

Universidade Estadual de Campinas - UNICAMP  
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação

**Armazenadores Ópticos  
com Preenchimento de Vazios**

**Autor: Jefferson Umebara Pelegrini**  
**Orientador: Prof. Dr. Helio Waldman**

**Tese de Mestrado** apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação como parte dos requisitos para obtenção do título de Mestre em Engenharia Elétrica. Área de concentração: **Telecomunicações e Telemática.**

Banca Examinadora

Prof. Dr. Helio Waldman ..... DECOM/FEEC/UNICAMP  
Prof. Dr. Paulo Cardieri ..... DECOM/FEEC/UNICAMP  
Prof. Dr. Akebo Yamakami ..... DT/FEEC/UNICAMP  
Prof. Dr. Moisés Renato Nunes Ribeiro ..... DEE/UFES

**25 de fevereiro de 2005**  
**Campinas, SP - Brasil**

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA  
BIBLIOTECA DA ÁREA DE ENGENHARIA - BAE - UNICAMP

M739e Pelegrini, Jefferson Umebara  
Armazenadores ópticos com preenchimento de vazios /  
Jefferson Umebara Pelegrini. --Campinas, SP: [s.n.], 2005.

Orientador: Helio Waldman  
Dissertação (Mestrado) - Universidade Estadual de  
Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de  
Computação.

1. Comunicações óticas. 2. Fibras óticas. 3. Comutação  
de pacotes (Transmissão de dados). 4. Garantia de qualidade.  
5. Estratégia. I. Waldman, Helio. II. Universidade Estadual  
de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de  
Computação. III. Título.

Titulo em Inglês: Optical buffers with void filling.

Palavras-chave em Inglês: Optical Communications, Optical fibers, Packet switching (Data transmission), Quality of service e Strategy

Área de concentração: Telecomunicações e Telemática

Titulação: Mestre em Engenharia Elétrica

Banca examinadora: Paulo Cardieri, Akebo Yamakami e Moisés Renato Nunes Ribeiro.

Data da defesa: 25/02/2005

# Resumo

**Referência bibliográfica:** *Pelegri, J. U. Armazenadores Ópticos com Preenchimento de Vazios. 2005. Dissertação (Engenharia Elétrica) - Universidade Estadual de Campinas.*

As redes de pacotes empregam, em seus nós roteadores, armazenadores que são responsáveis pela retenção dos pacotes ingressantes enquanto ações de gerência são efetuadas e/ou enquanto o canal de saída está ocupado. No domínio elétrico, as memórias de acesso aleatório (“*RAM - Random Access Memory*”) desempenham a função de retenção, porém, ainda não há um dispositivo óptico similar. O dispositivo que mais se assemelha a um armazenador óptico consiste de um grupo de fibras ópticas de tamanhos diferentes e é capaz de reter um pacote durante tempos fixos, dados pelo tempo que os pacotes levam para atravessar suas fibras ópticas de atraso. Como os pacotes só podem ser retidos por tempos discretos, haverá a criação de vazios entre os pacotes alojados no armazenador. Este trabalho apresenta um estudo sobre o desempenho de armazenadores ópticos com preenchimento de vazios, ou seja, que tentam utilizar esses vazios criados para a alocação de novos pacotes ingressantes, em redes ópticas assíncronas que efetuam comutação de pacotes de tamanho variável. O desempenho das políticas de preenchimento de vazios será comparado com o desempenho da política FIFO (“*First In, First Out*”). Adicionalmente, será estudado o dimensionamento das fibras ópticas de atraso do armazenador óptico e será proposto um mecanismo de Qualidade de Serviço baseado em classificação dos pacotes e que usa preenchimento de vazios.

**Palavras-chave** Armazenadores Ópticos, Redes de Pacotes Ópticos, Preenchimento de Vazios, Qualidade de Serviço.





# Abstract

**Bibliography:** *Pelegriani, J. U. Optical Buffer with Void Filling. 2005. Master thesis (Electrical Engineering) - State University of Campinas.*

Packet-switched networks employ, in their routing nodes, buffers that store incoming packets while control actions are taking place and/or the output channel is busy. In the electric domain, random access memories (*RAM*) perform the storage function but, due to technological limitations, there are no similar devices in the optical domain. The device that most resembles a optical buffer consists of a set of fiber delay lines with different lengths. Each of its fibers can delay a packet for a fixed time, given by the time spent by the packet to cross it. As the packets can suffer only discrete delays, voids will be created inside the buffer. This work evaluates the performance of optical buffers running void filling in asynchronous optical packet-switched networks with variable length packets. The void filling policies' performance will be compared with the performance of FIFO discipline. Additionally, dimensioning aspects and a QoS implementation proposal based on packet discrimination will be studied.

**Keywords** Optical Buffers, Optical Networks, Void Filling, Quality of Service (QoS).



# Sumário

Resumo	i
Abstract	iii
Sumário	v
Lista de Figuras	vii
Lista de Tabelas	xi
<b>1 Introdução</b>	<b>1</b>
1.1 As Redes de Pacotes . . . . .	3
1.2 Estratégias de Resolução de Contenção de Pacotes . . . . .	4
1.3 Organização do trabalho . . . . .	6
<b>2 O Armazenador de Pacotes Ópticos</b>	<b>7</b>
2.1 Tipos de Armazenador Óptico . . . . .	9
2.2 Descrição do Armazenador Óptico . . . . .	10
2.2.1 Caracterização do tráfego de pacotes . . . . .	13
2.2.2 Políticas de Resolução de Contenção . . . . .	15
2.2.2.1 Fila Ordenada por Ordem de Chegada - <i>FIFO</i> . . . . .	15
2.2.2.2 Preenchimento de vazios . . . . .	16
2.3 Simulador . . . . .	16
2.3.1 Intervalos de confiança . . . . .	18
<b>3 Análise do Desempenho dos Armazenadores Ópticos</b>	<b>21</b>
3.1 Fila Ordenada por Ordem de Chegada - FIFO . . . . .	23
3.2 Preenchimento de Vazios - “ <i>Void Filling</i> ” . . . . .	29
3.2.1 Mínimo Atraso Médio de Pacotes “ <i>Minimum Average Packet Delay</i> ” - MAPD . . . . .	30
3.2.2 Probabilidade Reduzida de Inversão da Ordem dos Pacotes “ <i>Reduced Packet Order Inversion Probability</i> ” - RPOIP . . . . .	37
3.2.3 Fila Ordenada por Ordem de Chegada por Fluxos Per Flow FIFO - PFFIFO . . . . .	44

3.3	Análise Comparativa . . . . .	48
<b>4</b>	<b>Implantação de Diferenciação de Classes Usando Preenchimento de Vazios</b>	<b>53</b>
4.1	Estratégia de QoS baseada na política MAPD . . . . .	56
<b>5</b>	<b>Dimensionamento de Armazenadores Ópticos</b>	<b>63</b>
5.1	Fila Ordenada por Ordem de Chegada - FIFO . . . . .	66
5.2	Preenchimento de Vazios . . . . .	70
5.2.1	Política MAPD . . . . .	70
5.2.2	Política RPOIP . . . . .	75
<b>6</b>	<b>Conclusão</b>	<b>79</b>
<b>A</b>	<b>Distribuições de Probabilidade</b>	<b>83</b>
A.1	Distribuição Uniforme . . . . .	83
A.2	Distribuição de Poisson . . . . .	84
A.3	Distribuição Exponencial . . . . .	85
A.4	Distribuição de Pareto . . . . .	86
<b>B</b>	<b>Modelo Analítico do Armazenador Óptico - Política FIFO[11]</b>	<b>89</b>
B.1	Probabilidade de Bloqueio . . . . .	93
B.2	Atraso Médio dos Pacotes . . . . .	93
B.3	Desvio Padrão do Atraso Médio dos Pacotes . . . . .	94
B.4	Derivação das expressões das funções $p_{Z_i}(z)$ , $p_{\tau_{T_i}}(\tau)$ e $p_{\tau_{T_{f_i}}}(\tau)$ e do tempo médio residual $\bar{\tau}_{f_i}$ . . . . .	94
	<b>Referências Bibliográficas</b>	<b>97</b>

# Lista de Figuras

2.1	Esquema de um armazenador composto por fibras ópticas de atraso. . . . .	8
2.2	Exemplo de arquitetura de nó óptico com armazenadores ópticos na entrada e na saída. . . . .	9
2.3	Armazenador óptico: a) sem realimentação, b) com realimentação . . . . .	10
2.4	Esquema de um nó óptico que emprega armazenadores ópticos dedicados. . .	11
2.5	Esquema de um nó óptico que utiliza um armazenador óptico compartilhado.	11
2.6	Esquema detalhado de um armazenador óptico sem realimentação. . . . .	12
2.7	Exemplo de alocação de pacotes que resulta em sobreposição. . . . .	13
2.8	Política FIFO. . . . .	15
2.9	Política de preenchimento de vazios. . . . .	16
3.1	Alocação de um pacote ingressante segundo a política FIFO . . . . .	23
3.2	Fluxograma - Política FIFO . . . . .	24
3.3	Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política FIFO, $\lambda = 0.8$ e diferentes valores de $B$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	25
3.4	Atraso médio dos pacotes. Política FIFO, $\lambda = 0.8$ e diferentes valores de $B$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	25
3.5	Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política FIFO, $\lambda = 0.8$ e diferentes valores de $B$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	26
3.6	Probabilidade de bloqueio de pacotes. Disciplina FIFO, $B = 16$ e diferentes valores de $\lambda$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	28
3.7	Atraso médio dos pacotes. Disciplina FIFO, $B = 16$ e diferentes valores de $\lambda$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	28
3.8	Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Disciplina FIFO, $B = 16$ e diferentes valores de $\lambda$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	29
3.9	Considerações sobre a alocação de um pacote ingressante em um vazio. $\tau$ deve ser menor que $d - D_j$ para que o pacote possa ser alojado no vazio em questão.	30
3.10	Alocação de um pacote ingressante segundo a política MAPD. . . . .	31
3.11	Fluxograma 1 - Política MAPD . . . . .	32
3.12	Fluxograma 2 - Política MAPD . . . . .	33
3.13	Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política MAPD, $\lambda = 0.8$ e diferentes valores de $B$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	34

3.14	Atraso médio dos pacotes. Política MAPD, $\lambda = 0.8$ e diferentes valores de $B$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	34
3.15	Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política MAPD, $\lambda = 0.8$ e diferentes valores de $B$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	35
3.16	Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política MAPD, $\lambda = 0.8$ e diferentes valores de $B$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	35
3.17	Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política MAPD, $B = 16$ e diferentes valores de $\lambda$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	36
3.18	Atraso médio dos pacotes. Política MAPD, $B = 16$ e diferentes valores de $\lambda$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	36
3.19	Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política MAPD, $B = 16$ e diferentes valores de $\lambda$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	37
3.20	Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política MAPD, $B = 16$ e diferentes valores de $\lambda$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	37
3.21	Alocação de um pacote ingressante segundo a política RPOIP. . . . .	38
3.22	Fluxograma 1 - Política RPOIP . . . . .	39
3.23	Fluxograma 2 - Política RPOIP . . . . .	40
3.24	Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política RPOIP, $\lambda = 0.8$ e diferentes valores de $B$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	41
3.25	Atraso médio dos pacotes. Política RPOIP, $\lambda = 0.8$ e diferentes valores de $B$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	41
3.26	Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política RPOIP, $\lambda = 0.8$ e diferentes valores de $B$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	42
3.27	Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política RPOIP, $\lambda = 0.8$ e diferentes valores de $B$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	42
3.28	Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política RPOIP, $B = 16$ e diferentes valores de $\lambda$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	43
3.29	Atraso médio dos pacotes. Política RPOIP, $B = 16$ e diferentes valores de $\lambda$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	43
3.30	Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política RPOIP, $B = 16$ e diferentes valores de $\lambda$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	43
3.31	Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política RPOIP, $B = 16$ e diferentes valores de $\lambda$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	43
3.32	Alocação de um pacote ingressante segundo a política PFFIFO. Cada cor corresponde a um fluxo diferente. . . . .	44
3.33	Fluxograma 1 - Política PFFIFO . . . . .	46
3.34	Fluxograma 2 - Política PFFIFO . . . . .	47
3.35	Valor médio da probabilidade de bloqueio de pacotes. Política PFFIFO, $\lambda = 0.8$ , $B = 16$ e diferentes valores de $N$ . $\bar{\tau} = 1$ . (Exponencial) . . . . .	48
3.36	Valor médio do atraso médio dos pacotes. Política PFFIFO, $\lambda = 0.8$ , $B = 16$ e diferentes valores de $N$ . $\bar{\tau} = 1$ . (Exponencial) . . . . .	48
3.37	Valor médio do desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política PFFIFO, $\lambda = 0.8$ , $B = 16$ e diferentes valores de $N$ . $\bar{\tau} = 1$ . (Exponencial) . . . . .	49

3.38	Valor médio da probabilidade de bloqueio de pacotes. Política PFFIFO, $\lambda = 0.8$ , $B = 16$ e diferentes valores de $N$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . (Pareto) . . . . .	50
3.39	Valor médio do atraso médio dos pacotes. Política PFFIFO, $\lambda = 0.8$ , $B = 16$ e diferentes valores de $N$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . (Pareto) . . . . .	50
3.40	Valor médio do desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política PFFIFO, $\lambda = 0.8$ , $B = 16$ e diferentes valores de $N$ . $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . (Pareto) . . . . .	51
4.1	Fluxograma 1 - Diferenciação de classes. . . . .	58
4.2	Fluxograma 2 - Diferenciação de classes. . . . .	59
4.3	Probabilidade de bloqueio de pacotes. QoS usando preenchimento de vazios. Pacotes de tamanho exponencial. $\bar{\tau} = 1$ . . . . .	60
4.4	Atraso médio dos pacotes. QoS usando preenchimento de vazios. Pacotes de tamanho exponencial. $\bar{\tau} = 1$ . . . . .	60
4.5	Probabilidade de bloqueio de pacotes. QoS usando preenchimento de vazios. Pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	60
4.6	Atraso médio dos pacotes. QoS usando preenchimento de vazios. Pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	60
5.1	Probabilidade de bloqueio dos pacotes. Curvas obtidas para a arquitetura convencional ( $\Delta_i = D$ ) e para a arquitetura otimizada ( $\Delta_i$ RS - Recozimento Simulado). $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	67
5.2	Atraso médio dos pacotes. Curvas obtidas para a arquitetura convencional ( $\Delta_i = D$ ) e para a arquitetura otimizada ( $\Delta_i$ RS - Recozimento Simulado). $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	67
5.3	Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Curvas obtidas para a arquitetura convencional ( $\Delta_i = D$ ) e para a arquitetura otimizada ( $\Delta_i$ RS - Recozimento Simulado). $\bar{\tau} = 1$ e $\alpha = 1, 5$ . . . . .	68
5.4	Incrementos verificados na solução ótima. Pacotes de tamanho exponencial. . . . .	69
5.5	Incrementos verificados na solução ótima. Pacotes de tamanho exponencial. (Zoom) . . . . .	69
5.6	Incrementos verificados na solução ótima. Pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. . . . .	69
5.7	Incrementos verificados na solução ótima. Pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. (Zoom) . . . . .	69
5.8	Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política MAPD, pacotes de tamanhos exponenciais. . . . .	73
5.9	Atraso médio dos pacotes. Política MAPD, pacotes de tamanhos exponenciais. . . . .	73
5.10	Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política MAPD, pacotes de tamanhos exponenciais. . . . .	73
5.11	Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política MAPD, pacotes de tamanhos exponenciais. . . . .	73
5.12	Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política MAPD, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. . . . .	74

---

5.13	Atraso médio dos pacotes. Política MAPD, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. . . . .	74
5.14	Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política MAPD, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. . . . .	74
5.15	Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política MAPD, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. . . . .	74
5.16	Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política RPOIP, pacotes de tamanhos exponenciais. . . . .	75
5.17	Atraso médio dos pacotes. Política RPOIP, pacotes de tamanhos exponenciais.	75
5.18	Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política RPOIP, pacotes de tamanhos exponenciais. . . . .	76
5.19	Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política RPOIP, pacotes de tamanhos exponenciais. . . . .	76
5.20	Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política RPOIP, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. . . . .	76
5.21	Atraso médio dos pacotes. Política RPOIP, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. . . . .	76
5.22	Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política RPOIP, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. . . . .	77
5.23	Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política RPOIP, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. . . . .	77
B.1	Esquema detalhado de um armazenador óptico sem realimentação. . . . .	89



# Lista de Tabelas

- 5.1 Arquiteturas propostas para o dimensionamento ótimo de armazenadores com preenchimento de vazios. . . . . 71
- 5.2 Arquiteturas propostas para o dimensionamento ótimo de armazenadores com preenchimento de vazios (continuação). . . . . 72

# Capítulo 1

## Introdução

A popularização da Internet e a disseminação das redes de computadores têm causado alterações no perfil do tráfego que chega às redes de comunicação. O tráfego de voz tem dado lugar ao crescente tráfego de dados, que expande-se com o número cada vez maior de usuários bem como com o surgimento de novos serviços como, por exemplo, comércio eletrônico, videoconferência e tv digital. Dado este cenário, os operadores das redes de comunicação deparam-se com a necessidade de aumentar a capacidade de transmissão oferecida, para atender à demanda emergente, e de reduzir o custo de seu serviço, tornando-se competitivos dentro de um mercado cada vez mais disputado. Uma alternativa é o investimento na ampliação da infraestrutura instalada, porém, esta alternativa tem-se mostrado onerosa, principalmente quando inclui obras de infra-estrutura como a construção de novos dutos para cabeamento. Uma outra alternativa é a assimilação de novas tecnologias e as redes ópticas têm se mostrado uma boa opção[19].

As redes ópticas possuem uma capacidade de transmissão acentuada e, por isso, passaram a exercer um importante papel dentro das redes de transporte, responsáveis pela transmissão de grandes volumes de informação como, por exemplo, o tráfego de voz transportado por linhas tronco que ligam duas centrais telefônicas de grande porte. Suas fibras ópticas podem ser alocadas nos dutos antes destinados aos cabos metálicos das redes telefônicas antigas, provendo um aumento substancial da capacidade de transmissão através de investimentos de

menor porte. Além disso, existe abundância de silício, fator que torna a matéria-prima para a fabricação das fibras ópticas barata se comparada a outras como, por exemplo, o cobre usado nos cabos metálicos[9].

Introduzidas décadas atrás, as redes ópticas têm evoluído com o passar dos anos, oferecendo capacidades de transmissão cada vez maiores. A utilização de novos tipos de fibras e o desenvolvimento dos amplificadores ópticos possibilitaram enormes avanços em termos de taxa de transferência, flexibilidade e custo. Recentemente, introduziu-se a multiplexação por divisão de comprimento de onda (“*Wavelength Division Multiplexing*” - WDM), o que permitiu alojar vários comprimentos de onda em uma mesma fibra. Além disso, dependendo de como uma rede óptica é projetada, ela pode ser totalmente transparente ao tipo de dado transmitido, ou seja, a transmissão da informação não estará atrelada a fatores como taxa de bits, modulação e codificação.

A comutação de caminhos ópticos tem sido utilizada nas redes ópticas em operação e assemelha-se à comutação de circuitos presente no domínio elétrico. Neste tipo de comutação, um comprimento de onda é reservado em cada enlace pertencente ao caminho óptico correspondente a uma conexão. Caso a rede óptica não consiga efetuar a conversão de comprimentos de onda em seus nós, o comprimento de onda reservado deve ser o mesmo em todos os enlaces atravessados por este caminho. O estabelecimento de caminhos ópticos envolve atividades de roteamento e alocação de comprimento de onda (“*Routing and Wavelength Assignment*” - RWA), sendo um tópico muito estudado e que visa uma melhor utilização dos recursos (comprimentos de onda, por exemplo) disponíveis na rede.

Entretanto, apesar de vários esquemas eficientes para o estabelecimento de caminhos ópticos terem sido elaborados, ainda pode ocorrer a subutilização de recursos: uma vez que um caminho óptico é reservado para um cliente, o mesmo fica indisponível para outros clientes mesmo que a banda de transmissão não esteja sendo utilizada. Seria uma situação semelhante aos períodos de silêncio em uma ligação telefônica: apesar de ambas as partes

não estarem se comunicando, o circuito permanece reservado. Este é um dos motivadores das pesquisas que visam desenvolver uma rede óptica que trabalhe com comutação de pacotes ópticos. A comutação de pacotes é capaz de prover uma melhor utilização da banda, bem como oferecer uma maior flexibilidade no roteamento dos pacotes. Nessas redes, os recursos de transmissão são compartilhados e, desta maneira, podem ser melhor distribuídos entre os diferentes clientes/serviços. Adicionalmente, a implantação de políticas de engenharia de tráfego e qualidade de serviço (*QoS* - “*Quality of Service*”) têm sido estudados, buscando-se reproduzir nas redes ópticas o mesmo nível de serviço oferecido na comutação de circuitos.

## 1.1 As Redes de Pacotes

As redes de pacotes transmitem informações através de unidades denominadas pacotes. Um pacote é composto por um cabeçalho e por sua carga útil: dados, caso seja um pacote de dados, ou informações de gerenciamento, caso seja um pacote de controle. O cabeçalho carrega informações que serão utilizadas pelos nós roteadores nos processos de classificação, encaminhamento e/ou descarte de pacotes. Além disso, também carrega informações específicas dos protocolos usados bem como informações para a detecção e correção de erros.

As redes que efetuam comutação de pacotes são classificadas como redes tipo armazene-e-encaminhe (“*store and forward*”) pois um pacote que ingressa em um de seus nós é armazenado até ser completamente recebido, sofre verificação de erros, tem seu cabeçalho analisado e, depois, é enviado para o próximo nó através do canal de saída definido pelo sistema de gerência[22]. No caso de uma rede de pacotes ópticos, consideraremos por canal de transmissão a tupla {fibra de saída, comprimento de onda}. Dentre as redes de pacotes, a que mais se destaca é a Internet, baseada no protocolo IP (“*Internet Protocol*”). Hoje, o tráfego IP corresponde a uma grande fração de todo o tráfego de dados e isso é reflexo, em grande parte, de sua simplicidade, facilidade de implementação e flexibilidade.

Como dito anteriormente, as redes de pacotes oferecem um número maior de opções para o encaminhamento de seu tráfego, não limitando pacotes de mesma origem/destino a seguirem um mesmo caminho. Vale lembrar que técnicas de engenharia de tráfego podem ser utilizadas visando-se evitar a degradação do serviço pois, em certos momentos, alguns nós podem ficar congestionados devido à chegada de um volume muito grande de pacotes, passando a retardar ou mesmo descartar uma grande quantidade desses pacotes.

## 1.2 Estratégias de Resolução de Contenção de Pacotes

As redes de pacotes possuem a característica de compartilhar seus recursos de transmissão, ou seja, um canal de saída não é reservado para certo cliente e/ou aplicação. Desta maneira, dois ou mais pacotes podem entrar em contenção ao tentarem utilizar um mesmo recurso simultaneamente, porém, apenas um dos pacotes poderá ser atendido por vez. Uma alternativa seria atender um pacote e descartar os demais mas isso resultaria em um serviço de baixa qualidade. Estratégias capazes de reduzir esse descarte excessivo tornam-se necessárias e, no caso específico da implantação de uma possível rede de pacotes ópticos, essa resolução de contenção poderia ser realizada de três maneiras[25]:

1. *Domínio do espaço* - caso o canal de saída para o qual um pacote ingressante foi destinado esteja ocupado, este pacote é encaminhado para um outro canal de saída que esteja livre ao invés de ser descartado. A escolha do canal alternativo depende de uma política pré-estabelecida como, por exemplo, uma política baseada em escolha aleatória ou em uma lista de prioridades. Este procedimento é chamado de roteamento por deflexão e trata-se de uma estratégia de resolução de contenção realizada no domínio do espaço. O uso do roteamento por deflexão é capaz de reduzir o descarte de pacotes, porém, a escolha de rotas alternativas faz com que pacotes de mesma origem e destino gastem tempos diferentes para alcançar seu destino[19, 25] e, possivelmente,

cheguem fora de ordem[25]. Outra desvantagem é o aumento da carga sobre os nós intermediários, decorrente da vinda desse tráfego redirecionado e a redução da vazão média da rede.[19]

2. *Domínio do comprimento de onda* - característica única das redes ópticas capazes de efetuar conversão de comprimento de onda. Quando um pacote ingressa em um nó a partir de um dado comprimento de onda  $\lambda_i$  e este comprimento de onda encontra-se ocupado na fibra de saída para o qual foi destinado, o pacote pode ser convertido para um outro comprimento de onda  $\lambda_j$  que esteja livre ao invés de ser descartado. A escolha de qual comprimento de onda  $\lambda_j$  utilizar também depende de uma política estabelecida previamente, como no caso do roteamento por deflexão.
3. *Domínio do tempo* - essa estratégia é executada utilizando-se armazenadores. O pacote em contenção é retido em um armazenador por um dado período de tempo até que o canal de saída para onde foi destinado fique livre e, então, possa ser transmitido. A escolha de qual dos pacotes armazenados será o próximo a ser transmitido dependerá de uma política pré-estabelecida. Dentre as políticas existentes, podemos citar a política FIFO (“*First In First Out*”). Alguns projetos já buscaram a implementação de nós com armazenadores ópticos e, dentre eles, pode-se citar o projeto RACE ATMOS e o projeto ACTS KEOPS[10].

Essas estratégias exploram a resolução de contenção em diferentes domínios e podem ser utilizadas em conjunto. Este trabalho explorará apenas a resolução de contenção no domínio do tempo, verificando o ganho de desempenho obtido quando armazenadores ópticos são utilizados. A principal métrica de desempenho utilizada será a probabilidade de bloqueio de pacotes. Quanto menor o valor desta probabilidade, melhor será o desempenho do armazenador. Além disso, um esquema de diferenciação de serviços baseado na classificação dos pacotes ingressantes será proposto e será feito um estudo sobre o dimensionamento dos

armazenadores ópticos.

## 1.3 Organização do trabalho

Este estudo será organizado em 6 capítulos, onde serão abordados os seguintes assuntos:

**Capítulo 1** - trata-se do capítulo inicial, onde é feita uma introdução rápida do contexto do trabalho.

**Capítulo 2** - este capítulo descreverá o armazenador óptico e explicará como serão obtidos os dados/resultados utilizados na análise a ser desenvolvida.

**Capítulo 3** - o desempenho do armazenador óptico com FIFO será comparado ao desempenho do armazenador que utiliza preenchimento de vazios. A principal métrica de desempenho considerada será a probabilidade de bloqueio de pacotes mas outras métricas também serão discutidas como, por exemplo, o atraso médio dos pacotes e o desvio padrão desta grandeza.

**Capítulo 4** - este capítulo apresentará uma estratégia de classificação de pacotes visando prover diferentes níveis de qualidade de serviço.

**Capítulo 5** - o dimensionamento dos armazenadores ópticos será o objeto de estudo deste capítulo. Arquiteturas diferentes serão propostas e testadas, na busca de melhorias no desempenho apresentado pelos armazenadores.

**Capítulo 6** - este capítulo apresentará as conclusões do trabalho, listando vantagens e desvantagens oriundas da utilização de políticas de preenchimento de vazios.

## Capítulo 2

# O Armazenador de Pacotes Ópticos

Nas redes de pacotes que operam no domínio elétrico, o armazenamento dos pacotes em contenção é efetuado utilizando-se memórias de acesso aleatório (“*Random Access Memory - RAM*”). Neste tipo de armazenador, um pacote em contenção pode ser retido por um tempo arbitrário determinado pelo sistema de gerência, desde que o armazenador possua espaço disponível para alojá-lo. Por limitações tecnológicas, ainda não existe um dispositivo similar no domínio óptico. O dispositivo óptico que mais assemelha-se a um possível armazenador de pacotes ópticos é composto por um conjunto de fibras ópticas, como mostrado na Figura 2.1, e é denominado armazenador de fibras ópticas de atraso (“*Fiber Delay Line Buffer*”). Um pacote em contenção é encaminhado para uma das fibras de atraso que compõem o armazenador. O pacote adentra a fibra através de seu ponto de acesso e, após percorrê-la, atinge a fibra de saída.

A característica principal do armazenador de fibras ópticas de atraso é que os pacotes só podem ser retidos por tempos discretos, determinados pelo tamanhos das fibras - para fins ilustrativos, considerando-se que a luz propaga-se dentro de uma fibra óptica com velocidade  $v = 2 \times 10^8 m/s$ , uma fibra capaz de retardar um pacote por  $1\mu s$  deve possuir 200 metros. Este armazenador é construído usando-se fibras de atraso de tamanhos diferentes, logo, os pacotes levarão tempos diferentes para percorrer cada uma das fibras. Essa é a principal diferença em relação aos armazenadores utilizados no domínio elétrico, que são capazes de



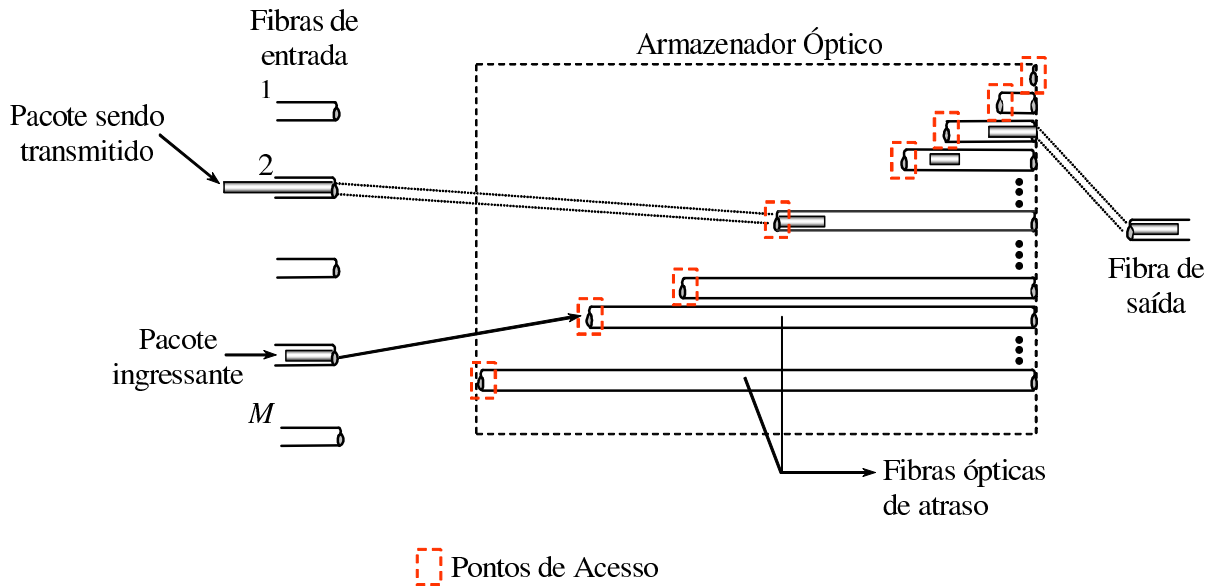


Figura 2.1: Esquema de um armazenador composto por fibras ópticas de atraso.

reter os pacotes por tempos arbitrários. Durante o restante deste trabalho, o armazenador de fibras ópticas de atraso será denominado apenas por armazenador óptico e será o foco do estudo a ser feito.

