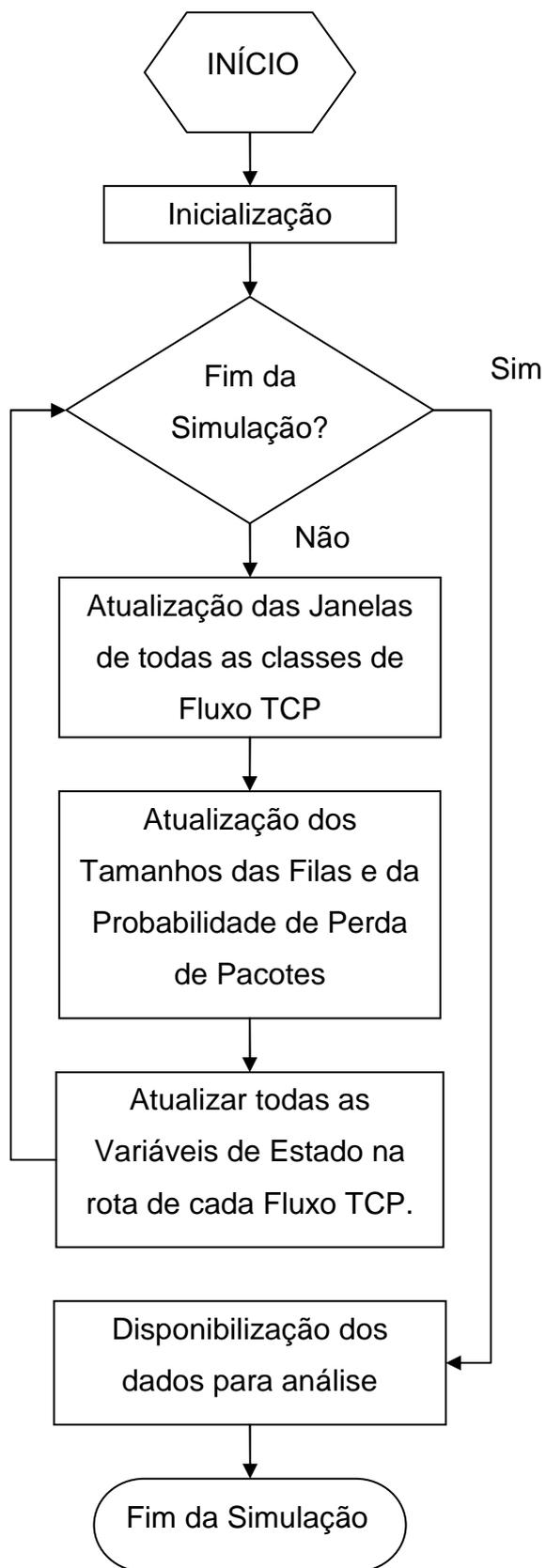


Figura 2– Organograma da solução do modelo de simulação por fluido.
Fonte: figura 2. Liu *et al.*, 2003.

O algoritmo de Runge-Kutta é um método amplamente usado para resolver equações diferenciais numericamente. Rapidamente, um sistema descrito por:

$$\frac{dy(t)}{dt} = f(t, y(t)) \quad 3.19$$

Onde $y(t) = \{y_1(t), y_2(t), \dots, y_m(t)\}$ a solução pode ser obtida pela integração numérica: $y((n+1)h) = y(nh) + \frac{h}{6} [k_{n,1} + 2k_{n,2} + 2k_{n,3} + k_{n,4}]$

Onde h é o tamanho de cada etapa da solução e

$$\begin{aligned} k_{n,1} &= f(t_n, y(nh)) & k_{n,2} &= f\left(t_n + \frac{h}{2}, y(nh) + k_{n,1} \frac{h}{2}\right) \\ k_{n,3} &= f\left(t_n + \frac{h}{2}, y(nh) + k_{n,2} \frac{h}{2}\right) & k_{n,4} &= f(t_n + h, y(nh) + k_{n,3}h) \end{aligned} \quad 3.20$$

Com a implementação do algoritmo de Runge-Kutta, o modelo solucionador baseado em fluido, essencialmente, torna-se um simulador de rede baseado no tempo. A figura 2 mostra o fluxograma do modelo solucionador baseado em fluido. Após a leitura na topologia da rede e matriz de tráfego TCP de um arquivo de configuração, o solucionador conduz a redução do modelo usando o algoritmo da seção 3.1.1.5. Em seguida, o modelo de fluido é resolvido passo a passo para todo o intervalo de tempo de simulação. Em cada passo de tempo, a taxa de envio de cada classe TCP é atualizada de acordo com 3.9; tamanho da fila e a probabilidade de perda de pacotes em cada fila congestionada são calculados a partir de (9) e as equações de AQM correspondente, por exemplo, as equações 3.14, 3.15 e 3.16 para RED; variáveis de estado TCP $\{R_i(t), \lambda_i(t), A_i^l(t), D_i^l(t)\}$ são atualizadas de acordo com as equações 3.6, 3.,8, 3.10 e 3.12. A solução do modelo de fluidos, incluindo a taxa de envio de cada classe TCP e probabilidade de cada fila congestionada de perda de pacotes e tamanho da fila, é despejado em arquivos de dados no final do processo.

Para resolver equações 3.6, 3.,8, 3.10 e 3.12 diretamente, para cada t , nós precisaríamos de faixa de volta no tempo para cada classe no instante em que o

dado de ACK chegou a cada fila. Em vez disso, achamos conveniente proceder reescrevendo as equações de 'avançar' no tempo, isto é, expressando o valor futuro do tempo de ida e volta, indicação de perda de juros, taxa de chegada e partida em função de seus valores atuais. Procedemos da seguinte forma:

Round Trip Time (tempo de ida e volta – $R_i(t)$). Sendo $d_l^i(t)$, $l \in E_i$, $i = 1, \dots, N$ o atraso total acumulado pelas unidades de confirmação de dados (ACK), que no momento t chegou ao nó l . A partir da definição, onde S_i é o conjunto de nós que enviam dados para o nó l , temos:

$$R_i(t) = d_{S_i}^i(t) \quad 3.21$$

Assim, o atraso no nó l é computado da seguinte forma:

$$d_l^i \left(t + \frac{q_{p_i(l)}(t)}{c_{p_i(l)}} + a_{p_i(l)} \right) = d_{p_i(l)}^i + \frac{q_{p_i(l)}(t)}{c_{p_i(l)}} + a_{p_i(l)} \quad 3.22$$

Loss Rate Indication (taxa indicação de perda de transmissão)

Permitir $r_l^i(t)$, $l \in E_i$, $i=1, \dots, N$, se a quantidade de dados que chegam ao *link* l no tempo t que estava perdido. A partir da definição, temos:

$$\lambda_i(t) = r_{S_i}^i(t) \quad 3.23$$

$$r_l^i \left(t + \frac{q_{p_i(l)}(t)}{c_{p_i(l)}} + a_{p_i(l)} \right) = r_{p_i(l)}^i(t) + A_i^{p_i(l)}(t) p_{p_i(l)}(t) \quad l \in F_i \quad 3.24$$

$$r_l^i \left(t + \frac{q_{p_i(l)}(t)}{c_{p_i(l)}} + a_{p_i(l)} \right) = r_{p_i(l)}^i(t) \quad l \in R_i \quad 3.25$$

Departure Rate (taxa de transmissão)

As expressões para a taxa de saída são obtidas diretamente da equação 3.6. Para cada classe i e $l \in F_i$

$$D_i^l \left(t + \frac{q_i(t)}{c_i} \right) = \begin{cases} A_i^l(t) & q_i(t) = 0 \\ \frac{A_i^l(t)}{\sum_{j \in N_i} A_j^l(t)} C_i(t) & q_i(t) > 0 \end{cases} \quad 3.26$$

Arrival Rate (taxa de recepção)

Para cada fluxo i e $i \in F_i$,

$$A_i^l(t + a_{p_i(l)}) = D_i^{p_i(l)}(t) \quad 3.27$$

A precisão da solução de uma equação diferencial do sistema é determinada pela rigidez do sistema e do tamanho do passo da solução. Quanto menor o tamanho do passo, mais se precisa da solução. Por outro lado, o custo de computação do nosso tempo intensificou solver o modelo fluido proporcional ao seu tamanho de passo. Para o nosso modelo de solução por fluxo de fluido, a compensação entre a dimensão do passo e a precisão da solução não é rigorosa. A rigidez do modelo de rede de fluxos fluidos é delimitada pelo menor tempo de ida e volta dos pacotes TCP e da maior largura de banda para filas congestionadas. Podemos conseguir resultados bastante precisos, com um pequeno passo de tamanho adequado. Enquanto isso o nosso modelo de solução por fluxo de fluido ainda corre rápido, mesmo com um passo de tamanho pequeno. Como veremos no Capítulo 5, um passo de tamanho de 1 ms é pequeno o suficiente para o nosso modelo de solução por fluxo de fluido, para obter a solução exata e ao mesmo tempo que permite a solução de uma rede IP grande possa ser obtida razoavelmente rápida.

3.1.1.5 Refinamento do modelo fluido

O modelo na seção 3.1.1.3.2 captura o comportamento dinâmico de base da TCP e da RED. As modalidades de execução mudam seu comportamento até certo ponto. Nesta seção, apresentamos alguns refinamentos do modelo, que representam uma variedade de comportamento detalhado de TCP e RED.

3.1.1.5.1 Variantes do TCP

Equação 3.9 modela o comportamento do TCP Reno. A partir da versão de Reno, o mecanismo de recuperação rápida (*Fast Recovery*) implementa o TCP. A janela de congestionamento de fluxo TCP se divide, sempre que o número de *ACKs* duplicados cruza um limiar. Quando há várias perdas de pacotes em uma janela, o TCP Reno reduz sua janela várias vezes. Isso torna o mecanismo de recuperação rápida ineficiente. Novos mecanismos de rápida recuperação são implementados em *Newreno* e *SACK* para garantir, no máximo, uma redução de perdas de pacotes dentro de uma janela. Segundo Fall e Floyd, 1996, mostram na simulação de resultados usando *Newreno* e *SACK* que recuperam muito mais rápido do que o Reno quando da ocorrência de várias perdas de pacotes.

Para modelar os mecanismos de recuperação rápida de *Newreno* e *SACK*, nós substituímos a taxa percebida de perda de pacotes $\lambda_i(t)$ na equação 3.9 pela taxa de perda efetiva (*Effective Loss Rate*).

Para modelar os mecanismos de recuperação rápida de *Newreno* e *SACK*, nós substituímos percebida taxa de perda de pacotes $\lambda_i(t)$ na equação 3.9 pela Taxa de perda efetiva (*Effective Loss Rate*).

$\lambda_i(t)/A_i(t - R_i(t))$ se aproxima da probabilidade de perda de pacotes fim a fim. Por conseguinte, $1 - (1 - \lambda_i(t)/A_i(t - R_i(t)))^{R_i(t)A_i(t - R_i(t))}$ é a probabilidade de pelo menos um pacote ser perdido dentro uma janela de pacotes $R_i(t)A_i(t - R_i(t))$. Portanto, os $\lambda_i'(t)$ modelos da janela atual da taxa de recuo para o TCP *Newreno* e *SACK* sob a indicação de taxa de perda $\lambda_i(t)$. Quando a probabilidade de perda de pacotes $\lambda_i(t)/A_i(t - R_i(t))$ é pequena, teremos $\lambda_i'(t) \approx \lambda_i(t)$.

3.1.1.5.2 Compensação de variação de tamanho da janela TCP

Da equação 3.9, em estado estacionário, teremos $W = \sqrt{(2/p)}$. Outros estudos prevêm $W = \sqrt{(1,5/p)}$. Pensamos que a diferença vem do pressuposto do processo de perda de eventos. Nosso modelo é um modelo de valor médio:

podemos modelar apenas as primeiras estatísticas de ordem de tamanhos de janela TCP e comprimentos de fila. Em uma rede real, as estatísticas de segunda ordem, por exemplo, a variação do tamanho da janela TCP, impacto no comportamento de rede estacionária. Por exemplo, usamos tamanho de janela médio para aproximar o tamanho da janela do TCP antes de retornar. Isso é preciso se a perda de chegada é independente da janela TCP. Quando a correlação entre o tamanho de uma classe da janela do TCP e a perda de chegada percebida não é desprezível, é necessária alguma compensação. Um exemplo extremo é um único gargalo apoiando uma classe única de fluxos TCP M. Vamos denotar de W^i o tamanho da janela do fluxo i por dentro desta classe. O tamanho médio da janela da classe é $\bar{W} = \frac{1}{M} \sum_{i=1}^M W^i$. Dada uma pequena perda de pacotes de probabilidade p , a probabilidade de que pelo menos um pacote em uma janela será descartado é de cerca de $W^i p$. Em seguida, a média de volta ao largo de toda a classe é:

$$\frac{1}{M} \sum_{i=1}^M (W^i)^p / 2 \quad 3.28$$

Que será maior do que $(\bar{W}^2)^p / 2$. Para demonstrar, realizamos uma simulação NS de um único gargalo servindo de classe única de fluxos TCP e medir o tamanho de cada fluxo TCP da janela imediatamente antes de recuar. Os tamanhos da janela TCP antes do retorno de fechamento e é geralmente maior do que o tamanho da janela da média. Para compensar, usamos $(\bar{W}) / 1,5$ em vez de $\bar{W} / 2$ para o modelo médio de recuo de um fluxo TCP. A figura 3 contém os resultados de NS e o modelo fluido com fator multiplicativo Diminuir MD = 1: 5 e DM = 2.

3.1.1.5.3 RED – Implementação de ajustes

Nesta seção, temos versões diferentes do modelo de implementação RED.

- a) Geometrias e Uniformidades (*Geometric and Uniform*): depois de calcular a probabilidade p de marcação de pacotes com base no comprimento médio da fila, as marcações dos pacotes no roteador independem de p . Seja X o

intervalo de tempo entre as duas marcas. Então, X assume uma distribuição geométrica: $P (X = k) = (1 - p)^{k-1} p$

Segundo Liu, Floyd e Jacobson apontam para fins geométricos uma inter-marcação no tempo para que ocorra sincronização global entre as conexões. Em seguida, propõe um mecanismo de marcação para fazer X uniformemente distribuída em $[1, 1/p]$. Cada pacote chegando é marcado com probabilidade $p/(1 - count * p)$, onde a “*count*” é o número de pacotes marcados que chegaram desde o último pacote marcado. Um pacote será sempre marcado se $(count * p) > 1$.

Ao fazer isso, a probabilidade real de marcação do pacote é próxima de $2p$. Para dar conta de modo uniforme na liberação, a probabilidade de marcação dos pacotes pelo roteador é calculada no modelo de fluido como:

$$p_l(t) = 2 * p_l (x_l (t));$$

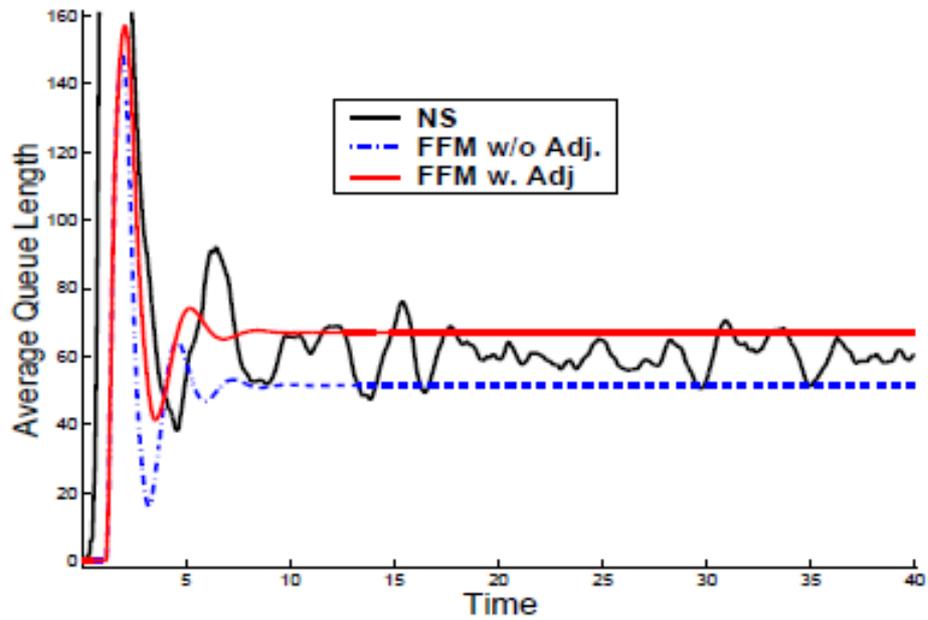
Onde $p(.)$ é o fator linear de marcação inteligente do roteador tal como definido na equação 3.15.

- b) Opção de espera (*Wait Option*): na implementação sob NS é introduzida uma opção no roteador para evitar a marcação de dois pacotes em uma mesma linha. Quando a opção é esperar, o que é padrão para as últimas versões NS, um pacote que chega é marcado com probabilidade $p/(2 - count * p)$ se $1 \leq (count * p) \leq 2$. Um pacote será marcado com probabilidade 1 se $(count * p) \geq 2$. A intermarcação no intervalo X é uniformemente distribuída em $[1/p; 2/p]$. Isto efetivamente reduz a probabilidade de marcação de pacotes em $2p/3$.

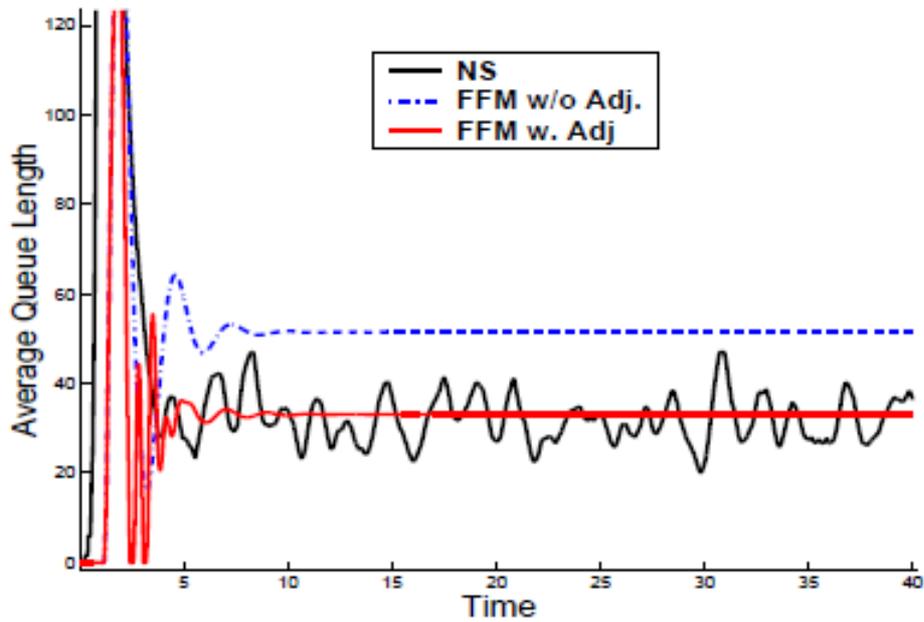
Para esclarecer os detalhes da implementação, podemos mudar o cálculo da probabilidade da marcação no modelo do roteador de fluxo como:

$$p_l(t) = \begin{cases} \frac{2}{3}p(x_l(t)) & wait = 1 \\ 2p(x_l(t)) & wait = 0 \end{cases} \quad 3.29$$

Fizemos uma simulação de uma rede em um único ponto de estrangulamento com 60 classes de fluxos TCP simples. A fila do roteador usa marcação ECN (*Explicit Congestion Notification*). A figura 3 mostra os resultados para a fila do roteador, com e sem opção de espera. Note que o pacote com marcação de probabilidade prevista por nosso modelo de fluidos é um pouco maior do que o pacote de marcação atual da taxa do NS. Isto é porque nós não modelamos o *Timeout* e vai precisar de uma maior taxa de marcação de pacotes para derrubar a taxa de envio dos pacotes TCP.



(a) *wait é on*



(b) *wait é on*

Figura 3 – Cálculos de implementação do roteador.
 Fonte: figura 5. Liu *et al.*, 2003.

3.1.1.6 Resultados

Fizemos amplas experiências para avaliar a eficácia de precisão e cálculo de nossos

modelos de fluidos.

Para todas as experiências nesta seção, foram usados o TCP *Newreno* e RED (roteador) com ECN com política AQM de marcação de pacotes. O tamanho dos passos de solução do modelo de fluido foi fixado em 1[ms]. Começamos com uma topologia de ponto de congestionamento único com uma carga de trabalho variável de fluxos TCP, expandindo o experimento até um modelo para redes de grande escala. A precisão do modelo do fluido é testada, comparando sua solução com simulação de resultados obtidos no NS quando a rede opera nas regiões estáveis e instáveis. Na seção 3.1.1.6.2, a escalabilidade do modelo do fluido é demonstrada em uma topologia de dois gargalos. Os resultados mostram que o modelo fluido é escalável em largura de banda e quantidade de fluxo por enlace. Além disso, sua precisão melhora à medida que a escala de largura de banda dos enlaces aumenta. No último experimento, testamos a capacidade do nosso modelo de simulação de fluidos baseado em uma topologia de grande porte com mais de 1.000 nós e milhares de classes TCP constituído até 176.000 fluxos TCP. Na computação, resultados mostram que a abordagem do modelo fluido é promissor na simulação de grandes redes IP.

3.1.1.6.1 Precisão do modelo de fluido

O primeiro experimento é para demonstrar a precisão do nosso modelo de fluidos. Como mostrado na figura 4, há três classes TCP, compartilhando um *link* com largura de banda de 10Mbps. Cada classe TCP é composta por 20 fluxos de TCP homogêneos. Há um total de 14 filas. Após a redução de modelo, o modelo fluido só precisa simular quatro filas que potencialmente tem congestionamento.

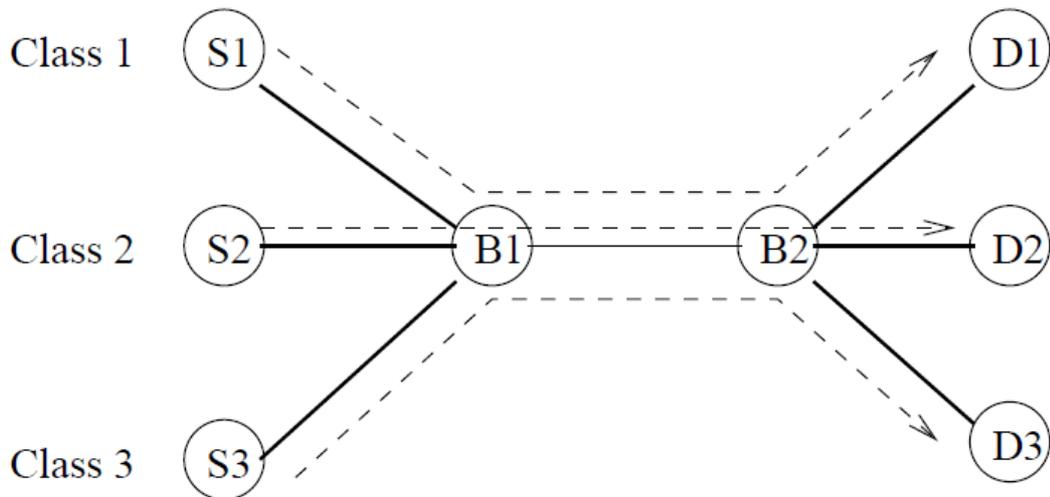
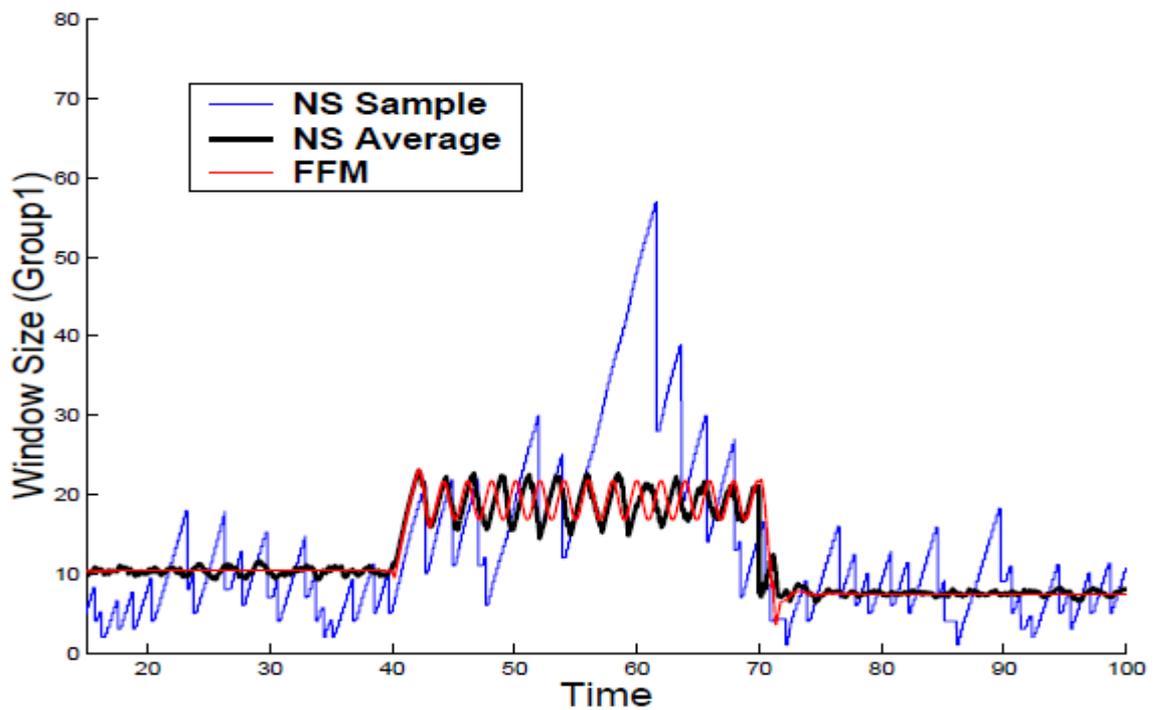


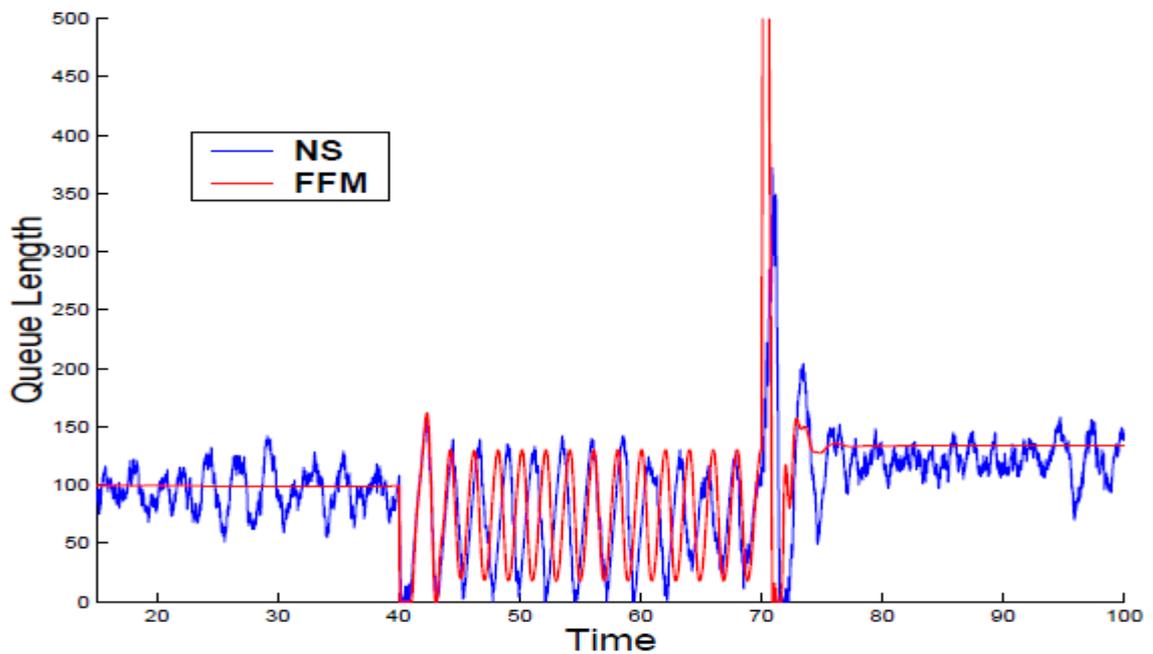
Figura 4 – Rede com um único segmento de congestionamento.
Fonte: figura 6. Liu et al., 2003.

Iniciando com os fluxos TCP de classe 1 e 2 no momento $t=0$. Após 40 segundos ($t=40s$), a classe 2 deixa de enviar dados. O número de fluxos TCP de fluxos no *link* será reduzido de 40 para 20. O sistema entra em uma região instável. No instante $t=70s$, tanto da classe 2 e classe 3 tornam-se ativo. Aumentando-se à carga de trabalho de fluxos TCP, um fator de 3. O sistema estabiliza, eventualmente, ao redor do seu ponto de operação estável. Comparamos a solução de modelo fluido com os resultados obtidos a partir de NS. Na figura 5 é traçada a variação da janela de congestionamento de uma conexão TCP e o tamanho médio desta janela é obtido do NS e do modelo de fluidos. O modelo fluido acompanha o comportamento de janela média muito bem nos períodos em que o sistema é estável e instável. Na figura 6 variação da fila instantânea no NS e no modelo de fluidos. Vemos também uma boa correspondência, que também implica que o modelo fluido calcula pacote e a marcação de pacotes pelo roteador com precisão e probabilidade de marcações previstas.



Varição da janela de fluxo TCP.

Figura 5 – Resultados para uma topologia com um ponto simples de congestionamento.
 Fonte: figura 7 (a). Liu *et al.*, 2003.



Fila de entrada no link de congestionamento.

Figura 6 – Resultados para uma topologia com um ponto simples de congestionamento.
 Fonte: figura 7 (b). Liu *et al.*, 2003.

3.1.1.6.2 Modelo de dimensionamento com vários links de largura de banda variável

O segundo conjunto de experiências visa mostrar a escalabilidade do modelo de fluidos com uma população de vários *links* com largura de banda e fluxos distintos. Podemos definir três classes de fluxos TCP em uma rede de oito *links* como na figura 7. As de largura de banda dos *links* dentro de cada classe são definidas para ser proporcional a um parâmetro de escala K , que varia de 1 a 100. A ligação entre os nós 4 e 2 e o *link* entre os nós 6 e 8 tem largura de banda de $K*10\text{Mbps}$. Os demais *links* têm largura de banda de $K*100\text{Mbps}$. Cada classe TCP consiste em $K*40$ fluxos TCP. A fim de comparação das simulações, as escalas foram alteradas em seus limites t_{\min} e t_{\max} proporcional a K e o peso da fila média inversamente proporcional a K . São 16 filas na rede. O algoritmo de redução de modelo identifica 12 delas como filas não congestionadas que não é necessário serem simuladas. Para cada K , podemos executar uma simulação de 100 segundos usando NS e o solucionador de modelo de fluidos. A figura 8 e a figura 9 mostram resultados de simulação para $K = 1$ e $K = 10$, respectivamente. Os resultados de simulação de NS convergem, eventualmente, a solução de modelo fluido quando K fica maior. Porque o modelo de fluido é escalável com ambos: largura de banda do *link* e população de fluxo, o custo de cálculo para obter a solução de modelo é invariável para o parâmetro de escala K . Por outro lado, pacotes de eventos no NS crescem à medida que a largura de banda do *link* e número de fluxos que sobem na escala. Demora muito mais tempo para simulação de NS terminar quando $K = 100$ que $K = 1$. A tabela 1 lista os custos de computação pura de NS e o modelo de fluidos, ambos sem dados descartáveis. Quanto maior a escala, maior economia de cálculo para o modelo de fluido.

Tabela 1 – Custos computacionais.
 Fonte: tabela 1. Liu *et al.*, 2003.

K	1	10	50	100
NS	12,5s	2m2s	16m 23s	27m 56s
FFM	0,756s	0,756s	0,756s	0,756s
Custo (Speedup)	16,32	159,30	1.283,00	2.188,00

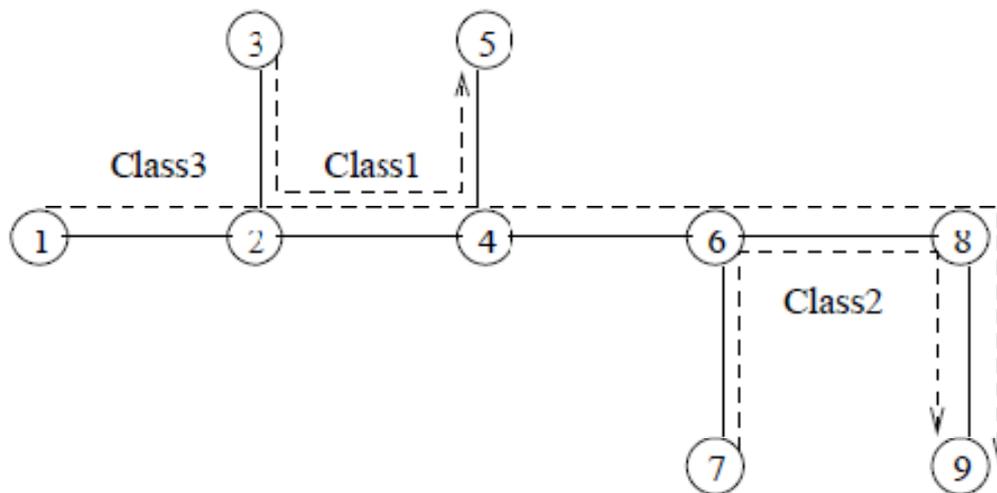
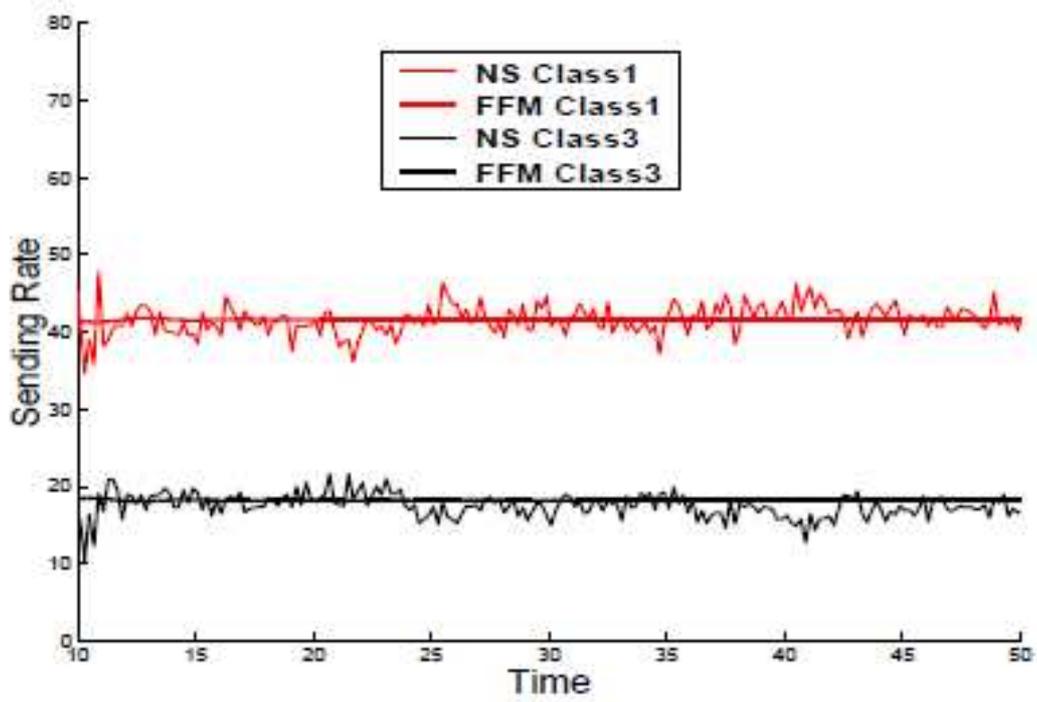
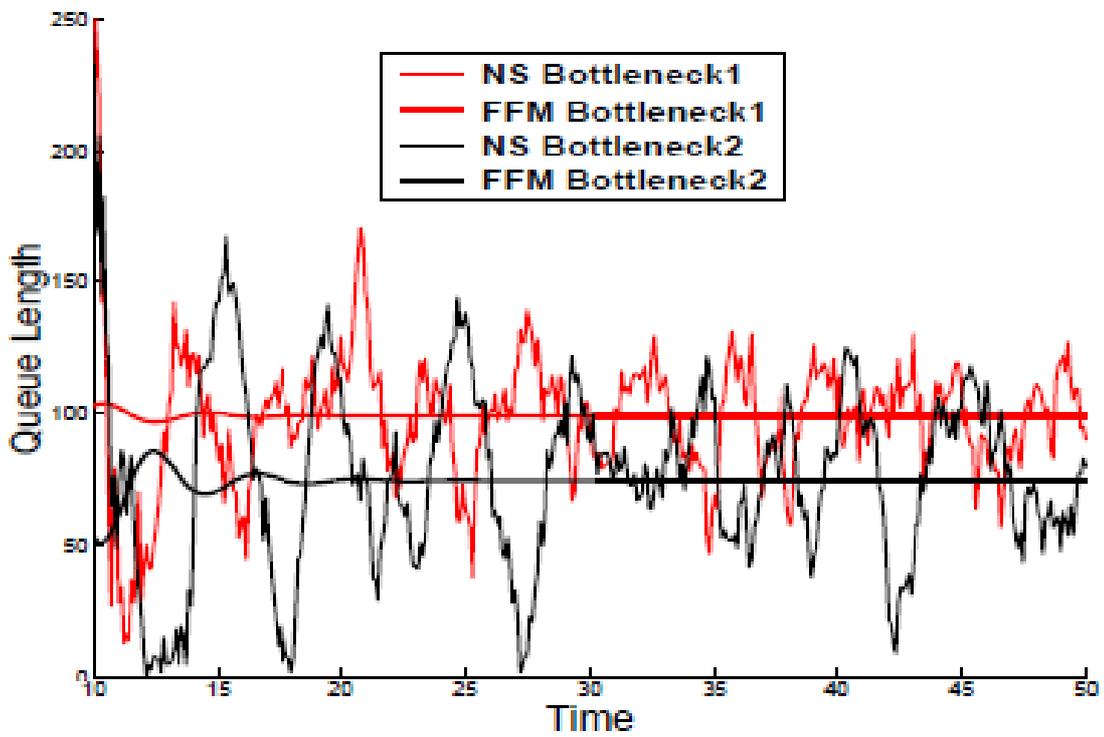


Figura 7 – Rede com 2 estrangulamentos.
 Fonte: figura 8. Liu *et al.*, 2003.



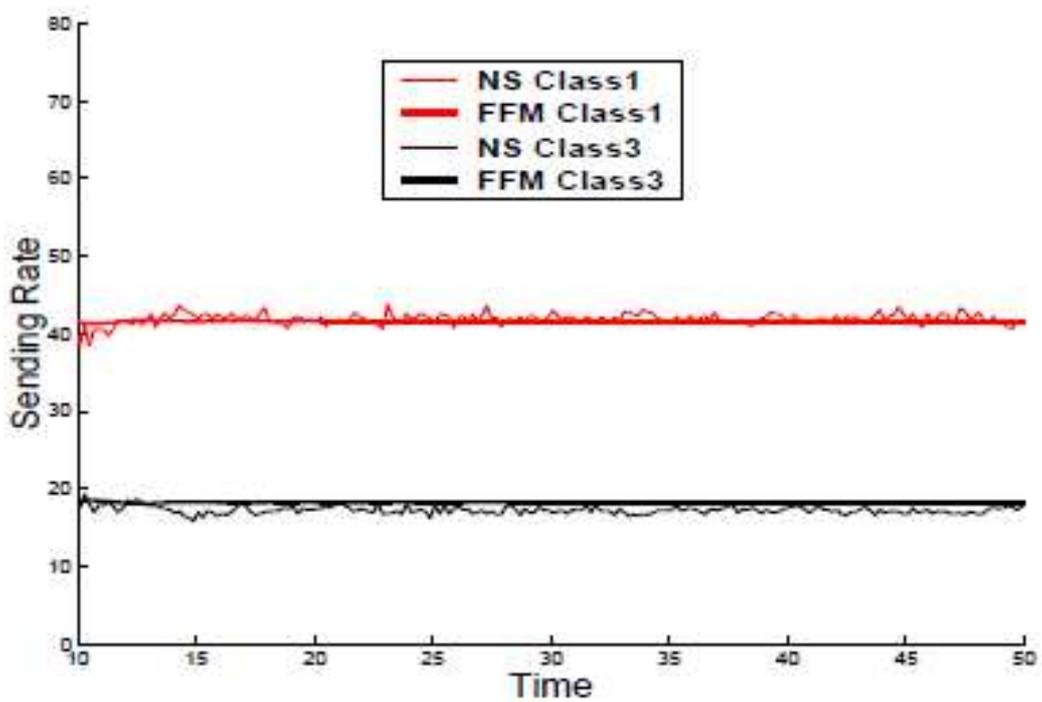
(a) Taxa de transmissão de pacotes TCP.



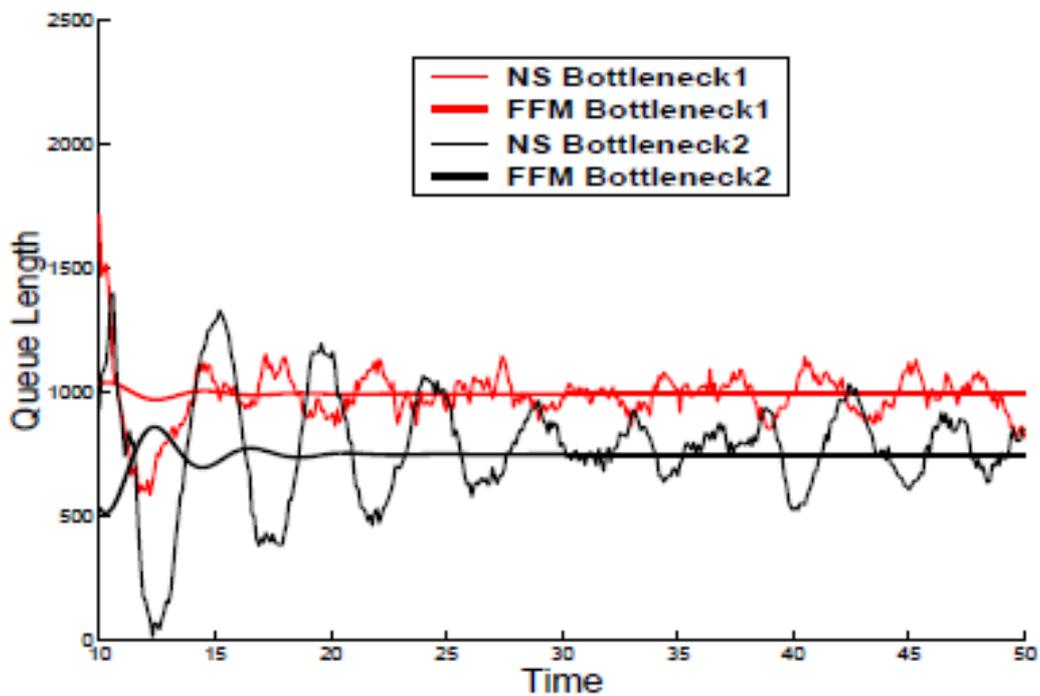
(b) – Fila no *link* de congestionamento.

Figura 8 – Resultado da simulação para $K=1$.

Fonte: figura 8. Liu *et al.*, 2003.



(a) – Taxa de transmissão de pacotes TCP.



(b) – Fila no *link* de congestionamento.

Figura 9 – Resultado da simulação para K=10.

Fonte: figura 10. Liu *et al.*, 2003.

3.1.1.6.3 Experimento com rede IP de grande escala

Nesta experiência, podemos testar a capacidade da nossa abordagem de simulação em modelo baseado em fluido para grande rede IP com topologia estruturada. A topologia simulada é adaptada de um modelo com base em rede em linha (*DARPA NMS Baseline Network Topology*) representado como um desafio aos simuladores de grandes redes e aos modelos de rede do DARPA e programas de simulação.

Em um nível mais alto, a topologia pode ser visualizada como um anel de N nós. Cada nó no anel representa uma rede de campus e está conectado a seus dois vizinhos por *links* com largura de banda de 9 e 6Gbps e atraso aleatório uniformemente distribuída no intervalo de 10-20ms. Além disso, cada nó é conectado a um nó aleatoriamente escolhido que não sejam seus vizinhos já conectados na linha do anel. A figura 10 (a) é uma estrutura de anel gerada para N = 20.

As redes de campus em todos os nós compartilham a mesma topologia mostrada na figura 10. Cada rede de campus consiste em quatro subredes, quais sejam: 0; 1; 2; 3. Todos os *links* nas redes de campus têm largura de banda de 2:5Gbps.

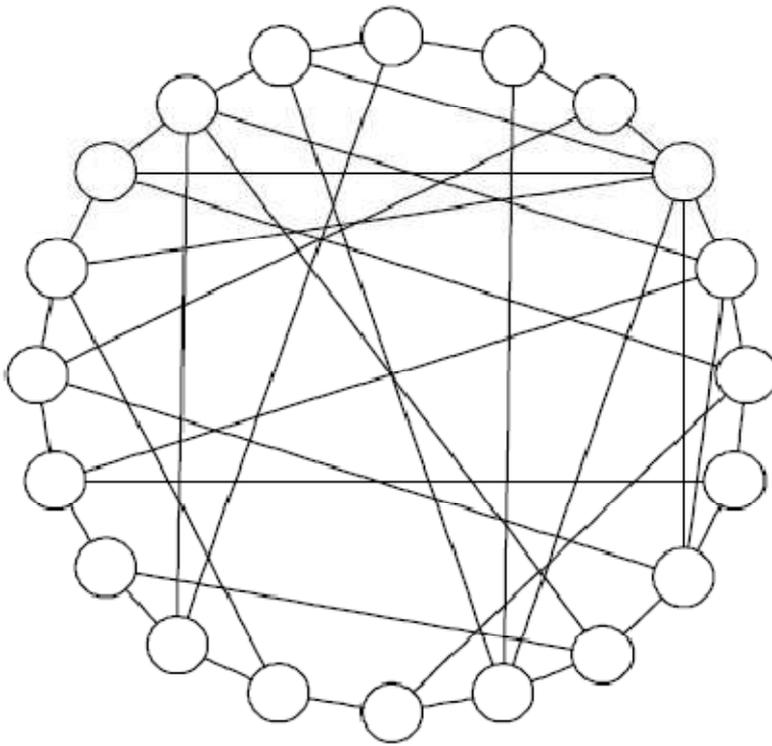
Nó 0.0 na rede 0 atua como o roteador de borda e conecta a roteadores de borda de outras redes do campus. Os *links* na rede 0 têm atrasos aleatórios uniformemente distribuídos no intervalo de 5 a 10ms. Os *Links* de conexão 0:x a outras sub-redes têm atrasos aleatórios uniformemente distribuídos no intervalo de 1 a 5ms. Todos os *links* na rede 1, 2 e 3 têm atrasos aleatórios de 1 a 2ms. A rede 1 contém dois roteadores quatro servidores e aplicativos. As redes 2 e 3, cada uma contém quatro roteadores conectando a *hosts* de cliente.

O tráfego contém fluxos TCP persistentes. Em cada roteador na rede 2 e 3, existem 8 classes de fluxos TCP. Quatro deles são destinados a servidores em sua rede de campus vizinho. As outras 4 classes destinam-se a servidores da rede de campus que conecta a ele por meio de um *link* em suas extremidades. Cada classe de fluxo TCP contém K fluxos homogêneos.

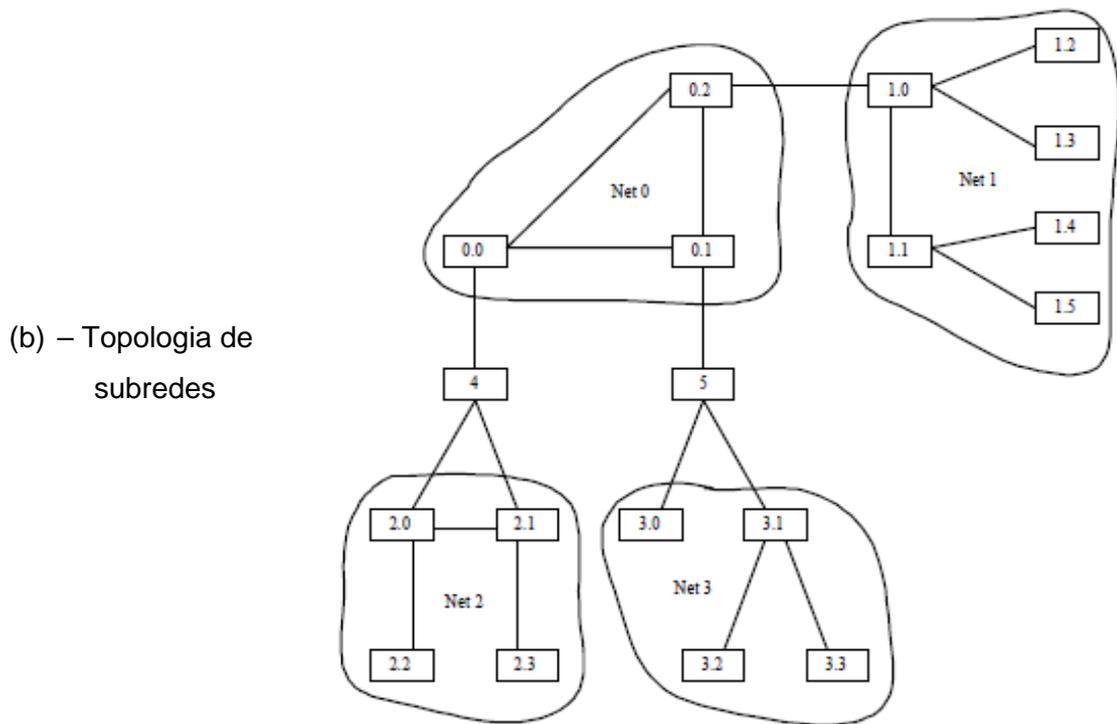
Toda a rede tem, no total, $19*N$ nós, $44*N$ filas e $64*N$ classes de fluxo TCP. Nossa experiência é transportada em um *Dell Precision Workstation 530*, que é configurado com dois de *Pentium IV processors (2x2GHz)* e 2GB de memória. No entanto, nosso programa não é paralelizado. Por conseguinte, é utilizado apenas um processador. Nós fixamos a população de fluxo de cada classe TCP em 50 e variamos o número de redes de campus no anel de 5 a 55. Cada topologia é simulada por 100s. Nosso algoritmo de redução de modelo identifica filas de 59,1% como não congestionadas. A figura 11 ilustra tempos de simulação que cresce quase linearmente com o número de redes de campus. A simulação para a topologia maior, que consiste em nós 1.045 e 176.000 fluxos de TCP, gasta 74 minutos e 7,2 segundos.

