

**ALGUMAS COMPARAÇÕES DO
DESEMPENHO DAS REDES RPR E
EPON COMO SOLUÇÕES DE
REDES DE ACESSO**

RICARDA CAROLINE RENDE

AGOSTO/ 2007

**ALGUMAS COMPARAÇÕES DO
DESEMPENHO DAS REDES RPR E
EPON COMO SOLUÇÕES DE REDES
DE ACESSO.**

Ricarda Carolina Rende

Dissertação apresentada ao Instituto Nacional de Telecomunicações, como parte dos requisitos para obtenção do Título de Mestre em Engenharia Elétrica.

Orientador: Prof. Dr. José Marcos Câmara Brito

Santa Rita do Sapucaí
2007

Dissertação defendida e aprovada em ____ / ____ / ____ ,pela comissão julgadora:

Prof. Dr. José Marcos Câmara Brito – INATEL

Prof. Dr. Jorge Moreira de Souza - FITEC

Prof. Dr. Antônio Marcos Alberti – INATEL

Coordenador do Curso de Mestrado

À minha mãe
Rita e o meu pai José
Carlos, meus exemplos
de vida, e a Ana Clara,
minha filha, razão da
minha determinação.

AGRADECIMENTOS

Ao Professor José Marcos Câmara Brito pela excelente orientação fornecida durante a elaboração deste trabalho.

A Sra. Robélia Costa Carneiro pela agilidade e presteza no atendimento.

A todos os colegas, professores e funcionários do Departamento de Telecomunicações do Instituto Nacional de Telecomunicações.

Índice

| | |
|---|------|
| Lista de Figuras | vi |
| Lista de Tabelas | x |
| Lista de Abreviaturas e Siglas | xi |
| Lista de Símbolos | xiv |
| Resumo | xvi |
| Abstract | xvii |
| 1. Introdução | 1 |
| 2. Redes RPR | 3 |
| 2.1. Formas de Endereçamento das Redes RPR | 5 |
| 2.2. Esquema de Prioridade de Tráfego nas Redes RPR | 6 |
| 2.3. Mecanismos de Proteção das Redes RPR | 8 |
| 2.4. Algoritmo <i>Fairness</i> | 9 |
| 3. Redes EPON | 11 |
| 3.1. Tipos de Tráfego em Redes EPON | 12 |
| 3.2. Protocolo MPCP | 13 |
| 3.3. Alocação de Largura de Banda do Canal <i>Upstream</i> | 16 |
| 3.3.1. Alocação de Largura de Banda Fixa | 16 |
| 3.3.2. Alocação de Largura de Banda Dinâmica | 17 |
| 3.3.2.1. Algoritmo com Multiplexação Estatística | 18 |
| 3.3.2.2. Algoritmos com Garantia de QoS | 20 |
| 3.4. Proposta de Algoritmo de Alocação de Largura de Banda Dinâmica | 35 |
| 4. Modelos de Simulação | 37 |
| 4.1. Critérios Gerais | 37 |
| 4.1.1. Tipos de Tráfego | 38 |
| 4.1.2. Tamanho dos Quadros | 38 |
| 4.1.3. Intervalo de Envio de Quadros | 43 |
| 4.1.4. Tipos de Atraso dos Quadros <i>Ethernet</i> | 42 |
| 4.2. Critérios da Rede RPR | 43 |
| 4.3. Critérios da Rede EPON | 45 |
| 4.4. Diagrama de Blocos dos Modelos de Simulação | 49 |
| 4.4.1. Diagrama de Blocos da Rede RPR | 49 |
| 4.4.2. Diagrama de Blocos da Rede EPON | 51 |
| 4.5. Resultados das Simulações | 58 |

| | |
|---|----|
| 4.5.1. Cenário 1 – Comparação entre a Rede EPON-FBA e a REDE RPR | 62 |
| 4.5.2. Cenário 2 – Comparação entre Diferentes Algoritmos de Alocação de Banda na Rede EPON | 65 |
| 4.5.3. Cenário 3 – Comparação entre a Rede RPR e a Rede EPON-CCS/DBA | 69 |
| 4.5.4. Cenário 4 – Comparação entre Algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA a Variações de Carga | 71 |
| 5. Conclusões | 84 |
| Anexos | 86 |
| A. Contribuições dessa dissertação publicadas..... | 86 |
| Referências Bibliográficas | 87 |

Lista de Figuras

| | |
|--|----|
| Figura 2.1 – Estrutura RPR | 3 |
| Figura 2.2 – Reuso Espacial | 4 |
| Figura 2.3 – Método de Inserção de Buffer em uma estação de usuário | 4 |
| Figura 2.4 – Filas PTQ e STQ | 7 |
| Figura 2.5 – Mecanismos <i>Steering</i> , <i>Wrapping</i> e <i>Passthrough</i> | 9 |
| Figura 3.1 – Rede EPON | 12 |
| Figura 3.2 – Exemplo de comunicação entre o MPCP e um algoritmo DBA | 13 |
| Figura 3.3 – Mensagem a) REPORT e b) GATE do MPCP | 14 |
| Figura 3.4 – Classificação dos algoritmos DBA | 17 |
| Figura 3.5 – Mecanismo de controle do algoritmo IPACT..... | 19 |
| Figura 3.6 – Tabelas de <i>Polling</i> de banda garantida e <i>best effort</i> | 21 |
| Figura 3.7 – Arquitetura da ONU proposta no algoritmo DEB-GPS | 27 |
| Figura 3.8 – Largura de banda do canal <i>upstream</i> em um intervalo de ciclo | 29 |
| Figura 3.9 – Alocação dos pacotes HP e BE do algoritmo HSSR/DBA..... | 31 |
| Figura 3.10 – Exemplo da distribuição dos tráfegos AF, EF e BE a) sem e b) com Multiplexação Prioritária | 34 |
| Figura 3.11 – Composição do intervalo de ciclo do algoritmo CCS/DBA..... | 36 |
| Figura 4.1 – Representação da rede RPR com 31 estações de usuários | 44 |
| Figura 4.2 – Diagrama de tempo do restabelecimento de comunicação entre OLT e ONU _i | 48 |
| Figura 4.3 – Topologia da rede RPR com 31 estações de usuário | 49 |
| Figura 4.4 – Detalhamento da estação de usuário | 50 |
| Figura 4.5 – Critério de prioridade de quadro em uma estação na rede RPR | 50 |

| | |
|---|----|
| Figura 4.6 – Topologia da rede EPON com 20 estações de usuário | 51 |
| Figura 4.7 – Detalhamento da ONU | 51 |
| Figura 4.8 – Critério de prioridade de quadro na rede EPON-FBA | 52 |
| Figura 4.9 – Critério de prioridade de quadro na rede EPON SLA/DBA | 53 |
| Figura 4.10 – Análise de ONUs sem transmissão | 53 |
| Figura 4.11 – Agrupamento de solicitações de banda (convertido no tempo)..... | 54 |
| Figura 4.12 – Alocação de banda (convertido no tempo) no primeiro estágio | 54 |
| Figura 4.13 – Alocação de banda (convertido no tempo) no Segundo estágio | 54 |
| Figura 4.14 – Alocação de banda (convertido no tempo) no terceiro estágio | 55 |
| Figura 4.15 – Envia tráfego EF da ONU i | 55 |
| Figura 4.16 – Envia tráfego AF e BE da ONU i | 56 |
| Figura 4.17 – Atualização do OLT com o <i>status</i> dos <i>buffers</i> das ONUs | 56 |
| Figura 4.18 – Intervalo de ciclo do algoritmo CCS/DBA..... | 57 |
| Figura 4.19 – Envio de tráfego EF de todas as ONUs | 57 |
| Figura 4.20 – Envio de tráfego AF e BE das ONUs | 57 |
| Figura 4.21 – Transmissão de quadros na banda (tempo) concedida | 58 |
| Figura 4.22 – Cálculo e envio de quadros na banda residual | 58 |
| Figura 4.23 – Influência do parâmetro T_{cycle} na rede EPON-FBA para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (<i>best effort</i>) | 59 |
| Figura 4.24 – Diferença do atraso médio do quadro entre o pior caso e o valor médio nas redes RPR para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (<i>best effort</i>) | 60 |
| Figura 4.25 – Diferença do número médio de quadros na fila entre o pior caso e o valor médio nas redes RPR para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (<i>best effort</i>) | 61 |

| | |
|--|----|
| Figura 4.26 – Atraso médio de quadro na rede RPR (pior caso) e EPON-FBA para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (<i>best effort</i>) | 63 |
| Figura 4.27 – Número médio de quadros nas filas da rede RPR (pior caso) e EPON-FBA para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (<i>best effort</i>) .. | 64 |
| Figura 4.28 – Atraso médio de quadro nas redes EPON: FBA, SLA/DBA e CCS/DBA para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (<i>best effort</i>). Algoritmo CCS/DBA não chega a 99% devido à banda de sinalização.... | 65 |
| Figura 4.29 – Número médio de quadros nas filas das redes EPON: FBA, SLA/DBA e CCS/DBA para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (<i>best effort</i>). Algoritmo CCS/DBA não chega a 99% devido à banda de sinalização | 66 |
| Figura 4.30 – Atraso médio dos quadros nas redes EPON em baixas e médias cargas para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (<i>best effort</i>) | 68 |
| Figura 4.31 – Atraso médio de quadro nas redes EPON CCS/DBA e RPR para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (<i>best effort</i>). Algoritmo CCS/DBA não chega a 99% devido à banda de sinalização..... | 70 |
| Figura 4.32 – Número médio de quadros nas filas das redes EPON CCS/DBA e RPR para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (<i>best effort</i>). Algoritmo CCS/DBA não chega a 99% devido à banda de sinalização | 71 |
| Figura 4.33 – Atraso médio dos quadros TR (tempo real) nos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga em tempo real | 72 |
| Figura 4.34 – Número médio de quadros TR (tempo real) nas filas dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga em tempo real .. | 73 |
| Figura 4.35 – Atraso médio dos quadros BG (banda garantida) nos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga em tempo real .. | 74 |
| Figura 4.36 – Número médio de quadros BG (banda garantida) nas filas dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga em tempo real | 75 |
| Figura 4.37 – Atraso médio dos quadros BE (<i>best effort</i>) nos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga em tempo real | 76 |
| Figura 4.38 – Número médio de quadros BE (<i>best effort</i>) nas filas dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga em tempo real .. | 77 |
| Figura 4.39 – Atraso médio dos quadros TR (tempo real) nos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga de banda garantida | 78 |

| | |
|---|----|
| Figura 4.40 – Número médio de quadros TR (tempo real) nas filas dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga de banda garantida | 79 |
| Figura 4.41 – Atraso médio dos quadros BG (banda garantida) nos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga de banda garantida | 80 |
| Figura 4.42 – Número médio de quadros BG (banda garantida) nas filas dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga de banda garantida | 81 |
| Figura 4.43 – Atraso médio dos quadros BE (<i>best effort</i>) nos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga de banda garantida | 82 |
| Figura 4.44 – Número médio de quadros BE (<i>best effort</i>) nas filas dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga de banda garantida | 83 |

Lista de Tabelas

| | |
|---|----|
| Tabela 2.1 – Classes de serviço do padrão RPR | 6 |
| Tabela 3.1 – Campos das mensagens REPORT e GATE..... | 15 |
| Tabela 3.2 – Disciplinas de alocação de tráfego | 19 |
| Tabela 3.3 – Exemplo de aplicação do algoritmo EDA | 24 |
| Tabela 4.1 – Variação do intervalo médio para o envio dos quadros com fontes com distribuição de Pareto para o primeiro perfil de tráfego | 41 |
| Tabela 4.2 – Variação do intervalo médio entre os quadros no segundo perfil de tráfego | 42 |
| Tabela 4.3 – Atrasos de transmissão na rede RPR..... | 45 |
| Tabela 4.4 – Algoritmos EPON-FBA, EPON-SLA/DBA e EPON-CCS/DBA | 47 |
| Tabela 4.5 – Atrasos de transmissão dos quadros nas redes EPON | 48 |

Lista de Abreviaturas e Siglas

| | |
|----------|--|
| AF | - <i>Assured Forwarding</i> |
| BE | - <i>Best Effort</i> |
| BG | - Banda Garantida |
| BGP | - <i>Bandwidth Guaranteed Polling</i> |
| CCS | - <i>Common Channel Signaling</i> |
| CIR | - <i>Committed Information Rate</i> |
| CPU | - <i>Central Processing Unit</i> |
| DA | - <i>Destination Address</i> |
| DBA | - <i>Dynamic Bandwidth Allocation</i> |
| DEB | - <i>Deterministic Effective Bandwidth</i> |
| DIFFSERV | - <i>Differentiated Services</i> |
| DSL | - <i>Digital Subscriber Line</i> |
| EDA | - <i>Even Distribution Algorithm</i> |
| EF | - <i>Expedited Forwarding</i> |
| EIR | - <i>Excess Information Rate</i> |
| EPON | - <i>Ethernet Passive Optical Network</i> |
| FBA | - <i>Fixed Bandwidth Allocation</i> |
| FDP | - Função Densidade de Probabilidade |
| FI | - <i>Flooding Indication</i> |
| FRTT | - <i>Fairness Round Trip Time</i> |
| FTTB | - <i>Fiber To The Building</i> |

FTTC - *Fiber To The Curb*

FTTH - *Fiber To The Home*

GPS - *Generalized Processor Sharing*

HP - *High Priority*

HSSR - *Hybrid Slot Size/Rate*

IEEE - *Institute of Electrical and Electronics Engineers*

INTSERV - *Integrated Services*

IPACT - *Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time*

LAN - *Local Area Network*

LRD - *Long Range Dependence*

MAC - *Medium Access Control*

MAN - *Metropolitan Area Network*

MPCP - *Multipoint Control Protocol*

ODN - *Optical Distribution Network*

OLT - *Optical Line Terminal*

ONU - *Optical Network Unit*

PBS - *Priority Based Scheduling*

PTQ - *Primary Transit Queue*

QoS - *Quality of Service*

RPR - *Resilient Packet Ring*

RTT - *Round Trip Time*

SDH - *Synchronous Digital Hierarchy*

SLA - *Service Level Agreements*

SPS - *Strict Priority Scheduling*

STQ - *Secondary Transit Queue*

TDMA - *Time Division Multiple Access*

ToS - *Type of Service*

TR - *Tempo Real*

TTL - *Time To Live*

WAN - *Wide Area Network*

Lista de Símbolos

| | |
|---------------|---|
| B_i^{min} | - Banda mínima garantida para a ONU i (em <i>bytes</i> por ciclo) |
| T_{cycle} | - Tempo de ciclo de transmissão de todas ONU s |
| N | - Número de ONU s |
| T_g | - Tempo de guarda |
| R | - Taxa de transmissão na rede EPON (em bps) |
| w_i | - Peso associado a cada ONU |
| t_x | - Instante de tempo |
| B | - Banda alocada |
| B_{sol} | - Banda solicitada |
| B_{max} | - Banda máxima |
| $B_{sol-tot}$ | - Somatório acumulado das últimas N bandas solicitadas |
| M | - <i>Megabytes</i> |
| K | - Número de tuplas |
| $Ei(j)$ | - Posição da tabela de banda garantida |
| G | - Unidade de largura de banda |
| B_{usada} | - Banda efetivamente usada |
| G_{reuso} | - Limiar para tráfego <i>best effort</i> |
| R_i | - Taxa média da fonte i |
| D_i | - Atraso tolerável da fonte i |
| M_i | - Tamanho de <i>burst</i> máximo da fonte i |
| P_i | - Taxa de pico da fonte i |
| Φ_{QoS} | - Tráfego com QoS |
| Φ_{BE} | - Tráfego <i>best-effort</i> |
| Cte | - Valor constante |

| | |
|---------------------|---|
| N | - Número de ONU's |
| N_{BE} | - Número total de fontes <i>best-effort</i> |
| B_{disp} | - largura de banda disponível |
| $E_{Di}(A_i(t))$ | - largura de banda efetiva determinística (DEB) |
| B_r | - Banda Reservada |
| RH | - Banda de alta prioridade solicitada |
| GH | - Banda de alta prioridade disponibilizada |
| B_{tot} | - Banda total |
| RM | - Banda média prioridade solicitada |
| GM | - Banda de média prioridade disponibilizada |
| $Q^i(j)$ | - Número de <i>bytes</i> reportados pela fila j da ONU $_i$ |
| REQ | - Soma das solicitações de banda das filas de todas as ONUs |
| I | - Intervalo de ciclo |
| I_{max} | - Intervalo de ciclo máximo |
| I_{min} | - Intervalo de ciclo mínimo |
| $\gamma_{min}^j(j)$ | - Banda mínima para uma dada fila |
| $\gamma_{max}^j(j)$ | - Banda limitada a um valor máximo de <i>bytes</i> para uma dada fila |
| $\beta_I^j(j)$ | - Banda alocada no primeiro estágio |
| $\beta_{II}^j(j)$ | - Banda alocada do segundo estágio |
| $\beta_{III}^j(j)$ | - Banda alocada do terceiro estágio |
| β_{ex} | - Banda excedente |
| $f_x(\cdot)$ | - Função densidade de probabilidade |
| $E(\cdot)$ | - Valor médio |
| $a_{propagação}$ | - Atraso de propagação |
| $a_{transmissão}$ | - Atraso de transmissão |

Resumo

RENDE, R.C. Algumas Comparações do Desempenho das Redes RPR e EPON como Solução de Redes de Acesso

As redes EPON (*Ethernet Passive Optical Networks*) e RPR (*Resilient Packet Ring*) são duas importantes tecnologias baseadas em fibra óptica que se apresentam como soluções para as redes de acesso. As redes EPON consistem de um OLT (*Optical Line Terminal*) e um conjunto de ONU's (*Optical Network Units*) conectados em topologia estrela enquanto as redes RPR usam uma topologia em anel duplo para estabelecer a comunicação entre os usuários finais e o elemento concentrador. As redes EPON são caracterizadas pela sua simplicidade e forte dependência do método de alocação de banda empregado, enquanto que as redes RPR pela sua robustez. Nesta dissertação realiza-se a comparação entre as redes RPR e as redes EPON com diferentes métodos de alocação de banda já existentes na literatura e propõe-se um novo método de alocação dinâmica para as redes EPON chamado CCS-DBA (*Common Channel Signaling on Dynamic Bandwidth Allocation*). Utilizou-se o simulador de eventos discretos ARENA para o desenvolvimento dos modelos de rede, nos quais o atraso médio do quadro e o número médio de quadros na fila foram avaliados em função do carregamento de tráfego da rede.

Palavras-chave: Redes EPON, Redes RPR, Análise de tráfego, Algoritmo CCS-DBA.

Abstract

RENDE, R.C. Algumas Comparações do Desempenho das Redes RPR e EPON como Solução de Redes de Acesso

Ethernet Passive Optical Network (EPON) and Resilient Packet Ring (RPR) are two important technologies used as solution to the last mile access network. EPON consists of an OLT (Optical Line Terminal) and a set of ONUs (Optical Network Units) connected through star topology. RPR networks use a dual ring topology to establish the communication between end users and the central office. EPON networks are characterized for their simplicity and strong dependency on the bandwidth allocation algorithm while RPR for robustness. This thesis compares RPR and EPON networks using different bandwidth allocation methods presented in the literature. In addition, it is proposed a new bandwidth allocation algorithm for EPON networks, called CCS-DBA (Common Channel Signaling on Dynamic Bandwidth allocation). The simulation model was developed to both networks, using a discrete event simulation tool called ARENA. The average queue length and the average packet delay were analyzed through the increase of the traffic load.