Armazenadores ópticos podem ser empregados na entrada, na saída ou na entrada e na saída de um nó óptico. Na Figura 2.2 é mostrado um esquema simplificado de um nó óptico contendo armazenadores ópticos na entrada e na saída. Os pacotes ingressantes chegam através das fibras de entrada e são direcionados para os armazenadores ópticos. Após atravessarem estes armazenadores, os pacotes alcançam a unidade de comutação, que os encaminhará para a fibra de saída correta de acordo com as decisões tomadas pelo sistema de gerência, responsável por analisar o cabeçalho dos pacotes e por definir para onde serão encaminhados. Antes de adentrar a fibra de saída, os pacotes passam por armazenadores ópticos novamente, caso haja contenção por recursos de transmissão.

A utilização de armazenadores ópticos na entrada do nó é necessária pois: i) os pacotes ingressantes devem ser retidos enquanto seu cabeçalho é analisado e ii) pode ocorrer do comu-

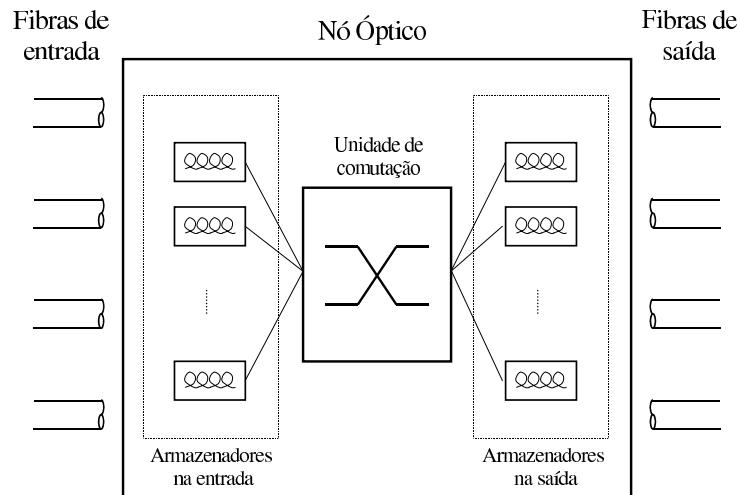


Figura 2.2: Exemplo de arquitetura de nó óptico com armazenadores ópticos na entrada e na saída.

tador não conseguir despachar os pacotes simultaneamente devido a: a) bloqueio interno e b) limitação de velocidade (*“speed-up factor”*). Entretanto, nós que empregam armazenadores na entrada sofrem perdas de desempenho devido a um fenômeno denominado *“head-of-line blocking”* [10], responsável pela degradação da vazão do nó. Visando-se reduzir os efeitos causados pelo *“head-of-line blocking”*, alguns mecanismos foram desenvolvidos, como o *“VOQ - Virtual Output Queueing”* [20], por exemplo. Finalmente, os armazenadores ópticos usados na saída do nó servem para resolver contenção externa.

## 2.1 Tipos de Armazenador Óptico

Os armazenadores ópticos podem ser diferenciados quanto à existência ou não de realimentação. Armazenadores ópticos com e sem realimentações são esquematizados na Figura 2.3. No armazenador com realimentação, um pacote pode ser reinserido no dispositivo após atravessar a fibra de atraso para o qual foi destinado inicialmente, sendo retardado novamente. Teoricamente, os pacotes poderiam ser reinseridos um número ilimitado de vezes, porém, isso não é factível dado que os sinais dos pacotes sofrem degradações cada vez que

os pacotes passam por este processo. O armazenador sem realimentação não oferece a possibilidade de atrasar um pacote por um tempo maior que o tempo necessário para atravessar a maior de suas fibras de atraso mas, em compensação, todos os pacotes saem deste tipo de armazenador com praticamente a mesma degradação de sinal. Esta é uma grande vantagem pois os amplificadores/regeneradores presentes nas saídas do nó podem tratar todos os pacotes de maneira semelhante, o que simplifica a arquitetura final e torna o uso armazenador sem realimentação preferível[19].

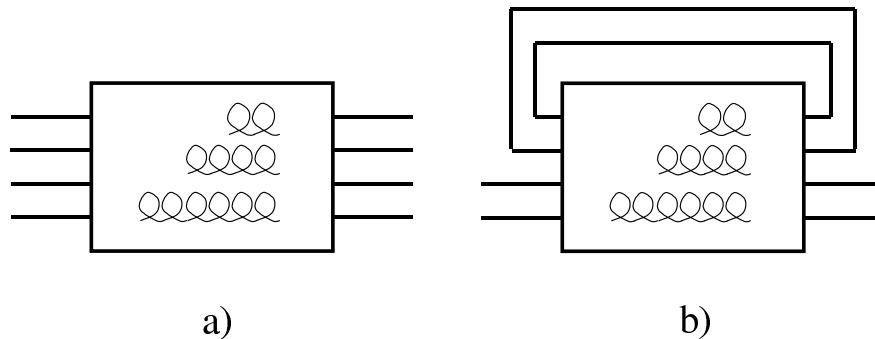


Figura 2.3: Armazenador óptico: a) sem realimentação, b) com realimentação

Outra característica que pode ser usada para diferenciar armazenadores ópticos é se eles são compartilhados ou dedicados. Armazenadores compartilhados exigem menos recursos físicos mas apresentam um desempenho inferior ao dos armazenadores dedicados, uma vez que são divididos entre mais de uma entrada ou saída. Nas Figuras 2.4 e 2.5 são mostrados os armazenadores dedicados e compartilhados, respectivamente.

## 2.2 Descrição do Armazenador Óptico

O estudo conduzido será focado em um armazenador óptico dedicado e sem realimentação conectado a uma das fibras de saída do nó óptico. Conforme mencionado anteriormente, a conversão de comprimentos de onda não será avaliada, portanto, será admitido que todos os pacotes que chegam ao armazenador possuem o mesmo comprimento de onda. Esta seção

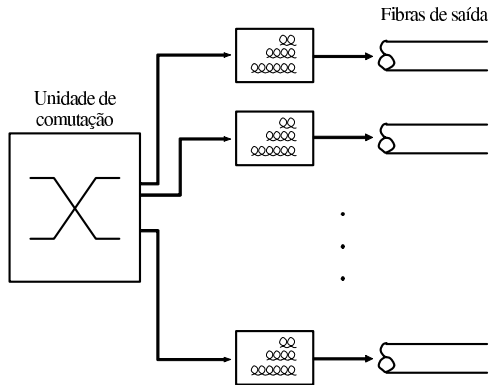


Figura 2.4: Esquema de um nó óptico que emprega armazenadores ópticos dedicados.

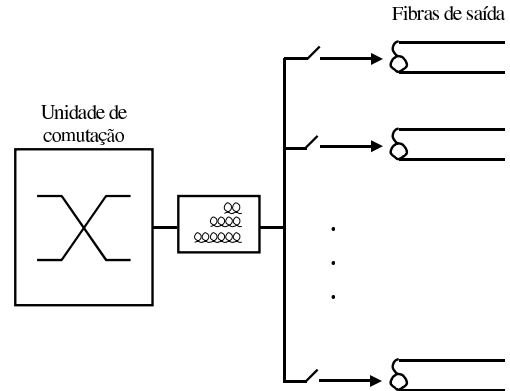


Figura 2.5: Esquema de um nó óptico que utiliza um armazenador óptico compartilhado.

apresentará uma descrição mais detalhada deste tipo de armazenador, além de introduzir algumas grandezas envolvidas e que serão mencionadas no decorrer deste trabalho.

Considere a representação de um armazenador óptico, formado por  $B$  fibras ópticas de atraso, mostrada na Figura 2.6. A fibra de saída será considerada a fibra 0 (zero) e fornecerá atraso nulo para os pacotes. As demais fibras serão nomeadas de 1 a  $B$ , possuindo tamanhos crescentes, ou seja, a fibra  $i + 1$  será maior que a fibra  $i$ . Cada fibra  $i$  é capaz de fornecer um atraso  $D_i$  e, seguindo a consideração anterior, temos  $D_{i+1} > D_i$ . Adicionalmente, será utilizada a arquitetura comumente usada para armazenadores ópticos, que considera  $D_i = iD$ , onde  $D$  é uma constante denominada unidade de atraso ou granularidade do armazenador [5]. Todas as análises se basearão na arquitetura mencionada, salvo o capítulo 5, onde será analisado o dimensionamento das fibras dos armazenadores e outras arquiteturas serão abordadas.

Quando dois ou mais pacotes tentam acessar um canal de saída simultaneamente, eles entram em contenção. Para eliminar este problema, um dos pacotes será direcionado para a fibra de saída (fibra 0), caso não haja nenhum pacote que já esteja sendo transmitido, e os demais serão direcionados para o armazenador. Será considerado que o tamanho dos

pacotes é conhecido no momento de sua comutação para o armazenador e, assim, os próximos pacotes podem ser corretamente comutados para as fibras de atraso, ou descartados caso o armazenador esteja cheio, mesmo que outros pacotes ainda estejam sendo encaminhados para o armazenador. Essa situação é mostrada na Figura 2.6, onde o pacote ingressante é direcionado para a fibra correta (fibra  $j$ ) mesmo que o pacote proveniente da fonte 2 ainda esteja sendo encaminhado para a fibra de atraso  $i$ .

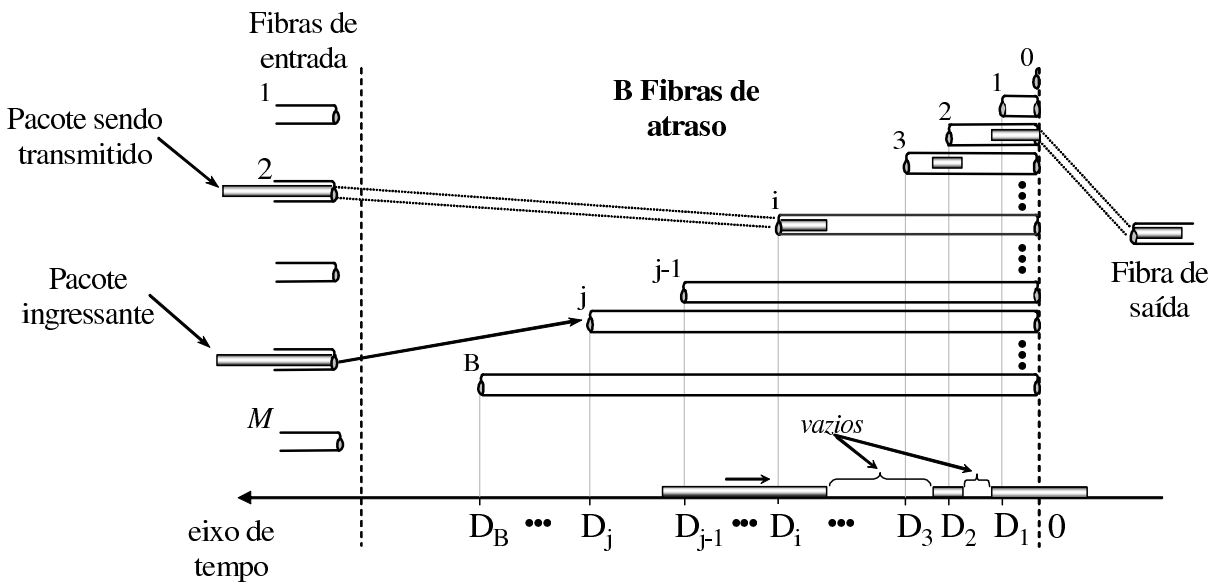


Figura 2.6: Esquema detalhado de um armazenador óptico sem realimentação.

Para uma melhor visualização, considere o eixo de tempo mostrado na Figura 2.6. A origem deste eixo encontra-se à direita e corresponde ao ponto de acesso da fibra de saída. Os pontos de acesso das fibras de atraso ( $D_1, D_2, \dots, D_B$ ) também estão indicados nesse eixo de tempo, em posições que correspondem aos atrasos fornecidos por cada uma das fibras. Um pacote em contenção é encaminhado para o ponto de acesso determinado pelo sistema de gerência e começa a viajar rumo à fibra de saída, no caso da Figura 2.6, para a direita. Vale ressaltar que todos os pacotes presentes no armazenador viajam com a mesma velocidade.

Projetando-se os pacotes que estão dentro do armazenador sobre o eixo de tempo, pode-se

observar quais pontos de acesso estão disponíveis e que podem ser utilizados pelo sistema de gerência para a inserção de novos pacotes em contenção. A escolha da fibra de atraso feita pelo sistema de gerência dependerá de fatores como as características do tráfego de pacotes que chega ao armazenador óptico e a política de resolução de contenção adotada. A escolha da fibra de atraso deve levar em conta também o fato de que o pacote armazenado deve acessar a fibra de saída, após atravessar a fibra de atraso em que foi alojado, sem sobrepor quaisquer outros pacotes. Por exemplo, considere novamente a Figura 2.6: o ponto de acesso da fibra 3 está disponível, porém, o pacote ingressante não pode ser direcionado para a fibra citada pois irá se sobrepor ao pacote proveniente da fibra 2 caso isso ocorra. Esta situação é mostrada na Figura 2.7.

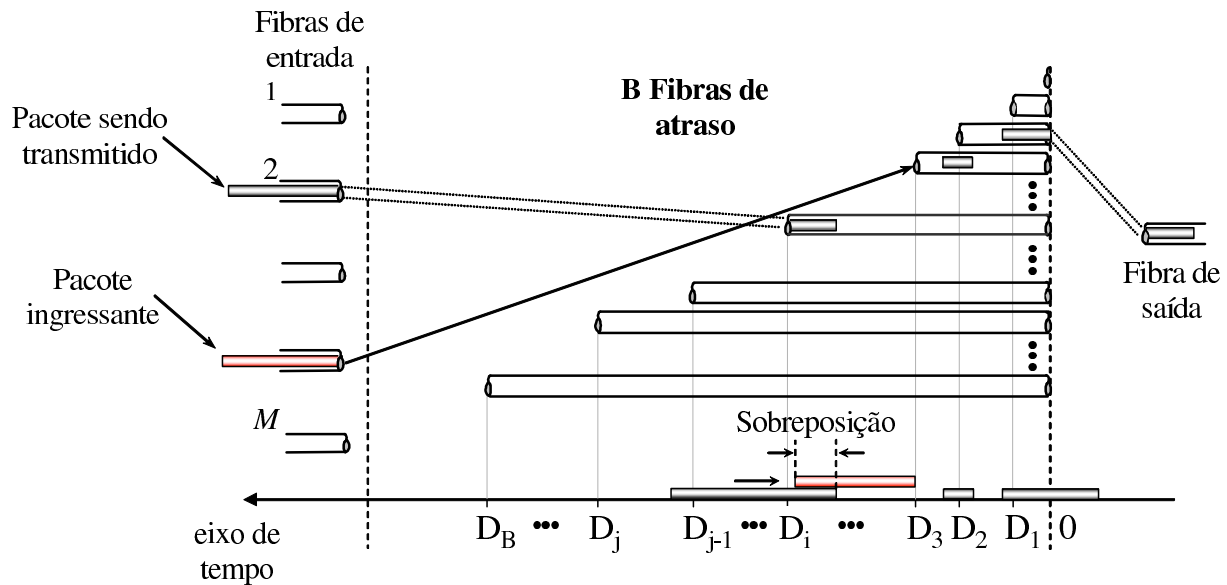


Figura 2.7: Exemplo de alocação de pacotes que resulta em sobreposição.

### 2.2.1 Caracterização do tráfego de pacotes

O desempenho do armazenador óptico relaciona-se diretamente à alocação dos pacotes coordenada pelo sistema de gerência. Outro fator importante que influencia diretamente o

desempenho de um armazenador óptico é o tráfego de pacotes que chega até o mesmo e, conseqüentemente, até a fibra de saída.

A rede IP é uma rede assíncrona e, como é a rede de maior destaque atualmente, servirá de base para o modelo de tráfego usado. Desta forma, será considerado que o tráfego que chega à fibra de saída possui natureza assíncrona e é caracterizado através da distribuição probabilística do tempo entre chegadas de pacotes consecutivos,  $p_{T^*}(\cdot)$ , e da distribuição probabilística do tamanho dos pacotes,  $p_\tau(\cdot)$ .

Considerando-se que os pacotes que chegam à fibra de saída são oriundos de um número infinito de fontes (fibras de entrada) e que as chegadas de pacotes constituem eventos independentes, podemos caracterizar a chegada dos pacotes por intermédio de uma distribuição de Poisson com taxa  $\lambda$  [chegadas/unidade de tempo] e, conseqüentemente, o tempo entre chegadas de pacotes através de uma distribuição Exponencial de média  $1/\lambda$  [unidade de tempo].

Para a distribuição do tamanho dos pacotes, serão consideradas a distribuição Exponencial e a distribuição de Pareto, ambas contemplando um tamanho médio de pacotes  $\bar{\tau}$ . A distribuição Exponencial é comumente usada pois possui a característica de ser uma distribuição sem memória, ou seja, o evento corrente não depende dos eventos passados. Já a distribuição de Pareto possui parâmetros que podem modificar seu comportamento/forma e para uma certa configuração de seus parâmetros, como é discutido no Apêndice A, a distribuição de Pareto apresenta cauda pesada, o que a torna adequada para representar o tráfego proveniente de aplicações WWW[6][7]. Como a Internet e, conseqüentemente, o tráfego de aplicações WEB poderão se tornar os maiores clientes das futuras redes ópticas, é interessante estudar o comportamento dos armazenadores ópticos quando submetidos a um tráfego caracterizado por uma distribuição de cauda pesada.

A última consideração sobre o tráfego de pacotes que chega ao armazenador óptico refere-se aos valores de alguns parâmetros que descrevem as distribuições citadas. A carga  $\rho$  sobre

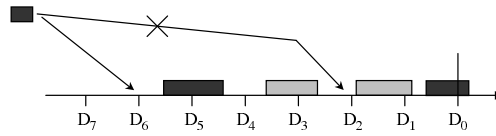


Figura 2.8: Política FIFO.

a fibra de saída será dada pela razão entre a taxa de chegada de pacotes  $\lambda$  e a taxa de serviço  $\mu$ , ou seja,  $\rho = \lambda/\mu$ . A taxa  $\mu$  é inversamente proporcional ao tamanho médio dos pacotes ( $\bar{\tau}$ ). O tamanho médio dos pacotes será considerado unitário, desta forma, a carga sobre a fibra de saída será igual, em módulo, à taxa de chegada  $\lambda$ . Uma descrição mais detalhada sobre as distribuições de probabilidade mencionadas encontra-se no Apêndice A.

## 2.2.2 Políticas de Resolução de Contenção

As políticas de resolução de contenção determinarão como os pacotes serão alojados dentro do armazenador óptico. Uma análise comparativa será feita visando-se confrontar políticas diferentes, expondo os benefícios de uma em relação às outras.

### 2.2.2.1 Fila Ordenada por Ordem de Chegada - *FIFO*

A primeira política a ser estudada será a *Fila Ordenada por Ordem de Chegada*, ou simplesmente FIFO (*First In, First Out*), e servirá como ponto de referência na avaliação do desempenho de outras políticas de resolução de contenção de pacotes.

A política FIFO tem por característica principal a preservação da ordem dos pacotes, uma vez que estes são transmitidos de acordo com sua ordem de chegada. Na Figura 2.8 é ilustrado como um pacote ingressante é alocado no armazenador óptico. Armazenadores ópticos que empregam a política FIFO já foram extensamente estudados e modelos analíticos baseados em cadeias de Markov[15, 23, 11, 14, 4] foram propostos.

Dado que os pacotes só podem entrar no armazenador a partir dos pontos de acessos



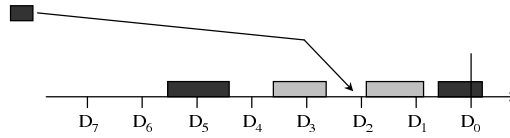


Figura 2.9: Política de preenchimento de vazios.

das fibras de atraso, podem existir vazios (“voids”) entre os pacotes dentro do armazenador, como mostrado na Figura 2.8. Esses vazios propagam-se pelo armazenador óptico até atingir a fibra de saída e causam a redução da vazão do nó óptico. A utilização da política FIFO obriga a manutenção da ordem dos pacotes, porém, se essa restrição não for necessária, a elaboração de algoritmos mais sofisticados torna-se uma alternativa interessante.

### 2.2.2.2 Preenchimento de vazios

Políticas de preenchimento de vazios (“void filling”), como o próprio nome diz, são políticas que tentam alojar pacotes ingressantes nos vazios gerados durante o processo de alocação de pacotes dentro do armazenador óptico. A Figura 2.9 mostra um exemplo de como essas políticas funcionam. Neste estudo, será verificado o efeito do uso de políticas de preenchimento de vazios sobre o desempenho do armazenador óptico. Os resultados obtidos serão comparados com os resultados obtidos quando a política FIFO é utilizada.

## 2.3 Simulador

Modelos analíticos exatos baseados em cadeias de Markov já foram desenvolvidos para armazenadores ópticos que trabalham com a política FIFO[15, 23, 11, 14]. O mesmo não pode ser dito para armazenadores ópticos que utilizam políticas de preenchimento de vazios. Um dos fatores que ainda não tornou factível a criação de uma abordagem analítica para esses armazenadores é o grande número de variáveis envolvidas, impossibilitando a formulação de um modelo de Markov tratável. Desta forma, a avaliação das políticas de preenchimento

de vazios será baseada nos resultados obtidos através de simulações, usando-se programas especialmente implementados.

Os programas implementados simulam o comportamento de um armazenador óptico real, a partir das características do tráfego ingressante e da política de escalonamento de pacotes em contenção definida. Como dito anteriormente, o tráfego que chega ao armazenador óptico será caracterizado por duas distribuições de probabilidade, uma referente ao tempo entre chegadas de pacotes ( $p_{T^*}(\cdot)$ ) e outra ao tamanho destes pacotes ( $p_\tau(\cdot)$ ), e a política de escalonamento de pacotes definirá para qual fibra de atraso será direcionado um pacote em contenção. O princípio de funcionamento dos simuladores implementados é bem simples e segue uma seqüência bem definida de procedimentos:

1. determina-se o tamanho de um pacote ingressante a partir da função  $p_\tau(\cdot)$ ;
2. se o canal de saída estiver ocioso, o pacote é transmitido. Caso contrário, verifica-se a possibilidade de encaminhamento deste pacote para o armazenador, segundo a política de alocação predefinida. O pacote ingressante será bloqueado/descartado caso o armazenador não possa alojá-lo;
3. a partir de  $p_{T^*}(\cdot)$ , determina-se o tempo referente à chegada do próximo pacote e, com esta informação, o estado do armazenador óptico é atualizado.

No primeiro e terceiro itens, uma certa grandeza é determinada a partir de uma função de probabilidade. O processo consiste em sortear aleatoriamente um número pertencente ao intervalo  $(0, 1]$  e, a partir deste número, determinar a grandeza desejada utilizando-se a função inversa da função cumulativa  $F(x) = Prob\{X \leq x\}$ , que é obtida a partir da função densidade de probabilidade que caracteriza a grandeza considerada ( $F(x) = \int_{-\infty}^x f(\xi)d\xi$ ).

O segundo passo é o mais importante pois é nele onde serão testadas as diferentes políticas de alocação de pacotes. Essas políticas possuem impacto direto nas métricas que descrevem

o desempenho de um armazenador óptico pois decidem para onde os pacotes em contenção serão direcionados.

### 2.3.1 Intervalos de confiança

Uma vez que alguns resultados serão obtidos através de simulações, deve-se estipular o número mínimo de amostras (neste caso, cada amostra corresponde à chegada de um pacote) necessário para que esses resultados apresentem uma determinada confiabilidade. A principal métrica a ser utilizada na avaliação do desempenho do armazenador óptico será a probabilidade de bloqueio de pacotes, logo, essa métrica deverá ser estimada com uma boa confiança e precisão.

A probabilidade de bloqueio  $P_B$  será igual à razão entre o número de pacotes bloqueados e o número total de pacotes que chegaram ao armazenador. Seja a variável aleatória  $X$  associada a um evento que corresponde à chegada de um pacote e que possui dois valores possíveis:

- $X = 1$ , quando o pacote é bloqueado;
- $X = 0$ , quando o pacote não é bloqueado.

Se considerarmos  $N$  amostras, ou seja  $N$  chegadas de pacotes, a probabilidade de bloqueio será dada por:

$$P_B = \frac{\sum_{i=1}^N X_i}{N} \quad (2.1)$$

Suponha que a probabilidade  $P_B$  segue uma distribuição Binomial com média  $Np$  e variância  $\sigma^2 = Np(1 - p)$ , onde  $Prob\{X = 1\} = p$  e  $Prob\{X = 0\} = (1 - p)$ . O número mínimo de amostras,  $N$ , pode ser determinado a partir do cálculo de intervalos

de confiança[17]. Se considerarmos um estimador  $\hat{P}_B$  para a probabilidade de bloqueio e um intervalo  $[\hat{P}_B - \delta; \hat{P}_B + \delta]$  com confiabilidade  $\gamma$ ,  $N$  será dado por:

$$N = \frac{\hat{P}_B(1 - \hat{P}_B)}{\left(\frac{\delta}{Z_\gamma}\right)^2}, \quad (2.2)$$

onde  $Z$  é a distribuição Normal com média 0 (zero) e desvio padrão unitário.

Desta maneira, se adotarmos um intervalo de tamanho  $2\delta = 2(0,02\hat{P}_B)$  e uma confiabilidade  $\gamma = 95\%$ , teremos:

$$N = \frac{\hat{P}_B(1 - \hat{P}_B)}{\left(\frac{0,02\hat{P}_B}{1,96}\right)^2} \quad (2.3)$$

Dado que a probabilidade de bloqueio tende a ser pequena, ou seja, da ordem de  $10^{-2}$  ou menor, podemos fazer a aproximação  $(1 - \hat{P}_B) \approx 1$  e, assim, obteremos:

$$N \approx \frac{9600}{\hat{P}_B} \approx \frac{10^4}{\hat{P}_B} \quad (2.4)$$

Para a obtenção da probabilidade de bloqueio para uma certa configuração do armazeador óptico, ou seja, para um certo valor de  $B$ , uma simulação será feita com um número arbitrário de amostras a fim de se obter um valor para o estimador  $\hat{P}_B$ . A partir do valor do estimador, poderemos determinar o número mínimo de amostras  $N$ . Por exemplo, se  $\hat{P}_B = 10^{-3}$ ,  $N = 10^7$ . Como se pode notar, a quantidade de amostras a ser considerada é relativamente grande e isto faz com que o transitório da simulação não apresente influência sobre o resultado final da simulação podendo ser, portanto, desconsiderado.

Essas considerações são suficientes para o caso onde os pacotes possuem tamanhos que seguem a distribuição Exponencial. Porém, quando pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto são considerados, verifica-se que a convergência é mais lenta e o valor de  $N$  determinado segundo o procedimento acima nem sempre é suficiente. Isto ocorre pois,

dependendo dos parâmetros empregados na distribuição de Pareto, sua variância pode ser infinita. Desta maneira, para obter-se uma estatística mais confiável no caso da distribuição de Pareto, serão efetuadas 10 simulações, cada uma com  $N$  amostras (como determinado acima), e o resultado será a média dessas 10 simulações.

# Capítulo 3

## Análise do Desempenho dos Armazenadores Ópticos

Um objeto de estudo pode ser avaliado através de diferentes métricas de desempenho. No caso do armazenador óptico, a principal métrica a ser utilizada será a probabilidade de bloqueio de pacotes, afinal, armazenadores são utilizados visando-se a redução do descarte de pacotes. Assim, a probabilidade de bloqueio quantificará a eficiência com que um armazenador consegue cumprir seu objetivo.

Adicionalmente, medidas capazes de quantificar o impacto causado sobre o sistema (nó óptico) ao se utilizar armazenadores ópticos serão feitas neste estudo. Serão elas:

- Atraso Médio dos Pacotes
- Desvio Padrão do Atraso Médio dos Pacotes
- Probabilidade de Inversão da Ordem dos Pacotes (para o caso de preenchimento de vazios)

Os pacotes em contenção serão direcionados para o armazenador óptico, que será responsável por retê-los por um certo tempo. O *atraso médio dos pacotes* é capaz de fornecer uma medida

do tempo médio que um pacote demora para atravessar o armazenador óptico existente dentro de um nó óptico. É uma medida importante e que pode ser utilizada para fins de engenharia de tráfego - pacotes oriundos de uma fonte de maior prioridade ou de uma aplicação que não tolere atrasos grandes durante a transmissão de sua informação podem ser direcionados para um caminho que atravesse nós ópticos cujos armazenadores apresentam atrasos médios menores - e dimensionamento de recursos.