3.1.1.7 Extensões e trabalhos futuros

Vimos nas seções anteriores que o nosso modelo de fluido é uma abordagem promissora para basear a simulação de grandes redes IP. Solução numérica nos dá muita flexibilidade para estender o modelo de fluido, sem se preocupar com a complexidade de resolvê-los analiticamente. Nesta seção, apresentamos algumas extensões do modelo que tem que ser feita, mas ainda não foram realizadas validações de forma intensiva.



(a)– Estrutura em anel



(b) – Topologia de subredes

**Figura 10 – Possibilidades topológicas de grandes redes IP.
Fonte: figura 11. Liu *et al.*, 2003.**

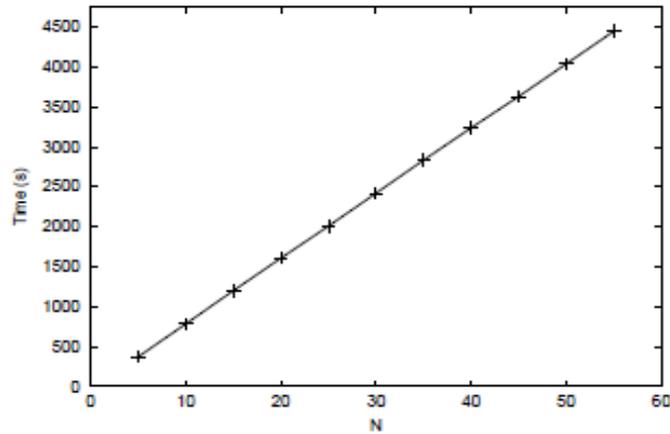


Figura 11 – Custo computacional em função de N (nós de rede).
 Fonte: figura 12. Liu *et al.*, 2003.

3.1.1.7.1 Modelo Time-Out and Slow Start

O modelo descrito na seção *Modelo de fluido para rede IP* captura o incremento aditivo e o decremento dinâmico multiplicativo da janela de controle do fluxo TCP. Como mostrado por Nicol, Goldsby e Johnson, 1999, o modelo pode ser facilmente estendido para contabilizar as perdas por *time-out* (exceder limite de tempo) e o *slow start* (comportamento de partida lento) do fluxo TCP, substituindo com (5):

$$\frac{dW_i(t)}{dt} = (1 - \alpha_{i,CA}) \frac{W_i(t)}{R_i(t)} + \alpha_{i,CA} \frac{1}{R_i(t)} + \frac{W_i(t)}{2} \lambda_i(t) (1 - p_{i,TO}) - (W_i(t) - 1) \lambda_i(t) p_{i,TO} \quad 3.28$$

O termo W_i/R_i do modelo representa o crescimento exponencial do tamanho da janela na fase inicial de partida do fluxo TCP, enquanto o termo $(W_i - 1)$ do modelo representa a redução 1 em resposta às perdas por time-out. $\alpha_{i,CA}$ é a probabilidade que um fluxo de classe i tem de evitar o congestionamento (CA). Para fluxos de longa duração, podemos ignorar o intervalo de tempo de início e definir $\alpha_{i,CA} = 1$. Para o fluxo de vida curta, por outro lado, eles estão sempre no intervalo inicial de tempo, e podemos definir o conjunto $\alpha_{i,CA} = 0$. E $p_{i,TO}$ é a probabilidade de uma perda no intervalo de tempo limite de perda. Esta probabilidade pode ser aproximada por $p_{i,TO} = \min\{1, 3/W_i\}$.

3.1.1.7.2 Incorporar tráfego sem resposta

Embora a maioria do tráfego da Internet seja controlada pelo TCP, um montante não desprezível de tráfego é apático para o congestionamento. Ele pode ser gerado por conexões UDP ou simplesmente conexões TCP que são muito curtos para a experiência de congestionamento. Um trabalho recente apresentado por Hollot *et al.*, 2001, estuda os impactos de tráfego que não respondem na AQM ao desempenho baseado no modelo MGT. Podemos incorporar o tráfego de resposta em nosso modelo, alterando 3.13 para:

$$\frac{dq_l(t)}{dt} = -1(q_l(t) > 0)C_l + \sum_{i \in N_l} (n_i A_i(t)) + u_l(t) \quad 3.29$$

Onde $u_l(t)$ é a taxa de tráfego agregado de responder a fila l . Em vez de gerar respostas individuais de fluxo de resposta desnecessários, podemos usar diferentes modelos de taxa de resposta de tráfego derivados dos estudos de Hollot *et al.*, 2001, para $u_l(t)$ para acelerar a nossa simulação.

3.1.1.8 Conclusão

Neste estudo, desenvolvemos uma metodologia para obter métricas de desempenho de largura de banda alta, grande redes IP. Começamos com o modelo básico de fluido desenvolvido por Nicol, Goldsby e Johnson, 1999, e feitas melhorias consideráveis e aprimoramentos para ele. O mais importante, fizemos o modelo desenvolvido na topologia desse papel de fato. Essa participação só é de interesse independente em termos de estudos teóricos (fluidos) dessas redes, como a sensibilização de topologia pode desempenhar um papel crítico nas conclusões sobre a estabilidade e desempenho como o demonstra um exemplo de fila de *tandem* (transito) simples. Nós também incorporamos uma série de recursos TCP e variantes, como também um número de diferentes regimes de AQM para o modelo. Nossa metodologia de solução é, em termos computacionais, extremamente eficientes, e o modelo escalável permite-nos obter métricas de desempenho de redes de alta largura de banda que estão bem além dos recursos dos atuais por

eventos discretos dos simuladores. Nossa técnica também dimensiona bem o tamanho da rede, exibindo um crescimento linear em complexidade computacional, em vez de um super-linear observada com simuladores de eventos discretos. A natureza dos intervalos de tempo da nossa solução se presta a uma implementação paralela simples, apontando para outros meios possíveis de "simular" grandes redes.

Como um trabalho futuro, iremos ainda estender o modelo de fluidos e ao mesmo tempo validar o modelo de extensões, incluindo as descritas nos itens anteriores. Algoritmo de redução de modelo descrito no item 3.1.1.2.5 tem ainda algum espaço para melhorar. Outra direção de trabalho futuro excitante é integrar nosso modelo de simulador baseado em fluido com outros simuladores em nível de pacote existente para realizar a simulação de híbridos. Em tal simulação de híbridos, nosso simulador de fluido pode ser usado para fazer a simulação do tráfego na rede principal, atraso e perda de informação na rede e ao tráfego de pacotes em execução em todos os núcleos fonte de fluxo. Tentativas preliminares para integrar nosso simulador de fluidos com NS foram comprovadamente bem sucedidas. Agora estamos a trabalhar sobre a integração do nosso simulador de fluidos com simuladores de nível de pacote paralelo de forma distribuída para aumentar ainda mais a sua velocidade de simulação.

3.2 SIMULAÇÃO

3.2.1 Repetição de modelo no MATLAB

O autor da simulação em questão promoveu uma comparação em três sistemas de simulação deferentes, devido aos recursos disponíveis, conseguimos replicar através do *MATLAB*, o processo de simulação FFM, através do processamento do modelo matemático construído pelo autor.

Parte do processo de simulação descrito na seção anterior foi replicado, usando ferramentas de solução disponíveis no *MATLAB*. As ferramentas utilizadas foram as funções de resolução de equações diferenciais de 1ª ordem e o *Simulink*.

As equações usadas como base no processo de simulação, são:

$$\frac{dq_l(t)}{dt} = -1(q_l(t) > 0)C_l + \sum_{i \in N_l}(n_i A_i(t))$$

3.30

$$\frac{dW_i(t)}{dt} = \frac{dt}{R_i(t)} - \frac{W_i(t)}{2} \lambda_i$$

Os módulos originais de simulação em tempo real no *Simulink* foram obtidos junto ao *Department of Computer Science & Engineering, da Chinese University of Hong Kong*, no link do curso *Distributed Multimedia and Networks* (Multimídia e redes Distribuídas), disponível em: <<http://www.cse.cuhk.edu.hk/~cslui/ieg7008.html>>.

Os códigos de simulação disponibilizados são:

- p.m – define os parâmetros de inicialização do roteador;
- red.m – cálculo de probabilidade de descarte de pacotes.

Função para a resolução das equações diferenciais de modo estocástico:

- vdpol2.m;
- vdpol3.m.

Função que simula emissão de fluxos TCP para o roteador:

- rund2.m – em modo contínuo;
- rund3.m – simula a ativação e desativação.

Programa *Simulink/MATLAB* para testes de fluxos de TCP, passando pelo roteador:

- try40tcp.mdl – modo fluxo contínuo;
- TCP40_ON_OFF.mdl – modo fluxo intermitente.

3.2.2 Resultados da replicação no MATLAB

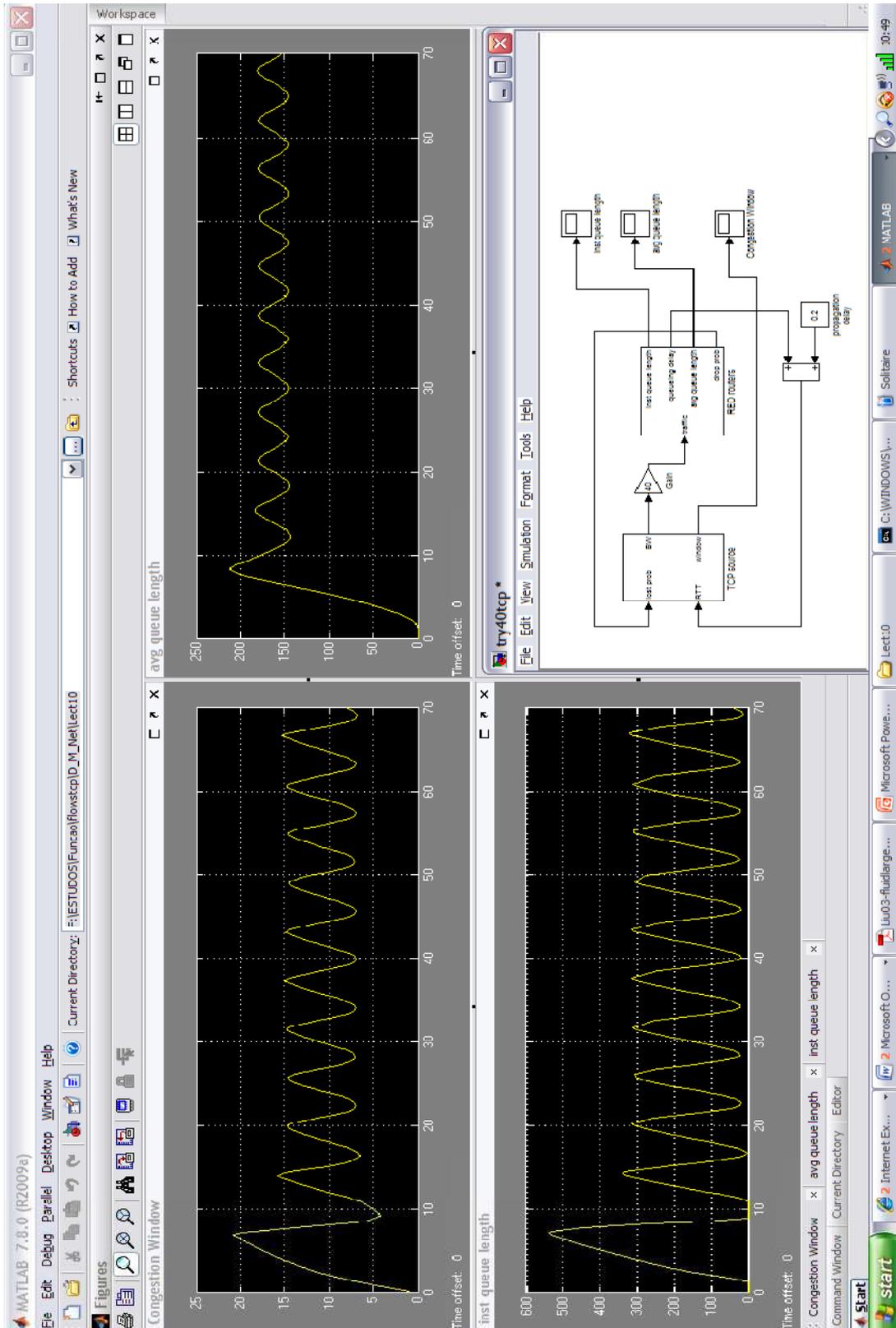
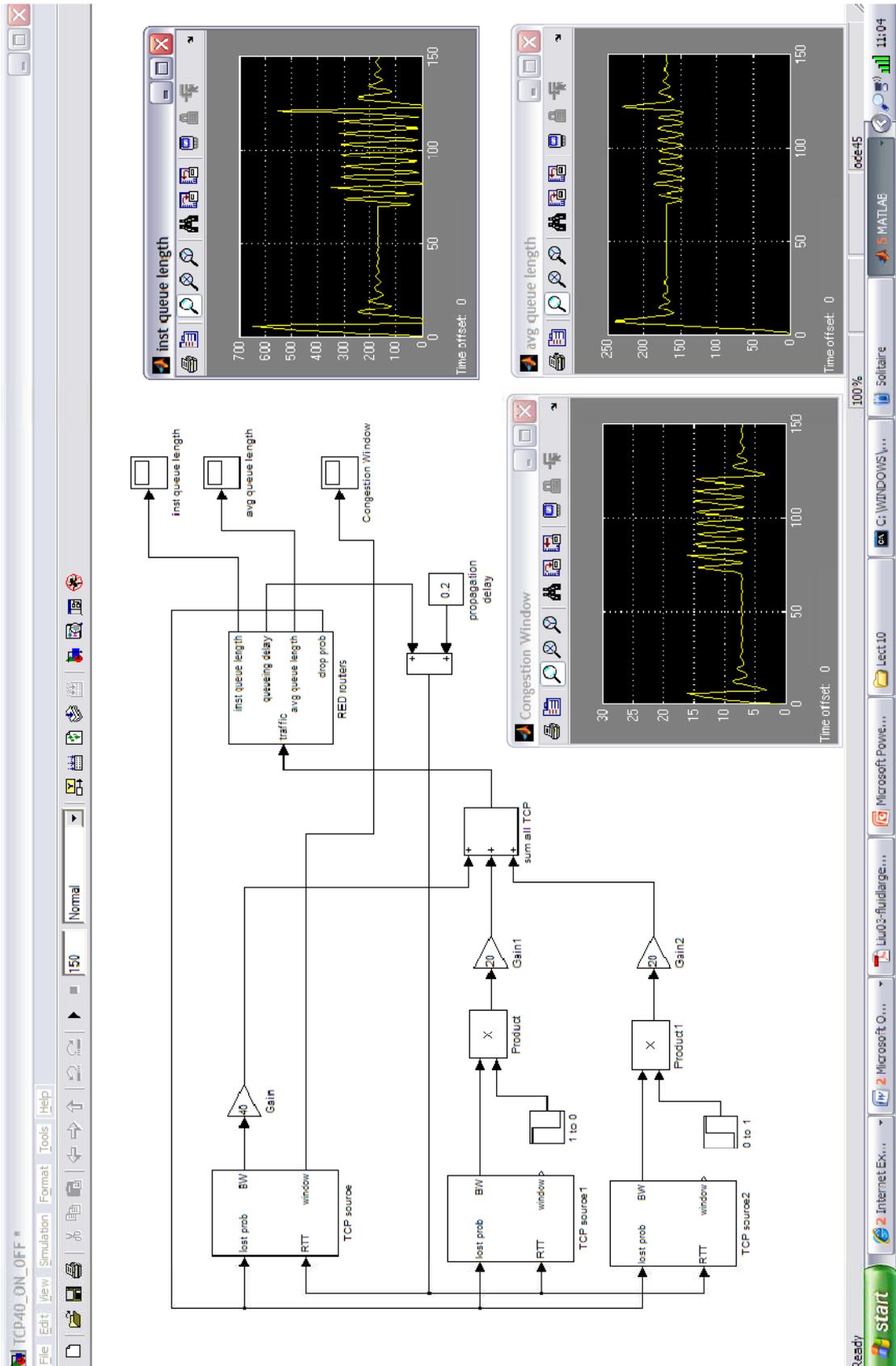


Figura 12 – Simulação de fluxo contínuo para uma fonte.



Fonte: resultado de simulação no Matlab.
 Figura 13 – Simulação de fluxo intermitente para várias fontes.
 Fonte: resultado de simulação no Matlab.

3.3 EXTENSÃO DE SIMULAÇÃO

3.3.1 Definição

Procuramos estender a simulação do autor, dando ênfase na variação de parâmetros macros da rede de dados e da carga, procurando verificar seu comportamento.

Os parâmetros usados nesta extensão foram:

- Tamanho de pacote – elemento que dá a característica básica da carga trafegada na rede de dados. Aqui utilizamos a variação de quatro tamanhos de pacotes.
- Largura de banda – elemento que indica a capacidade de transporte dos enlaces componentes da rede de dados. Utilizamos a simulação variando a largura de banda em cinco medidas.
- Retardo (*delay*) – conjunto de atrasos inseridos no processo de transporte, sejam pelo enlace de transmissão, sejam pelos processamentos existentes nos nós da rede de dados. A simulação foi realizada utilizando três medidas de retardo.

A variação dos parâmetros foi na ordem exposta acima, abrangendo todas as combinações.

Os resultados gráficos do processamento, conforme a variação dos indicadores selecionados, gerados pelo algoritmo constante do Anexo E, são apresentados nos Resultados Gráficos de Simulação, ao final deste capítulo.

3.3.2 Análise

Na análise dos resultados, observamos que o processo de simulação perde qualidade, quando apresentamos alto retardo e grande largura de banda, sendo que

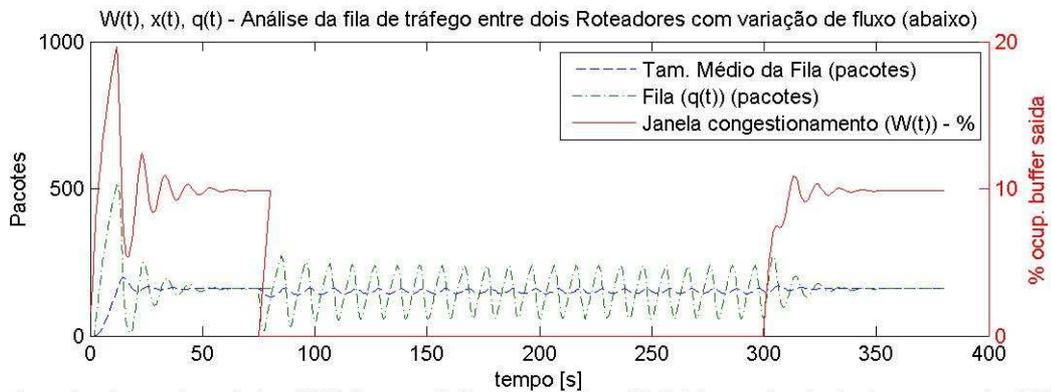
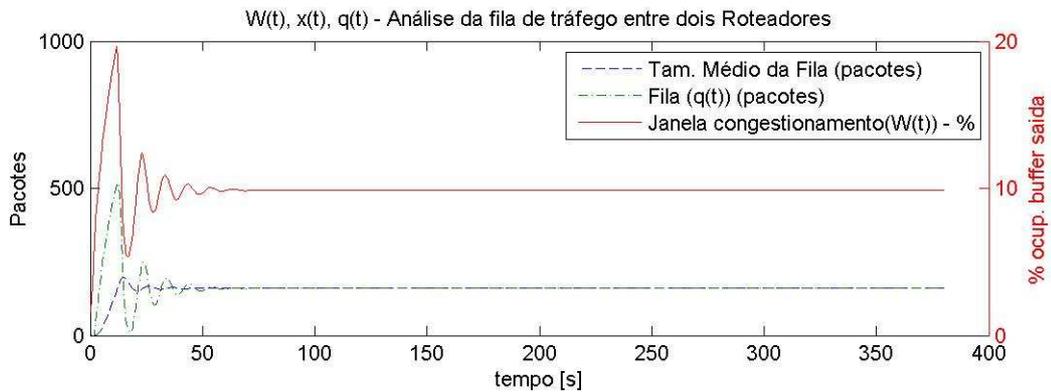
o crescimento do tamanho dos pacotes traz uma estabilidade ao sistema.

Este comportamento pode ser advindo da sistemática numérica aplicada à resolução do sistema. Portanto, faz-se necessário proceder a uma análise criteriosa do método numérico selecionado para resolução do sistema de equações diferenciais simulados.

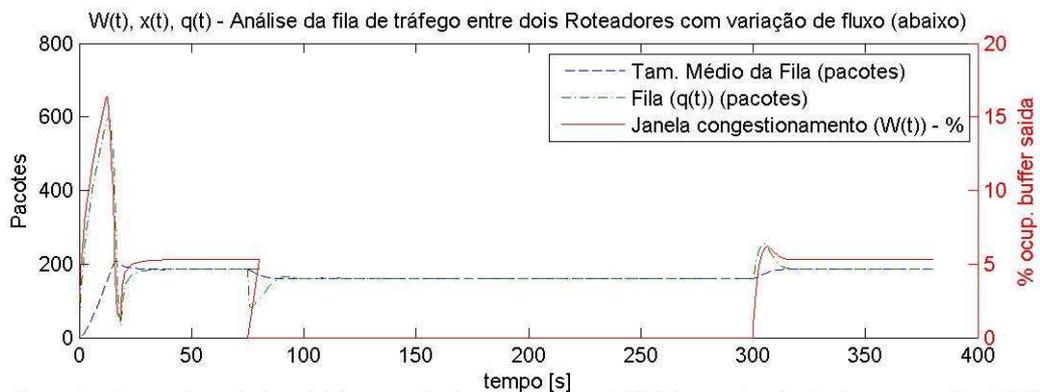
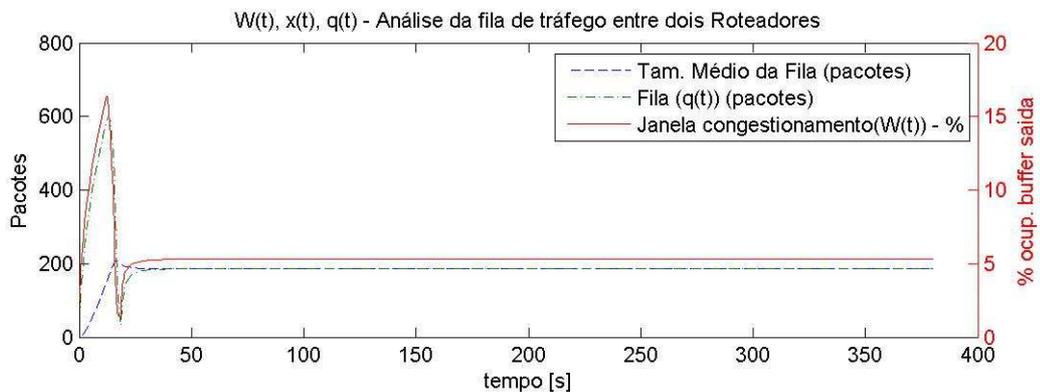
3.4 CONCLUSÃO

A menos do algoritmo de redução, que minimiza o tamanho da rede em análise, todo o processo é desenvolvido com base em uma álgebra de sistemas de matriciais, portanto devemos atentar para os sistemas de resolução matricial, para ajustar a resolução ao método de menor custo computacional e melhor confiabilidade e qualidade dos resultados.

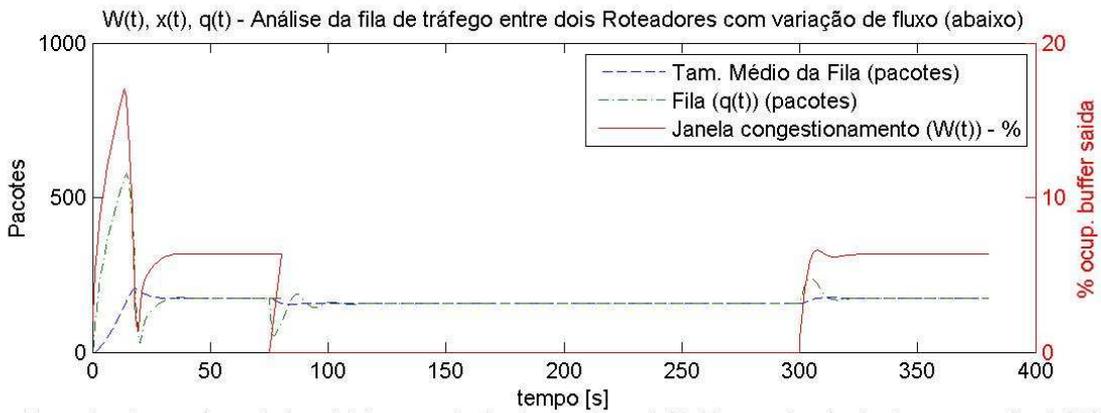
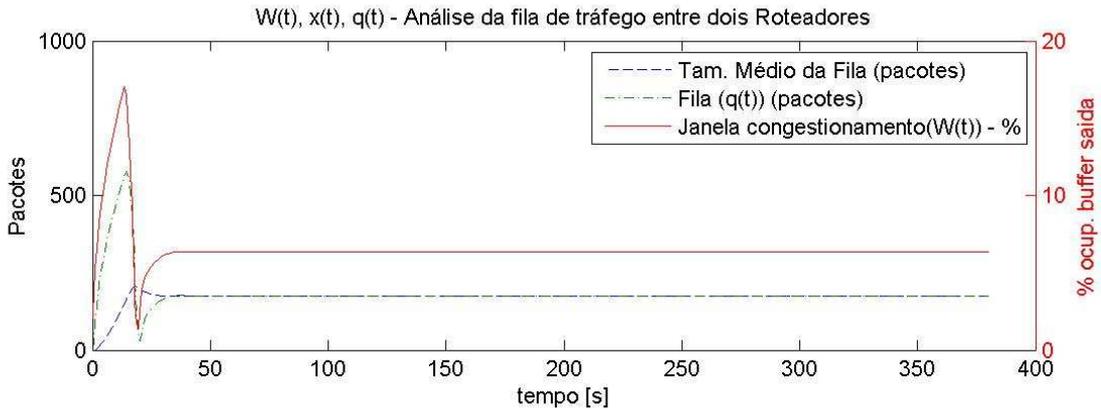
Resultados Gráficos de Simulação



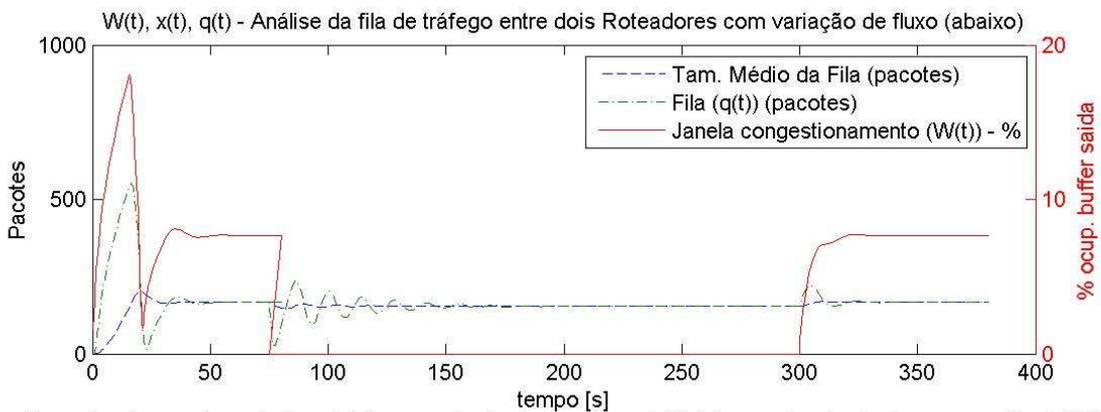
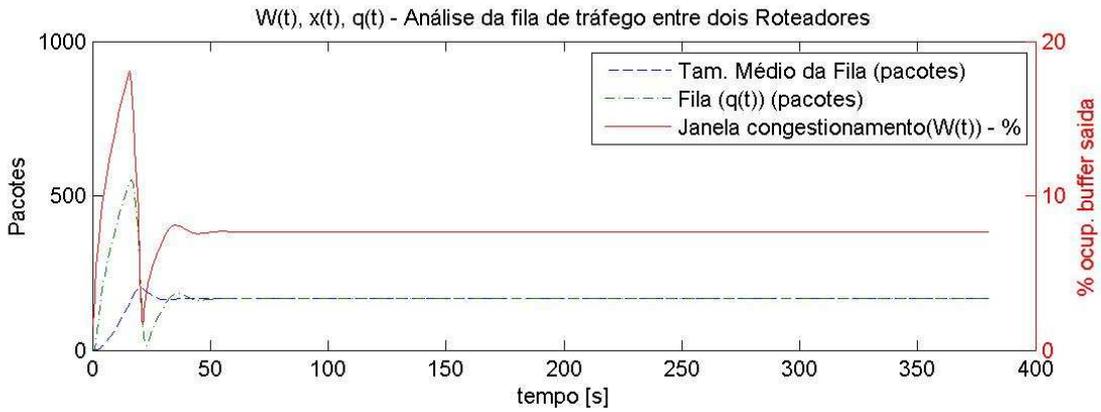
Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 15.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



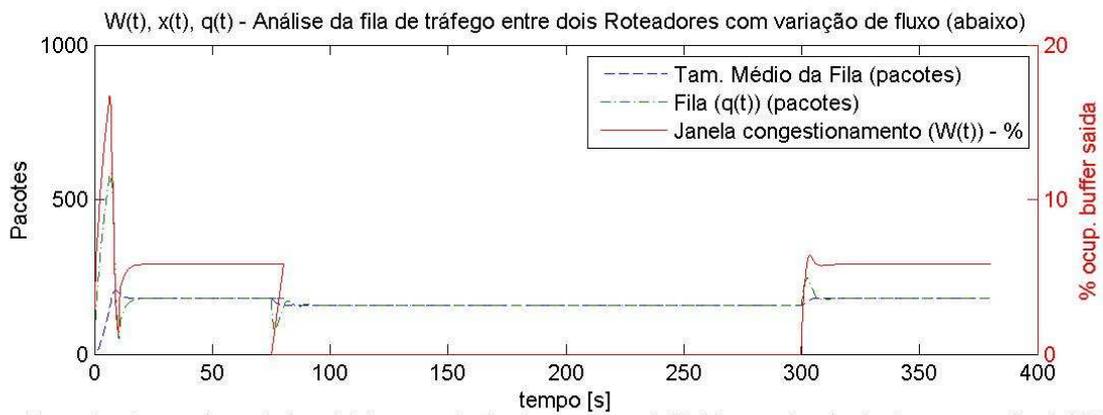
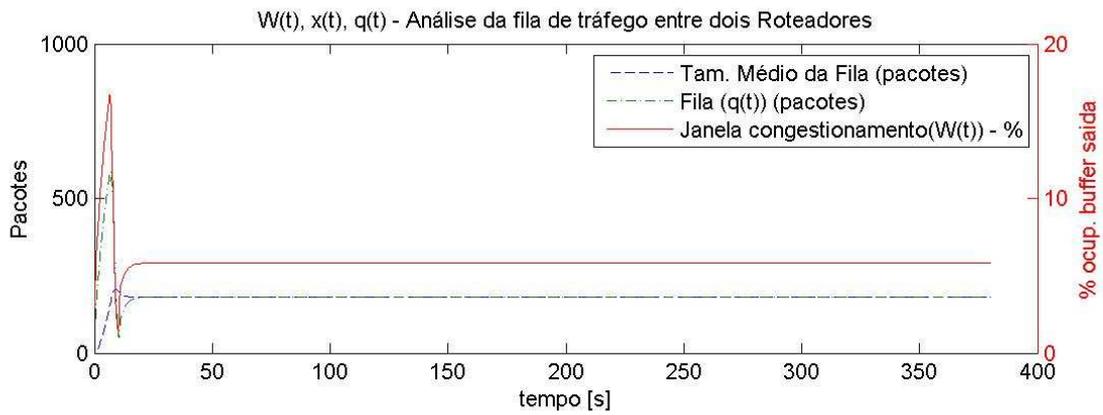
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 0.25 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



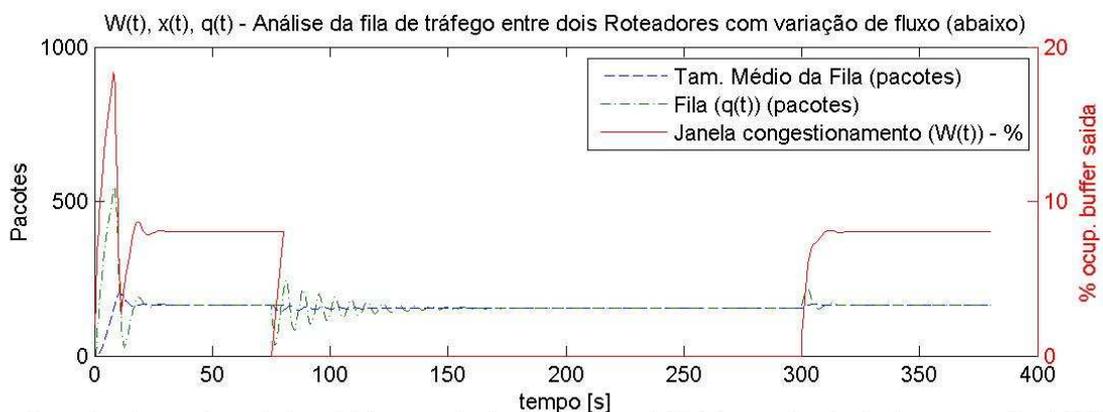
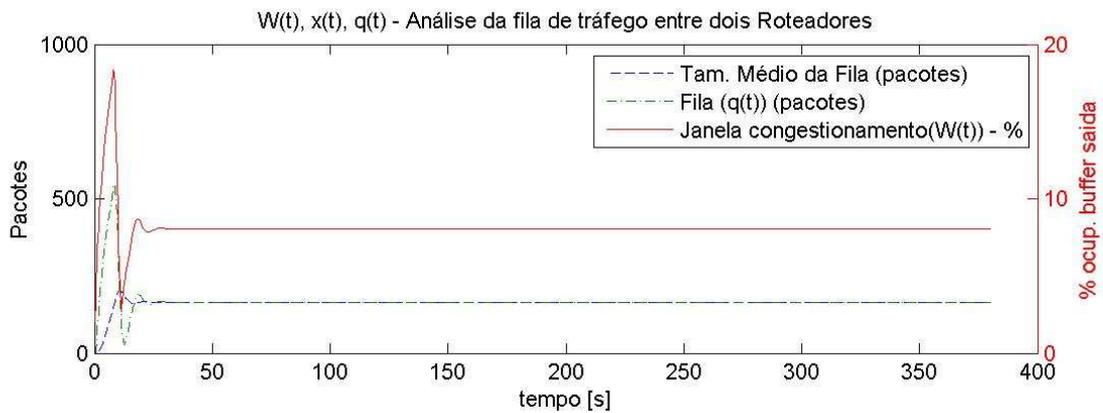
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 0.25 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



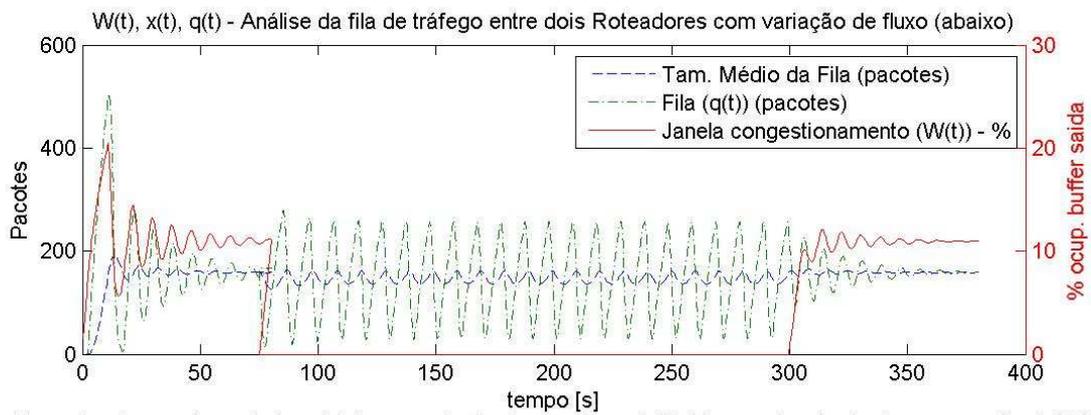
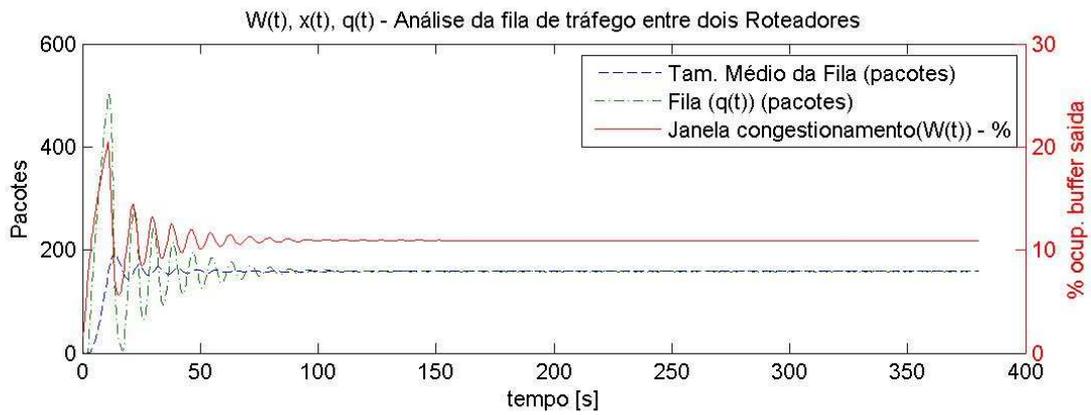
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 0.25 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



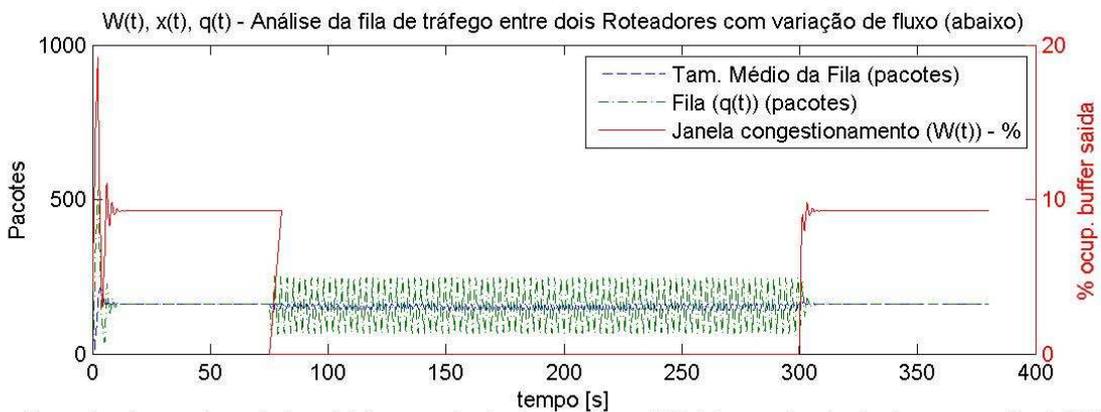
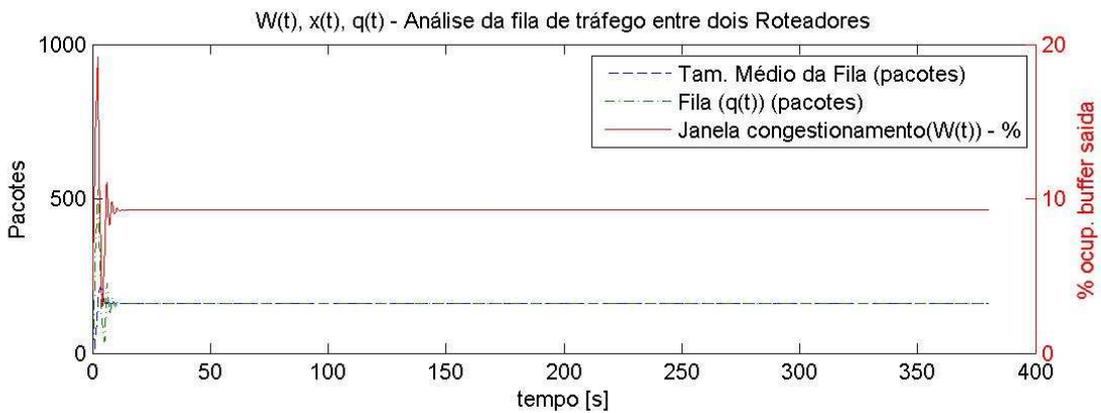
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 0.50 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



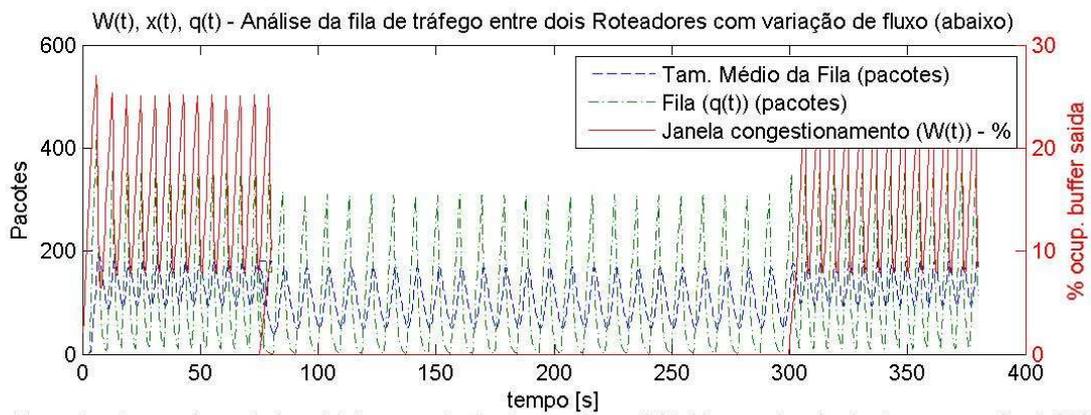
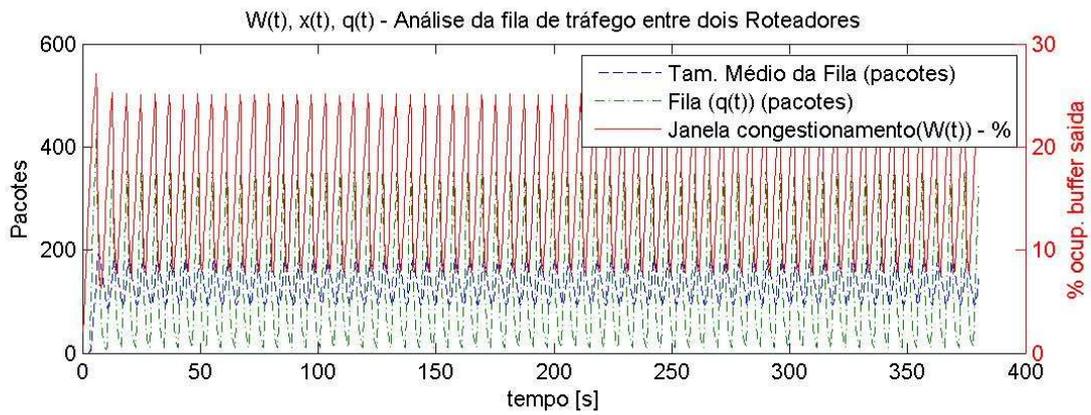
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 0.50 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



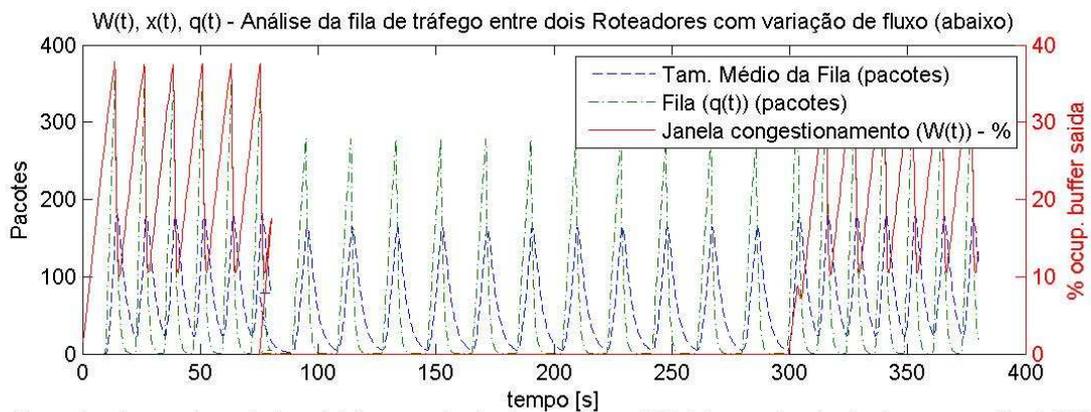
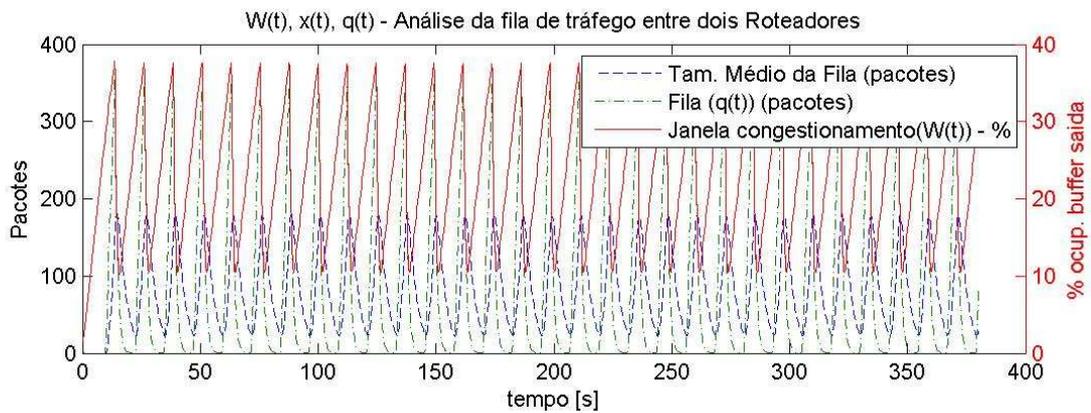
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 0.50 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



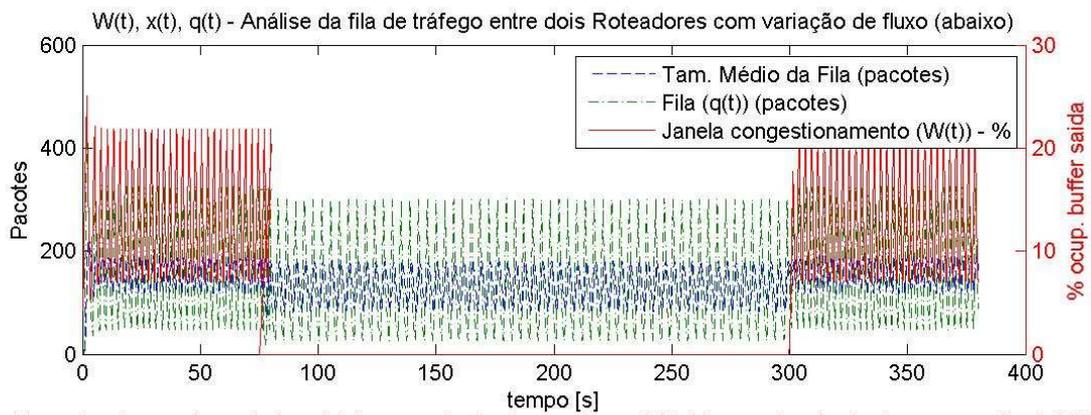
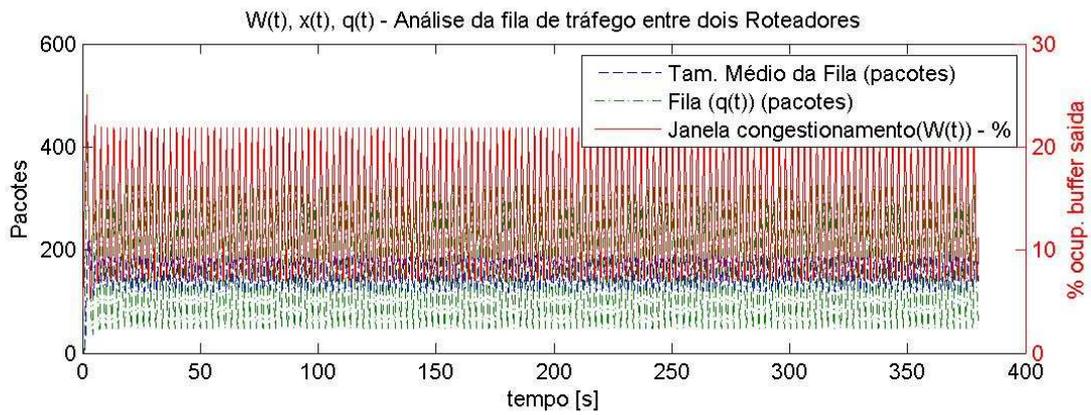
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 2.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