Keywords: EPON, RPR, Traffic Analysis, CCS-DBA Algorithm.

Capítulo 1

Introdução

Novos serviços de telecomunicações têm demandado altas velocidades de transmissão e a diferenciação da forma de oferta de serviço em função das características da aplicação utilizada (voz, imagem ou dados). As redes de telecomunicações podem ser divididas em duas partes: rede de *backbone* e rede de acesso. O *backbone* é a estrutura interna da rede do provedor de serviços de telecomunicações, sendo formada por elementos de rede conectados por enlaces de alta velocidade. A rede de acesso é responsável pela conexão dos assinantes aos provedores de serviço, sendo muitas vezes chamada de acesso de última milha (*last mile*).

O gargalo das redes de telecomunicações usualmente está nas redes de acesso. Várias soluções com tecnologias com e sem fio têm sido propostas para essas redes. Relacionado às tecnologias com fio têm sido oferecidas redes de acesso utilizando par trançado, cabos coaxiais e fibras ópticas como meio de transmissão. Nas empresas de telefonia predomina a utilização do par trançado via xDSL (*digital subscriber loop*), enquanto que nos provedores de televisão a cabo predomina a oferta de serviços via *cable modem* no cabo coaxial. Em ambos os casos, a fibra óptica é usada na interligação de pontos concentradores remotos ao *backbone* (FTTC – *fiber to the curb*).

Embora as soluções via par trançado e cabo coaxial tenham sofrido contínuas melhorias, elas possuem limitações na oferta de determinados tipos de serviços como, por exemplo, vídeo sob demanda ou videoconferência [1]. Essa deficiência tem sido resolvida com a migração progressiva do acesso dos assinantes totalmente para fibra óptica (FTTB-*fiber-to-the-building* e FTTH - *fiber to the home*) [2].

Para atender as demandas FTTB/FTTH, como também FTTC, diferentes tipos de tecnologia baseadas em fibras ópticas têm sido desenvolvidas, das quais duas se destacam: redes EPON (*Ethernet Passive Optical Networks*) e redes RPR (*Resilient Packet Ring*), ambas baseadas na transmissão de quadros *Ethernet* via fibra óptica.

As redes EPON são redes passivas de acesso com topologia em estrela, sendo formadas por um elemento concentrador chamado OLT (*Optical Line Terminal*) localizado

no provedor de serviço e por várias ONU's (*Optical Network Unit*) distribuídas na rede de acesso. Os quadros *Ethernet* são enviados do OLT para as ONU's em *broadcast*, enquanto que das ONU's para o OLT é necessário o compartilhamento do canal. Esse compartilhamento requer a utilização de mecanismos para evitar colisão, que farão a divisão da largura de banda em *time slots* para serem utilizados por cada ONU, como no TDMA (*Time Division Multiple Access*). Essa alocação de largura de banda pode ser estática ou dinâmica. Em [1], [2], [3], [4], [5], [6], [7] e [11] são apresentadas diferentes propostas de algoritmos para alocação de largura de banda das redes EPON considerando as diversas necessidades dos diferentes tipos de tráfego.

As redes RPR são redes formadas por anéis duplos usados para conectar diferentes elementos de rede. Esses anéis, *ringlet 0* e *ringlet 1*, são simétricos mas operam em direções opostas. Essas redes são chamadas resilientes por possuírem mecanismos de proteção contra falha simples (falha de um elemento de rede ou de um enlace) [9]. Através das redes RPR definem-se o reuso espacial de largura de banda, o algoritmo *Fairness* responsável pela alocação justa de banda dos diferentes elementos de rede e o método de inserção de *buffer*, usado para ordenar o envio dos quadros pelo anel. Estudos relacionados às redes RPR têm sido realizados por [8], [9], [13] e [21].

Essa dissertação tem por objetivo comparar o desempenho das redes EPON e RPR, considerando diferentes perfis de tráfego. Além disso, um novo algoritmo de alocação de banda dinâmica para as redes EPON é proposto. Esse algoritmo foi baseado na análise das vantagens e desvantagens de diversas técnicas de alocação de largura de banda atualmente empregadas nas redes EPON. Nesse algoritmo também se utiliza uma largura de banda exclusiva para troca de informação entre as ONU's e o OLT, que é responsável pelo controle do envio de dados no canal compartilhado (sentido ONUs-> OLT).

O restante deste trabalho está organizado da seguinte forma: no Capítulo 2 apresenta-se uma descrição da operação das redes RPR, o Capítulo 3 detalha as redes EPON. Os modelos de simulação utilizados para realizar a comparação de desempenho entre as redes e os resultados obtidos são apresentados no Capítulo 4, e por último a conclusão é apresentada no Capítulo 5.

Capítulo 2

Redes RPR (Resilient Packet Ring)

As redes RPR (*Resilient Packet Ring*) são redes formadas por anéis duplos, *ringlet 0* e *ringlet 1*, cada um com um sentido de transmissão, usados para conectar diferentes elementos de rede, conforme mostrado na Figura 2.1:

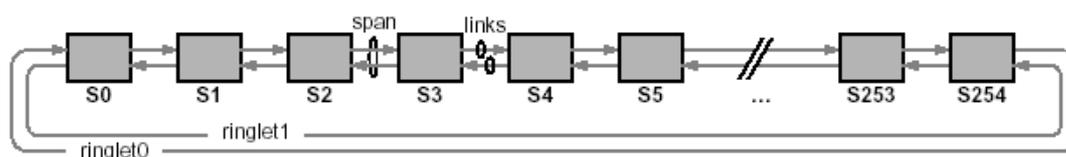


Figura 2.1 – Estrutura RPR.

As redes RPR utilizam comutação de pacotes e, por isso, permitem multiplexação estatística. O padrão RPR é considerado um sucessor da tecnologia SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*), onde múltiplos tipos de serviços são transportados em uma rede de pacotes com características de operação e manutenção similares às redes com comutação de circuito tradicional.

O padrão RPR é definido na camada MAC (*Medium Access Control*) através do IEEE 802.17 e possui fácil conectividade com os outros protocolos da família IEEE 802. Por exemplo, quando um quadro *Ethernet* é transportado pelo anel RPR, são inseridos no quadro campos relacionados ao padrão RPR, que serão removidos quando o quadro for entregue à rede *Ethernet* de destino. O endereçamento *Ethernet* MAC de origem e de destino é mantido na rede RPR devido à utilização do mesmo formato de 48 bits em ambas as redes.

O padrão RPR, por ser um protocolo da camada de enlace, opera sobre uma variedade de protocolos da camada física, sendo exigida a taxa mínima de 155 Mbps [21].

A rede RPR pode ser usada em ambiente LAN, MAN e WAN. Embora todos os enlaces operem na mesma taxa, eles podem possuir características de atraso diferentes, pois o atraso é dependente da distância entre as estações.

Para a compreensão do funcionamento das redes RPR torna-se necessária à definição dos conceitos de reuso espacial, método de inserção de *buffer* e algoritmo *Fairness*, que são descritos a seguir [15].

A possibilidade da estação de destino poder receber e remover o quadro do anel, liberando a largura de banda alocada no caminho de volta para a estação de origem, permite o reuso espacial. A Figura 2.2 mostra um exemplo do reuso espacial, no qual a estação 2 transmite um quadro para a estação 4 ao mesmo tempo em que a estação 7 transmite um quadro para a estação 9 usando o mesmo *ringlet*.

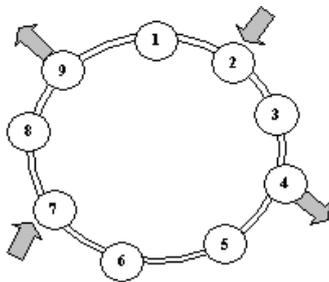


Figura 2.2 – Reuso Espacial.

O método de acesso da estação para o envio de dados é uma importante decisão nas topologias em anel. Diferente das redes *Token Ring*, que utilizam um *token* para a permissão do envio de dados, as redes RPR utilizam o método de inserção de *buffer*. Nesse método, cada estação tem uma fila de transição na qual os quadros são temporariamente armazenados, conforme ilustrado na Figura 2.3. As estações utilizam duas regras para o envio de dados. A primeira estabelece que a estação somente pode iniciar o envio de um quadro se a fila de transição estiver vazia. A segunda regra determina o armazenamento temporário do quadro na fila de transição quando a estação está enviando o seu quadro.

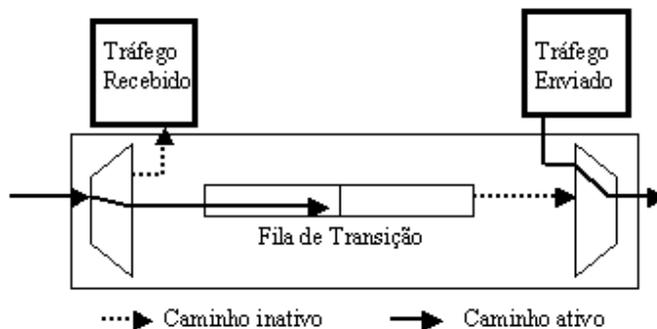


Figura 2.3 – Método de Inserção de *Buffer* em uma estação de usuário.

O fato de uma estação só poder enviar dados quando sua fila de transição está vazia prejudica o envio de dados das estações *downstream*, favorecendo o envio de dados nas estações *upstream* (uma estação X é dita *downstream* em relação à outra estação Y se X recebe tráfego de Y em determinado *ringlet*). Essa deficiência é compensada através da utilização do algoritmo *Fairness*, que cria um mecanismo de controle de tráfego, que possibilita a alocação de largura de banda para as estações *downstream* mediante solicitação. O algoritmo *Fairness* é detalhado em uma seção específica.

Esse capítulo é dividido em quatro seções. A primeira detalha as formas de endereçamento *unicast*, *flooded*, *multicast* e *broadcast* da rede RPR. A segunda seção apresenta as formas de agrupamento dos diferentes tipos de tráfegos através das classes A, B e C. A terceira seção trata os mecanismos de proteção da rede RPR, mostrando o encaminhamento do tráfego de dados em condições de falha de rede. Por último, a quarta seção detalha o funcionamento do Algoritmo *Fairness*.

2.1 Formas de endereçamento das redes RPR

As redes RPR suportam 4 tipos de endereçamento: *unicast* (uma origem e um destino), *flooded* (conjunto de *bridges* associadas a um endereço MAC), *multicast* (conjunto de estações associadas a um endereço MAC) e *broadcast* (envio para todas as estações da rede).

No endereçamento *unicast* os quadros são colocados no anel pela estação de origem, que também decide qual anel (interno ou externo) será usado. Ao receber um quadro, a estação verifica o endereço de destino e, caso o endereço não seja o da estação, envia o quadro para a próxima estação. No RPR as técnicas de retransmissão *cut-through* (na qual a estação inicia a retransmissão logo após receber o cabeçalho do quadro) e *store-and-forward* (técnica mais simples na qual a estação armazena o quadro completo antes de retransmiti-lo) são usadas como opções de processamento dos quadros em estações intermediárias. O campo *TTL* (*time to live*) é usado para evitar que quadros circulem pelo anel por tempo indeterminado.

No endereçamento *flooded* o quadro é encaminhado a todas as *bridges* pertencentes a uma rede LAN, garantindo a entrega do quadro para todos os segmentos dessa rede. Os quadros *flooded* são identificados pelo campo *FI* (*flooding indication*) e são removidos da

rede pela estação de origem ou pelo esgotamento do tempo definido no campo *TTL*. O quadro pode ser enviado ao redor de todo anel ou simultaneamente através dos dois anéis (interno e externo) até a metade do caminho.

No endereçamento *multicast* o quadro é transmitido da mesma forma que os quadros *flooded*. A diferença é a cópia do quadro nas estações (não apenas *bridges*) cujos endereços estão contidos no campo *DA* (*destination address*). A transmissão pode ser unidirecional ou bidirecional.

No endereçamento *broadcast*, o quadro é transmitido para todas as estações. O quadro pode também ser enviado unidirecionalmente ou bidirecionalmente.

2.2 Esquema de prioridade de tráfego nas redes RPR

A rede RPR provê um esquema de prioridade de tráfego baseado em classe. São usadas as classes A, B e C. A classe A agrupa o tráfego em tempo real, enquanto que a classe B é usada para o tráfego que requer garantia de banda mas não é em tempo real e a classe C refere-se ao tráfego *best effort*, conforme mostrado na Tabela 2.1 [14].

Tabela 2.1 – Classes de serviço do padrão RPR.

| Classe de Serviço | | Qualidade de Serviço | | | | Algoritmo Fairness |
|-------------------|------------|----------------------------|--------------|--------------------------|-----------------------------|--------------------|
| Classe | Sub-classe | Largura de Banda Garantida | Jitter | Tipo de largura de banda | Subtipo de largura de banda | |
| A | A0 | Sim | baixo | Alocado | Reservado | não |
| | A1 | Sim | baixo | Alocado | Compartilhado | |
| B | B-CIR | Sim | limitado | Alocado | | Compartilhado |
| | B-EIR | Não | não limitado | não alocado | | |
| C | | | | | | |

A classe A é dividida nas sub-classes A0 e A1 que permite a identificação da largura de banda que pode ser compartilhada. A sub-classe A0 possui largura de banda reservada, ou seja, mesmo que não haja tráfego sendo transmitido, a banda alocada não pode ser usada por outras classes. Já a sub-classe A1 permite o uso compartilhado da banda caso não haja utilização.

A classe B também é dividida em duas sub-classes B-CIR (*committed information rate*) e B-EIR (*excess information rate*), sendo que a sub-classe B-EIR refere-se ao tráfego

que ultrapassou o limite CIR pré-estabelecido e irá, juntamente com o tráfego da classe C, utilizar a banda não alocada sujeita à aplicação do algoritmo *Fairness*.

Nos quadros gerados por uma estação a classe A possui maior prioridade de envio, seguida pela classe B e por último a classe C. Em relação aos quadros recebidos de outras estações não há priorização entre as classes caso seja utilizada apenas uma fila de transição (item 7.3 de [14]). Entretanto, [14] prevê o uso de duas filas de transição para a distinção do tráfego da classe A em relação aos tráfegos das classes B e C. Na Figura 2.4 mostra-se a criação das duas filas de transição, PTQ (*primary transit queue*) e STQ (*secondary transit queue*), que enfileiram separadamente o tráfego da classe A e das classes B/C, respectivamente. Os quadros da fila PTQ têm sempre prioridade de envio em relação aos quadros gerados pela própria estação do usuário enquanto que a fila STQ permite a transmissão de quadros da estação do usuário anteriormente ao seu envio de quadros, desde que não haja sobrecarga no seu *buffer* (item 7.7.8.2.4 de [14]). Os valores numéricos da Figura 2.4 representam uma forma de priorizar o envio dos quadros considerando a prioridade das classes no conjunto dos quadros gerados e retransmitidos em uma estação de usuário.

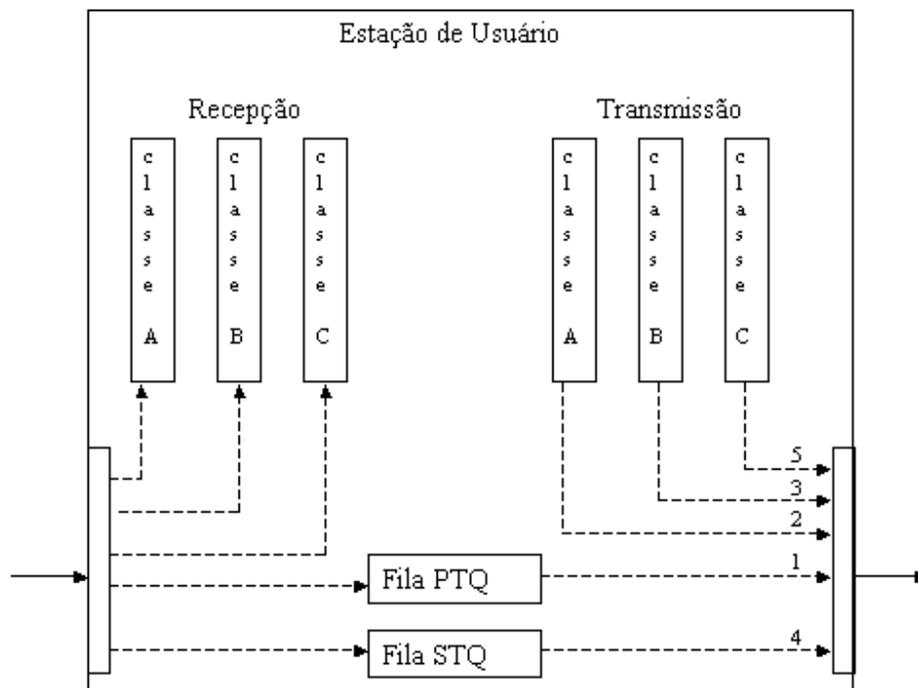


Figura 2.4 – Filas PTQ e STQ.

Dessa forma, observa-se que os tráfegos da fila PTQ e da classe A sofrerão menor atraso na sua transmissão, mesmo na condição de congestionamento no anel. Enquanto que o tráfego da classe C da estação somente será enviado caso não haja nenhum quadro na fila de transição STQ.

É importante observar que a rede RPR prioriza o tratamento dos quadros, porém não trata os problemas de congestionamento entre os quadros de maior prioridade. É necessário que as camadas superiores (por exemplo: na camada de transporte) controlem a distribuição do tráfego no anel, evitando sobrecarga na rede especialmente em casos de falha.

2.3 Mecanismos de proteção das redes RPR

Uma das principais características das redes RPR é a resiliência, ou seja, a capacidade de prover caminhos alternativos em caso de falha simples. A topologia em anel duplo permite a criação de caminhos alternativos entre a estação de origem e de destino, em caso de falha de enlace entre duas estações ou mesmo falha de uma estação.

Os mecanismos de proteção usados nas redes RPR são: o *Steering*, o *Wrapping* e o *Passthrough*. Os mecanismos *Steering* e *Wrapping* modificam o caminho original em uma condição de falha, enquanto que o mecanismo *Passthrough* permite o *bypass* de uma estação sem a necessidade de desconexão física da fibra. A Figura 2.5 ilustra a diferenciação entre esses mecanismos. No exemplo mostrado, a estação S2 está enviando quadros para a estação S6 e ocorre uma falha na comunicação entre as estações S3 e S4. Anteriormente à falha, a comunicação se dava por S2>S3>S4>S5>S6. Na ocorrência da falha, o mecanismo *Steering* reencaminha os quadros através de S2>S1>S7>S6 enquanto que o mecanismo *Wrapping* usa o caminho S2>S3>S2>S1>S7>S6>S5>S4>S5>S6. Por último, mostra-se o mecanismo *Passthrough*, no qual uma estação entra e sai do anel sem a necessidade de desconexão física da fibra (realiza-se o *bypass* da estação).