A segunda medida, *desvio padrão do atraso médio dos pacotes*, é uma medida de dispersão e relaciona-se com a variação do atraso (“*jitter*”) que os pacotes sofrem ao atravessar um armazenador óptico. Algumas aplicações podem tolerar atrasos na transmissão da informação porém são extremamente sensíveis a variações deste atraso. O serviço de telefonia é um exemplo de aplicação sensível tanto ao atraso médio quanto à variação deste atraso.

A terceira e última medida, *probabilidade de inversão da ordem dos pacotes*, mede o efeito causado pelo uso de políticas que efetuam preenchimento de vazios. Como mostrado no capítulo anterior, o sistema de gerência tenta encaixar pacotes em contenção nos vazios existentes entre dois pacotes que estão dentro do armazenador óptico quando políticas de preenchimento de vazios são utilizadas. A *probabilidade de inversão da ordem dos pacotes* mede a proporção de pacotes que foram alocados no armazenador óptico sob esta condição (alocados em um vazio). Esta medida é importante pois quanto maior a probabilidade de inversão, maior a quantidade de dados a serem armazenados no nó de destino antes que a informação possa ser reordenada e enviada para a camada superior da pilha de protocolos.

Este capítulo descreverá as políticas estudadas e apresentará os resultados obtidos quando essas políticas são empregadas. Ao final do capítulo, essas políticas serão comparadas e suas vantagens e desvantagens serão discutidas.

### 3.1 Fila Ordenada por Ordem de Chegada - FIFO

A política FIFO (“*First In, First Out*”) é uma das mais conhecidas e utilizadas na literatura e servirá como ponto de referência para o estudo comparativo a ser feito ao final deste capítulo. Nesta política, os pacotes ingressantes são organizados em uma fila ordenada de acordo com sua ordem de chegada. Na Figura 3.1, já mostrada no capítulo anterior, é mostrado um exemplo de como os pacotes são alojados, quando consideramos um armazenador óptico com  $B = 7$  fibras de atraso e a política citada. Como pode ser visto, o pacote poderia ser alojado no ponto de acesso  $D_2$  mas, como a ordem dos pacotes deve ser mantida, o pacote foi direcionado para o ponto de acesso  $D_6$ . A Figura 3.2 apresenta o fluxograma de um programa que simula um armazenador óptico com a política FIFO.

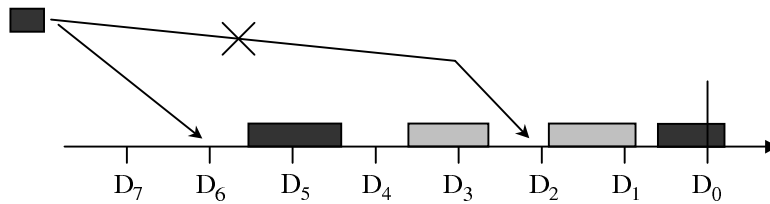


Figura 3.1: Alocação de um pacote ingressante segundo a política FIFO

O armazenador óptico que emprega a política FIFO já foi bastante estudado e vários modelos analíticos já foram propostos[15, 23, 11, 14, 4]. Como será considerado que as chegadas de pacotes são caracterizadas por uma distribuição de Poisson, o modelo descrito em [11] mostra-se o mais adequado e será o modelo utilizado neste estudo. A descrição resumida deste modelo analítico encontra-se no Apêndice B, onde também é descrito como obter o *desvio padrão do atraso médio dos pacotes*, dado não considerado na formulação original do modelo[11] e que será utilizado neste estudo.

Na Figura 3.3 são mostradas as curvas de *probabilidade de bloqueio* em função da unidade de atraso  $D$ , que foi normalizada pelo tamanho médio dos pacotes,  $\bar{\tau} = 1$ . Essas curvas foram obtidas considerando-se diferentes valores de  $B$ , pacotes com tamanhos des-



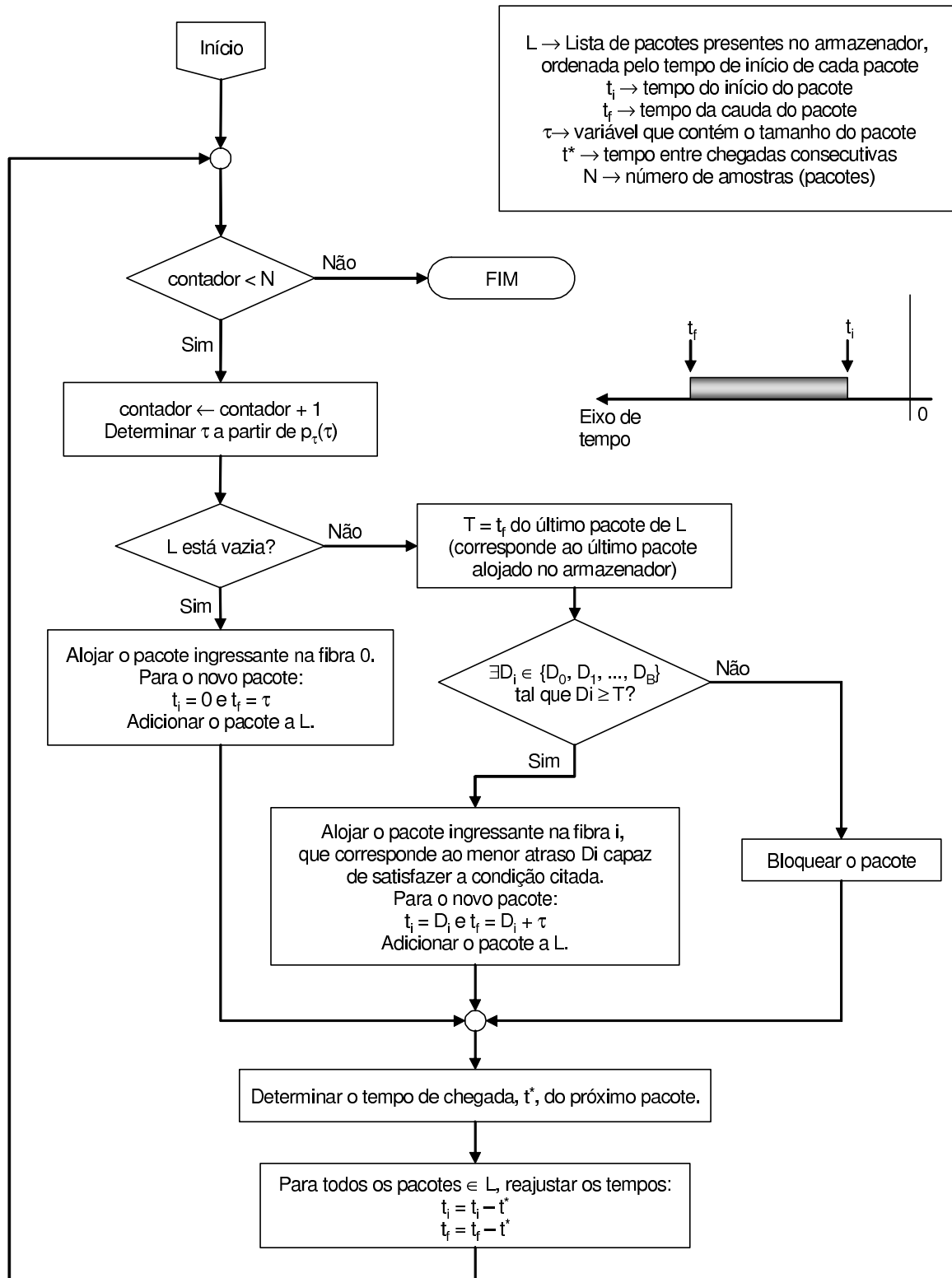


Figura 3.2: Fluxograma - Política FIFO

critos pelas distribuições Exponencial e de Pareto e uma taxa de chegadas de pacotes fixa  $\lambda = 0.8$  [pacotes/unidadedetempo]. Como era de se esperar, a *probabilidade de bloqueio* diminui com o aumento do número de fibras de atraso presentes no armazenador óptico. Esse ganho é visível quando são considerados pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição Exponencial, o que indica que o desempenho do armazenador óptico é sensível ao tipo de tráfego. O desempenho do armazenador é consideravelmente inferior quando o tamanho dos pacotes ingressantes segue uma distribuição de cauda pesada.

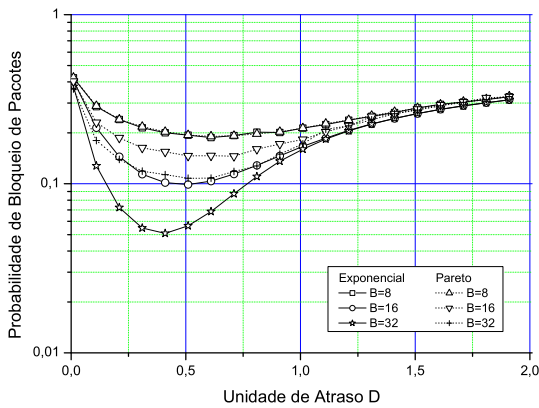


Figura 3.3: Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política FIFO,  $\lambda = 0.8$  e diferentes valores de  $B$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1, 5$ .

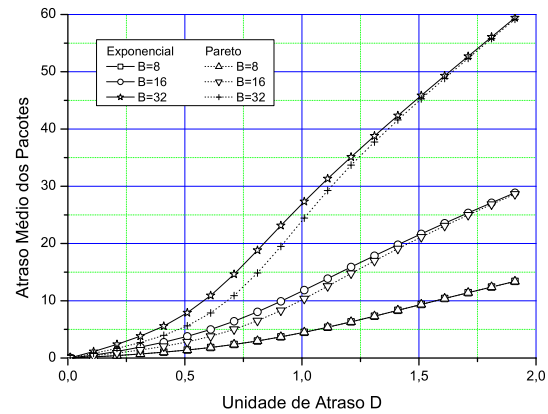


Figura 3.4: Atraso médio dos pacotes. Política FIFO,  $\lambda = 0.8$  e diferentes valores de  $B$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1, 5$ .

Um fato importante e que pode ser notado na Figura 3.3 é a existência um valor da unidade de atraso  $D$  que apresenta o melhor desempenho, em termos de *probabilidade de bloqueio*, para uma certa configuração adotada. Para o caso Exponencial, o valor da unidade de atraso ótimo  $D_{ótimo}$  decresce com o aumento do número de fibras de atraso. Este mesmo comportamento é verificado para o caso Pareto, porém, não é tão evidente como no caso da distribuição Exponencial. A existência deste ponto ótimo, onde a *probabilidade de bloqueio* é mínima, pode ser explicado pelos seguintes fatos:

- quando  $D$  é pequeno comparado ao tamanho do pacote, cada pacote ingressante direcionado para o armazenador tende a “ocupar” diversos pontos de acesso, preenchendo

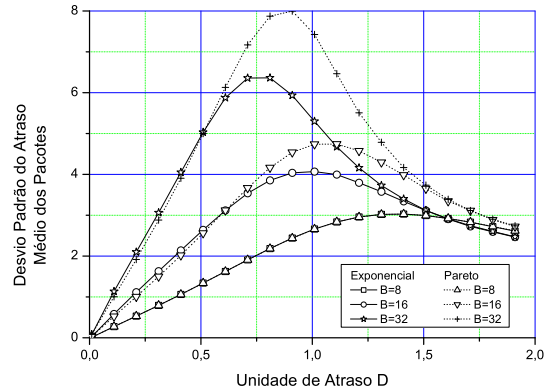


Figura 3.5: Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política FIFO,  $\lambda = 0.8$  e diferentes valores de  $B$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

o armazenador rapidamente;

- se  $D$  é muito grande, os pacotes demorarão um tempo maior para atravessar as fibras de atraso para as quais foram destinados e, conseqüentemente, o armazenador demorará a esvaziar.

Na Figura 3.4 é mostrado a curva do atraso médio sofrido pelos pacotes que atravessam o armazenador óptico seguindo as mesmas considerações feitas anteriormente. Como pode-se verificar, o atraso médio é praticamente proporcional à unidade de atraso  $D$ . Exceto pelo intervalo  $0 \leq D \leq 1,25$ , a curva do atraso médio apresenta caráter praticamente linear. Em todas as situações, o atraso médio sofrido pelos pacotes de tamanho exponencial é maior ou igual ao atraso médio sofrido por pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. Além disso, como era de se esperar, o atraso médio também aumenta com o aumento dos número de fibras do armazenador, uma vez que a arquitetura do armazenador considerada não fixa o atraso máximo ( $D_B$ ) que um pacote pode sofrer e, como  $D_B = BD$ , quanto maior o número de fibras, maior o atraso máximo. Isto causa, conseqüentemente, o aumento do atraso médio dos pacotes.

Já na Figura 3.5, é mostrado o gráfico do desvio padrão do atraso médio dos pacotes. A

curva obtida mostra um comportamento bem definido. Quanto maior o número de fibras, maior o desvio padrão do atraso médio dos pacotes, afinal, existe um número maior de pontos de acesso que podem ser utilizados para alojar os pacotes ingressantes. O desvio padrão também é maior para os pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. Finalmente, como pode ser visto na Figura 3.5, a curva obtida apresenta um ponto de valor máximo para um certo valor da unidade de atraso  $D$ . Esse valor de  $D$  que maximiza o desvio padrão depende de  $B$  - diminui com o aumento do número de fibras de atraso - e do tipo de distribuição que descreve o tamanho dos pacotes - o valor de  $D$  que apresenta o maior desvio padrão é menor no caso de pacotes que possuem tamanhos exponenciais, para um dado número de fibras. Vale lembrar que o valor de  $D$  que está associado ao maior desvio padrão não coincide com o valor  $D_{ótimo}$ , onde a probabilidade de bloqueio é mínima. Outro comportamento observado na Figura 3.5 é que a diferença entre o desvio padrão obtido para pacotes de tamanhos exponenciais e o desvio padrão apresentado quando o tamanho dos pacotes segue a distribuição de Pareto tende a aumentar com o aumento do número de fibras de atraso.

Os resultados apresentados consideram que os pacotes chegam ao armazenador a uma taxa  $\lambda = 0,8$  pacotes/unidade de tempo. Em situações reais, essa taxa pode sofrer flutuações e, desta maneira, é interessante verificar o comportamento do armazenador óptico para diferentes magnitudes de  $\lambda$ . Assim, o número de fibras de atraso foi fixado ( $B = 16$  fibras) e novos resultados foram obtidos para mais dois valores:  $\lambda = 0,4$  pacotes/unidade de tempo e  $\lambda = 0,6$  pacotes/unidade de tempo.

As curvas da probabilidade de bloqueio para os diferentes valores da taxa de chegadas de pacotes são mostradas na Figura 3.6. Como era esperado, a probabilidade de bloqueio de pacotes diminui com a redução da taxa  $\lambda$ . Mesmo assim, o bloqueio de pacotes de tamanho exponencial continua menor que o bloqueio de pacotes cujos tamanhos seguem a outra distribuição. Inclusive, quando a taxa  $\lambda$  é menor ( $= 0,4$ ) torna-se evidente o quanto

o desempenho do armazenador óptico é prejudicado na presença de pacotes cujos tamanhos seguem uma distribuição de causa pesada. Outra observação que pode ser feita é que o valor de  $D$  ótimo varia de acordo com  $\lambda$ , o que demonstra mais uma vez que o desempenho do armazenador óptico depende diretamente das características do tráfego que chega até ele. Como pode ser visto na Figura 3.6, a probabilidade de bloqueio pode variar até duas ordens de grandeza dependendo da taxa de chegada dos pacotes.

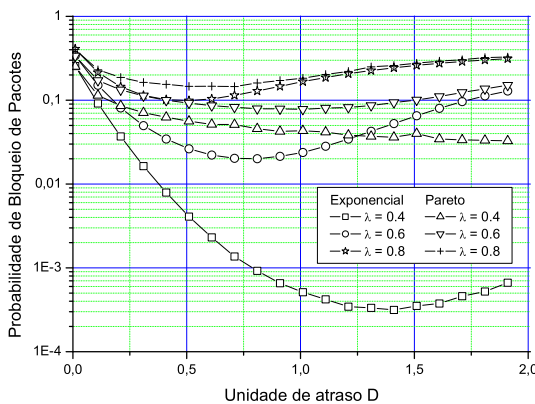


Figura 3.6: Probabilidade de bloqueio de pacotes. Disciplina FIFO,  $B = 16$  e diferentes valores de  $\lambda$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

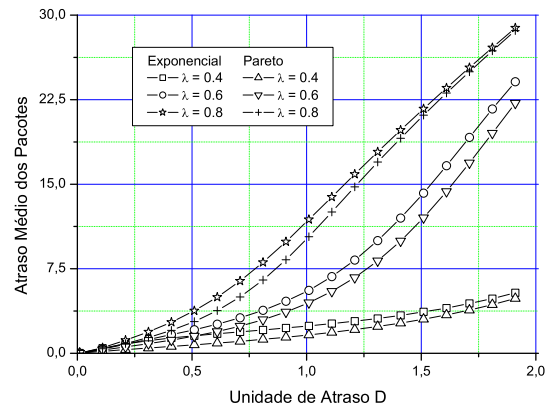


Figura 3.7: Atraso médio dos pacotes. Disciplina FIFO,  $B = 16$  e diferentes valores de  $\lambda$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

Na Figura 3.7 são mostradas as curvas do atraso médio dos pacotes para um armazenador com 16 fibras de atraso. Cada curva corresponde a um valor da taxa  $\lambda$ , como no caso anterior. Como pode-se ver, as curvas do atraso médio seguem a mesma tendência verificada anteriormente. Além disso, pode-se constatar que, quanto menor a taxa  $\lambda$ , menor o atraso médio sofrido pelos pacotes aceitos pelo armazenador. Novamente, os pacotes de tamanho exponencial sofrem atrasos maiores que os pacotes do outro tipo.

Finalmente, na Figura 3.8 são mostradas as curvas de desvio padrão do atraso médio. Pela primeira vez, a redução da taxa  $\lambda$  apresentou um efeito negativo sobre o armazenador óptico. O desvio padrão mostrou-se maior quando taxas de chegada de pacotes menores foram consideradas. Outra observação a ser feita é que o valor de  $D$  correspondente ao maior desvio padrão é maior quanto menor o valor de  $\lambda$ .

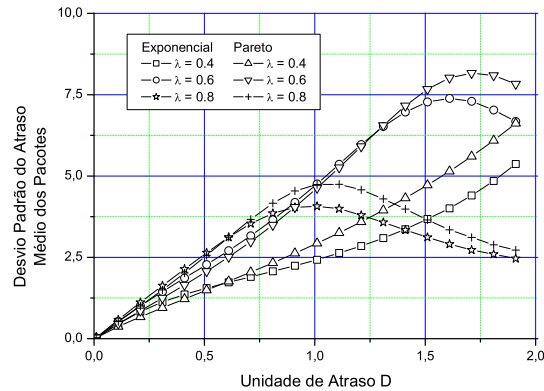


Figura 3.8: Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Disciplina FIFO,  $B = 16$  e diferentes valores de  $\lambda$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

A partir dos resultados obtidos, pode-se verificar que o desempenho do armazenador óptico com a política FIFO é regular pois, mesmo com 32 fibras, a probabilidade de bloqueio ainda é considerável ( $\approx 5\%$ ) quando  $\lambda = 0,8$  pacote/unidade de atraso. Vale lembrar que o armazenador em questão não utiliza os benefícios obtidos pela conversão de comprimento de onda e pelo roteamento por deflexão, mecanismos que ajudariam na redução do bloqueio dos pacotes, como mostrado em [13]. A seguir, serão descritas políticas de preenchimento de vazios, que são também alternativas para a redução do descarte de pacotes.

## 3.2 Preenchimento de Vazios - “Void Filling”

Como mencionado no capítulo anterior, as políticas de preenchimento de vazios visam utilizar os espaços vazios existentes entre os pacotes que atravessam o armazenador óptico e que foram criados pelo fato do armazenador óptico ser capaz de prover apenas atrasos discretos[21, 8].

Em um dado instante, o armazenador óptico conterá um certo número de pacotes e, conseqüentemente, existirão espaços vazios entre esses pacotes. Considere 2 pacotes consecutivos (ou seja, não há outro pacote entre esses dois) que atravessam o armazenador óptico e que

a cauda do primeiro se encontre no ponto  $c$  do eixo de tempo da Figura 3.9 e que o outro comece no ponto  $d$  do mesmo eixo. Portanto, o vazio entre os dois possuirá um tamanho  $m = d - c$ . Dada a chegada de um novo pacote, de tamanho  $\tau$ , não basta que  $m \geq \tau$  seja verdade para que esse pacote seja alojado neste espaço. Como mencionado anteriormente, os pacotes recém-chegados só podem entrar nas fibras de atraso através de seus respectivos pontos de acesso. Portanto, se existir um ponto de acesso em  $D_j$  e  $c \leq D_j \leq d$ , o pacote ingressante poderá ser alojado neste vazio somente se  $\tau \leq d - D_j$ .

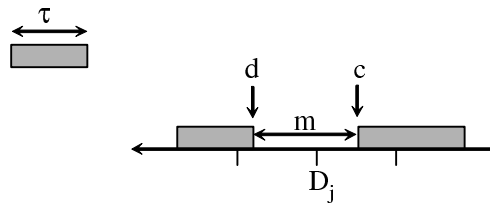


Figura 3.9: Considerações sobre a alocação de um pacote ingressante em um vazio.  $\tau$  deve ser menor que  $d - D_j$  para que o pacote possa ser alojado no vazio em questão.

### 3.2.1 Mínimo Atraso Médio de Pacotes

#### *“Minimum Average Packet Delay”* - MAPD

Dada a chegada de um pacote, poderão existir vários vazios que podem ser usados para alojar este pacote, além de eventuais pontos de acesso que ainda estão disponíveis. Ordenando-se esses vazios em ordem crescente de ocorrência, ou seja, os vazios que podem ser acessados a partir dos pontos de acesso das fibras de atraso menores vêm primeiro, e adotando-se uma postura “gulosa”, o pacote ingressante será alojado no primeiro vazio capaz de alojá-lo. Se não existir um vazio que possa ser utilizado, o pacote será alojado no armazenador seguindo-se o procedimento utilizado no caso da política FIFO. Na Figura 3.10 é mostrado um pequeno

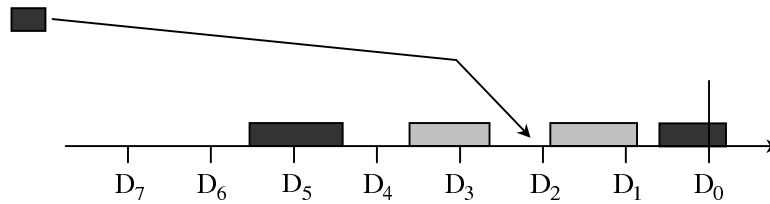


Figura 3.10: Alocação de um pacote ingressante segundo a política MAPD.

esquema de como funciona essa política. Por escolher primeiro os vazios acessíveis através dos pontos de acesso das fibras menores, os pacotes sofrerão atrasos menores. Por isso, esta política será referida como política de preenchimento de vazios MAPD, onde MAPD significa “*Minimum Average Packet Delay*”. Nas Figuras 3.11 e 3.12 são mostrados os fluxogramas do simulador de um armazenador óptico com a política MAPD.

A obtenção dos resultados usados na avaliação do desempenho do armazenador óptico com a política MAPD foi feita através de um programa simulador, desenvolvido na linguagem de programação Java, diferente do ocorrido no caso FIFO, quando um modelo analítico exato foi empregado.

As curvas da probabilidade de bloqueio obtidas para  $\lambda = 0,8$  pacotes/unidade de tempo são mostradas na Figura 3.13. Como pode-se observar, a curva obtida possui um comportamento bem diferente do comportamento da curva obtida no caso FIFO. A primeira diferença é a ausência de um valor de  $D$  que apresente uma probabilidade de bloqueio mínima. No caso da política MAPD, a probabilidade de bloqueio começa a decrescer à medida em que o valor da unidade de atraso  $D$  aumenta. A probabilidade de bloqueio decai de maneira mais acentuada quando  $D$  é pequeno e passa a variar de modo mais suave a partir de um certo valor de  $D$ , diferente para cada número de fibras de atraso. Mais uma vez, o desempenho do armazenador é prejudicado quando pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto são considerados.

Na Figura 3.14 são mostradas as curvas do atraso médio dos pacotes e, como pode-se



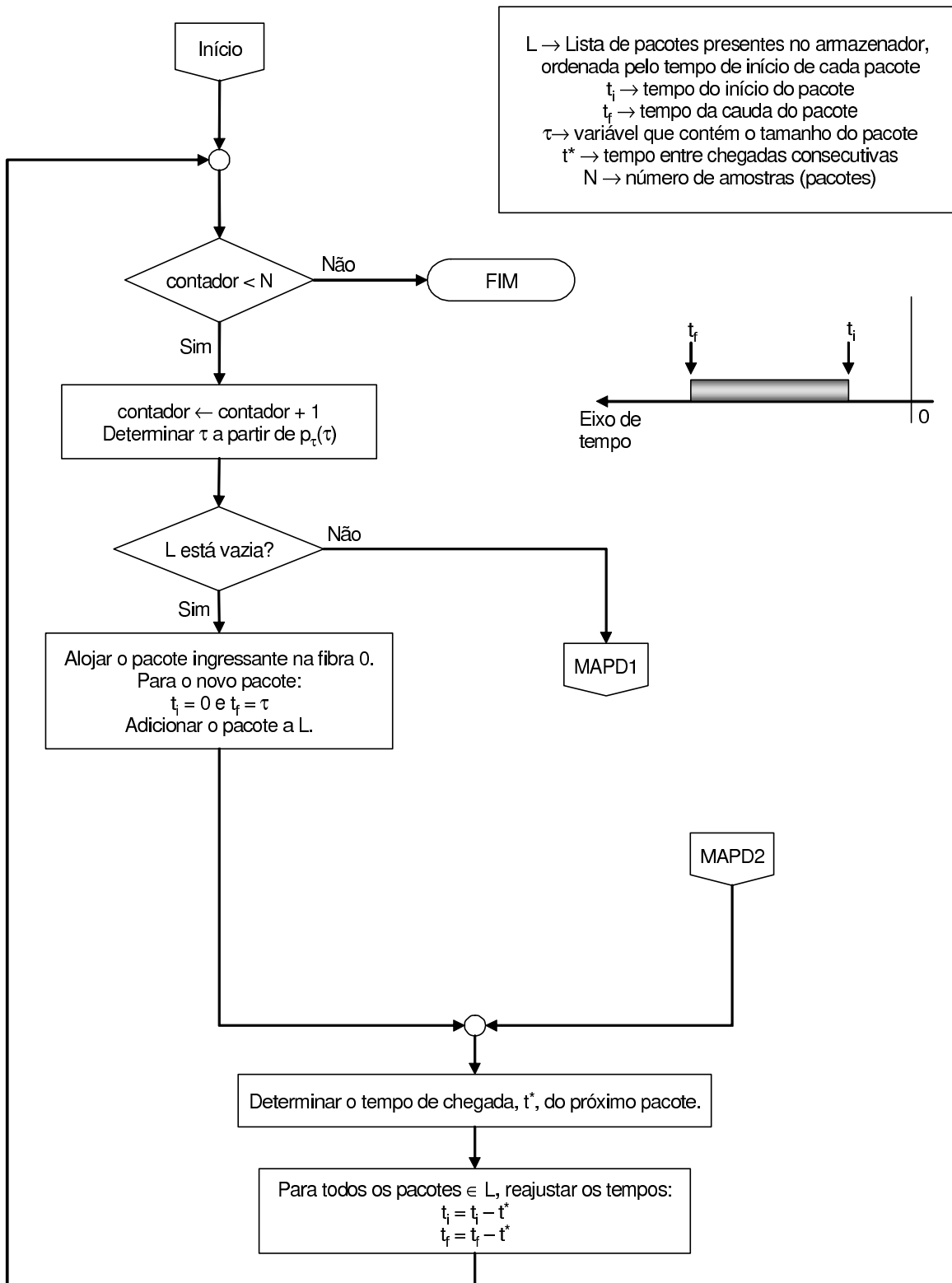


Figura 3.11: Fluxograma 1 - Política MAPD

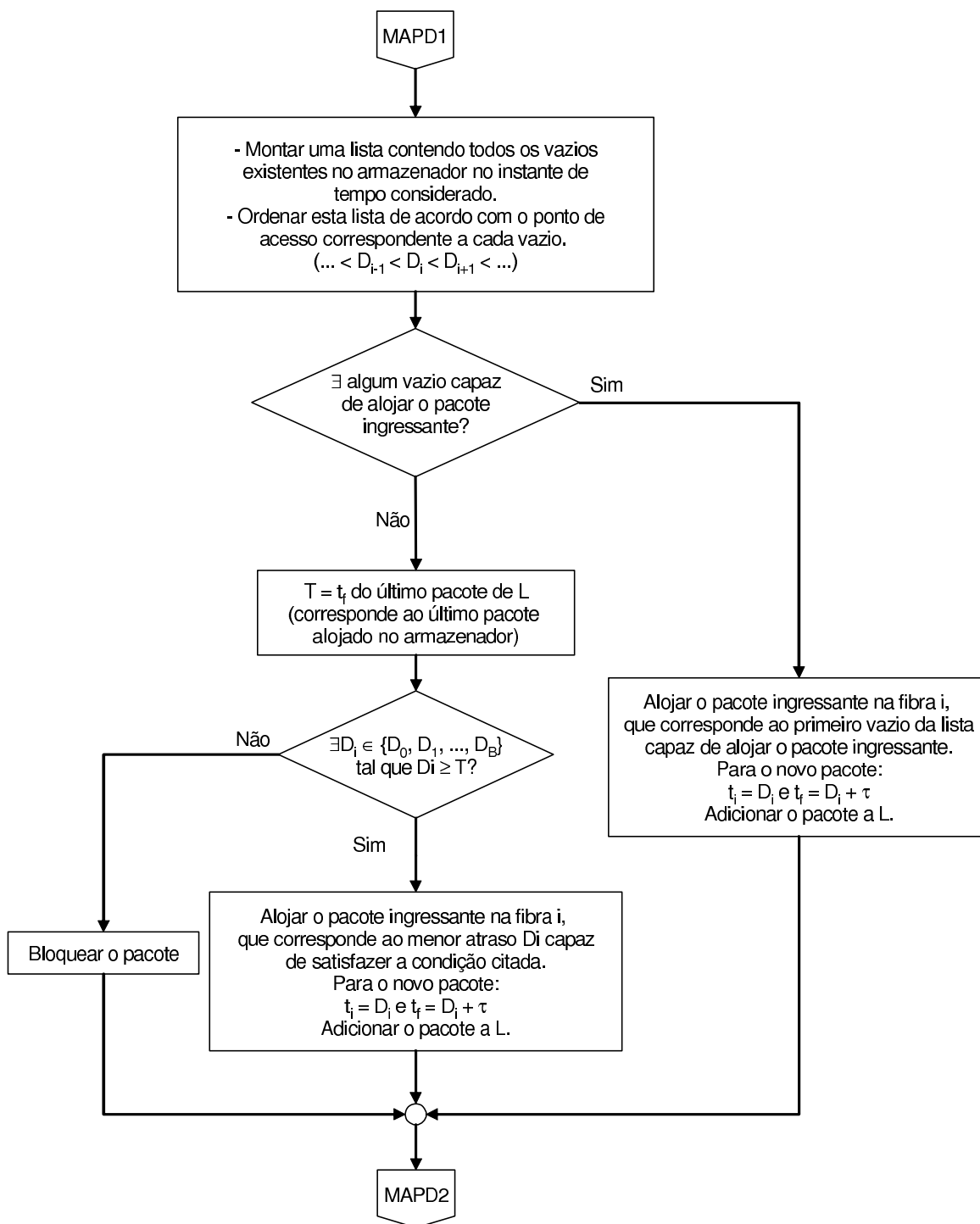


Figura 3.12: Fluxograma 2 - Política MAPD

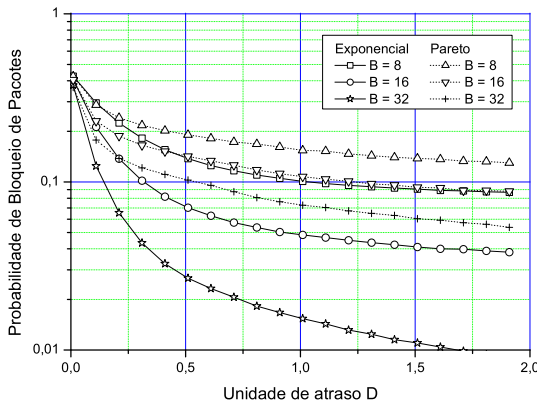


Figura 3.13: Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política MAPD,  $\lambda = 0.8$  e diferentes valores de  $B$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