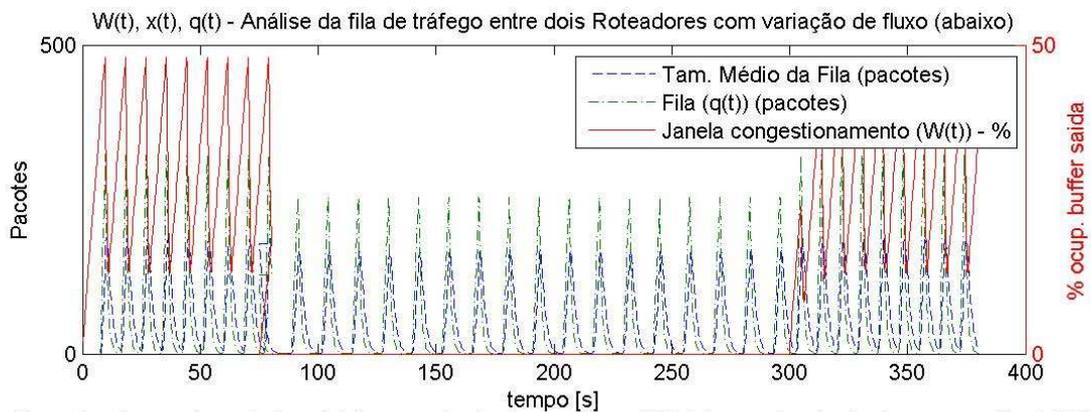
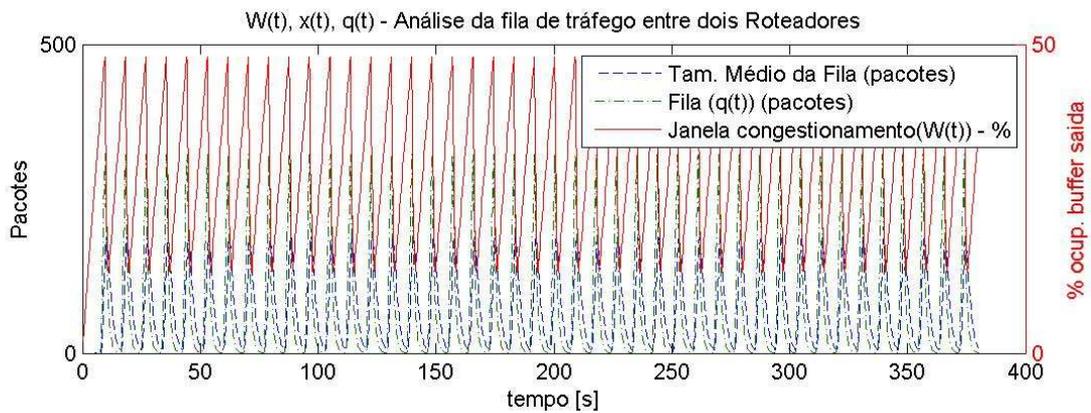
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 2.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



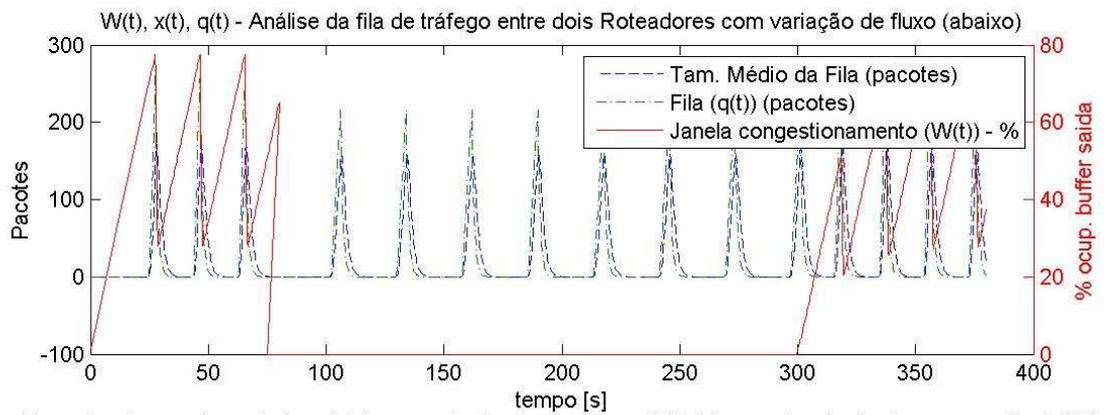
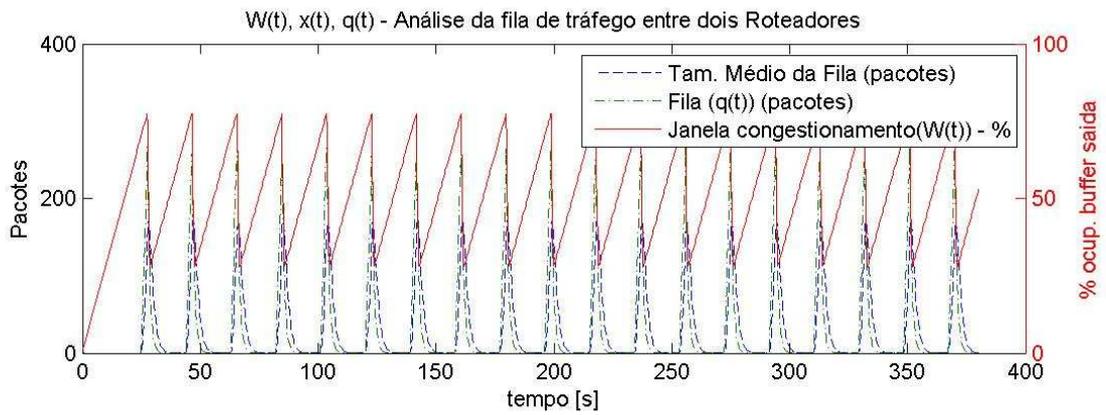
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 2.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



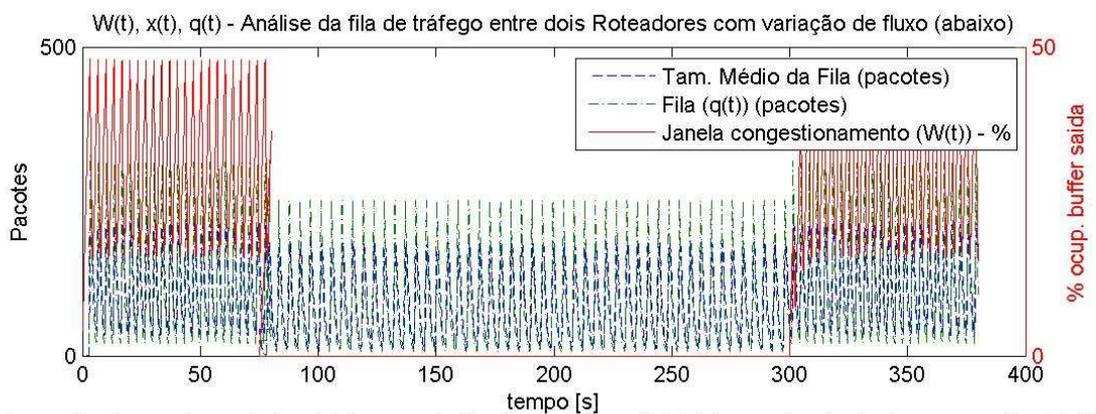
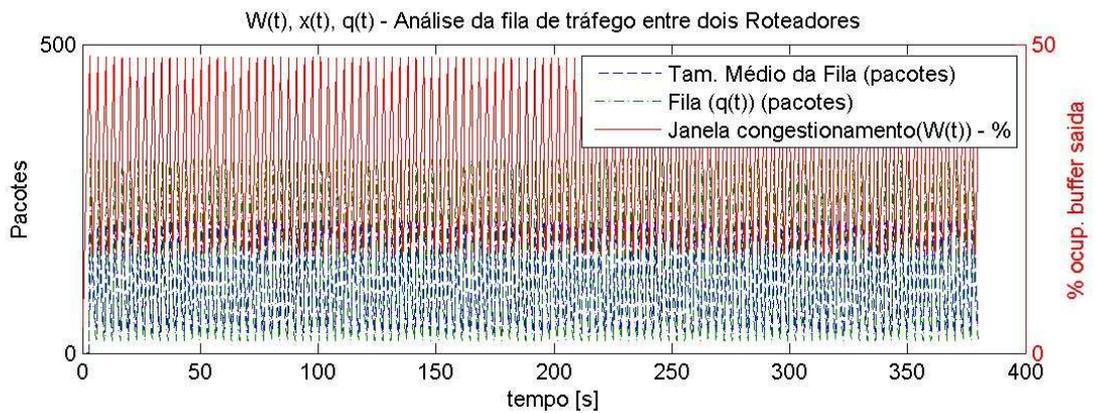
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 5.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



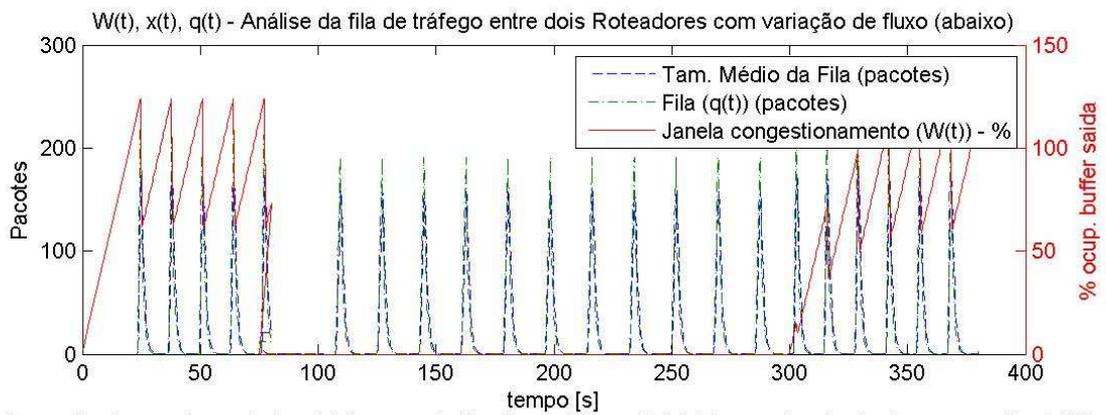
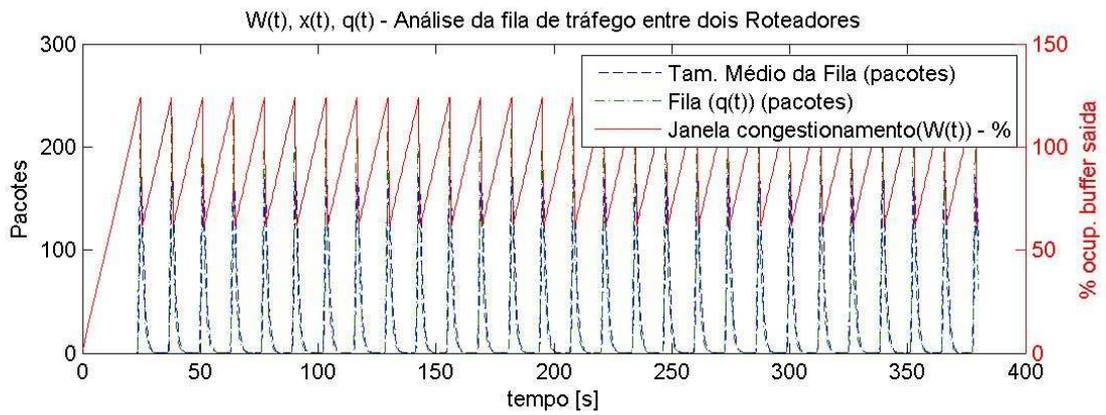
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 5.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



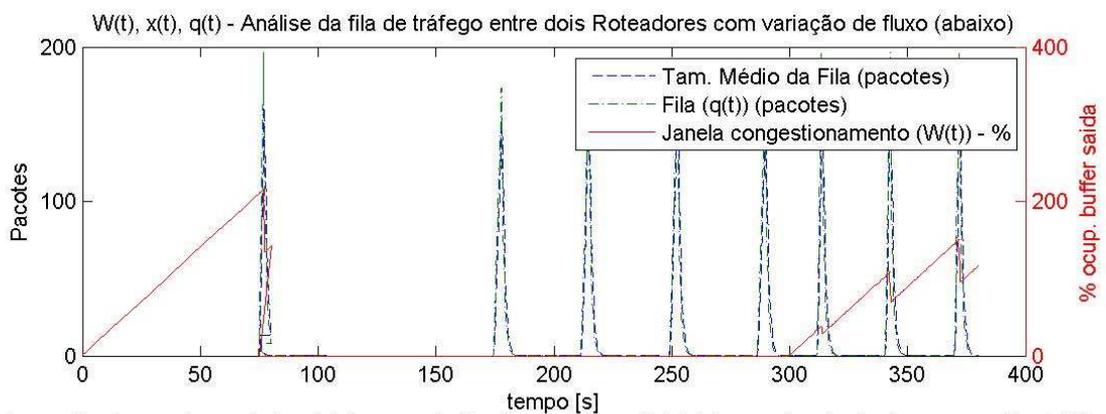
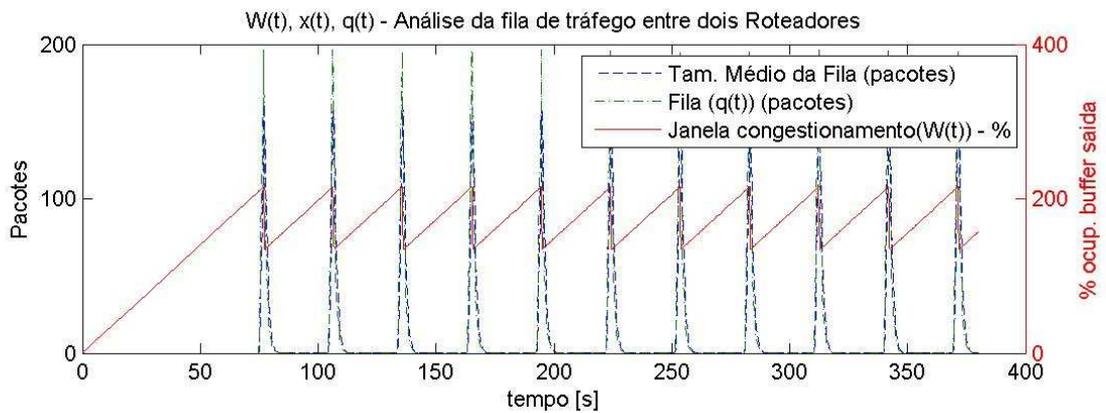
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 5.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



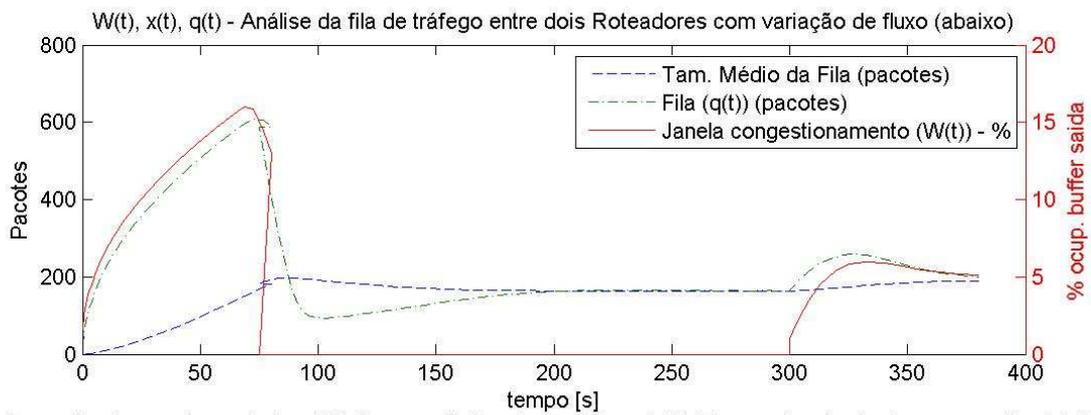
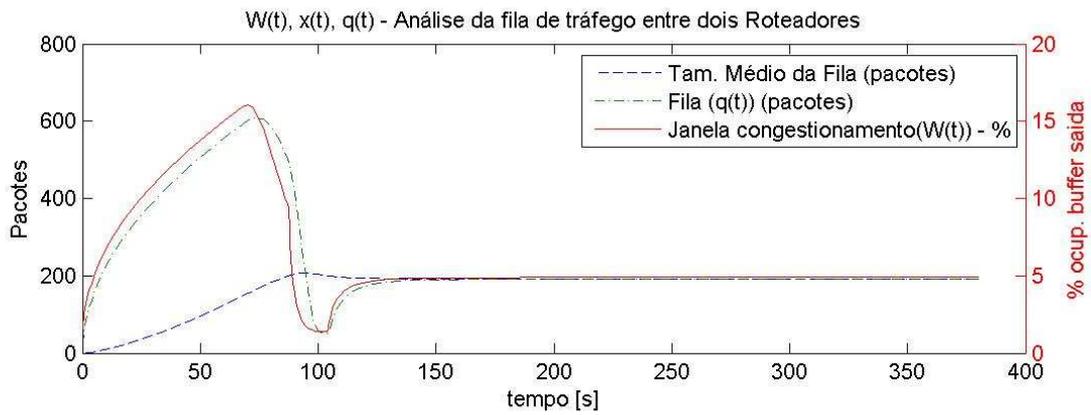
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 15.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



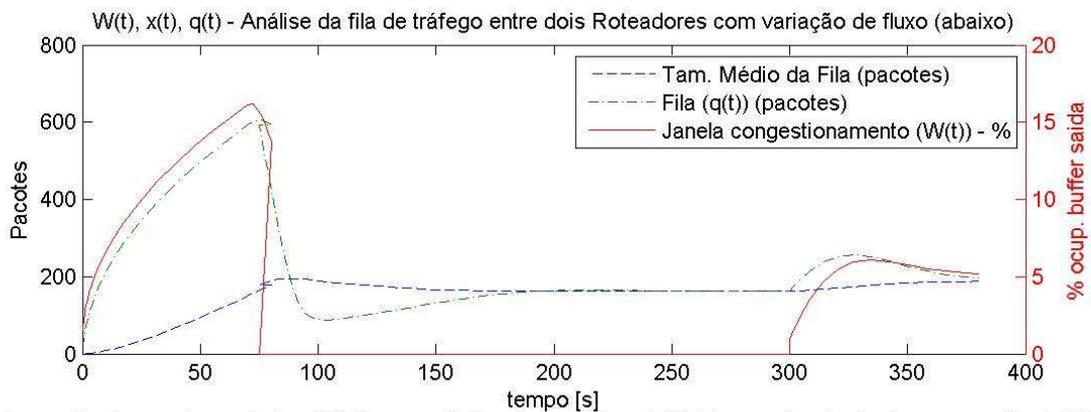
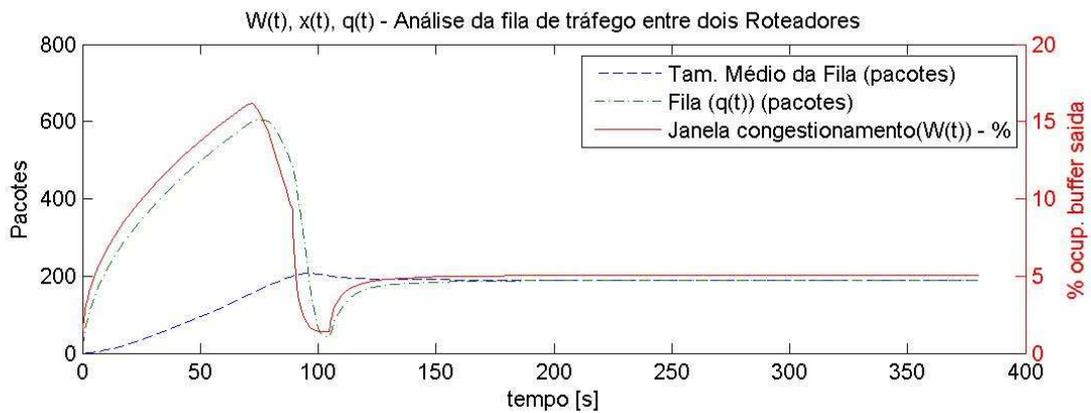
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 15.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



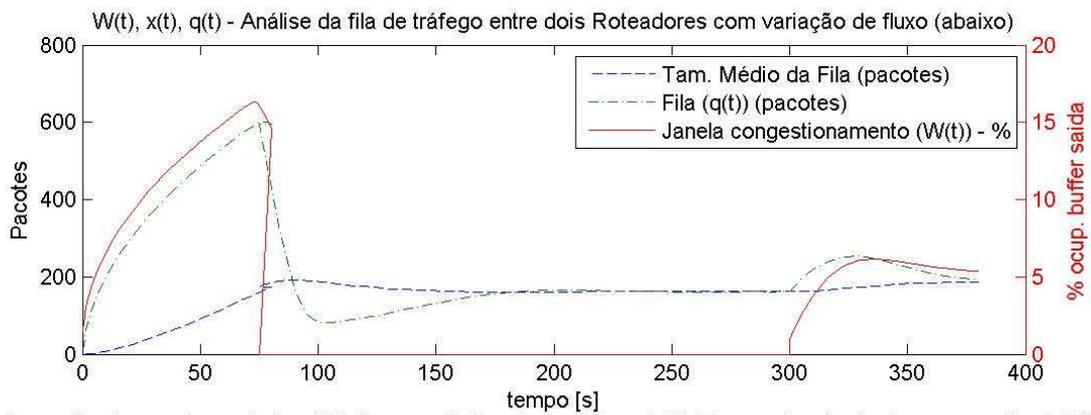
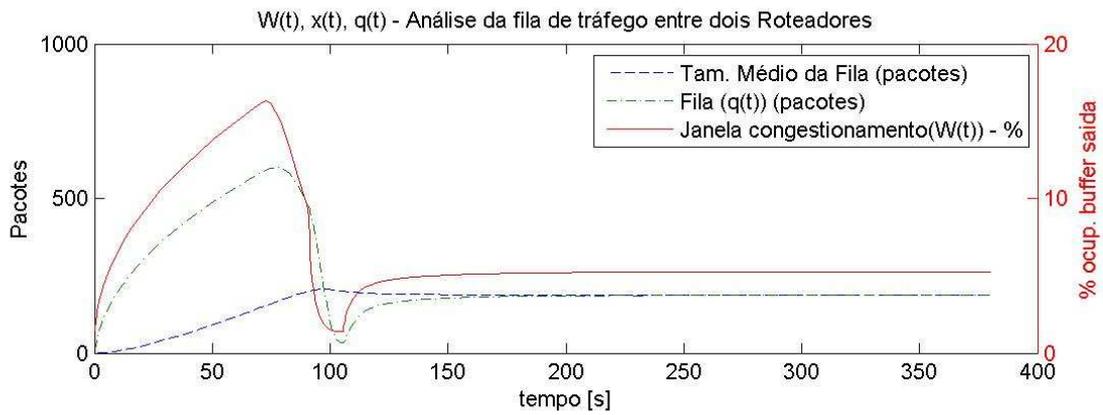
Tamanho do pacote em bytes: 84 /Largura de Banda em Mbps: 15.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



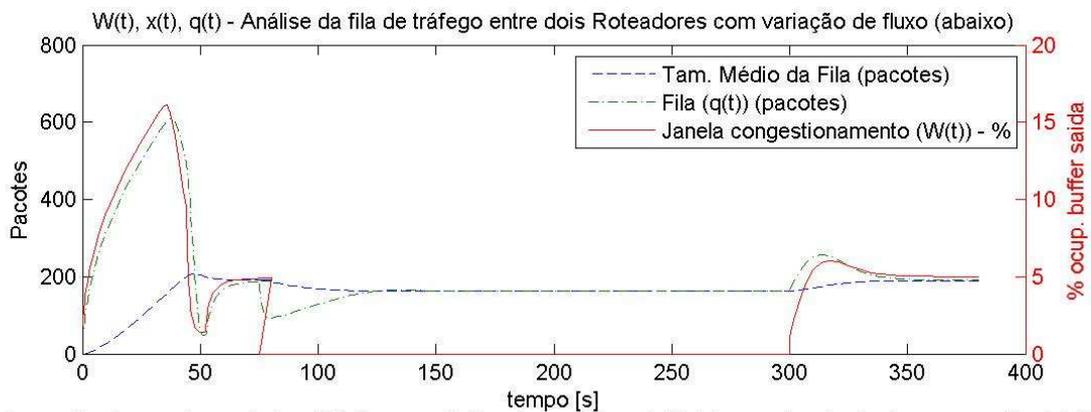
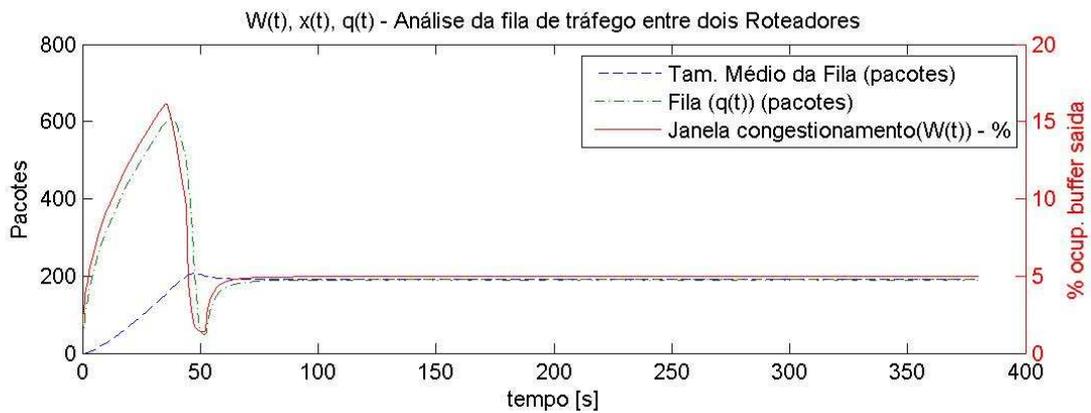
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 0.25 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



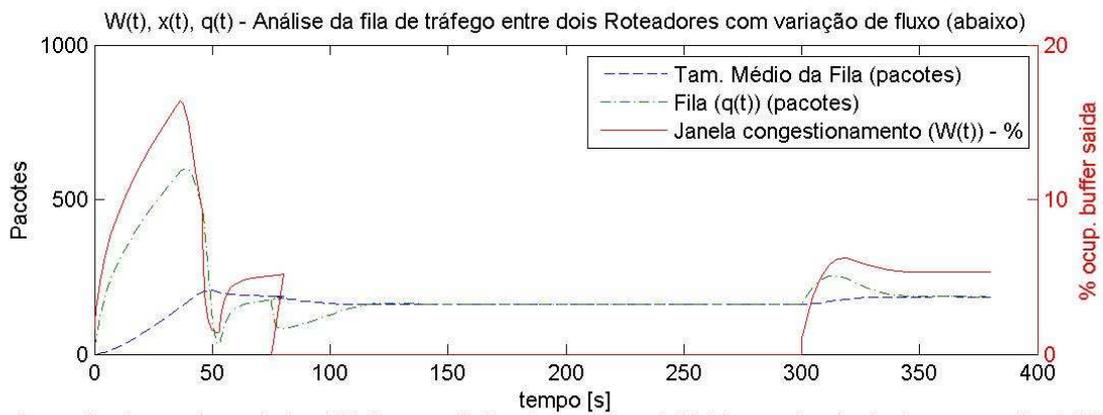
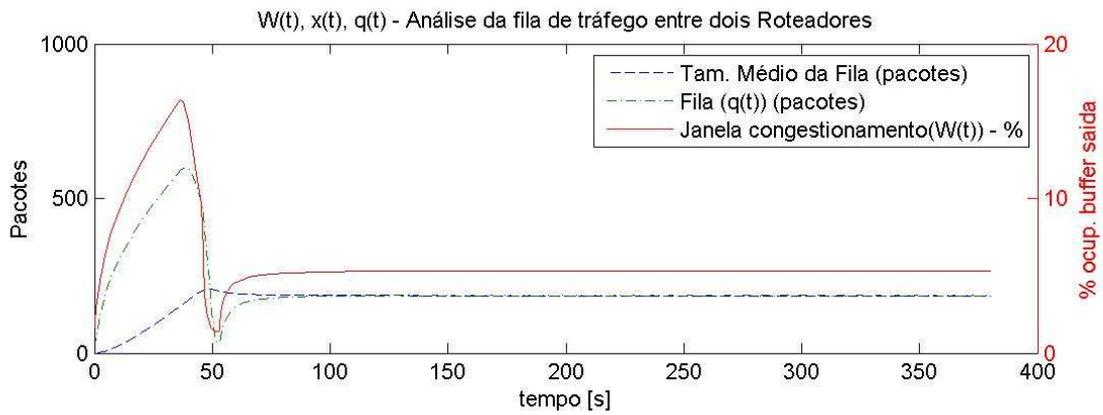
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 0.25 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



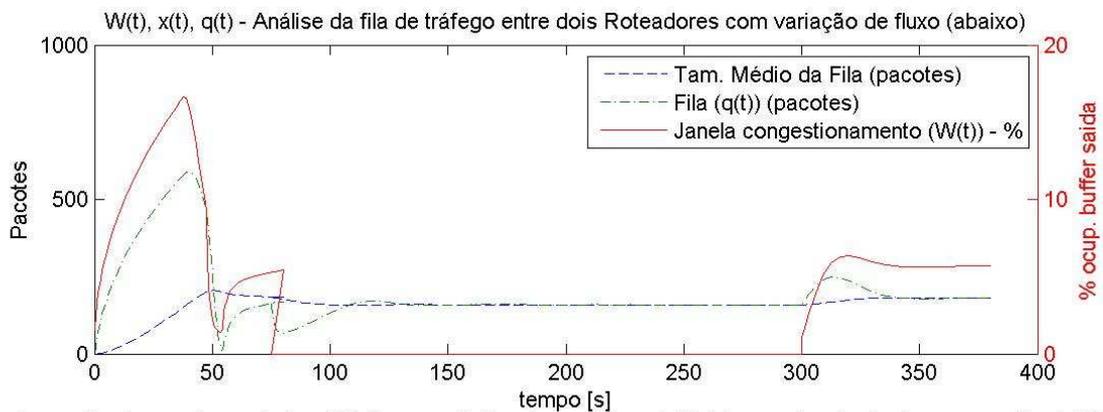
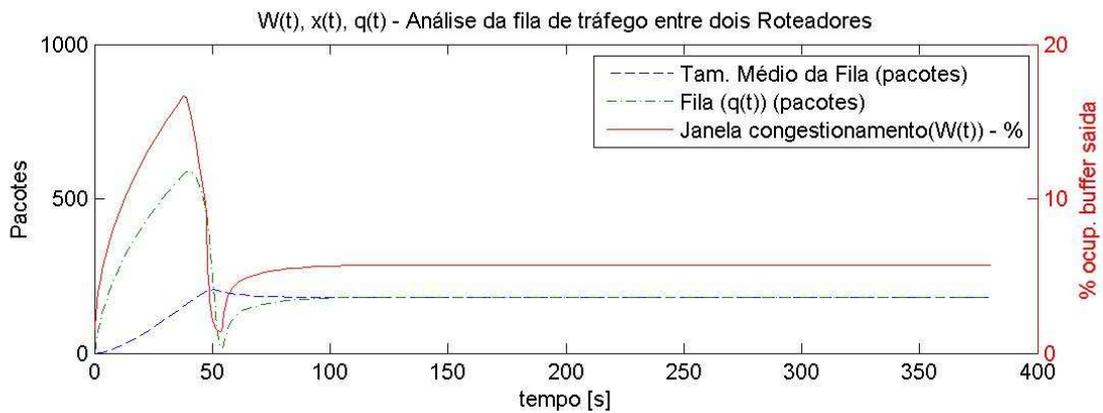
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 0.25 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



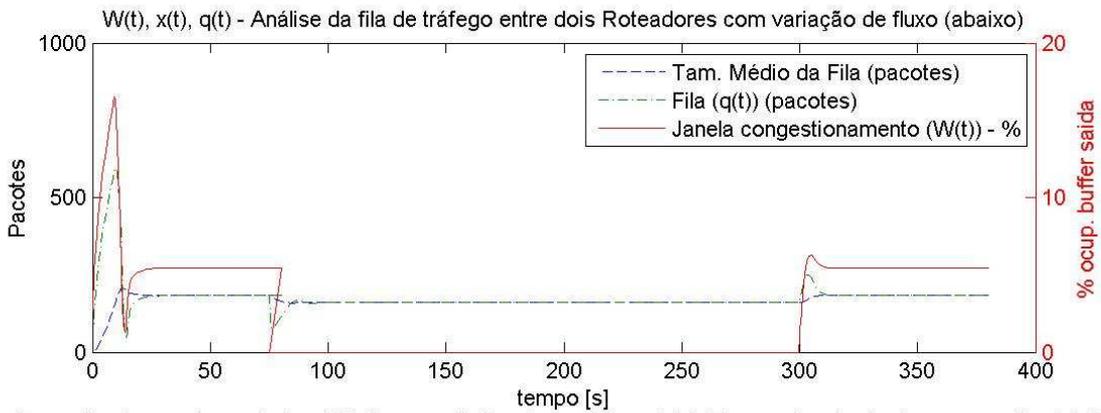
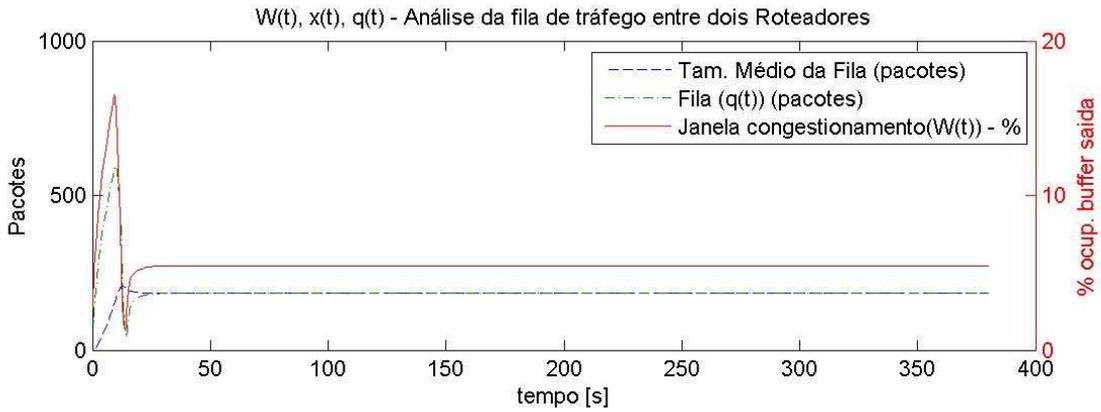
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 0.50 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



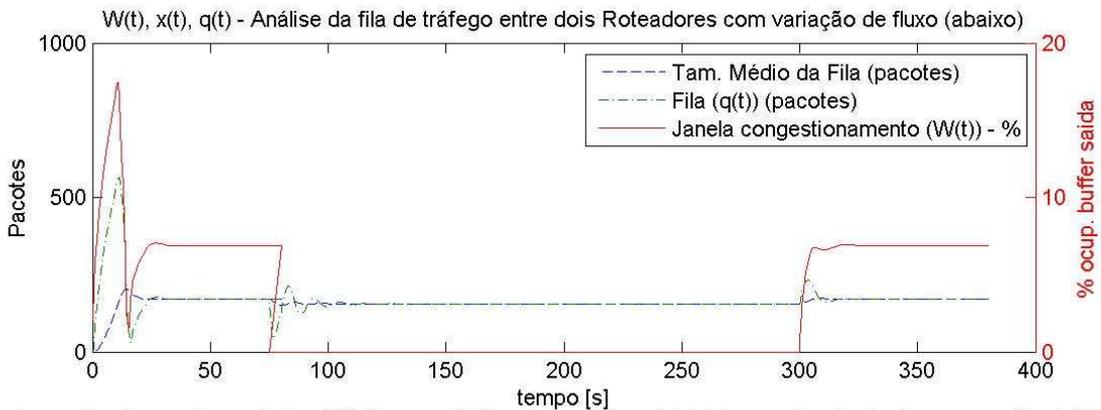
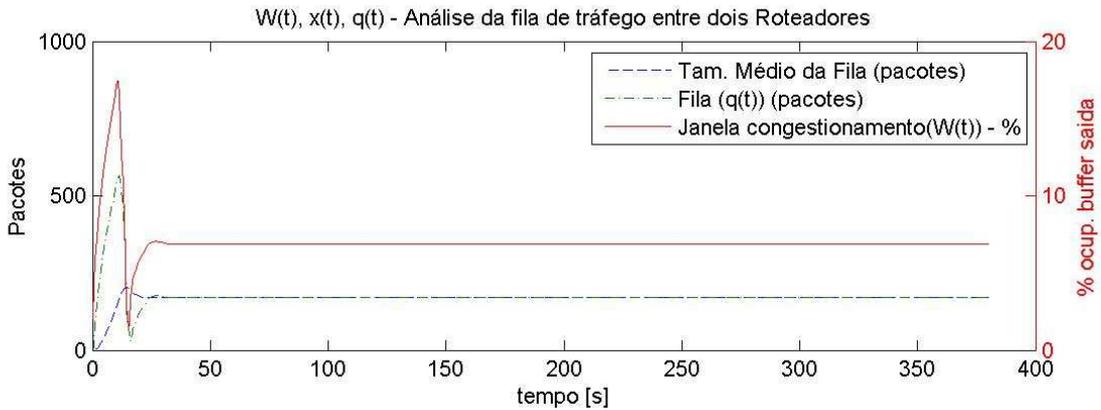
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 0.50 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



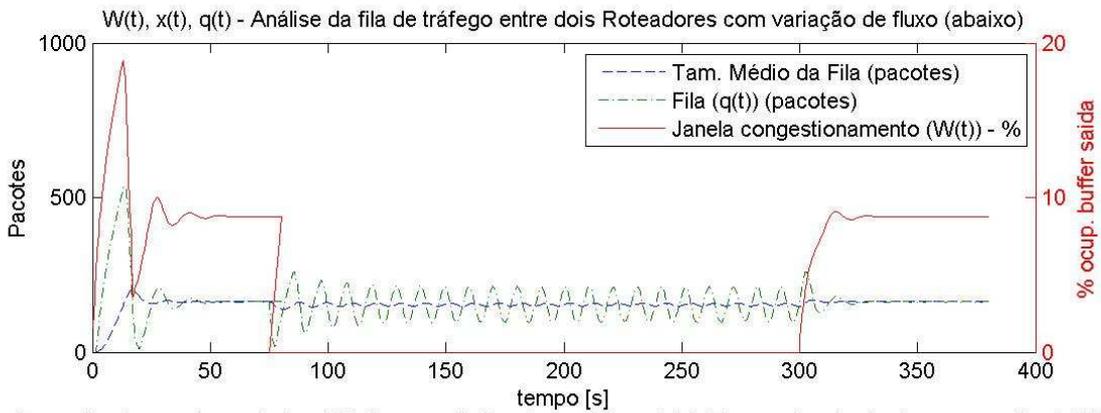
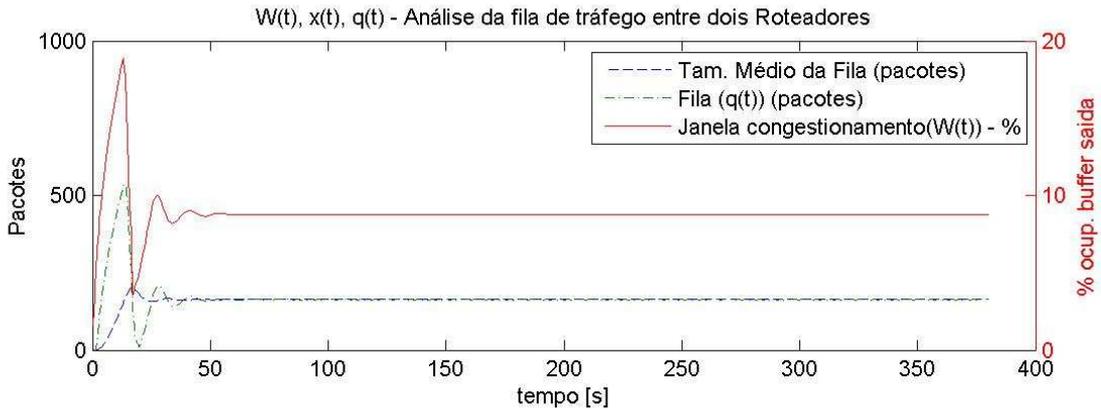
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 0.50 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



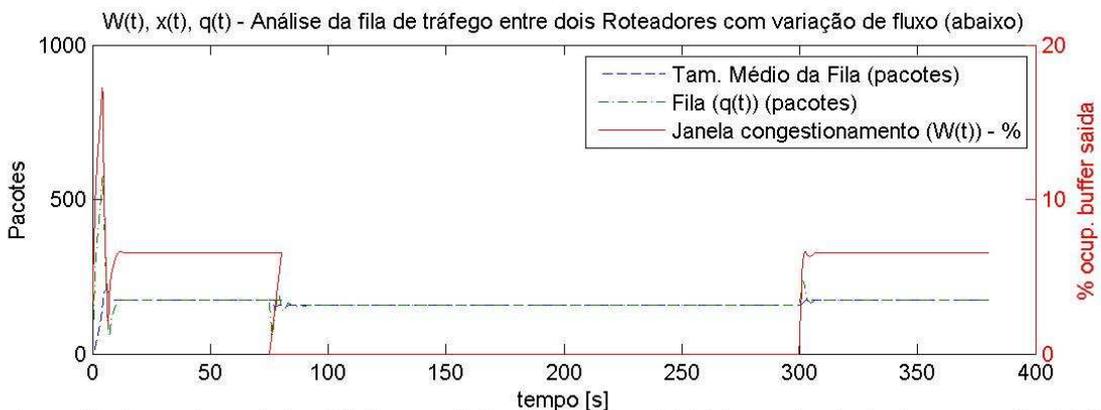
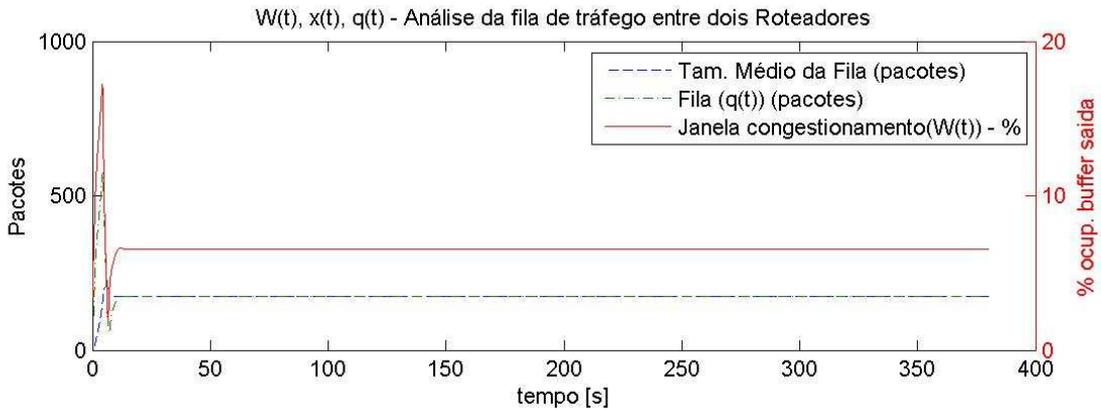
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 2.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



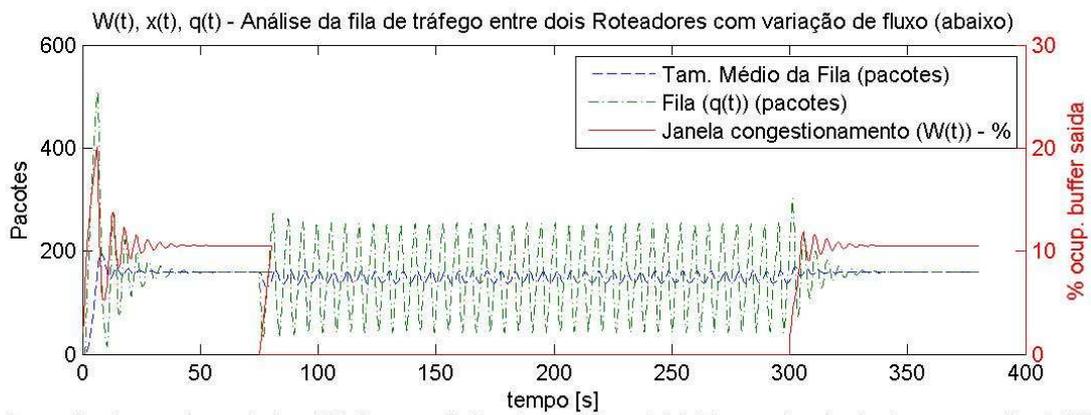
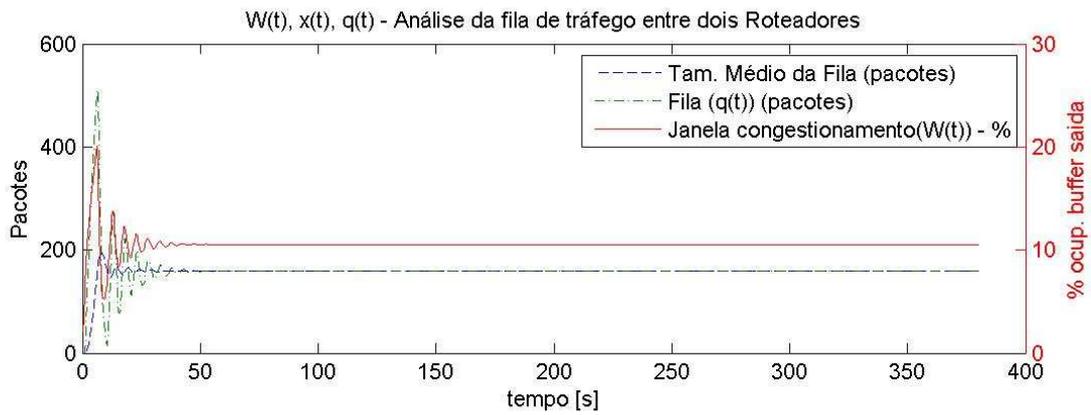
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 2.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



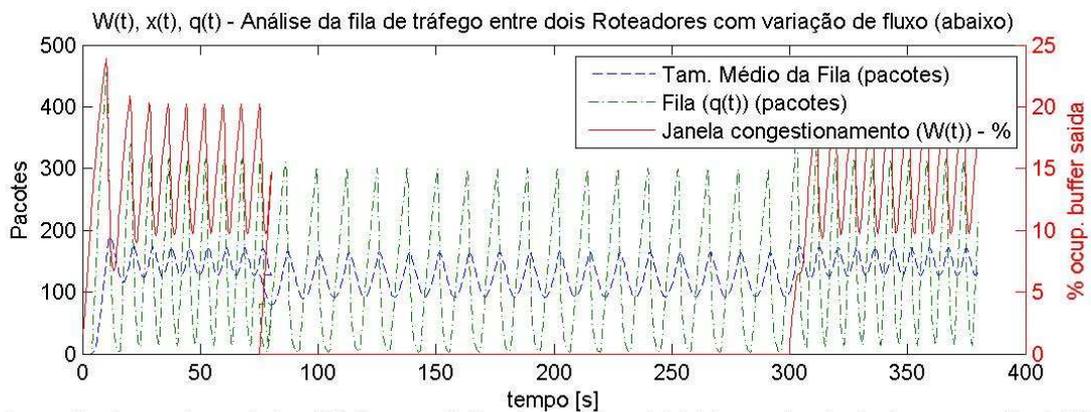
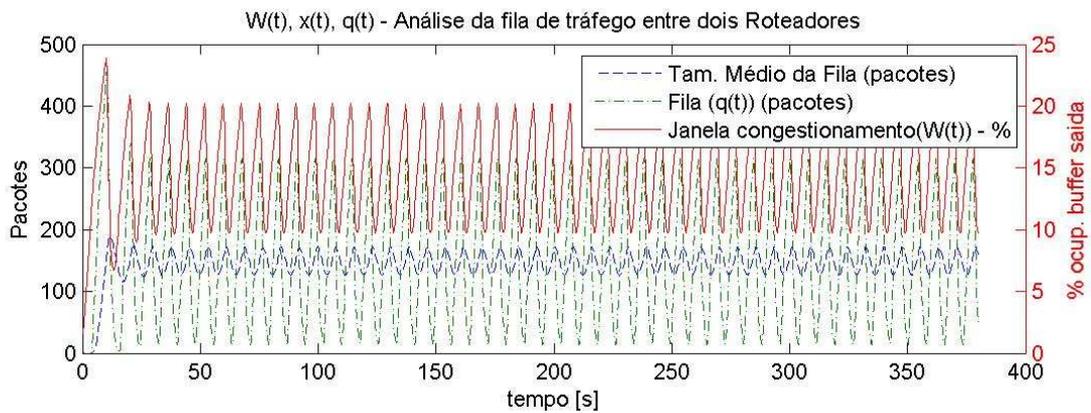
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 2.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