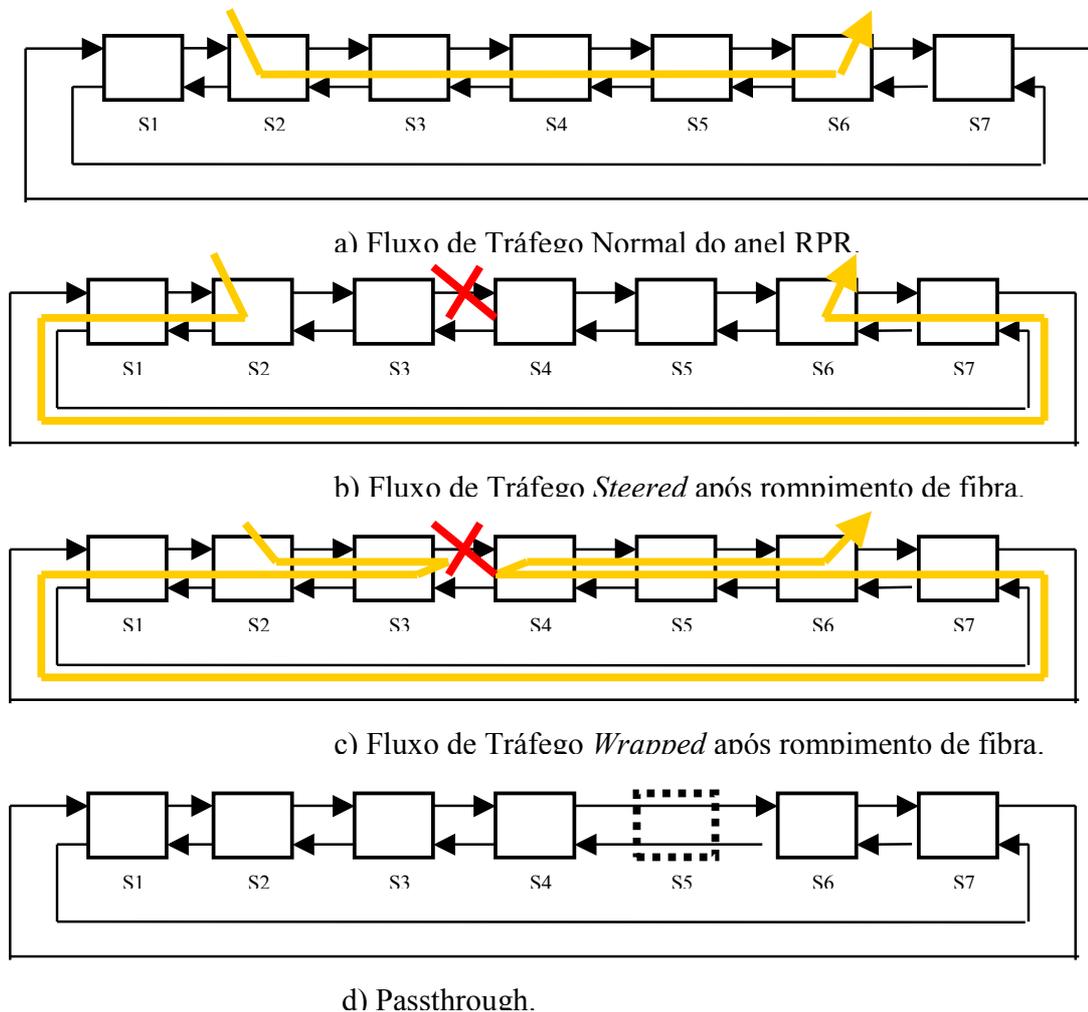


Figura 2.5 – Mecanismos *Steering*, *Wrapping* e *Passthrough*.

No padrão RPR o mecanismo *Steering* é obrigatório enquanto que o mecanismo *Wrapping* é opcional. No caso de uma falha simples com o mecanismo *Steering* a estação de origem redireciona os quadros para o ringlet que não perdeu a conectividade com a estação de destino, enquanto que no mecanismo *Wrapping* o redirecionamento dos quadros para a estação de destino é realizado apenas na estação mais próxima do ponto de falha.

2.4 Algoritmo *Fairness*

Como foi dito anteriormente, no método de inserção de *buffer*, uma estação pode apenas enviar um quadro se a fila de transição está vazia. Dessa forma, o tráfego não alocado (classes B-EIR e C) das estações *downstream* fica prejudicado em relação às estações *upstream*. Na rede RPR, esse problema é resolvido através da implementação do algoritmo *Fairness*, que distribui a largura de banda não alocada de forma justa entre todas as estações. Caso a largura de banda disponível seja menor que a demandada, o algoritmo assegura a distribuição da largura de banda não alocada entre as estações que efetivamente têm dados para transmitir.

O algoritmo *Fairness* atua quando o anel está congestionado que é identificado nas estações *downstream* pelos atrasos excessivos no envio de seus quadros ou pela sobrecarga de suas filas STQ. O congestionamento geralmente é causado pelas estações *upstream* vizinhas. Por essa razão, o combate ao congestionamento é mais efetivo se realizado diretamente nas estações *upstream*, ou seja, na direção oposta do sentido da transmissão dos quadros de dados.

Quando uma estação detecta congestionamento, ela estipula a taxa justa de transmissão das estações considerando a largura de banda não alocada e as estações que efetivamente desejam transmitir dados. A taxa justa é enviada através do quadro *Fairness* para as estações *upstream* alterarem suas taxas de transmissão. Diferentes pesos podem ser atribuídos para cada estação, possibilitando o uso não uniforme da distribuição de banda conforme mostrado na Equação 2.1:

$$\begin{cases} \frac{b_i}{w_i} \leq \text{taxa justa} \\ b_1 + b_2 + \dots + b_n \leq \text{banda não alocada} \end{cases} \quad (2.1)$$

onde b_i indica a banda disponibilizada para os tráfegos B-EIR e C (controlados pelo algoritmo *Fairness*) da estação de usuário i e w_i representa o peso atribuído para a estação i .

A estação que detectou o congestionamento continuamente avalia a condição da rede e pode utilizar dois modos para o ajuste da taxa justa. O primeiro modo é o conservador, onde o novo quadro *Fairness* somente é enviado após um tempo de espera chamado FRTT (*Fairness Round Trip Time*). O tempo FRTT assegura a adequação da taxa

de transmissão à taxa justa em todas as estações que geraram o congestionamento. Após o tempo FRTT, o novo cálculo da taxa justa é realizado, podendo gerar valor da taxa justa maior ou menor que o anteriormente informado. O segundo modo, chamado agressivo, é caracterizado pelo envio contínuo de quadros *Fairness* com novos valores da taxa justa. Por exemplo, quadros *Fairness* são enviados a cada 100 μ s. A principal diferença entre os modos conservativo e agressivo é o tempo gasto para a adequação do tráfego na rede. O modo agressivo tem mais oscilação, porém ajusta mais rapidamente a nova condição de distribuição de tráfego entre as estações. Enquanto que o modo conservativo possui ajuste com menos oscilações, porém é mais lento.

Capítulo 3

Redes EPON (*Ethernet Passive Optical Networks*)

As redes EPON são definidas no padrão IEEE 802.3ah [20] e a sua configuração é ponto-multiponto, sendo formada por um terminal OLT (*Optical Line Terminal*) e por várias ONU's (*Optical Network Unit*) distribuídas em pontos concentradores formando uma solução FTTC (*Fiber To The Curb*) e/ou em usuários finais formando uma solução FTTH (*Fiber To The Home*) e FTTB (*Fiber To The Building*).

As redes EPON eliminam a necessidade de componentes eletrônicos, como regeneradores e amplificadores. Nessas redes podem ser usados ODNs (*Optical Distribution Networks*), que são divisores ópticos passivos localizados entre o OLT e as ONU's. Devido à característica direcional das ODNs, as ONU's comunicam-se apenas com o OLT, não sendo possível a comunicação direta entre as ONU's.

As redes EPON transmitem quadros *Ethernet* nos sentidos *downstream* (do provedor para o usuário final) e *upstream* (do usuário final para o provedor). Na transmissão *downstream*, os quadros são enviados da OLT para todas as ONU's (modo *broadcast*). Embora todas as ONU's recebam os quadros, o tratamento do dado somente é feito pela ONU de destino do quadro (definido pelo endereço). A natureza *broadcast* da *Ethernet* se encaixa perfeitamente na estrutura de transporte *downstream*.

O transporte de dados no sentido *upstream* é diferente, devido à necessidade de compartilhamento do canal entre múltiplas ONU's para a comunicação com a OLT. Dessa forma, o gerenciamento da largura de banda do canal *upstream* é essencial para o sucesso da implementação das redes EPON. Apenas uma ONU pode transmitir em um intervalo de tempo para evitar colisões de dados. Esses intervalos de tempo podem ser fixos (estáticos) ou variáveis (dinâmicos), dependendo do mecanismo de alocação de largura de banda implementado no OLT.

A Figura 3.1 ilustra uma rede EPON, com o canal de *downstream* na parte (a) e o canal de *upstream* na parte (b).

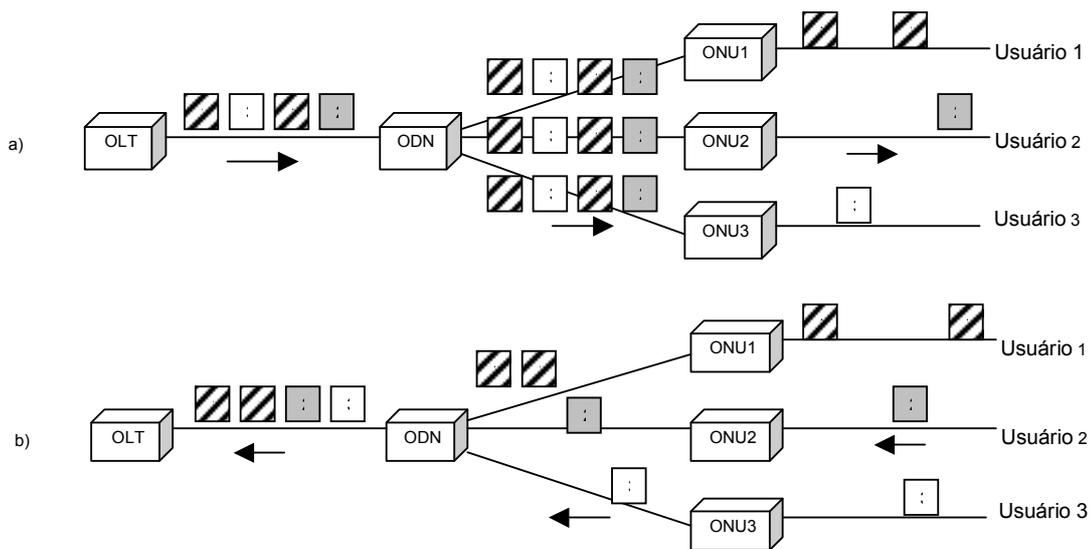


Figura 3.1 – Rede *EPON*.

As redes EPON podem diferenciar os tráfegos de dados, voz e imagem através do controle do armazenamento dos dados nos *buffers* das ONU's. Essa característica é um diferencial nas redes EPON, permitindo a utilização dessas redes para transporte de tráfego em tempo real.

O restante desse capítulo é dividido em três seções. A Seção 1 mostra a separação dos diferentes tipos de tráfego em uma ONU. A Seção 2 apresenta o protocolo de sinalização MPCP (*Multipoint Control Protocol*) que é utilizado para alocação dinâmica da largura de banda do canal *upstream*. A Seção 3 classifica os diferentes algoritmos de alocação de banda do canal *upstream*, desde a alocação fixa até os mecanismos de alocação dinâmica com multiplexação estatística e com garantias de QoS. Uma nova proposta de algoritmo de alocação de banda do canal *upstream* é apresentada no final dessa seção.

3.1 Tipos de tráfego em redes *EPON*

Além da alocação de largura de banda do canal *upstream* entre diferentes ONU's, é necessário prover múltiplos serviços em uma ONU, ou seja, uma ONU tem que ser capaz de suportar serviços de voz, dados e imagem. Essa condição é possível através dos algoritmos de classificação de tráfego.

Os algoritmos de classificação de tráfego separam o tráfego em diferentes filas, considerando a sensibilidade de determinados serviços ao atraso e *jitter*, como também a necessidade da garantia de largura de banda.

O provisionamento de múltiplos serviços é realizado através do uso de diferentes categorias de tráfego. O tráfego pode ser separado em três classes, são elas: a) classe EF (*expedited forwarding*) – garante largura de banda e é sensível a atraso; b) classe AF (*assured forwarding*) – não é sensível a atraso, mas garante largura de banda; c) classe BE (*best effort*) – não garante largura de banda e nem é sensível a atraso. Os quadros pertencentes às diferentes classes são enfileirados nas suas correspondentes filas que dividem o mesmo *buffer*.

A classificação dos pacotes nas filas é feita pelo campo ToS (*Type of Service*) do protocolo IP.

Em modelamento matemático, os tráfegos BE e AF são caracterizados por comportamento auto-similar e dependência LRD (*long-range dependence*) enquanto que o tráfego EF, por não ter característica de tráfego em rajada, é representado por uma distribuição de Poisson [3].

3.2 Protocolo MPCP (*Multipoint Control Protocol*)

A otimização do compartilhamento do canal *upstream* pelas ONU's é um fator fundamental para o sucesso da implementação das redes EPON. Com a utilização de algoritmos dinâmicos de alocação de banda torna-se necessária a troca de sinalização entre as ONU's e o OLT. Esta seção apresenta o protocolo de sinalização MPCP, que não exige um algoritmo de alocação específico. A Figura 3.2 mostra um exemplo de comunicação entre o protocolo MPCP e um algoritmo de alocação de banda dinâmica (DBA).

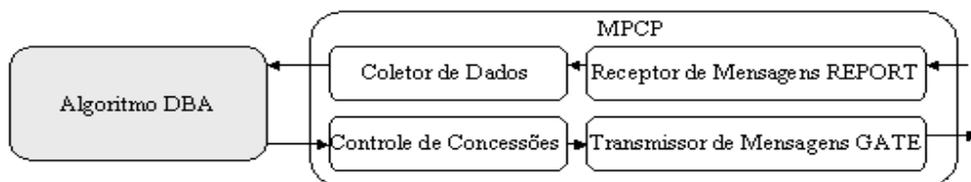


Figura 3.2 – Exemplo de comunicação entre o MPCP e um algoritmo DBA.

A Tabela 3.1 descreve os campos das mensagens *REPORT* e *GATE*:

Tabela 3.1-Campos das mensagens *REPORT* e *GATE*.

| | | |
|---|-----------------------------|---|
| Campos comuns das Mensagens Report e Gate | <i>Destination Address</i> | Endereço MAC do destino |
| | <i>Source Address</i> | Endereço MAC da origem |
| | <i>Length/Type</i> | Valor constante igual a 88-08, indica mensagem do protocolo MPCP. |
| | <i>Opcode</i> | Valor que identifica o tipo de mensagem enviada: <i>REPORT</i> (00:03) e <i>GATE</i> (00:02) |
| | <i>Timestamp</i> | Registra o relógio local do originador da mensagem. |
| | PAD | Campo de preenchimento (transmissão de zeros) usado para formar mensagens de tamanho fixo (64 bytes). |
| | FCS | <i>Frame check sequence</i> - algoritmo de detecção de erro |
| Campos exclusivos da Mensagem Report | <i>Number of Queue Sets</i> | Valor que representa o número de conjuntos formado pelos campos <i>Report Bitmap</i> e <i>Queue#</i> . |
| | <i>Report Bitmap</i> | Palavra de 1 byte que sinaliza quais filas (<i>Queue #0</i> até <i>Queue#7</i>) estão sendo reportadas nessa mensagem. Os bits 1e 0 indicam presença e ausência da fila na mensagem, respectivamente. |
| | <i>Queue # X</i> | Valor que representa o tamanho da fila X no instante da geração da mensagem. |
| Campos exclusivos da Mensagem GATE | <i>Number of Grants</i> | Identifica o número de concessões enviadas (0 a 4) na mensagem <i>GATE</i> para a ONU. Possui também a indicação " <i>Force Report</i> ", que é usada pelo OLT para solicitar à ONU o envio obrigatório de mensagem <i>REPORT</i> contendo a ocupação do <i>buffer</i> de determinada fila (identificada pelo número da concessão). |
| | <i>Grant Length #X</i> | Informa o tamanho da concessão alocada para a fila #X. |
| | <i>Grant Start Time #X</i> | Sinaliza o instante do início da concessão para a fila #X. |
| | <i>Sync Time</i> | Usado para fins de sincronização entre OLT e ONU. |

A característica que o protocolo MPCP tem de oferecer informação de diferentes concessões (Mensagem *GATE*) e tamanhos de filas (Mensagem *REPORT*) em apenas uma mensagem permite a diferenciação de serviços em uma ONU [10]. Como anteriormente citado, a mensagem *GATE* pode agregar até 4 concessões para uma ONU enquanto que a mensagem *REPORT* pode informar *status* de múltiplas filas (separadas em conjuntos de 8). O número de concessões/*status* utilizado em uma rede EPON é determinado pelo algoritmo de alocação de banda empregado.

3.3 Alocação de largura de banda do canal *upstream*

A utilização do canal *upstream* pelas ONU's requer mecanismos de controle para evitar situações de colisão. O controle da alocação de banda pode ser estático, como o FBA (*Fixed Bandwidth Allocation*), ou dinâmico, como os algoritmos DBA (*Dynamic Bandwidth Allocation*). O algoritmo FBA é caracterizado pela simplicidade e pela má utilização do canal *upstream* enquanto que os algoritmos DBA possibilitam a melhor acomodação dos tráfegos das ONU's. A descrição desses algoritmos é feita a seguir:

3.3.1. Alocação de largura de banda fixa –FBA

O mecanismo FBA garante para cada ONU um intervalo de tempo fixo em cada ciclo. A implementação do FBA é simples, porém pode haver o risco de má utilização dos recursos de banda e, conseqüentemente, aumento do atraso no envio dos quadros das ONU's. A largura de banda fixa garantida para a ONU_{*i*} pode ser calculada por [3]:

$$B_i = \frac{(T_{cycle} - N * T_g) * R * w_i}{8} \quad (3.1)$$

Onde B_i é a largura de banda fixa garantida para a ONU_{*i*} (em *bytes* por ciclo), T_{cycle} é o tempo de ciclo de transmissão de todas ONU's, N é o número de ONU's, T_g é o tempo de guarda, R é a taxa de transmissão na rede EPON (em bps) e w_i é o peso associado a cada

ONU, fixado com base no SLA (*Service Level Agreements*). Quando o SLA não é considerado ($w_i = w = 1/N$ para qualquer i), a Equação 3.1 é simplificada para:

$$B_i = \frac{(T_{cycle} - N * T_g) * R}{8 * N} \quad (3.2)$$

O valor atribuído ao parâmetro T_{cycle} é fundamental no mecanismo FBA. A definição de um valor elevado para T_{cycle} implica no aumento do atraso de transmissão dos quadros. Por outro lado, a atribuição de um valor pequeno resulta em aumento de largura de banda desperdiçada (tempos de guarda e maior processamento das CPU's) e problema no envio de quadros grandes, uma vez que a fragmentação dos quadros não é permitida nas redes EPON.