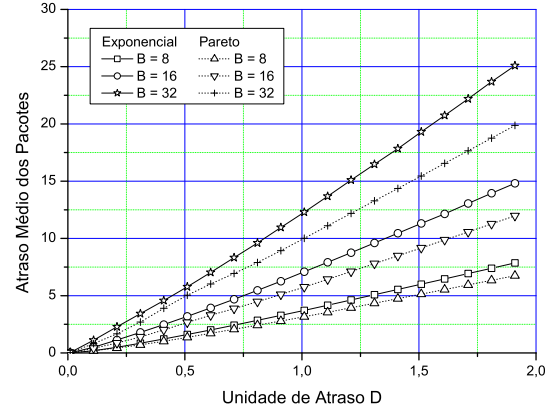


Figura 3.14: Atraso médio dos pacotes. Política MAPD,  $\lambda = 0.8$  e diferentes valores de  $B$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

verificar, o atraso médio varia linearmente em relação à unidade de atraso  $D$ . A variação do atraso médio é maior quando são empregados armazenadores com mais fibras de atraso e quando os pacotes possuem tamanhos exponenciais. Já os gráficos obtidos para o desvio padrão do atraso médio são mostrados na Figura 3.15. Diferente do ocorrido no caso FIFO, o desvio padrão no caso MAPD aumenta linearmente com a unidade de atraso  $D$  e não apresenta um valor máximo. Como no caso do atraso médio dos pacotes, a variação do desvio padrão é maior quando  $B$  é maior e quando pacotes de tamanho exponencial são considerados.

A política MAPD tenta alocar os pacotes ingressantes nos vazios existentes sempre que possível e, com isso, a ordem dos pacotes não é preservada. É interessante quantizar qual a probabilidade de inversão da ordem dos pacotes, isto é, qual a probabilidade de um pacote ingressante ser transmitido pela fibra de saída antes de qualquer outro pacote que tenha chegado antes. Esta probabilidade é dada pela razão entre o número de pacotes que foram alocados nos vazios e o número total de pacotes alojados no armazenador. O resultado obtido é mostrado na Figura 3.16. Como pode-se verificar, a probabilidade de inversão da ordem dos pacotes é considerável, crescendo rapidamente enquanto  $D < 1,0$ . A partir deste valor da

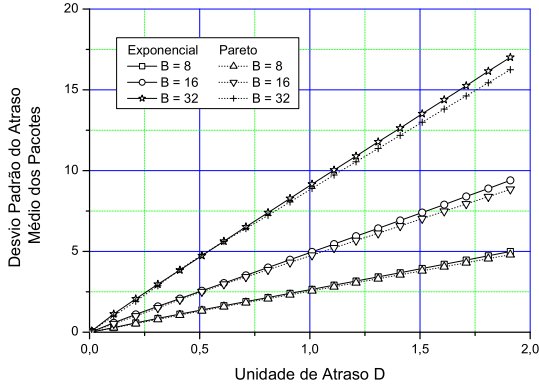


Figura 3.15: Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política MAPD,  $\lambda = 0.8$  e diferentes valores de  $B$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1, 5$ .

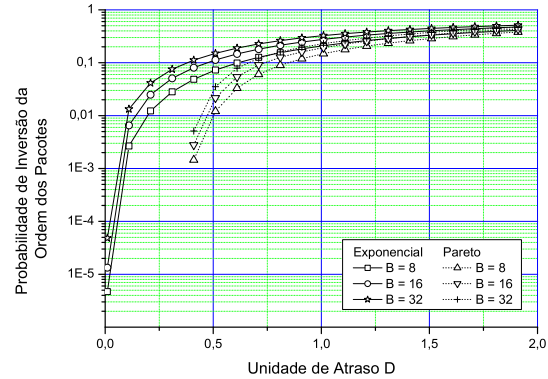


Figura 3.16: Probabilidade de Inversão da ordem dos pacotes. Política MAPD,  $\lambda = 0.8$  e diferentes valores de  $B$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1, 5$ .

unidade de atraso, o crescimento passar a ser mais ameno, porém, a probabilidade de inversão ainda chega a atingir aproximadamente 60% quando  $D \approx 2$ . Quanto maior o valor de  $D$ , maior a probabilidade de inversão e, no limite quando  $D \rightarrow \infty$ , a probabilidade de inversão tende a 1. Finalmente, um fato interessante ocorre com a curva obtida para a distribuição de Pareto: não existe inversão para valores de  $D$  menores que aproximadamente 0,33. Isso se deve ao fato de que, dados os parâmetros utilizados ( $\bar{\tau} = 1,0$  e  $\alpha = 1,5$ ), não existem pacotes menores que  $\tau_{min} = 0,33$ , logo, se  $D < 0,33$ , não existem vazios capazes de alojar um pacote inteiro.

Como feito no caso anterior, o desempenho do armazenador óptico com a política MAPD foi avaliado segundo diferentes valores da taxa de chegada  $\lambda$ . Os resultados obtidos são mostrados nas Figuras 3.17, 3.18, 3.19 e 3.20. Com a redução da taxa de chegada, há uma redução considerável da probabilidade de bloqueio para o caso de pacotes de tamanho exponencial. O mesmo não ocorre quando pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto são considerados, ou seja, mesmo que a taxa de chegada de pacotes seja baixa ( $\lambda = 0,4$  pacote/unidade de tempo), a probabilidade de bloqueio continua elevada. Já quando as curvas de atraso médio são consideradas, pode-se notar que o comportamento

linear deixa de existir quando temos taxas de chegada menores. O atraso médio apresentado no caso de pacotes de tamanhos exponenciais passa a ser menor que o atraso observado para pacotes cujos tamanhos seguem a outra distribuição quando  $D > 1,0$  e  $\lambda = 0,4$ , comportamento não observado nas outras curvas, tanto da Figura 3.18 quanto da Figura 3.14. O mesmo ocorre com o desvio padrão do atraso médio dos pacotes. As curvas obtidas não apresentam comportamento linear para taxas  $\lambda$  menores e o atraso médio dos pacotes de tamanhos exponenciais passa a apresentar um desvio padrão menor. Por último, temos as curvas da probabilidade de inversão da ordem dos pacotes mostradas na Figura 3.20. A forma dessas curvas permaneceu inalterada, fato que não foi constatado para as curvas de atraso médio e desvio padrão do atraso médio. A única alteração notada foi que quanto menor a taxa de chegada de pacotes, menor o valor da probabilidade de inversão para o qual a curva converge.

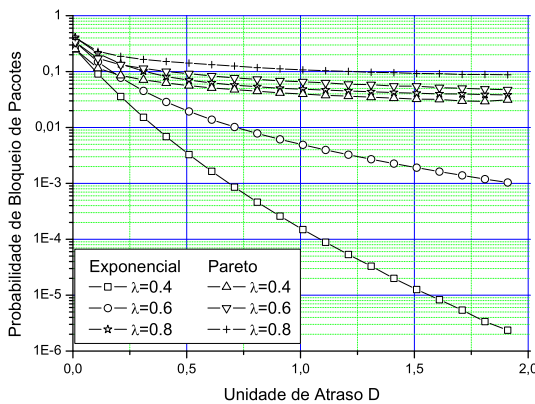


Figura 3.17: Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política MAPD,  $B = 16$  e diferentes valores de  $\lambda$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

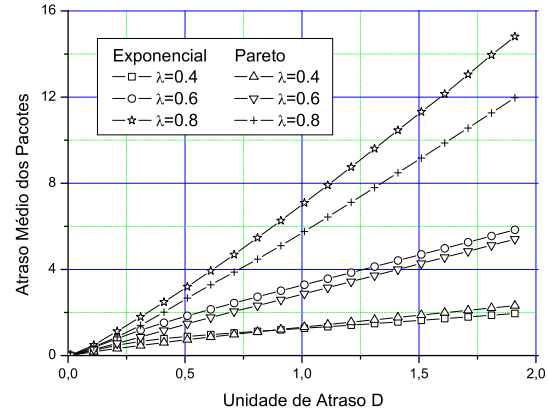


Figura 3.18: Atraso médio dos pacotes. Política MAPD,  $B = 16$  e diferentes valores de  $\lambda$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

A utilização da política MAPD ocasionou melhorias na probabilidade de bloqueio de pacotes e nas demais métricas citadas. Entretanto, o uso desta política introduz um novo fator que é a probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Uma probabilidade de inversão da ordem muito elevada pode ter um impacto muito negativo quando consideramos a pilha

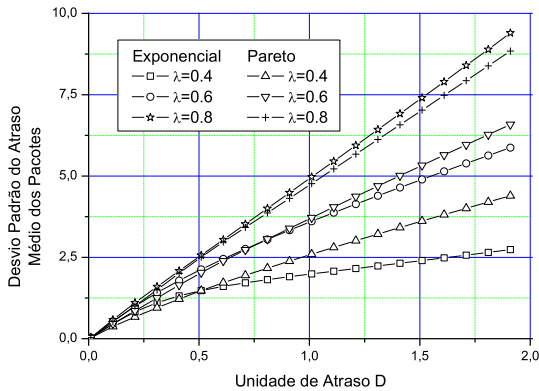


Figura 3.19: Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política MAPD,  $B = 16$  e diferentes valores de  $\lambda$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1, 5$ .

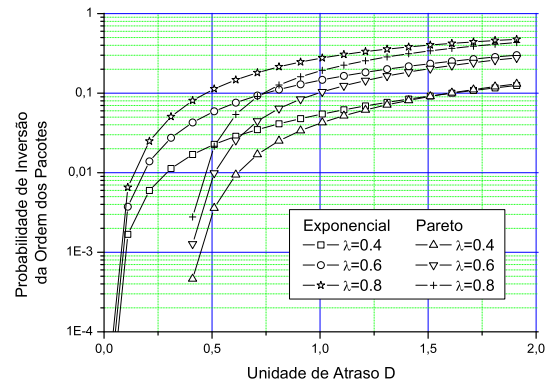


Figura 3.20: Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política MAPD,  $B = 16$  e diferentes valores de  $\lambda$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1, 5$ .

de protocolos de rede. Uma inversão muito grande da ordem dos pacotes faz com que as camadas superiores da pilha de protocolos tenham que armazenar uma quantidade maior de dados até que esta informação possa ser corretamente processada e enviada para as camadas superiores. Desta maneira, é interessante a elaboração de políticas que apresentem melhorias se comparadas à política FIFO mas que não apresentem esse inconveniente da política MAPD. Assim, uma política alternativa, que busca resolver esses inconvenientes ou, pelo menos, amenizar seus efeitos, será mostrada a seguir.

### 3.2.2 Probabilidade Reduzida de Inversão da Ordem dos Pacotes

#### “Reduced Packet Order Inversion Probability” - RPOIP

Esta política é uma variação da política MAPD que tenta reduzir a probabilidade de inversão da ordem dos pacotes ocasionada pelo preenchimento de vazios. Por isso, essa política será chamada de política *Probabilidade Reduzida de Inversão da Ordem dos Pacotes* e será referida por RPOIP.

A política anterior, MAPD, tenta alojar o pacote ingressante no primeiro vazio disponível e, caso isso não seja possível, a alocação do pacote é feita segundo a política FIFO. A política

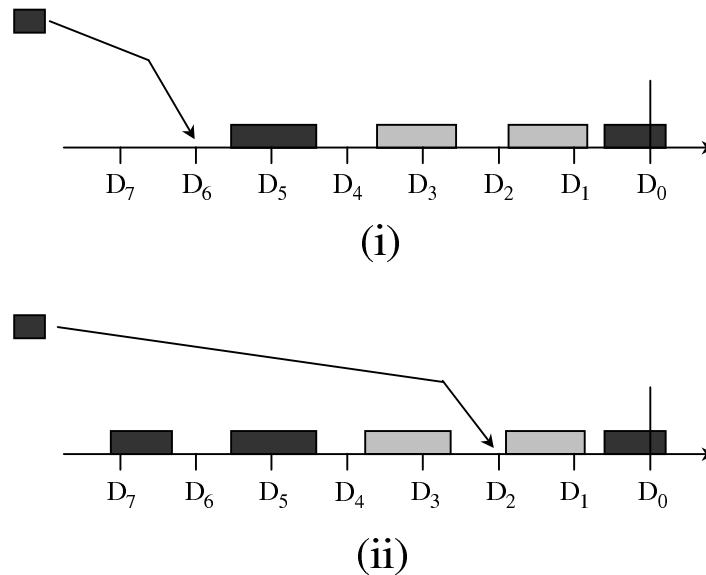


Figura 3.21: Alocação de um pacote ingressante segundo a política RPOIP.

RPOIP inverterá a seqüência dos passos efetuados pela política MAPD, ou seja, inicialmente, essa política buscará alojar o pacote no armazenador segundo a política FIFO e, se o pacote não puder ser alojado sob essas condições, será feita a tentativa de alocação do pacote em algum vazio existente conforme feito no caso da política MAPD. Se o pacote não puder ser acomodado em nenhum vazio, ele será, finalmente, descartado. O esquema de funcionamento desta política é mostrado na Figura 3.21 e os fluxogramas que a descrevem se encontram nas Figuras 3.22 e 3.23.

O resultado das simulações são mostrados nas Figuras 3.24, 3.25, 3.26 e 3.27. Para valores pequenos de  $D$ , a quantidade de vazios capazes de alojar um pacote ingressante é pequena, dado que o tamanho dos pacotes tende a ser maior que o tamanho dos vazios. Por isso, a curva da probabilidade de bloqueio mostrada na Figura 3.24 é bem semelhante à curva obtida para a política FIFO, quando  $D$  é pequeno. À medida em que  $D$  aumenta, os vazios começam a ficar maiores e passam a alojar pacotes que não puderam ser atendidos segundo a política FIFO. Com isso, o bloqueio observado no caso FIFO quando  $D$  possui valores maiores é

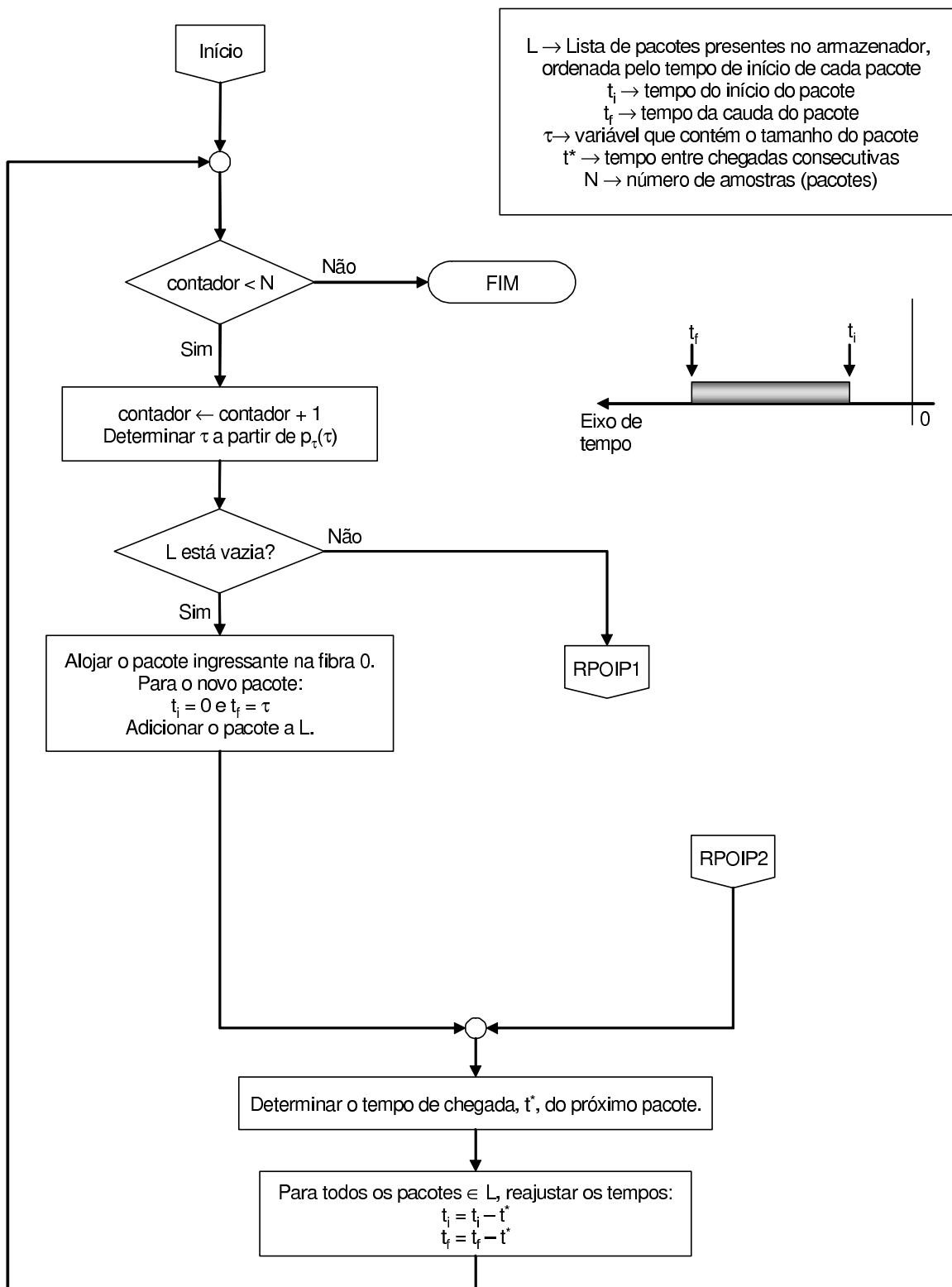


Figura 3.22: Fluxograma 1 - Política RPOIP



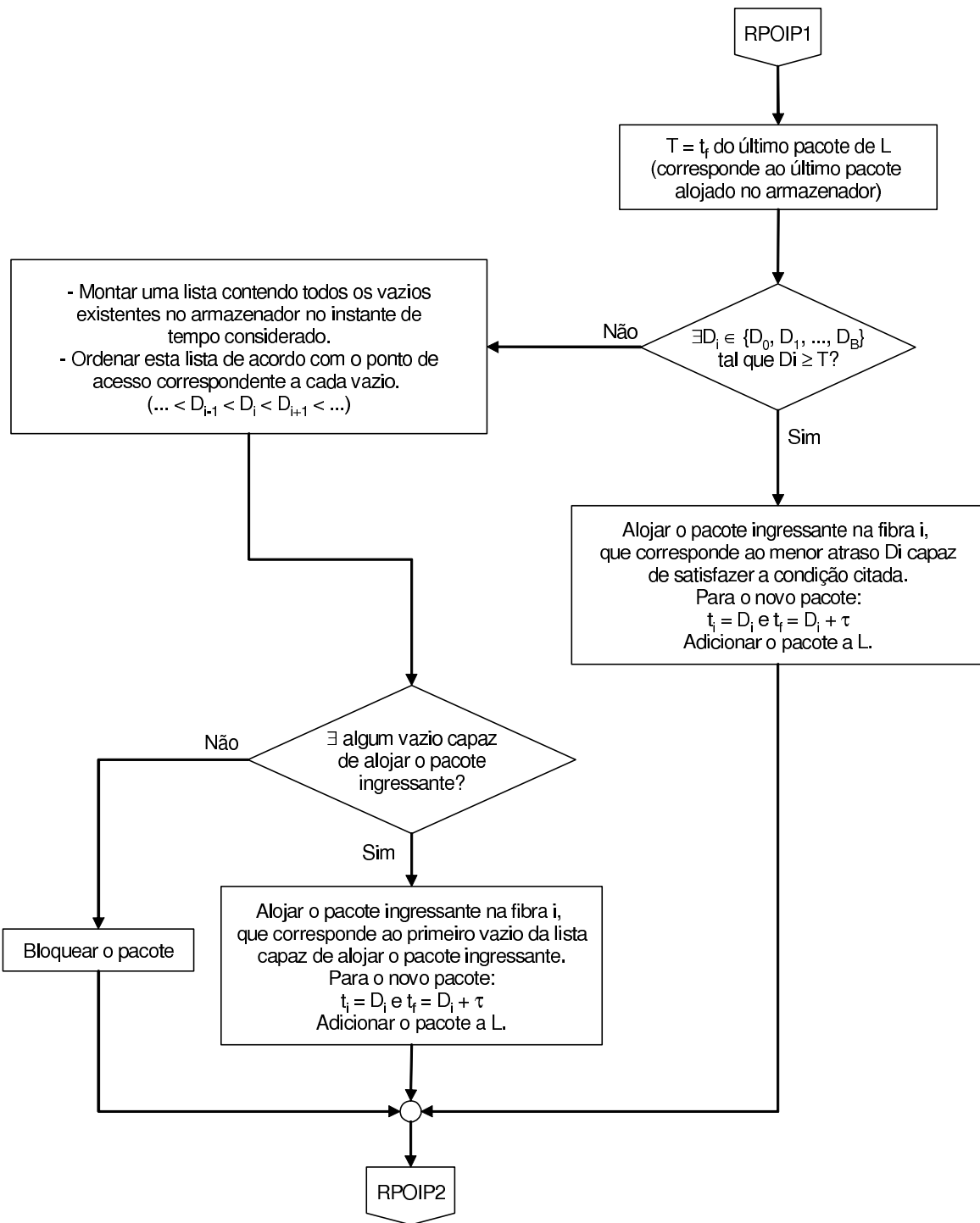


Figura 3.23: Fluxograma 2 - Política RPOIP

reduzido, como pode ser visto na Figura 3.24. Infelizmente, pelo fato de tentar alojar um pacote ingressante segundo a política FIFO primeiro, vazios que poderiam ser utilizados não são considerados e, desta maneira, o armazenador não pode ser melhor utilizado como no caso do MAPD. O comportamento observado na curva da probabilidade de bloqueio se repete nas outras curvas. Para valores pequenos de  $D$ , as curvas são semelhantes às curvas do caso FIFO e, à medida em que  $D$  aumenta, as curvas passam a apresentar um comportamento intermediário entre FIFO e MAPD. O fato de descartar alguns vazios que poderiam ser usados para alojar pacotes faz com que o desempenho desta política não seja tão bom quanto ao da política MAPD, porém, além de ser melhor que o da política FIFO, essa política apresenta uma probabilidade de inversão da ordem dos pacotes menor, como pode ser visto na Figura 3.27. Enquanto a probabilidade de inversão para o caso MAPD alcançava valores em torno de 60% quando  $D \approx 2$ , a política em questão apresentou uma probabilidade de inversão de aproximadamente 30% para o mesmo valor de  $D$ , ou seja, a probabilidade de inversão foi reduzida pela metade.

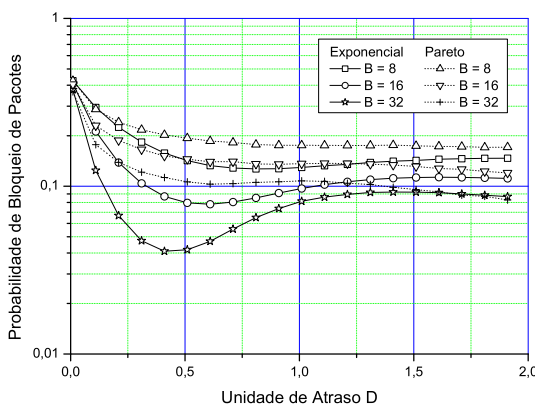


Figura 3.24: Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política RPOIP,  $\lambda = 0.8$  e diferentes valores de  $B$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1, 5$ .

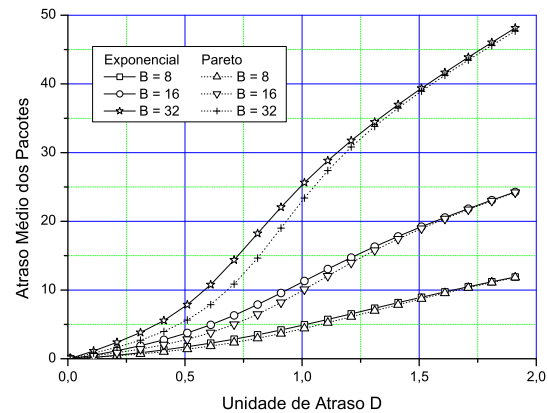


Figura 3.25: Atraso médio dos pacotes. Política RPOIP,  $\lambda = 0.8$  e diferentes valores de  $B$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1, 5$ .

Seguindo o procedimento anterior, foram feitas simulações para três valores diferentes da taxa de chegada de pacotes  $\lambda$ . Os resultados das simulações estão presentes nas Figuras 3.28,

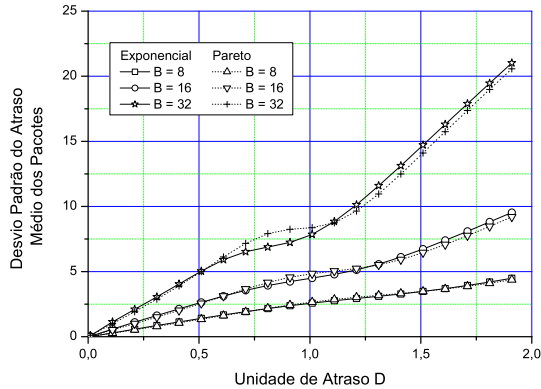


Figura 3.26: Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política RPOIP,  $\lambda = 0,8$  e diferentes valores de  $B$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1, 5$ .

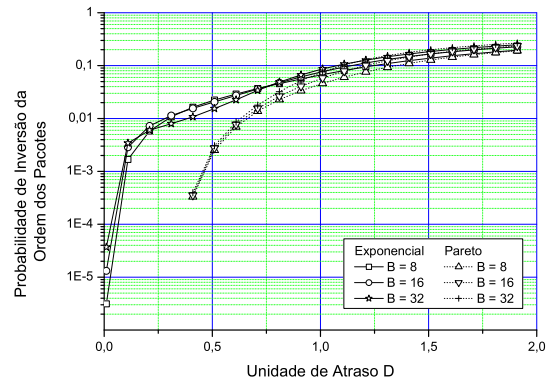


Figura 3.27: Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política RPOIP,  $\lambda = 0,8$  e diferentes valores de  $B$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1, 5$ .

3.29, 3.30 e 3.31.

Como nos casos anteriores, a redução da taxa de chegada de pacotes ocasiona a diminuição de todas as grandezas envolvidas, ou seja, quanto menor a taxa  $\lambda$ , menores serão a probabilidade de bloqueio, o atraso médio dos pacotes e a probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Apenas a curva do desvio padrão apresentou um comportamento diferente, na região  $1,0 \leq D < 1,75$ , onde o desvio padrão quando  $\lambda = 0,6$  [pacotes/unidade de tempo] foi maior que o desvio para  $\lambda = 0,8$  [pacotes/unidade de tempo].