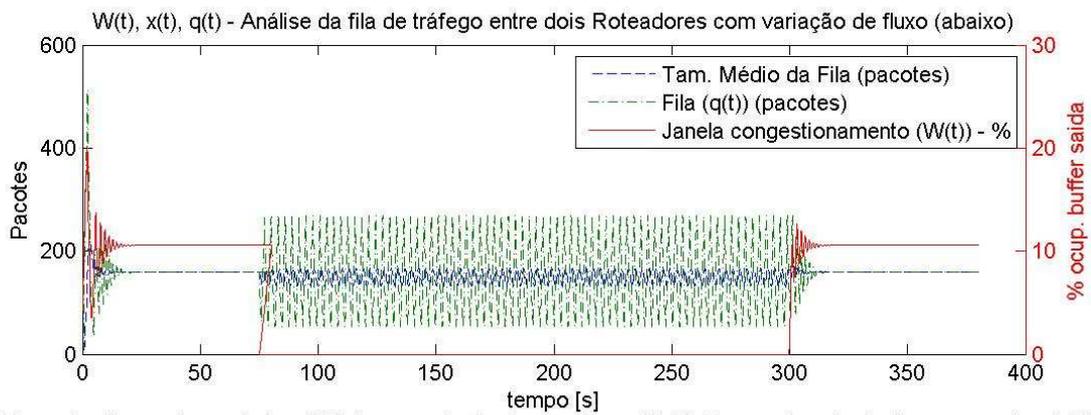
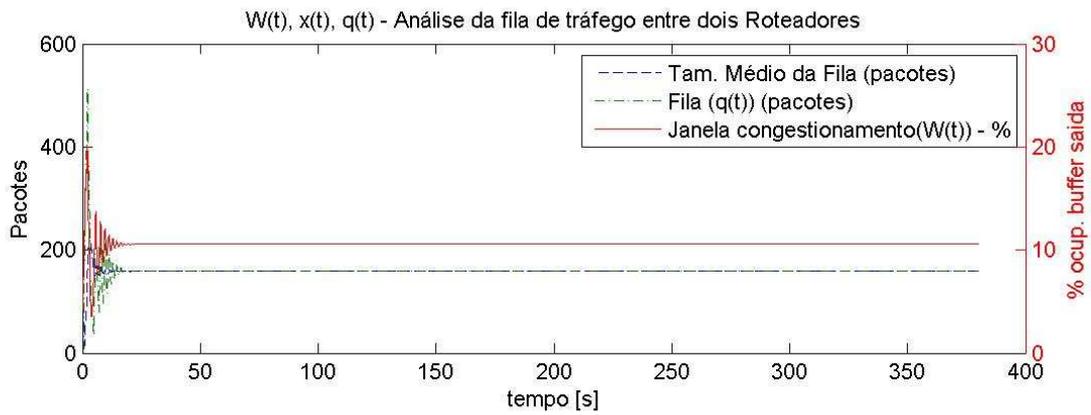
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 5.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



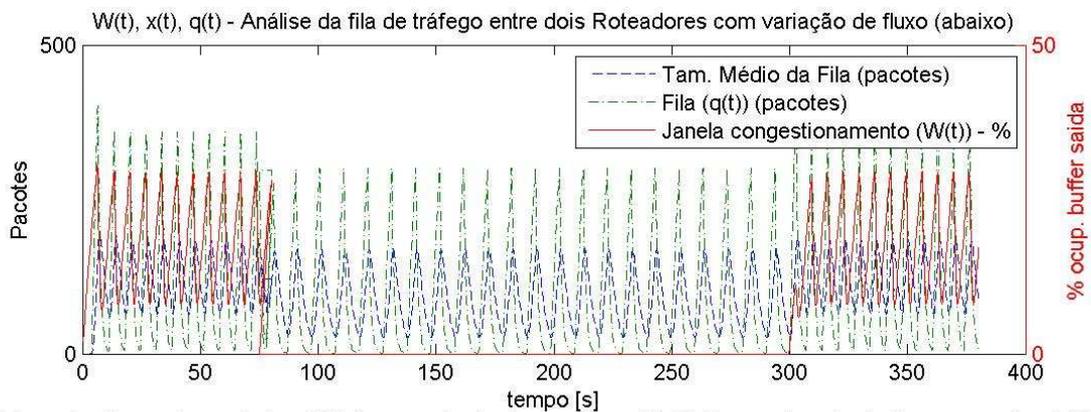
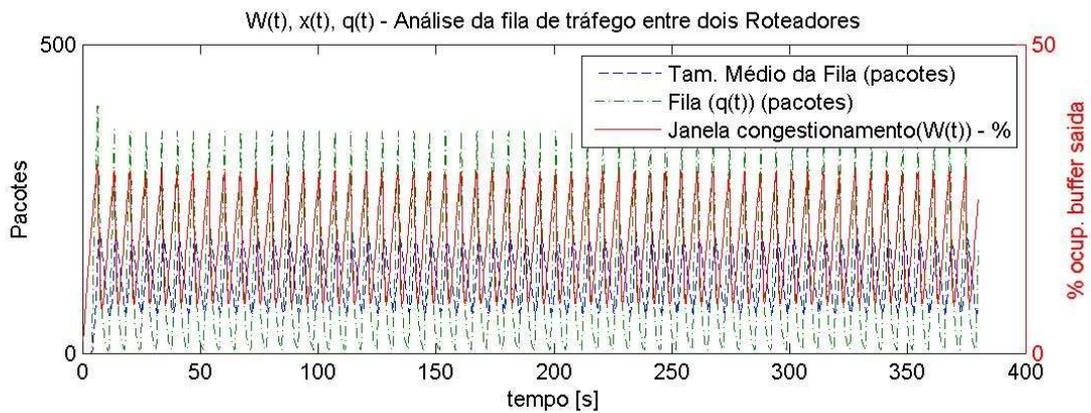
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 5.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



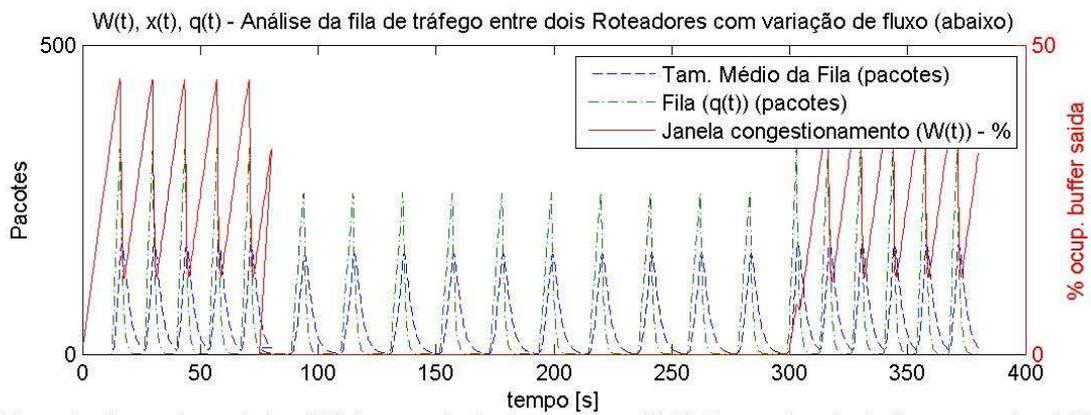
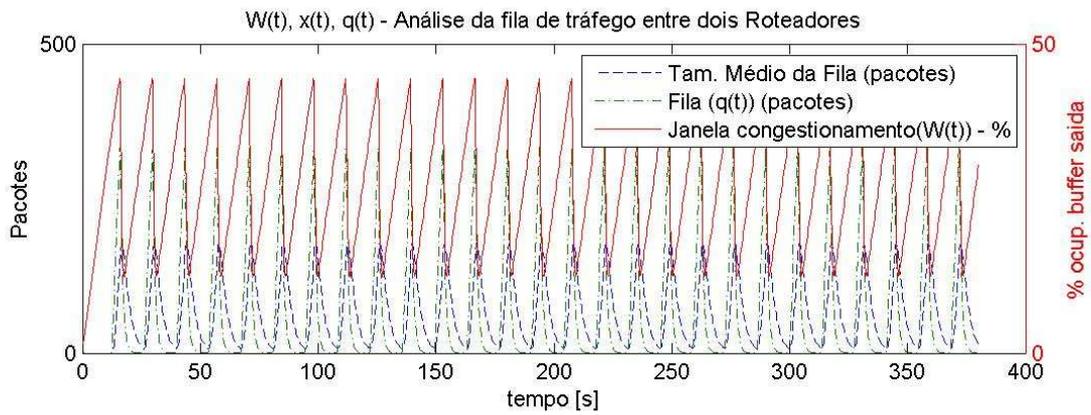
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 5.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



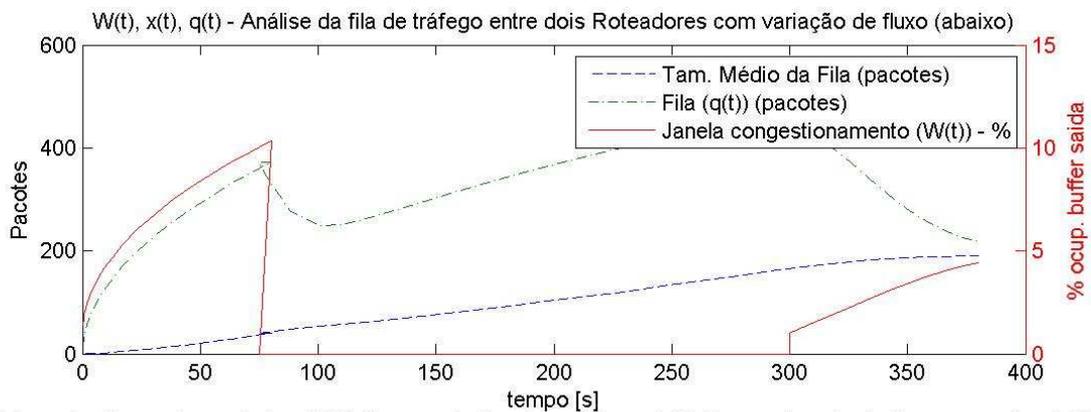
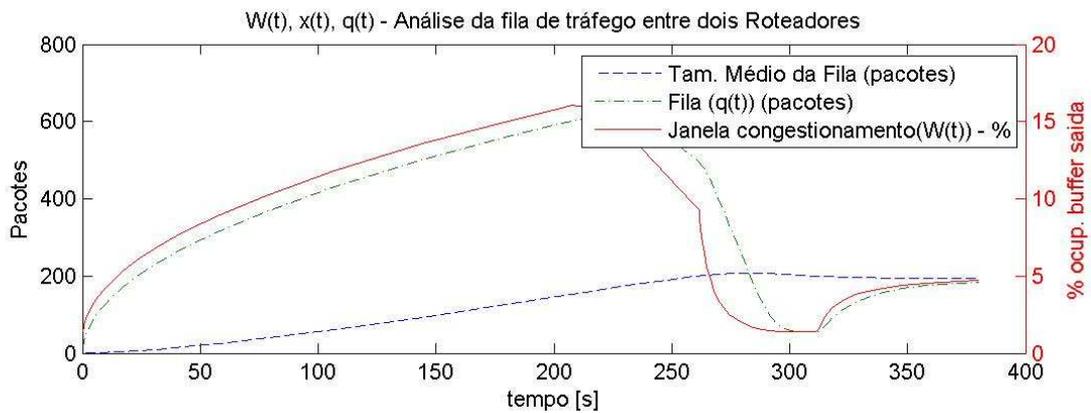
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 15.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



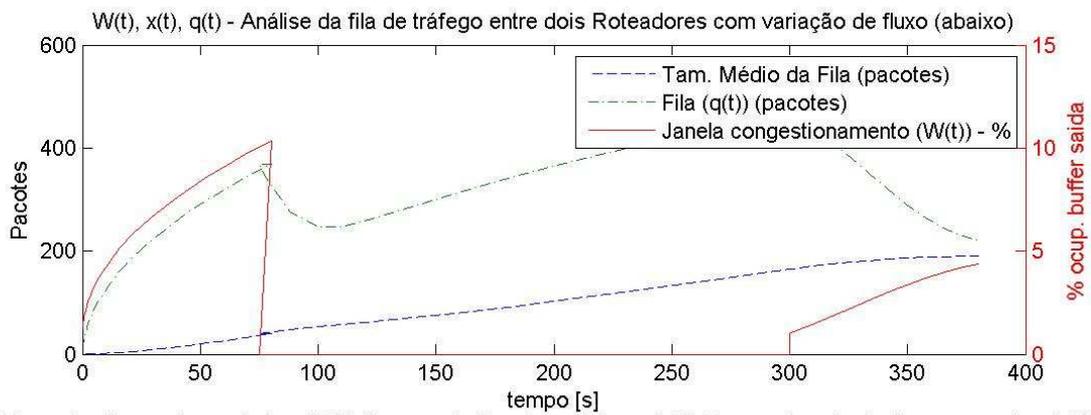
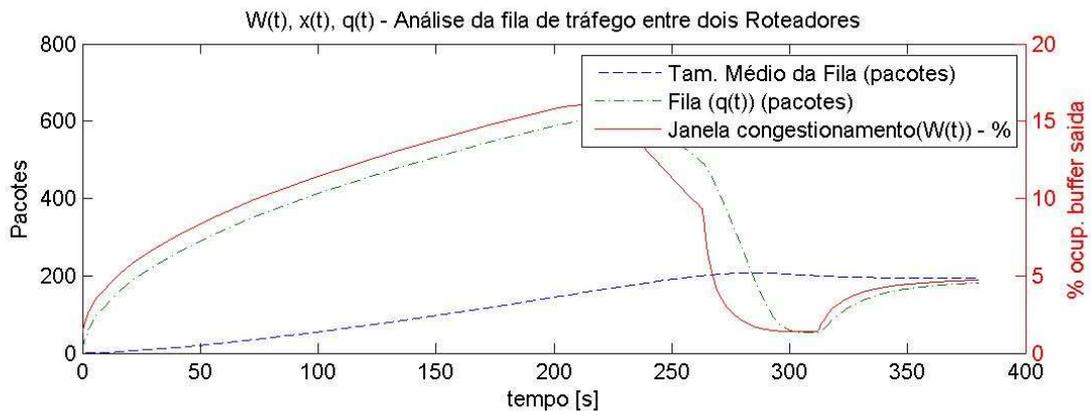
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 15.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



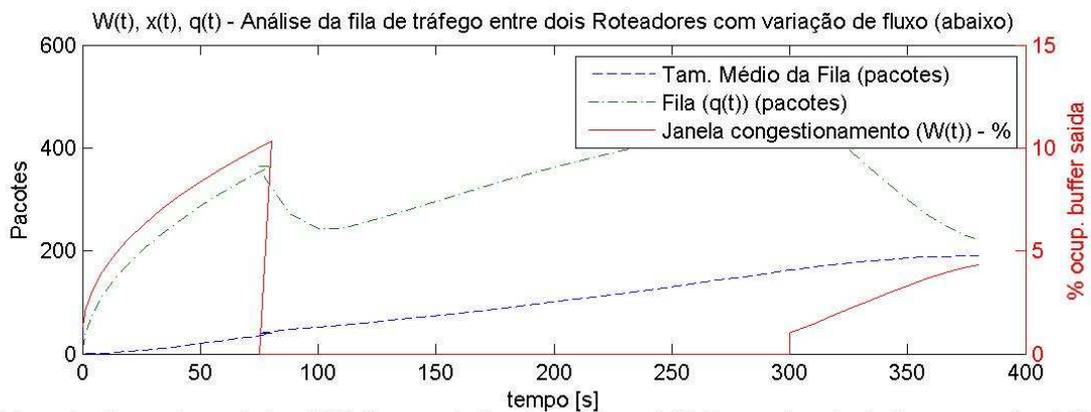
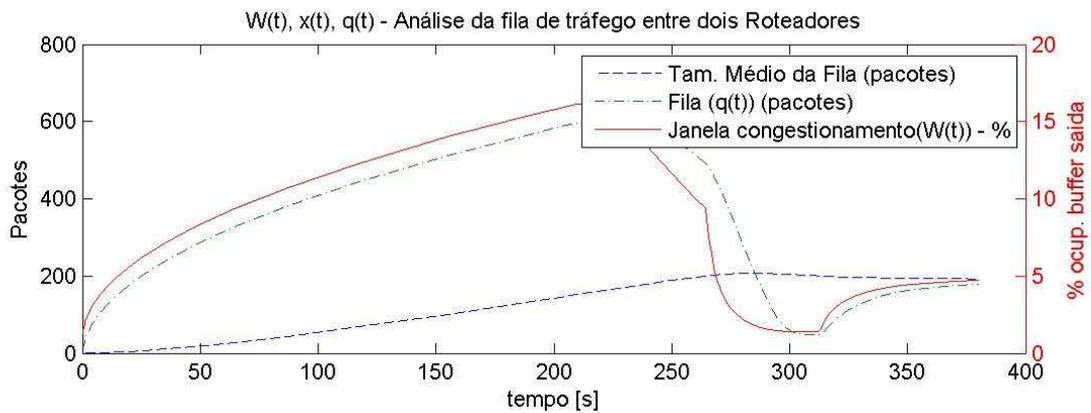
Tamanho do pacote em bytes: 500 /Largura de Banda em Mbps: 15.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



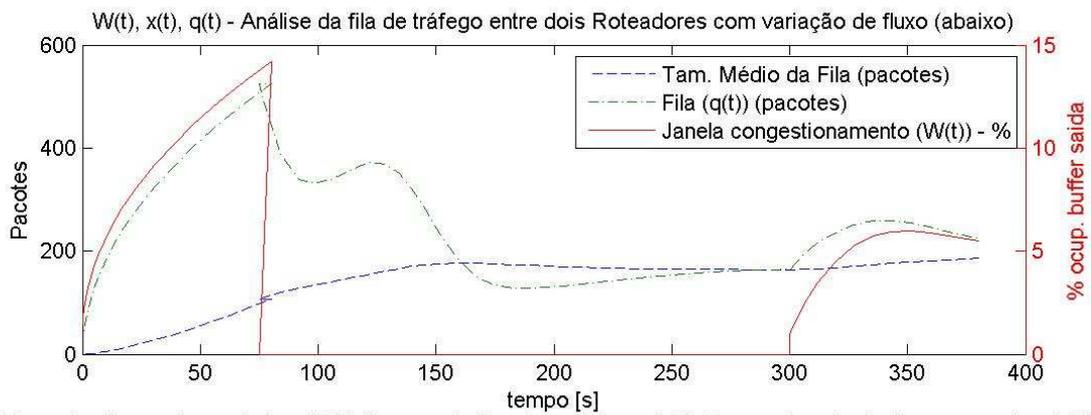
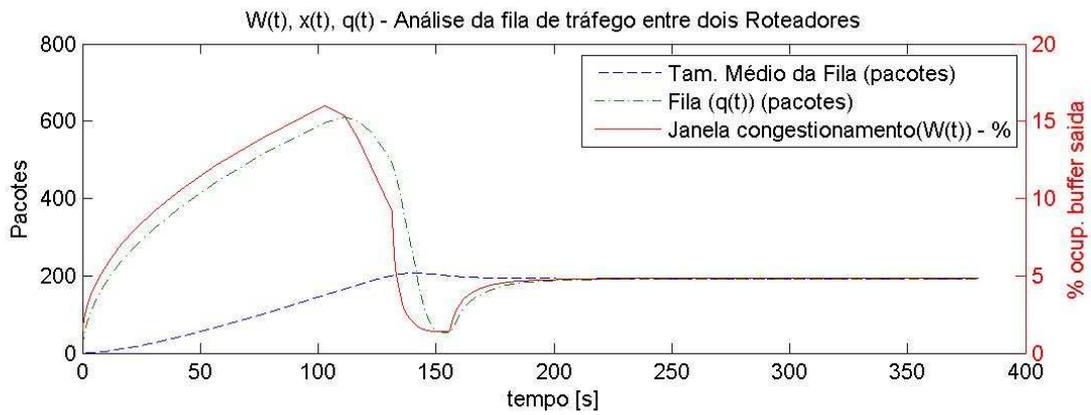
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 0.25 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



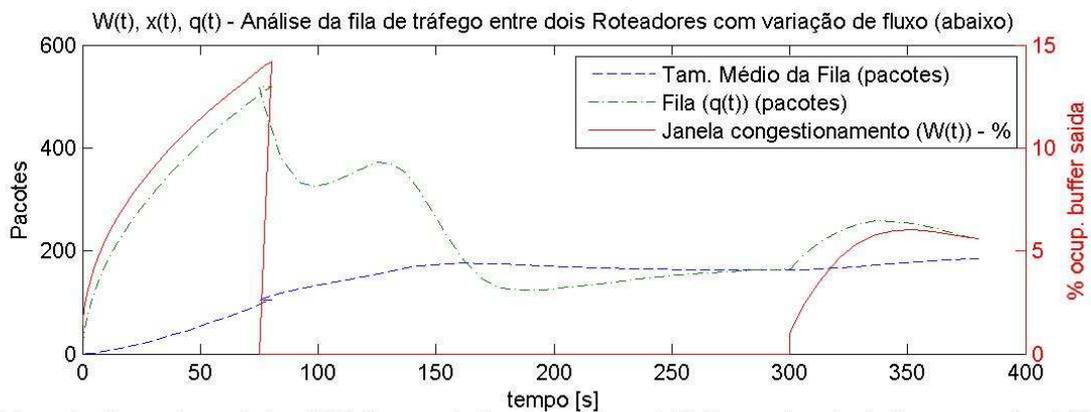
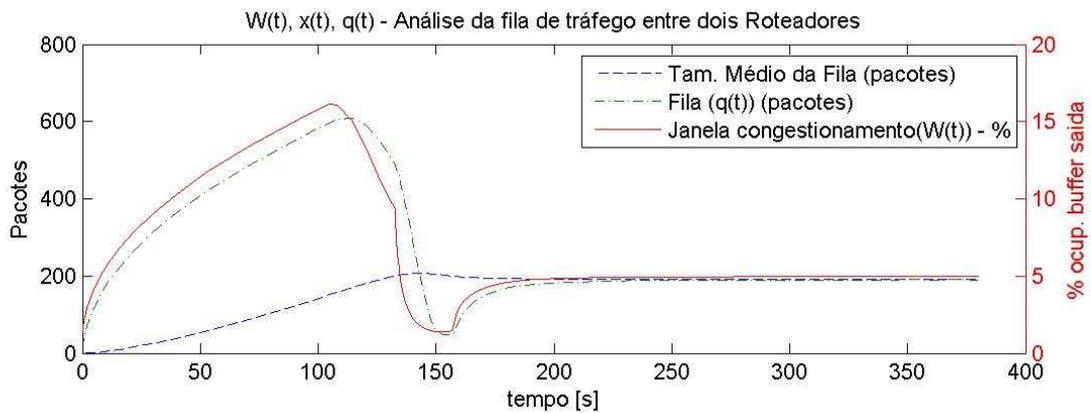
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 0.25 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



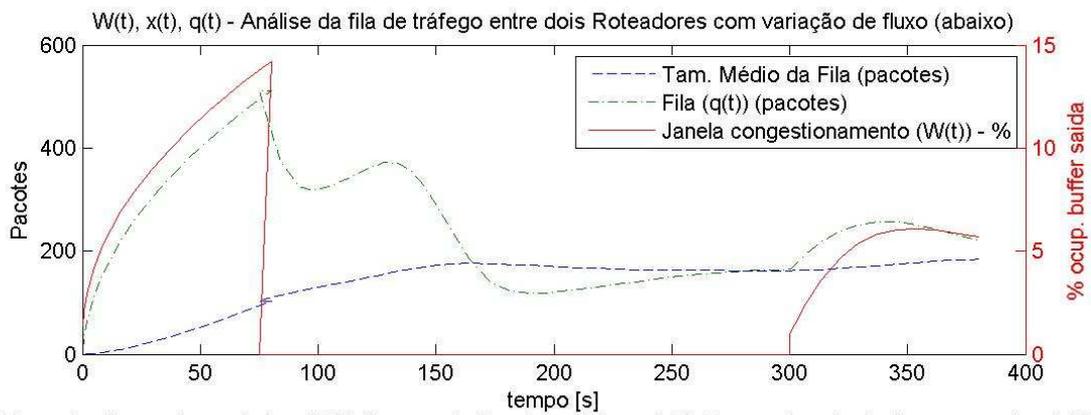
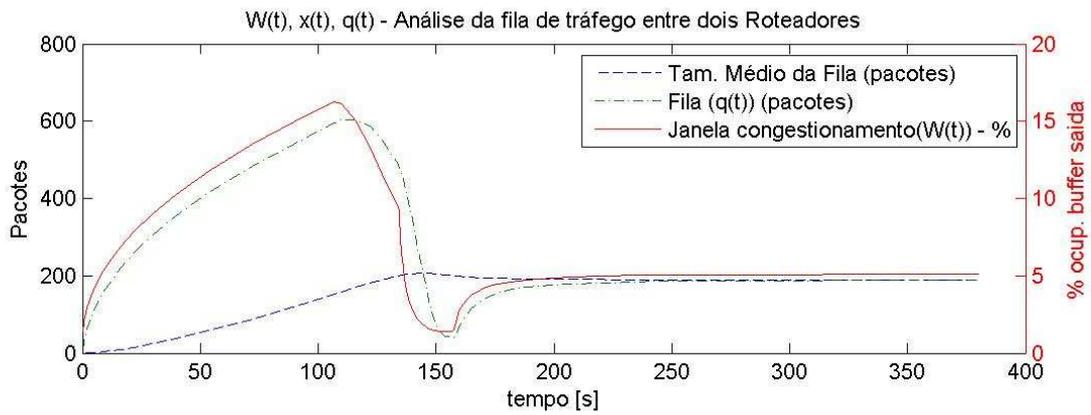
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 0.25 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



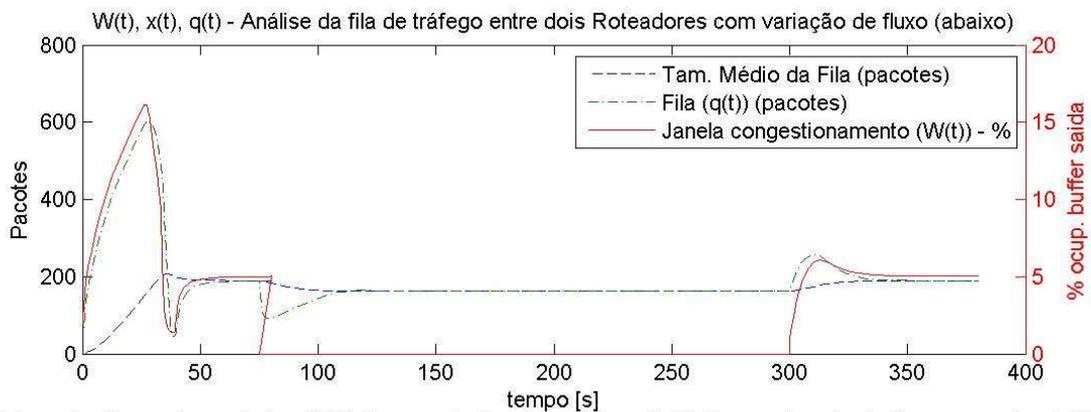
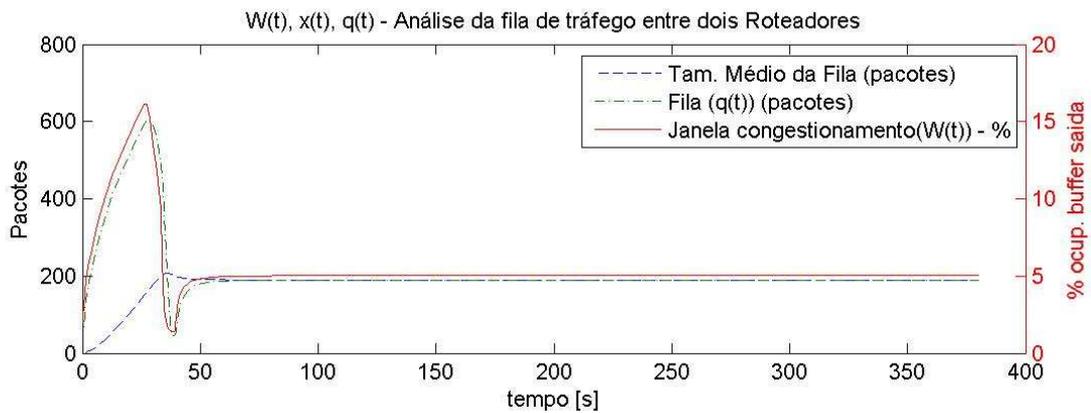
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 0.50 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



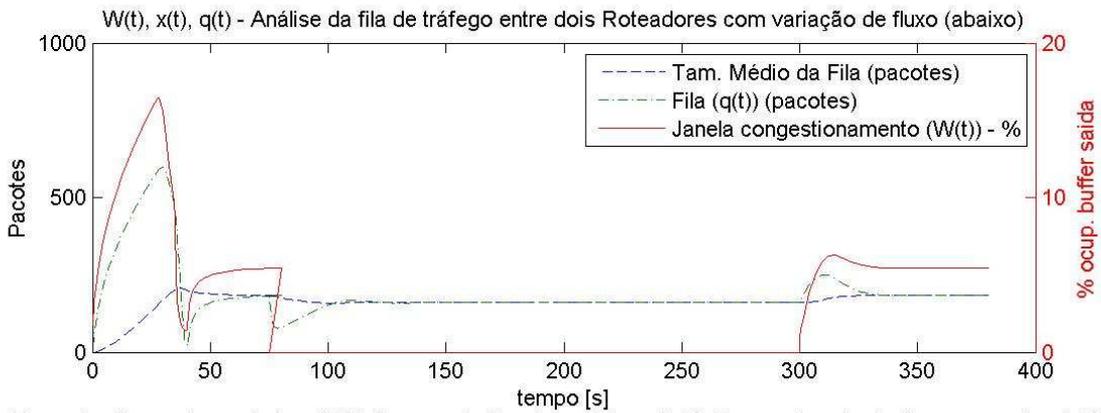
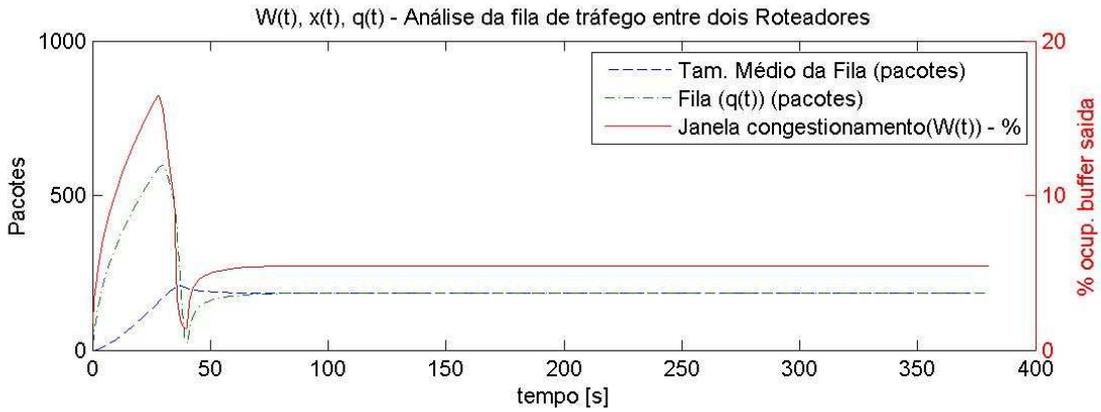
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 0.50 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



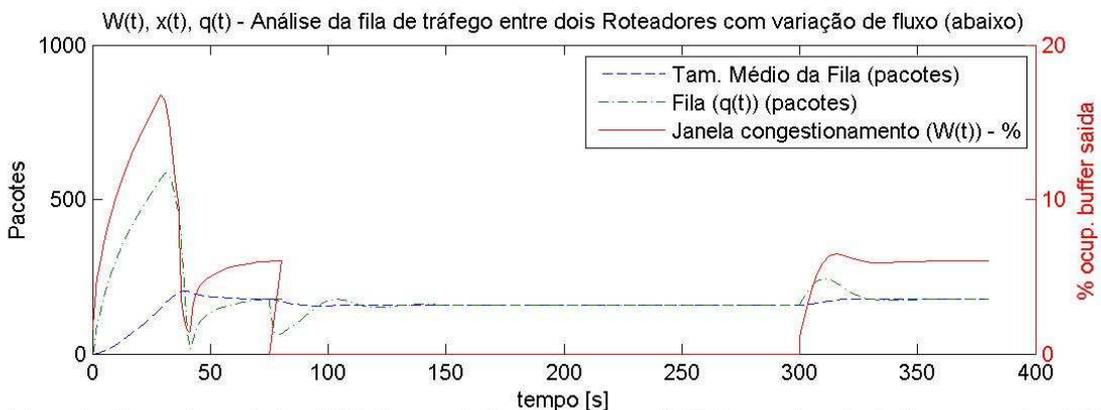
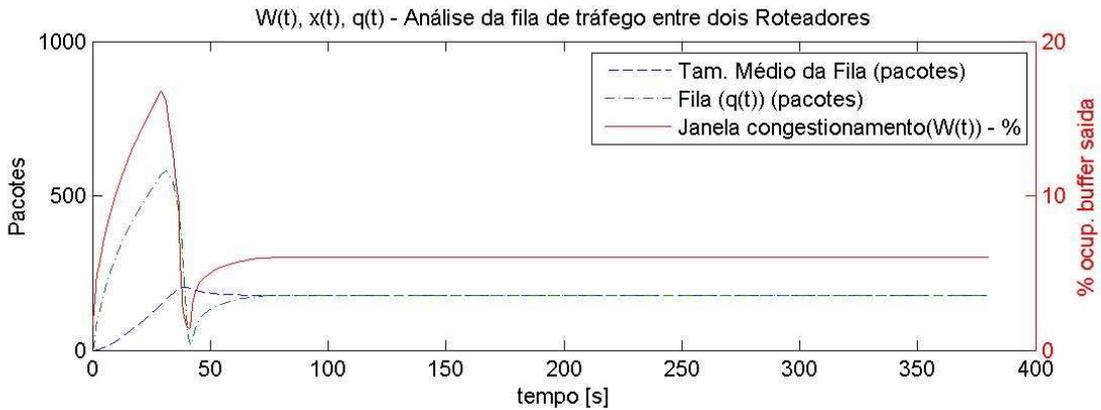
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 0.50 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



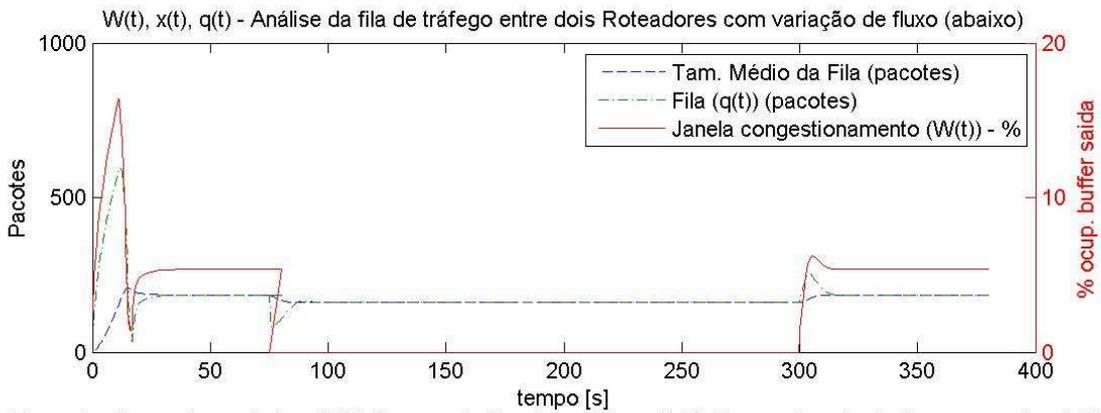
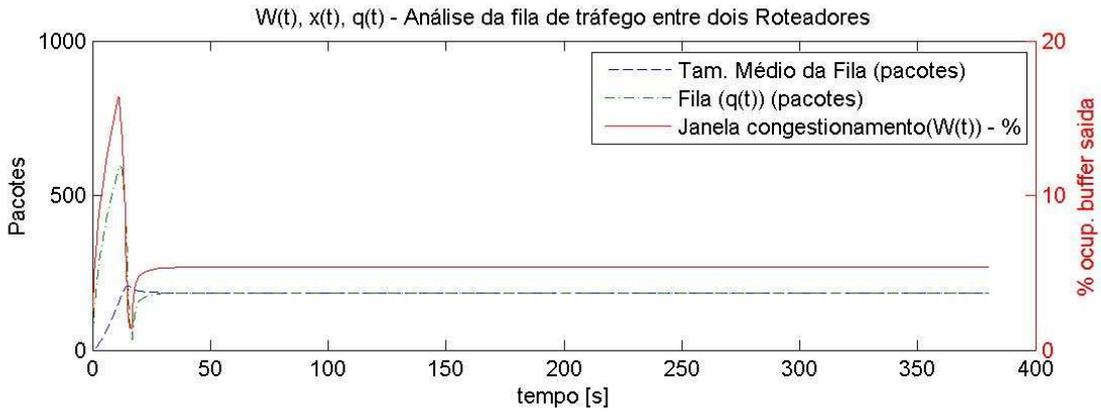
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 2.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



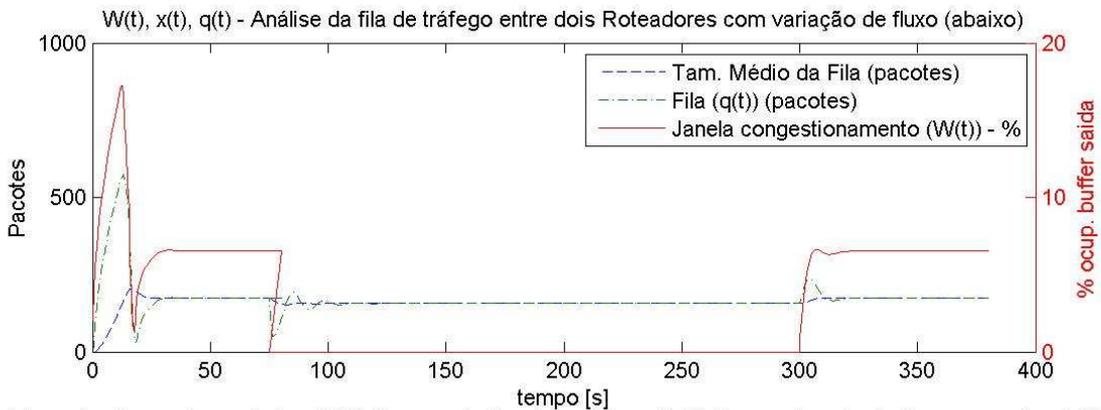
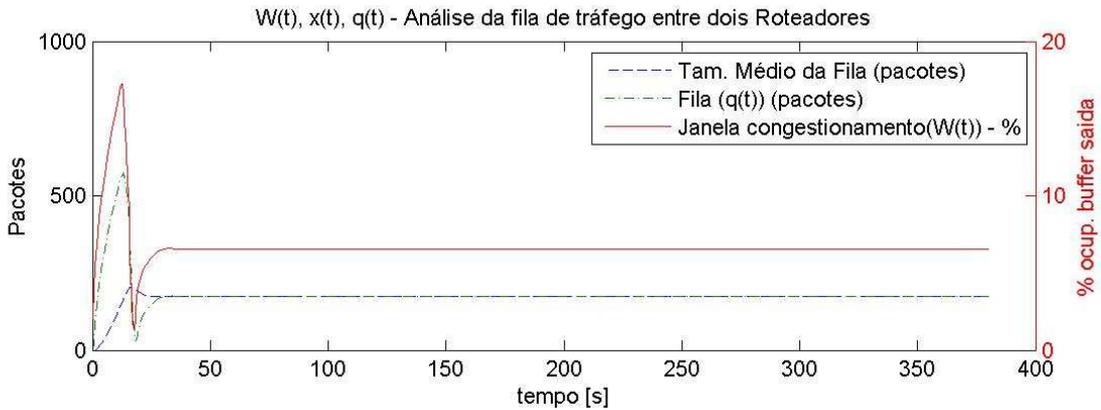
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 2.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



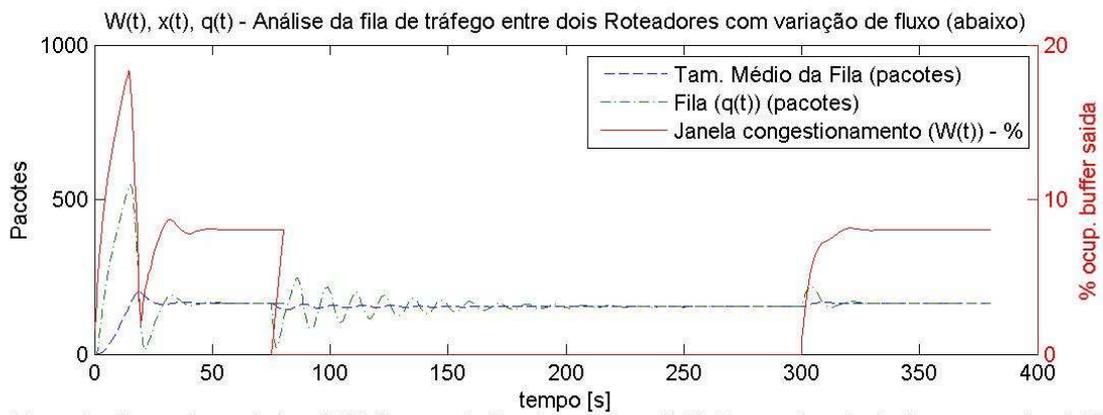
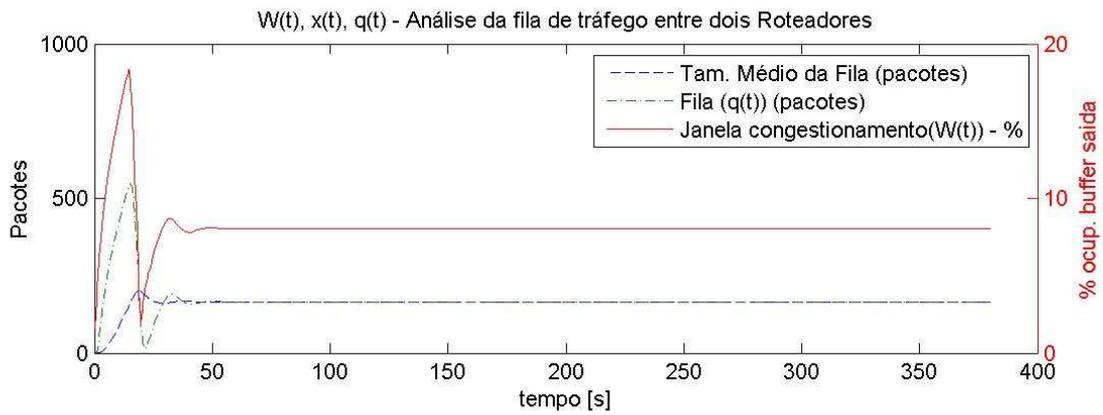
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 2.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



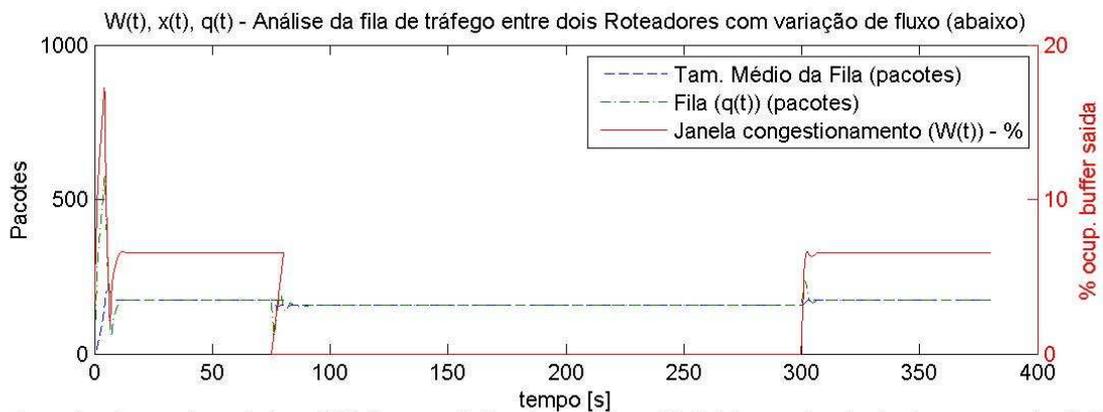
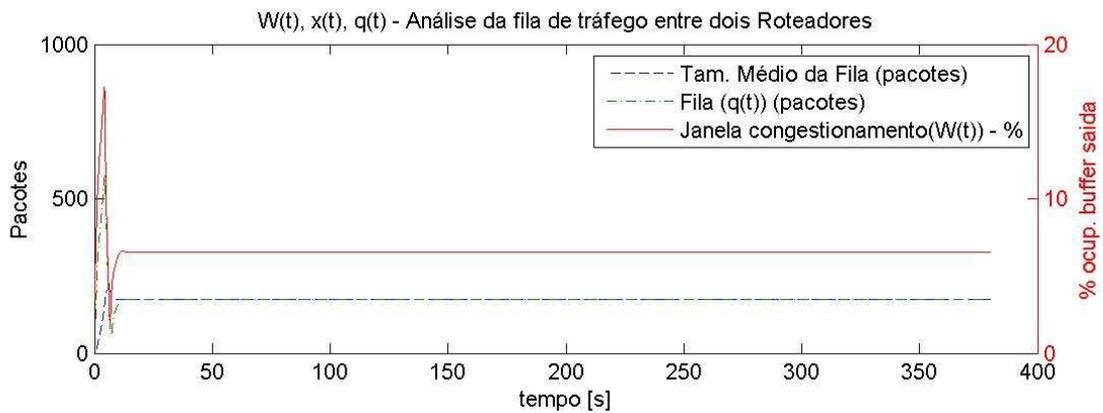
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 5.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



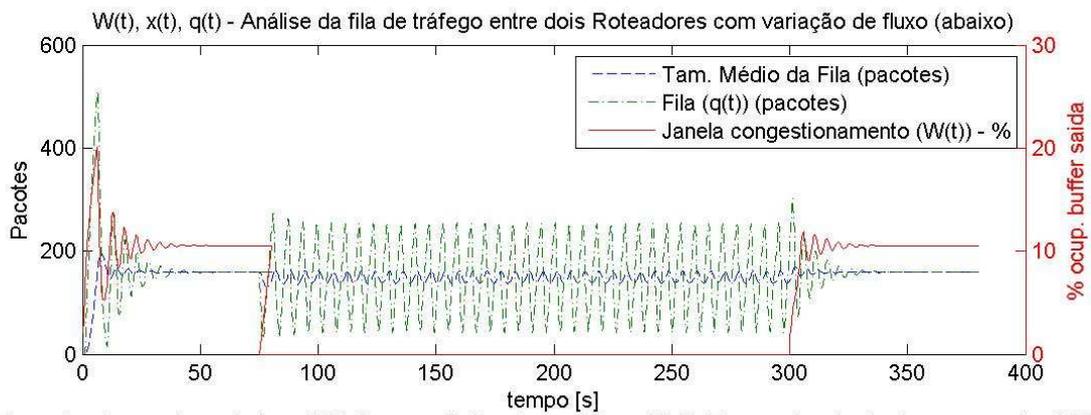
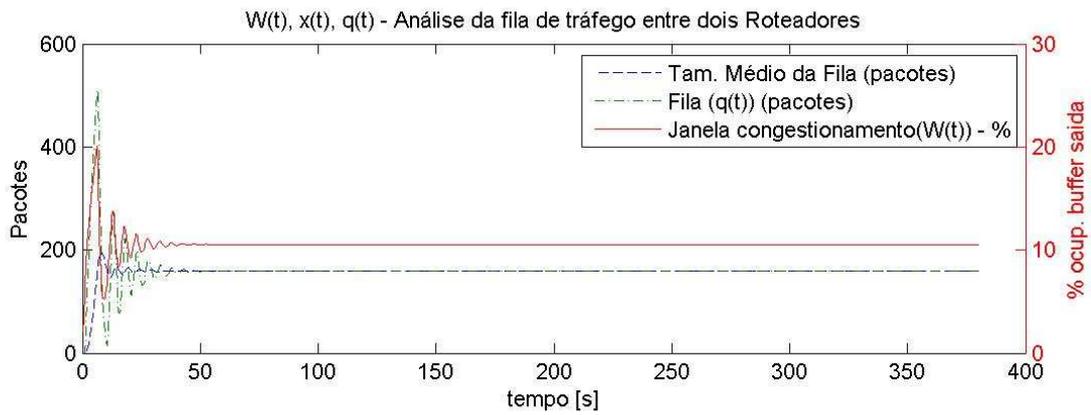
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 5.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