3.3.2. Alocação de largura de banda dinâmica –DBA

Várias soluções para algoritmos DBA têm sido propostas na literatura [2]. De uma maneira geral, os algoritmos DBA podem ser classificados como: algoritmos com multiplexação estatística e algoritmos com garantia de QoS (*Quality of service*). Sendo que relacionados aos algoritmos com garantia de QoS é feita nova divisão: algoritmos com garantia de QoS absoluta e algoritmos com garantia de QoS relativa, conforme mostrado na Figura 3.4:

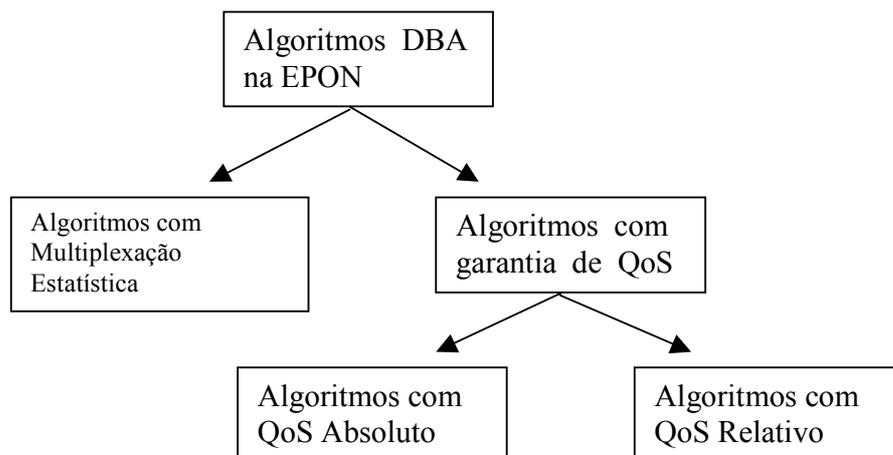


Figura 3.4 – Classificação dos algoritmos DBA.

A seguir detalham-se os algoritmos DBA classificados conforme a Figura 3.4.

3.3.2.1 Algoritmo com Multiplexação Estatística

O algoritmo IPACT (*Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time*) é um tipo de algoritmo com multiplexação estatística que aloca largura de banda dinamicamente [1]. Nesse algoritmo, todas as ONU's solicitam uma janela de transmissão para o OLT, cujo tamanho é variável e dependente da necessidade de cada ONU. Dessa forma, o tempo de ciclo de *Polling* da rede, constituído por todas as ONU's, não é constante. A Figura 3.5 ilustra a operação do algoritmo IPACT para uma rede com 2 ONU's. No instante de tempo t_0 o OLT tem conhecimento dos *bytes* armazenados no *buffer* e do valor RTT (*round-trip time*) de cada ONU. O OLT mantém essa informação em uma tabela de *polling* como mostrado na Figura 3.5. No instante t_0 , o OLT envia uma mensagem *GRANT* para a ONU1, informando a alocação de 60 *bytes* no canal *upstream* para a transmissão de dados da ONU1. Ao receber a mensagem *GRANT*, a ONU1 inicia o envio dos seus dados limitado a 60 *bytes*. Ao mesmo tempo, a ONU1 continua armazenando quadros no seu *buffer* para serem enviados na próxima janela de transmissão. A ONU1 solicita a próxima janela de transmissão através de uma mensagem *REQUEST* enviada no final da sua transmissão de dados. No exemplo da Figura 3.5, a mensagem *REQUEST* da ONU1 solicita uma janela de transmissão de 55 *bytes*. O OLT envia nova mensagem *GRANT* para a ONU2 de forma que sejam enviados seus dados a partir do instante t_2 limitado a 32 *bytes*. A ONU2 recebe a mensagem *GRANT* e envia seus dados, juntamente com a mensagem *REQUEST* solicitando 57 *bytes* de largura de banda para a próxima janela de transmissão. No instante t_3 é iniciada a próxima janela de transmissão, tendo sido enviada uma nova mensagem *GRANT* para a ONU1 com permissão de envio de 55 *bytes*.

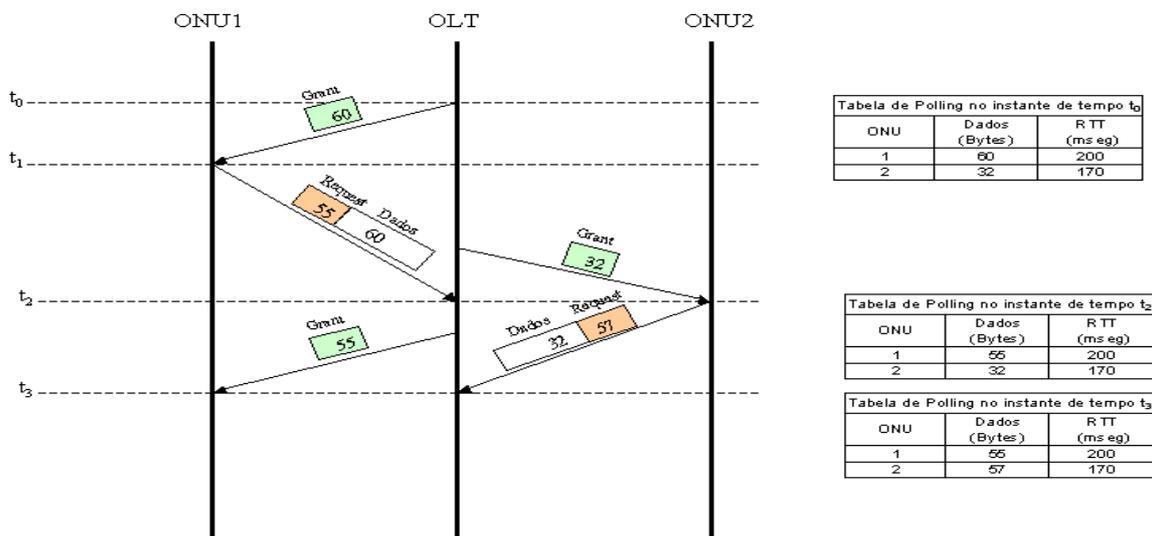


Figura 3.5 – Mecanismo de controle do algoritmo IPACT.

No algoritmo IPACT, o OLT usa diferentes disciplinas de alocação de tráfego para a largura de banda do canal *upstream*, conforme mostrado na Tabela 3.2:

Tabela 3.2- Disciplinas de alocação de tráfego.

| Disciplina de Tráfego | Descrição | Equação da Alocação de Banda (B) para a ONU |
|-----------------------|---|---|
| Limitada | O OLT aloca a banda solicitada pela ONU, desde que seja respeitado um limite máximo para cada ONU. | $B = \text{Mínimo}(B_{sol}, B_{max})$ onde: B_{sol} - banda solicitada e B_{max} - banda máxima |
| Crédito Constante | O OLT adiciona um valor constante, chamado crédito, para a banda solicitada. O crédito é usado para compensar o tempo de espera entre o envio da solicitação de transmissão feita pela ONU e o seu efetivo envio de quadros para o OLT. | $B = \text{Mínimo}(B_{sol} + Cte, B_{max})$, onde Cte - valor constante |
| Crédito Linear | O OLT adiciona um crédito proporcional a banda solicitada. | $B = \text{Mínimo}(B_{sol} * Cte, B_{max})$, onde Cte - valor constante |
| Elástico | O OLT aloca a banda solicitada pela ONU, desde que seja respeitado um limite máximo do intervalo de ciclo (NB_{max}). | $B = \text{Mínimo}(B_{sol}, N * B_{max} - B_{sol_tot})$, onde B_{sol_tot} - somatório acumulado das últimas N bandas solicitadas, N- número de ONU's da rede EPON. |

Em comparação com o algoritmo FBA, o algoritmo IPACT utiliza melhor o canal *upstream* através da multiplexação estatística das demandas de tráfego das ONU's. Também o algoritmo IPACT possibilita a transmissão contínua de dados no canal *upstream*, através da eficiente troca de sinalização controlada pelo OLT. Entretanto, o algoritmo IPACT não é apropriado para serviços sensíveis a atraso e *jitter* devido à característica de tempo de ciclo variável.

3.3.2.2 Algoritmos com garantia de QoS

Devido à diversidade dos serviços oferecidos na rede, um dos desafios dos algoritmos DBA é o equilíbrio entre a distribuição justa de largura de banda e a oferta de qualidade de serviço (QoS) para todas ONU's da rede EPON. Os diversos mecanismos de garantia de QoS oferecidos no canal *upstream* da rede EPON têm sido extraídos dos mecanismos de QoS desenvolvidos para a *Internet*. Na rede EPON é feita uma separação entre os mecanismos de garantia de QoS absoluto e os mecanismos de garantia de QoS relativo. Os algoritmos de QoS absoluto seguem a definição de Serviços Integrados (*INTSERV-Integrated Services*) enquanto que os algoritmos de QoS relativo seguem a definição de Serviços Diferenciados (*DIFFSERV-Differentiated Services*).

Os algoritmos de QoS absoluto provêm serviços sem perda e com limites de atraso definidos. Esses algoritmos são caracterizados pela reserva fim-a-fim dos recursos necessários para os diferentes tipos de tráfego. Já os algoritmos com QoS relativo estipulam diferentes classes de serviço, onde a classe de tráfego com maior prioridade possui melhor qualidade de serviço se comparadas com as classes de tráfego de menor prioridade. A seguir são descritos exemplos de algoritmos com QoS absoluto e relativo encontrados na literatura, sendo que nesse trabalho são enfatizados os algoritmos com QoS relativo por se buscar a comparação com a rede RPR que utiliza classes para priorização do tráfego.

Algoritmos com QoS absoluto

Algoritmo BGP (*Bandwidth Guaranteed Polling*)

O algoritmo BGP divide o tráfego da ONU em tráfego com banda garantida e tráfego *best effort* [6]. O tráfego com banda garantida é determinado pelo SLA (*Service Level Agreement*) contratado com o provedor de rede. O SLA garante a reserva de banda do canal *upstream* para determinada ONU.

A largura de banda total do canal *upstream* é dividida em unidades de largura de banda, sendo que o número de unidades é maior que o número de ONU's atendidas. Como exemplo, uma rede com largura de banda de 100Mbps e 64 ONU's, poderia ter 100 unidades de largura de banda de 1Mbps cada.

O OLT mantém duas tabelas de controle de alocação de banda: tabela de banda garantida e tabela *best effort*, conforme mostrado na Figura 3.6:

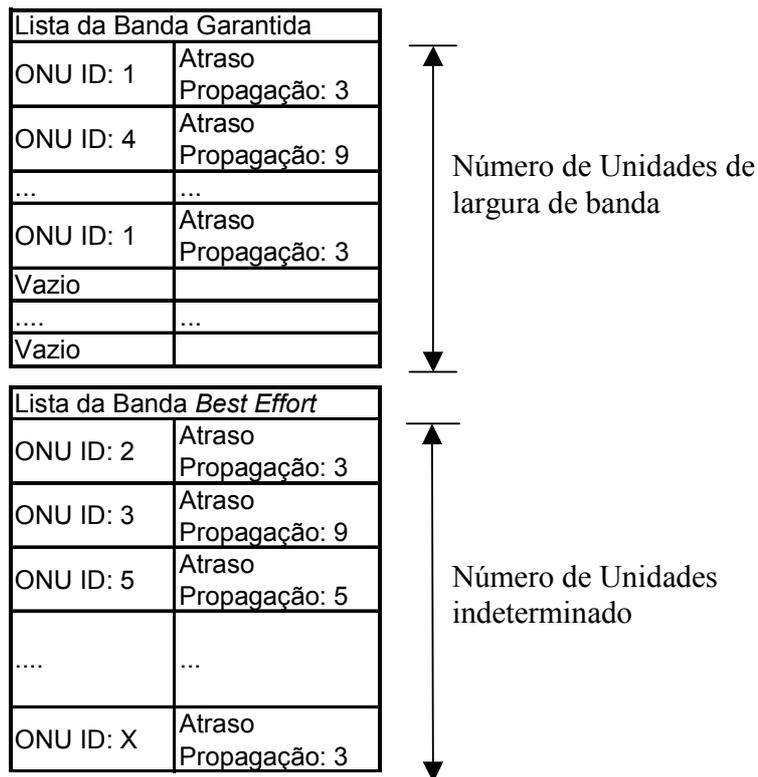


Figura 3.6 – Tabelas de *Polling* de banda garantida e *best effort*.

Essas tabelas armazenam em cada linha a identificação da ONU (ONU ID) e o atraso de propagação entre a ONU e o OLT. A linha na tabela de banda garantida equivale

a uma unidade de largura de banda, dessa forma o número máximo de linhas dessa tabela está limitado ao número de unidades de largura de banda. Para o exemplo acima, o número de linhas seria 100. Já a tabela *best effort* não possui essa limitação.

O algoritmo BGP utiliza dois métodos que são independentes e complementares. O primeiro método realiza a distribuição da banda entre as ONU's que possuem alocação assegurada, enquanto que o segundo método é responsável pela seqüência de *polling* empregada no algoritmo BGP. O detalhamento de cada método é dado a seguir:

Método EDA (*Even Distribution Algorithm*)

No algoritmo BGP a distribuição da banda do canal *upstream* segue os passos:

- 1) A largura de banda assegurada para cada ONU baseia-se nos acordos de SLA firmados e é representada por um número de unidades de banda, chamada de tuplas. Dessa forma a banda reservada para uma ONU é representada por uma ou mais tuplas.
- 2) O preenchimento da tabela de banda garantida é realizado primeiramente com a alocação das ONU's com maior número de tuplas. Por último, são alocadas as ONU's com menor número de tuplas.
- 3) A alocação de banda para cada ONU_{*i*} com *K_i* tuplas (*i* identifica a ONU) é realizada da seguinte forma:
 - a. Primeira tupla da ONU_{*i*}: A alocação da primeira tupla deve ser na *i*-ésima posição da tabela de banda garantida. Caso esta entrada esteja ocupada por outra ONU, verifica-se as posições vizinhas (*i* ± *n*, *n*=1,2,3,...) até que seja encontrada uma posição livre. A primeira tupla da ONU_{*i*} é então alocada nessa posição da tabela de banda garantida e sua identificação é representada por *E_i(1)*.
 - b. Demais *K_i* tuplas da ONU_{*i*}: A *j*-ésima tupla da ONU_{*i*} deve ser alocada na posição *E_i(j)* calculada através da expressão:

$$E_i(j) = \text{mod} \left(\left(E_i(1) + \text{int} \left((j-1) * \frac{K}{K_i} \right) \right), K \right), \text{ sendo } K \text{ o número total de}$$

tuplas da tabela de banda garantida. Caso essa posição esteja ocupada por outra ONU, é necessário verificar as posições vizinhas, determinadas

pela expressão: $E_i(j) = \text{mod} \left(\left(E_i(1) + \text{int} \left((j-1) * \frac{K}{K_i} \right) \pm n \right), K \right)$, sendo $n=1,2,3,\dots$, até que seja encontrada uma posição livre.

Para exemplificar o algoritmo EDA considerou-se o exemplo de uma rede de 100Mbps com 64 ONU's, sendo 20 dessas ONU's com banda garantida (ONU1 até ONU20). A distribuição da banda entre as ONU's com banda garantida foi feita de forma que a ONU5, ONU8, ONU12, ONU17, ONU1, ONU3, ONU6, ONU10, ONU15 e ONU18 necessitassem de largura de banda igual a 20Mbps, 10Mbps, 10Mbps, 10Mbps, 4Mbps, 4Mbps, 4Mbps, 4Mbps e 4Mbps, respectivamente. Ficando alocada para as ONU's restantes (ONU2, ONU4, ONU7, ONU9, ONU11, ONU13, ONU14, ONU16, ONU19 e ONU20) a capacidade de 1Mbps cada. A aplicação do algoritmo EDA inicia-se com a escolha da ONU com maior largura de banda, e conseqüentemente, maior número de tuplas. A Equação 3.3 mostra os cálculos efetuados para a primeira tupla e segunda tupla da ONU5, lembrando que a unidade de largura de banda é de 1Mbps.

Primeira Tupla – $E_5[1] = 5$

Segunda Tupla –

$$E_5[2] = \text{mod} \left(\left(E_5[1] + \text{int} \left((2-1) * \frac{100}{20} \right) \right), 100 \right) = \text{mod}(10, 100) = 10 - 100 * \left(\frac{10}{100} \right) = 10 \quad (3.3)$$

O cálculo das demais tuplas de todas as ONU's segue o mesmo raciocínio. A Tabela 3.3 mostra a distribuição final das unidades de largura de banda entre as ONU's. Nessa Tabela observa-se que a utilização do método EDA promove a distribuição uniforme do tráfego das ONU's no canal *upstream*, ou seja, a separação das tuplas de cada ONU evita o envio de dados de uma ONU na forma de rajada. Cabe lembrar que as posições não usadas na tabela de banda garantida podem ser dinamicamente ocupadas pelo tráfego *best effort*.

Tabela 3.3 – Exemplo de aplicação do algoritmo EDA.

| | | | | | | | | | |
|-------|-------|-------|-------|------|-------|-------|------|-------|------|
| 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 |
| ONU1 | ONU12 | ONU3 | ONU2 | ONU5 | ONU6 | ONU17 | ONU8 | ONU4 | ONU5 |
| 11 | 12 | 13 | 14 | 15 | 16 | 17 | 18 | 19 | 20 |
| ONU10 | ONU12 | ONU7 | ONU9 | ONU5 | ONU15 | ONU17 | ONU8 | ONU18 | ONU5 |
| 21 | 22 | 23 | 24 | 25 | 26 | 27 | 28 | 29 | 30 |
| ONU11 | ONU12 | ONU13 | ONU14 | ONU5 | ONU1 | ONU17 | ONU8 | ONU3 | ONU5 |
| 31 | 32 | 33 | 34 | 35 | 36 | 37 | 38 | 39 | 40 |
| ONU6 | ONU12 | ONU16 | ONU19 | ONU5 | ONU10 | ONU17 | ONU8 | ONU20 | ONU5 |
| 41 | 42 | 43 | 44 | 45 | 46 | 47 | 48 | 49 | 50 |
| ONU15 | ONU12 | | ONU18 | ONU5 | | ONU17 | ONU8 | | ONU5 |
| 51 | 52 | 53 | 54 | 55 | 56 | 57 | 58 | 59 | 60 |
| ONU1 | ONU12 | ONU3 | | ONU5 | ONU6 | ONU17 | ONU8 | | ONU5 |
| 61 | 62 | 63 | 64 | 65 | 66 | 67 | 68 | 69 | 70 |
| ONU10 | ONU12 | | | ONU5 | ONU15 | ONU17 | ONU8 | ONU18 | ONU5 |
| 71 | 72 | 73 | 74 | 75 | 76 | 77 | 78 | 79 | 80 |
| | ONU12 | | | ONU5 | ONU1 | ONU17 | ONU8 | ONU3 | ONU5 |
| 81 | 82 | 83 | 84 | 85 | 86 | 87 | 88 | 89 | 90 |
| ONU6 | ONU12 | | | ONU5 | ONU10 | ONU17 | ONU8 | | ONU5 |
| 91 | 92 | 93 | 94 | 95 | 96 | 97 | 98 | 99 | 100 |
| ONU15 | ONU12 | | ONU18 | ONU5 | | ONU17 | ONU8 | | ONU5 |

Método de Polling do Algoritmo BGP

No algoritmo BGP o OLT controla a utilização do canal *upstream* através do método de *polling* descrito a seguir:

- 1) O OLT seleciona a próxima ONU na tabela de banda garantida (processo de *polling*), disponibiliza uma unidade de largura de banda (G) e envia uma mensagem *GATE* através do canal *downstream* (sentido OLT para ONU) informando à ONU a permissão de utilização do canal *upstream*.
- 2) A ONU ao receber a mensagem *GATE*, verifica o seu *buffer* e informa o OLT do valor de banda que efetivamente será usado (B_{usada}) através de uma mensagem *REPORT*. Em seguida, a ONU inicia o envio de dados no caso em que B_{usada} é maior que zero.
- 3) O OLT recebe a mensagem *REPORT* e analisa a banda que efetivamente será utilizada pela ONU (B_{usada}), conforme descrito a seguir:
 - a. B_{usada} igual a zero – Nesse caso o OLT imediatamente seleciona a próxima ONU da tabela de banda garantida, através do envio de uma mensagem *GATE* (canal *downstream*), disponibilizando uma unidade de largura de banda (G) para a ONU escolhida.
 - b. B_{usada} é maior que zero e menor que G_{reuso} (onde G_{reuso} especifica a mínima porção que pode ser efetivamente compartilhada com o tráfego *Best Effort*) – Nesse caso o OLT seleciona a próxima ONU da lista de banda *best effort* para envio de dados no intervalo de banda não usado

($G-B_{usada}$). Para o exemplo da unidade de largura de banda de 1Mbps, considerando o valor de G_{reuso} igual a 0.8Mbps, implica que somente será permitido o envio de tráfego *best effort* se o valor de B_{usada} for menor que 0.8Mbps. Para esse caso uma mensagem *GATE* para a ONU com tráfego *best effort* é enviada pelo canal *downstream* de tal forma que haja a contínua utilização do canal *upstream*, ou seja, o OLT não aguarda o final da transmissão de dados da ONU com banda garantida para o envio da mensagem *GATE* para a ONU com tráfego *best effort*.