Uma situação interessante ocorre com a curva da probabilidade de inversão da ordem dos pacotes e só tornou-se visível quando a taxa  $\lambda$  possuía um valor pequeno ( $\lambda = 0,4$  [pacotes/unidade de tempo]): a probabilidade de inversão aumenta com o aumento de  $D$  e, após um certo valor de  $D$ , essa probabilidade passa a diminuir. Quando  $D$  atinge valores próximos ao seu valor ótimo (valor com menor probabilidade de bloqueio), a probabilidade de inversão volta a crescer novamente. As curvas de desempenho da política RPOIP se aproximam das curvas da política FIFO para valores de  $D$  pequenos, menores que o valor de  $D$  ótimo ( $D_{ótimo}$ ) verificado no caso da política FIFO. Quando a unidade de atraso passa a ser maior que este valor  $D_{ótimo}$ , a probabilidade de bloqueio da política FIFO começa a crescer

pois não existem mais pontos de acessos disponíveis para alocar um novo pacote. A partir deste momento, na política RPOIP, a utilização de vazios começa a ser mais freqüente. O comportamento observado na Figura 3.31 mostra que, quando  $D$  atinge as proximidades de seu valor ótimo, a probabilidade de inversão da ordem dos pacotes sofre uma certa redução, passando a crescer novamente com o aumento de  $D$ .

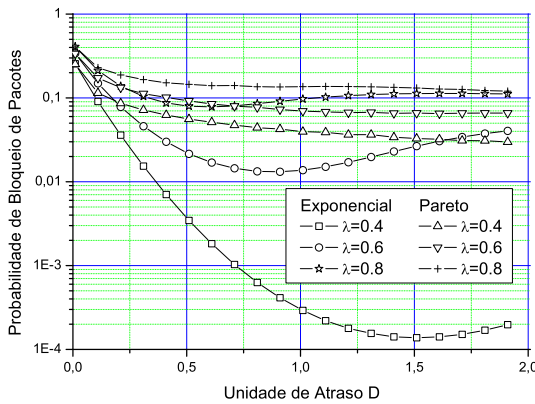


Figura 3.28: Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política RPOIP,  $B = 16$  e diferentes valores de  $\lambda$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

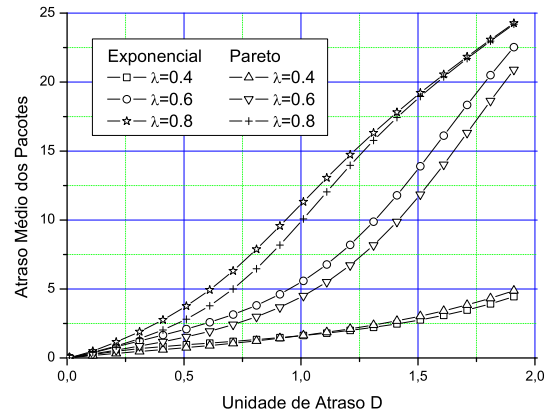


Figura 3.29: Atraso médio dos pacotes. Política RPOIP,  $B = 16$  e diferentes valores de  $\lambda$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

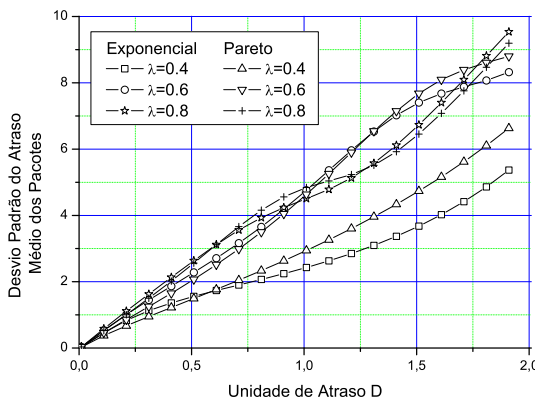


Figura 3.30: Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política RPOIP,  $B = 16$  e diferentes valores de  $\lambda$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

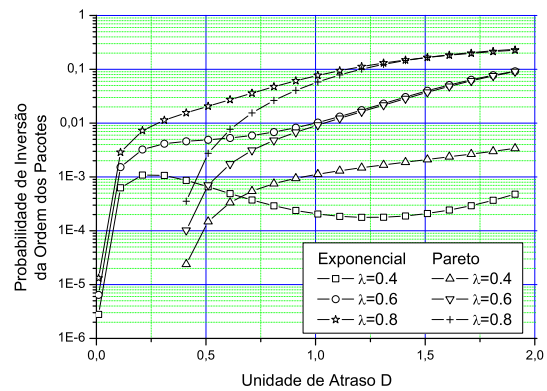


Figura 3.31: Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política RPOIP,  $B = 16$  e diferentes valores de  $\lambda$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

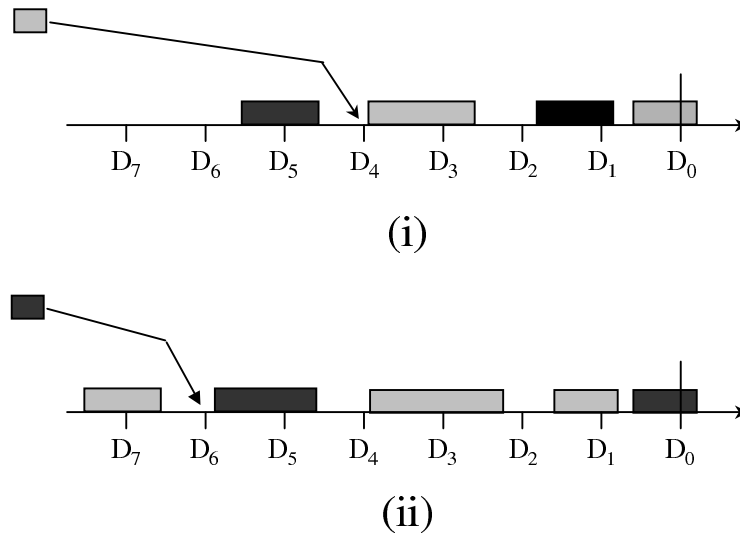


Figura 3.32: Alocação de um pacote ingressante segundo a política PFFIFO. Cada cor corresponde a um fluxo diferente.

### 3.2.3 Fila Ordenada por Ordem de Chegada por Fluxos

#### Per Flow FIFO - PFFIFO

No decorrer deste capítulo foi mostrado que armazenadores ópticos que efetuam preenchimento de vazios apresentam probabilidades de bloqueio menores que as obtidas por armazenadores que trabalham com a política FIFO. Entretanto, o uso de preenchimento de vazios introduz um fator negativo que é a inversão da ordem dos pacotes. Uma probabilidade de inversão da ordem dos pacotes grande pode sobrecarregar as camadas superiores da pilha de protocolos de rede pois estas deverão reter os pacotes até que sejam colocados em ordem e entregues à aplicação de destino.

Os pacotes que são transmitidos através da rede óptica são provenientes das mais diversas aplicações. Quando a política MAPD é executada, ela não faz distinção entre os pacotes e suas fontes (aplicações). Se considerarmos que os pacotes podem ser agrupados em fluxos, cada fluxo correspondendo a um destino por exemplo, podemos utilizar a política MAPD mas com uma condição extra: a de que os pacotes pertencentes a um mesmo grupo devem

manter sua ordem dentro deste fluxo. Com isso, não será necessário reter os pacotes de um mesmo grupo no nó-destino pois, dentro deste fluxo, os pacotes estarão ordenados. Essa nova proposta será chamada de *fila ordenada por ordem de chegada por fluxo* - PFFIFO - e será o objeto de estudo desta seção.

A Figura 3.32 mostra como seria a operação desta política em uma situação onde existem dois fluxos distintos. Se um pacote do fluxo  $u$  chegar ao armazenador, o sistema de gerência tenta acomodá-lo no armazenador como no caso da política MAPD, ignorando-se os vazios existentes antes do último pacote do fluxo  $u$  que foi alojado no armazenador antes deste pacote ingressante. Nas Figuras 3.33 e 3.34 são mostrados fluxogramas que mostram como funciona a política PFFIFO.

Os resultados obtidos nas simulações consideravam que o tráfego era uniformemente distribuído entre  $N$  fluxos. Como o tráfego foi uniformemente dividido entre os fluxos, os gráficos mostram resultados obtidos através da média aritmética das grandezas envolvidas. Como não há inversão de ordem entre os pacotes de um mesmo fluxo, essa medida perdeu sua relevância e não foi considerada.

Nas Figuras 3.35, 3.36 e 3.37 são mostrados os resultados obtidos quando  $N = 2, 4, 8$  e  $16$  e o tamanho dos pacotes segue a distribuição Exponencial. Adicionalmente, foram colocadas a curva para somente um fluxo e a curva para infinitos fluxos. Quando somente um fluxo é considerado, a política se comporta como a política FIFO comum. Já quando temos infinitos fluxos, essa política se comporta como a política MAPD.

Observando-se a curva de probabilidade de bloqueio, podemos verificar que a política PFFIFO se comporta como o esperado; à medida em que o número de fluxos  $N$  aumenta, a curva da probabilidade de bloqueio se aproxima da curva da política MAPD e à medida em que  $N$  diminui, a curva da probabilidade de bloqueio se aproxima da curva do caso FIFO. Esse mesmo comportamento é verificado nas curvas do atraso médio dos pacotes e de seu desvio padrão. Nas Figuras 3.38, 3.39 e 3.40 são mostrados os resultados quando o tamanho

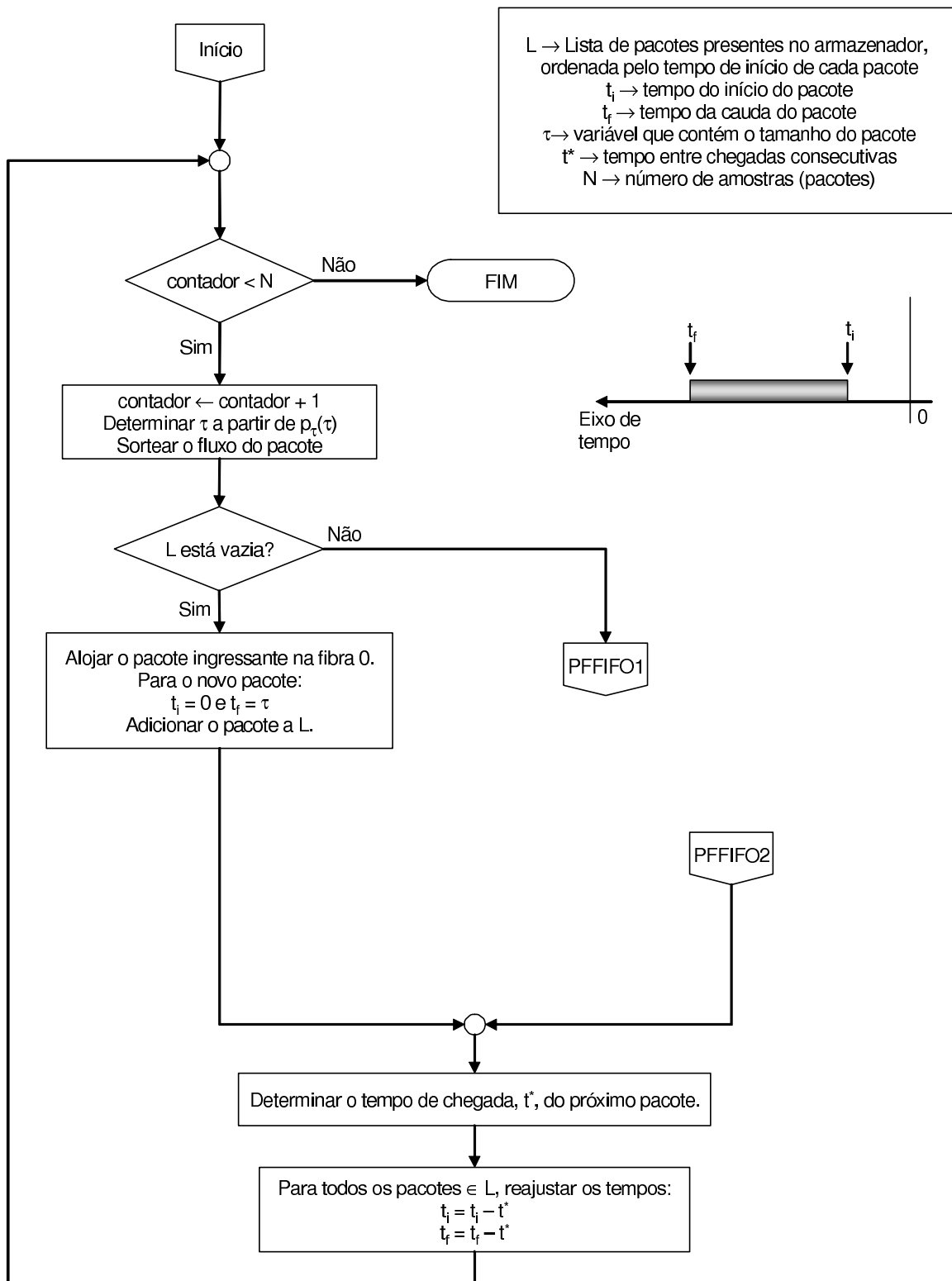


Figura 3.33: Fluxograma 1 - Política PFFIFO

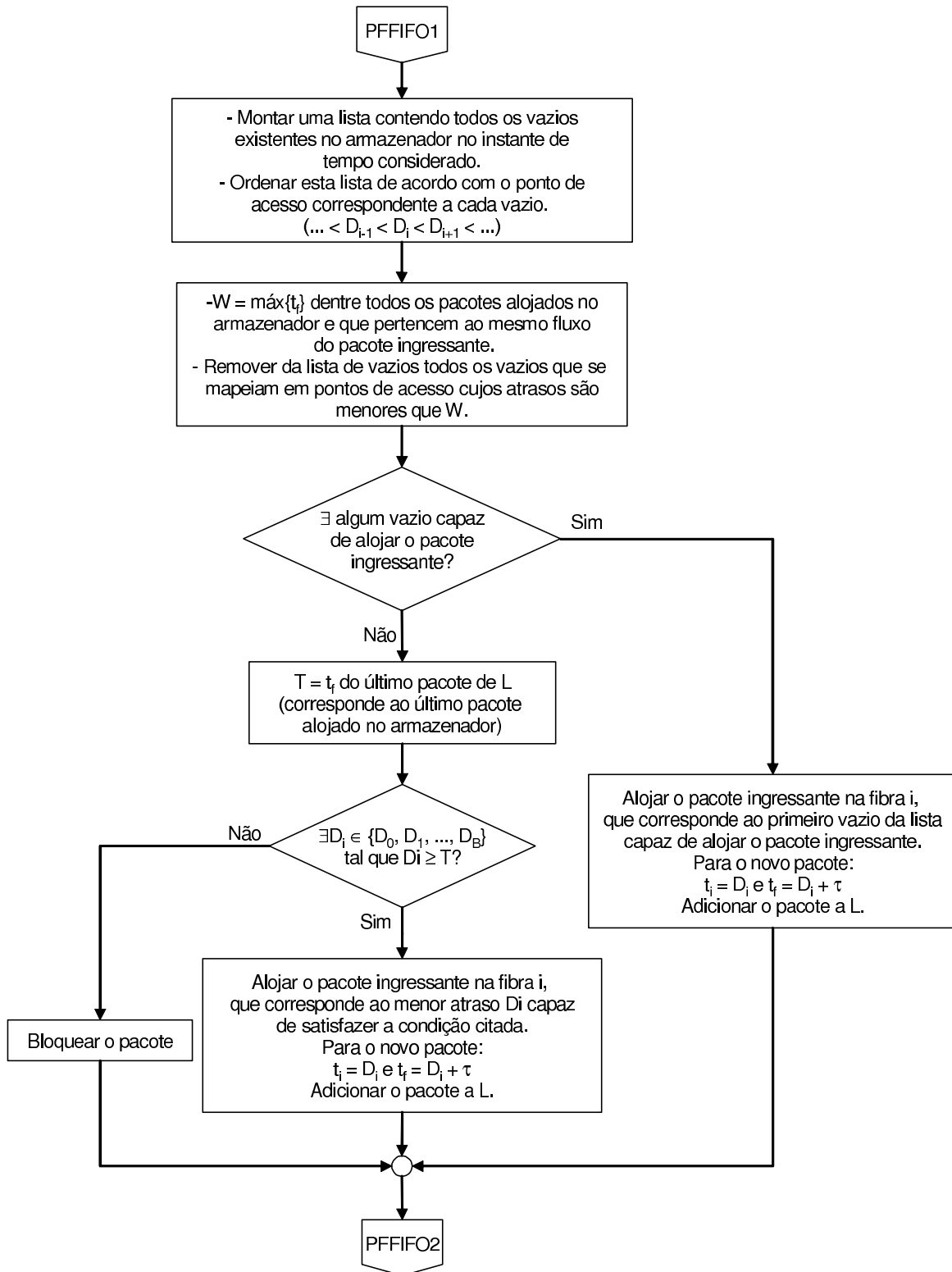


Figura 3.34: Fluxograma 2 - Política PFFIFO



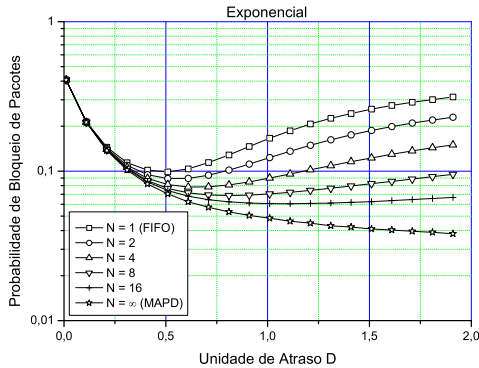


Figura 3.35: Valor médio da probabilidade de bloqueio de pacotes. Política PF-FIFO,  $\lambda = 0.8$ ,  $B = 16$  e diferentes valores de  $N$ .  $\bar{\tau} = 1$ . (Exponencial)

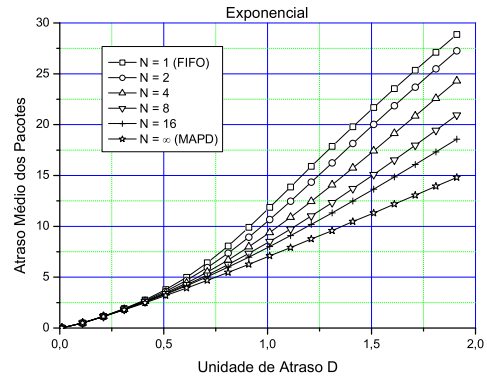


Figura 3.36: Valor médio do atraso médio dos pacotes. Política PFFIFO,  $\lambda = 0.8$ ,  $B = 16$  e diferentes valores de  $N$ .  $\bar{\tau} = 1$ . (Exponencial)

dos pacotes segue a distribuição de Pareto. Como pode-se ver, a situação ocorrida no caso anterior (pacotes de tamanhos exponenciais) se repete, o que indica que o tipo de distribuição utilizada não influencia tanto o comportamento das curvas obtidas para esta política.

Desta maneira, o gerenciamento da rede pode coordenar a formação de fluxos de acordo com o nó destino. Quanto maior o número de fluxos, melhor será o desempenho obtido pelo armazenador, uma vez que a política PFFIFO se aproximará da política MAPD, com a vantagem de não existir inversão da ordem dos pacotes dentro de um mesmo fluxo.

### 3.3 Análise Comparativa

Este capítulo apresentou quatro políticas que podem ser utilizados pelo sistema de gerência na resolução do problema de alocação de pacotes dentro do armazenador óptico. A política FIFO é uma política muito estudada na literatura e é a que apresenta o pior desempenho em termos de probabilidade de bloqueio. Nos resultados mostrados, existe um valor da unidade de atraso  $D$  para o qual o armazenador óptico fornece a menor probabilidade de bloqueio no caso FIFO. Esse valor ótimo de  $D$  depende do número de fibras que compõem

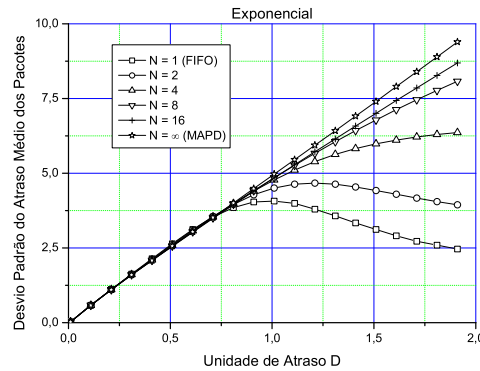


Figura 3.37: Valor médio do desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política PFFIFO,  $\lambda = 0.8$ ,  $B = 16$  e diferentes valores de  $N$ .  $\bar{\tau} = 1$ . (Exponencial)

o armazenador óptico e de fatores relacionados ao tráfego de pacotes, principalmente, da taxa de chegada de pacotes  $\lambda$ . Como o desempenho do armazenador óptico com FIFO é altamente dependente das características do tráfego, o dimensionamento deste armazenador é uma questão crítica pois qualquer alteração do perfil de tráfego pode levar a uma degradação grande do desempenho, o que torna o armazenador óptico com FIFO pouco flexível. A política FIFO também apresenta o pior desempenho em termos de atraso médio dos pacotes. Isso ocorre porque um pacote ingressante só pode ser alocado após o último pacote transferido para o armazenador, ou seja, em pontos de acesso cujos atrasos são maiores que o tempo necessário para transmitir o último pacote transferido para o armazenador óptico no momento da chegada do pacote ingressante. Já quando consideramos o desvio padrão do atraso médio, a política FIFO mostra-se superior às demais, fornecendo o menor desvio padrão. Além disso, a política FIFO apresenta um desvio padrão máximo, o que a torna excelente candidata para política de resolução de contenção quando o tráfego é composto por dados de aplicações que são sensíveis ao “jitter”, como telefonia, por exemplo.

A política MAPD foi a política que forneceu a menor probabilidade de bloqueio e o menor atraso médio dos pacotes. Por utilizar os vazios sempre que possível, essa política consegue

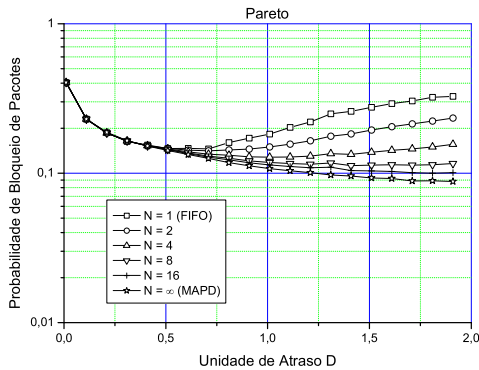


Figura 3.38: Valor médio da probabilidade de bloqueio de pacotes. Política PF-FIFO,  $\lambda = 0.8$ ,  $B = 16$  e diferentes valores de  $N$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ . (Pareto)

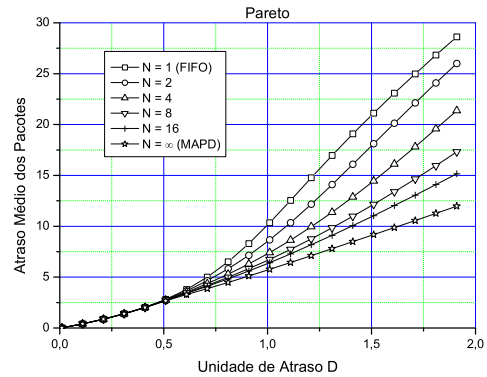


Figura 3.39: Valor médio do atraso médio dos pacotes. Política PFFIFO,  $\lambda = 0.8$ ,  $B = 16$  e diferentes valores de  $N$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ . (Pareto)

melhorar a vazão do armazenador óptico. Além disso, a política MAPD tenta alojar os pacotes nos vazios mais próximos da origem do eixo de tempo mostrado na Figura 2.6 e essa tática “gulosa” faz com que o atraso médio seja reduzido. Infelizmente, essa característica também é responsável por sua maior desvantagem, a probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Como descrito anteriormente, as camadas superiores deverão armazenar os pacotes até que sejam colocados em ordem e possam ser entregues para a aplicação de destino. Como o volume de informação transportado pelas redes ópticas é grande, o uso da política MAPD pode exigir uma alocação grande de recursos nos nós destino, dada a alta probabilidade de inversão da ordem dos pacotes que esta política apresenta. Além disso, o gerenciamento da política MAPD é mais complexo que o da política FIFO. Enquanto a política FIFO só precisa manter a informação sobre a posição da cauda do último pacote alojado no armazenador, a política MAPD necessita de pleno conhecimento sobre o estado do armazenador e de todos os pacotes que lá se encontram. Dada a alta velocidade das comunicações ópticas, essa informação utilizada pela MAPD é muito dinâmica e envolveria equipamentos mais complexos e, conseqüentemente, mais caros. Desta maneira, uma análise de custo é necessária a fim de

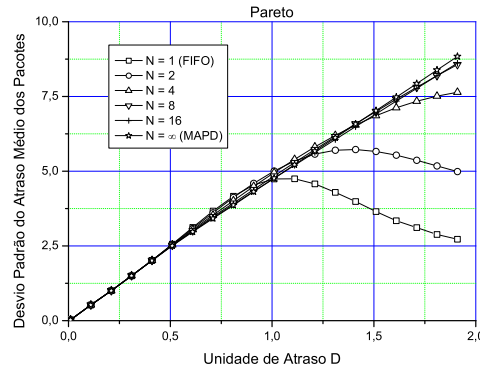


Figura 3.40: Valor médio do desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política PFFIFO,  $\lambda = 0,8$ ,  $B = 16$  e diferentes valores de  $N$ .  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ . (Pareto)

se avaliar a viabilidade de implantação desta política.

A terceira política, RPOIP, foi proposta na tentativa de amenizar as desvantagens da MAPD. Com uma pequena inversão na ordem de como a alocação dos pacotes é feita, conseguiu-se reduzir a probabilidade de inversão a aproximadamente metade da valor obtido para o caso MAPD. Porém, isso foi obtido às custas de um desempenho pior em termos de probabilidade de bloqueio. A probabilidade de bloqueio da RPOIP é maior que a da MAPD pois, ao optar-se por alocar um pacote ingressante como na política FIFO primeiro para depois procurar um vazio capaz de acomodar este pacote, alguns vazios que poderiam ser utilizados são perdidos. Essa política necessita de um sistema de gerência tão complexo quanto o sistema da política MAPD, logo, se a probabilidade de bloqueio for o fator decisivo, é mais vantajoso usar a política MAPD. Porém, como no caso anterior, uma análise de custo deve ser feita. Por exemplo, essa redução da probabilidade de inversão da ordem dos pacotes pode significar gastos menores com recursos extras necessários nos nós destino e, desta maneira, poderiam ser feitos investimentos na implantação da RPOIP.

A última política analisada foi a política PFFIFO. Essa política é muito interessante pois

estabelece a criação de fluxos e, dentro desses fluxos, a ordem dos pacotes deve ser mantida. Quando temos um número razoável de fluxos, essa política apresenta um desempenho próximo do desempenho fornecido pela política MAPD, com a vantagem de não apresentar inversão da ordem dos pacotes que fazem parte de um mesmo fluxo. Além de um sistema de gerência tão complexo quanto o sistema requerido pela política MAPD, PFFIFO necessita de um sistema de gerência na camada de rede que seja capaz de coordenar a criação desses fluxos. Dentre as políticas apresentadas, PFFIFO se mostra uma política bem promissora.

Finalmente, uma observação sobre o tráfego deve ser feita. Em todos os casos, o desempenho do armazenador óptico foi pior quando o tamanho dos pacotes seguia a distribuição de Pareto e o impacto negativo sobre o desempenho do armazenador óptico foi visível. Uma maneira de se contornar esse problema é formatar o tráfego (*“traffic shaping”*) gerado pelos nós antes que ele seja transmitido através da rede.

## Capítulo 4

# Implantação de Diferenciação de Classes Usando Preenchimento de Vazios

As redes de comunicação possuem uma grande diversidade de clientes e, na maioria das vezes, esses clientes apresentam necessidades e características diferentes. Alguns clientes possuem aplicações sensíveis ao atraso, outros possuem aplicações que requerem baixo descarte de pacotes e assim por diante. Desta forma, é natural que as operadoras das redes de comunicação ofereçam classes de serviço diferentes, com o objetivo de atender clientes com exigências diferentes.

Existem clientes que exigem uma alocação maior de recursos ou possuem/requerem uma prioridade maior que os demais. Clientes desta natureza sofrem, conseqüentemente, uma tarifação maior que outros tipos de clientes que possuem aplicações que não necessitam de tantos recursos e/ou apresentam uma prioridade menor. Assim, um cliente pode escolher qual classe de serviço é a mais adequada às suas necessidades buscando, por exemplo, o melhor custo/benefício associado. O termo *Qualidade de Serviço* (“*QoS - Quality of Service*”) é comumente usado quando tratamos de aspectos relacionados à implantação de classes de serviço e sua diferenciação. É um tema que vem ganhando importância nos últimos anos, principalmente, devido ao surgimento de novos serviços, geralmente, clientes da rede IP.

Apesar de possuir campos no cabeçalho de seus pacotes que poderiam ser utilizados para fins de QoS, as redes IP implantadas não fazem quaisquer considerações sobre QoS (esses campos são, geralmente, ignorados pelos nós roteadores), tratando todos os clientes, aplicações ou serviços da mesma maneira. A rede IP baseia-se no princípio de melhor esforço, ou seja, os pacotes são transmitidos mas não há garantia de que esses pacotes chegarão ao seu destino bem como não há garantias de que os pacotes chegarão em ordem ou sofrerão um determinado atraso. Desta forma, algumas arquiteturas foram criadas com o intuito de prover QoS em redes IP nos últimos anos. Dentre essas arquiteturas, podemos citar a IntServ (*“Integrated Service”*[1, 24, 26]) e a DiffServ (*Differentiated Service*[2]).