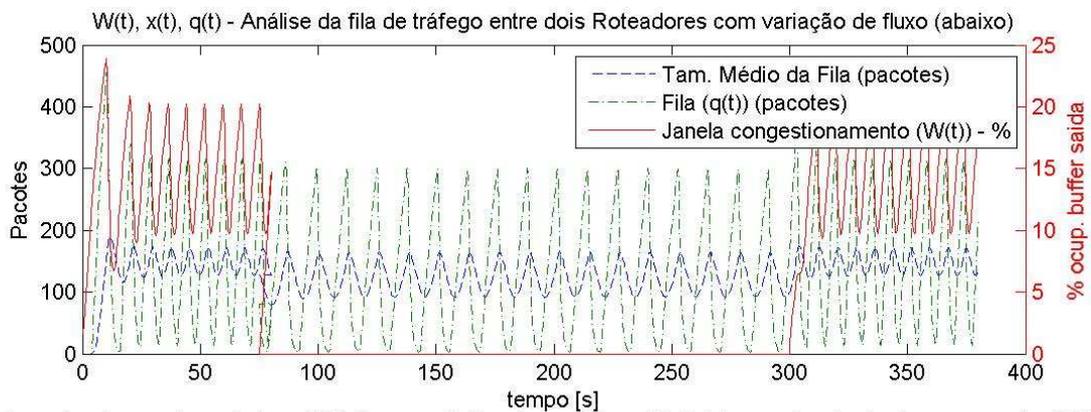
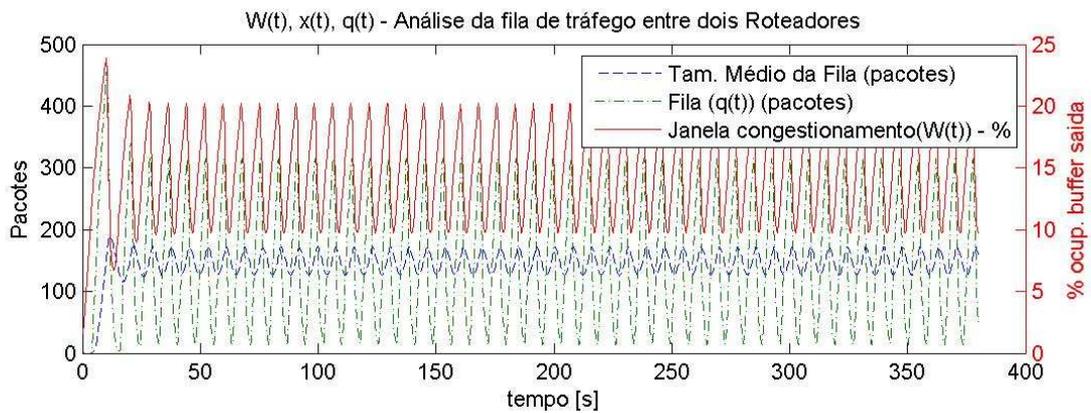
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 5.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



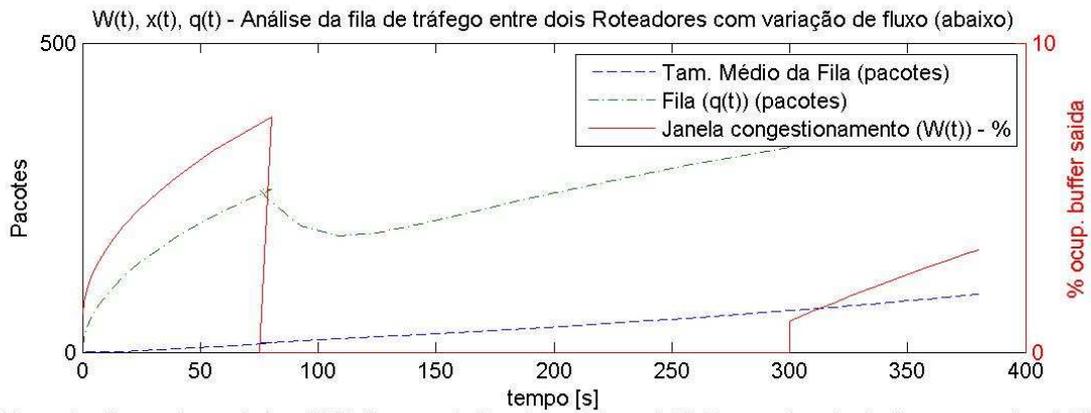
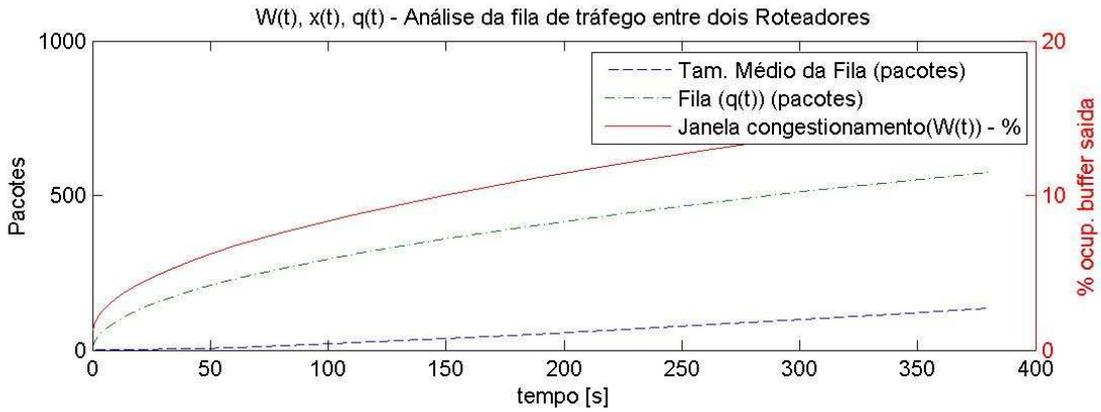
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 15.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



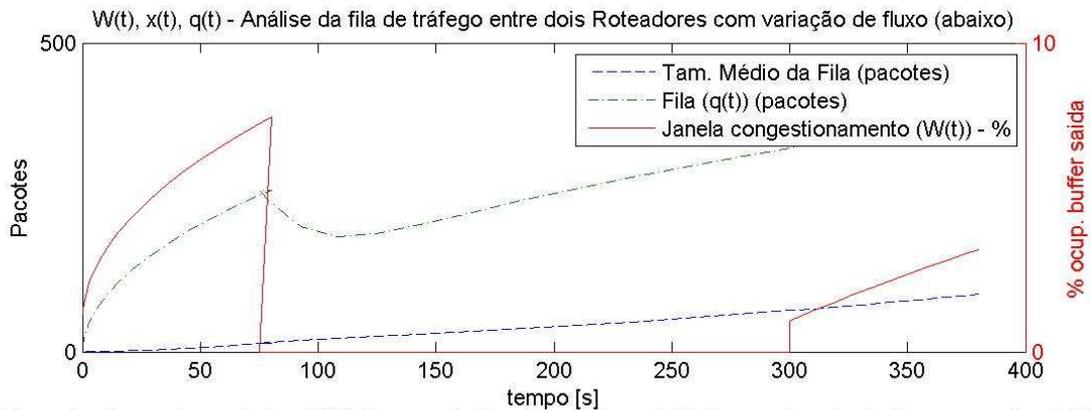
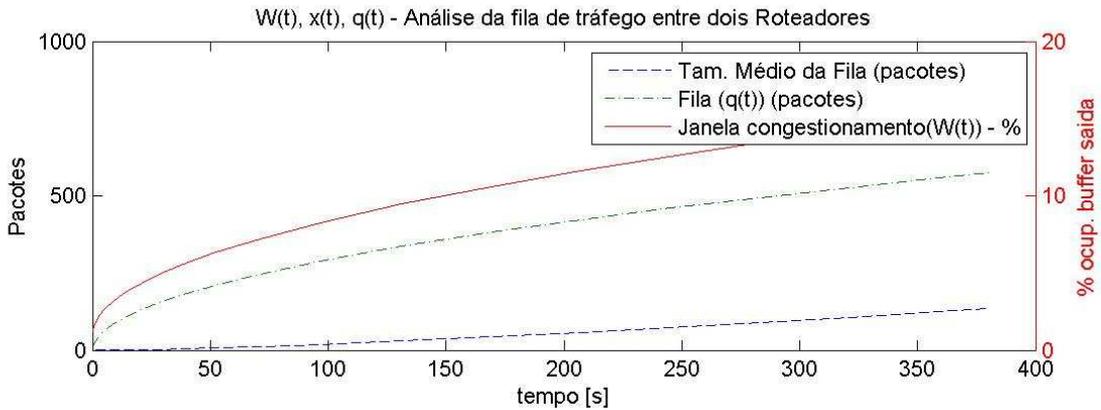
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 15.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



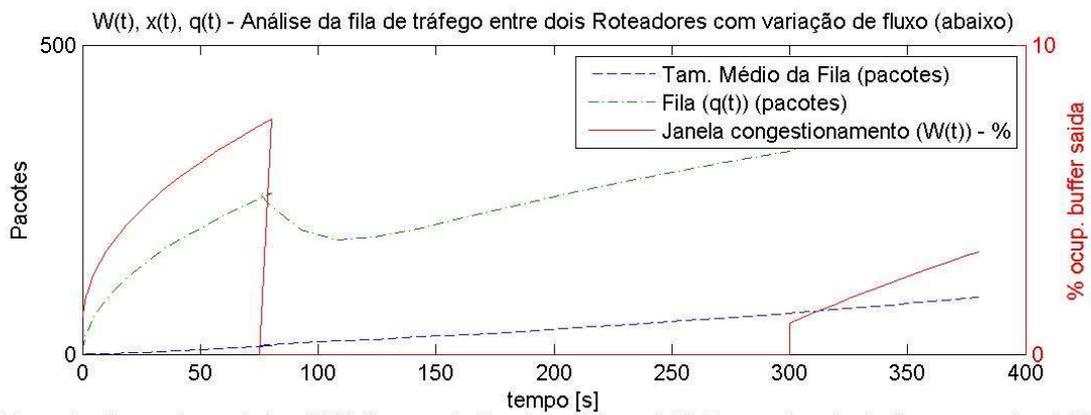
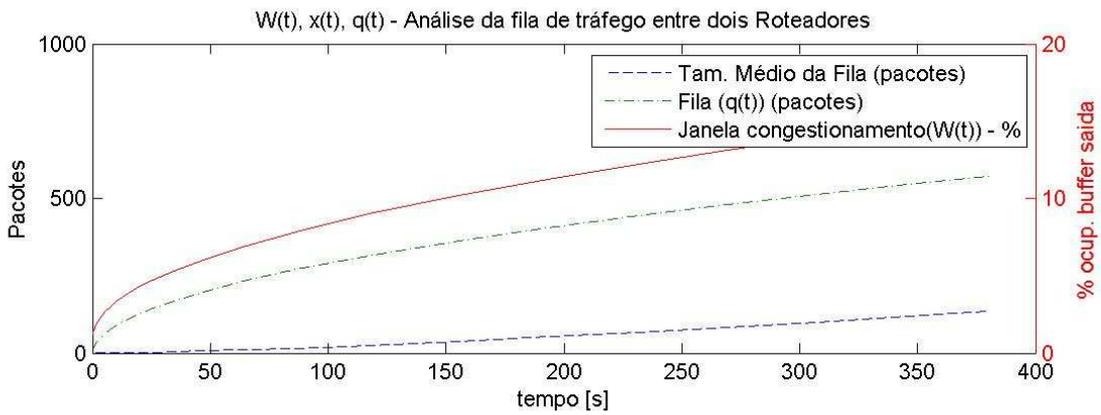
Tamanho do pacote em bytes: 1500 /Largura de Banda em Mbps: 15.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



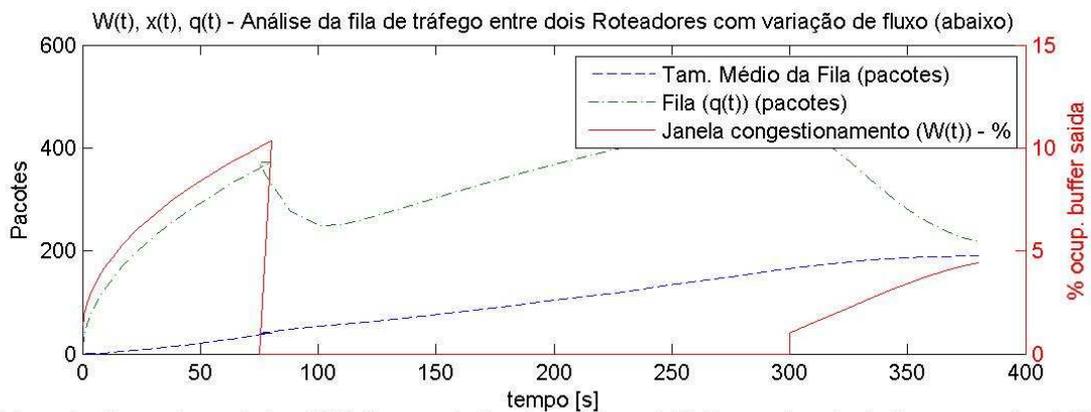
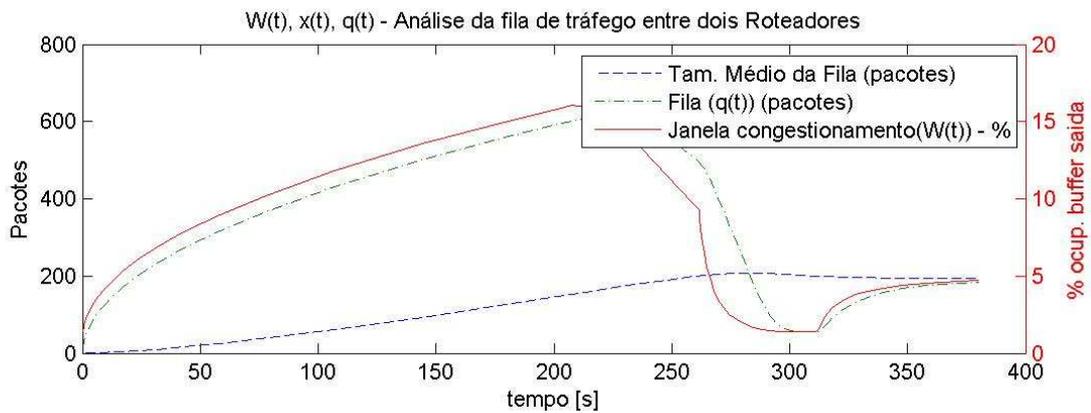
Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 0.25 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



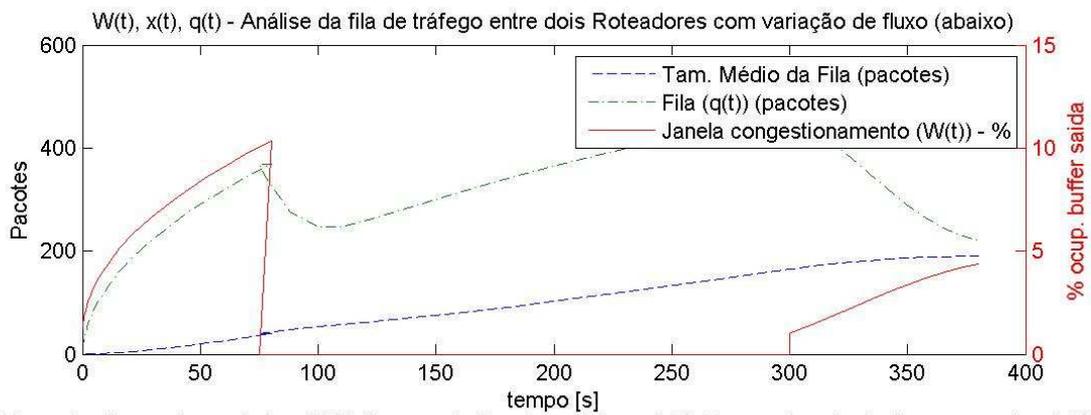
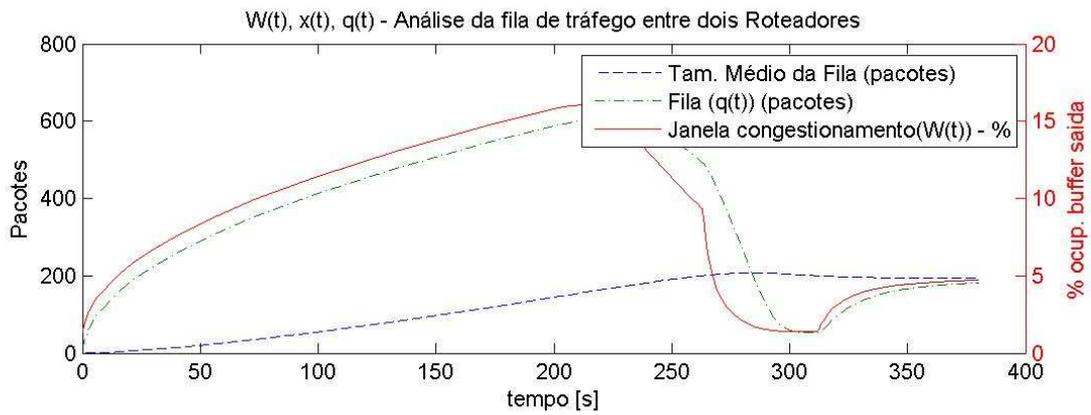
Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 0.25 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



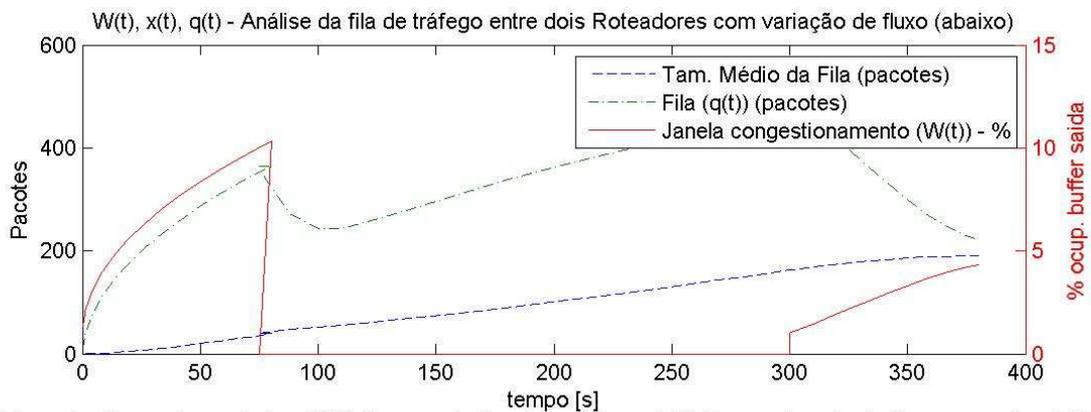
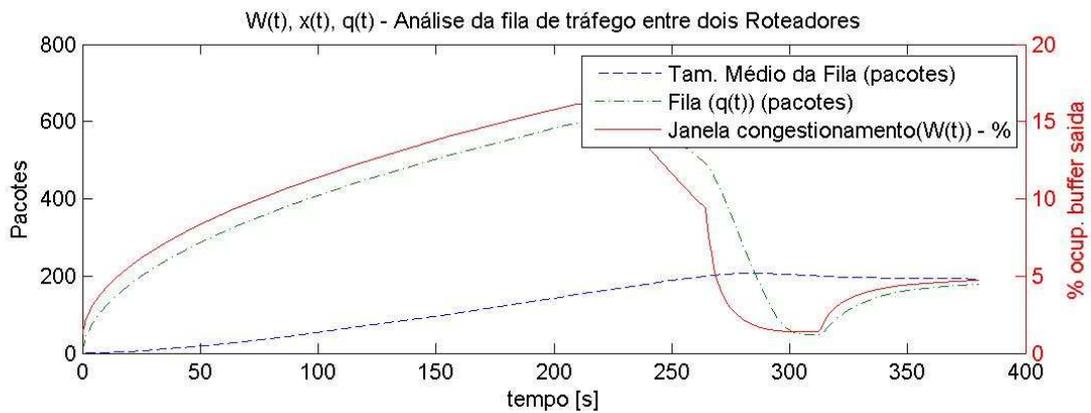
Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 0.25 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



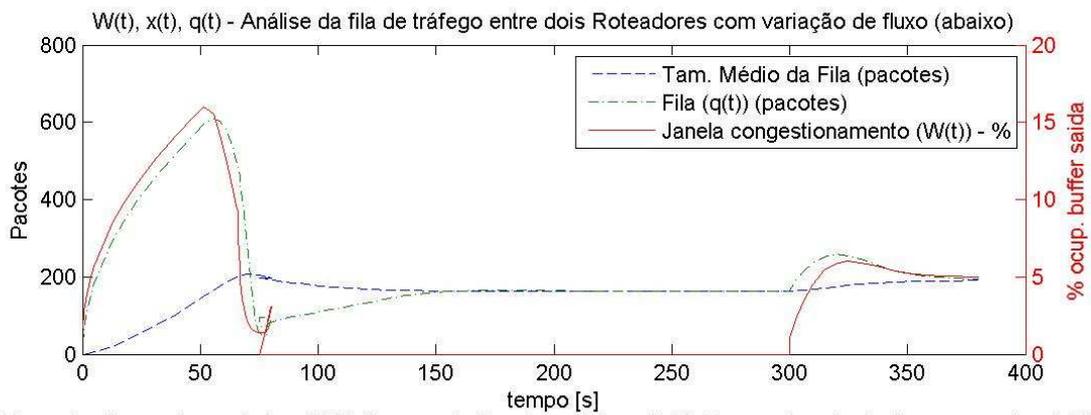
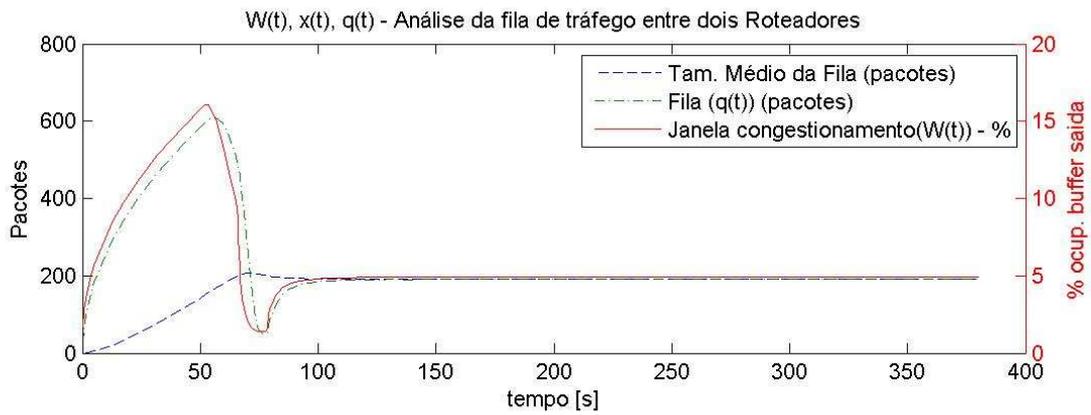
Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 0.50 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



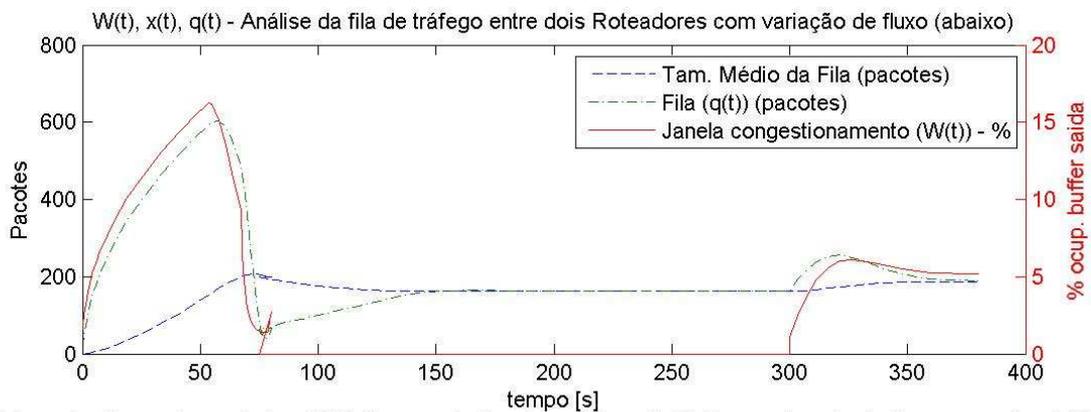
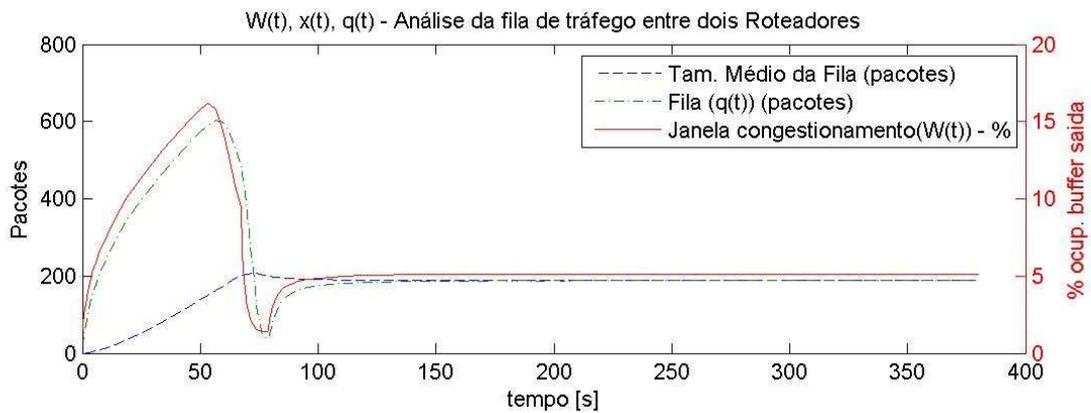
Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 0.50 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



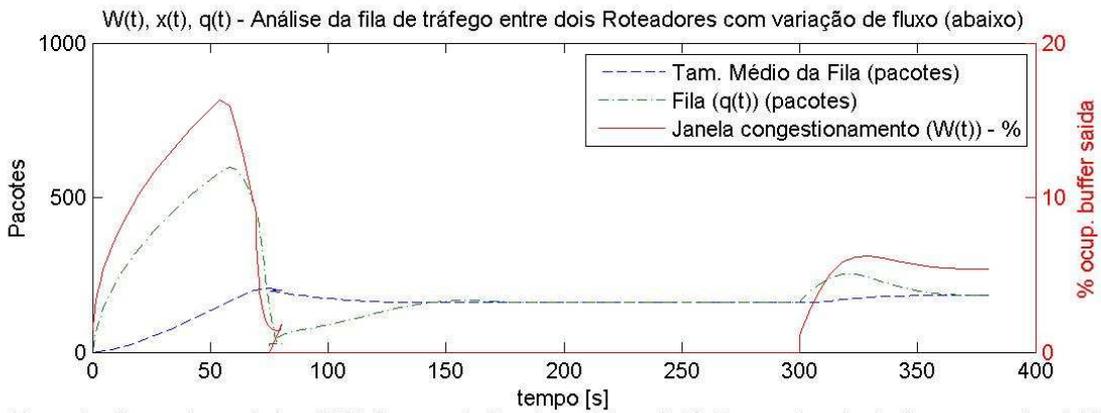
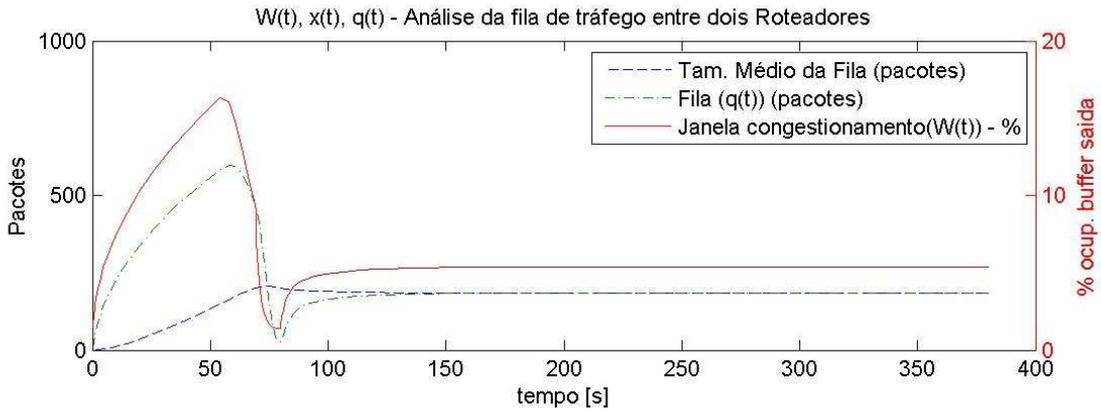
Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 0.50 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



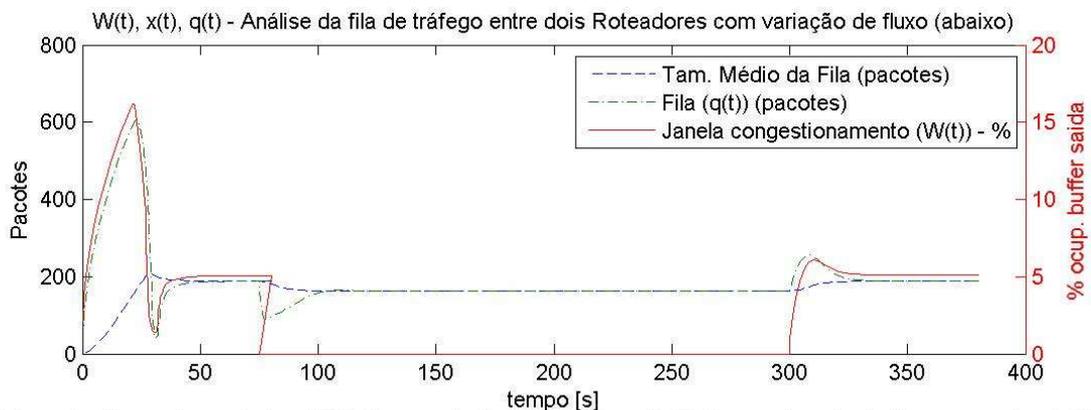
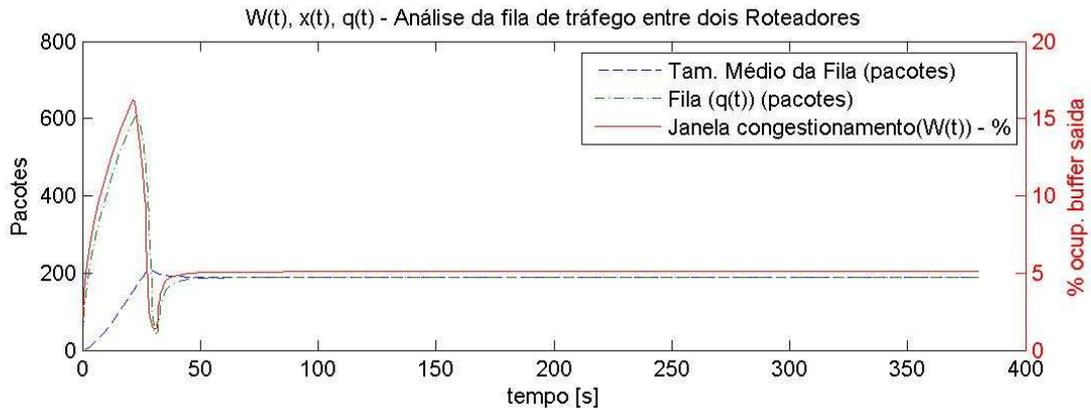
Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 2.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



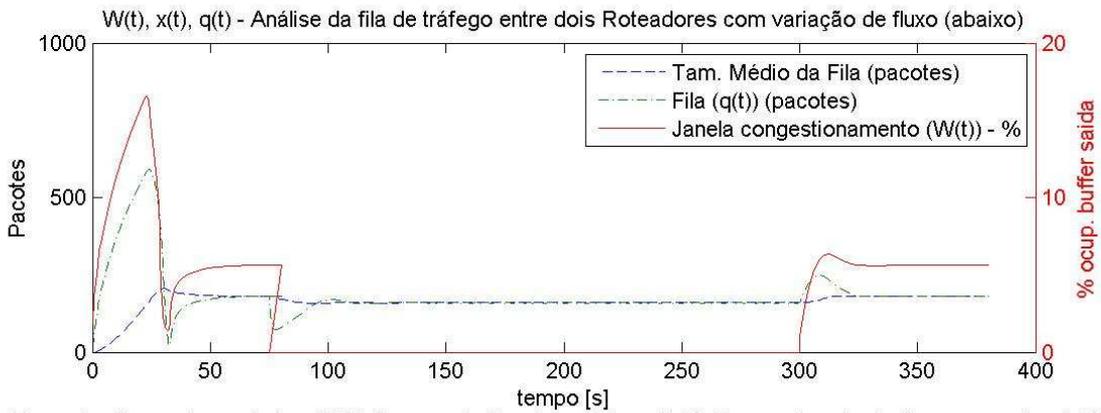
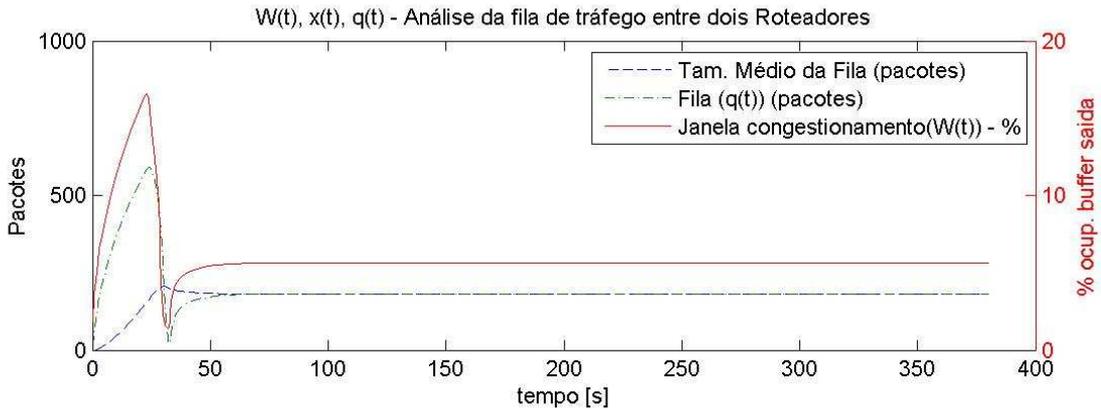
Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 2.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



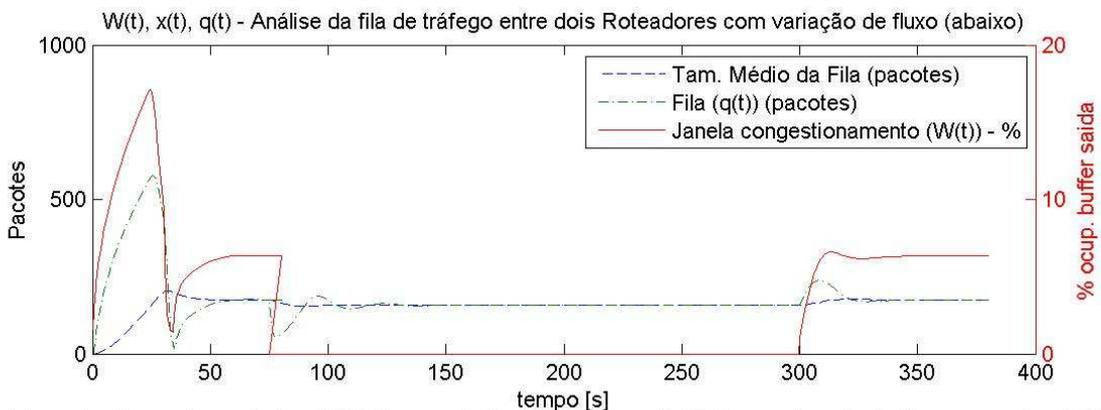
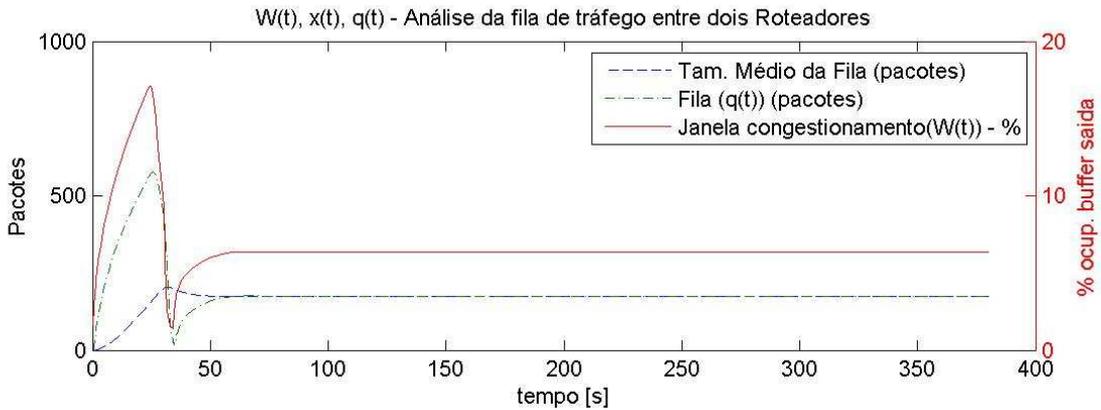
Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 2.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



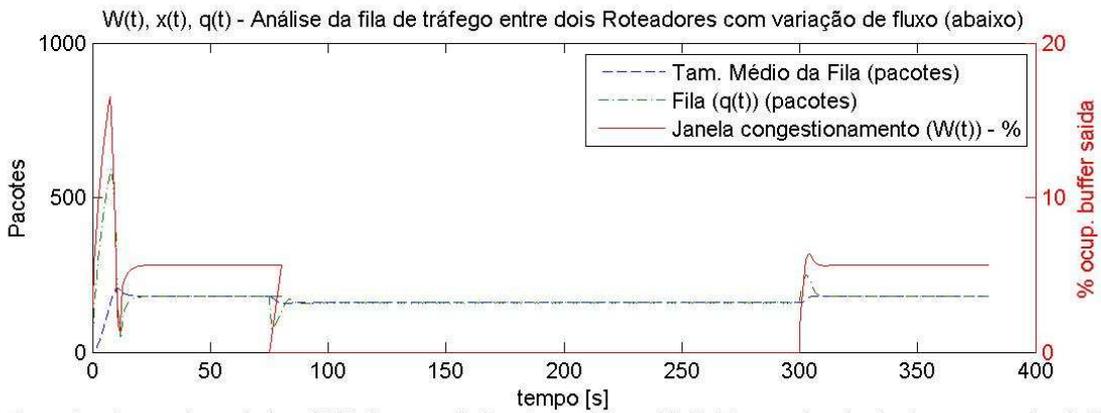
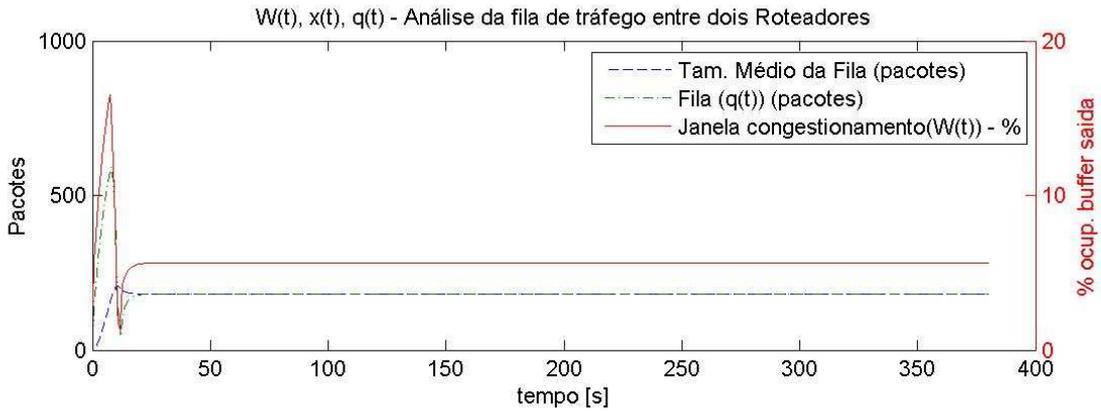
Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 5.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



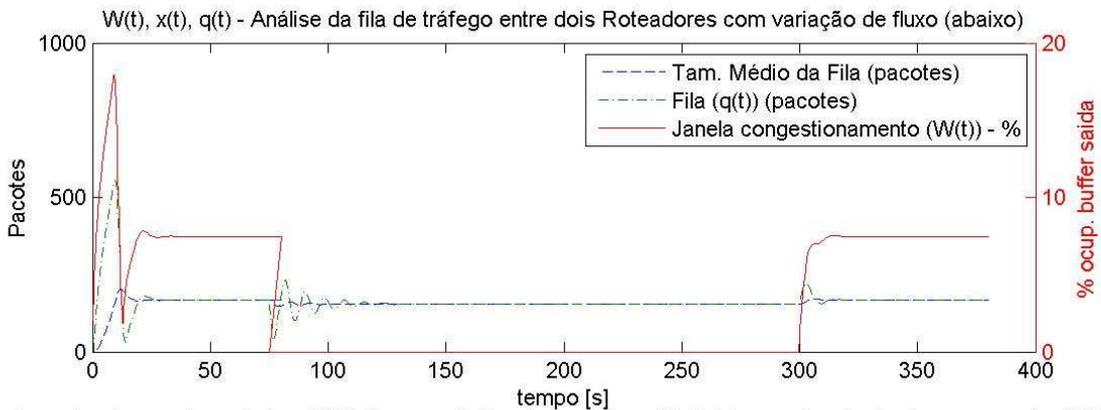
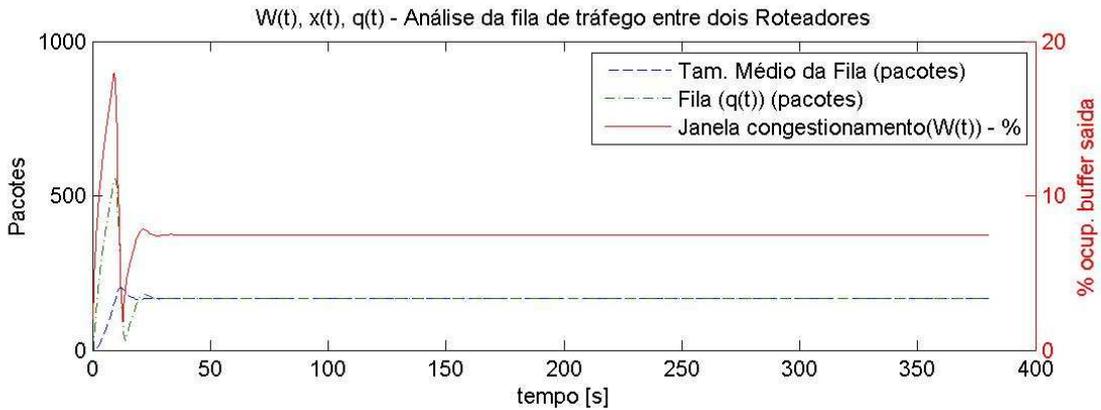
Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 5.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.200



Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 5.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.358



Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 15.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.067



Tamanho do pacote em bytes: 3000 /Largura de Banda em Mbps: 15.00 /Tempo de retardo de propagação: 0.200

4 RESOLUÇÃO DE SISTEMAS MATRICIAIS

Assume-se que a representação paramétrica da rede de dados apresenta uma formação matricial, e que as relações matemáticas trabalharão sistemas matriciais na identificação de resultados. Assim, é importante ter em conta os processos de resolução de sistemas matriciais possíveis de serem aplicados.

4.1 MÉTODOS DE RESOLUÇÃO

O método de resolução selecionado tem como base os estudos desenvolvidos por Eng, Humphrey e Meyn, 1996, aplicado através de programação linear usando processos contidos no *Simulink/MATLAB*.

Nesta metodologia existe a possibilidade de realizar divisões entre sistemas matriciais com denominador de determinante nulo. Assim, tendo estipuladas as relações necessárias, buscamos nestes estudos a referência com possibilidade de atender as necessidades de simulação de rede por fluidos da forma adequada aos recursos de processamento disponíveis.

4.2 MÉTODO ADOTADO

4.2.1 Síntese

Já foi demonstrado que os modelos de limite por fluido para redes *multiclass* oferecem os meios para simplificar substancialmente a análise de estabilidade das filas. Este trabalho começou a enfrentar uma pergunta natural: os modelos redes por fluidos fornecem uma ferramenta para o desenvolvimento de alto desempenho de agendamento para as políticas de enfileiramento?

A construção de um programa linear (Linear Program - LP) é para dar limites superiores e inferiores do desempenho ao longo de possíveis trabalhos de políticas de conservação. Os limites são testados por meio de simulações usando o *Simulink*. Controles estocástico de traduções das políticas são testados por meio de simulações usando *UltraSANon*, um modelo estocástico discreto da rede.

4.2.2 Introdução

Os estudos referenciados por Eng, Humphrey e Meyn, 1996, mostram que essa estabilidade das filas de uma rede multiclasse é essencialmente equivalente para determinar a estabilidade associada a um modelo de fluido. Porque a estabilidade é uma propriedade do sistema que só depende de grandes valores das variáveis de estado, o problema é de natureza essencialmente estocástica, entrada de grandes valores nas variáveis de estado, só que a estabilidade torna-se um problema determinístico. Esta é a idéia por trás do método ODE, uma técnica que foi proposta para a análise de estabilidade do controle em modelos adaptáveis.

Com base na abordagem de limite de fluidos e métodos de programação lineares, concebidos pela primeira vez por Chen e Mandelbaun (1991 *apud* Eng, Humphrey e Meyn, 1996), vários algoritmos foram propostos para dar condições de estabilidade ou instabilidade nos anos seguinte. Esses métodos fornecem algoritmos eficientes e são encontrados para caracterizar a estabilidade em muitos casos de especial interesse. Neste documento, está sendo considerado o problema de agendamento de formulação de políticas de alto desempenho, usando modelos de fluidos e técnicas lineares de programação. O desempenho não é uma propriedade de modelos de redes de grande escala, como a aleatoriedade é obviamente importante e a propriedade detalhada de uma política de agendamento para valores pequenos das variáveis de estado é, pelo menos, importante como o comportamento médio para valores grandes. No entanto, é possível computar políticas de “ideal” para os limites dos modelos por fluido em muitos casos de interesses. Estas políticas de ideal são geralmente muito simples na estrutura e têm propriedades óbvias desejáveis. Propõe-se aqui que: se a lei de controle ideal para o modelo por

fluido é cuidadosamente traduzida para formar uma lei de controle para o modelo estocástico discreto original, em seguida, uma política de agendamento de alto desempenho pode ser obtida.

4.2.3 Rede e os modelos fluidos

4.2.3.1 Preliminares

Uma rede estocástica discreta geral pode ser constituída por S quaisquer *buffers* de estações de único servidor localizado e K estações de servidor. Presume-se que não existe um único processo exógeno com intervalo entre chegada i.i.d., $\{\xi(n), n \geq 1\}$. Os clientes no *buffer* k requerem serviço na estação $s(k)$. Seus tempos de serviço são também i.i.d. e são denotado $\{\eta_k(n), n \geq 1\}$. Parte-se do princípio de que os *buffers* de cada estação têm capacidade infinita. O roteamento é do tipo *Bernoulli*, de modo que após a conclusão do serviço na estação $s(k)$, um cliente do *buffer* k move para o *buffer* j com probabilidade p_{kj} , e sai da rede com probabilidade $(1 - \sum_i p_{ki})$, independente de todo o histórico anterior. Além disso, a n ésima chegada para a entrada na rede pelo *buffer* k tem probabilidade p_{ok} , novamente independentes do histórico do processo. Presume-se que a rede está aberta, e que todos os clientes acabaram o processo e saiam da rede. Vamos concentrar atenção para as “linhas de re-entrada”, onde $p_{i(i+1)} = 1$ para $i < K$ e existe um cliente do sistema após a conclusão do serviço no *buffer* K

Este documento irá se concentrar no simples exemplo de rede com $K = 3$ e $S = 2$, no qual o roteamento é determinístico. A rede é ilustrada na figura 14. Uma vez que há apenas um único servidor na estação 1 é necessário impor uma política de planejamento desta estação. Por exemplo, no caso especial onde sempre tem prioridade os três *buffers*, isso é conhecido como política do último *buffer* primeiro a ser atendido (LBFS – *Last Buffer-First Served*).

O limite do modelo por fluido é obtido, conforme segue, por um modelo estocástico discreto, na escala de tempo e espaço, e a população total inicial configurada permitindo que a população tenda ao infinito. Para a rede descrita na figura 14, o

modelo por fluido é um processo de três dimensões para $x(t)$ que é diferenciáveis para $t \in \mathcal{R}_+$, e satisfaz as equações diferenciais acopladas de:

4.1

4.2

4.3

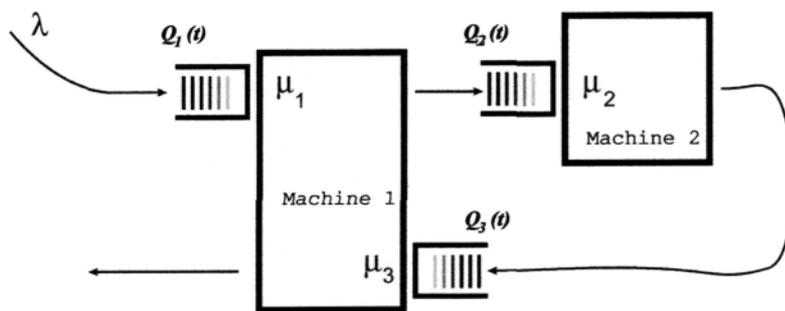


Figura 14 – Uma linha simples re-entrada.
 Fonte: figura 1. Eng, Humphrey e Meyn, 1996.

Informalmente, $\mu_i(t)$ indica parte do tempo de que o servidor tem que alocar à memória intermédia i , no instante de tempo t e é definido para todo $t \in \mathcal{R}_+$. A especificação das restrições sobre estas variáveis deverão ser derivadas com base na estrutura da política de planejamento e da topologia de rede. Será sempre a partir daí que manteremos as restrições para não atrasar o processamento. Para o modelo acima, estes se tornam:

4.4

Quando uma máquina está vazia, as restrições são impostas simplesmente por meio do cálculo dos argumentos. Estes serão chamados canais de limitações, que, para os três *buffers* do exemplo, torna-se:

$$\mu_1 \dot{T}_1(t) - \mu_2 \dot{T}_2(t) = 0 \text{ when } x_2(t) = 0;$$

O agendamento da política impõe condições adicionais que descrevemos agora através do exemplo com três *buffer*.