- c. B_{usada} é maior que G_{reuso} – Nesse caso o OLT não toma nenhuma ação em relação ao tráfego *best effort*, apenas recebe os dados da ONU previamente selecionada (limitada a G). Utilizando o exemplo anterior ($G_{reuso}=0.8Mbps$), o valor de B informado seria necessariamente maior que 0.8Mbps. Terminado o período de permissão para a utilização do canal pela ONU, o OLT continua o processo de *polling* selecionando a próxima ONU da tabela de banda garantida. Conforme mencionado anteriormente, o envio da mensagem *GATE* para a próxima ONU ocorre antes do término do recebimento de dados da ONU atual, de forma que seja garantida a utilização contínua do canal *upstream*.

A vantagem do algoritmo BGP é a garantia de alocação de banda respeitando o SLA pré-determinado. Esse algoritmo permite o envio de tráfego *best effort* nos intervalos de banda não usados. Como desvantagens desse algoritmo podem ser citadas: a) possibilidade de grandes atrasos no envio de tráfego *best effort* quando o tráfego de banda garantida ocupa toda a largura de banda disponível; b) fragilidade na determinação da unidade de largura de banda, pois dependendo do tipo de tráfego transportado pode haver redução no *throughput*/utilização do canal *upstream* (trechos sem utilização) e necessidade de fragmentação de dados.

Algoritmo Dual DEB-GPS (*Deterministic Effective Bandwidth-Generalized Processor Sharing*)

Nesse algoritmo o gerenciamento da largura de banda é dual, ou seja, é efetuado tanto no OLT (controle mestre) como na ONU (controle escravo) [11]. A admissão de

novos tráfegos, que exigem QoS, é feita através do algoritmo DEB e a distribuição da largura de banda para os diferentes tipos de tráfegos das ONU's é realizada pelo algoritmo GPS.

Os tráfegos no algoritmo Dual DEB-GPS são classificados em tráfego com QoS e tráfego *best-effort*. A admissão de novos tráfegos com QoS é feita pelo algoritmo DEB que utiliza análise de parâmetros descritores de tráfego (taxa de pico, tamanho de *burst*, atraso tolerável, taxa média da fonte). Novos tráfegos somente são permitidos se a rede, formada pelo OLT e todas as ONU's, mantiver os parâmetros de QoS e atraso dentro de limites toleráveis previamente determinados. O cálculo da largura de banda efetiva do algoritmo DEB é feito pela Equação 3.4:

$$e_{D_i}(A_i(t)) = \begin{cases} R_i & \text{se } D_i \geq M_i \times \left(\frac{1}{R_i} - \frac{1}{P_i} \right) \\ \frac{M_i}{\left(D_i + \frac{M_i}{P_i} \right)} & \text{se } 0 \leq D_i \leq M_i \times \left(\frac{1}{R_i} - \frac{1}{P_i} \right) \end{cases} \quad (3.4)$$

onde: R_i – taxa média da fonte i

D_i – atraso tolerável da fonte i

M_i – tamanho de *burst* máximo da fonte i

P_i – taxa de pico da fonte i

A alocação de largura de banda é realizada pelo algoritmo GPS que atribui diferentes pesos para cada tipo de tráfego das ONU's. A Equação 3.5 mostra os cálculos desses pesos para os tráfegos com QoS (Φ_{QoS}), que utilizam o valor calculado pelo algoritmo DEB ($e_{D_i}(A_i(t))$), e para os tráfegos *best-effort* (Φ_{BE}), que são dependentes das demandas das ONU's:

$$\begin{aligned} \phi_{QoS} &= e_{D_i}(A_i(t)) \\ \phi_{BE} &= \frac{1}{N_{BE}} \left(C_{disp} - \sum e_{D_i}(A_i(t)) \right) \end{aligned} \quad (3.5)$$

onde: N_{BE} é o número total de fontes *best-effort*;
 B_{disp} é a largura de banda disponível;
 $e_{D_i}(A_i(t))$ é a largura de banda efetiva determinística DEB, calculada apenas para tráfego com QoS.

Com base nos conceitos anteriormente apresentados, pode-se dizer que a operação do algoritmo Dual DEB-GPS segue os passos descritos abaixo:

Primeiro Passo – O OLT recebe as solicitações de largura de banda das ONU's e atualiza suas tabelas. O controle mestre no OLT divide a largura de banda baseada nos pesos atribuídos pelo algoritmo GPS para os tráfegos de todas as ONU's. Posteriormente são enviadas mensagens de permissão para as ONU's para o envio dos seus tráfegos no sentido *upstream*.

Segundo Passo – A ONU recebe a permissão para transmitir dados. Nesse momento o controle escravo da ONU atua, podendo alterar a distribuição da alocação de banda entre suas fontes de tráfego. A Figura 3.7 ilustra a arquitetura da ONU com suas diferentes fontes de tráfego.

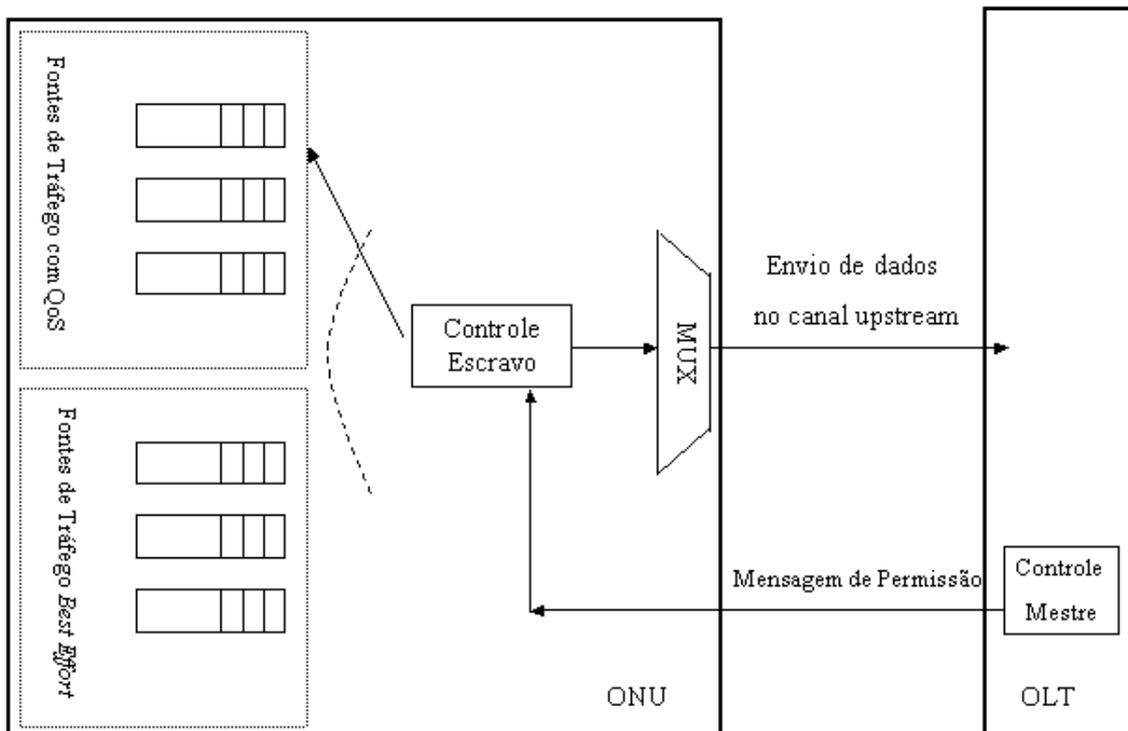


Figura 3.7 – Arquitetura da ONU proposta no algoritmo DEB-GPS.

Nessa figura pode ser observado que a ONU possui um gerenciamento local sob as fontes de tráfego. Em [11] é detalhado o procedimento utilizado por esse controle escravo da ONU que se baseia na comparação entre os atrasos dos quadros nas filas e um valor de tolerância pré-definido. Esse procedimento não é descrito nesse trabalho que busca aprofundar os estudos relacionados com os algoritmos com QoS relativo.

Segundo [2], a vantagem do algoritmo DEB-GPS é a garantia de QoS para os fluxos de tráfego e de limites de atraso controlados, tendo como desvantagem o aumento na complexidade para conduzir o controle de admissão e atualização das proporções de largura de banda efetiva dos tráfegos com QoS.

Algoritmos com QoS Relativo

DBA para Multimídia

O algoritmo DBA para Multimídia classifica o tráfego em três classes de prioridade: alta, média e baixa [4]. O tráfego de alta prioridade é formado por aplicações que são sensíveis a atraso e *jitter* (serviços em tempo real). O tráfego de média prioridade é formado por aplicações que não são sensíveis a atraso, mas que necessitam de banda garantida (serviços assegurados e não em tempo real). Por último, o tráfego de baixa prioridade é formado por tráfego *best effort*, onde não há garantia de QoS.

A alocação de largura de banda entre as diferentes classes é realizada pelo OLT com prévio conhecimento de todas as necessidades das ONU's. O OLT envia uma mensagem *GATE* (canal *downstream*) para a ONU informando as bandas alocadas para cada uma de suas filas, bem como o instante para o início da transmissão. A ONU ao receber a mensagem *GATE* inicia a transmissão de dados das suas filas que obtiveram permissão para transmitir e pode solicitar banda adicional através de uma mensagem *REPORT* (com as solicitações de todas as suas filas) enviada no final da sua transmissão. É importante lembrar que o OLT pode obrigar uma ONU a enviar uma mensagem *REPORT* com o *status* das suas filas através da indicação *Force Report* contida na mensagem *GATE*. Dessa forma, o OLT atualiza a ocupação das filas de ONU's que não enviam dados no canal *upstream* regularmente. A composição da largura de banda do canal *upstream* é mostrada na Figura 3.8:

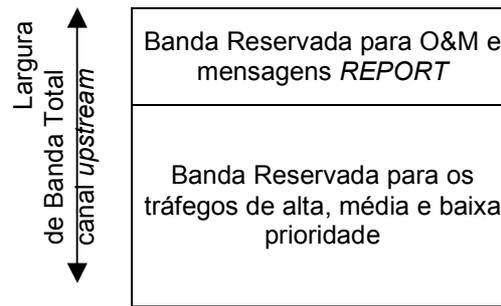


Figura 3.8 – Largura de banda do canal *upstream* em um intervalo de ciclo.

A distribuição de largura de banda do canal *upstream* é realizada pelo OLT segundo o agendamento SPS (*Strict Priority Scheduling*) descrito a seguir:

- 1) O OLT aloca primeiramente a largura de banda para o tráfego de alta prioridade das ONU's:

$$GH = \sum_i RH_i$$

onde: i – identificação da ONU, RH – banda de alta prioridade solicitada e GH – banda de alta prioridade disponibilizada.

- 2) O valor da largura de banda restante, considerando a retirada da banda alocada para o tráfego de alta prioridade, é distribuído para o tráfego de média prioridade. O OLT aceita as solicitações do tráfego de média prioridade se a largura de banda for suficiente para atender toda a demanda, caso contrário a largura de banda restante é proporcionalmente distribuída pelo OLT para as ONU's com solicitação de tráfego de média prioridade, conforme mostrado abaixo:

$$a) \text{ Se } \sum_i RM_i \leq B_{tot} - \sum_i GH_i \Rightarrow GM_i = RM_i$$

$$b) \text{ Se } \sum_i RM_i > B_{tot} - \sum_i GH_i \Rightarrow GM_i = \frac{RM_i}{\sum_i RM_i} (B_{tot} - \sum_i GH_i)$$

onde: B_{tot} – banda total (excluindo O & M e mensagens REPORT),

RM – banda de média prioridade solicitada e

GM – banda de média prioridade disponibilizada

- 3) Por último, havendo disponibilidade de banda após a alocação do tráfego de alta e média prioridade, o OLT distribui de forma ponderada a banda residual entre as ONU's com tráfego de classe de baixa prioridade.

A vantagem do algoritmo DBA com multimídia é o controle do OLT dos tráfegos internos da ONU. Entretanto, esse algoritmo pode gerar atrasos excessivos no envio do tráfego *best effort*, uma vez que o agendamento SPS sempre favorece o envio de tráfego de mais alta prioridade. Outra desvantagem desse algoritmo é a realização da alocação da largura de banda apenas após o recebimento de todas solicitações das ONU's.

DBA com QoS

Em [3] são propostos dois métodos DBA (DBA1 e DBA2) com QoS baseados em *DIFFSERV*, que são similares ao algoritmo DBA com multimídia, exceto pelo fato que o OLT informa a largura de banda para a ONU sem discriminar a alocação de banda por tipo de tráfego, ficando para a ONU a responsabilidade de distribuir essa banda entre suas filas.

O primeiro método, chamado DBA1, é caracterizado pela utilização das classes EF, AF e BE para a divisão do tráfego da ONU. Nesse algoritmo, o tempo de ciclo é constante e o OLT previamente reserva largura de banda para cada ONU, baseado nos valores de SLA acordados. A determinação da banda alocada para cada ONU está limitada à banda reservada e caso não seja usada toda a banda, a sobra é compartilhada com as ONU's que possuem maior tráfego.

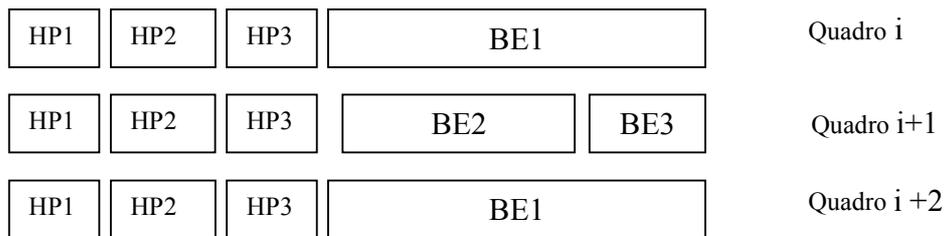
A ONU, ao receber a permissão para transmitir, emprega o algoritmo de agendamento PBS (*Priority Based Scheduling*) que distribui primeiramente a banda concedida entre os tráfegos reportados na mensagem *REPORT*. Não são considerados os quadros recebidos entre o envio da mensagem *REPORT* e o recebimento da mensagem *GATE*. Esses quadros poderão ser enviados caso haja sobra de largura banda ou no próximo ciclo através do envio da mensagem *REPORT* para solicitação de banda ao OLT. Esse método compensa a deficiência do algoritmo de agendamento SPS (*Strict Priority Scheduling*), que estabelece que os quadros de alta prioridade sejam sempre enviados primeiro, independente da solicitação de banda prévia. Portanto, os quadros com menor prioridade somente serão enviados quando as filas de maior prioridade estiverem vazias.

Embora o algoritmo DBA1 apresente bom desempenho, ele possui a desvantagem de ter que aguardar a solicitação de todas as ONU's antes de alocar dinamicamente a banda, gerando atrasos indesejáveis. Para compensar essa deficiência, o algoritmo DBA2 é proposto. No algoritmo DBA2 a alocação é instantânea, ou seja, a ONU recebe a permissão

para transmissão imediata quando sua largura de banda solicitada é menor que a largura de banda reservada ($B_{sol} < B_r$), nesse caso não é necessário aguardar o recebimento de todas as mensagens *REPORT*. Caso contrário, $B_{sol} > B_r$, a alocação da largura de banda somente será realizada após o recebimento de todas as mensagens *REPORT*.

Algoritmo HSSR (Hybrid Slot Size/Rate)/DBA

No algoritmo HSSR [5], o tráfego é classificado em alta prioridade (HP- *high priority*) e em baixa prioridade (BE - *best effort*). O tempo de ciclo é constante e dividido em duas partes. A primeira parte do ciclo atende o tráfego de alta prioridade de todas as ONU's, enquanto que a segunda parte do ciclo aloca o tráfego *best effort*, conforme Figura 3.9:



HP x – pacotes de alta prioridade da ONUx
 BEx – pacotes *best effort* da ONUx

Figura 3.9 - Alocação dos pacotes HP e BE do algoritmo HSSR/DBA.

A alocação do tráfego de alta prioridade é fixa, possibilitando sua utilização em aplicações de tempo real que são sensíveis a atraso e *jitter*. Já a alocação do tráfego *best effort* é variável e se baseia na otimização do *throughput* da rede. Dessa forma, a segunda parte do ciclo pode transportar uma ou várias ONU's no mesmo intervalo de ciclo, essa condição depende apenas do tráfego *best effort* das ONU's na rede.

A ONU informa o seu volume de tráfego *best effort* para o OLT juntamente com o envio de dados, através de uma mensagem *REPORT*. O OLT recebe a informação da ONU e atualiza sua tabela de controle. Essa tabela contém dados de identificação, volume de tráfego *best effort* e um contador *fairness* da ONU. O contador *fairness* é incrementado sempre que uma ONU não é atendida no ciclo corrente. Caso a ONU seja selecionada para

enviar dados *best effort*, o contador *fairness* é zerado. O OLT utiliza o contador *fairness* para priorizar o envio de tráfego segundo um critério justo, ou seja, as ONU's com altos valores do contador *fairness* são priorizadas. Uma vez identificadas as ONU's que terão permissão para envio de dados no próximo quadro, o OLT envia mensagens *GATE* (canal *downstream*) para as ONU's selecionadas, informando a banda alocada para o tráfego *best effort* no próximo quadro. O OLT também possui a atribuição de localização de novas ONU's, que é feita através do questionamento periódico da existência de novas ONU's na rede EPON.

A vantagem do algoritmo HSSR é a eliminação de atraso variável para o tráfego de alta prioridade. Entretanto, a desvantagem desse algoritmo é a possibilidade de longos atrasos no envio de tráfego *best-effort* uma vez que não são impostos limites de transmissão.