IntServ opera com a criação de fluxos, reservando recursos através do caminho que liga um par de nós origem-destino. É uma arquitetura capaz de fornecer QoS de maneira efetiva, porém, tem como principal oponente a baixa escalabilidade, decorrente do complexo sistema de controle necessário. É uma arquitetura muito interessante para redes que não são muito grandes. Já a arquitetura DiffServ redefine alguns campos do cabeçalho dos pacotes IP que não são comumente usados e, a partir do valor contido nesses campos, provê um mecanismo de classificação de pacotes. É uma arquitetura onde não há reserva de recursos e QoS absoluto não pode ser assegurado, porém, é uma alternativa interessante, quando consideramos redes de grande porte, e tem apresentado bons resultados. Como as redes ópticas são concebidas para operar basicamente como rede “backbone”, transportando grandes volumes de informação provenientes de vários clientes e aplicações, o uso da arquitetura DiffServ mostra-se adequado. Outro fator favorável a esta arquitetura é a simplicidade do sistema de controle no nó, diferente da arquitetura IntServ, que emprega uma vasta gama de protocolos de comunicação e estabelecimento de fluxos.

Além das duas arquiteturas citadas, outras tecnologias têm ganhado expressão nos últimos anos e, dentre elas, temos o MPLS (*“Multi-Protocol Label Switching”*)[3]. O MPLS busca, além de outras coisas, integrar vários tipos diferentes de redes em um protocolo único. É um

---

protocolo que definiu desde o início métodos para oferecimento de qualidade de serviço. É baseado no estabelecimento de caminhos que são identificados por meio de rótulos (“*labels*”). Uma variante que vem sendo estudada no contexto das redes ópticas é o MPLS, onde os rótulos são associados aos comprimentos de onda usados na transmissão dos dados.

Neste capítulo, uma proposta de implementação de QoS em nós que empregam armazenadores ópticos será discutida. Essa proposta é baseada na classificação dos pacotes que chegam ao armazenador, provendo prioridades diferentes de acordo com a classe do pacote ingressante, e é, portanto, coerente com a arquitetura DiffServ. Estratégias de diferenciação de serviços em redes de pacotes ópticos já foram discutidas e, dentre elas, podemos citar a política de *relutância* (“*balking*”) estudada em [12] e que também segue a linha da arquitetura DiffServ. Essa estratégia foi proposta para armazenadores ópticos que usam a política FIFO e é baseada no princípio de *impaciência*. A *impaciência*, termo usado em teoria de filas, descreve o comportamento dos elementos (clientes) em uma fila e pode se manifestar de três formas:

1. **Relutância (Balking)** - um cliente desiste de entrar na fila se ela estiver muito grande;
2. **Desistência (Reneging)**- um cliente abandona a fila depois de esperar por um tempo muito longo;
3. **Perambulação (Jockeying)** - um cliente fica transitando entre várias filas na esperança de ser atendido mais rápido.

No caso dos armazenadores ópticos, a implementação dos mecanismos de *desistência* e *perambulação* não é factível pois, uma vez que um pacote está alojado em uma fibra do armazenador óptico, ele não pode transitar para outra fibra ou outro armazenador e nem pode ser retirado do armazenador enquanto estiver atravessando a fibra de atraso. Desta forma, o único mecanismo possível de *impaciência* é o de *relutância* e é o mecanismo abordado em [12]. É uma estratégia capaz de efetuar a classificação dos pacotes de maneira satisfatória, fazendo com



que pacotes de maior prioridade sejam descartados em menor quantidade, enquanto pacotes de menor prioridade sofrem um bloqueio maior.

Apesar da estratégia baseada em relutância ser extremamente eficiente na diferenciação de classes, essa diferenciação só é refletida em termos de probabilidade de bloqueio. Os pacotes sofrem o mesmo atraso médio, independente de sua classe. Portanto, essa estratégia consegue vislumbrar um grupo de clientes, que se interessam apenas na quantidade de pacotes bloqueados, mas não é capaz de atender clientes que priorizam o tempo de transmissão dos dados.

No capítulo 3, políticas de alocação de pacotes no armazenador óptico que utilizam preenchimento de vazios foram apresentadas e avaliadas. Pôde-se constatar que a política MAPD apresentava a menor probabilidade de bloqueio e também o menor atraso médio de pacotes. Desta forma, a política MAPD torna-se candidata para a formulação de uma estratégia de QoS que seja capaz de fornecer valores do atraso médio menores para as classes de maior prioridade.

### 4.1 Estratégia de QoS baseada na política MAPD

Considere que o tráfego que chega ao armazenador óptico é dividido em  $N$  classes, sendo a classe 1 a de maior prioridade e a classe  $N$  a de menor prioridade. O tráfego será dividido em frações  $\omega_i$ ,  $i \in \{1, 2, \dots, N\}$ , sendo cada fração associada a uma das classes. Adicionalmente, cada classe  $i$  será associada a um limiar  $D_{limiar_i}$ , que corresponde a uma das fibras de atraso do armazenador óptico. Dada a chegada de um pacote da classe  $i$  em um instante de tempo  $t$ , o sistema de gerência deverá escolher uma das fibras de atraso para alojar o pacote. Se o armazenador estiver vazio, esse pacote é direcionado diretamente para a fibra de saída. Caso contrário, o sistema de gerência tentará alojar este pacote em qualquer um dos vazios que estejam acessíveis através dos pontos de acesso correspondentes a atrasos maiores ou

iguais a  $D_{limiar_i}$ . Se nenhum vazío for capaz de alojar esse pacote ou se não existirem vazíos que obedeçam a condição anterior, o sistema de gerência tentará alocá-lo no armazenador segundo a política FIFO. As Figuras 4.1 e 4.2 apresentam os fluxogramas desta política.

Os resultados mostrados nas Figuras 4.3 e 4.4 foram obtidos para um cenário envolvendo um armazenador óptico com 16 fibras de atraso, taxa de chegada de pacotes  $\lambda = 0,8$  pacotes/unidade de tempo, 3 classes e pacotes com tamanhos exponenciais (média unitária). Nessas simulações, foram considerados os seguintes valores:

- Classe 1:  $\omega_1 = 0,2$  e  $D_{limiar_1} = 0$  maior prioridade
- Classe 2:  $\omega_2 = 0,3$  e  $D_{limiar_2} = 10$
- Classe 3:  $\omega_3 = 0,5$  e  $D_{limiar_3} = 16$  menor prioridade

A curva da probabilidade de bloqueio mostrada na Figura 4.3 mostra que a estratégia proposta é capaz de diferenciar as classes em termos da probabilidade de bloqueio. Como pode-se observar, os pacotes da classe 1 sofreram o menor bloqueio enquanto a situação contrário ocorreu com os pacotes da classe 3. Já na Figura 4.4 temos o atraso médio obtido para cada classe. Como no caso da probabilidade de bloqueio, os pacotes da classe 1 são privilegiados pela política, apresentando o menor atrasado. Em seguida, aparecem os pacotes da classe 2 e, finalmente, temos os pacotes da classe 3, que apresentaram o maior atraso médio.

Nas Figuras 4.5 e 4.6 temos os resultados obtidos para o mesmo cenário anterior exceto pelo tamanho dos pacotes, que segue a distribuição de Pareto. Como pode-se ver, o comportamento anterior se repete, ou seja, podemos verificar que a classe 1 detém privilégios, seguida das classes 2 e 3, respectivamente.

A estratégia proposta é capaz de prover um mecanismo de QoS através da classificação dos pacotes ingressantes em classes de serviço diferentes. Essa diferenciação de classes é feita tanto em termos de probabilidade de bloqueio quanto em termos de atraso médio dos pacotes. Isso é muito importante pois aplicações que exigem um atraso médio menor podem contratar

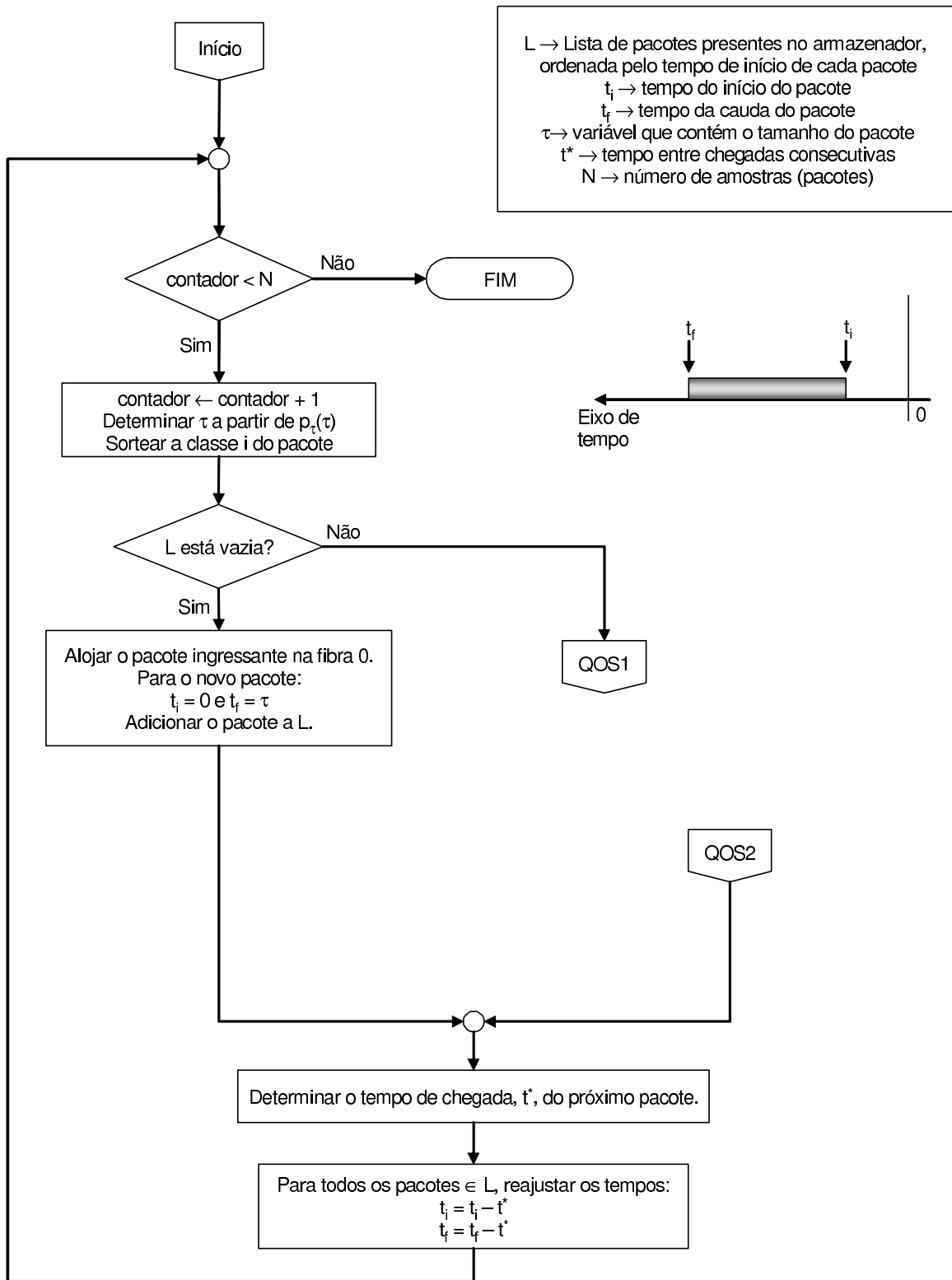


Figura 4.1: Fluxograma 1 - Diferenciação de classes.

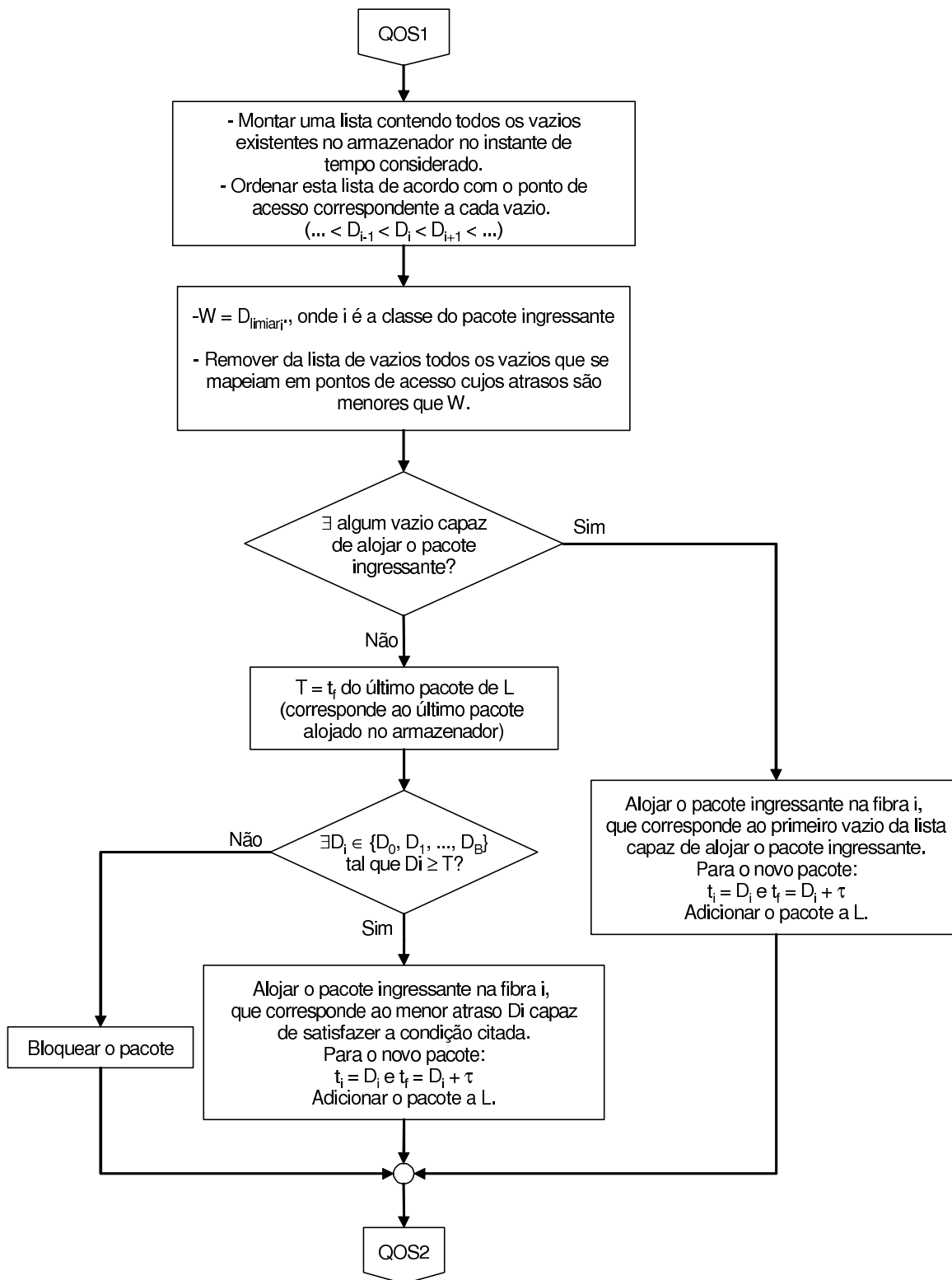


Figura 4.2: Fluxograma 2 - Diferenciação de classes.

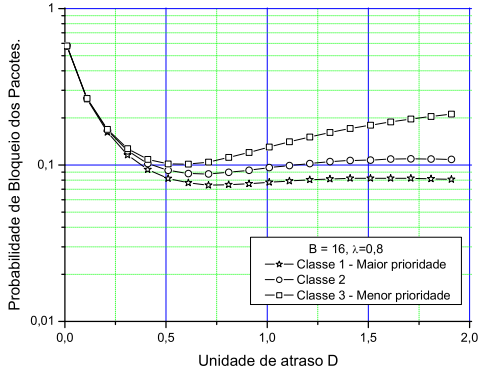


Figura 4.3: Probabilidade de bloqueio de pacotes. QoS usando preenchimento de vazios. Pacotes de tamanho exponencial.  $\bar{\tau} = 1$ .

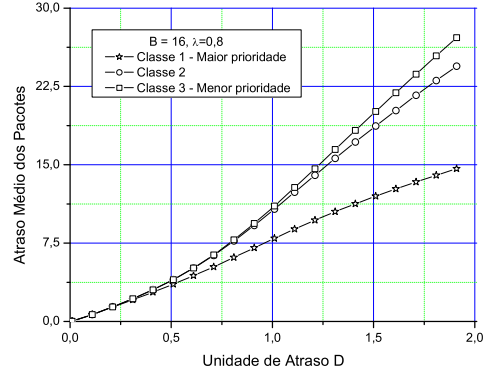


Figura 4.4: Atraso médio dos pacotes. QoS usando preenchimento de vazios. Pacotes de tamanho exponencial.  $\bar{\tau} = 1$ .

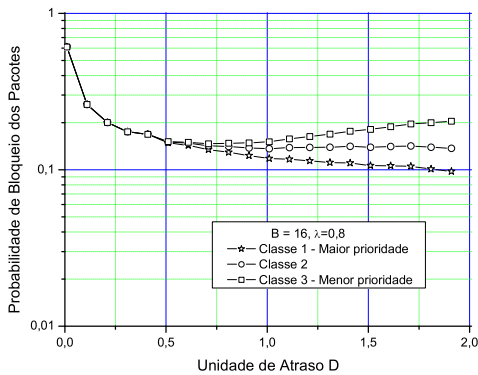


Figura 4.5: Probabilidade de bloqueio de pacotes. QoS usando preenchimento de vazios. Pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto.  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

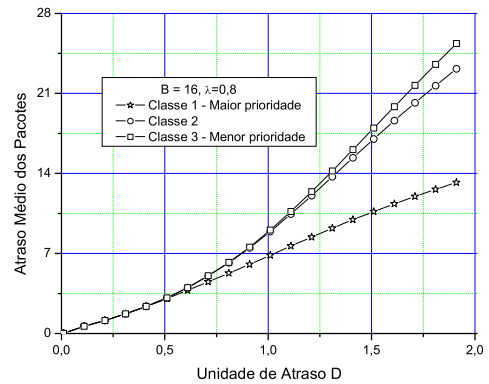


Figura 4.6: Atraso médio dos pacotes. QoS usando preenchimento de vazios. Pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto.  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

os serviços associados a uma classe de maior prioridade, opção não disponível, por exemplo, na estratégia de QoS baseada no mecanismo de “relutância”.



## Capítulo 5

# Dimensionamento de Armazenadores Ópticos

Em todo o estudo conduzido até o momento, uma arquitetura específica ( $D_i = iD$ ) foi utilizada para caracterizar o armazenador óptico. Nos resultados obtidos, pôde-se constatar que o armazenador óptico apresenta desempenhos diferentes dependendo do número de fibras ópticas de atraso e do valor da unidade básica de atraso ( $D$ ) empregados. Como era de se esperar, quanto maior o número de fibras de atraso, menor a probabilidade de bloqueio de pacotes, uma vez que haverá um número maior de pontos de acesso para onde pacotes em contenção poderão ser direcionados. Verificou-se também que o desempenho do armazenador depende do valor de  $D$ , ou seja, existem valores de  $D$  capazes de fornecer desempenhos melhores. Esse valor não é fixo e depende de vários fatores como a política usada e o tipo de tráfego. Dado que os resultados obtidos consideravam uma arquitetura específica ( $D_i = iD$ ), é natural a indagação sobre a existência de uma arquitetura alternativa capaz de prover um desempenho ótimo ou, pelo menos, melhor que o da arquitetura considerada. Neste capítulo, trataremos do problema de dimensionamento das fibras de atraso de um armazenador óptico no caso da política FIFO e no caso das políticas de preenchimento de vazios MPAD e RPOIP. Para fins de simplificação de notação, o rótulo “*arquitetura convencional*” será atribuído à arquitetura usada nos capítulos anteriores e o rótulo “*arquitetura otimizada*” será usado para a arquitetura obtida através da solução do problema de dimensionamento ótimo.



O dimensionamento de um armazenador óptico envolve muitas variáveis, dentre elas o número de fibras de atraso, o tamanho dessas fibras e os parâmetros do tráfego ingressante. Como o objetivo principal é descobrir qual configuração das fibras é capaz de fornecer o melhor desempenho, alguns desses parâmetros serão fixados e, desta forma, apenas o efeito do dimensionamento das fibras será estudado. Um perfil de tráfego será estabelecido e o número de fibras será fixado. Entretanto, em algumas circunstâncias, como no caso da política MAPD, quanto maior o valor de  $D$ , melhor o desempenho observado, logo, o atraso máximo, que corresponde ao tempo gasto por um pacote para atravessar a maior fibra de atraso, também será limitado, ou seja,  $D_B = D_{max}$ . Outra justificativa para se limitar o atraso máximo é que espaço físico é um fator importante quando consideramos armazenadores ópticos que empregam fibras de atraso pois, atrasos maiores demandam fibras maiores que, por sua vez, ocupam um espaço maior.

Apesar da redução do número de variáveis envolvidas, o número de possibilidades a serem testadas ainda é muito grande e o processo pode tornar-se muito demorado, mesmo existindo um modelo analítico, como no caso do FIFO. Quando consideramos as políticas de preenchimento de vazios, este cenário agrava-se ainda mais, uma vez que os resultados são obtidos por intermédio de simulações. Desta maneira, o uso de metodologias que visam encontrar soluções ótimas sem explorar exaustivamente todo o conjunto de soluções possíveis é recomendado.

Uma primeira tentativa de resolução do problema de dimensionamento das fibras dos armazenadores ópticos foi feita utilizando-se algoritmos genéticos. Porém, surgiram dificuldades na definição dos operadores genéticos adequados e o método proposto não era capaz de convergir para uma solução ótima. Por este motivo, uma nova abordagem foi tentada, desta vez, utilizando-se a técnica de *recozimento simulado* (“*Simulated Annealing*”)[18, 16].

A técnica de *recozimento simulado* é muito utilizada para resolver problemas de grande porte, especialmente os que apresentam um ótimo global dentro de um espaço de busca

com muitos ótimos locais. É baseada em uma analogia com princípios de termodinâmica, especificamente com a maneira como os metais se esfriam e têm sua estrutura modificada. Quando os metais são esfriados vagarosamente, os átomos tendem a se alinhar, formando um cristal puro, que corresponde ao estado de energia mínima. Quando o metal é esfriado rapidamente, este estado de energia mínima não é alcançado e o metal adquire um estado amorfo, de maior energia. A distribuição de Boltzmann,

$$Prob\{E\} = e^{-E/kT}$$

expressa a idéia de que um sistema em equilíbrio térmico, com temperatura  $T$ , tem sua energia probabilisticamente distribuída entre todos os estados de energia  $E$ . Mesmo em uma temperatura baixa, existe a probabilidade do sistema se encontrar em um nível de energia alto. Desta maneira, existe a chance de que este sistema saia de um nível de energia mínima local para um nível de energia maior e, a seguir, possa encontrar o nível de menor energia global. A técnica de *recozimento simulado* utiliza estes artifícios na busca da solução ótima, ao contrário de outras técnicas que tendem a fazer uma busca gulosa, de maneira a alcançar uma solução ótima no menor tempo possível e, assim, tendem a obter uma solução ótima local. Em cada passo, existe uma pequena probabilidade de uma solução pior ser selecionada e, fazendo isso, procura-se evitar que a busca termine prematuramente em uma solução ótima local.

Antes de empregar qualquer técnica de busca, é necessário estabelecer uma representação para a solução do problema. Para simplificar essa representação, será considerado que  $D_{i+1} > D_i$ . Assim, seja  $\Delta_i = D_i - D_{i-1}$  o incremento da fibra  $i$  em relação à fibra  $i-1$ ,  $\sum_{k=1}^B \Delta_k = D_{max}$ . O atraso fornecido pela fibra  $i$  será  $D_i = \Delta_i + D_{i-1}$ ,  $D_0 = 0$ . O algoritmo de *recozimento simulado* utilizado é descrito em [18] e a função a ser minimizada é a probabilidade de bloqueio. A partir de uma solução inicial, criada aleatoriamente, o algoritmo é executado

até que a solução obtida não possa ser melhorada. Em cada passo do algoritmo, o seguinte procedimento é executado:

1. dois valores de  $\Delta_i$  são sorteados:  $\Delta_a$  e  $\Delta_b$ ;
2. uma fração de  $\Delta_a$  é transferida para  $\Delta_b$ ;
3. a probabilidade de bloqueio  $P_{B'}$  para a nova configuração é avaliada;
4. se a nova configuração apresenta uma probabilidade de bloqueio menor, essa configuração é adotada como a solução corrente; caso contrário, calcula-se a probabilidade, segundo a distribuição de Boltzmann, de que essa solução pior seja aceita como solução corrente;
5. retornar ao passo 1

Esse processo é repetido até que uma solução melhor não possa mais ser encontrada. O critério de parada é atingido quando nenhuma solução melhor é achada após um certo número de passos consecutivos. Além disso, a temperatura considerada na distribuição de Boltzmann é decrementada no decorrer da execução do algoritmo. A cada 200 iterações, o valor da temperatura é reduzido em 10%. A parte do algoritmo responsável por evitar soluções ótimas locais está no item 4, onde, mesmo que a solução seja pior, ainda há uma certa probabilidade de que ela seja aceita. No início, quando a temperatura usada é maior, a probabilidade de se aceitar uma solução pior é maior e, portanto, é observado um comportamento mais instável. À medida em que a temperatura vai diminuindo, a transição para “níveis de maior energia” torna-se menos freqüente.

## 5.1 Fila Ordenada por Ordem de Chegada - FIFO

O dimensionamento ótimo de um armazenador óptico com  $B = 16$  fibras de atraso operando a política FIFO foi obtido para diversos valores de  $D_{max}$ , usando-se a técnica de *recozimento*

*simulado* discutida anteriormente e o modelo analítico apresentado no Apêndice B. A Figura 5.1 mostra a curva da probabilidade de bloqueio da melhor solução encontrada em função de  $D_{max}$  quando os pacotes possuem tamanhos descritos pelas distribuições Exponencial e de Pareto e a taxa de chegada de pacotes é  $\lambda = 0,8$  [pacotes/unidade de tempo]. Neste gráfico também são mostradas as curvas de probabilidade de bloqueio para o caso da arquitetura convencional. Como verificado no capítulo 3, quando a arquitetura convencional é empregada em conjunto com a política FIFO, existe um valor da unidade de atraso,  $D_{ótimo}$ , que está associado à probabilidade de bloqueio de pacotes mínima. Para valores de  $D_{max} < BD_{ótimo}$ , o desempenho obtido por ambas arquiteturas é semelhante. Quando  $D_{max}$  passa a ser maior que esse valor, a probabilidade de bloqueio da arquitetura convencional começa a crescer, enquanto a probabilidade de bloqueio da arquitetura otimizada se estabiliza no valor mínimo.

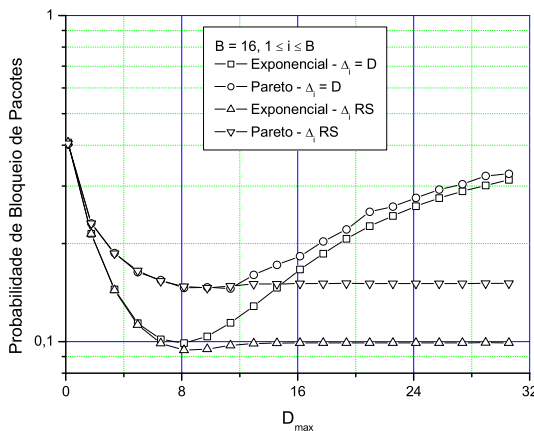


Figura 5.1: Probabilidade de bloqueio dos pacotes. Curvas obtidas para a arquitetura convencional ( $\Delta_i = D$ ) e para a arquitetura otimizada ( $\Delta_i$  RS - Recozimento Simulado).  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

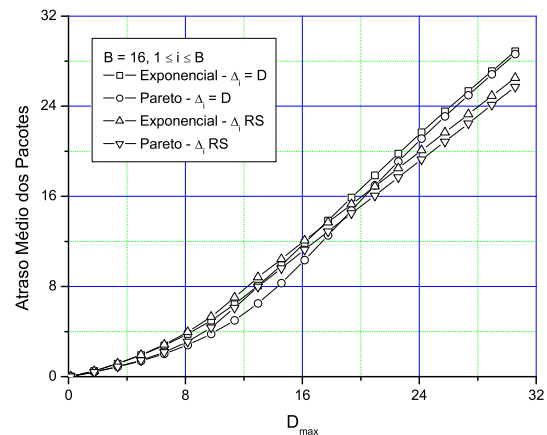


Figura 5.2: Atraso médio dos pacotes. Curvas obtidas para a arquitetura convencional ( $\Delta_i = D$ ) e para a arquitetura otimizada ( $\Delta_i$  RS - Recozimento Simulado).  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

Nas Figuras 5.2 e 5.3 são mostradas as curvas obtidas para o atraso médio dos pacotes e seu desvio padrão. No caso das curvas de atraso médio, as duas arquiteturas em questão apresentam praticamente o mesmo resultado. Já quando analisamos as curvas de desvio padrão do atraso médio dos pacotes, podemos ver que as curvas andam juntas enquanto

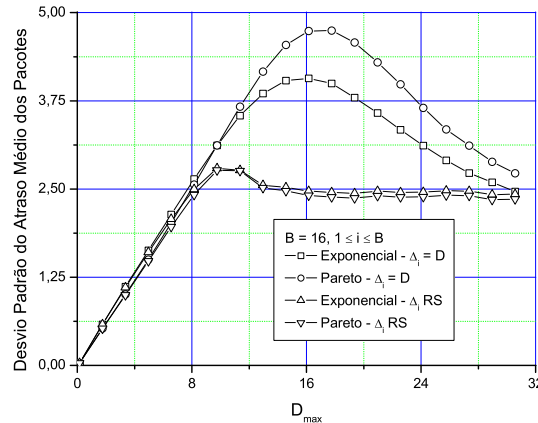


Figura 5.3: Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Curvas obtidas para a arquitetura convencional ( $\Delta_i = D$ ) e para a arquitetura otimizada ( $\Delta_i$  RS - Recozimento Simulado).  $\bar{\tau} = 1$  e  $\alpha = 1,5$ .