Último *buffer* primeiro atendido – a política LBFS é definida pela restrição de *buffer*:

$$x_3(t) \dot{T}_1(t) = 0, \quad r \in \mathfrak{R}_+ \quad 4.6$$

adicionalmente para não atrasar o processo.

Assim,

$$\dot{T}_3(t) = 1 \text{ sempre } x_3(t) > 0.$$

Primeiro *buffer* primeiro atendido – uma política FBFS análoga que não atrasa o processo, definida pela restrição de:

$$x_1(t) \dot{T}_3(t) = 0 \quad t \in \mathfrak{R}_+ \quad 4.7$$

Assim,

$$\dot{T}_1(t) = 1 \text{ sempre } x_1(t) > 0.$$

Um ideal de política – a política a seguir se mostra ideal no sentido que o estoque total é dado por:

$$\int_0^\infty (x_1(t) + x_2(t) + x_3(t)) dt \quad 4.8$$

É minimizado ao longo de toda a política de agendamento:

- (I) Servir de $x_3(t)$ exclusivamente ($\dot{T}_3(t) = 1$) Sempre que $x_3(t) > 0$;
- (II) Servir de $x_3(t)$ exclusivamente sempre que:

$$x_2(t) = 0, \text{ e } \frac{x_3(t)}{x_1(t)} > \gamma;$$

(III) Dado $x_1(t)$ serviço parcial com $(T_1)(t) = \frac{\mu_2}{\mu_1}$ sempre que:

$$x_2(t) = 0, \text{ e } \frac{x_3(t)}{x_1(t)} \leq \gamma.$$

O γ de limiar é dado pela:

$$\gamma = \frac{1}{\left(1 - \frac{\gamma}{\mu_2}\right)} \cdot \frac{\left(\frac{\gamma}{\mu_2} - \frac{\gamma}{\mu_2} - \frac{\gamma}{\mu_3}\right)}{\left(\frac{\gamma}{\mu_1} + \frac{\gamma}{\mu_3}\right)} \quad 4.9$$

Definido para $1/\mu_2 > (1/\mu_1 + 1/\mu_3)$.

Essa diretiva é semelhante ao LBFS, mas permite a máquina 1 trabalhar em 1 de *buffer* para prevenir falta de *buffer* de trabalho em 2. Como afirma a política, não atrasa o processo quando não há carga, mas uma óbvia modificação da taxa admissível de trabalho no *buffer* 1 irá dar origem a um atraso no processo sem uma política de falta de carga, com custos idênticos.

Agora que as idéias são fixadas por um simples exemplo, passamos a descrever em pormenor o modelo mais geral.

4.2.3.2 O modelo geral de fluido

O modelo fluido consiste em único servidor S máquinas (estações) e K *buffers* no modo operador (i.e. *buffer* $x_{(i-1)}(t)$ alimenta $x_i(t)$). Em cada máquina, $i = 1, 2, \dots, S$, há um conjunto de *buffers* dada por C_i que constitui os *buffers* da máquina. Para $1 \leq k \leq K$, $\sigma(k)$ denota uma máquina que contém k *buffers*. Cada *buffer* $k = 1, 2, \dots$, tem uma taxa de processamento máxima denotada μ_k : o fluxo de fluidos no *buffer*, a este ritmo, se for o único *buffer* ativo em sua máquina e se $x_k(t) > 0$. O primeiro *buffer* $x_1(t)$ é alimentado por um fluxo de chegada do fluido a uma taxa constante λ . O último *buffer* $x_n(t)$ remove o fluido do sistema. Todos os *buffers* têm uma capacidade infinita para o fluido, mas não pode conter valores negativos.

As máquinas têm uma capacidade finita para executar trabalhos em qualquer dado instante. Este é representado, atribuindo o tempo variável de compartilhamento $T_k(t)$ a cada *buffer* k , que é satisfeita a seguinte equação em todos os momentos em cada máquina i :

$$\sum_{k \in C_i} \dot{T}_k(t) \leq 1 \quad 4.10$$

A taxa na qual o fluido é bombeado de *buffer* k qualquer tempo t é dado pela $\mu_k \dot{T}_k(t)$. As equações seguintes descrevem em seguida, o fluxo e a acumulação do fluido através os *buffers* do modelo fluido:

$$\begin{aligned} \dot{x}_1(t) &= \lambda - \dot{T}_1(t)\mu_1 \\ \dot{x}_k(t) &= \dot{T}_1(t)\mu_{(k-1)} - \dot{T}_k(t)\mu_k \quad , k = 2, 3, \dots, K \\ x_k(t) &\geq 0 \quad , t \geq 0 \quad , \quad k = 1, 2, \dots, K. \end{aligned} \quad 4.11$$

Uma política de agendamento é um conjunto de regras que determina os valores para $\dot{T}_1(t), \dot{T}_2(t), \dots, \dot{T}_n(t)$ no tempo t . As políticas são restritas ao trabalho de conservação, tanto que:

$$\sum_{k \in C_i} x_k(t) > 0 \Rightarrow \sum_{k \in C_i} \dot{T}_k(t) = 1, \quad i = 1, 2, \dots, S \quad 4.12$$

Se política de programação se estabilizar, iniciando de qualquer condição, o sistema eventualmente se esvazia e permanece vazio. Aqui a atenção está voltada para políticas estáveis, sendo que isso será uma consequência dos nossos pressupostos. Analogamente para o caso discreto, a seguinte condição é necessária para garantir que o modelo pode possivelmente ser estável:

$$\lambda \cdot \sum_{k \in C_i} \frac{1}{\mu_k} > 0, \quad i = 1, 2, \dots, S \quad 4.13$$

Há a necessidade agora de mostrar como obter limites de desempenho para modelos de fluidos.

4.2.4 Programação linear

4.2.4.1 Limites de programação linear no inventário total

Para comparar o desempenho das políticas de dois ou mais nós irá supor que existe um fixo de tempo de $T > 0$ que limite o sistema de esvaziamento de tempo para qualquer política de agendamento não rodar em marcha lenta. Condições à existência de T com base em LP métodos ou técnicas de análise podem ser encontradas em diversas referências fornecidas por Eng, Humphrey e Meyn, 1996. O inventário total de uma política y é definido como:

$$J(y) := \int_0^T (\sum_{i=1}^K x_i(t)) dt = \int_0^\infty (\sum_{i=1}^K x_i(t)) dt \quad 4.14$$

O valor do estoque total de uma determinada política com um conjunto específico de condições iniciais pode ser comparado com as outras políticas, ou com limites sobre o estoque total ao longo de todas as políticas. Um método de obtenção de limites superiores e inferiores são através da definição de um programa linear (LP).

4.2.4.2 Construção de um LP

Em primeiro lugar, para definir as variáveis para o LP fazemos uso do resultado do trabalho de conservação:

$$x_k(t) \cdot \sum_{k:\sigma(k)=\sigma(j)} \dot{T}_k(t) = x_j(t) \quad 4.15$$

Isso dá a expressão a seguir para o inventário total:

$$J(y) = \sum_{k=1}^K (\sum_{i:\sigma(i)=\sigma(k)} \int_0^\infty x_k(t) \dot{T}_i(t) dt) \quad 4.16$$

Isto conclui a construção de um LP. Para consolidar esse resultado, emitimos dois Teoremas:

Teorema 1

Considerando dois programas lineares (LP) com função objetivas dada e com as restrições dadas por: um programa linear surge quando uma máquina inicia, zera, e outra inicia em seqüência. Denotar por \bar{J} , J_- o máximo dos valores superiores, e o mínimo de valores inferiores, respectivamente, dos dois LP. Para qualquer política “y”, o inventário total $J(y)$ satisfaz os limites:

$$J_- \leq J(y) \leq \bar{J}$$

Teorema 2

Suponha que o LP do Teorema 1 admite 0 como o único ponto viável quando $x(0) = 0$. Em seguida, para qualquer política estacionária, a rede estocástica original admite um positivo A para realização markoviana recorrente de Harris, segundo Eng, Humphrey e Meyn, 1996 que em particular, diz:

- (I) Para qualquer $p \in \mathbb{Z}^+$ há uma constante κ_p tal que para cada condição inicial x :

$$\limsup_{t \rightarrow \infty} \left(\frac{1}{t} \int_0^t (E_x[|Q(s)|^p]) ds \right) \leq \kappa_p$$

Supondo ainda que os intervalos entre os tempos de chegada e tempos de serviço são exponencialmente distribuídos. Então, para cada condição inicial:

- (II) Os momentos de transitório convergem para seu estado estacionário ao indicar os valores mais rápidos do que qualquer sistema de resolução polinomial: para qualquer $p \geq 1$, $r \geq 1$:

$$\lim_{t \rightarrow \infty} t^p |E_x[(Q_r(t))^p] - E_\pi[(Q_r(t))^p]| = 0, \text{ for } k = 1, \dots, K$$

- (III) Contém a forte legislação de grandes números. Para qualquer $r \geq 1$:

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \left(\frac{1}{t} \int_0^t Q_k^r(s) ds \right) = E_{\pi}[(Q_r(0))^r], \quad P_x - a. s., \quad \text{for } k = 1, \dots, K$$

Verificamos que é a condição de distribuição exponencial não crucial, conforme resultados gerais constantes indicados por Eng, Humphrey e Meyn, 1996.

4.2.5 Políticas para redes estocásticas discretas

Agora gostaríamos de traduzir uma política de alto desempenho para o modelo de fluido para obter uma política para a rede estocástica discreta original. Porque um modelo por fluido sempre irá conter os limites fracos para uma grande família de redes estocásticas com diversas políticas de agendamento e não há maneira única de construir uma política desse tipo.

4.2.5.1 Políticas de limiar/fluidos

Políticas de limiar são conhecidas como ideal para muitas redes simples distintas. Tais políticas são simples de implementar e são intuitivamente atraentes desde que a necessidade de recursos de máquinas para processar seja diretamente evitado. Aproximadamente, as políticas que consideramos aqui serão idênticas à política de modelo ideal de fluido para valores "grandes" das variáveis de estado e então entraremos no tipo de política de limiar para valores mais moderados. Em vez de dar uma forma geral para essas políticas, iremos demonstrar como as três políticas consideradas na seção 4.2.3.1 deste trabalho para uma rede de fluido dada na figura 14, podem ser traduzidas para formar uma política para uma rede estocástica.

Primeiro a considerar é a política LBFS. Esta é uma política bem conhecida para redes estocásticas discretas. No entanto, muitas políticas diferentes convergirão para a política LBFS para um modelo de fluido de limites fracos para as variáveis de estado. Uma eventual melhoria para a política LBFS é impor algum valor de limiar L_3 e impor a restrição (para o exemplo em desenvolvimento).

“Escolher *buffer* 3 para serviço no instante de tempo t se $Q_3(t) \geq L_3$ ”.

Esta política é equivalente LBFS no sentido que o modelo de fluido tem os limites idênticos. Podem ser feitas modificações semelhantes na política FBFS.

A política ideal para o modelo por fluido de três *buffers* já é uma relação de limiar. No entanto, a política de dependência de x_2 deve ser cuidadosamente interpretada para o modelo estocástico discreto. Vamos tomar um limiar $L_2 \geq 0$ e definir uma política para a rede estocástica da seguinte forma: recordar a definição de γ concebida na equação 4.9 e deixar $\rho = M_2/\mu_1$. Se, no instante de tempo t um serviço na máquina 1 tenha apenas sido concluído, em seguida:

- (I) Entregar $Q_3(t)$ sempre
 $Q_2(t) \geq L_2$;
- (II) Entregar $Q_3(t)$ sempre
 $Q_2(t) < L_2$ e $Q_3(t)/Q_1(t) > \gamma$;
- (III) Entregar $Q_1(t)$ com probabilidade ρ sempre que
 $Q_2(t) < L_2$ e $0 < Q_3(t)/Q_1(t) \leq \gamma$.

Uma vez que o limite do modelo por fluido para esta política é ideal e tendem para zero quando $t \rightarrow \infty$, conclui-se que esta política é também estocasticamente estável para a rede estocástica discreta, no sentido do Teorema 2.

4.2.5.2 Limites estocásticos e simulações

As políticas diferentes de agendamento de sintonizado três foram construídas para os três *buffers* do exemplo. Estas foram, respectivamente, a política ideal de fluidos, LBFS e FBFS: a política de fluido ideal só foi modificada usando limiares conforme descrito anteriormente. Os limiares foram obtidos para executar múltiplas simulações utilizando o software *UltraSAN* e a escolha do valor de limiar que deu o melhor desempenho para o estado estacionário $E_{\pi}[|Q(0)|]$. Para as três cargas testadas foram considerados os seguintes valores ideais para L_2 :

$\rho = 0.80, L_2 = 1$ $\rho = 0.90, L_2 = 1$ $\rho = 0.95, L_2 = 2$

Todas as simulações e limites foram obtidos usando um modelo com distribuição exponencial de serviço nos intervalos de entrega.

Para este exemplo específico, esta política trabalha bem quando comparada com a LBFS e também quando comparando com o limite teórico inferior obtido a partir do desempenho estocástico do LP. Também calculamos o limite teórico superior obtido a partir do desempenho estocástico do LP e isso comparado com a política FBFS.

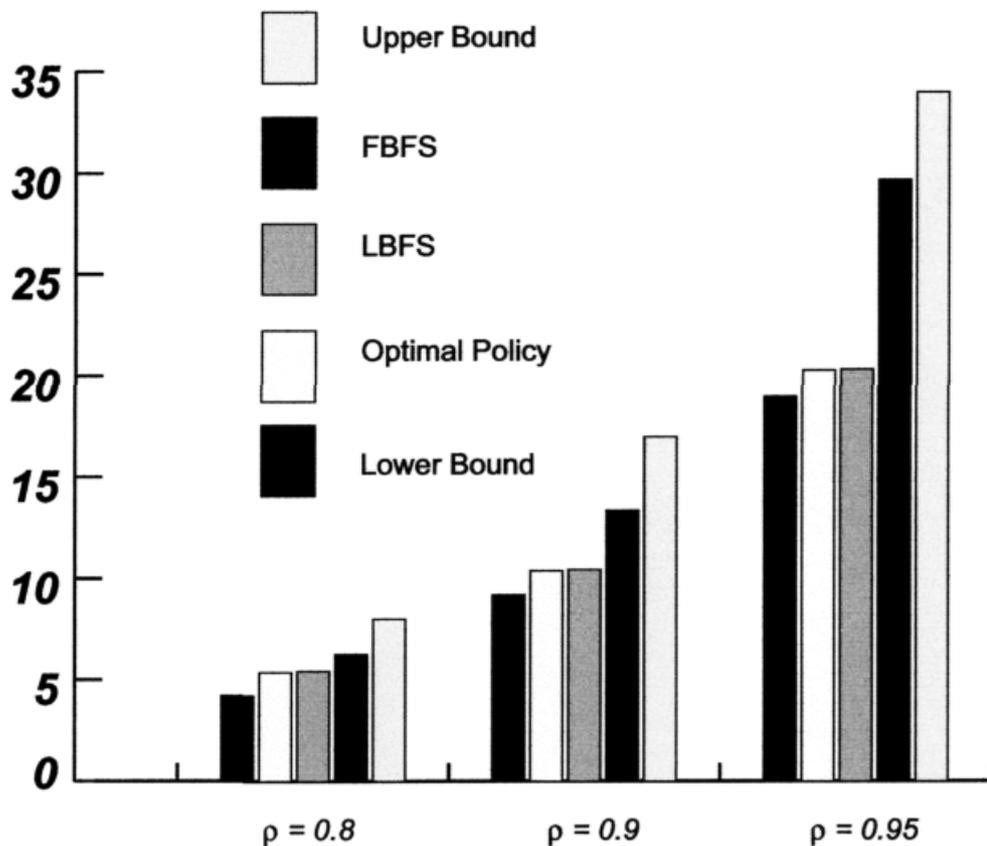


Figura 15 – Desempenho para uma rede estocástica.
 Fonte: figura 3. Eng, Humphrey e Meyn, 1996.

Os resultados aqui são mais difíceis de interpretar que a análise determinística realizada na seção anterior. É sabido que, mesmo para o simples, três *buffers* exemplo, os limites obtidos no desempenho estocásticos LP podem ser

excelentes, ou eles podem ser muito pobres. No entanto, a partir dos dados recolhidos na figura 4 vemos que a política de construção aqui está com o desempenho diferente do desempenho da política LBFS e é na percentagem de um a cinco pontos o limite inferior teórico.

Estudos adicionais de simulação precisam ser realizados a posterior, incluindo análises de redes mais complexas. Em aplicativos de produção, a aleatoriedade é muitas vezes uma consequência de avarias, em vez de aleatoriedade persistente nos tempos de serviço. Por conseguinte, é de interesse para realizar simulações em condições mais naturais nos intervalos de entrega e variáveis de serviço.

4.3 CONCLUSÕES

O LP construído com este trabalho parece dar resultados surpreendentemente exatos. É de interesse para compreender a sua relação com o desempenho estocástico do LP, e para ver se a teoria de dualidade pode ser usada para obter uma melhor visão.

Os resultados mostrados por Eng, Humphrey e Meyn, 1996, e as propostas apresentadas sugerem relações interessantes entre a formulação estocástica e determinística, agendamento de políticas que são uma reminiscência das relações estreitas entre os reinos estocásticos e determinísticos na teoria de controle linear-quadrático. Este é apenas um começo. No entanto, ele continua a ser visto, se essa junção resistir à complexidade das redes mais parecidas nos modelos produzidos. Cálculos numéricos e simulações estão em andamento e espera-se que uma análise mais profunda seja obtida num futuro próximo.

Assim, estamos de posse de um arcabouço matemático para modelar e simular uma rede, para tanto precisamos conhecer os processos de modelagem aos quais podemos recorrer.

5 MODELAGEM DE REDES

5.1 MODELAGEM E ESPECIFICAÇÃO DE SIMULAÇÃO

O trabalho selecionado para orientar o processo de modelagem foi o desenvolvido pela equipe de pesquisa do *INTERMON* (SCHEIDEGGER *et al.*, 2002).

Este trabalho, além de seus objetivos, de análise de rede por simulação de fluidos em ambientes interdomínios, apresenta os requisitos necessários para modelagem de uma rede, em diversos níveis, sendo, portanto, um bom elemento orientador da modelagem futura que pretendemos.

Em seu item 3 (aqui sintetizado no item 5.2), apresenta uma descrição dos processos de modelagens aplicados no *INTERMON*, para gerar os modelos de redes e adequá-las para o processo de simulação.

5.2 MODELAGEM

5.2.1 Visão geral

Em simuladores tradicionais “o mundo” baseado em pacote é inspirado em termos de nós com interligações e ligações individuais com características de capacidade e atraso. Para grandes redes, esta abordagem rapidamente torna-se problemática, devido à quantidade crescente de eventos a serem processados. A visão simplificada da rede pode reduzir significativamente a complexidade de simulações de grande escala, mas corre o risco de cair no excesso de simplificação.

Esta proposição apresenta um modelo que se espera resultar em algo muito mais

eficiente que as simulações com abordagens tradicionais, mas, ainda, dar uma boa aproximação do real comportamento de rede. Em um dos modos de visão da rede, ela pode ser dividida em domínios e enlaces (*links*) interdomínios. Para cada domínio, o conjunto da aresta, nós e seus *links* para outros domínios são conhecidos, mas a topologia dentro de domínios não é a preocupação (ou seja, temos um modelo chamado de caixa-preta). As conexões entre tais domínios são inspirados pelos modelos de vínculos entre domínios, quais propriedades se implementar, como capacidade de *link*, enfileiramento ou comportamento ou especificações de nível de serviço (SLSs). A figura 16 dá uma visualização gráfica desta visão da modelagem:

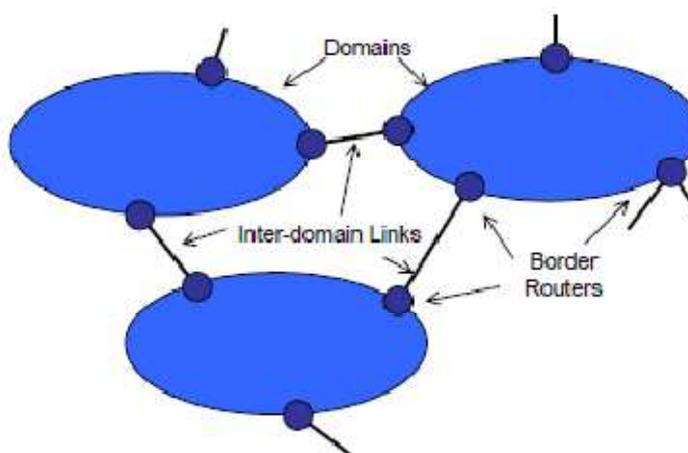


Figura 16 – Visão básica da modelagem.
Fonte: figura 3.1. Scheidegger et al., 2002.

Implementação de modelos de domínios e *link* entre domínios têm diferentes aspectos do comportamento da carga de rede. De um lado, os domínios estão preocupados com a distribuição de carga, ou seja, eles modelam a carga sobre seus *links* de saída, dependendo da carga em seus *links* de entrada. Por outro lado, no modelo de ligação entre domínios os modelos dos efeitos do que causou essa carga entre domínios, que são a perda de pacote devido à sobrecarga de *link* e as exigências de SLS feito pelas aplicações, dentre outros. Isto tem conseqüências sobre os modelos de atraso em ambos os tipos de modelos: enquanto enfileiramento gera atraso nos domínios pode ser quase negligenciado. É de grande importância nos *links* entre domínios, onde congestionamento realmente pode ocorrer.

Ainda mais que os componentes deste sistema de modelo são os modelos de

tráfego do aplicativo. Eles servem para simular grandes agregados de tráfego de aplicativos (*VoIP*, vídeo, *Web*, etc.) e suas propriedades específicas em uma forma escalável. Além disso, se esses modelos são derivados de medições de rede, suas futuras propriedades podem ser previstas, aplicando meios estatísticos como o modelo ARIMA, por exemplo.

Os modelos aqui descritos representam uma situação no mundo real. As medições formulários da rede são necessárias para configurá-las. Para carregar os modelos de tráfego, essas medições são constituídas sobre o carregamento de entrada e saída dos *links*, respectivamente. Além disso, informações sobre a distribuição de entrada tráfego de um determinado nó de ingresso pode ser incluída para todos os *links* de saída, sempre que disponível. Além disso, o conhecimento da topologia entre domínios (em contraste com topologia intra-domínio), capacidade dos *links* interdomínios e SLSs são necessários para a modelagem de rede real.

5.2.2 Abordagem básica

5.2.2.1 Modelos de carga de tráfego

5.2.2.1.1 Modelo de domínio

São dois aspectos fundamentais existentes para o modelo de domínio proposto. Uma é a matriz de tráfego descrevendo as dependências dos parâmetros de carga dos *links* de entrada e saída, o outro aspecto é a adaptação contínua desta matriz com base em medições feita na rede em tempo real.

5.2.2.1.1.1 Matrizes de tráfego

Como mencionado, o modelo de domínio destina-se a descrever a distribuição de tráfego fluindo em um domínio para outros domínios. Dependendo da qualidade das diferentes informações disponíveis dos domínios, os modelos são totalmente adequados para cumprir o objetivo. Serão investigados dois cenários: no primeiro, somente uma carga de entrada será considerada para a carga de saída; na

segunda, a distribuição de tráfego de entrada para os *links* de saída substitui o conhecimento sobre a entrada de cargas.

No entanto, antes de observar essas duas possibilidades, deve-se atentar para mais detalhes sobre o possível parâmetro de carga do *link* de entrada e saída. Um domínio D tem um conjunto não vazio E^D da aresta e nós, cada um dos quais está conectado ao longo de um ou mais *links* entre domínios com os outros domínios. Sendo razoável assumir que estes *links* são duplex. No modelo, o número de *links* de entrada de um domínio será, por conseguinte, igual ao número de *links* de saída. No entanto, não pode ser possível dizer o mesmo das cargas entre os diferentes *links* de um nó de aresta. Nesse caso nós consideramos toda a entrada ou *links* de saída do nó da aresta em questão para ser um *link*. Os números de *links* de entrada e saída, assim, não podem ser assumidos como sendo igual, se quer manter essa flexibilidade.

5.2.2.1.1.1.1 Matriz de trânsito

Se existe as medições das cargas somente sobre os *links* de entradas e saídas, uma matriz de correlação é uma boa maneira de descrever as dependências de cargas de entradas e saídas do domínio. Deixando $I_t = (I_{1,t}, \dots, I_{n,t})$ ser a largura de banda de entrada sobre a entrada de *links* de $1, \dots, n$ no tempo (t) e $O_t = (O_{1,t}, \dots, O_{m,t})$ a largura de banda nos *links* de saída $1, \dots, m$ no instante t . Procuramos uma matriz T tal que, idealmente, $T \cdot I_t = O_t$, isto é, T pode ser usado como uma previsão das larguras de banda de saída em função da larguras de banda de entrada. Usando a regressão linear multivariada pela origem, obtém-se um modelo:

$$O_{i,t} = (\beta_1, \dots, \beta_n) I_t + \varepsilon_{i,t} \quad 5.1$$

Onde as dependências entre $O_{i,t}$ e I_t , onde $\varepsilon_{i,t}$ é o erro aleatório de medição. A combinação desses resultados de modelos com o modelo de domínio dada pela matriz:

$$T = \begin{pmatrix} \tau_{11} & \cdots & \tau_{1n} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ \tau_{m1} & \cdots & \tau_{mn} \end{pmatrix} \quad 5.2$$

A qual é chamada a matriz de trânsito. O próprio modelo de domínio torna-se assim:

$$O_t = T \cdot I_t + \begin{pmatrix} \varepsilon_{11} \\ \vdots \\ \varepsilon_{m1} \end{pmatrix} \quad 5.3$$

Ou, para um valor de carga de saída única:

$$O_t = (\tau_{i1} \quad \cdots \quad \tau_{in}) \cdot I_t + (\varepsilon_{it}) \quad 5.4$$

O tráfego total que vai de um *link* de entrada para *links* de saída é o mesmo que a carga própria do *link*. Assim:

$$I_{j,t} = \sum_{i=1}^m (\tau_{ij} \cdot I_{ij})$$

$$I_{j,t} = I_{ij} \cdot \sum_{i=1}^m \tau_{ij} \quad , \text{sendo } I_{ij} = \begin{cases} 0 & \text{para } i \neq j \\ e & \\ 1 & \text{para } i = j \end{cases} , \text{ temos} \quad 5.5$$

$$1 = \sum_{i=1}^m \tau_{ij}$$

Em outras palavras, o total dos elementos por vetor coluna de T é igual a 1. Além disso, dada uma rede bem comportada de domínios sem perdas de pacotes, a carga de entrada é igual à produção carregada na saída. Assim:

$$\sum_{i=1}^m O_{it} = \sum_{j=1}^n I_{jt} \quad 5.6$$

Se a ascensão de um domínio de rede bem comportada se mostrar válida, estas observações ajudarão a quantificação de quaisquer erros de medição.

5.2.2.1.1.1.2 Aplicando o conhecimento de bifurcação de tráfego

Como alternativa ao método anterior, as informações sobre a "bifurcação de

tráfego”, ou seja, a distribuição do tráfego de um *link* de entrada para os *links* de saída poderia ser usada. Reunir essas informações em nós de ingresso não é fácil em todos os casos, porque isso poderia exigir conhecimento da topologia intradomínio e roteamento. Muitas vezes é muito mais fácil determinar quanto da carga em um *link* de saída vem de um *link* de entrada específico.

Em vez disso, as cargas de entrada e saída seria, então, sabermos a carga de cada link de saída e sua cota de contribuição de cada *link* de entrada e a carga do *link* j de entrada para o *link* i de saída que seria dada por $\sigma_{ji} \cdot O_{it}$. Dada a suposição "entrada de carga = carga de saída" é correta e resulta que a carga de entrada de um *link*, tendo em conta que j é o *link* de entrada:

$$I_{j,t} = \sum_{i=1}^m (\sigma_{ji} \cdot O_{it}) \quad 5.7$$

Portanto, todo o sistema pode ser escrito como:

$$\begin{pmatrix} I_{11} \\ \vdots \\ I_{n1} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} \sigma_{11} & \cdots & \sigma_{1m} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ \sigma_{n1} & \cdots & \sigma_{nm} \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} O_{11} \\ \vdots \\ O_{m1} \end{pmatrix} \quad 5.8$$

Novamente, a soma dos elementos da coluna é igual a 1, que podem ser mostrados de vetores análogos acima.

Em um cenário de simulação de entrada, em que os valores dados são normalmente carregados. É necessária uma maneira de converter a notação acima para uma notação de matriz de trânsito. Como visto acima a entrada de carga I_{jt} é o total dos m termos de $\sigma_{ji} \cdot O_{it}$, para alguns j . Os elementos τ_{ij} da matriz de trânsito podem ser assim calculados por:

$$\tau_{ij} = \frac{\sigma_{ji} \cdot O_{it}}{\sum_{k=1}^m \sigma_{jk} \cdot O_{kt}} \quad 5.9$$

Ou, se I_t é conhecido por:

$$\tau_{ij} = \frac{\sigma_{ji} \cdot O_{it}}{I_{jt}} \quad 5.10$$

5.10

Tendo em conta que $I_t \neq 0$. Caso contrário, pode-se supor $\tau_{ij} = 0$. Novamente, o resultante de matriz de trânsito tem a propriedade em que a soma de elemento de vetores de coluna é igual a 1.

5.2.2.1.1.1.3 SLSs e classes de tráfego

Muitas vezes há vários parâmetros de carga para diferentes classes de tráfego, definidos no nível de acordo de serviço. Partindo do pressuposto de um "domínio de rede bem comportada", como mencionado anteriormente, estas classes de tráfego podem ser considerados tráfegos independentes agregados. Isso nos permite descrever várias classes de tráfego, usando uma matriz de trânsito por classe de tráfego e o domínio. Em vez de uma única matriz de trânsito T , o modelo de domínio usa o conjunto de matrizes T_1, \dots, T_C , onde C é o número de classes de tráfego em separado.

5.2.2.1.1.2 Adaptação de matriz

Rede domínios tem características em constante mudança. Nesse sentido, o domínio de uma matriz de tráfego também sofre alterações ao longo do tempo. Embora o cálculo de matrizes de trânsito já requer um vetor de séries temporais de entrada e saída, as mudanças de comportamento de domínio na modelagem exigem matrizes de tráfego de séries temporais.

De vetores de uma série de tempo de carga de entrada e saída I_t e $O_t(t=0, \dots)$ tem-se, portanto, como calcular uma matriz de trânsito de séries temporais $T_u(u=0, \dots)$. Fazendo s ser o número de observações necessário para obter uma boa estimativa da matriz de trânsito momentânea de um domínio. Em seguida, o cálculo baseia-se na matriz T_u sobre os vetores I_v e O_v , onde $v = u, s, \dots, u(s+1)-1$. Ou seja, fazem-se vetores de tamanho s para grupos de entrada e saída e calcula-se uma matriz de

trânsito de cada um. Usando esta série de tempo de matrizes que podemos prever matrizes de trânsito futuras com métodos de previsão bem conhecidos. O único problema é para fazer a previsão de matrizes estarem em conformidade com as propriedades acima descritas.

5.2.2.1.2 Modelo de link interdomínio

Quando escolher um modelo analítico para *links* entre domínios, tem que se fazer a decisão de usar a abordagem tradicional de teoria das filas ou uma abordagem de simulação de fluidos. Enquanto o primeiro torna-se difícil de calcular no caso de SLSs complicadas, este último pode ser esperado uma melhor execução em tais situações, mas também para produzir exatidão menor.

5.2.2.1.2.1 Abordagem por fluidos

Ao contrário de modelos de domínio o modelo de ligação entre domínios tem apenas uma fonte de carga, que pode normalmente ser descrito com um único escalar I_t . Se várias classes de tráfego têm que ser distintas – nos ambientes *DiffServ* por exemplo – toma-se este parâmetro $I_t=(I_{1t},\dots,I_{Ct})$, onde C é o número de diferentes classes de tráfego. Os elementos de cada vetor descrevem a largura de banda usada pelo tráfego agregado de uma classe de tráfego único. Modelos de vários níveis de complexidade podem ser definidos com base nesta entrada de parâmetro e conhecimentos complementares, tais como as prioridades das classes de tráfego.

5.2.2.2 Modelos de atraso (delay)

O modelo de atraso de conformidade com a opinião geral de modelagem divide-se em um modelo para intradomínio e um modelo para interdomínios. Antes de ter um olhar mais de perto de suas estruturas detalhadas, primeiro deve-se estudar como se relacionam entre si.

O atraso causado por um domínio ou vínculo entre domínios não é exatamente o mesmo para cada uma das séries de consecutivos pacotes de fluxo. Na verdade, os atrasos de uma série de pacotes podem ser mais adequadamente inspirados como distribuições de probabilidade, em vez de um único valor como média de atraso. Este é também o caso para variações de atraso (*jitter*) e as variações de chegada (*interarrival*) do pacote. Como uma consequência é uma promissora abordagem para estudar o comportamento de atraso de um fluxo de pacote de pacotes indo através de uma série de domínios de rede, adicionando as variáveis aleatórias de atraso dos domínios e *links* interdomínios, o fluxo passa por um longo atraso em um caminho P, onde:

$$D^P = \sum_{i=1}^n D_i^P + \sum_{i=1}^{n-2} D_i^L \quad 5.11$$

Onde D_i^P e D_i^L são os atrasos aleatórios causados pelos n domínios e (n-2) *links* interdomínios ao longo do caminho.

O atraso médio de ponta a ponta do caminho é, então, $E(D^P)$ e a variação é a média do tempo entre as chegadas de dois pacotes, dada a distribuição de D^P . Ele pode ser calculado tendo a diferença de duas variáveis aleatórias $d_1, d_2 \sim D^P$.

$$Jitter = E\left(\sqrt{(d_2 - d_1)^2}\right) \quad 5.12$$

Enquanto a abordagem é muito simples do ponto de vista de vários domínios, encontrar modelos de montagem de atraso para domínios e *links* interdomínios requer análise mais detalhada.

5.2.2.3 Modelos de multidomínio

Os modelos definidos podem ser usados como única entidade em um simulador. O roteamento do tráfego ao longo dos domínios e ligações interdomínios é simples. Neste caso, o roteamento das informações utilizadas para conexão do modelo de topologia pode ser usada diretamente pelo simulador para determinar o caminho que

um pacote irá tomar. Esta informação pode ser derivada das tabelas BGP da rede a ser simulada, por exemplo.

Ele pode ser mais eficiente se combinados como uma única entidade, no ponto de vista do simulador. No entanto, em um modelo de vários domínios não é possível usar recursos de roteamento do simulador e, por conseguinte, há necessidade de conhecimento sobre o roteamento dentro da área das redes modeladas. É razoável assumir que o número de conexões “de” e “para” o modelo de vários domínios é “pequeno”, isto é, a complexidade de armazenar todos os caminhos possíveis é gerenciável. Dado n links para o "exterior" do sistema seria necessário armazenar $n(n-1)/2$ caminhos. Estes caminhos são identificados exclusivamente pelos links afetados, do primeiro domínio para o último. Essa abordagem também é aplicável para os modelos em questão como o atraso (*delay*), a variação (*jitter*), etc.

O modelo multidomínios, assim, é determinado pelas definições dos modelos dos domínios incluídos e dos links interdomínios e uma tabela de caminhos entre todos os links para o exterior do modelo.

Quando usado em um simulador, modelos de multidomínios produzem dados sobre a entrada e saída de larguras de banda de certos caminhos e distribuições de probabilidade de atraso.

5.3 CONCLUSÃO

Assim, munido do instrumental algébrico de modelagem de uma rede, precisamos identificar as equivalências dos parâmetros de rede com a sistemática de análise por vazão de fluídos, podendo desta forma intentar um processo de simulação de uma determinada rede.

6 PROPOSIÇÃO PARA APLICAÇÃO DA TEORIA PARA CARACTERIZAÇÃO DA REDE

6.1 DEFINIÇÕES

Identificação de aplicação da teoria de mecânica dos fluidos – vazão:

- C – carga dos sistemas dinamicamente na rede de transporte é definida por uma matriz em função de:

$$\circ C = f_{\text{Sistemas Processado}} \begin{pmatrix} \text{Requisições processamento} \\ \text{Taxa de utilização} \\ \text{Respostas de Requisições} \end{pmatrix}$$

- M – capacidade de carga da rede de transporte é definida em função de:

$$\circ M = f_{\text{topologia rede}} \begin{pmatrix} \text{Topologia da Rede – nós e enlaces} \\ \text{Capacidade de transmissão/recepção} \\ \text{(Retardos de transmissão de enlace)} \\ \text{processamento de nós} \end{pmatrix}$$

- V_d – vazão dinâmica na rede de transporte:

$$\circ V_d = \frac{C}{M}$$

6.1.1 Relação sistêmica

Faz-se necessário identificar os parâmetros de equivalência dos elementos da rede (estrutura e carga) com os elementos de MF.

Desta forma, em termos de resolução de sistemas, devemos ter em mente que

necessitaremos trabalhar com rotinas de resolução de sistemas matriciais, pois:

$$V_d = \frac{C}{M} = CM^{-1} = C \left(\frac{1}{\det(M)} \right) Adj(M) \quad 6.1$$

Precisamos ter a garantia de resolução do sistema, onde $\det(M) \neq 0$.

A matriz de representação da rede de transporte é simétrica de diagonal nula, portanto:

- $\det(M) = 0$,
- portanto, a solução do sistema para V_d , é não definida.

Podemos trabalhar esta indefinição levando em conta o sentido de tráfego quando levarmos em consideração a capacidade de tráfego das portas de conexão de cada nó, diferenciando os sentidos de transmissão. Assim, em termos de análise de vazão, nosso sistema será dual. A vazão será obtida em cada sentido do enlace de forma independente.

Utilizando este ponto de vista, temos a matriz de vazão da rede dada por:

$$V_d = [V_{in} \quad V_{out}] = \left[C \left(\frac{1}{\det(M_{in})} \right) Adj(M_{in}) \quad C \left(\frac{1}{\det(M_{out})} \right) Adj(M_{out}) \right] \quad 6.2$$

Onde:

C – é a matriz de carga da rede, de nó de rede para nó de rede;

Min – é a matriz de capacidade, agora das portas dos nós de rede, no sentido de recepção;

Mout – é a matriz de capacidade, agora das portas dos nós de rede, no sentido de transmissão.

Então a matriz de rede M é dada pelo vetor:

$$M = [M_{out} \ M_{in}]$$

Sendo cada matriz M_x , na mesma referência de notação, uma diagonal superior e a outra diagonal inferior, sendo seus elementos definidos por m_{ij} , onde:

- para M_{out}
 - $i=j \rightarrow$ capacidade de transmissão do nó i ,
 - $i \neq j \rightarrow$ capacidade de recepção do nó j ,
- para M_{in}
 - $i=j \rightarrow$ capacidade de recepção do nó j ,
 - $i \neq j \rightarrow$ capacidade de transmissão do nó i ,

Desta forma cada matriz de rede M_{in} e M_{out} serão matriz diagonal com $\det() \neq 0$, o que nos permite o cálculo da vazão em cada sentido de tráfego, de forma determinada e única.

Dentro de uma rede estruturada, a capacidade das portas de transmissão e a recepção de cada nó estão limitadas pelas características dos meios de transporte entre cada nó, ou seja, os enlaces (*links*). Assim, podemos caracterizar a rede, considerando que a capacidade de cada porta de transmissão/recepção dos nós está limitada a capacidade dos enlaces para o respectivo sentido de tráfego. Assim, para analisarmos o tráfego devemos sempre estar observando em cada nó, as requisições de chegada e de saída de modo distintos.

6.1.2 Modelo de nó

Com esta visão matricial da rede, cabe-nos agora aproximar-nos do nó para uma visão local.

Num grafo $G(V, E)$, um nó (vértice) é caracterizado pelo grau de conexão com os demais nós. Assim, um nó possui duas referências de grau:

- $gr_{out}i$ – a quantos outros nós está conectado, com sentido de partida do nó i para os demais nós, ou seja, sentido divergente a i ;
- $gr_{in}i$ – a quantos outros nós está conectado, com sentido de chegada ao nó i partindo dos demais nós, ou seja, sentido de convergência para i .

Os nós de rede são classificados conforme suas conexões:

- Fonte – possuem apenas uma conexão, que pode ser:
 - Unidirecional – só emite conteúdo para tráfego, sem qualquer tipo de retorno;
 - Bidirecional – emite conteúdo de tráfego e recebe controles;
- Sorvedouro – possuem apenas uma conexão, que pode ser:
 - Unidirecional – só recebe conteúdo para tráfego, sem qualquer tipo de retorno;
 - Bidirecional – recebe conteúdo de tráfego e emite controles;
- Trânsito – está conectado a pelo menos dois outros vértices de qualquer tipo, com no mínimo duas conexões unidirecionais – uma convergente.

A análise de tráfego é realizada sempre em um sentido determinado. Assim, para podermos analisar o tráfego em um nó, faz-se necessário referenciar-se a uma conexão deste nó com outro nó, e definição do sentido do fluxo.

Assim, tal qual mostrado na Figura 17 um nó precisa ser referenciado como sendo um conjunto de nós de trânsito simplificado, onde o foco de análise passa a ser uma conexão em um determinado sentido (saída), e as fontes de tráfego, portas de conexão de entrada, inclusive com uma fonte interna de tráfego.

Desta forma, apesar de expandirmos a dimensão da rede, trazendo o grau de conexão dos vértices a multiplicar a referência de nós para análise de tráfego,

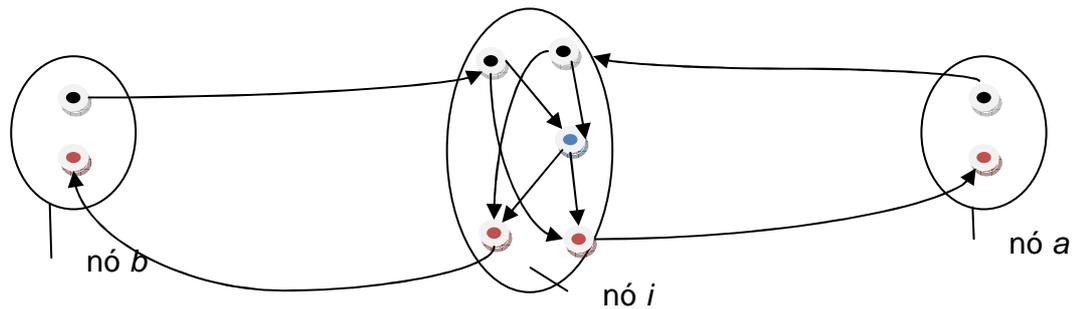


Figura 17 – Visão interna do nó i de transito.
Fonte: própria.

simplificamos o processo de análise do comportamento da fila para transmissão ao analisarmos porta-a-porta, ou seja, uma das portas de saída do nó que é ponto de convergência para as entradas. Assim, podemos enxergar a rede como um conjunto de nós simples (múltiplas entradas, única saída) e selecionar o processo de resolução do sistema mais adequado para simulação do tráfego que queremos.

Observamos, pois, no trabalho apresentado por Liu *et al.*, 2003, que cada nó é referenciado como um ponto de convergência de diversas fontes, onde podemos aplicar a teoria das filas de forma a procedermos com a análise da vazão de fluxo numa porta específica do nó da rede.

6.2 ANÁLISE DE VAZÃO

Para construirmos o processo de análise do tráfego utilizando a referência de vazão de fluidos, precisamos, através de modelo determinístico, identificar os elementos:

- a) Volume de definição do conduto de análise ($m_i(t)$);
- b) Seção de conduto para medição da vazão (A_i).

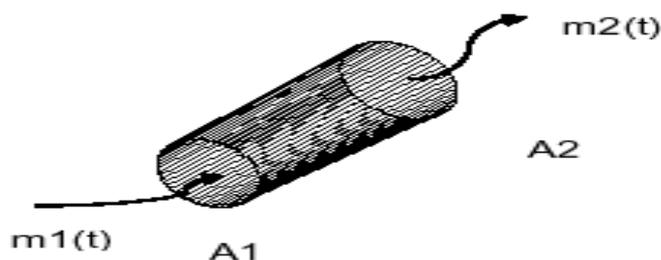


Figura 18 – Conduto de vazão.
Fonte: própria.

Considerando não existir perdas, pela lei da conservação de massas, precisamos definir os parâmetros de equivalência dos elementos de rede com os elementos da mecânica dos fluidos, quais sejam:

- Seção – a porta de conexão do nó, cujas dimensões são definidas pela capacidade de transmissão do *link* de conexão;
- Fluido – unidade de referência do sinal trafegado (*bit*, *byte*, célula, pacote, etc.) que é transmitido/recebido pela porta;
- Conduto – *buffer* de armazenamento das informações (*byte*, célula, pacote, etc.).

Portanto, podemos agora definir a estrutura de um nó básico, onde recebe um fluxo, armazena e libera para transferir, conforme figura 19:

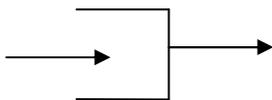
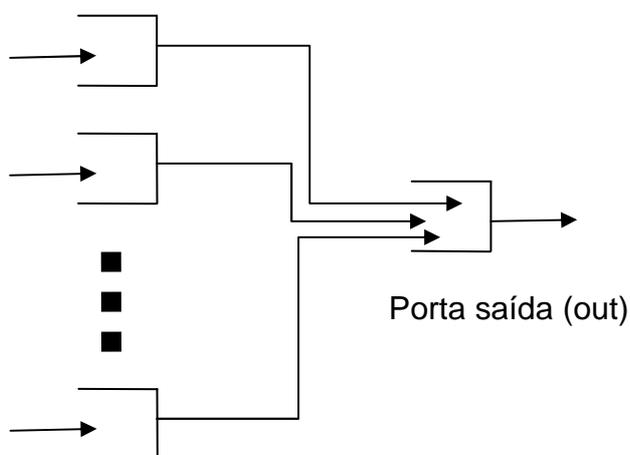


Figura 19 – Porta de um nó.
Fonte: própria.

Assim, podemos representar um nó como um conjunto de portas de recepção e uma porta de transmissão, tal e qual a figura 20 a seguir.



Portas entrada (in)

Figura 20 – Nó básico.
Fonte: própria.

As caracterizações de capacidade de armazenamento, tamanho de fila, tempo de retardo, capacidade de transmissão, são os fatores que irão modelar cada porta. O trabalho apresentado por Liu *et al.*, 2003, basicamente utiliza-se desta interpretação para fundamentar o modelo do nó.

6.3 CONCLUSÃO

Com estes instrumentos apresentados neste capítulo, inserimos uma condição no processo de simulação que nos permite uma maior flexibilidade e agilidade nas análises pontuais.

Para que esta agilidade e flexibilidade tenham curso, faz-se necessário conhecer as características estruturais e das componentes de tráfego.

Assim, precisamos de uma série histórica das requisições de tráfego, realizadas entre os nós fonte/destino, de modo a gerarmos as funções de tráfego para cada nó.

7 DESCRIÇÃO DA REDE OBJETO

7.1 CARACTERÍSTICAS

O desenvolvimento deste trabalho visa subsidiar as necessidades para análise de tráfego de uma rede de dados fechada, com características multidomínios e de dimensões geográficas. A sua descrição detalhada precisa ser observada do ponto de vista físico e de tráfego.

Ponto de vista físico – deste ponto de vista a rede apresenta dois perfis distintos:

- Global – composta por um conjunto aproximado de 40 nós de rede interligados em forma de grafo em anel multiconexo.

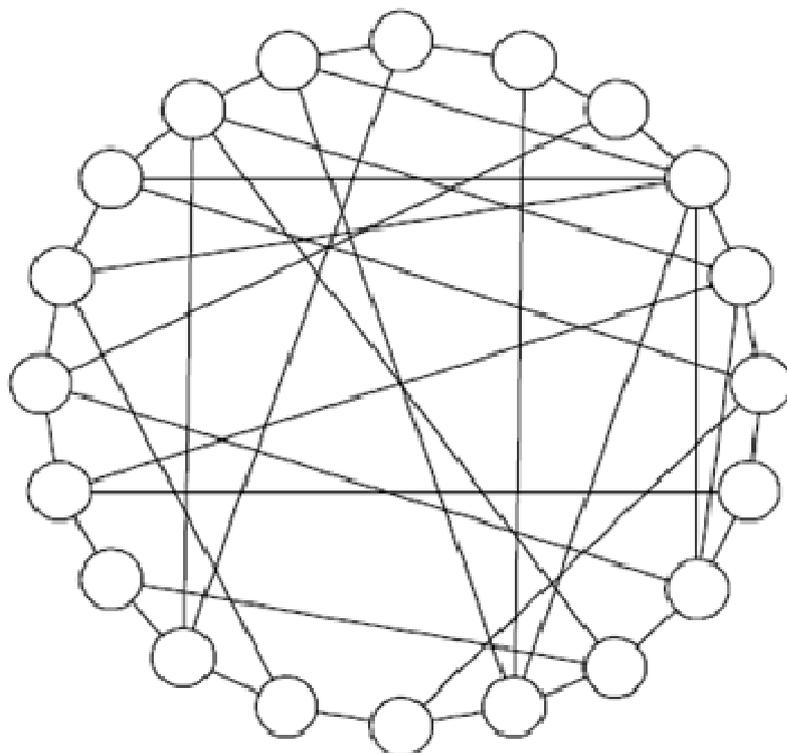


Figura 21 – Anel multiconexo.
Fonte: figura 11 (a). Liu *et al.*, 2003.

- Regional – composição em estrela em dois níveis de ramificações e com um núcleo de serviço composto.