Algoritmo SLA/DBA (*Service Level Agreement aware Dynamic Bandwidth Allocation*)

O algoritmo SLA/DBA é também um algoritmo baseado em classes de serviço[7]. A atribuição de largura de banda do canal *upstream* é realizada pelo OLT e é formada por três estágios, que são descritos a seguir:

Primeiro Estágio – Considere $Q^i(j)$ - o número de *bytes* reportados pela fila j da ONU $_i$, REQ – soma das solicitações de largura de banda das filas de todas as ONU's, I – intervalo de ciclo, I_{max} – o intervalo de ciclo máximo e I_{min} - o intervalo de ciclo mínimo. O primeiro estágio é responsável por definir o próximo intervalo de ciclo, considerando os limites máximo e mínimo e o valor REQ . Esse estágio atribui de forma ponderada largura de banda ($\beta_1^i(j)$) para cada fila de cada ONU, conforme as Equações 3.7:

$$REQ = \sum_{i,j} Q^i(j)$$

$$I = \begin{cases} REQ & \text{se } I_{\min} < REQ < I_{\max} \\ I_{\max} & \text{se } REQ > I_{\max} \\ I_{\min} & \text{se } REQ < I_{\min} \end{cases} \quad (3.7)$$

$$\beta_1^i(j) = \frac{Q^i(j)}{REQ} * I$$

Segundo Estágio: Esse estágio é caracterizado pelo uso dos acordos de SLA firmados com as ONU's. Realiza-se um ajuste do número de *bytes* atribuídos no primeiro estágio para fila j da ONU $_i$. Considerando os valores de SLA: $\gamma_{\min}^i(j)$ – banda mínima para uma dada fila e $\gamma_{\max}^i(j)$ – banda limitada a um valor máximo de *bytes* para uma dada fila. Três situações distintas são possíveis, são elas:

- Número de *bytes* atribuídos no primeiro estágio excedeu a banda limitada: $\beta_1^i(j) \geq \gamma_{\max}^i(j)$ - nessa condição o número de *bytes* alocado no segundo estágio é $\beta_{II}^i(j) = \gamma_{\max}^i(j)$. O *bytes* não alocados são armazenados em $\beta_{ex} = \beta_{ex} + (\beta_1^i(j) - \gamma_{\max}^i(j))$.
- Número de *bytes* atribuídos no primeiro estágio está dentro dos limites de SLA: $\beta_1^i(j) \geq \gamma_{\min}^i(j)$ e $\beta_1^i(j) \leq \gamma_{\max}^i(j)$ - nessa condição o número de *bytes* alocado no segundo estágio se mantêm $\beta_{II}^i(j) = \beta_1^i(j)$.
- Número de *bytes* atribuídos no primeiro estágio é menor que a banda mínima: $\beta_1^i(j) \leq \gamma_{\min}^i(j)$ - nessa condição se $\beta_1^i(j) < Q^i(j)$, o número de *bytes* alocado no segundo estágio é igual a $\beta_{II}^i(j) = Q^i(j)$, caso contrário ($\beta_1^i(j) \geq Q^i(j)$) o número de *bytes* alocado no segundo estágio é igual a $\beta_{II}^i(j) = \beta_1^i(j)$.

Terceiro Estágio: Nesse estágio os *bytes* que ainda não foram alocados durante o segundo estágio são divididos entre todas as filas, conforme Equação 3.8:

$$\beta_{III}^i(j) = \beta_{II}^i(j) + \beta_{ex} * \frac{Q^i(j)}{REQ}, \text{ sendo } \beta_{ex} \text{ a banda excedente (não usada)} \quad (3.8)$$

Da mesma forma que o algoritmo HSSR/DBA, o algoritmo SLA/DBA aloca primeiramente os tráfegos de alta prioridade (Multiplexação Prioritária), reduzindo a variação de atraso entre os ciclos de transmissão. A Figura 3.10 mostra a diferença da alocação dos quadros com a utilização da multiplexação prioritária. A Figura 3.10a mostra o intervalo de ciclo sem multiplexação prioritária, onde se observa que os tráfegos de alta prioridade (EF), média prioridade (AF) e de baixa prioridade (BE) de cada ONU são enviados seqüencialmente, gerando variações de atraso no envio dos quadros EF das diferentes ONU's. Com a multiplexação prioritária, mostrada na Figura 3.10b, os quadros EF das diferentes ONU's são enviados sempre no início do intervalo de ciclo, eliminando a variação de atraso observada anteriormente.

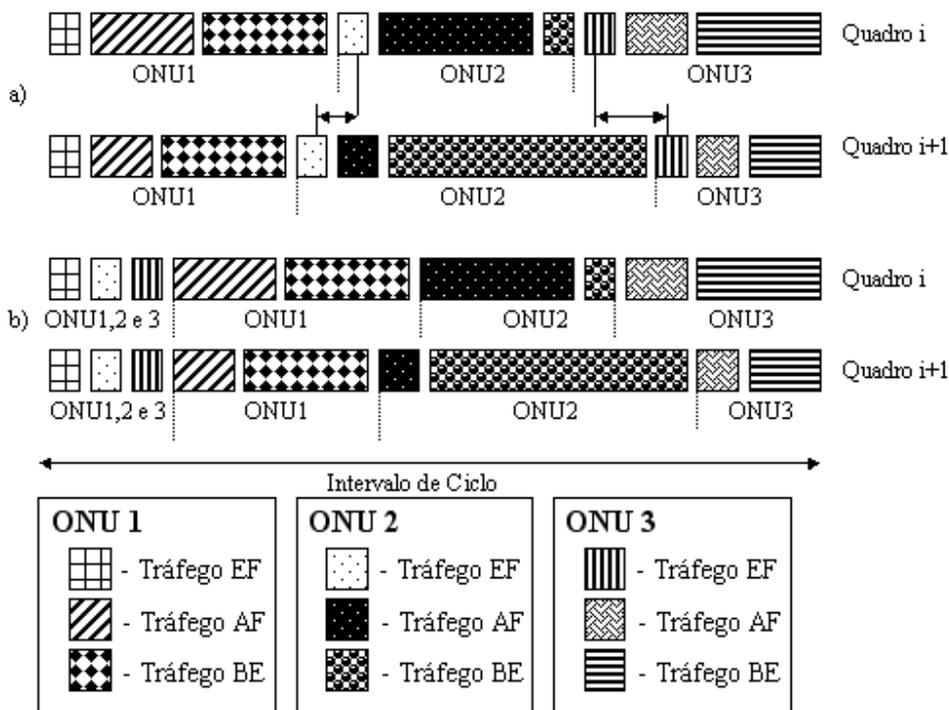


Figura 3.10 – Exemplo da distribuição dos tráfegos AF, EF e BE a) sem e b) com Multiplexação Prioritária.

Uma vez realizada a atribuição de banda do próximo intervalo de ciclo, o OLT envia mensagens *GATE* (canal *downstream*) para as ONU's informando a largura de banda atribuída e o instante do início da transmissão de dados de cada fila. O controle centralizado do OLT permite o entrelaçamento de dados das diferentes ONU's conforme exigência da multiplexação prioritária. A ONU informa a condição das suas filas para o

OLT através de uma mensagem *REPORT*, que é enviada sempre no final da transmissão de dados de qualquer uma das suas filas.

É importante lembrar que o OLT, através da mensagem *GATE*, sempre pode solicitar o *status* das filas de uma ONU. Essa condição é utilizada quando a ONU não envia dados no canal *upstream* e o OLT necessita atualizar o *status* das suas filas.

A vantagem desse algoritmo é a justa utilização do canal *upstream* através da alocação de banda baseada nas necessidades das ONU's, considerando seus limites de transmissão. Como desvantagens podem ser citadas: a necessidade do agrupamento de todas as solicitações das ONU's para distribuição da largura de banda, a suposição de que todas as ONU's sempre têm quadros nas suas filas e o desperdício da banda alocada para determinada ONU quando o valor da banda disponível é menor que a banda necessária para a transmissão do quadro do topo da fila.

3.4 Proposta de Algoritmo de Alocação de Largura de Banda Dinâmica

Através da análise dos algoritmos apresentados no tópico anterior, observa-se que os algoritmos DBA propostos otimizam a utilização do canal *upstream*. Entretanto, em todos algoritmos são observadas vantagens e desvantagens que serviram como base para a proposta de um novo algoritmo de fácil implementação, chamado de CCS/DBA (*Common Channel Signaling on Dynamic Bandwidth Allocation*).

A principal característica do algoritmo CCS/DBA é o emprego de uma banda exclusiva para a troca de sinalização entre o OLT e as ONU's. Dessa forma, o controle da alocação de banda é feito totalmente pelo OLT, que se mantém atualizado constantemente pelo envio de informações das ONU's. Essa troca de dados é feita através do envio periódico de mensagens *GATE-Force Report* do OLT para cada ONU, solicitando informação da ocupação dos seus *buffers*. As ONU's, ao receberem a solicitação, enviam mensagem *REPORT* com o *status* dos seus *buffers*.

Esse algoritmo classifica o tráfego em três grupos: EF, AF e BE, já anteriormente descritos. Sendo que o tráfego EF é enviado sempre no início do intervalo de ciclo para reduzir variações de atraso entre transmissões sucessivas de seus quadros.

O intervalo de ciclo é constante e dividido em duas partes. A primeira considera o SLA firmado para os tráfegos EF e AF e também considera uma banda mínima para os tráfegos BE, evitando dessa forma atrasos excessivos de envio dos quadros *best effort*. Como já dito anteriormente, os tráfegos EF de todas as ONU's são enviados no início do ciclo para depois serem enviados os tráfegos AF e BE de cada ONU. A segunda parte do tráfego é chamada de banda residual e consiste na sobra de largura de banda do intervalo de ciclo constante que é utilizada prioritariamente pelas ONU's com maiores filas, sendo priorizado o tráfego AF em relação ao tráfego BE. A Figura 3.11 mostra as partes do intervalo de ciclo considerando uma rede com três ONU's.

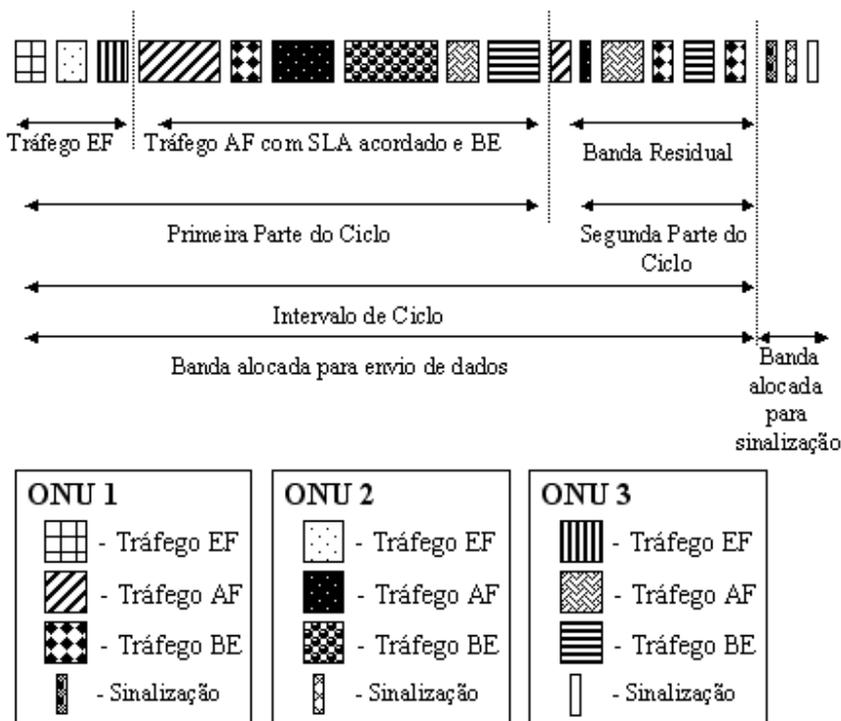


Figura 3.11 – Composição do intervalo de ciclo do algoritmo CCS/DBA.

Portanto, com a descrição do algoritmo CCS/DBA, observa-se a utilização dos diferentes conceitos apresentados nos algoritmos anteriores acrescida da utilização de um canal de controle exclusivo. O desempenho desse algoritmo será tratado no Capítulo 4.

Capítulo 4

Modelos de Simulação

Modelos de tráfego auto-similar possibilitam uma descrição mais real do tráfego multi-serviços [16], mas possuem modelamento matemático complexo. Por essa razão, optou-se neste trabalho por efetuar a comparação do desempenho das diferentes redes por meio de modelos de simulação.

Foram desenvolvidos quatro modelos de redes para comparação do desempenho entre as tecnologias RPR e EPON. O primeiro modelo retratou a rede RPR e os três modelos restantes representaram a rede EPON com três diferentes métodos de alocação de largura de banda que serão descritos a seguir. Somente analisou-se o desempenho dos canais *upstream*. Consideraram-se três diferentes tipos de tráfego: tráfego em tempo real (tráfego telefônico), tráfego com banda garantida e tráfego *best effort*.

O restante deste capítulo está organizado da seguinte forma: a Seção 4.1 descreve os critérios gerais utilizados nas simulações que foram empregados tanto para as redes RPR quanto para as redes EPON; as Seções 4.2 e 4.3 descrevem os critérios específicos utilizados nas simulações das redes RPR e EPON, respectivamente; a Seção 4.4 apresenta os diagramas de blocos dos modelos de simulação e por último, a Seção 4.5 mostra os cenários simulados com os resultados obtidos.

4.1 Critérios Gerais

Os critérios relacionados com os tipos de tráfego, o tamanho, o intervalo de envio e os tipos de atraso dos quadros são comuns tanto para as redes EPON quanto para as redes RPR e são descritos a seguir:

4.1.1 Tipos de tráfego

Nas análises realizadas neste trabalho consideraram-se três tipos de tráfego: tráfego em tempo real (TR), caracterizado por ser sensível a atraso e possuir banda garantida, tráfego com banda garantida (BG), que não é sensível a atraso mas possui alocação de

banda prévia, e tráfego *best effort* (BE), que não possui exigência de atraso ou de alocação de banda. A maior prioridade foi dada ao tráfego TR, seguido do tráfego BG e por último o tráfego BE.

Nas redes EPON os tráfegos TR, BG e BE são identificados pelas classes de tráfegos EF (*Expedited Forwarding*), AF (*Assured Forwarding*) e BE (*Best Effort*), respectivamente. Nas redes RPR os tráfegos TR, BG e BE enquadram-se nas classes A (sub-classe A1), B(sub-classe B-CIR) e C, respectivamente.

4.1.2 Tamanho dos Quadros

Os quadros *Ethernet* possuem tamanho variável entre 64 e 1518 octetos. O tráfego em tempo real é usualmente modelado considerando quadros pequenos e de comprimento fixo, enquanto que os tráfegos com banda garantida e *best effort* são usualmente representados por quadros de comprimento variável uniformemente distribuído. Em nossas análises consideramos quadros de 80 octetos para o tráfego em tempo real e quadros com comprimento variável, seguindo uma distribuição uniforme, entre 64 e 1518 octetos para os tráfegos com banda garantida e *best effort* [7]. A Equação 4.1 apresenta a Função Densidade de Probabilidade (FDP) e o valor médio esperado da distribuição uniforme.

$$f_x(x) = \frac{1}{b-a} \quad a \leq x \leq b \quad E(X) = \frac{a+b}{2} \quad (4.1)$$

4.1.3 Intervalo de Envio dos Quadros

O desafio do modelamento de tráfego de uma determinada rede está na definição do tráfego das suas fontes geradoras. Sabe-se que o tráfego multi-serviços *Ethernet* possui característica auto-similar que pode ser caracterizada pela distribuição de Pareto, diferente dos modelos de tráfego usados para telefonia convencional que são baseados em distribuição de Poisson [18].

Dessa forma, para a realização das simulações utilizou-se a distribuição de Poisson para as fontes geradoras de tráfego em tempo real, que representam o tráfego de telefonia, e

a distribuição de Pareto para as fontes geradoras de tráfego com banda garantida e *best effort*, que representaram o tráfego de imagem e de dados, respectivamente.

Foram desenvolvidos 2 perfis de tráfego para a simulação das redes, utilizando a carga máxima de 5 Mbps para cada ONU. No primeiro perfil alocou-se 0.06 Mbps de forma fixa para o tráfego em tempo real (5 canais de voz com CODEC G.729 de 12 Kbps cada). O restante da carga foi distribuído em 47% para o tráfego com banda garantida e 53% para o tráfego *best effort*. Os percentuais para o tráfego TR foram escolhidos arbitrariamente baseado na expectativa dessas redes em atender o usuário na última milha. Buscou-se um valor fixo para esse tráfego de forma a verificar o impacto que o aumento de carga dos outros tráfegos acarretaria nesse tipo de tráfego. Em relação à divisão do restante do tráfego (tráfegos BG e BE) de forma praticamente igualitária seguiu-se a referência [7].

A carga na rede foi obtida com a atribuição de diferentes valores para o intervalo médio entre chegadas de quadros, conforme Equação 4.2.

$$\text{Intervalo entre quadros} = \frac{1}{\left(\frac{\text{Taxa Máxima de Tráfego}}{\text{Número médio de bits por quadro}} \right)} \quad (4.2)$$

Considerando 5 canais de voz (cada canal com 12Kbps) que enviam quadros de tamanho fixo de 80 octetos para representar o tráfego em Tempo Real (TR) em cada estação de usuário, chegou-se ao intervalo fixo entre quadros para esse tipo de tráfego igual a 0.0107 segundos (conforme Equação 4.3):

$$\text{Intervalo entre quadros} = \frac{1}{\left(\frac{5 \text{ canais} \times 12000 \text{ bps}}{640 \text{ bits}} \right)} = 0,0107 \text{ segundos} \quad (4.3)$$

Já para os tráfegos com banda garantida e *best effort* houve variação de carga de forma que fossem criados cenários de rede entre 40 e 99% da sua capacidade de carga total. Obteve-se o aumento da carga através da diminuição no intervalo médio de envio de quadros desses tráfegos. Utilizou-se a Equação 4.4 para a determinação do intervalo entre quadros:

$$\text{Intervalo entre quadros} = \frac{6328 \text{ bits}}{\text{Taxa de transmissão}} \quad (4.4)$$

sendo o valor 6328 bits obtido através da média da distribuição uniforme considerando os tamanhos máximo e mínimo dos quadros iguais a 1518 e 64 octetos, respectivamente, conforme mostra a Equação 4.5:

$$\text{Número médio de bits por quadro} = \frac{a+b}{2} = \frac{64 \cdot 8 + 1518 \cdot 8}{2} = 6328 \text{ bits} \quad (4.5)$$

A distribuição de Pareto para os tráfegos BG e BE foi implementada usando o método da Transformação inversa para a geração de variáveis aleatórias descrito em [12]. Para a determinação dos parâmetros empregados, utilizou-se a equação do valor médio da distribuição de Pareto dada pela Equação 4.6 [17]:

$$E[T] = \frac{b}{a-1} \quad (4.6)$$

onde a é conhecido como parâmetro de curvatura e b como parâmetro de localização. Segundo [17] o parâmetro de localização b deve ser positivo ($b > 0$) e para que o valor médio dessa distribuição assumira valores finitos o parâmetro a deve ser maior que um ($a > 1$). É importante lembrar que a representação do tráfego auto-similar através da distribuição de Pareto restringe o valor atribuído do parâmetro a . Em [18] descreve-se que a característica *heavy tail*, desejada pelo tráfego auto-similar, exige que o parâmetro a esteja contido no intervalo $0 < a < 2$. Dessa forma, durante as simulações adotou-se o valor 1,97 para o parâmetro a e a Tabela 4.1 mostra os valores atribuídos à b em função da variação da carga na rede para o primeiro perfil de tráfego:

Tabela 4.1: Variação do intervalo médio para o envio dos quadros com fontes com distribuição de Pareto para o primeiro perfil de tráfego.

| Carga (%) | Tráfego com Banda Garantida | | Tráfego <i>Best Effort</i> | |
|-----------|---|----------------------|---|----------------------|
| | Intervalo médio de envio de quadros (seg) | a=1,97 e Parâmetro b | Intervalo médio de envio de quadros (seg) | a=1,97 e Parâmetro b |
| 40 | 0.00695 | 0.00674 | 0.00614 | 0.00596 |
| 50 | 0.00550 | 0.00533 | 0.00491 | 0.00476 |
| 60 | 0.00459 | 0.00445 | 0.00406 | 0.00394 |
| 70 | 0.00391 | 0.00379 | 0.00348 | 0.00338 |
| 80 | 0.00342 | 0.00332 | 0.00303 | 0.00294 |
| 90 | 0.00303 | 0.00294 | 0.00269 | 0.00261 |
| 95 | 0.00288 | 0.00279 | 0.00254 | 0.00246 |
| 99 | 0.00276 | 0.00267 | 0.00243 | 0.00236 |

O segundo perfil de tráfego propõe diferentes distribuições de carga. Primeiramente, variou-se o tráfego em tempo real de 10%, 30% e 50% da carga total da rede, mantendo 20% da carga da rede para o tráfego com banda garantida. Posteriormente, modificou-se o tráfego com banda garantida de 20%, 40% e 60% da carga total da rede, mantendo o tráfego em tempo real com 10% da carga total.