$D_{max} < BD_{ótimo}$ . A partir daí, o desvio padrão obtido para a arquitetura otimizada decresce um pouco e se estabiliza em um valor próximo a 2,5. O comportamento dessas curvas pode ser explicado a partir da solução ótima encontrada pela técnica de *recozimento simulado*. Na Figura 5.4 é mostrado um gráfico contendo o valor dos incrementos  $\Delta_i$  quando consideramos pacotes de tamanho exponencial. Cada curva corresponde a um valor de  $D_{max}$ . Como pode-se ver, para todos os valores do atraso máximo, excluindo o incremento inicial  $\Delta_1$ , que corresponde ao tamanho da fibra de atraso 1, os incrementos são praticamente iguais e qualquer aumento do atraso médio implica em um aumento do incremento  $\Delta_1$  apenas, enquanto os demais incrementos permanecem praticamente inalterados.

Para uma melhor visualização, a Figura 5.5 mostra as mesmas curvas com uma escala diferente no eixo vertical. Como pode-se ver, os incrementos não são perfeitamente iguais mas passam a ser praticamente constantes quando  $D_{max} > 9,76$ . Como os incrementos se mantêm constantes, o desvio padrão tende a se manter constante também, como visto na Figura 5.3.

Nas Figuras 5.6 e 5.7 são mostrados os incrementos da solução ótima para o caso Pareto.

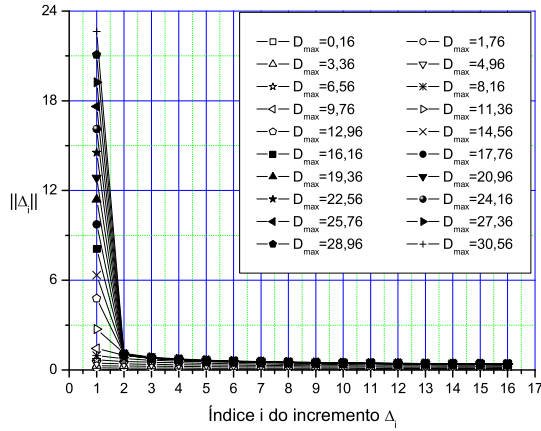


Figura 5.4: Incrementos verificados na solução ótima. Pacotes de tamanho exponencial.

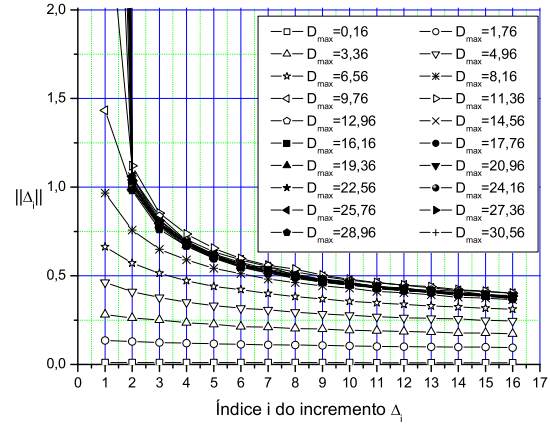


Figura 5.5: Incrementos verificados na solução ótima. Pacotes de tamanho exponencial. (Zoom)

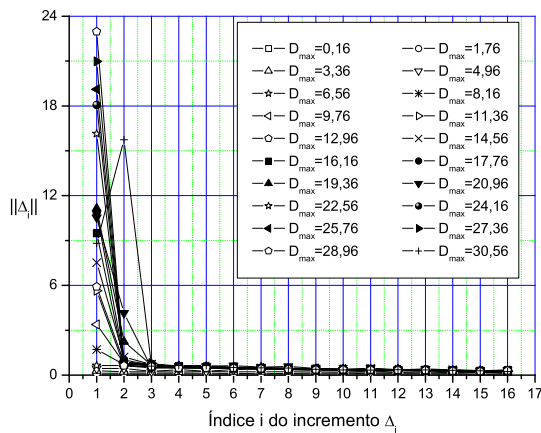


Figura 5.6: Incrementos verificados na solução ótima. Pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto.

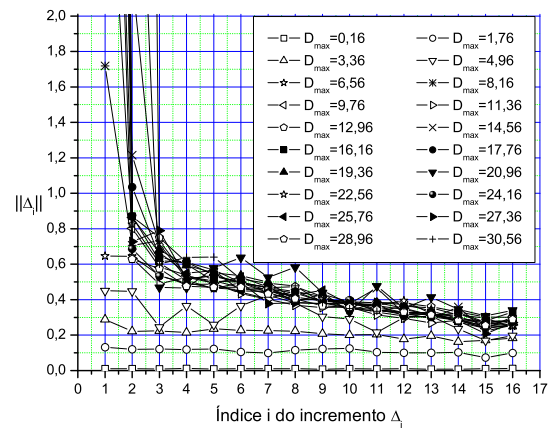


Figura 5.7: Incrementos verificados na solução ótima. Pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto. (Zoom)

Como pode-se verificar, a tendência observada com os pacotes de tamanho exponencial se mantém, apesar das curvas obtidas não serem tão suaves como as curvas mostradas antes. Essa perda de suavidade, provavelmente, foi ocasionada por problemas de precisão numérica, uma vez que o cálculo da probabilidade de bloqueio, quando o tamanho dos pacotes segue a distribuição de Pareto, envolve uma integração numérica, como mostrado no Apêndice B.

## 5.2 Preenchimento de Vazios

O mesmo procedimento realizado com a política FIFO foi executado com as políticas de preenchimento de vazios mas, infelizmente, o método não convergiu para uma solução ótima. Como as políticas de preenchimento de vazios são avaliadas através de simulações, a obtenção de dados precisos exige um número muito grande de amostras. Entretanto, existem restrições associadas ao tempo e recursos computacionais empregados nas simulações, o que torna o problema computacionalmente inviável devido ao grande tempo gasto para se efetuar as simulações. Desta forma, o estudo de dimensionamento de armazenadores ópticos com preenchimento de vazios foi feito seguindo-se uma abordagem alternativa. Dez novas arquiteturas foram propostas além da arquitetura convencional e o desempenho do armazenador óptico foi avaliado para cada uma delas. As Tabelas 5.2 e 5.2 contém as configurações que definem as arquiteturas que serão utilizadas na análise. O desempenho do armazenador óptico será analisado para cada uma delas, considerando-se as políticas MAPD e RPOIP. Vale lembrar que, em todos os casos, temos:  $D_0 = 0$ ,  $D_B = D_{max}$  e  $D_i = D_{i-1} + \Delta_i$ .

### 5.2.1 Política MAPD

A Figura 5.8 mostra as curvas de probabilidade de bloqueio obtidas para as 11 arquiteturas citadas mediante a política MAPD e pacotes com tamanhos exponenciais. Como pode-se ver, a configuração 7 apresentou o pior resultado, ao contrário da configuração 4, que foi a

Tabela 5.1: Arquiteturas propostas para o dimensionamento ótimo de armazenadores com preenchimento de vazios.

Configuração 1 (Arquitetura convencional)	Configuração 2
$\Delta_i = d,$ $d = \frac{D_{max}}{\sum_{n=1}^B 1} = \frac{D_{max}}{B}$	$\begin{cases} \Delta_i = d, & \text{se } 0 < i \leq B/2 \\ \Delta_i = 10d, & \text{se } i > B/2 \end{cases}$ $d = \frac{D_{max}}{\sum_{n=1}^{B/2} 10 + \sum_{n=B/2+1}^B 1} = \frac{D_{max}}{5,5B}$
Configuração 3	Configuração 4
$\begin{cases} \Delta_i = 10d, & \text{se } 0 < i \leq B/2 \\ \Delta_i = d, & \text{se } i > B/2 \end{cases}$ $d = \frac{D_{max}}{\sum_{n=1}^{B/2} 10 + \sum_{n=B/2+1}^B 1} = \frac{D_{max}}{5,5B}$	$\Delta_i = id,$ $d = \frac{D_{max}}{\sum_{n=1}^B n} = \frac{D_{max}}{\frac{B(B+1)}{2}}$
Configuração 5	Configuração 6
$\Delta_i = (B - i + 1)d,$ $d = \frac{D_{max}}{\sum_{n=1}^B (B - n + 1)} = \frac{D_{max}}{\frac{B(B+1)}{2}}$	$\Delta_i = 2^i d,$ $d = \frac{D_{max}}{\sum_{n=1}^B 2^n}$
Configuração 7	Configuração 8
$\Delta_i = 2^{B-i+1} d,$ $d = \frac{D_{max}}{\sum_{n=1}^B 2^{B-n+1}}$	$\Delta_i = \ln(i + 1)d,$ $d = \frac{D_{max}}{\sum_{n=1}^B \ln(n + 1)}$
continua na tabela 5.2.	



Tabela 5.2: Arquiteturas propostas para o dimensionamento ótimo de armazenadores com preenchimento de vazios (continuação).

Configuração 9	Configuração 10
$\Delta_i = \ln(B - i + 2)d,$	$\Delta_i = \sqrt{i}d,$
$d = \frac{D_{max}}{\sum_{n=1}^B \ln(B - n + 2)}$	$d = \frac{D_{max}}{\sum_{n=1}^B \sqrt{n}}$
Configuração 11	
$\Delta_i = (\sqrt{B - i + 1})d,$	
$d = \frac{D_{max}}{\sum_{n=1}^B \sqrt{B - n + 1}}$	

melhor de todas. As configurações 8 e 10 também forneceram bons resultados. Na Figura 5.9, temos as curvas de atraso médio. A configuração 7 também foi responsável pela curva com maior atraso médio. A configuração 6 foi a que apresentou o menor atraso médio, sendo seguida pelas configurações 2 e 4. Já na Figura 5.10 são mostradas as curvas do desvio padrão do atraso médio. Exceto pela configuração 6, que apresentou o maior desvio padrão, e pelas configurações 2 e 3, o desvio padrão resultante é praticamente o mesmo para todas as arquiteturas analisadas. Finalmente, na Figura 5.11, são mostradas as curvas de probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. A configuração 6 apresentou a maior probabilidade de inversão em todas as situações e a diferença em relação à configuração 7 chegou a ser de 38% quando  $D_{max} \approx 32$ .

As Figuras 5.12, 5.13, 5.14 e 5.15 apresentam as mesmas curvas discutidas no parágrafo anterior para o caso de pacotes com tamanhos descritos pela distribuição de Pareto. As curvas de probabilidade de bloqueio e atraso médio dos pacotes seguem o mesmo padrão

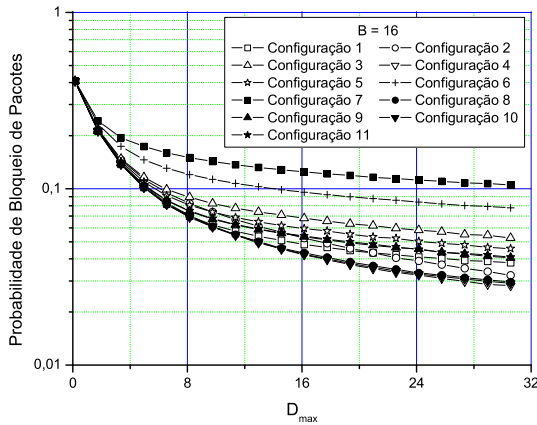


Figura 5.8: Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política MAPD, pacotes de tamanhos exponenciais.

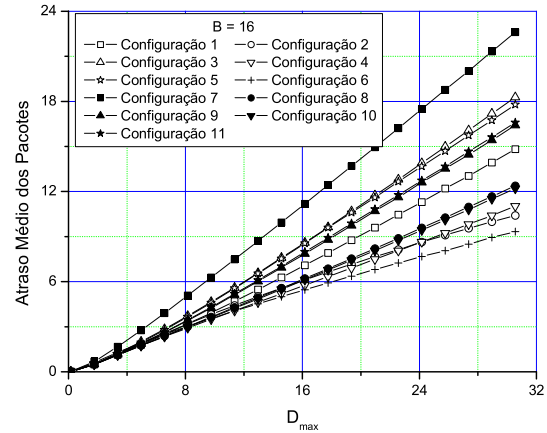


Figura 5.9: Atraso médio dos pacotes. Política MAPD, pacotes de tamanhos exponenciais.

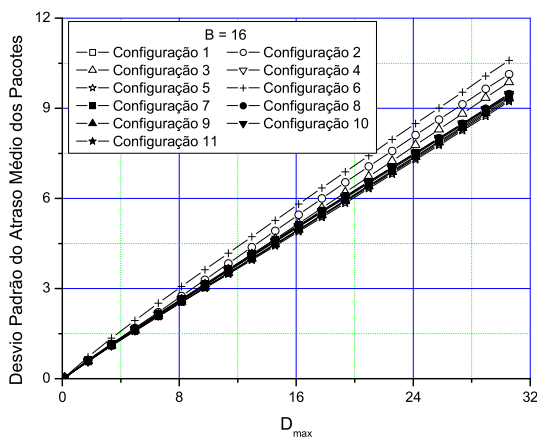


Figura 5.10: Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política MAPD, pacotes de tamanhos exponenciais.

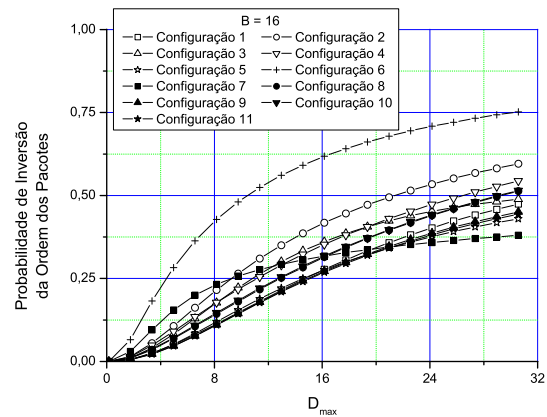


Figura 5.11: Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política MAPD, pacotes de tamanhos exponenciais.

observado no caso de pacotes exponenciais, ou seja, as arquiteturas que forneceram os melhores desempenhos no caso Exponencial também forneceram os melhores desempenhos no caso Pareto. Já as curvas de desvio padrão e probabilidade de inversão de pacotes apresentam uma pequena variação em relação às curvas 5.10 e 5.11., mas a configuração 6 continua apresentando a maior probabilidade de inversão da ordem dos pacotes.

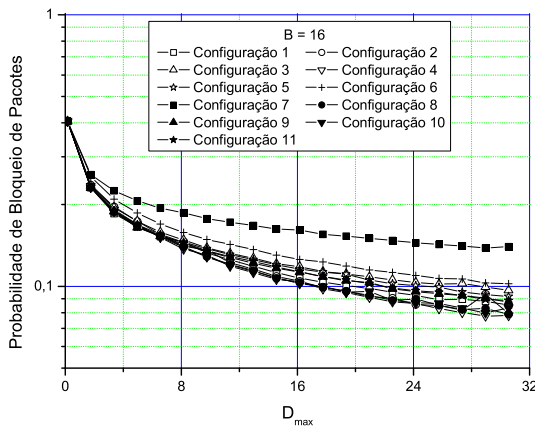


Figura 5.12: Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política MAPD, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto.

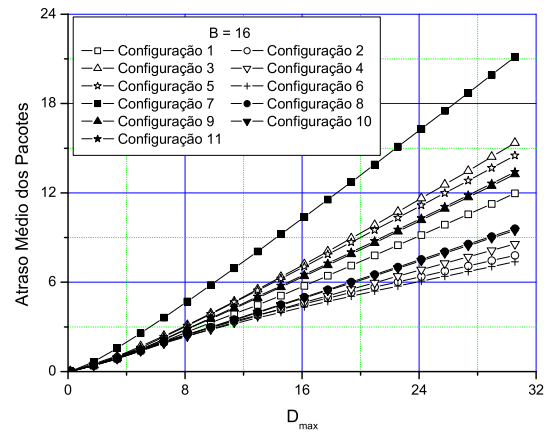


Figura 5.13: Atraso médio dos pacotes. Política MAPD, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto.

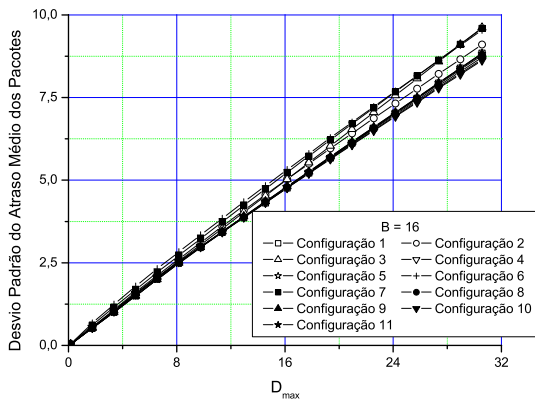


Figura 5.14: Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política MAPD, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto.

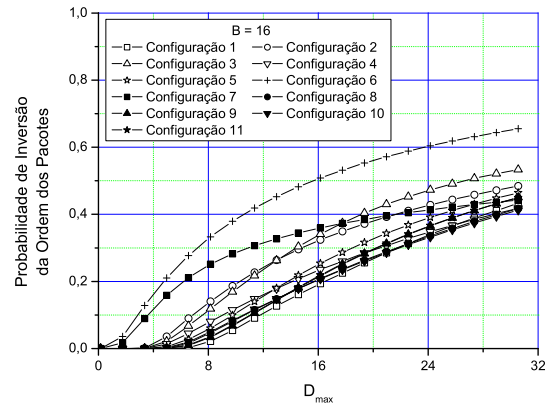


Figura 5.15: Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política MAPD, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto.

Como a principal métrica de desempenho é a probabilidade de bloqueio de pacotes, tanto

no caso exponencial quanto no caso Pareto, a configuração 4 se mostrou a melhor, oferecendo os menores valores para essa probabilidade. Mesmo assim, o ganho obtido não foi excepcional, sendo de aproximadamente 1% em relação à “*arquitetura convencional*”, como pode ser visto nos gráficos. É uma configuração que fornece um atraso médio satisfatório, o mesmo ocorrendo com o desvio padrão do atraso médio e com a probabilidade de inversão.

### 5.2.2 Política RPOIP

O mesmo procedimento foi repetido com a política RPOIP. Os resultados para pacotes de tamanho exponencial se encontram nas Figuras 5.16-5.19 e os resultados que consideram a distribuição de Pareto estão nas Figuras 5.20-5.23.

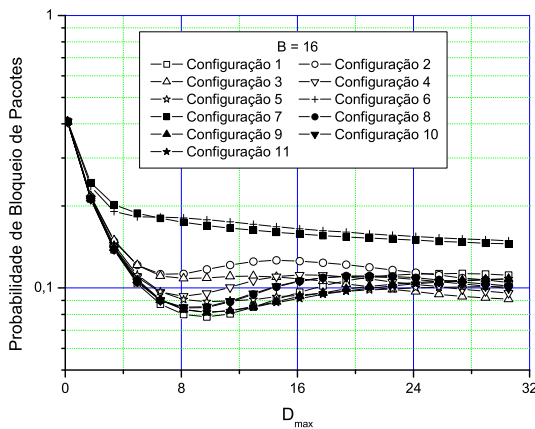


Figura 5.16: Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política RPOIP, pacotes de tamanhos exponenciais.

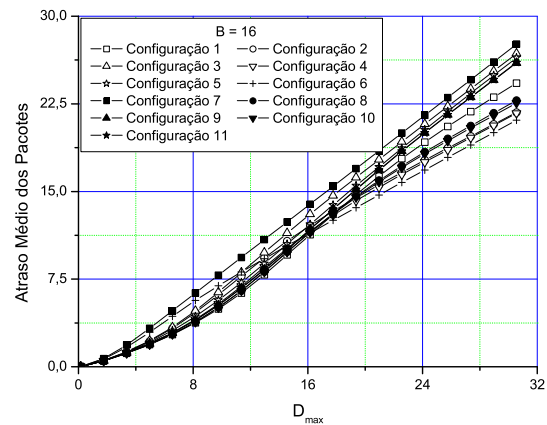


Figura 5.17: Atraso médio dos pacotes. Política RPOIP, pacotes de tamanhos exponenciais.

As configurações 6 e 7 apresentaram as piores curvas de probabilidade de bloqueio para o caso de pacotes exponenciais. Já quando consideramos o melhor desempenho em termos de probabilidade de bloqueio, podemos verificar que a configuração 1 foi melhor quando  $0 \leq D_{max} \leq 12$ , a configuração 11 foi melhor quando  $12 \leq D_{max} \leq 22$  e a configuração 3 foi a melhor para  $D_{max} > 22$ . Quando tratamos do atraso médio dos pacotes, podemos observar que a configuração 7 apresenta o pior desempenho enquanto a configuração 1 apresenta o

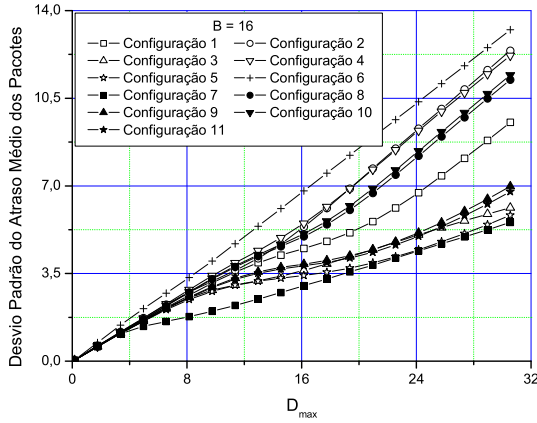


Figura 5.18: Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política RPOIP, pacotes de tamanhos exponenciais.

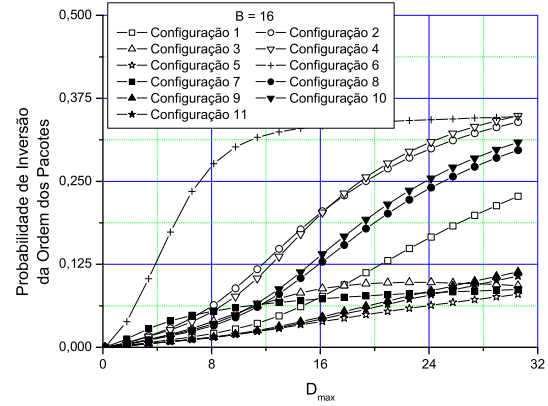


Figura 5.19: Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política RPOIP, pacotes de tamanhos exponenciais.

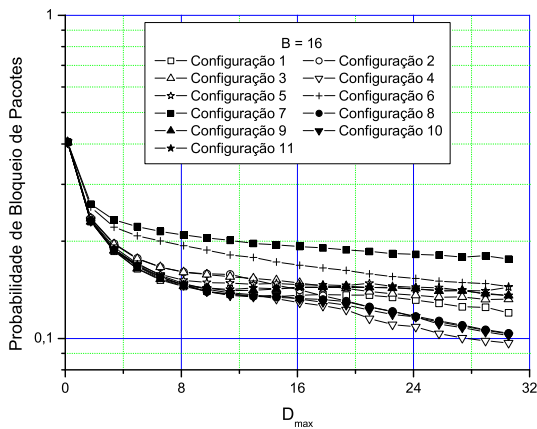


Figura 5.20: Probabilidade de bloqueio de pacotes. Política RPOIP, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto.

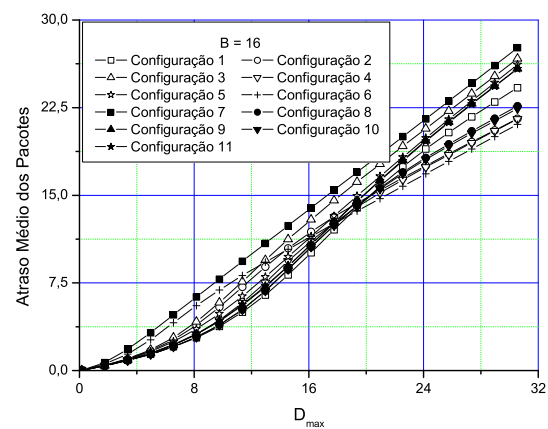


Figura 5.21: Atraso médio dos pacotes. Política RPOIP, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto.

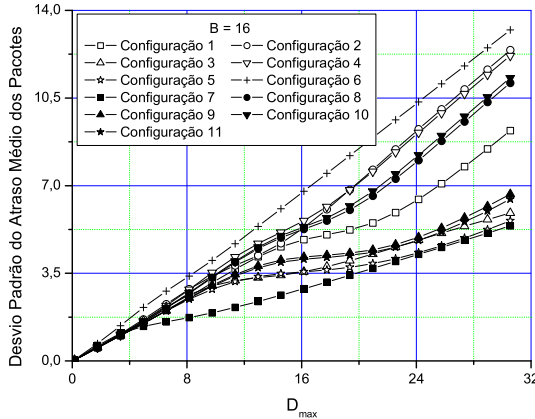


Figura 5.22: Desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Política RPOIP, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto.

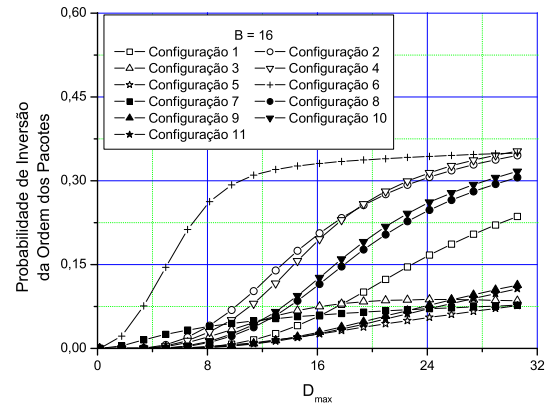


Figura 5.23: Probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. Política RPOIP, pacotes cujos tamanhos seguem a distribuição de Pareto.

melhor desempenho para  $D_{max} < 16$  e a configuração 6 apresenta o menor atraso médio quando  $D_{max} > 16$ . Entretanto, a configuração 6 apresenta o pior desempenho em termos de desvio padrão do atraso médio dos pacotes e probabilidade de inversão da ordem dos pacotes. A configuração 7 apresenta o menor desvio padrão para todos os valores de  $D_{max}$  considerados enquanto a configuração 11 apresenta a menor probabilidade de inversão da ordem dos pacotes.

Considerando-se os resultados obtidos para o caso onde os pacotes seguem a distribuição de Pareto, podemos observar que, como no caso da política MAPD, a configuração 4 apresenta a curva de menor probabilidade de bloqueio. A configuração 7 apresenta o pior desempenho nesse quesito. As curvas de atraso médio, desvio padrão do atraso médio e probabilidade de inversão da ordem dos pacotes são muito parecidas com as curvas obtidas para o caso onde pacotes exponenciais são empregados. As configurações 1 e 6 apresentam os melhores resultados em termos de atraso médio, a configuração 7 apresenta o menor desvio padrão dentre todas as configurações e a configuração 11 foi responsável pela menor probabilidade de inversão da ordem dos pacotes.

Como se pode verificar, o ganho obtido pela melhor configuração em relação à confi-

guração convencional (1) não foi considerável tanto no caso da política MAPD quanto no caso da política RPOIP. Em compensação, existem configurações que apresentam um desempenho bem inferior, como é o caso da configuração 7, ou seja, não foi possível achar uma configuração que fosse capaz de apresentar melhorias consideráveis, mas foi possível identificar configurações que não deveriam ser utilizadas, dado que o desempenho obtido pelo armazenador quando essas configurações são usadas está muito aquém do que pode ser obtido.

# Capítulo 6

## Conclusão

O desempenho de um armazenador óptico foi avaliado empregando-se três políticas diferentes de preenchimento de vazios. Estes resultados foram confrontados com os resultados da política FIFO, que é uma política amplamente discutida na literatura. As políticas de preenchimento de vazios conseguiram resultados melhores tanto para a probabilidade de bloqueio quanto para o atraso médio dos pacotes quando a arquitetura comumente utilizada para os armazenadores ópticos ( $D_i = iD$ ) foi empregada. A política FIFO só ganhou das políticas de preenchimento de vazios no quesito desvio padrão do atraso médio, o que indica que, dentre as políticas estudadas, é mais adequada para aplicações como telefonia, por exemplo.

A política MAPD apresentou a menor probabilidade de bloqueio e o menor atraso médio, porém, esse ganho foi obtido às custas da introdução de uma probabilidade de inversão da ordem dos pacotes grande. Essa inversão de ordem é prejudicial para o rendimento dos nós-destino, uma vez que estes deverão armazenar todos os pacotes que estão desordenados, além de ordená-los antes de encaminhar para a aplicação-cliente de destino. Visando-se reduzir a probabilidade de inversão dos pacotes, foi sugerida a política RPOIP. Esta política conseguiu reduzir pela metade a inversão dos pacotes, para os casos analisados, porém, deixou de apresentar os mesmos ganhos em termos de probabilidade de bloqueio e atraso médio observados quando a política MAPD foi utilizada.

Outra proposta estudada e que visava reduzir os efeitos colaterais da política MAPD foi a



política PFFIFO. O tráfego de pacotes pode ser dividido em fluxos e, usando-se deste artifício, foi proposta uma política semelhante à MAPD mas que apresenta a restrição de que pacotes de um mesmo fluxo devem permanecer ordenados dentro deste mesmo fluxo. Se associarmos cada fluxo a um nó destino, este nó sempre receberá os pacotes ordenados, logo, não haverá mais a necessidade do armazenamento extra citado anteriormente. Foi visto que, quanto maior o número de fluxos, mais o desempenho do PFFIFO se aproxima do desempenho do MAPD.