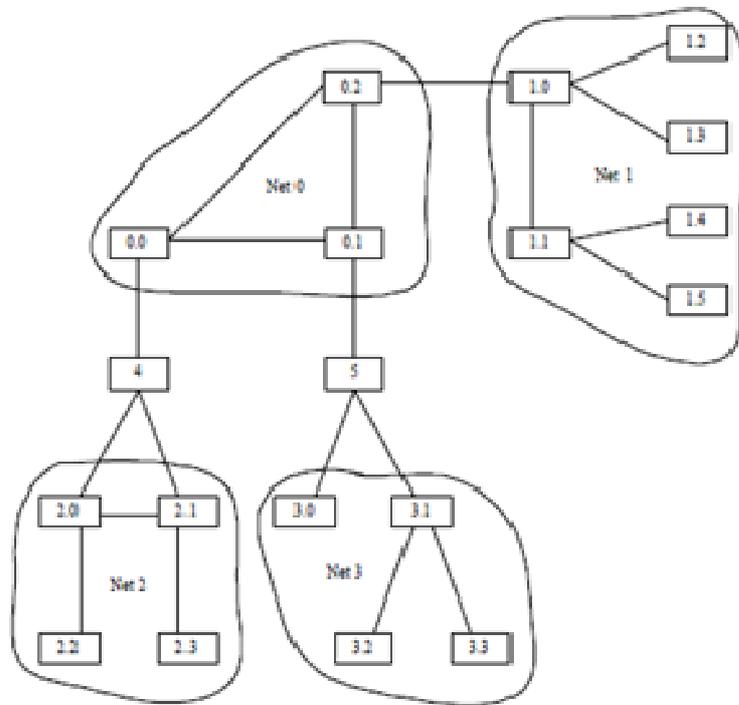


Figura 22 – Regional com núcleo de serviço composto.
 Fonte: figura 11 (b). Eng, Humphrey e Meyn, 1996.

Ponto de vista lógico (fluxo de dados) – a rede apresenta três estruturas bem demarcadas:

- Fluxo com estruturas em estrela global – possui poucos núcleos lógicos com relação direta com cada estação da rede (~100.000).
- Fluxo com estruturas em estrela regional – possui poucos núcleos lógicos locais com relação direta com cada estação da rede regional (~5.000 por região).
- Fluxo interdomínios regionais – cada vez mais presente, pelo fenômeno da descentralização de atividades, com a possibilidade de aumento exponencial (relativo ao atual) da comunicação telefônica entre os pontos da rede.

7.2 ELEMENTOS

Assim, nossa rede fechada a ser simulada apresenta as seguintes características estruturais:

7.2.1 Enlaces (links)

Devido a sua abrangência geográfica, temos *links* compondo a estrutura com as seguintes características básicas:

- *Links* urbanos de baixa capacidade ($<2\text{Mb}$), de média capacidade ($<34\text{Mb}$) e de alta capacidade ($\geq 34\text{Mb}$);
- *Links* interurbanos de baixa capacidade ($<2\text{Mb}$), de média capacidade ($<34\text{Mb}$);
- *Links* interregionais de média capacidade ($<34\text{Mb}$) e de alta capacidade ($\geq 34\text{Mb}$);
- *Links* via satélite – de baixa e média capacidade.

Estas características dão a rede uma gama de valores de atraso (*delay* e *jitter*) que afetam substancialmente um processo de simulação.

Estes *links* apresentam a característica *full-duplex*, dando a rede uma matriz de capacidade diagonalmente simétrica.

7.2.2 Nós de rede

Na diagramação aqui apresentada, os nós de rede estão numa formação composta, podendo ser vistos como uma sub-rede composta de:

- Roteadores de interface regional;
- Servidores de serviço;
- Roteadores de interface global.

Composição esta que varia em seu conteúdo conforme o posicionamento do nó no ambiente da rede.

7.2.3 Sistemas

São os elementos que geram os fluxos de dados em toda a rede:

- Informação – trabalhando na estrutura cliente /servidor são aplicativos que possuem tráfego de sob-requisição de cliente (perfil de tráfego caracterizado por rotina de requisição humana);
- Serviço – trabalhando na estrutura cliente/servidor, mas mantém um processo contínuo requisição/resposta;
- Sob-demanda tráfego contínuo nos dois sentidos, com alta exigência de disponibilidade da rede.

Suas requisições e respostas constituirão a massa fluida da rede.

Numa primeira etapa, estaremos considerando a situação estática de carregamento da rede. Diante dos parâmetros obtidos, verificaremos a possibilidade de, numa segunda etapa, promover uma análise estatística comportamental destes sistemas no carregamento da rede.

7.3 REPRESENTAÇÃO DA REDE

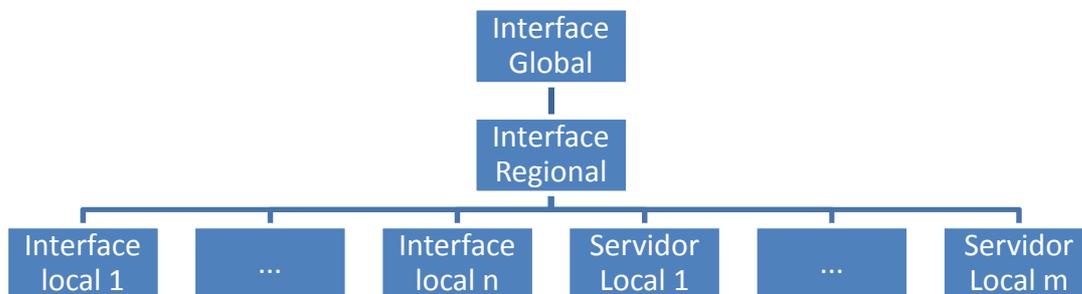


Figura 23 – Topologia de rede regional.
Fonte: própria.

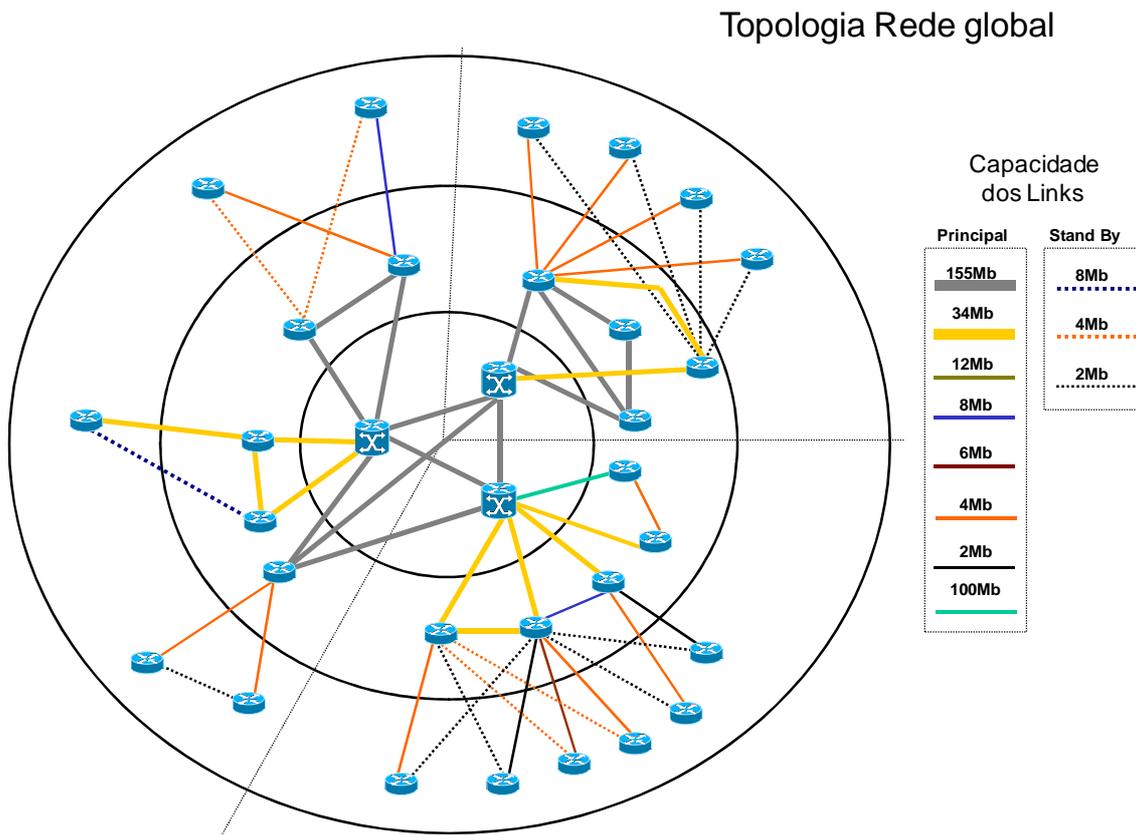


Figura 24 – Topologia rede global escalonada com níveis de hierarquia.
Fonte: própria.

Estrutura de *Backbone* para simulação: 68 nós com interfaceamento global.

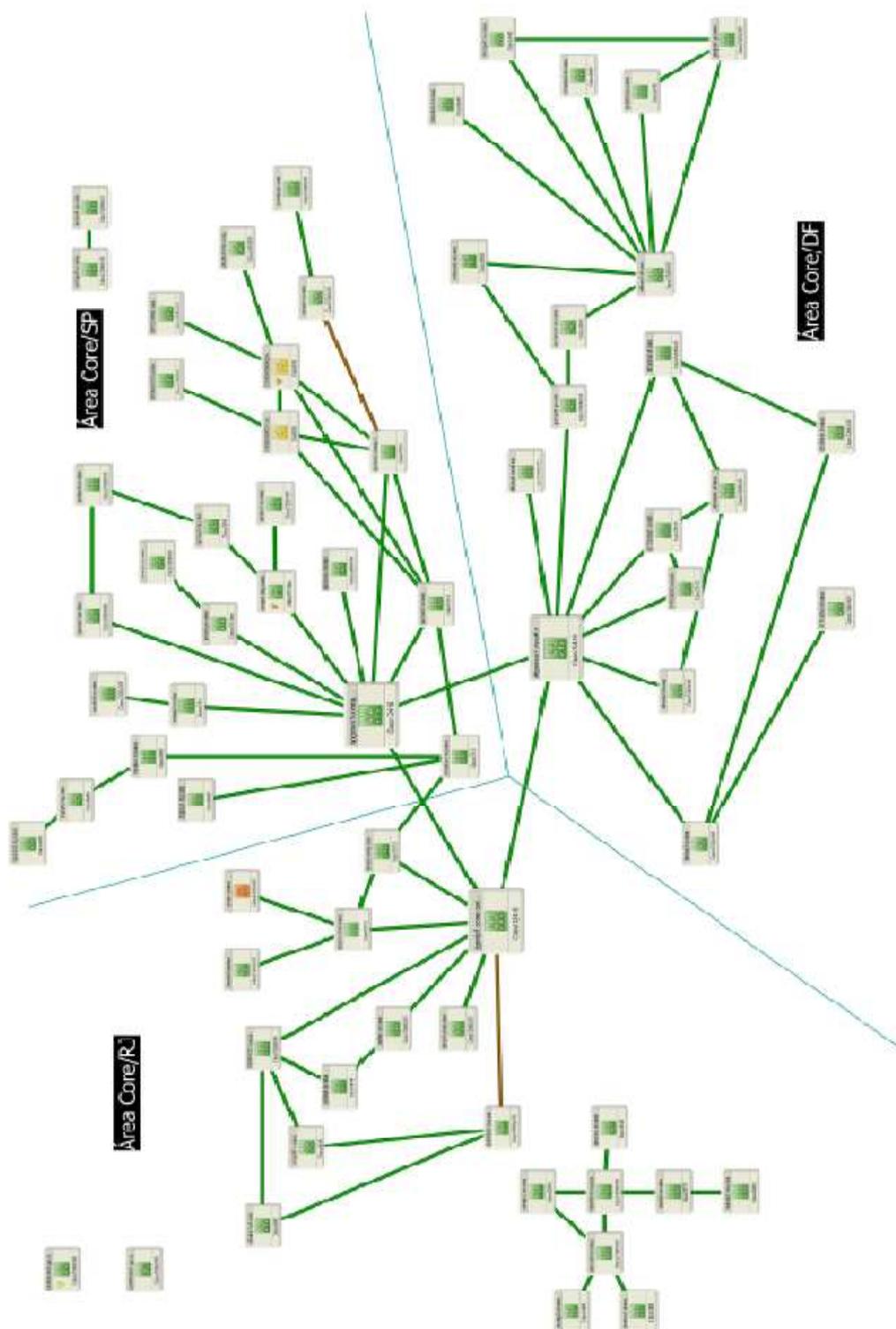


Figura 25 – Diagrama espacial da rede.
Fonte: própria.

7.4 CONCLUSÃO

Dada a devida identificação da rede objeto de simulação, cumpre-nos conhecer o tráfego existente na mesma, de modo a criar as estruturas necessárias a realizar o processo de simulação do mesmo, podendo assim: conhecer, simular e comparar os resultados da simulação com o estado real de tráfego.

Para tanto, deveremos dispor de informações relativas aos sistemas que habitam e povoam a rede objeto de simulação.

8 RELAÇÕES DE FLUXO NA REDE E SIMULAÇÃO

8.1 OBJETIVO

Dada a estruturação da rede e compilados os seus parâmetros, diante dos trabalhos pesquisados, podemos selecionar uma forma de simulação adequada aos recursos computacionais disponíveis para sua execução.

Das ferramentas conhecidas durante a pesquisa bibliográfica, fixamos duas como básicas para a simulação (independente dos recursos computacionais exigidos):

- a) NS (*Network Simulation*) – esta ferramenta apresenta alto grau de precisão, demandando em contrapartida uma alta capacidade de processamento e tempo de execução.
- b) Sistemas de Equações Diferenciais – através da representação analítica da rede, podemos realizar as simulações com um grau de agilidade maior que o apresentado pelo NS, com uma flexibilidade, conforme relatos, tendo como contrapartida uma simplificação nos objetos a serem observados.

Sendo o escopo deste trabalho identificar formas de simulação de uma rede, de modo a conhecer, em termos das variáveis de estado de tráfego, as condições de trabalho quando de intervenções planejadas de expansão/contração física/tráfego. Esta ferramenta, por ser mais objetiva, poderá ser uma com limitação de variáveis, em proveito da agilidade de resposta às simulações.

O *MATLAB* possui em seu rol de funcionalidades, ferramental adequado para gerar uma rede (*Vehicle Network Toolbox*), a sua infraestrutura de nós e *links* (com suas características), até a modelagem de suas fontes de tráfego (com definição de perfil estatístico de distribuição temporal), bem como distribuição nos ciclos de atividade da rede.

8.2 CARACTERIZAÇÃO DO TRÁFEGO

Os trabalhos pesquisados, com o fim de analisar o comportamento de tráfego ao longo do caminho de tráfego, via de regra, usam uma distribuição de *Poisson* na modelagem das fontes de tráfego. Como nos trabalhos de simulação desenvolvidos no *INTERMON*, por se tratar de tráfego interdomínios, de alta densidade e diversidade, esta adequação aproxima-se da realidade da rede simulada. No caso de redes privadas dedicadas, passa-se a haver uma particularização nas características das classes de tráfegos dominantes, e de seus tempos de atuação.

Assim, visando obter um perfil mais aproximado ao tráfego da rede, faz-se necessário a caracterização das fontes de tráfego existentes, para aplicação nas simulações.

Para identificar o perfil de tráfego, será necessário catalogar os sistemas geradores de tráfego, seus caminhos na rede (em não se tratando de tráfego de voz, os caminhos têm uma das fontes em comum – resposta de requisições). A rede objeto apresenta uma base aproximada de 3.000 sistemas em atividade, alguns destes gerando tráfego na Rede Global, de modo centralizado, outros atendendo a requisições regionais, gerando tráfego mais esporádico nas relações interdomínios regionais como tráfego crítico.

Esta rede apresenta tráfego de voz, com um requisito de disponibilidade elevado e com as definições fonte/destino muito flexível. Para minimizar este fator, poderá ser usada uma modelagem fracionada, possivelmente em termos global e regional, já que podem ser identificados destinos de interesse comum, tendo como referência o perfil de tráfego telefônico.

De posse destes dados, poderemos buscar a(s) representação(ões) das fontes de tráfego existentes e aplicá-las no modelo da rede quando da simulação do tráfego.

8.3 CARACTERIZAÇÃO DA REDE PARA SIMULAÇÃO

Para caracterização da rede poderá ser, inicialmente, realizada pelas ferramentas disponibilizadas no *MATLAB (Toolbox e Simulink)*, gerando arquivos de funções e *scripts* definidores da rede, além de sistemas e aplicações estatísticas para análise de base de dados e identificação de perfil estatístico de requisição de tráfego na rede.

8.3.1 Identificar função

Para identificar a função de distribuição e a função acumulada de distribuição que controlará as fontes emissoras de tráfego, precisamos identificar qual a variável aleatória e seu domínio.

Para a identificação da função de distribuição de probabilidade, precisamos mapear a rede em sua estrutura de digrafo (grafo – matricial), de modo a podermos ter os diversos caminhos percorridos por cada fluxo de dados, o total de fluxo existente em cada *link*. Com esta visão, poderemos levantar a função de distribuição de probabilidade de cada sistema, distribuí-la em cada caminho, obtendo assim a função de distribuição de probabilidade em cada *link*.

8.3.2 Estruturação em digrafo da rede

Como a fila de entrada em cada *link l* é composta de pacotes de sistemas variados, o tamanho da fila em um instante *t* qualquer será dado pelo somatório dos pacotes de cada sistema que trafega por aquele *link l*, onde se denota inicialmente por:

- NS_i – número de pacotes transitados por período de amostragem do sistema *i*;
- NS – número de sistemas que trafegam na rede, definidos como classe de fluxo TCP;

- L – número de *links* que compõe a rede;
- V – número de nós (vértices) da rede;
- G(V, L) – grafo conexo da rede, ou seja, existe um caminho entre qualquer par de nós, sendo uma matriz de dimensão [V x V].

8.3.2.1 Caminhos em um digrafo

O caminho em um digrafo é caracterizado pela identificação dos nós e arestas que permitem interligar dois nós. Uma rede de grafo conexo possui pelo menos um caminho entre dois de seus vértices. Denotamos como $C_{(AB)}[i=1..NS, j=1, \dots, V]$ a matriz cujos elementos são vetores de dimensão máxima [V], contendo ordenadamente os nós (vértices do grafo) que compõe o caminho vinculado a cada par origem/destino j e sistema i , que é identificado para cada sistema que gera tráfego na rede, podendo ser grafado como cubo esparso de dimensão 3: $[(V-1) \times V \times NS]$, onde cada vetor $C[j, V, i]$ é caminho percorrido pelo pacote do sistema i , sendo os elementos deste vetor definidos pelo algoritmo definido no Anexo C de busca de caminhos em grafos conexos e não-euleriano⁶. Onde:

- $C[j, 1, i]$ = nó de destino;
- $C[j, K, i]$ = nó de origem;
- $C[j, k, i]$ = nós intermediários, onde $k=2, \dots, (K-1)$.

Onde:

$$j < \left(1 + \sum_{k=1}^{(V-2)} (k! \cdot C_{(V-2)}^k) \right),$$

que é o limite máximo de caminhos entre dois vértices em um digrafo conexo não-euleriano, completo (*full mesh*). Sendo que, pela aplicação de critérios de custos e malha, por ser a malha de rede esparsa, a quantidade de caminhos por sistema fica limitada ao conjunto de nós em que o sistema está instalado como servidor/cliente, bem como pela política de redundância aplicada à rede. O que, à medida que aumenta a dimensão da rede sua densidade decresce exponencialmente, reduzindo

⁶ Grafo Euleriano – cada vértice possui um numero par de arestas (*links*) e possui um ciclo que contém todas as arestas sem repetição. Grafo Conexos – existe sempre um caminho ligando um par de vértices qualquer.

drasticamente o quantitativo de caminhos. Mesmo que as ligações entre nós da rede sejam caracterizadas pela direção de tráfego, o que dobra a possibilidade de caminhos entre dois nós, ou seja, $(A,B) \neq (B,A)$. Podemos, portanto, reservar um limite onde $j \leq 2V$, onde denota-se N_{cmx} como o número máximo de caminhos existentes na rede; $K \leq V$ – onde V é comprimento máximo do caminho em nós, e o caminho de menor custo é obtido pelo algoritmo construído conforme Anexo C; $i \leq NS$ – número de sistemas que trafegam na rede.

Assim, o tráfego da rede será observado através dos caminhos registrados no cubo de dados:

$$C[N_{cmx}, V, NS].$$

8.3.2.2 Base de dados estatísticos da rede e sistemas

As bases de dados compostas pelos *logs* de cada sistema alimentam as informações necessárias para uma amostragem estatística do tráfego. No tráfego de rede, classificamos os fluxos por classes, caracterizando os sistemas como pertencentes a uma determinada classe de fluxo, para melhor compreensão no desenvolvimento para estratificar os dados necessários a compor a base de dados para geração da função de distribuição característica das fontes de tráfego. Consideraremos cada sistema i como uma classe de fluxo distinta. Assim, de posse das informações identificadas acima de cada sistema, agrupando-as por conjuntos origem/destino, encontramos o conjunto de caminhos onde há o fluxo de tráfego de cada sistema na rede, sabendo-se que a frequência origem/destino é a mesma ao longo de todo o caminho identificado.

Podemos mapear a função de probabilidade e a função de densidade de probabilidade de cada caminho existente na rede, tendo como base os dados:

- Identificação do sistema – permite obter o tamanho médio do pacote transitado no sistema;
- Destino – nó do servidor;

- Origem – nó do cliente;
- Instante de requisição na origem;
- Instante de recepção no servidor;
- Tempo de processamento no servidor;
- Instante de emissão da resposta.

Com a disponibilidade da base histórica de dados acima, segmentando por par origem/destino, temos as informações para, junto com a definição do intervalo de tempo de referência, obter a frequência de ocorrência das requisições em cada caminho, podendo, através de ferramentas de análises estatísticas identificar a frequência média de ocorrência de tráfego de cada sistema em cada caminho em particular, a qual denotamos como a matriz de frequência de sistemas por caminho $Fsc[NS, Ncmx]$. A frequência de ocorrência de cada sistema por caminho distinto é necessária, mas não o suficiente para a geração de um perfil de distribuição de requisições de tráfego em cada nó da rede.

Com esta estruturação dos dados, podemos obter as informações de tráfego, estratificadas por nó. Assim, podemos obter a variação das requisições de tráfego em cada nó demandadas em cada sistema (ou conjunto). Através do produto matricial de: $Fsc[NS, Ncmx] \times C[Ncmx, NS, V]$, onde a frequência de demanda de tráfego (Ftd) em cada nó será dada por:

$$Ftd_l = Fsc[i, j] \cdot C[j, i, l \in V], \text{ para } l \in V, \text{ e } i = 1..NS, j = 1..Ncmx \quad 8.1$$

Esta frequência de tráfego precisa estar vinculada ao tamanho de pacote de cada sistema, de modo a dar a variação da requisição de tráfego em cada nó.

Então, de posse dos pares (A=origem, B=destino) e da malha de caminhos da rede, conseguimos gerar o cubo de frequência de tráfego para o nó l composto de todos os sistemas i que trafegam pelo nó, e denota-se o vetor $Frq_{ic}(t)$, de dimensão $[NS]$, e conteúdo $frq_c(t)$. Assim, em um nó l , componente de um caminho entre qualquer par (A, B), temos o conjunto dos diversos sistemas que trafegam através deste nó, dado por:

$$NS_l = \{ i = 1..NS, \text{ tal que } l \in C[L \times (L(L - 1)) \times NS] \} \quad 8.2$$

De posse deste parâmetro $Frq_{ic}(t)$, podemos identificar em cada nó a frequência de ocorrência de pacotes de cada sistema, e sendo um nó comum a vários caminhos, temos que a variação da frequência do tráfego na rede (ftr) no nó, é dada:

$$\Delta ftr_l(t) = \sum_{i \in NS_l} tam_pacote_i \cdot frq_c(t)[i] \quad 8.3$$

Assim, temos a variação das requisições de tráfego em cada nó da rede que afetam a fila de tráfego q_l de *link* l , no intervalo de tempo (t_0, t_f) , sendo que com esta variação encontramos os perfis de caracterização das $ftr_l(t)$ neste intervalo de tempo dado, gerando uma base de informação para alimentar o sistema de simulação do tráfego da rede em cada nó, o qual denotamos o cubo de dados por $\Delta ftr[V, T, N]$, a ser aplicado a um sistema estatístico para caracterização e identificação da função de distribuição de probabilidade acumulada e da função de densidade de probabilidade, onde:

V – número de nós da rede;

T – unidades de tempo mínima para o intervalo de tempo (t_0, t_f) , com base nos intervalos de amostragem da base de dados de amostra;

N – número de amostras por unidade de tempo, ou seja, quantidades de ciclos (t_0, t_f) , que se resume em nosso caso em dias de amostragem.

Para o caso de agrupamento de sistemas por classe de fluxo, as fontes de fluxos de tráfego podem ser agrupadas por sistemas para identificação e modelagem de seu perfil estatístico de funcionamento, reduzindo a dimensão de sistemas (NS) para classe de fluxo (CF).

8.4 CONCLUSÃO

Utilizando as ferramentas de mapeamento de rede obtemos, com a distribuição das informações de tráfego na rede modelada, todo o comportamento de tráfego em cada nó de rede.

De posse das informações das fontes emissoras de tráfego, das características do tráfego em cada nó, podemos identificar a função temporal das fontes de tráfego necessárias para proceder a dinâmica de simulação da rede para um conjunto de nós selecionados, ou um qualquer de interesse.

9 CONCLUSÃO

9.1 RECURSOS PARA UMA PROPOSTA PARA SIMULAÇÃO DE TRÁFEGO NA REDE

A simulação apresentada no Capítulo 3 deste trabalho, permite-nos analisar o tráfego em cada nó da rede de forma individual.

A simulação individual consiste na identificação das necessidades de tráfego em cada nó, o que pode ser obtido simulando uma fonte (ou conjunto de fontes de tráfego em cada nó. O perfil de funcionamento destas fontes pode ser obtido através dos procedimentos descritos no Capítulo anterior a este, onde são dadas as condições para o levantamento das características de funcionamento das fontes de tráfego.

Portanto, tendo em mãos as características de requisição de tráfego em cada nó de rede individualmente. Em uma rede privada, fechada, as alterações dos fatores de demandas de tráfego possuem um grau de estabilidade alto, sendo identificáveis. Portanto, com o mapeamento das intervenções futuras, podemos identificar as alterações nas demandas de tráfego e os nós envolvidos, podendo estimar de prévio, seu comportamento sob estas novas condições.

Assim, usando como referência, a simulação realizada por Liu *et al.*, 2003, onde leva em conta três classes de fluxos TCP, para monitorar as condições de tráfego, podemos analisar nossa rede ponto por ponto, elegendo os pontos de interesse de monitoração.

Estes recursos permitem-nos ter uma resposta rápida da simulação por observar três pontos:

- a) A simulação só é realizada para os pontos de interesse;
- b) A base de dados pode ser atualizada por períodos, permitindo uma simulação da fonte de forma mais próxima do real;
- c) Apesar do alto volume de dados previstos para armazenamento das informações de rede, desde mapeamento até freqüência de tráfego/sistemas, as simulações são individuais para cada nó.

O processo de simulação deverá levar em conta para tomada de decisão o que poderá interferir nas características dos nós de rede, bem como na malha de interconexão. Estas intervenções podem ser inseridas no processo para identificar o comportamento da rede com estas novas especificações. Dentre elas podemos ter a capacidade de processamento dos nós, o *delay*, o *jitter*, a banda disponível e outros.

No que foi apresentado por Liu *et al.*, 2003, onde se previu fontes de tráfego para simular intermitência do fluxo, podemos simular fontes contínuas com base no modelo estatístico de funcionamento encontrado através das amostras de tráfego, multiplicando as fontes conforme a quantidade de classes de tráfego (conjunto de sistemas) identificadas, dentre elas podemos ter: tráfego de voz, tráfego de vídeo, *streaming* de vídeo, tráfego de baixa intensidade e alta disponibilidade (alarmes e rotinas de monitoração da rede), estratificação estratégica de sistemas por grupamentos de prioridades, etc.

Assim, acreditamos dispor de um conjunto de ferramentas que proporciona uma simulação, com base em condições passadas próximas, com agilidade e alta capacidade de resposta para necessidades administrativas.

REFERÊNCIAS

ABDALLA, Michel.; DUARTE, Otto. **Characterization and Modeling of Agregate Traffic in ATM Networks**. Technical Report, GTA-94-17. Computer Science Department. École Normale Supérieure. Paris, France, 1994.

AHN, Jong Suk; DANZIG, Peter B. Packet network simulation: speedup and accuracy versus timing granularity. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, October 1996, p. 743-757.

ALBERTI, Antônio Marcos. **Desenvolvimento de modelos de simulação para a análise de qualidade de serviço em redes ATM**. Tese (Doutorado) – Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. Campinas, SP: [s.n.], 2003, cap. 4.

ENG, J. D.; HUMPHREY; MEYN, S. P. **Fluid Network Models: Linear Programs for Control and Performance Bounds**. In: CRUZ, J; GERTLER, J; PESHKIN, M. (Ed.) Proceedings of the 13th IFAC World Congress, v. b, p. 19-24, San Francisco, California, 1996.

FALL, K.; FLOYD, S. Simulation-based Comparisons of Tahoe, Reno and SACK TCP. **Computer Communications Review**, v. 26, jul. 1996.

FEOFILOFF, P. **Algoritmos para Grafos em C via Sedgewick**. USP: São Paulo, 2009. Disponível em: <http://www.ime.usp.br/~pf/algoritmos_para_grafos>. Acesso em: 23 mar. 2009.

FOX, Robert W.; MCDONALD, Alan T. **Introdução a Mecânica dos Fluidos**. Tradução de Ricardo N. N. Koury e Geraldo A. C. França. 5ª Edição. Rio de Janeiro: LTC, 2001.

FLOYD, S.; JACOBSON, V. Random Early Detection Gateways for Congestion Avoidance. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v. 1, n. 4, p. 397-413, ag. 1993.

HOLLOT, C. V. *et al.* On Designing Improved Controllers for AQM Routers Supporting TCP Flows. In: **Proceedings of IEEE/INFOCOM**, 2001.

KESIDIS, G. SINGH, A. **An Overview of Cell-Level ATM Network Simulation**. Proc. High Performance Computer Systems, Montreal, PQ, July 1995, p. 202-212.

KESIDIS, G. *et al.* **Feasibility of Fluid Event-driven Simulation for ATM Networks**. In: Proceedings of the IEEE GLOBECOM 96, 3 November 1996, p. 2013-2017.

KUMARAN, K.; MITRA, D. Performance and Fluid Simulations of a Novel Shared Buffer Management System. **ACM Transactions on Modeling and Computer Simulation**, v. 11, n. 1, jan. 2001, p. 43-75.

LIU, Benyuan *et al.* **Fluid Simulation of Large Scale Networks: Issues and Tradeoffs**. PDPTA – University of Massachusetts – Amherst, MA, USA.1999, p. 2136-2142.

LIU, Yong Lo, *et al.* **Fluid models and solutions for large-scale IP networks**. Proceedings of the 2003 ACM SIGMETRICS international conference on Measurement and modeling of computer systems, June 11-14, 2003, San Diego, CA, USA.

MISRA, Vishal; GONG, Wei-Bo; TOWSLEY, Don. Fluid-based Analysis of a Network of AQM Routers Supporting TCP Flows with an Application to RED. *In: Proceedings of ACM/SIGCOMM*. New York, NY: ACM Portal, 2000.

NICOL, David M.; GOLDSBY, M. E.; JOHNSON, M. M. **Fluid-based Simulatio of Communication Networks using SSF**. European Simulation Symposium. 1999, 5 p.

NICOL, David M. *et al.* **Large-Scale Information Systems**. Califórnia/EUA: Sandia Report, dez, 2000, 35 p.

PAREKH, Abhay K.; GALLAGER, Robert G. A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks: The Single-Node Case. **IEEWACM TRANSACTIONS ON NEJ'WORJONG**, v. 1, n. 3, June 1993, p. 344-357.

SCHEIDEGGER, Matthias *et al.* **Modelling and Simulation Specification**. University of Bern: INTERMON Consortium (Project Officer, Evaluators, Peer Reviewers). dez. 2002, 84 p.

BIBLIOGRAFIA COMPLEMENTAR

ELWALID, Anwar I.; MITRA, Debasis. Effective Bandwidth of General Markovian Traffic Sources and Admission Control of High Speed Networks. **IEEWACM TRANSACTIONS ON NETWORKING**, v. 1, n. 3, June 1993, p. 329-343.

GARCIA, C. **Modelagem e simulação**. São Paulo: Edusp, 1997.

HANSELMAN, D.; LITTLEFIELD, B. MATLAB. **Curso Completo**. São Paulo: Prentice Hall, 2003.

MEYER, Carl D. (February 15, 2001). **Matrix Analysis and Applied Linear Algebra, Society for Industrial and Applied Mathematics (SIAM)**. Disponível em: <<http://www.matrixanalysis.com/DownloadChapters.html>>. Acesso em: 31 out. 2009.

ZILL, D. G. **Equações diferenciais com aplicação em modelagem**. São Paulo: Thomson, 2003.

Dissertação revisada por:

Valdo Santos – jornalista
Fone: (48) 9901-3474

Normalização:
Deneide T. de Carli – bibliotecária
Fone: (48) 8444-7420
Florianópolis, SC, Brasil
www.revisao.eev.com.br

ANEXOS

ANEXO A – REFERÊNCIAS LAGRANGEANA E EULERIANA

No estudo dos fluidos, há duas referências básicas para a descrição de uma propriedade genérica:

- Na descrição lagrangeana, a propriedade refere-se a uma partícula que segue o seu movimento na corrente do fluido. É adotado um símbolo próprio para a derivada em relação ao tempo:

$\frac{D}{Dt}$ (denominada derivada substancial ou derivada material)

- Na descrição euleriana, a propriedade refere-se a um ponto fixo no espaço, no interior da corrente do fluido. É usado o símbolo de derivada parcial para a derivada em relação ao tempo:

$\frac{\partial}{\partial t}$ (denominada derivada parcial, com referencial espacial fixo)

Como exemplo prático, sejam estes dois meios de se medir a variação da temperatura da água de um rio: um termômetro preso a um flutuador que acompanha a corrente (lagrangeana) e um termômetro fixo em determinado local (euleriana).

Para uma propriedade genérica ϕ , a relação entre as variações lagrangeana e euleriana é dada por:

$$\frac{D\phi}{Dt} = \frac{\partial\phi}{\partial t} + u_x \frac{\partial\phi}{\partial x} + u_y \frac{\partial\phi}{\partial y} + u_z \frac{\partial\phi}{\partial z}$$

Onde u_x u_y u_z são os componentes do vetor velocidade u , isto é: $u = u_x i + u_y j + u_z k$

Onde (i j k) são vetores unitários nos eixos de coordenadas.

Com o uso de operadores vetoriais, a relação pode ser escrita de forma compacta:

$$\frac{D\Phi}{Dt} = \frac{\partial\Phi}{\partial t} + u \cdot \nabla\Phi$$

O termo $u \cdot \nabla\Phi$ é denominada “variação convectiva” da propriedade Φ .

ANEXO B – TEOREMA DO TRANSPORTE DE *REYNOLDS*

Trazendo a classificação de propriedades, de uso na Termodinâmica e na Mecânica dos Fluidos:

Propriedade extensiva é uma grandeza que depende diretamente da massa do sistema (exemplos: energia interna, volume, etc.).

Propriedade intensiva é uma grandeza que depende apenas do estado do sistema e não da massa (exemplos: massa específica, pressão, temperatura, etc.).

Vale também lembrar conceito de volume de controle (VC), uma abstração matemática dada por um volume no espaço, pelo qual o fluido escoar. A superfície que envolve o volume de controle é denominada superfície de controle (SC).

O teorema do transporte de *Reynolds* estabelece a correspondência entre uma propriedade de uma porção fixa de massa na referência lagrangeana e a equivalente na referência euleriana.

Seja B uma propriedade extensiva de um sistema, como massa, energia, momento. E seja β a propriedade intensiva correspondente, isto é, a propriedade extensiva por unidade de massa. Considerando m massa, ρ massa específica e V volume, pode-se escrever as relações:

$$B = \int_{\text{massa}} \beta dm = \int_{\text{Volume}} \beta \rho dV$$

E o teorema do transporte de *Reynolds* pode ser dado na forma:

$$\frac{DB}{Dt} = \frac{\partial}{\partial t} \left(\int_{VC} \beta \rho dV \right) + \int_{SC} \beta \rho \cdot dS$$

Onde u é velocidade relativa ao volume de controle e dS é vetor normal à superfície dS e de módulo dS .

E as parcelas podem ser descritas como:

$\frac{DB}{Dt}$ – Variação total de uma propriedade extensiva do sistema.

$\frac{\partial(\int_{VC} \beta \rho dV)}{\partial x}$ – Variação da propriedade extensiva no interior do volume de controle, medida por um observador que acompanha o movimento do volume de controle.

$\int_{SC} \beta \rho \cdot dS$ – Variação líquida da propriedade extensiva através da superfície de controle.

ANEXO C – CAMINHOS MÍNIMOS

C.1 Digrafos

Esta página define um objeto combinatório conhecido como digrafo ou grafo dirigido ou ainda grafo orientado. Digrafos são importantes modelos para uma grande variedade de problemas de engenharia, computação, matemática, economia, biologia, etc.

C.1.1 Definições básicas

Um digrafo (*digraph* = *directed graph*) é algo que consiste em dois conjuntos: um conjunto de coisas conhecidas como vértices e um conjunto de coisas conhecidas como arcos (*Sedgewick* diz *directed edge* em lugar de *arc*). Cada arco é um par ordenado de vértices. O primeiro vértice do par é a ponta inicial do arco e o segundo é a ponta final.

A palavra digrafo não consta nos dicionários, mas é cômoda e corresponde bem ao termo *digraph* em inglês, que já está bastante arraigado. Alguns autores descuidados escrevem "dígrafo", com acento; isso não faz sentido algum e deve ser evitado a todo custo.

A ponta final de todo arco é diferente de sua ponta inicial. 'O livro de *Sedgewick* admite arcos cuja ponta final é igual à inicial. Arcos desse tipo são conhecidos como laços (= *loops*). Nossos digrafos não terão laços'. Um arco com ponta inicial v e ponta final w será denotado por: $v-w$.

É preciso estar atento ao contexto para não confundir essa expressão com " v menos w ". A presença de um arco $v-w$ é independente da presença do arco $w-v$: o digrafo pode ter os arcos $v-w$ e $w-v$, pode ter apenas um deles, ou pode não ter nenhum deles.

Dizemos que um vértice w é vizinho de um vértice v se $v-w$ é um arco do digrafo. Dizemos também, nessa circunstância, que w é adjacente a v . É mais comum e menos ambíguo dizer que v *domina* w quando $v-w$ é um arco. 'Infelizmente, *Sedgewick* não usa essa terminologia'.

C.1.2 Arcos antiparalelos e "arcos paralelos"

Dois arcos são antiparalelos se a ponta inicial de um é a ponta final do outro e vice-versa. Em outras palavras, dois arcos são antiparalelos se um é da forma $v-w$ e o outro da forma $w-v$.

Poderíamos tentar dizer que dois arcos são paralelos se têm a mesma ponta inicial e a mesma ponta final. Mas esse conceito não faz sentido, uma vez que arcos são meros pares de vértices e, portanto, dois arcos diferentes não podem ter a mesma ponta inicial e a mesma ponta final. 'O livro de *Sedgewick* permite arcos paralelos, tratando-os como "cópias" distintas de um mesmo arco'. Nossos digrafos não têm "arcos paralelos".

C.1.3 Digrafos simétricos

Um digrafo é simétrico se cada um de seus arcos é antiparalelo a algum outro arco: para cada arco $v-w$, o digrafo também tem o arco $w-v$.

Por exemplo, o conjunto de arcos abaixo define um digrafo simétrico.

0-1 1-0 0-5 5-0 1-5 5-1 2-4 4-2 3-1 1-3 5-3 3-5

C.1.4 Grau de entrada e grau de saída

O grau de saída (= *outdegree*) de um vértice v num digrafo é o número de arcos que tem ponta inicial v . O grau de entrada (= *indegree*) de um vértice w num digrafo é o número de arcos que tem ponta final w .

Num digrafo simétrico, todo vértice tem grau de entrada igual ao grau de saída.

Uma fonte (= *source*) é um vértice que tem grau de entrada nulo. Um sorvedouro (= *sink*) é um vértice que tem grau de saída nulo.

Um vértice é isolado se seu grau de entrada e seu grau de saída são ambos nulos. É claro que um digrafo sem vértices isolados é completamente definido pelo seu conjunto de arcos.

C.1.5 Número de arcos

Quantos arcos, no máximo, têm um digrafo com V vértices? Não é difícil verificar que a resposta a essa pergunta é o produto: $V(V-1)$. Para valores grandes de V , esse número é apenas um pouco menor que V^2 .

Um digrafo é completo se todo par ordenado de vértices distintos é um arco. Um digrafo completo com V vértices tem exatamente $V(V-1)$ arcos.

Um digrafo é denso se tem muitos arcos em relação ao número de vértices. Mais precisamente, um digrafo é denso se o seu número de arcos é proporcional ao quadrado do número de vértices. É claro que essa definição só faz sentido para coleções infinitas de digrafos, e não para digrafos individuais.

Um digrafo é esparso se for o complemento de um digrafo denso, ou seja, se o número de pares ordenados de vértices que não são arcos for proporcional ao quadrado do número de vértices. É claro que essa definição só faz sentido para coleções infinitas de digrafos, e não para digrafos individuais.

C.2 Caminhos

Um caminho (*path*) num [digrafo](#) é uma seqüência de vértices dotada da seguinte propriedade: se v e w são vértices consecutivos na seqüência então $(v-w)$ é um arco.

Em geral, os vértices de um caminho não são todos distintos.

A origem de um caminho é o primeiro vértice do caminho. O término é o último vértice. Diz-se que um caminho com origem s e término t vai de s a t .

Dizemos que um arco $(v-w)$ pertence a um caminho se o vértice w é o sucessor de v no caminho. Todos os arcos de um caminho apontam no mesmo sentido, de um vértice para o seu sucessor. Há quem goste de enfatizar esse fato dizendo "caminho dirigido" em lugar do nosso "caminho".

O comprimento (*length*) de um caminho é o número de termos da seqüência menos um. Em outras palavras, o comprimento de um caminho é o número de arcos do caminho.

Em [grafos](#), a existência de caminhos é uma propriedade simétrica: para quaisquer dois vértices s e t , existe caminho de s a t se e somente se existe caminho de t a s .

C.2.1 Distância

Um [caminho](#) C num digrafo é mínimo se não existe outro caminho com mesma origem e mesmo término que C , mas [comprimento](#) menor que o de C . É claro que todo caminho mínimo é [simples](#).

A distância de um vértice s a um vértice t num digrafo é o comprimento de um caminho mínimo de s a t . Se não existe caminho algum de s a t , a distância de s a t é infinita. A distância de s a t é d se e somente se (1) existe um caminho de comprimento d de s a t e (2) nenhum caminho de s a t tem comprimento menor que d .

Em geral, a distância de um vértice s a um vértice t é diferente da distância de t a s . Num [grafo](#), entretanto, as duas distâncias são iguais.

C.2.2 Busca em largura e distâncias

O [algoritmo de busca em largura](#), Feofiloff, 2009, foi concebido sob medida para calcular distâncias a partir de um vértice s . Ele visita todos os vértices que estão à distância 1 de s , depois todos os vértices que estão à distância 2 de s , e assim por diante.

```
static int dist[maxV];
```

```
/* A função DIGRAPHdist armazena no vetor dist a distância do vértice  $s$  a cada um dos demais vértices do digrafo  $G$ :  $dist[v]$  é a distância de  $s$  a  $v$ . Distância infinita é representada por -1. (Código inspirado no programa 18.9, p. 119, de Sedgewick.) */
```

```
void DIGRAPHdist (Digraph G, Vertex s) {  
    Vertex v, w;  
    for (v = 0; v < G->V; v++) dist[v] = -1;  
    QUEUEinit(G->V);  
    dist[s] = 0;  
    QUEUEput(s);  
    while (!QUEUEempty()) {  
        v = QUEUEget();  
        for (w = 0; w < G->V; w++)  
            if (G->adj[v][w] == 1)  
                if (dist[w] == -1) {  
                    dist[w] = dist[v] + 1;  
                    QUEUEput(w);  
                }  
    }  
}
```

No início de cada iteração (imediatamente da invocação de *QUEUEempty*), a fila consiste em:

- a) Zero ou mais vértices à distância d de s ;
- b) Seguidos de zero ou mais vértices à distância $d+1$ de s ,

para algum d . Essa propriedade permite concluir que, no início de cada interação, para todo vértice x , se $dist[x]$ é diferente de -1 então $dist[x]$ é a distância de s a x .

C.3 Caminhos mínimos e arborescência de distâncias

Se acrescentar ao código de *DIGRAPHdist* o cálculo de um [vetor de pais](#) *parnt*, teremos uma representação da [arborescência de busca em largura](#). No presente contexto, essa árvore pode ser chamada arborescência das distâncias: para cada vértice x tal que $dist[x]$ é diferente de -1 , o único caminho de s a x na arborescência é um [caminho mínimo](#) no digrafo. O fragmento de código abaixo imprime o inverso desse caminho:

```
for (v = x; v != s; v = parnt[v])
    printf("%d-", v)
printf("%d\n", s)
```

C.4 Desempenho

A função *DIGRAPHdist* é linear: ela consome tempo proporcional a V^2 no pior caso. A variante dessa função para listas de adjacência consome tempo proporcional a $V+E$.

A versão de *DIGRAPHdist* que calcula a arborescência de distâncias também é linear.

ANEXO D – MECÂNICA DOS FLUIDOS

A equivalência de fluidos a ser observada na análise deverá observar as leis da Dinâmica dos Fluidos. Deve-se, pois, estar cientes das características de um fluido, transplantando as equivalências para o processo. Esta equivalência permitirá tratar os dados dentro do processo de modelagem de forma adequada.

Inicialmente faremos uma referência básica sobre os pontos de relevância da teoria da mecânica dos fluidos, para subsidiar um processo de equivalência do fluxo TCP em uma rede de transporte de dados com um fluido.

D.1 LEIS BÁSICAS PARA UM SISTEMA

A análise de qualquer problema em mecânica dos fluidos começa, necessariamente, seja de modo direto ou indireto, com declarações das leis básicas que regem o movimento do fluido. As leis físicas aplicáveis a qualquer fluido são:

- a) A conservação da massa.
- b) A segunda lei de Newton para o movimento.
- c) O princípio da quantidade de movimento angular.
- d) A primeira lei da termodinâmica.
- e) A segunda lei da termodinâmica.

Obviamente, nem todas as leis básicas são necessárias para resolver qualquer problema. Por outro lado, em muitos deles é necessário trazer a análise das relações adicionais, na forma de equações de estado ou outras de caráter constitutivo, que descrevam o comportamento das propriedades físicas do fluido objeto e sob quais condições está subordinado.

É óbvio que as leis básicas com as quais se trabalham são as mesmas usadas na

mecânica e na termodinâmica. A tarefa será formular essas leis de modo adequado para resolver problemas de escoamento de fluidos e aplicá-las a uma variedade de outros problemas, por meio da equivalência.

Deve-se enfatizar que existem muitos problemas aparentemente simples na mecânica dos fluidos que não podem ser resolvidos de forma analítica, em nosso caso de estudo estamos buscando uma forma analítica de solução. Em tais casos, deve-se recorrer a soluções numéricas mais complicadas e/ou a resultados de testes experimentais.

Nem todas as medições podem ser feitas com o mesmo grau de precisão e nem todos os dados são igualmente bons; a validade dos dados deve ser documentada antes de se utilizar os resultados dos testes em um projeto. O estabelecimento da incerteza provável dos dados é uma parte importante para referenciar os procedimentos experimentais. A análise de incertezas também é útil durante o projeto experimental.

D.2 DEFINIÇÕES

D.2.1 DEFINIÇÕES DE FLUIDO

Fluido é uma substância que se deforma continuamente sob a aplicação de uma tensão de cisalhamento (tangencial), não importa quão pequena ela possa ser.

Distinção de um sólido (escopo da MF) – a distinção de um fluido para um sólido encontra-se no fato de que, enquanto mantida a força de deformadora, o sólido tem limite físico de deformação, figura 1 (a), e o líquido tem uma deformação contínua no sentido de aplicação da força, figura 1 (b). A questão comum é o fato de que se encontra em ambiente limitado fisicamente pelo agente aplicador da força deformadora. Neste ponto podemos inserir uma analogia com a rede de dados, onde o meio é identificado como o canal de comunicação entre dois nós de rede.

Deparamo-nos com a dificuldade de equiparar os limites físicos equivalentes, onde as condições de contorno dos meios de transmissão devem delimitar esta fronteira.

D.2.2 PROPRIEDADE DOS FLUIDOS

A mecânica dos fluidos lida com o comportamento dos fluidos em repouso e em movimento. É lógico começar com uma definição de fluido: um fluido é uma substância que se deforma continuamente sob a aplicação de uma tensão de cisalhamento (tangencial), não importa quão pequena ela possa ser.

Assim, os fluidos compreendem as fases líquidas e gasosas (ou de vapor) das formas físicas nas quais a matéria existe. A distinção entre um fluido e o estado sólido da matéria é clara quando se compara os seus comportamentos. Sendo a transmissão de sinais um fenômeno eletromagnético, proporemos uma interpretação com a devida definição de fronteira e os limites equivalentes para identificação das leis a serem aplicadas.

Para repetir a experiência com um fluido entre as placas, delimita-se um elemento fluido, conforme mostrado pelas linhas cheias na figura 1 (a). Enquanto a força F estiver aplicada na placa superior, a deformação do elemento fluido aumenta continuamente. O fluido em contato direto com a fronteira sólida tem a velocidade da própria fronteira; não há deslizamento. Este é um fato experimental baseado em numerosas observações do comportamento dos fluidos. A forma do elemento fluido em instantes sucessivos $t_{\infty} < t_1 < t_2$, e mostrada na figura 1 (b) pelas linhas tracejadas. Como o movimento do fluido continua sob a aplicação de uma tensão cisalhante, podemos, alternativamente, definir um fluido como uma substância incapaz de suportar tensão de cisalhamento quando em repouso.