Para cada uma dessas seis variações de distribuição de carga utilizaram-se diferentes valores para o tráfego *best effort* de forma que a carga total na rede variasse entre o valor mínimo (apenas a soma do tráfego em tempo real e do tráfego de banda garantida, ou seja, ausência do tráfego *best effort*) e o valor de sobrecarga (equivalente ao complemento com a carga *best effort* para atingir 99% da carga total na rede).

A Tabela 4.2 apresenta os valores médios atribuídos para os intervalos entre quadros das novas distribuições de carga do quarto cenário e seus respectivos parâmetros da distribuição de Pareto (tráfego com banda garantida e *best effort*).

Tabela 4.2: Variação do intervalo médio entre os quadros no segundo perfil de tráfego.

| Variação de Tráfego | Carga (%) | Tráfego em tempo real | Tráfego com banda garantida | | Tráfego <i>Best Effort</i> | | | | | |
|---------------------|-----------|---|---|----------------------|---|----------------------|---------|---------|---------|---------|
| | | Intervalo médio de envio de quadros (seg) | Intervalo médio de envio de quadros (seg) | a=1,97 e Parâmetro b | Intervalo médio de envio de quadros (seg) | a=1,97 e Parâmetro b | | | | |
| 10% Tempo real | 30 | 0.00128 | 0.00633 | 0.00614 | n/a | n/a | | | | |
| | 60 | | | | 0.00422 | 0.00409 | | | | |
| | 95 | | | | 0.00195 | 0.00199 | | | | |
| | 99 | | | | 0.00183 | 0.00178 | | | | |
| 30% Tempo real | 50 | 0.000427 | | | 0.00633 | 0.00614 | n/a | n/a | | |
| | 70 | | | | | | 0.00633 | 0.00614 | | |
| | 95 | | | | | | 0.00281 | 0.00272 | | |
| | 99 | | | | | | 0.00258 | 0.00251 | | |
| 50% Tempo real | 70 | 0.000256 | | | | | 0.00633 | 0.00614 | n/a | n/a |
| | 80 | | | | | | | | 0.0126 | 0.0123 |
| | 95 | | | | | | | | 0.00506 | 0.00491 |
| | 99 | | | | | | | | 0.00437 | 0.00423 |
| 20% Banda Garantida | 30 | 0.00128 | 0.00633 | 0.00614 | | | | | n/a | n/a |
| | 60 | | | | | | | | 0.00422 | 0.00409 |
| | 95 | | | | | | | | 0.00195 | 0.00199 |
| | 99 | | | | | | | | 0.00183 | 0.00178 |
| 40% Banda Garantida | 50 | | 0.00128 | 0.003164 | 0.00306 | n/a | | | n/a | |
| | 70 | | | | | 0.00633 | | | 0.00614 | |
| | 95 | | | | | 0.00281 | | | 0.00272 | |
| | 99 | | | | | 0.00258 | | | 0.00251 | |
| 60% Banda Garantida | 70 | | | 0.00128 | 0.00211 | 0.00205 | n/a | n/a | | |
| | 80 | | | | | | 0.0126 | 0.0123 | | |
| | 95 | | | | | | 0.00506 | 0.00491 | | |
| | 99 | | | | | | 0.00437 | 0.00423 | | |

4.1.4 Tipos de atrasos dos quadros Ethernet

Diferentes atrasos foram considerados no envio de um quadro *Ethernet* da fonte geradora até o concentrador, são eles: atraso de fila, de acesso, de propagação e de transmissão.

O atraso de fila é o tempo gasto por um quadro em uma fila de espera enquanto aguarda seu início de transmissão. O atraso de acesso é a latência entre a solicitação de transmissão de um quadro e o recebimento de permissão para o seu envio, esse tipo de

atraso é crítico em técnicas de alocação de banda fixa. O atraso de propagação é o tempo que o sinal eletromagnético leva para sair da origem até o destino. Por último, o atraso de transmissão é o tempo gasto para a transmissão de um quadro entre a origem e o destino.

Como as análises realizadas consideraram a utilização das redes EPON e RPR como solução de redes de acesso (última milha), considerou-se para o cálculo do atraso de propagação nas redes EPON, distâncias de 2 Km entre o elemento concentrador e os usuários. Para as redes RPR, considerou-se a distância máxima (estação de usuário mais distante do concentrador no anel) e mínima (estação de usuário mais próxima do concentrador no anel) iguais a 3.5 Km e 0.5 Km, respectivamente, de tal forma que a distância média também fosse de 2 Km. O atraso de propagação gerado por essas distâncias é calculado pela Equação 4.7:

$$a_{propagação} = \left(\frac{d(Km)}{v(Km / segundos)} \right) segundos \quad (4.7)$$

onde v é a velocidade de propagação, cujo valor é fixo e igual a 200000Km/s (considerando a velocidade de propagação no vácuo de 300000Km/s e o índice de refração da fibra de 1,5) e d é a distância entre o usuário/concentrador ou entre estações do anel.

O atraso de transmissão do quadro foi calculado usando o tamanho variável do quadro (Q) e da taxa de transmissão da rede (T), conforme Equação 4.8:

$$a_{transmissão} = \left(\frac{Q(octetos)}{T(bps)} \right) \quad (4.8)$$

O cálculo do atraso de transmissão é detalhado nos critérios específicos das redes EPON e RPR, descritos nos tópicos posteriores.

4.2 Critérios da Rede RPR

As redes RPR foram desenvolvidas para prover comunicação entre as estações através da utilização de um anel duplo de fibra óptica [14]. Nas simulações realizadas neste

trabalho considerou-se que as redes RPR possuam dois anéis, *ringlet 0* e *ringlet 1*, sendo o tráfego de dados transmitido unicamente pelo *ringlet 0*, ficando o *ringlet 1* para fins exclusivos de *backup*.

A Figura 4.1 mostra a disposição das estações terminais em relação ao elemento concentrador, na qual se observa que a entrega de dados das estações para o concentrador é feita enviando os quadros entre as estações no sentido horário do anel.

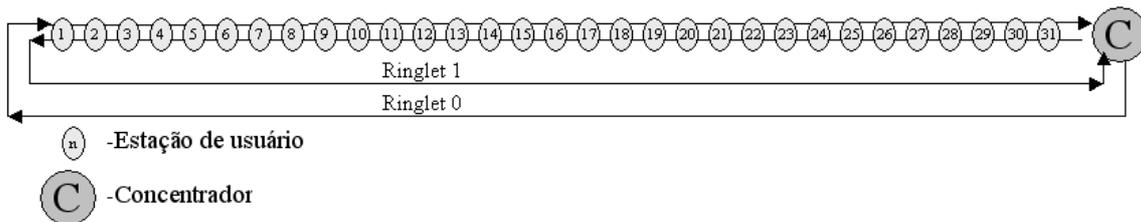


Figura 4.1 – Representação da rede RPR com 31 estações de usuários.

Na aplicação da rede RPR como solução de rede de acesso os terminais se comunicam apenas com o concentrador, não havendo comunicação entre terminais. Portanto, a possibilidade de reuso espacial de banda, característica da RPR, não é considerada neste caso. Também não foi implementado o algoritmo *Fairness*, por se buscar simplicidade nas estações de usuários, critério análogo empregado nas redes EPON [7].

Para a criação de um mecanismo de prioridade de envio de quadros utilizaram-se duas filas de transição em cada estação. Essas filas armazenam exclusivamente quadros enviados pelas estações anteriores que necessariamente passam por estações de usuário intermediárias para atingir o elemento concentrador. Na primeira fila, chamada PTQ, foram armazenados quadros da classe A, enquanto que na segunda fila (STQ) foram armazenados os quadros das classes B e C. As estações intermediárias utilizaram a técnica de retransmissão *store-and-forward* para armazenar o quadro completo antes de retransmiti-lo.

Em uma estação, o envio de quadros seguiu a ordem de prioridade: quadros na fila PTQ relacionado às estações anteriores, quadros da classe A da própria estação, quadros da classe B da própria estação, quadros na fila STQ das estações anteriores e finalmente quadros da classe C da própria estação.

A taxa de transmissão considerada para cálculo dos atrasos de transmissão foi de 155 Mbps, sendo que para garantir a mesma variação da carga usada na rede EPON, consideraram-se 31 estações com carga máxima de 5Mbps. A Tabela 4.3 mostra os valores

de atraso de transmissão empregados durante a simulação, discriminando por tipo de tráfego.

Tabela 4.3 – Atrasos de transmissão na rede RPR.

| Tipo de Tráfego | Atraso de Transmissão Rede RPR (μ seg) | |
|--------------------|---|--------|
| | Mínimo | Máximo |
| Tempo Real | 4.1 | |
| Banda Garantida | 3.3 | 78. |
| <i>Best effort</i> | 3.3 | 78. |

4.3 Critérios das Redes EPON

Várias soluções de algoritmos de alocação de banda têm sido propostas para as redes EPON [2]. Neste trabalho consideramos três tipos de algoritmos (descritos no Capítulo 3): algoritmo de alocação fixa (FBA) [3], algoritmo de alocação dinâmica baseada no SLA (SLA/DBA) [7] e por último a proposta de um novo algoritmo de alocação dinâmica chamado CCS/DBA. A topologia empregada dessas redes foi de 20 ONU's e 1 OLT de forma que com a carga máxima de 5Mbps para cada ONU. Durante as simulações utilizou-se o tempo de guarda igual a 10 nseg [5].

Nos algoritmos FBA e CCS/DBA utilizaram-se intervalos de ciclo fixos, enquanto que no algoritmo SLA/DBA utilizou-se intervalo de ciclo variável limitado a um valor máximo. Com relação à reserva prévia de largura de banda por tipo de tráfego, considerou-se limite de banda para cada tipo de tráfego apenas para os algoritmos SLA/DBA e CCS/DBA, conforme estabelecido na definição desses algoritmos.

No algoritmo CCS/DBA reservou-se 4 Mbps para o envio de quadros de controle, restando 96 Mbps para o envio de quadros de dados. Nos demais algoritmos não há separação de banda para o envio de quadros de controle.

Em relação ao critério de prioridade das filas, no algoritmo FBA é dada permissão de envio de quadros a uma ONU, que prioriza o envio dos seus quadros em tempo real, seguidos dos quadros com banda garantida e por último os quadros *best effort*. Essa situação é diferente nos algoritmos SLA/DBA e CCS/DBA que priorizam o envio de

tráfego em tempo real de todas as ONU's e em seguida cada ONU envia seus tráfegos com banda garantida e *best effort* seqüencialmente.

A Tabela 4.4 contempla um resumo das principais características de cada algoritmo, que apresenta os valores de banda limitada para os algoritmos SLA/DBA e CCS/DBA, responsáveis pela determinação da máxima alocação de banda permitida para cada tipo de tráfego em um intervalo de ciclo. Também no algoritmo SLA/DBA define-se o valor de banda mínima para garantia de alocação de largura de banda mínima para os tráfegos em tempo real e banda garantida, sendo que para o propósito da simulação esses valores coincidiram com os valores de banda limitada.

Para exemplificar o emprego dos valores de banda limitada e mínima do algoritmo SLA/DBA definidos na Tabela 4.4, considerou-se que a ONU2 solicitou larguras de banda para os tráfegos em tempo real, banda garantida e *best effort* equivalentes a 5 μ seg, 200 μ seg e 6000 μ seg do intervalo de ciclo (que é de 12mseg), respectivamente. Lembrando que o tempo solicitado para cada tráfego é obtido pela divisão da solicitação de largura de banda pela taxa de transmissão da rede. Conforme descrito no Capítulo 3, a alocação de largura de banda através do algoritmo SLA/DBA segue 3 estágios. No primeiro estágio o OLT distribui proporcionalmente a banda considerando todas as solicitações das ONU's para o próximo intervalo de ciclo. Para o exemplo considerou-se que o primeiro estágio alocou os tráfegos em tempo real, banda garantida e *best effort* da ONU2 iguais a 1 μ seg, 200 μ seg e 6000 μ seg. No segundo estágio é analisado se a distribuição da banda do primeiro estágio respeitou os valores de banda limitada e mínima. No exemplo, observou-se que a largura de banda para o tráfego *best effort* da ONU2 ultrapassou o valor estabelecido da banda limitada da Tabela 4.4, dessa forma atribuiu-se novo valor para o tráfego *best effort* igual a 310 μ seg (máximo valor da banda limitada *best effort*), sendo a diferença acumulada na banda não alocada. Em relação aos valores mínimos assegurados para a ONU2 observou-se que o tráfego em tempo real não foi atendido, uma vez que foi solicitado 5 μ seg e o primeiro estágio alocou apenas 1 μ seg. Tendo em vista que a banda mínima assegura 10 μ seg para esse tráfego, atribuiu-se novo valor para o tráfego em tempo real igual a 5 μ seg (valor solicitado). E por último, o terceiro estágio do algoritmo redistribui de forma ponderada a largura de banda não alocada entre todas as filas.

Tabela 4.4 –Algoritmos EPON-FBA, EPON-SLA/DBA e EPON-CCS/DBA.

| Algoritmo | Intervalo de Ciclo (mseg) | Reserva Prévia de Largura de Banda/ONU (reserva de tempo no intervalo de ciclo – μ seg) | | Sinalização MPCP | Priorização de Tráfego |
|--------------|--|---|-------------------------------|---|--|
| | | Banda Limitada | Banda Mínima | | |
| EPON-FBA | 12 | Não há | | Não Usa | Em cada ONU, são enviados primeiramente tráfegos em tempo real, seguido por tráfegos com banda garantida e por último tráfego <i>best effort</i> . |
| EPON-SLA/DBA | Variável, apenas com limite superior de 12 | Tráfego Tempo Real-10 | Tráfego Tempo Real-10 | Sinalização sempre enviada depois dos quadros de dados. Informação dos <i>status</i> das filas da ONU. | Cálculo prévio dos tráfegos de todas as ONU's, alocação de largura de banda primeiramente para os tráfegos em tempo real de todas ONU's. Posteriormente, alocação de largura de banda para os tráfegos com banda garantida e <i>best effort</i> de cada ONU. |
| | | Tráfego Banda Garantida-280 | Tráfego Banda Garantida-280 | | |
| | | Tráfego <i>Best effort</i> -310 | Tráfego <i>Best effort</i> -0 | | |
| | | | | | |
| EPON-CCS/DBA | 12 | Banda Limitada | | Emprego de Método de <i>Polling</i> exclusivo para troca de sinalização entre as ONU's e o OLT (utilização do parâmetro <i>FORCE-REPORT</i>) | Envio do tráfego em tempo real de todas as ONU's. Posteriormente, envio dos tráfegos com banda garantida e <i>best effort</i> das ONU's limitadas em banda. Utilização da banda residual para envio de tráfego com banda garantida e <i>best effort</i> , priorizando o tráfego com banda garantida. |
| | | Tráfego Tempo Real-10 | | | |
| | | Tráfego Banda Garantida-280 | | | |
| | | Tráfego <i>Best effort</i> -310 | | | |

Na descrição do algoritmo SLA/DBA dada por [7], existe uma pré-condição de existência de tráfego em todas as ONU's em todos intervalos de ciclo. Dessa forma, todas

as ONU's sempre informariam o *status* dos seus *buffers* para o OLT. Entretanto, essa condição não foi verificada na simulação. Durante a simulação observou-se a existência de intervalos de ciclo em que determinadas ONU's informavam o *status* dos seus *buffers* vazio, e, conseqüentemente o OLT não alocava banda para essas ONU's no próximo intervalo de ciclo, perdendo a comunicação com essas ONU's nos ciclos posteriores. Para contornar esse problema criou-se um controle onde o OLT interroga o *status* dos *buffers* das ONU's que não transmitiram dados no intervalo de ciclo anterior antes de realizar a alocação de banda do próximo intervalo de ciclo, conforme Figura 4.2:

| Intervalo de Ciclo n | Intervalo de Ciclo n+1 | Intervalo de Ciclo n+2 |
|---|---|---|
| ONU _i envia status vazio dos seus <i>buffers</i> no final da sua transmissão de dados. | ONU _i não envia dados nem status dos seus <i>buffers</i> | OLT questiona status dos <i>buffers</i> da ONU _i antes de alocar banda no intervalo de ciclo n+2 |

Figura 4.2 – Diagrama de tempo do restabelecimento de comunicação entre OLT e ONU_i.

E para concluir, como exposto anteriormente, um dos atrasos considerados na simulação é o atraso de transmissão, que para as redes EPON (100Mbps) possui os valores mostrados na Tabela 4.5, lembrando que no algoritmo CCS-DBA a taxa efetiva de transmissão é de 96Mbps.

Tabela 4.5 – Atrasos de transmissão dos quadros nas redes EPON.

| Tipo de Tráfego | Atraso de Transmissão Rede EPON-FBA (μseg) | | Atraso de Transmissão Rede EPON-SLA/DBA (μseg) | | Atraso de Transmissão Rede EPON-CCS/DBA (μseg) | |
|-----------------|--|--------|--|--------|--|--------|
| | Mínimo | Máximo | Mínimo | Máximo | Mínimo | Máximo |
| Tempo Real | 6.4 | | 6.4 | | 6.6 | |
| Banda Garantida | 5.12 | 121.44 | 5.12 | 121.44 | 5.3 | 126.5 |
| Best effort | 5.12 | 121.44 | 5.12 | 121.44 | 5.3 | 126.5 |

4.4 Diagrama de blocos dos modelos de simulação

Para a caracterização das redes, utilizou-se o simulador de evento discreto ARENA [19]. A seguir são apresentados os diagramas de blocos implementados relacionados com as redes RPR e EPON.

4.4.1 Diagrama de blocos da rede RPR

A Figura 4.3 mostra a topologia utilizada para a simulação da rede RPR. Foram implementadas 31 estações de usuário interligadas seqüencialmente tendo o elemento concentrador como destino final.