A escolha de qual dessas quatro políticas é a mais adequada para um dado cenário depende de outros fatores além das métricas de desempenho apresentadas. A política FIFO apresenta a maior probabilidade de bloqueio, porém, é a mais simples de ser implementada e, conseqüentemente, apresenta o menor custo de implantação. As políticas de preenchimento de vazios necessitam de um número maior de informações para poderem operar, fato que pode encarecer o sistema. Em termos de complexidade, a política PFFIFO é a mais crítica pois, além de necessitar das mesmas informações das políticas MAPD e RPOIP, a política PFFIFO necessita de subsistemas que seriam responsáveis pela divisão do tráfego em fluxos. Uma avaliação de custo/benefício deverá ser feita antes que uma política seja escolhida.

Além do estudo feito sobre o desempenho das políticas apresentadas, foi feita uma proposta de implementação de QoS usando-se preenchimento de vazios. Algumas propostas de QoS baseadas em classificação de pacotes já foram feitas mas todas efetuam diferenciação de classes em termos de probabilidade de bloqueio apenas. A política proposta no capítulo 4 foi capaz de diferenciar os pacotes das mais distintas classes tanto em termos de probabilidade de bloqueio quanto em termos de atraso médio dos pacotes, fornecendo um esquema de QoS mais flexível e capaz de atender uma nova classe de clientes, que estão mais preocupados com o atraso médio sofrido por seus pacotes.

Finalmente, o dimensionamento dos armazenadores ópticos foi discutido. Para o caso da política FIFO, a técnica de busca utilizada foi capaz de obter uma solução ótima. Infeliz-

mente, essa solução ótima não é capaz de melhorar a probabilidade de bloqueio de pacotes em relação ao resultado obtido para a arquitetura que emprega espaçamento uniformes ( $D_i = iD$ ). Aliás, salvo o primeiro incremento  $\Delta_1$ , os demais incrementos tendem a apresentar um mesmo valor, ou seja, a melhor configuração para a política FIFO é a configuração onde as fibras possuem incrementos uniformes.

O mesmo processo de obtenção do dimensionamento ótimo não pôde ser usado para as políticas de preenchimento de vazios pois o método usado não convergia. Desta maneira, foram propostas algumas arquiteturas e, diferente do caso FIFO, pôde-se verificar que existem arquiteturas que apresentam melhores resultados quando são empregadas com políticas de preenchimento de vazios.

Por fim, este trabalho não considerou o uso de conversão de comprimentos de onda e nem roteamento por deflexão. Estas são duas técnicas que podem ser utilizadas para resolução de contenção e que podem operar em conjunto com armazenadores ópticos. Trabalhos futuros poderiam quantificar o desempenho de um nó óptico que empregasse todas essas técnicas em conjunto. Outra proposta de trabalho seria a formulação de um modelo aproximado que fosse capaz de descrever um armazenador óptico com preenchimento de vazios.



# Apêndice A

## Distribuições de Probabilidade

Neste apêndice serão apresentadas as distribuições de probabilidade utilizadas no decorrer do trabalho. Estas funções são utilizadas na caracterização do tráfego que chega ao armazenador óptico. Como mencionado nos capítulos anteriores, o tráfego ingressante pode ser descrito por duas distribuições de probabilidade:

- $p_\tau(\cdot)$ , que descreve o tamanho dos pacotes, e
- $p_{T^*}(\cdot)$ , que descreve o tempo entre a chegadas de pacotes consecutivos.

As distribuições utilizadas neste trabalho são amplamente discutidas na literatura. Assim, apenas uma breve apresentação será feita, com a listagem das principais propriedades de cada uma. As equações que as descrevem serão escritas em função de  $\mu$ , que representa o valor médio dessas distribuições.

### A.1 Distribuição Uniforme

A distribuição Uniforme serve para descrever uma variável aleatória contínua cujos eventos possuem a mesma probabilidade de ocorrer. As função que caracterizam a distribuição uniforme são:

- função densidade de probabilidade  $p_{Uniforme}(\cdot)$

$$p_{Uniforme}(x) = \frac{1}{2\mu} \{u(x) - u(x - 2\mu)\} \quad (\text{A.1})$$

- função cumulativa  $P_{Uniforme}(\cdot)$

$$P_{Uniforme}(x) = \int_{-\infty}^x p_{Uniforme}(\xi) d\xi = \begin{cases} 0, & x < 0 \\ \frac{1}{2\mu}x, & 0 \leq x < \mu \\ 1, & x \geq 2\mu \end{cases} \quad (\text{A.2})$$

## A.2 Distribuição de Poisson

A distribuição de Poisson é uma das distribuições mais utilizadas e serve para modelar o número de ocorrências de um dado evento, aqui descrito pela variável aleatória  $X$ , em um certo intervalo de tempo. É caracterizada por um processo de Poisson[17], que possui as seguintes características:

- o número de ocorrências em intervalos de tempos não-sobrepostos é independente para todos os intervalos;
- a probabilidade de exatamente uma ocorrência em um intervalo de tempo  $h \equiv \frac{1}{\nu}$  suficientemente pequeno é  $P \equiv \nu h \equiv \frac{\nu}{n}$ , onde  $\nu$  é a probabilidade de uma ocorrência e  $n$  é o número de tentativas;
- a probabilidade de ocorrência de dois ou mais eventos em um intervalo de tempo muito pequeno é praticamente nula.

A distribuição de Poisson é descrita através das funções, onde  $\lambda$  é a taxa de ocorrência do evento sob consideração:

- função densidade de probabilidade  $p_{Poisson}(\cdot)$

$$p_{Poisson}(x) = Prob\{X = x\} = \frac{\lambda^x e^{-\lambda}}{x!} \quad (\text{A.3})$$

- função cumulativa  $P_{Poisson}(\cdot)$

$$P_{Poisson}(x) = Prob\{X \leq x\} = \sum_{i=0}^x p_{Poisson}(i) \quad (\text{A.4})$$

## A.3 Distribuição Exponencial

A distribuição Exponencial é outra distribuição de probabilidade muito utilizada na literatura. É a única distribuição sem memória, ou seja, que consegue satisfazer a seguinte condição:

Uma variável aleatória que caracteriza um processo é dita sem memória com relação a  $t$  se, para todo  $s$  com  $t \neq 0$ , é constatado que:

$$Prob\{X > s + t | x > t\} = Prob\{x > s\}$$

ou, de forma equivalente,

$$\frac{Prob\{x > s + t, x > t\}}{Prob\{x > t\}} = Prob\{x > s\}$$

$$Prob\{x > s + t, x > t\} = Prob\{x > s\} Prob\{x > t\}$$

A distribuição Exponencial é capaz de atender essa condição e é caracterizada por:

- função densidade de probabilidade  $p_{Exponencial}(\cdot)$

$$p_{Exponencial}(x) = \frac{1}{\mu} e^{-\frac{x}{\mu}} u(x) \quad (\text{A.5})$$

- função cumulativa  $P_{Exponencial}(\cdot)$

$$P_{Exponencial}(x) = 1 - e^{-\frac{x}{\mu}} u(x) \quad (\text{A.6})$$

## A.4 Distribuição de Pareto

A distribuição de Pareto é caracterizada pelas funções:

- função densidade de probabilidade  $p_{Pareto}(\cdot)$

$$p_{Pareto}(x) = \frac{\alpha b^\alpha}{x^{\alpha+1}} u(b) \quad (\text{A.7})$$

- função cumulativa  $P_{Pareto}(\cdot)$

$$P_{Pareto}(x) = 1 - \left(\frac{b}{x}\right)^\alpha u(b) \quad (\text{A.8})$$

Como pode-se notar, essa distribuição apresenta dois parâmetros:  $\alpha$  e  $b$ . O primeiro parâmetro,  $\alpha$ , define a forma da curva da distribuição de Pareto e o segundo parâmetro,  $b$ , define o menor valor que a variável aleatória  $x$  pode adquirir tal que  $p_{Pareto}(x)$  seja válida. A distribuição de Pareto é uma distribuição que apresenta cauda pesada, dependendo do valor do parâmetro  $\alpha$ , e sua variância  $\sigma_{Pareto}^2$  tende ao infinito quando  $\alpha \leq 2$ . Quando  $\alpha \rightarrow 1$ , a média da distribuição de Pareto também tende ao infinito. Abaixo, são mostradas as expressões para a média e variância da distribuição de Pareto.

$$\mu_{Pareto} = \frac{\alpha b}{\alpha - 1} \quad (\text{A.9})$$

$$\sigma_{Pareto}^2 = \frac{\alpha b^2}{(\alpha - 1)^2(\alpha - 2)} \quad (\text{A.10})$$

Neste trabalho, será adotado que  $\alpha = 1,5$ , valor que fornece uma distribuição de Pareto com cauda pesada.





## Apêndice B

# Modelo Analítico do Armazenador Óptico - Política FIFO [11]

A Figura 2.6, presente no capítulo 2 será mostrada novamente a seguir (Figura B.1) e servirá de base para a descrição do modelo do armazenador óptico, apresentado nesta seção.

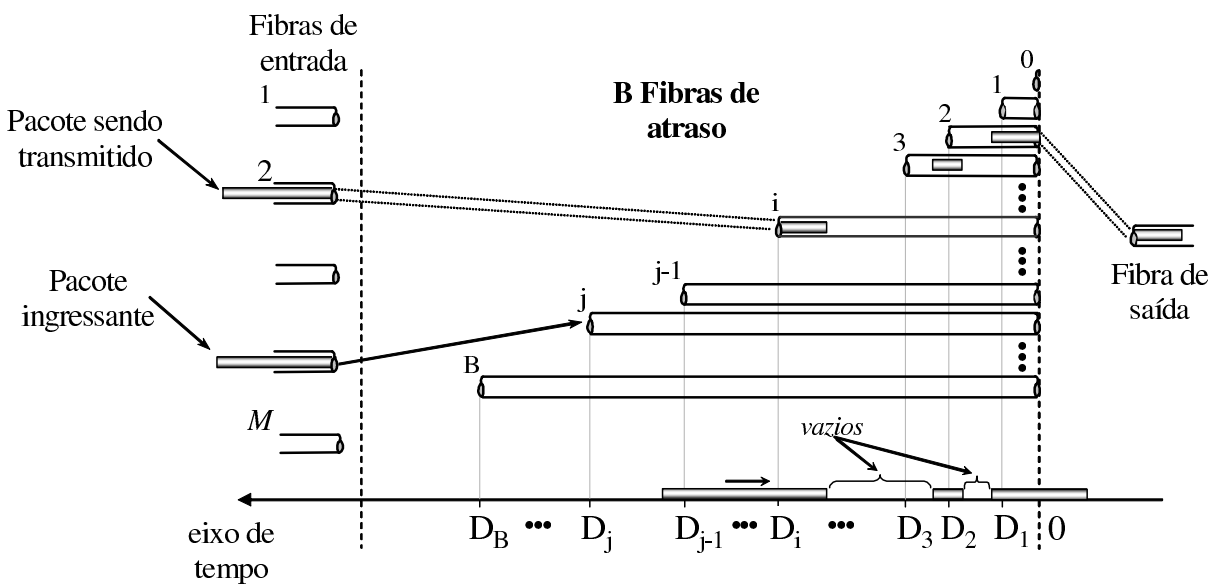


Figura B.1: Esquema detalhado de um armazenador óptico sem realimentação.

O armazenador óptico é composto pela fibra de saída e por um conjunto de  $B$  fibras de atraso. Quando um pacote chega ao armazenador óptico, ele é direcionado para uma das fibras de atraso ou para a própria fibra de saída, caso os recursos de transmissão não estejam

sendo utilizados. O armazenador será representado por um conjunto de estados e a transição entre estados ocorrerá toda vez que um pacote for alojado no armazenador.

Suponha que o pacote acessa o armazenador óptico através do ponto de acesso da fibra  $i$ , que corresponde ao ponto  $D_i$  no eixo de tempo mostrado na Figura B.1, no tempo  $t = 0$ . A cauda do pacote se encontrará no ponto  $D_i + \tau$ , onde  $\tau$  é o tamanho deste pacote e é dado pela distribuição  $p_\tau(\cdot)$ . Suponha também que os eventos relativos às chegadas de pacotes são caracterizados por uma distribuição de Poisson com taxa  $\lambda$  [pacotes/unidade de tempo]. Desta maneira, o tempo entre chegadas consecutivas de pacotes,  $t^*$ , será caracterizado por:

$$p_{T^*}(t^*) = \lambda e^{-\lambda t^*} u(t^*) \quad (\text{B.1})$$

Considere agora dois conjuntos de estados distintos, que juntos fornecem uma representação do armazenador óptico:

- $I = \{0, 1, 2, \dots, B - 1\}$  - onde o estado  $i \in I$  é alcançado quando o pacote é direcionado para a fibra de atraso  $i$  sem preencher o armazenador;
- $F = \{f_0, f_1, \dots, f_{B-1}, f_B\}$  - onde o estado  $f_i \in F$  é alcançado quando o pacote é direcionado para a fibra de atraso  $i$  e preenche o armazenador.

Assim, dependendo do valor da soma  $D_i + \tau$ , ou seja, da posição no eixo de tempo em que se encontra a cauda do pacote, temos 2 (duas) situações:

a)  $D_i + \tau \leq D_B$

O armazenador óptico não é completamente preenchido e transita para o estado  $i$ . Nesta situação, podemos derivar a distribuição condicional do tamanho do pacote:

$$p_{\tau_{T_i}}(\tau) = \frac{p_\tau(\tau)}{\int_0^{D_B - D_i} p_\tau(\xi) d\xi} [u(\tau) - u(\tau - (D_B - D_i))] \quad (\text{B.2})$$

b)  $D_i + \tau > D_B$

O armazenador é preenchido após receber o pacote e transita para o estado  $f_i$ . O armazenador continuará nesse estado durante um tempo  $\tau_{f_i}$ , que é o tempo residual de  $\tau$  após decorrido um tempo  $D_B - D_i$ . Esse tempo residual será caracterizado por:

$$p_{\tau_{f_i}} = \frac{p_{\tau}(D_B - D_i + \tau)u(\tau)}{\int_{D_B - D_i}^{\infty} p_{\tau}(\xi)d\xi} \quad (\text{B.3})$$

No primeiro caso, o próximo pacote será alojado no armazenador pois ainda existem pontos de acesso disponíveis (o armazenador não foi preenchido). Dada a chegada de um pacote, após um tempo  $t^*$ , a cauda do último pacote aceito pelo armazenador se encontrará no ponto  $D_i - \tau_{T_i} - t^*$

Se representarmos o ponto de acesso escolhido para alojar esse pacote ingressante por  $\delta$ , a probabilidade dele ser alojado na fibra  $j$  (atraso  $D_j$ ) será dada por:

$$\begin{aligned} \text{Prob}\{\delta = D_j\} &= \text{Prob}\{D_{j-i} < D_i + \tau_{T_i} - t^* \leq D_j\} \\ &= \text{Prob}\{D_{j-i} - D_i < \tau_{T_i} - t^* \leq D_j - D_i\} \end{aligned} \quad (\text{B.4})$$

Se considerarmos  $Z_i = \tau_{T_i} - t^*$ , dado que  $\tau$  e  $t^*$  são independentes entre si, temos:

$$p_{Z_i}(z) = p_{\tau_{T_i}}(\cdot) * p_{-T^*}(\cdot) = \int_{-\infty}^{\infty} p_{\tau_{T_i}}(\xi)p_{-T^*}(\xi - z)d\xi \quad (\text{B.5})$$

As probabilidades de transição dos estado  $i$  para os estados  $j$  ou  $f_j$  serão:

$$P_{i,j} = \text{Prob}\{\tau \leq D_B - D_j\} \text{Prob}\{D_{j-1} - D_i < Z_i \leq D_j - D_i\} \quad (\text{B.6})$$

$$P_{i,f_j} = \text{Prob}\{\tau > D_B - D_j\} \text{Prob}\{D_{j-1} - D_i < Z_i \leq D_j - D_i\} \quad (\text{B.7})$$

onde  $D_0 = 0$  e  $D_{-1} = -\infty$ .

Já quando temos a segunda situação,  $D_i + \tau > D_B$ , enquanto a cauda do último pacote estiver em um ponto no eixo maior que  $D_B$ , todos os pacotes ingressantes serão bloqueados. A partir do momento em que a cauda deste pacote está em um ponto correspondente a um atraso menor que  $D_B$ , o próximo pacote que chegar será aceito pelo armazenador. Como as transições de estado ocorrem somente quando pacotes são aceitos pelo armazenador e o processo de chegada de pacotes é sem memória, temos as probabilidades de transição a partir de um estado  $f_i$ :

$$\begin{aligned} P_{f_i, j} &= Prob\{\tau \leq D_B - D_j\} Prob\{D_B - D_j < t^* \leq D_B - D_{j-1}\} \\ &= \int_0^{D_B - D_j} p_\tau(\tau) d\tau \int_{D_B - D_j}^{D_B - D_{j-1}} p_{T^*}(t) dt \end{aligned} \quad (B.8)$$

$$\begin{aligned} P_{f_i, f_j} &= Prob\{\tau > D_B - D_j\} Prob\{D_B - D_j < t^* \leq D_B - D_{j-1}\} \\ &= \int_{D_B - D_j}^{\infty} p_\tau(\tau) d\tau \int_{D_B - D_j}^{D_B - D_{j-1}} p_{T^*}(t) dt \end{aligned} \quad (B.9)$$

Estas probabilidades de transição são suficientes para a obtenção das probabilidades dos estados do armazenador:  $P_i$  e  $P_{f_i}$ . Para isso, basta resolver as equações de balanço que descrevem o sistema obtido. Como pode-se notar, as probabilidades de transição não dependem dos estados passados, o que caracteriza este modelo como um modelo de Markov. Nas subseções a seguir, serão derivadas as expressões para o cálculo da probabilidade de bloqueio, do atraso médio dos pacotes e do desvio padrão do atraso médio dos pacotes. Serão mostradas também as expressões das funções  $p_{Z_i}(z)$  (quando a variável aleatória associada ao tamanho dos pacotes é descrita pelas distribuições Exponencial e de Pareto) e  $p_{\tau_{T_i}}(\tau)$  e do tempo médio residual  $\bar{\tau}_{f_i}$ .

## B.1 Probabilidade de Bloqueio

Dado que a taxa de chegada de pacotes é  $\lambda$  [pacotes/unidade de tempo],  $\lambda T$  pacotes chegarão ao armazenador óptico durante um intervalo de tempo  $T$ . Suponha que um pacote foi alojado na fibra  $i$  e que o tamanho deste pacote era  $\tau > D_B - D_i$ , fazendo com que o armazenador transitasse para o estado  $f_i$ . O tempo de vida residual médio do tamanho do pacote será:

$$\bar{\tau}_{f_i} = \int_0^{\infty} \tau p_{\tau_{f_i}}(\tau) d\tau \quad (\text{B.10})$$

Desta maneira, o número de pacotes bloqueados enquanto o armazenador estiver nesse estado será  $\lambda \bar{\tau}_{f_i}$ . E, como as transições de estados ocorrem somente quando o armazenador aceita um novo pacote, temos:

$$\bar{P}_B = \frac{\sum_{f_i \in F} \lambda \bar{\tau}_{f_i} P_{f_i}}{1 + \sum_{f_i \in F} \lambda \bar{\tau}_{f_i}} \quad (\text{B.11})$$

## B.2 Atraso Médio dos Pacotes

A expressão que fornece o atraso médio dos pacotes é facilmente obtida através das probabilidades dos estados do armazenador. Quando o pacote é aceito pelo armazenador, sendo direcionado para a fibra  $i$  (o armazenador pode transitar para o estado  $i$  ou para o estado  $f_i$ ), ele sofre um atraso  $D_i$ . Como pacotes bloqueados não são contabilizados, temos:

$$\bar{D} = \sum_{i \in I} D_i P_i + \sum_{f_i \in F} D_i P_{f_i} \quad (\text{B.12})$$

### B.3 Desvio Padrão do Atraso Médio dos Pacotes

O desvio padrão do atraso médio,  $\sigma_{\bar{D}}$ , é obtido a partir da seguinte expressão:

$$\sigma_{\bar{D}} = \sqrt{\sum_{i \in I} (D_i - \bar{D})^2 P_i + \sum_{f_i \in F} (D_i - \bar{D})^2 P_{f_i}} \quad (\text{B.13})$$

### B.4 Derivação das expressões das funções $p_{Z_i}(z)$ , $p_{\tau_{T_i}}(\tau)$ e $p_{\tau_{T_{f_i}}}(\tau)$ e do tempo médio residual $\bar{\tau}_{f_i}$

- Caso Exponencial

Para o caso Exponencial, temos:

$$p_{\tau}(\tau) = \frac{1}{\bar{\tau}} e^{\frac{-\tau}{\bar{\tau}}} u(\tau) \quad (\text{B.14})$$

$$p_{\tau_{T_i}}(\tau) = \frac{e^{\frac{-\tau}{\bar{\tau}}}}{\bar{\tau} \left( 1 - e^{\frac{-(D_B - D_i)}{\bar{\tau}}} \right)} [u(\tau) - u(\tau - (D_B - D_i))] \quad (\text{B.15})$$

#### B.4 Derivação das expressões das funções $p_{Z_i}(z)$ , $p_{\tau_{T_i}}(\tau)$ e $p_{\tau_{f_i}}(\tau)$ e do tempo médio residual $\bar{\tau}_{f_i}$

95

Como a distribuição Exponencial é uma distribuição sem memória,  $p_{\tau_{f_i}}(\tau) = p_{\tau}(\tau)$  e

$\bar{\tau}_{f_i} = \bar{\tau}$ . A partir das equações B.15 e B.5, temos:

$$p_{Z_i}(z) = \begin{cases} \frac{1 - e^{-\left(\lambda + \frac{1}{\bar{\tau}}\right)(D_B - D_i)}}{(\bar{\tau}\lambda + 1) \left(1 - e^{-\frac{-(D_B - D_i)}{\bar{\tau}}}\right)} \lambda e^{\lambda z}, & \text{se } z \leq 0 \\ \frac{\lambda}{(\bar{\tau}\lambda + 1) \left(1 - e^{-\frac{-(D_B - D_i)}{\bar{\tau}}}\right)} \left[ e^{\frac{-z}{\bar{\tau}}} - e^{-\left(\lambda + \frac{1}{\bar{\tau}}\right)(D_B - D_i)} e^{\lambda z} \right], & \text{se } 0 < z \leq D_B - D_i \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (\text{B.16})$$

- Caso Pareto

Quando o tamanho dos pacotes segue uma distribuição de Pareto, obtemos as seguintes expressões:

$$p_{\tau}(\tau) = \frac{\alpha \tau_{min}^{\alpha}}{\tau^{\alpha+1}} u(\tau - \tau_{min}), \quad (\text{B.17})$$

onde  $\tau_{min} = \frac{\alpha - 1}{\alpha} \bar{\tau}$ , para  $\alpha > 1$ . Como os pacotes não possuem tamanhos menores que  $\tau_{min}$ , alguns estados  $i \in I$  podem não existir. Para os estados  $i$  onde  $\tau_{min} \leq D_B - D_i$ , temos:

$$p_{\tau_{T_i}}(\tau) = \frac{\alpha}{\tau^{\alpha+1} (\tau_{min}^{-\alpha} - (D_B - D_i)^{-\alpha})} [u(\tau - \tau_{min}) - u(\tau - (D_B - D_i))] \quad (\text{B.18})$$

Já quando consideramos os estados  $f_i$ , temos:

$$p_{\tau_{f_i}} = \begin{cases} \frac{u(\tau)}{((D_B - D_i) + \tau)^{\alpha+1} \int_{D_B - D_i}^{\infty} \xi^{-(\alpha+1)} d\xi}, & \text{se } \tau_{min} \leq D_B - D_i \\ \frac{u(\tau + (D_B - D_i) - \tau_{min})}{((D_B - D_i) + \tau)^{\alpha+1} \int_{D_B - D_i}^{\infty} \xi^{-(\alpha+1)} d\xi}, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (\text{B.19})$$



O tempo residual médio será:

$$\bar{\tau}_{f_i} = \begin{cases} \bar{\tau} - (D_B - D_i), & \text{se } D_B - D_i \leq \tau_{min} \\ \frac{D_B - D_i}{\alpha - 1}, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (\text{B.20})$$

E, finalmente, temos a seguinte expressão para a função  $p_{Z_i}(z)$ :

$$p_{Z_i}(z) = \begin{cases} \frac{\alpha \lambda e^{\lambda z}}{\tau_{min}^{-\alpha} - (D_B - D_i)^{-\alpha}} \int_{\tau_{min}}^{D_B - D_i} \xi^{-(\alpha+1)} e^{-\lambda \xi} d\xi, & \text{se } z \leq \tau_{min} \\ \frac{\alpha \lambda e^{\lambda z}}{\tau_{min}^{-\alpha} - (D_B - D_i)^{-\alpha}} \int_z^{D_B - D_i} \xi^{-(\alpha+1)} e^{-\lambda \xi} d\xi, & \text{se } \tau_{min} < z \leq D_B - D_i \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (\text{B.21})$$

Como pode-se observar, a função  $p_{Z_i}(z)$  apresenta integrais que precisam ser resolvidas numericamente, fator que pode influenciar na precisão dos resultados obtidos.

# Referências Bibliográficas

- [1] <http://www.ietf.org/rfc/rfc1633.txt>.
- [2] <http://www.ietf.org/rfc/rfc2475.txt>.
- [3] <http://www.ietf.org/rfc/rfc3031.txt>.
- [4] F. Callegati. On the design of optical buffers for variable length packet traffic. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(10), October 2000.
- [5] F. Callegati. Optical buffers for variable length packets. *IEEE Communications Letters*, 4(9), September 2000.
- [6] M. Crovella, M. Taqqu, and A. Bestavros. Heavy-tailed probability distributions in the world wide web, 1998.
- [7] M.E. Crovella and A. Bestavros. Self-similarity in the world wide web traffic: evidence and possible causes. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 5(6):835–846, December 1997.
- [8] L. Tančevski et al. Optical routing of asynchronous, variable length packets. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(10), October 2000.
- [9] J. Gowar. *Optical Communication Systems*. Prentice-Hall international series in optoelectronics. Prentice Hall International, 1984.
- [10] D.K. Hunter, M.C. Chia, and I. Andonovic. Buffering in optical packet switches. *Journal of Lightwave Technologies*, 16:2081–2094, December 1998.
- [11] R.C. Almeida Jr, J.U. Pelegriani, and H. Waldman. Delay-line buffer modeling for asynchronous optical networks. In *Fourth International Conference on Optical Networking and Communications - Opticomm'03*, 2003.
- [12] R.C. Almeida Jr, J.U. Pelegriani, and H. Waldman. Diffserv implementation by a balking mechanism in delay-line buffering. In *IEEE Global Telecommunications Conference - Globecom'03*, volume 5, pages 2684–2688, 2003.

- [13] R.C. Almeida Jr, J.U. Pelegriani, and H. Waldman. Deflection routing and wavelength conversion in asynchronous optical packet networks. In *XXI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, 2004.
- [14] R.C. Almeida Jr, J.U. Pelegriani, and H. Waldman. Optical buffer modelling for performance evaluation considering any packet inter-arrival time distribution. In *IEEE International Conference on Communications - ICC'04*, volume 3, pages 1771–1775, 2004.
- [15] R.C. Almeida Jr, J.U. Pelegriani, and H. Waldman. A generic-traffic optical buffer modeling for asynchronous optical switching networks. *IEEE Communications Letters*, 9:175–177, february 2005.
- [16] S. Kirkpatrick, C.D. Gelatt, and M.P. Vecchi. Optimization by simulated annealing. *Science Magazine*, 220(4598):671–679, May 1983.
- [17] P.L. Meyer. *Probabilidade: Aplicações à Estatística*. Livros Técnicos e Científicos, segunda edition, 1983.
- [18] W.H. Press, S.A. Teukolsky, W.T. Vetterling, and B.P. Flannery. *Numerical Recipes in C : The Art of Scientific Computing*. Cambridge University Press, 2nd edition, 1992.
- [19] R. Ramaswami and K.N. Sivarajan. *Optical Networks: a Pratical Perspective*. Morgan Kaufmann Publishers, 2nd edition, 2002.
- [20] Y. Tamir and G. Frazier. High performance multi-queue buffers for vlsi communication switches. In *Proceedings of 15th Ann. Symp. on Comp. Arch.*, pages 343–354, June 1988.
- [21] L. Tančevski, A. Ge, G. Castañon, and L. Tamil. A new scheduling algorithm for asynchronous, variable length IP traffic incorporating void filling. In *Optical Fiber Communications Conference - OFC'99*, February 1999.
- [22] A.S. Tanenbaum. *Computer Networks*. Prentice Hall, 3rd edition, 1996.
- [23] H. Waldman, R.C. Almeida Jr, and J.U. Pelegriani. An infinite granularity bound on the performance of delay-line buffering. In *The 7th IFIP Working Conference on Optical Network Design & Modelling - ONDM'03*, volume 2, pages 1187–1200, 2003.
- [24] X. Xiao and L.M. Ni. Internet qos : A big picture. *IEEE Network Magazine*, 1(1):47–60, March 1999.
- [25] L. Xu, H.G. Perros, and G. Rouskas. Techniques for optical packet switching and optical burst switching. *IEEE Communications Magazine*, January 2001.
- [26] M. Yoo, C. Qiao, and S. Dixit. Qos performance in ip over wdm networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications - Special Issue on Protocols for the Next Generation Optical Internet*, October 2000.