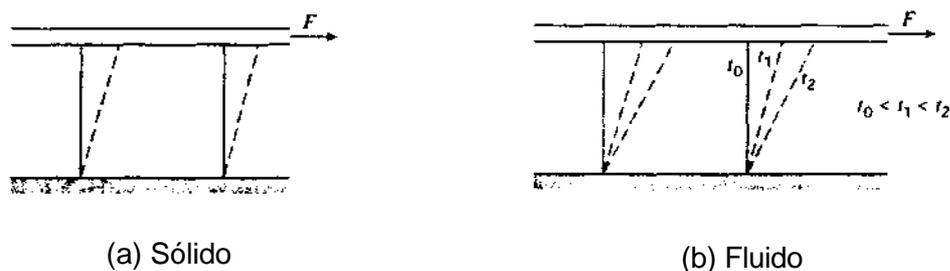


Figura 1 – Comportamento de um sólido e de um fluido sob a ação de uma tensão de cisalhamento constante.

Fonte: figura 1.1. Fox e Mcdonald, 2001.

D.2.3 SISTEMA E VOLUME DE CONTROLE

O primeiro passo é definir o sistema que estamos tentando analisar. Para isso, precisamos definir o sistema e seu volume de controle. Esta definição tem importância no instante de aplicar as equações básicas na análise e conhecimento do sistema dinâmico.

Para definir o sistema, é preciso encontrar sua massa (ou equivalente), quantificar, delimitar com o ambiente e garantir seu fechamento, ou seja, não há troca de massa com o meio externo às fronteiras, através das mesmas. Normalmente, para quantificar a massa do sistema, delimita-se um volume de controle de escoamento do fluido, minimiza-se este volume e conhecendo sua massa (massa específica - ρ).

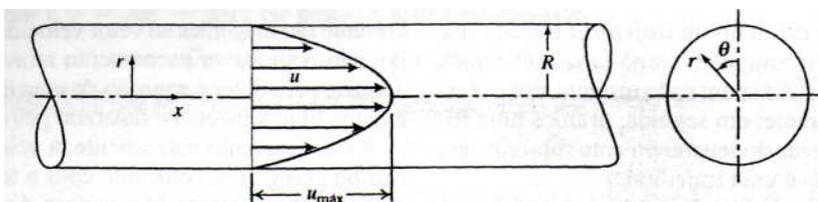


Figura 2 – Exemplo de escoamento unidimensional.

Fonte: figura 3.4. Fox e Mcdonald, 2001.

Para trabalhar com elementos de massa identificável, usa-se o método de descrição Lagrangeano. Assim, partindo da segunda lei de Newton, aplicada a um sistema de massa m , tem-se em um sistema fechado que:

$$\sum \vec{F} = m\vec{a} = m \frac{d\vec{V}}{dt} = m \frac{d^2\vec{r}}{dt^2}$$

Onde $\sum \vec{F}$ é a soma de todas as forças externas atuantes sobre o sistema, \vec{a} e \vec{V} são a aceleração e velocidade do centro de massa do sistema, \vec{r} é o vetor indicador de posição em relação a um sistema fixo.

Pode-se, portanto, aplicar a segunda Lei de Newton ao volume de controle como se este fosse uma partícula única, com massa específica ρ .

D.2.4 CONCEITOS FUNDAMENTAIS

Fluido como um contínuo – esta noção está vinculada ao interesse da engenharia nos efeitos médios, efeitos macroscópicos, onde se pode enxergar um fluido como uma substância infinitamente divisível, um contínuo. Temos aqui uma primeira referência ao que podemos referenciar como massa em nossos estudos: bit, o qual seria a partícula mínima de massa⁷.

Desta forma, as propriedades dos fluidos podem ser consideradas como um tipo de função contínua em relação à posição e tempo.

Volume de controle – este conceito é utilizado na dedução das equações da continuidade, da quantidade de movimento e da energia, assim como na solução de diversos tipos de problemas.

Massa específica – a definição da massa específica de um fluido é dada por:

$$\rho = \lim_{\delta\mathcal{V} \rightarrow 0} \frac{\delta m}{\delta\mathcal{V}}$$

Onde \mathcal{V} é o volume de controle com características que permitam definir a massa específica em seu centro de massa C no instante t, assim, tem-se que a massa

⁷ Temos aqui uma primeira referência ao que podemos referenciar como massa em nossos estudos: bit, o qual seria a partícula mínima de massa.

específica é dada pela função $\rho = \rho(x,y,z,t)$, Figura 3 a seguir **Erro! Fonte de eferência não encontrada..**

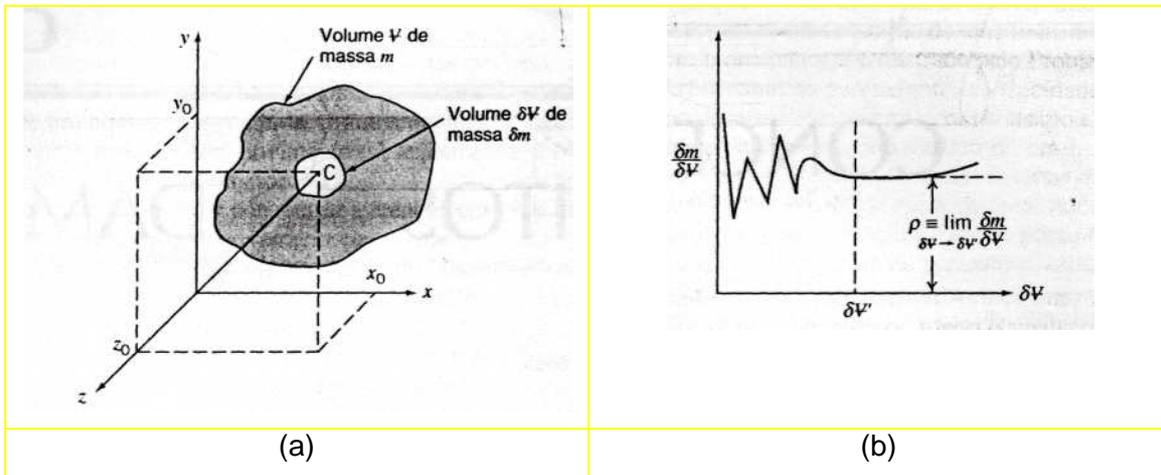


Figura 3 – Definição de massa específica num ponto.
Fonte: figura 1.4. Fox e Mcdonald, 2001.

Velocidade – estando o fluido em movimento, este parâmetro se faz necessário conhecer. Assim, define-se como \vec{V} a velocidade de deslocamento do centro de massa C do sistema, sendo definida de modo similar a massa específica, tem-se:
 $\vec{V} = \vec{V}(x, y, z, t)$.

Sendo o fluido um contínuo, suas propriedades em qualquer ponto do campo de escoamento são constantes. Então se tem que:

$$\frac{d\rho}{dx} = 0$$

e

$$\frac{d\vec{V}}{dx} = 0$$

Escoamento – faz-se necessário identificar as características de escoamento que caracterizam um deslocamento de um fluido, de modo a caracterizar o fluido que buscamos, portanto temos que identificar as características de escoamento quanto

a:

a) Regime de escoamento:

- Permanente – fonte constante de fluido;
- Não-Permanente – fonte variável de fluido;
- Direção espacial – uni, bi ou tri-dimensional, conforme a necessidade para descrição das grandezas interferidoras.

b) Viscosidade:

- Fluido ideal ou perfeito – a grandeza equivalente da viscosidade não tem efeito sobre as grandezas dinâmicas de escoamento;
- Viscoso – a grandeza equivalente da viscosidade tem efeito sobre as grandezas dinâmicas de escoamento;
- Tipo – podem ser laminar ou turbulento;
- Compressibilidade – variação da massa específica no campo de deslocamento, podem ser compressíveis ou incompressíveis.

c) Uniformidade:

- Uniforme – onde existe a constância da velocidade ao longo do escoamento;
- Variado – onde existe uma constrição no trajeto entre duas secções transversais do fluxo.

d) Conservação:

- Conservativo – quando a massa permanece constante ao longo do escoamento do fluido;
- Não-conservativo – quando houver acréscimo (fontes) ou subtração de massa (poços) à corrente de matéria;

Diante destes parâmetros, aplicando-se as Leis básicas da Mecânica dos Fluidos, temos como modelar os parâmetros de equivalência do fluxo TCP, como fluido, em uma rede de dados.

D.3 EQUAÇÕES BÁSICAS PARA ESTUDO DE FLUIDOS EM MOVIMENTO

As Leis básicas para um sistema são escritas como uma equação de taxa, ou seja,

de variação de uma grandeza com o tempo.

D.3.1 CONSERVAÇÃO DE MASSA

Como um sistema e, por definição, uma porção arbitrária de matéria de identidade fixa, ele é constituído da mesma quantidade de matéria em todos os instantes. A conservação de massa exige que a massa M do sistema seja constante. Numa base de taxa, temos:

$$\left. \frac{dM}{dt} \right)_{sistema} = 0 \quad (1. a)$$

Onde:

$$M_{sistema} = \int_{M(sistema)} dm = \int_{\Psi(sistema)} \rho d\Psi \quad (1. b)$$

D.3.2 A SEGUNDA LEI DE NEWTON

Para um sistema movendo-se em relação a uma estrutura inercial de referência à segunda lei de Newton afirma que a soma de todas as forças externas atuando sobre o sistema é igual à taxa de variação com o tempo da sua quantidade de movimento linear:

$$\vec{F} = \left. \frac{d\vec{P}}{dt} \right)_{sistema} \quad (2. a)$$

Onde a quantidade de movimento linear P do sistema é dada por:

$$\vec{P}_{sistema} = \int_{M(sistema)} \vec{V} dm = \int_{\Psi(sistema)} \vec{V} \rho d\Psi \quad (2. b)$$

D.3.3 O PRINCÍPIO DA QUANTIDADE DE MOVIMENTO ANGULAR

Este princípio afirma que, para um sistema, a taxa de variação com o tempo da quantidade de movimento angular é igual à soma de todos os torques atuando sobre o sistema:

$$\vec{T} = \left(\frac{d\vec{H}}{dt} \right)_{\text{sistema}} \quad (3.a)$$

Onde a quantidade de movimento angular do sistema é dada por:

$$\vec{H}_{\text{sistema}} = \int_{M(\text{sistema})} \vec{r} \times \vec{V} dm = \int_{\Psi(\text{sistema})} \vec{r} \times \vec{V} \rho d\Psi \quad (3.b)$$

O torque pode ser produzido por forças de superfície e de massa, assim como por eixos que cruzam a fronteira do sistema.

$$\vec{T} = \vec{r} \times \vec{F} + \int_{M(\text{sistema})} \vec{r} \times \vec{g} dm + \vec{T}_{\text{eixo}} \quad (3.c)$$

D.3.4 A PRIMEIRA LEI DA TERMODINÂMICA

A primeira lei da termodinâmica é um enunciado de conservação da energia para um sistema: $\delta Q - \delta W = dE$

Na forma de variação com o tempo, a equação pode ser escrita como:

$$\dot{Q} - \dot{W} = \left(\frac{dE}{dt} \right)_{\text{sistema}} \quad (4.a)$$

Onde a energia total do sistema é dada por:

$$E_{sistema} = \int_{M(sistema)} e dm = \int_{\Psi(sistema)} e \rho dV \quad (4. b)$$

e

$$e = u + \frac{V^2}{2} + gz \quad (4. c)$$

Na equação (4.a), Q (taxa de transferência de calor) é positiva quando o calor é adicionado ao sistema pelo meio ambiente ao seu redor; W (taxa de trabalho) é positiva quando o trabalho é realizado pelo sistema sobre o meio ambiente. Na equação (4.c), u é a energia interna específica; V é a velocidade e z a altura relativa a uma referência conveniente de uma partícula de substância de massa dm .

D.3.5 A SEGUNDA LEI DA TERMODINÂMICA

Se uma quantidade de calor δQ for transferida para um sistema, a temperatura T , a segunda lei da termodinâmica estabelece que a variação de entropia dS do sistema é dada por:

$$dS \geq \frac{\delta Q}{T}$$

Numa base de taxa, podemos escrever:

$$\left(\frac{dS}{dt} \right)_{sistema} \geq \frac{1}{T} \dot{Q} \quad (5. a)$$

Onde a entropia total do sistema é dada por:

$$S_{sistema} = \int_{M(sistema)} s dm = \int_{\Psi(sistema)} s \rho dV \quad (5. b)$$

D.3.6 FORMULAÇÃO PARA VOLUME DE CONTROLE

As equações acima são básicas para um sistema. Escrevendo-as numa base de taxa, cada equação envolve a derivada em relação ao tempo de uma propriedade extensiva do sistema (a massa total, a quantidade de movimento linear, a quantidade de movimento angular, a energia, ou a entropia do sistema). A fim de desenvolver a formulação para volume de controle de cada lei básica partindo da formulação para sistema, usaremos o símbolo N para designar qualquer propriedade extensiva do sistema. A propriedade intensiva correspondente (propriedade extensiva por unidade de massa) será designada por η . Assim,

$$N_{sistema} = \int_{M(sistema)} \eta dm = \int_{\Psi(sistema)} \eta \rho dV \quad (6)$$

Comparando a equação 6 com as equações 1.b, 2.b, 3.b, 4.b e 5.b, constata-se que:

$N = M,$	então	$\eta = 1$
$N = \vec{P},$	então	$\eta = \vec{V}$
$N = \vec{H},$	então	$\eta = \vec{r} \times \vec{V}$
$N = E,$	então	$\eta = e$
$N = S,$	então	$\eta = s$

A tarefa principal ao passar-se do sistema para o volume de controle é expressar a taxa de variação da propriedade extensiva arbitrária N para um sistema, em termos de variações desta propriedade associadas com o volume de controle. Como a massa cruza a fronteira do volume de controle, as variações com o tempo da propriedade N , associada ao volume de controle, envolvem o fluxo de massa e as propriedades que a massa conduz por convecção. Um modo conveniente de computar o fluxo de massa é utilizar um processo de limite envolvendo um sistema e um volume de controle que coincidam em certo instante. As quantidades de fluxo em regiões de superposição e naquelas envolvendo o volume de controle são, então,

formuladas de forma aproximada, e o processo de limite é aplicado para obter resultados exatos. A equação final relaciona a taxa de variação da propriedade extensiva arbitrária N para um sistema, com as variações temporais dessa propriedade associadas com o volume de controle.

D.4 INTERPRETAÇÃO FÍSICA⁸

Resumindo algumas escritas, deduz-se a equação 7, a seguir, cuja dedução visa atender o objetivo de obter uma relação geral entre a taxa de variação de qualquer propriedade extensiva arbitrária N de um sistema, e as variações dessa propriedade associadas com o volume de controle. A principal razão para deduzi-la é reduzir o algebrismo necessário à obtenção das formulações para volume de controle das equações básicas. Uma vez que a forma de trabalho de cada uma das equações básicas para aplicação a volumes de controle é desenvolvida a partir da equação 7, considera-se essa equação como "básica" e é escrita de forma a ressaltar a sua importância:

$$\left. \frac{dN}{dt} \right)_{\text{sistema}} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} \eta \rho dV + \int_{SC} (\eta \rho) \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (7)$$

É importante lembrar que na dedução da equação 7 o processo de limite (tomando o limite como $\Delta t \rightarrow 0$) garante a validade da relação no instante em que o sistema e o volume de controle coincidem. Ao utilizar a equação 7 na passagem das formulações das leis básicas aplicadas ao sistema para as formulações aplicadas ao volume de controle, reconhece-se que ela relaciona a taxa de variação de qualquer propriedade extensiva N do sistema, com variações dessa propriedade associadas com o volume de controle no instante em que o sistema e o volume de controle coincidem. Isto é verdade, pois, quando $\Delta t \rightarrow 0$, o sistema e o volume de controle ocupam o mesmo volume e têm as mesmas fronteiras.

⁸ A equação 7 foi deduzida para um volume de controle fixo no espaço relativamente às coordenadas xyz . Para o caso de um volume de controle deformável, cuja forma varia com o tempo, a equação 7 pode ser aplicada, desde que a velocidade V na integral do fluxo seja medida em relação à superfície de controle local através da qual o fluxo ocorre.

Antes de se empregar a equação 7 para desenvolver as formulações para o volume de controle das leis básicas, deve ser certificado o entendimento de cada um dos termos e símbolos nas equações:

$\left. \frac{dN}{dt} \right)_{\text{sistema}}$	É a taxa de variação total de qualquer propriedade extensiva arbitrária do sistema.
$\frac{\partial}{\partial x} \int_{VC} \eta \rho dV$	<p>É a taxa de variação com o tempo da propriedade extensiva arbitrária N dentro do volume de controle.</p> <p>: η é a propriedade intensiva correspondente a N; $\eta = N$ por unidade de massa.</p> <p>: ρdV é um elemento de massa contido no volume de controle.</p> <p>: $\int_{VC} \eta \rho dV$ é a quantidade total da propriedade extensiva N contida no volume de controle.</p>
$\int_{SC} (\eta \rho) \vec{V} \cdot d\vec{A}$	<p>É a taxa líquida de fluxo da propriedade extensiva N através da superfície de controle.</p> <p>: $\rho V \cdot dA$ é a taxa de fluxo através do elemento de área dA.</p> <p>: $\eta \rho V \cdot dA$ é a taxa de fluxo da propriedade extensiva N através da área dA.</p>

Um comentário adicional sobre a equação 7 deve ser feito. A velocidade V é medida em relação à superfície do volume de controle. Ao desenvolver a equação 7, considerou-se um volume de controle fixo em relação às coordenadas de referência x , y e z . Uma vez que o campo de velocidade foi especificado com relação às mesmas coordenadas, decorre que a velocidade V é medida em relação ao volume de controle.

Ressalta-se ainda esse ponto na dedução da formulação de volume de controle de cada uma das leis básicas. Em cada caso, começa-se com a formulação familiar de sistema e usa-se a equação 7 para relacionar derivadas do sistema a taxas de variações com o tempo, associadas com um volume de controle fixo, no instante em que o sistema e o volume de controle coincidem.

D.4.1 CONSERVAÇÃO DE MASSA

O primeiro princípio físico ao qual se aplica a relação entre as formulações de sistema e de volume de controle é a conservação de massa. A intuitiva é que massa não pode ser criada nem destruída; se a vazão em massa para dentro de um volume de controle excede àquela que sai, a massa acumular-se-á dentro do VC.

Deve-se lembrar que a conservação de massa declara, simplesmente, que a massa em um sistema é constante:

$$\left(\frac{dM}{dt}\right)_{sistema} = 0 \quad (1. a)$$

Onde:

$$M_{sistema} = \int_{M(sistema)} dm = \int_{\Psi(sistema)} \rho dV \quad (1. b)$$

As formulações de sistema e de volume de controle são relacionadas pela equação 7:

$$\left(\frac{dN}{dt}\right)_{sistema} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} \eta \rho dV + \int_{SC} (\eta \rho) \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (7)$$

Onde:

$$N_{sistema} = \int_{M(sistema)} \eta dm = \int_{\Psi(sistema)} \eta \rho dV \quad (6)$$

Para deduzir a formulação de volume de controle da conservação de massa, estabelece-se: $N = M$ e $\eta = 1$

Com esta substituição, obtém-se::

$$\left(\frac{dM}{dt}\right)_{sistema} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} \rho dV + \int_{SC} \rho \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (8)$$

Comparando as equações 1.a e 8, chega-se à formulação de volume de controle da conservação de massa:

$$0 = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} \rho dV + \int_{SC} \rho \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (9)$$

Na equação 9, o primeiro termo representa a taxa de variação de massa dentro do volume de controle; o segundo termo representa a taxa de fluxo de massa ou vazão em massa através da superfície de controle. A conservação de massa exige que a soma da taxa de variação de massa dentro do volume de controle, com a taxa líquida de fluxo de massa através da superfície de controle, seja nula. Enfatizamos que a velocidade V na equação 9 é medida em relação à superfície de controle. Além disso, o produto $\rho V \cdot dA$ é escalar. O sinal depende do sentido do vetor velocidade V em relação ao vetor área dA . Referindo-nos novamente à dedução da equação 7, vemos que o produto escalar $\rho V \cdot dA$ é positivo quando o fluxo é para fora através da superfície de controle, negativo quando o fluxo é para dentro e nulo quando é tangente à superfície de controle.

Casos especiais – Em casos especiais é possível simplificar a equação 9. Considere, em primeiro lugar, o caso do escoamento incompressível no qual a massa específica permanece constante. Quando ρ é uma constante, não é função do espaço nem do tempo. Conseqüentemente, para escoamento incompressível, a equação 9 pode ser escrita como:

$$0 = \rho \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} dV + \rho \int_{SC} \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (10.a)$$

A integral de dV em todo o volume de controle é simplesmente o volume do volume de controle. Assim, dividindo por ρ , escrevemos a equação 10.a como:

$$0 = \frac{\partial V}{\partial t} + \int_{SC} \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (10.b)$$

Para um volume de controle não deformável, isto é, um volume de controle de forma e tamanho fixos, $V = \text{constante}$. A conservação de massa para escoamento incompressível através de um volume de controle fixo torna-se:

$$0 = \int_{SC} \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (10.b)$$

Note que não se faz suposição de o escoamento ser permanente ao reduzir a equação 9 à forma da equação 10.c. Impõe-se, apenas, a restrição de escoamento incompressível. Assim, a equação 10.c é uma expressão da conservação de massa para um escoamento incompressível que pode ser permanente ou transiente.

As dimensões do integrando na equação 4.14c são L^3/t . A integral $V \cdot dA$ sobre uma seção da superfície de controle é comumente chamada de taxa de fluxo de volume ou vazão em volume. Assim, para escoamento incompressível, a vazão em volume para dentro de um volume de controle deve ser igual à vazão em volume para fora do volume de controle. A vazão em volume Q através de uma seção de uma superfície de controle de área A é dada por:

$$Q = \int_A \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (11.a)$$

A magnitude da velocidade média \bar{V} , em uma seção é definida por:

$$\bar{V} = \frac{Q}{A} = \frac{1}{A} \int_A \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (11.b)$$

Considerando, agora, o caso geral de escoamento permanente compressível. Uma vez que o escoamento é permanente significa que, no máximo $\rho = \rho(x,y,z)$. Por definição, nenhuma das propriedades do fluido varia com o tempo num escoamento permanente. Conseqüentemente, o primeiro termo da equação 9 deve ser zero e, assim, para escoamento permanente, o enunciado da conservação de massa reduz-

se a:
$$0 = \int_{SC} \rho \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (12)$$

Então, para escoamento permanente, a vazão em massa para dentro do volume de controle deve ser igual à vazão em massa para fora do volume de controle.

Na discussão sobre campos de velocidade para fluidos em movimento, a idealização de escoamento uniforme em uma seção fornece, freqüentemente, um modelo matemático adequado do escoamento. Escoamento uniforme numa seção implica velocidade constante através de toda a área da seção. Quando a massa específica também é constante numa seção, a integral da vazão em massa na equação 9 pode ser substituída por um produto. Então, quando se supõe escoamento uniforme numa seção n :

$$\int_A \rho \vec{V} \cdot d\vec{A} = \rho_n \vec{V}_n \cdot d\vec{A}_n$$

Ou usando grandezas escalares:

$$\int_A \rho \vec{V} \cdot d\vec{A} = \pm |\rho_n \vec{V}_n \cdot d\vec{A}_n \cos \alpha|$$

Nota-se de novo que quando $\rho V \cdot dA$ é negativo, a massa esco para dentro através da superfície de controle. A massa esco para fora em regiões onde $\rho V \cdot dA$ é positivo. Esse fato fornece uma verificação rápida dos sinais dos diversos termos de fluxo numa análise.

A escolha mais simples da superfície de controle é aquela normal ao vetor velocidade de forma que $\cos(\alpha) = \pm 1$.

D.4.2 EQUAÇÃO DA QUANTIDADE DE MOVIMENTO PARA UM VOLUME DE CONTROLE INERCIAL

Deseja-se desenvolver uma formulação matemática da segunda lei de Newton adequada para um volume de controle. Nesta seção, a dedução ficará restrita a um volume de controle inercial, fixo no espaço em relação a um sistema de coordenadas xyz que não está se acelerando em relação a uma referência estacionária XYZ .

Na dedução da formulação de volume de controle da segunda lei de Newton, o procedimento é análogo ao procedimento seguido na dedução da formulação matemática para a conservação de massa, aplicada a um volume de controle. Começa-se com a formulação matemática para um sistema e, então, empregando a equação 7 para passar a formulação para volume de controle.

Lembrando que a segunda lei de Newton para um sistema que se move em relação a um sistema de coordenadas inerciais foi dada pela equação 2.a como:

$$\vec{F} = \frac{d\vec{P}}{dt}_{sistema} \quad (2. a)$$

Onde a quantidade de movimento linear do sistema dada por:

$$\vec{P}_{sistema} = \int_{M(sistema)} \vec{V} dm = \int_{\Psi(sistema)} \vec{V} \rho d\Psi \quad (2. b)$$

E a força resultante F inclui todas as forças de campo e de superfície atuando sobre o sistema: $\vec{F} = \vec{F}_S + \vec{F}_B$

As formulações para sistema e volume de controle são relacionadas pela equação 7:

$$\left(\frac{dN}{dt}\right)_{sistema} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} \eta \rho dV + \int_{SC} (\eta \rho) \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (7)$$

Para obter a formulação para volume de controle da segunda lei de Newton, estabelece-se: $N = \vec{P}$, e $\eta = \vec{V}$

Da equação 7, com essas substituições, obtém-se:

$$\left(\frac{d\vec{P}}{dt}\right)_{sistema} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} \vec{V} \rho dV + \int_{SC} \vec{V} \rho \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (13)$$

Da equação 2.a, em modo alternado:

$$\left(\frac{d\vec{P}}{dt}\right)_{sistema} = \vec{F}]_{sobre\ o\ sistema} \quad (2.a)$$

Como na dedução da equação 7, o sistema e o volume de controle coincidiam em t_0 , segue-se que:

$$\vec{F}]_{sobre\ o\ sistema} = \vec{F}]_{sobre\ o\ volume\ de\ sistema}$$

Com isso, as equações 2.a e 13 podem ser combinadas, fornecendo a formulação da segunda lei de Newton para um volume de controle não submetido à aceleração:

$$\vec{F} = \vec{F}_S + \vec{F}_B = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} \vec{V} \rho dV + \int_{SC} \vec{V} \rho \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (14)$$

Essa equação estabelece que a soma de todas as forças (de superfície e de campo), atuando sobre um volume de controle não submetido à aceleração, é igual à soma da taxa de variação da quantidade de movimento no interior do volume de controle, com a taxa líquida do fluxo de quantidade de movimento, saindo da superfície de controle.

A dedução da equação da quantidade de movimento para um volume de controle foi

simples. A aplicação dessa equação básica na solução de problemas não será difícil se forem tomados certos cuidados no seu emprego.

Ao utilizar qualquer equação básica para uma análise de volume de controle, o primeiro passo deve ser desenhar as suas fronteiras e designar os sentidos apropriados do sistema de coordenadas. Na equação 14, a força F representa todas as forças atuando sobre o volume de controle. Inclui tanto as de superfície quanto as de campo. Como no caso do diagrama de corpo livre da mecânica básica, todas as forças (e momentos) agindo sobre o volume de controle devem ser mostradas de forma tal que possam ser consideradas sistematicamente na aplicação das equações básicas. Denotando por B as forças de campo, podemos escrever para uma unidade de massa:

$$\vec{F}_B = \int \vec{B} dm = \int_{VC} \vec{B} \rho dV$$

Quando a força da gravidade é a única força de campo atuante, então a força de campo por unidade de massa é g . A força de superfície decorrente da pressão é dada por:

$$\vec{F}_S = \int_A -p d\vec{A}$$

A natureza das forças que atuam sobre o volume de controle influenciará, sem dúvida, na escolha das suas fronteiras.

Todas as velocidades V na equação 4.18 são medidas em relação ao volume de controle. O fluxo da quantidade de movimento $V\rho V \cdot dA$, através de um elemento de área da superfície de controle dA é um vetor. O sinal de o produto escalar $\rho V \cdot dA$ depende do sentido do vetor velocidade V em relação ao vetor área dA . Os sinais dos componentes da velocidade V dependem do sistema de coordenadas escolhido.

A equação da quantidade de movimento é vetorial. Como todas as equações vetoriais, podem ser escritas na forma de três equações componentes escalares. As componentes escalares da equação 14, em relação a um sistema de coordenadas

xyz, são:

$$\vec{F}_x = \vec{F}_{S_x} + \vec{F}_{B_x} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} u \rho dV + \int_{SC} u \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (15. a)$$

$$\vec{F}_y = \vec{F}_{S_y} + \vec{F}_{B_y} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} v \rho dV + \int_{SC} v \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (15. b)$$

$$\vec{F}_z = \vec{F}_{S_z} + \vec{F}_{B_z} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} w \rho dV + \int_{SC} w \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (15. c)$$

Para usar as equações escalares é necessário, de início, escolher um sistema de coordenadas. Os sentidos positivos das componentes da velocidade u , v e w e as componentes das forças F_x , F_y e F_z são então estabelecidos em relação ao sistema de coordenadas selecionado. Como assinalado anteriormente, o sinal do produto escalar $\rho \vec{V} \cdot d\vec{A}$ depende do sentido do vetor velocidade V em relação ao do vetor área dA . Dessa forma, o termo de fluxo da equação 14 ou equação 15 é um produto de duas quantidades que têm, ambas, sinais algébricos. A sugestão é que se proceda em duas etapas para determinar o fluxo da quantidade de movimento através de uma porção qualquer de uma superfície de controle.

1. A primeira etapa é determinar o sinal de $\rho \vec{V} \cdot dA$:

$$\rho \vec{V} \cdot dA = \rho |V dA| \cos \alpha = \pm |\rho V dA \cos \alpha|$$

2. A segunda etapa é determinar o sinal de cada componente da velocidade u , v e w . O sinal, que depende da escolha do sistema de coordenadas, deve ser considerado quando se substituir os valores numéricos nos termos: $u \rho \vec{V} \cdot dA = u \{ \pm |\rho V dA \cos \alpha| \}$, e assim por diante.

D.4.3 A PRIMEIRA LEI DA TERMODINÂMICA

A primeira lei da termodinâmica é um enunciado da conservação da energia. Lembre-se que a sua formulação para um sistema é:

$$\dot{Q} - \dot{W} = \left(\frac{dE}{dt} \right)_{sistema} \quad (4. a)$$

Onde a energia total do sistema é dada por:

$$E_{sistema} = \int_{M(sistema)} e dm = \int_{V(sistema)} e \rho dV \quad (4. b)$$

e

$$e = u + \frac{V^2}{2} + gz \quad (4. c)$$

Na equação 4.a, a taxa de transferência de calor Q é positiva quando calor é adicionado ao sistema pelo meio que o cerca; a taxa de trabalho W é positiva quando o trabalho é realizado pelo sistema sobre o meio que o cerca.

A fim de deduzir a formulação para volume de controle da primeira lei da termodinâmica, estabelece-se:

$$N = E \quad e \quad \eta = e$$

E substitui na equação 7 e obtém-se:

$$\left(\frac{dE}{dt} \right)_{sistema} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} e \rho dV + \int_{SC} \rho e \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (16)$$

Uma vez que o sistema e o volume de controle coincidiam no instante t_0 :

$$[\dot{Q} - \dot{W}]_{sistema} = [\dot{Q} - \dot{W}]_{volume\ de\ controle}$$

Assim, as equações 4.a e 16 fornecem a formulação para volume de controle da primeira lei da termodinâmica:

$$\dot{Q} - \dot{W} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} e \rho dV + \int_{SC} \rho e \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (17)$$

Onde da equação 4.c:

$$e = u + \frac{V^2}{2} + gz \quad (4. c)$$

Nota-se que, para escoamento permanente, o primeiro termo no lado direito da equação 17 é nulo.

É a equação 17 a forma da primeira lei utilizada na termodinâmica? Mesmo para escoamento permanente, a equação 17 não é bem a mesma forma utilizada na aplicação da primeira lei a problemas de volume de controle. Para obter uma formulação adequada e conveniente à solução de problemas, deve-se examinar mais detidamente o termo de trabalho W .

Taxa de trabalho realizado por um volume de controle – o termo W na equação 17 tem um valor numérico positivo quando o trabalho é realizado pelo volume de controle sobre o meio que o cerca. A taxa de trabalho realizado sobre o volume de controle é de sinal oposto ao realizado pelo volume de controle.

A taxa de trabalho realizado pelo volume de controle é convenientemente subdividida em quatro classificações:

$$\dot{W} = \dot{W}_s + \dot{W}_{normal} + \dot{W}_{cisalhamento} + \dot{W}_{outros}$$

Vamos considerá-las separadamente:

- a) Trabalho de Eixo: designa-se o trabalho de eixo por W_s e, assim, a taxa de trabalho transferido para fora através da superfície de controle por trabalho de eixo será W_s .
- b) Trabalho Realizado por Tensões Normais na Superfície de Controle: lembrando-se que o trabalho requer que uma força aja através de uma distância. Então, quando a força F age por uma distância infinitesimal ds , o trabalho realizado é dado por:

$$\delta W = \vec{F} \cdot d\vec{s}$$

Para se obter a taxa em que o trabalho é realizado pela força, divide-se pelo incremento de tempo Δt , e toma-se o limite quando $\Delta t \rightarrow 0$. Assim, a taxa de trabalho realizado pela força F é dada por:

$$\dot{W} = \lim_{\Delta t \rightarrow 0} \frac{\delta W}{\Delta t} = \lim_{\Delta t \rightarrow 0} \frac{\vec{F} \cdot d\vec{s}}{\Delta t} \quad \text{ou} \quad \dot{W} = \vec{F} \cdot \vec{v}$$

A taxa de trabalho realizado sobre um elemento de área dA , da superfície de controle, pelas tensões normais, é dada por:

$$d\vec{F} \cdot \vec{v} = \sigma_{nn} d\vec{A} \cdot \vec{v}$$

Uma vez que o trabalho que sai através das fronteiras do volume de controle é o negativo do trabalho realizado sobre o volume de controle, a taxa total de trabalho para fora do volume de controle, decorrente das tensões normais, é dada por: $\dot{W}_{normal} = - \int_{SC} \sigma_{nn} d\vec{A} \cdot \vec{v} = - \int_{SC} \sigma_{nn} \vec{v} \cdot d\vec{A}$

c) Trabalho Realizado por Tensões de Cisalhamento na Superfície de Controle: assim, como o trabalho é realizado pelas tensões normais nas fronteiras do volume de controle, também pode ser realizado pelas tensões de cisalhamento.

A força de cisalhamento atuando sobre um elemento de área da superfície de controle é dada por: $d\vec{F} = \vec{\tau} dA$

Onde o vetor tensão de cisalhamento τ é a tensão de cisalhamento que atua no plano de dA .

A taxa de trabalho realizado sobre toda a superfície de controle pelas tensões de cisalhamento é dada por:

$$\int_{SC} \vec{\tau} dA \cdot \vec{V} = \int_{SC} \vec{\tau} \cdot \vec{V} dA$$

Uma vez que o trabalho que sai através das fronteiras do volume de controle é o negativo do trabalho realizado sobre o volume de controle, então, a taxa total de trabalho para fora do volume de controle, decorrente das tensões de cisalhamento, é dada por: $\dot{W}_{\text{cisalhamento}} = - \int_{SC} \vec{\tau} \cdot \vec{V} dA$

Essa integral é mais bem expressa com três termos:

$$\begin{aligned} \dot{W}_{\text{cisalhamento}} &= - \int_{SC} \vec{\tau} \cdot \vec{V} dA \\ &= - \int_{SC} \vec{\tau} \cdot \vec{V} dA - \int_{A(\text{superfície sólida})} \vec{\tau} \cdot \vec{V} dA \\ &= - \int_{A(\text{aberturas})} \vec{\tau} \cdot \vec{V} dA \end{aligned}$$

Já foi levado em conta o primeiro termo, visto que foi incluído \dot{W}_s anteriormente. Em superfícies sólidas $V = 0$ de modo que o segundo termo é nulo (para um volume de controle fixo). Então:

$$\dot{W}_{\text{cisalhamento}} = - \int_{A(\text{aberturas})} \vec{\tau} \cdot \vec{V} dA$$

Esse último termo pode ser feito nulo pela escolha apropriada das superfícies de controle. Se for escolhida uma superfície de controle que corte cada passagem perpendicularmente ao escoamento, então dA é paralelo a V . Uma vez que τ está no plano de dA , segue-se que τ é perpendicular a V . Assim, para uma superfície de controle perpendicular a V :

$$\vec{\tau} \cdot \vec{V} = 0 \quad \text{e} \quad \dot{W}_{\text{cisalhamento}} = 0$$

- d) Outros Trabalhos: energia elétrica poderia ser acrescentada ao volume de controle. Também energia eletromagnética, por exemplo, em feixes de radar ou de laser, poderia ser absorvida. Na maioria dos problemas, tais contribuições estarão ausentes, mas deve-se anotá-las na formulação geral.

Com a determinação de todos os termos de W , obtém-se:

$$\dot{W} = \dot{W}_s - \int_{SC} \sigma_{nn} \vec{V} \cdot d\vec{A} + \dot{W}_{cisalhamento} + \dot{W}_{outros} \quad (18)$$

Equação do volume de controle – substituindo a expressão para W da equação 18 na equação 17, obtém-se:

$$\dot{Q} - \dot{W}_s + \int_{SC} \sigma_{nn} \vec{V} \cdot d\vec{A} - \dot{W}_{cisalhamento} - \dot{W}_{outros} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} e \rho dV + \int_{SC} \rho e \vec{V} \cdot d\vec{A}$$

Rearranjando essa equação, obtém-se:

$$\dot{Q} - \dot{W}_s - \dot{W}_{cisalhamento} - \dot{W}_{outros} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} e \rho dV + \int_{SC} \rho e \vec{V} \cdot d\vec{A} - \int_{SC} \sigma_{nn} \vec{V} \cdot d\vec{A}$$

Como $\rho = 1/v$, onde v é o volume específico, segue-se que:

$$\int_{SC} \sigma_{nn} \vec{V} \cdot d\vec{A} = \int_{SC} \sigma_{nn} v \rho \vec{V} \cdot d\vec{A}$$

Por conseguinte:

$$\dot{Q} - \dot{W}_s - \dot{W}_{cisalhamento} - \dot{W}_{outros} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} e \rho dV + \int_{SC} (e - \sigma_{nn} v) \rho \vec{V} \cdot d\vec{A}$$

Os efeitos viscosos podem fazer a tensão normal σ_{nn} diferente do negativo da pressão termodinâmica $-p$. Contudo, para a maioria dos escoamentos de interesse

comum da engenharia $\sigma_{nn} = -p$. Então:

$$\dot{Q} - \dot{W}_s - \dot{W}_{\text{cisalhamento}} - \dot{W}_{\text{outros}} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} e \rho dV + \int_{SC} (e + pv) \rho \vec{V} \cdot d\vec{A}$$

Finalmente, substituindo $e = u + V^2/2 + gz$ no último termo, obtém-se a forma familiar da formulação da primeira lei para um volume de controle:

$$\begin{aligned} \dot{Q} - \dot{W}_s - \dot{W}_{\text{cisalhamento}} - \dot{W}_{\text{outros}} = \\ = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} e \rho dV + \int_{SC} \left(u + pv + \frac{V^2}{2} + gz \right) \rho \vec{V} \cdot d\vec{A} \end{aligned} \quad (19)$$

Cada termo de trabalho na equação 19 representa a taxa de trabalho realizado pelo volume de controle sobre o meio a sua volta.

D.4.4 A SEGUNDA LEI DA TERMODINÂMICA

Lembrando que a formulação da segunda lei para um sistema é:

$$\left(\frac{dS}{dt} \right)_{\text{sistema}} \geq \frac{1}{T} \dot{Q} \quad (5. a)$$

Onde a entropia total do sistema é dada por:

$$S_{\text{sistema}} = \int_{M(\text{sistema})} s dm = \int_{\Psi(\text{sistema})} s \rho dV \quad (5. b)$$

Para deduzir a formulação para volume de controle da segunda lei da termodinâmica, estabelece-se:

$$N = S \quad \text{e} \quad \eta = s$$

Na equação 7, obtém-se:

$$\left(\frac{dS}{dt}\right)_{sistema} = \frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} s\rho dV + \int_{SC} s\rho \vec{V} \cdot d\vec{A} \quad (20)$$

O sistema e o volume de controle coincidem em t_0 . Logo, na equação 5.a:

$$\left(\frac{1}{T}\dot{Q}\right)_{sistema} = \left(\frac{1}{T}\dot{Q}\right)_{VC} = \int_{SC} \frac{1}{T} \left(\frac{\dot{Q}}{A}\right) dA \quad (5.a)$$

Assim, as equações 5.a e 20 fornecem a formulação para volume de controle da segunda lei da termodinâmica:

$$\frac{\partial}{\partial t} \int_{VC} s\rho dV + \int_{SC} s\rho \vec{V} \cdot d\vec{A} \geq \int_{SC} \frac{1}{T} \left(\frac{\dot{Q}}{A}\right) dA \quad (21)$$

Na equação 21, o termo (\dot{Q}/A) representa o fluxo de calor por unidade de área entrando no volume de controle através do elemento de área dA . Para avaliar o termo: $\int_{SC} \frac{1}{T} \left(\frac{\dot{Q}}{A}\right) dA$

Tanto o fluxo local de calor (Q/A) quanto à temperatura local T devem ser conhecidos para cada elemento de área da superfície de controle. (FOX; MCDONALD, 2001).

ANEXO E – ALGORITMO DE EXTENSÃO DE SIMULAÇÃO

```
%Simulação com variação de parâmetros
%Definição das condições iniciais para a resolução dos sistema EqDif
global C alpha ts A B a offset X

% variáveis de análise
% 1 - Tempo de retardo de propagação
trp = 0.067
% 2 - Tamanho do pacote em bytes
tpb = 1100.0
% 3 - Largura de Banda em Mbps
lbm = 2.0

% variação de parâmetros combinados
% matriz de testes em linha TRP[1 3];TPB[1 3];LBM[1 5]
TRP = [0.067 0.2 0.358];
TPB = [84 500 1500 3000];
LBM =[0.25 0.5 2 5 15]
for jj=1:4
    for kk=1:5
        for ii = 1:3
            trp= TRP(ii);
            tpb= TPB(jj);
            lbm=LBM(kk);
            C = lbm*1024.0*1024.0/(tpb*8); % C = Pacotes de bits/seg
                                           % roteador trata pacotes
                                           % com tamanho 500 bytes
            alpha = 0.0001; % fator de ponderação em média exponencial
            ts = 1.0/C; % tempo de processamento do pacote de bits
            for i=1:42
                a(i) = trp; % retardo de propagação
            end

            % Eq. Dif para estimar o tamanho médio da fila
            A = log((1.0-alpha))/ts;
            B = -1.0*A;
            X0 = zeros(42,1);
            X0(1) = 0.0; % define o comprimento médio da fila para t=0
            X0(2) = 0.0; % define o comprimento inicial instantâneo da
            fila para t=0
            offset=2;
            for i=1:40
                X0(i+offset) = 1.0;
            end
            % Resolve a Eq. Dif usando ode23 em
            % um intervalo de tempo determinado
            t0=0;
            if lbm<2
                tf=380.0;%/lbm;
            else
                tf=380.0;
            end;
            [t,X] = ode23('vdpol2', [t0 tf], X0)
            subplot(2,3,[1;3])
```

```

[AX,X]= plotyy(t,X(:,[1 2]),t,X(:,3))
set(X(1),'LineStyle','--')
set(X(2),'LineStyle','-.')
xlabel ('tempo [s]')
set(get(AX(1),'Ylabel'),'String','Pacotes')
set(get(AX(2),'Ylabel'),'String','% ocup. buffer saída')

% Exposição dos parâmetros de comparação
ttrp = ['Tempo de retardo de propagação: ' ,
num2str(trp, '%5.3f')]
ttpb = ['Tamanho do pacote em bytes: ', num2str(tpb, '%5.0f')]
tlbm = ['Largura de Banda em Mbps: ', num2str(lbm, '%5.2f')]
title ('W(t), x(t), q(t) - Análise da fila de tráfego entre
dois Roteadores')
h=legend('q(t)', 'x(t)', 'W(t)', '0', '0', '0')
set(h,'String',{'Tam. Médio da Fila (pacotes)', 'Fila (q(t))
(pacotes)', 'Janela congestionamento(W(t)) - %'})

%*****
% Definição das condições iniciais para a simulação com
variação de fluxo
global C alpha ts A B a offset X
C = lbm*1024.0*1024.0/(tpb*8); % in unit of packet per second
alpha = 0.0001; % weighting factor in exponential average
ts = 1.0/C; % time step size
for i=1:42
    a(i) = trp; % retardo de propagação
end
% Equação diferencial para estimar o tamanho médio da fila
A = log((1.0-alpha))/ts;
B = -1.0*A;
X0 = zeros(42,1);
X0(1) = 0.0; % set average queue length = 0 at time t=0
X0(2) = 0.0; % set instantenous queue length = 0.0 at time
t=0

offset=2;
for i=1:40
    X0(i+offset) = 1.0;
end
% solve the DE using ode23 over some time interval
t0=0;
tf=75.0;
if lbm<2
    tf=80.0;%/lbm;
else
    tf=80.0;
end;
[t,X] = ode23('vdpol3', [t0 tf], X0);
% get the dimension of X
[row1,col1] = size(t);
X0(1) = X(row1,1);
X0(2) = X(row1,2);
% let the first 20 flows go down
for i=1:40
    X0(i+offset) = 0.0;
end
for i=21:40
    X0(i+offset) = X(row1,i+offset);
end
t0=75.0;
if lbm<2

```

```

        t0=75.0;%/lbm;
    else
        t0=75.0;
    end;
    tf=300.0;
    if lbm<2
        tf=300.0;%/lbm;
    else
        tf=300.0;
    end;
    [t1,X1] = ode23('vdpol3',[t0 tf], X0);
    % get the dimension of X1
    [row1,col1] = size(t1);
    X0(1) = X1(row1,1);
    X0(2) = X1(row1,2);
    % let the first 20 flows come back up
    for i=1:20
        X0(i+offset) = 1.0;
    end
    for i=21:40
        X0(i+offset) = X1(row1,i+offset);
    end
    t0=300.0;
    if lbm<2
        t0=300.0;%/lbm;
    else
        t0=300.0;
    end;
    tf=380.0;
    if lbm<2
        tf=380.0 % /lbm;
    else
        tf=380.0;
    end;
    [t2,X2] = ode23('vdpol3',[t0 tf], X0);
    ft=[t;t1;t2];
    fX=[X;X1;X2];
    %plot(ft, fX)
    subplot(2,3,[4:6])
    [AX,X]= plotyy(ft,fX(:,[1 2]),ft,fX(:,3))
    set(X(1),'LineStyle','--')
    set(X(2),'LineStyle','-.')
    linleg = strcat(ttpb,' / ',tlbm,' / ',ttrp)
    xlabel ({'tempo [s]';linleg})
    set(get(AX(1),'Ylabel'),'String','Pacotes')
    set(get(AX(2),'Ylabel'),'String','% ocup. buffer saida')
    title ('W(t), x(t), q(t) - Análise da fila de tráfego entre
dois Roteadores com variação de fluxo (abaixo)')
    h=legend('q(t)', 'x(t)', 'W(t)')
    set(h,'String',{'Tam. Médio da Fila (pacotes)', 'Fila (q(t))
(pacotes)', 'Janela congestionamento (W(t)) - %'})

    end;
end;
end;

```

Livros Grátis

(<http://www.livrosgratis.com.br>)

Milhares de Livros para Download:

[Baixar livros de Administração](#)

[Baixar livros de Agronomia](#)

[Baixar livros de Arquitetura](#)

[Baixar livros de Artes](#)

[Baixar livros de Astronomia](#)

[Baixar livros de Biologia Geral](#)

[Baixar livros de Ciência da Computação](#)

[Baixar livros de Ciência da Informação](#)

[Baixar livros de Ciência Política](#)

[Baixar livros de Ciências da Saúde](#)

[Baixar livros de Comunicação](#)

[Baixar livros do Conselho Nacional de Educação - CNE](#)

[Baixar livros de Defesa civil](#)

[Baixar livros de Direito](#)

[Baixar livros de Direitos humanos](#)

[Baixar livros de Economia](#)

[Baixar livros de Economia Doméstica](#)

[Baixar livros de Educação](#)

[Baixar livros de Educação - Trânsito](#)

[Baixar livros de Educação Física](#)

[Baixar livros de Engenharia Aeroespacial](#)

[Baixar livros de Farmácia](#)

[Baixar livros de Filosofia](#)

[Baixar livros de Física](#)

[Baixar livros de Geociências](#)

[Baixar livros de Geografia](#)

[Baixar livros de História](#)

[Baixar livros de Línguas](#)

[Baixar livros de Literatura](#)
[Baixar livros de Literatura de Cordel](#)
[Baixar livros de Literatura Infantil](#)
[Baixar livros de Matemática](#)
[Baixar livros de Medicina](#)
[Baixar livros de Medicina Veterinária](#)
[Baixar livros de Meio Ambiente](#)
[Baixar livros de Meteorologia](#)
[Baixar Monografias e TCC](#)
[Baixar livros Multidisciplinar](#)
[Baixar livros de Música](#)
[Baixar livros de Psicologia](#)
[Baixar livros de Química](#)
[Baixar livros de Saúde Coletiva](#)
[Baixar livros de Serviço Social](#)
[Baixar livros de Sociologia](#)
[Baixar livros de Teologia](#)
[Baixar livros de Trabalho](#)
[Baixar livros de Turismo](#)