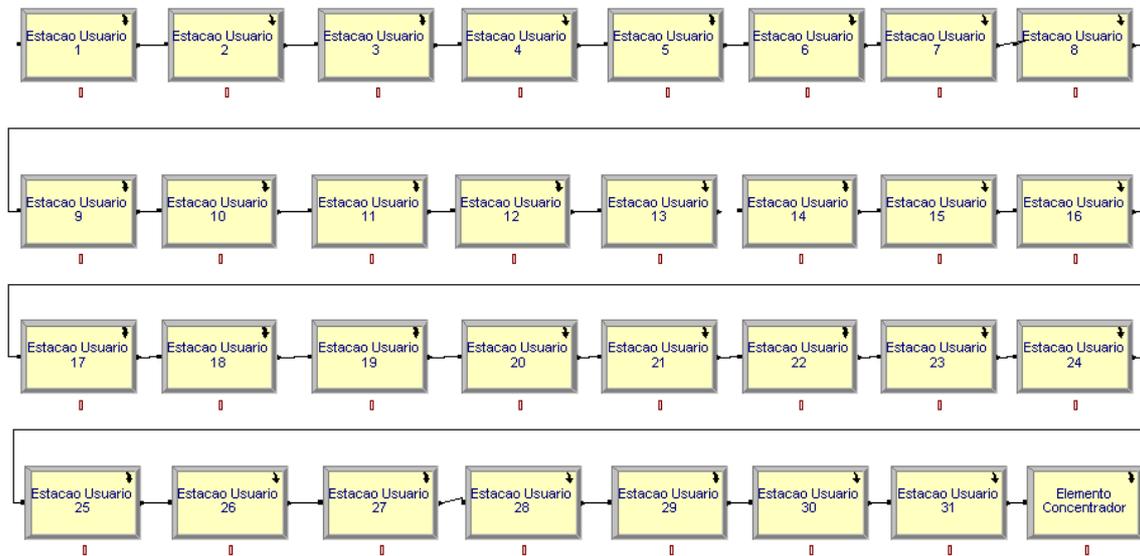


Figura 4.3- Topologia da rede RPR com 31 estações de usuário.

A Figura 4.4 detalha uma estação de usuário que é composta pelas filas de transição PTQ (que armazena quadros da classe A das estações anteriores) e STQ (que armazena quadros das classes B e C das estações anteriores) e por geradores de tráfego da classe A, B e C. Os quadros são gerados e armazenados em filas separadas, sendo o critério de prioridade de envio dos quadros apresentado na Figura 4.5.

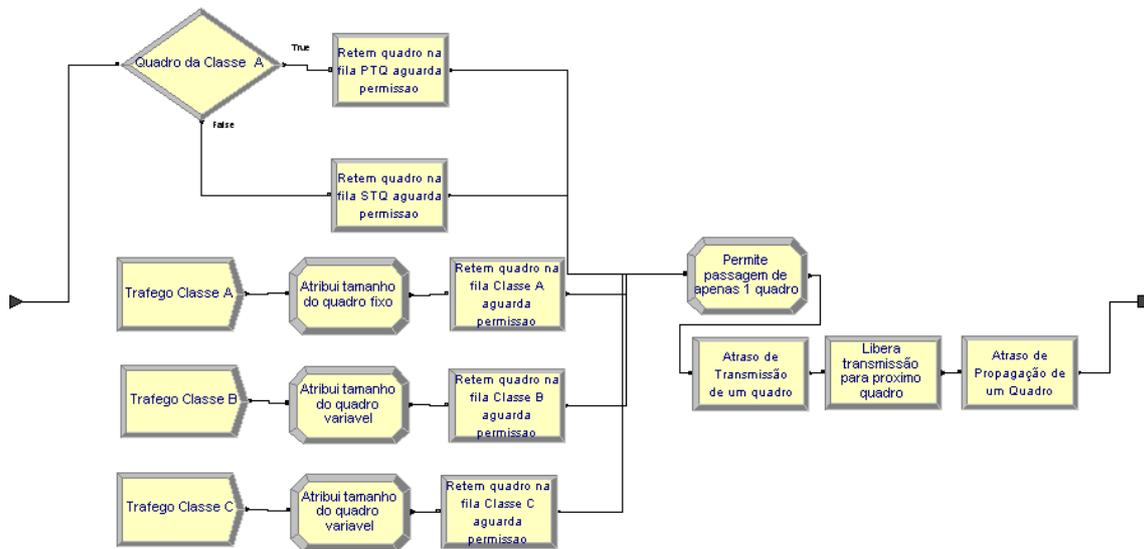


Figura 4.4- Detalhamento da estação de usuário.

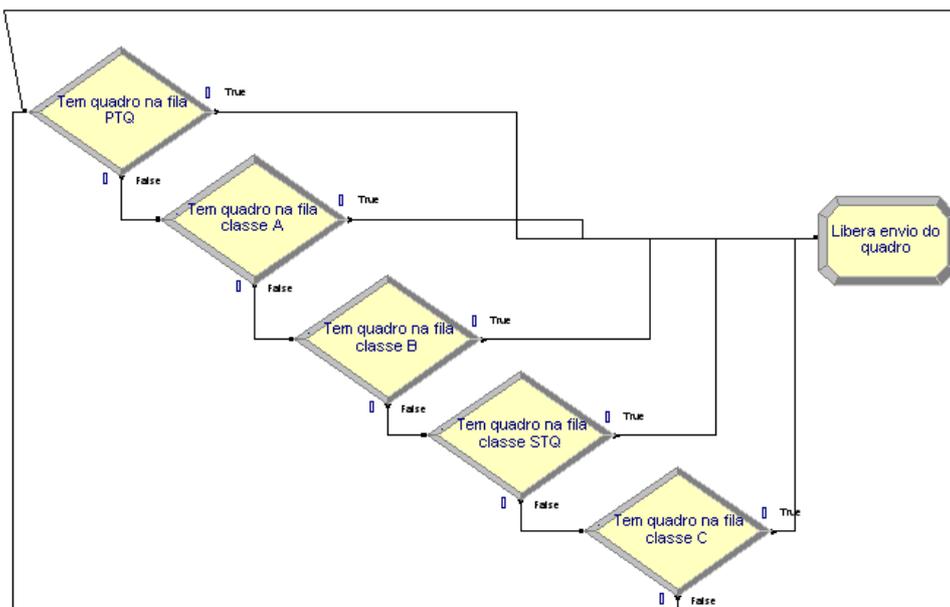


Figura 4.5 – Critério de prioridade de quadro em uma estação na rede RPR.

A Figura 4.5 mostra que a fila PTQ tem a maior prioridade de envio de quadro, dessa forma apenas será enviado um quadro da classe A de determinada estação de usuário, caso não haja quadros na fila PTQ. De modo semelhante, a estação de usuário apenas enviará seus quadros da classe C, caso não haja quadro algum nas filas PTQ, classe A, classe B e STQ.

4.4.2 Diagrama de blocos da rede EPON

A Figura 4.6 mostra a topologia usada na simulação da rede EPON, constituída de 20 ONU's e um OLT. Todas ONU's são conectadas diretamente ao OLT conforme topologia em estrela.

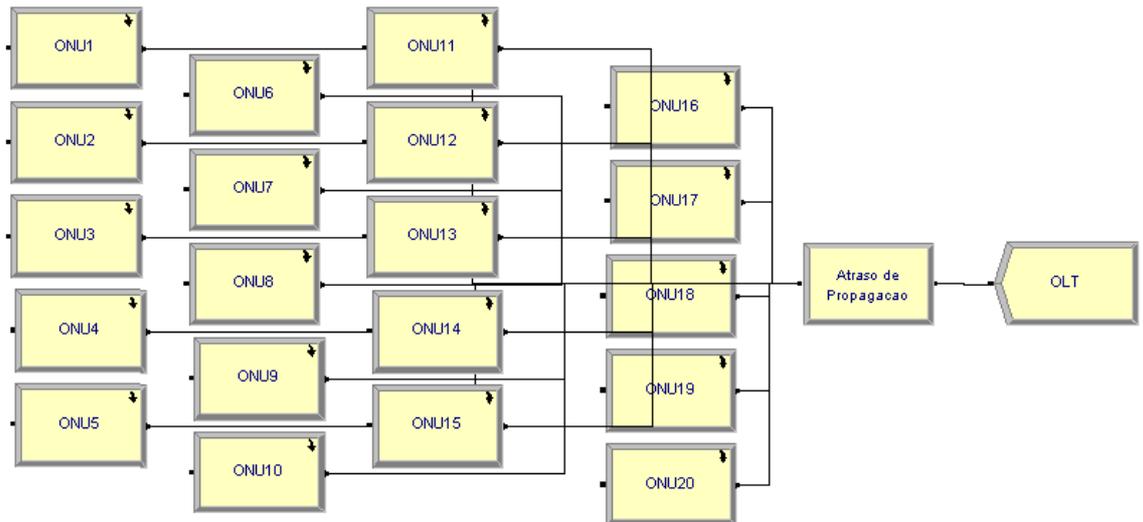


Figura 4.6- Topologia da rede EPON com 31 estações de usuário.

A Figura 4.7 mostra a composição interna de cada ONU que é formada por três geradores de tráfego (EF, AF e BE). De forma análoga à rede RPR, os quadros são gerados e armazenados em filas separadas.

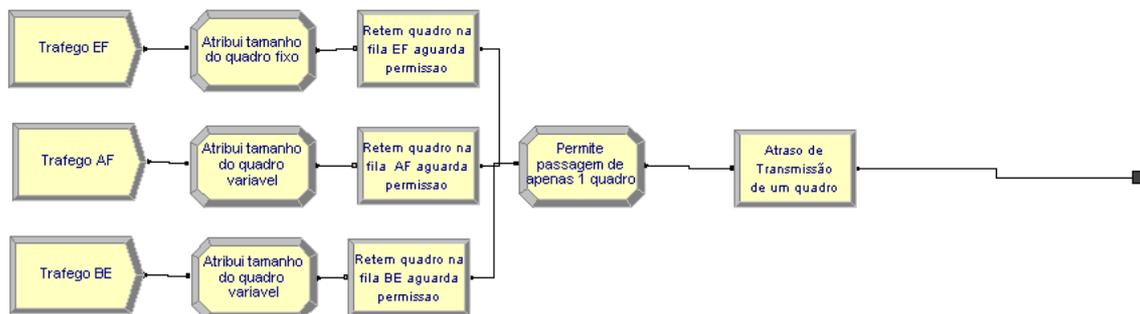


Figura 4.7- Detalhamento da ONU.

A diferença entre os algoritmos FBA, SLA/DBA e CCS/DBA está no método de controle de acesso ao meio que determina o critério de prioridade de envio de quadro no canal *upstream*. A Figura 4.8 mostra o controle de acesso ao meio usado pelo algoritmo FBA que é realizado na ONU.

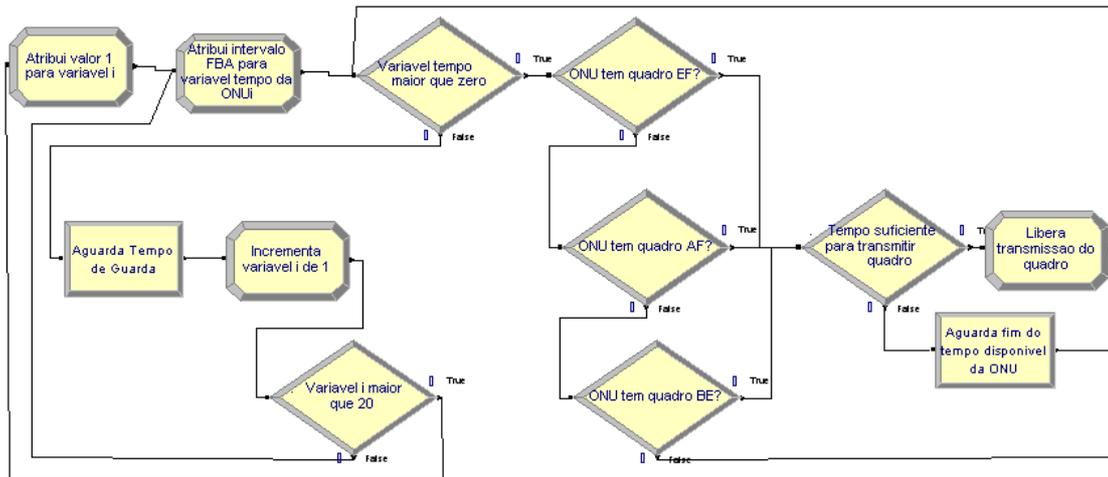


Figura 4.8 – Critério de prioridade de quadro na rede EPON-FBA.

Nos algoritmos SLA/DBA e CCS/DBA o controle de acesso ao meio dá-se através da comunicação prévia entre o OLT e as ONU's. Sendo que no algoritmo SLA/DBA o OLT realiza a alocação de banda em três estágios, onde são considerados os limites de banda pré-definidos e as solicitações de largura de banda das ONU's. Uma vez definida a distribuição de banda para cada tipo de tráfego, o acesso ao meio dá-se, primeiramente, para os tráfegos EF de todas as ONU's e, posteriormente, para os tráfegos AF e BE de cada ONU conforme é mostrado na Figura 4.9. Conforme já explicado anteriormente (item 4.3), na implementação do algoritmo SLA/DBA foi necessário estabelecer um controle no OLT que verifica as ONU's que não transmitiram dados no ciclo anterior. Esse controle é realizado anteriormente ao agrupamento das solicitações das ONU's e limita ao máximo de um intervalo de ciclo a ausência de comunicação entre o OLT e uma determinada ONU, conforme mostrado na Figura 4.10.

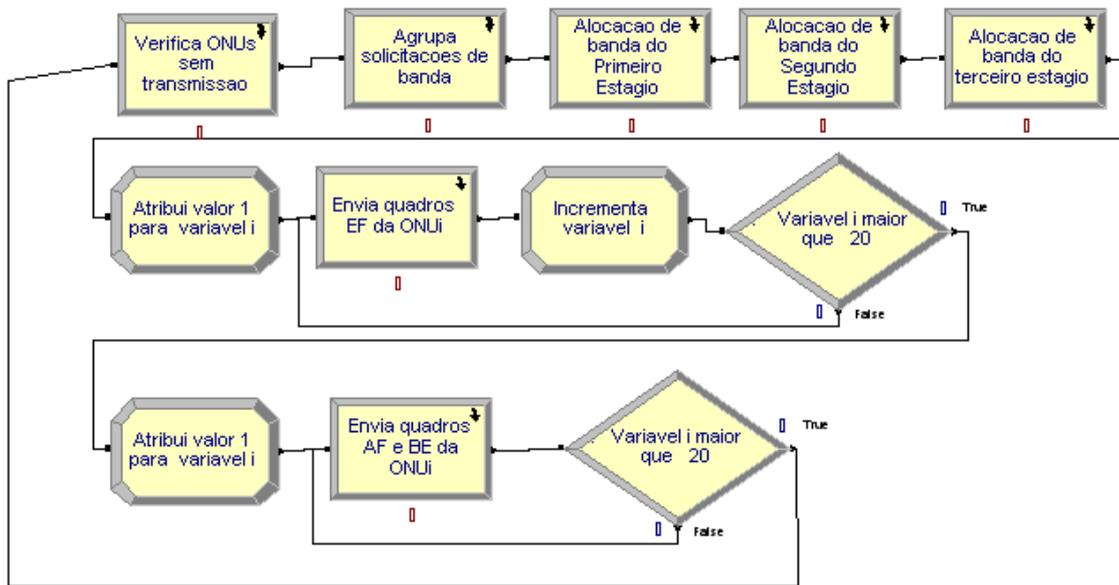


Figura 4.9 – Critério de prioridade de quadro na rede EPON SLA/DBA.

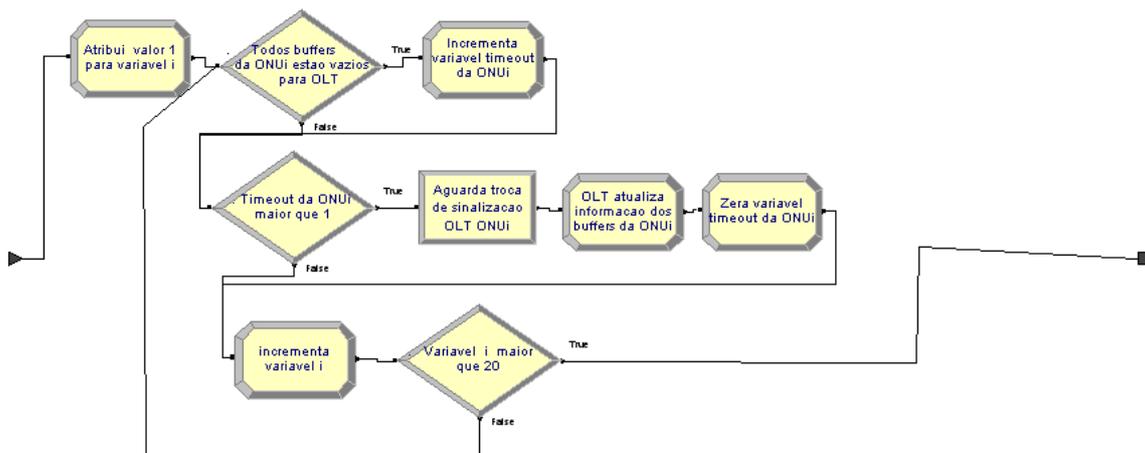


Figura 4.10 – Análise de ONU's sem transmissão.

A Figura 4.11 mostra o agrupamento das solicitações de banda (convertido em solicitações de tempo através da divisão da solicitação de banda pela taxa da rede de 100Mbps) realizado pelo OLT, onde se observa que todas as solicitações são consideradas e atribuídas para a variável REQ que é limitada ao valor máximo do intervalo de ciclo. Para a simulação considerou-se o valor mínimo do intervalo de ciclo igual a zero, dessa forma a comparação da variável REQ com o valor mínimo não foi necessária.

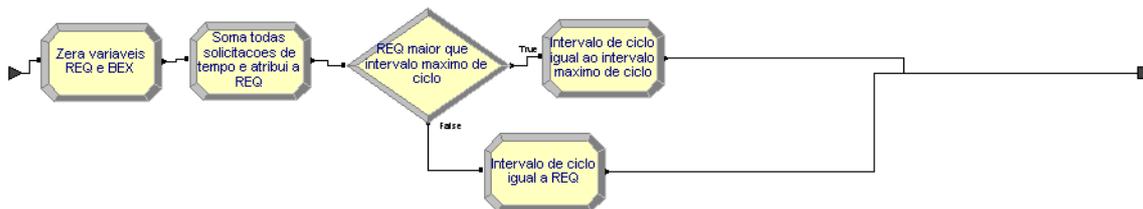


Figura 4.11 – Agrupamento de solicitações de banda (convertida no tempo).

Durante a alocação de banda do primeiro estágio, o OLT distribui o tempo do intervalo de ciclo entre os diferentes tipos de tráfego considerando as solicitações de banda (convertidas em tempo) feitas pelas ONU's, conforme mostrado na Figura 4.12.



Figura 4.12 – Alocação de banda (convertida no tempo) no primeiro estágio.

Os critérios de SLA firmados, através dos parâmetros de bandas mínima e limitada, são usados no segundo estágio de alocação de banda. Nesse estágio o OLT compara o intervalo de tempo atribuído no primeiro estágio para cada tipo de tráfego das ONU's com os valores de tempo limitado (determinado pela banda limitada) e mínimo (determinado pela banda mínima), conforme Figura 4.13. Os tempos excedentes (relacionado com a banda excedente) são atribuídos à variável BEX que é usada no terceiro estágio.

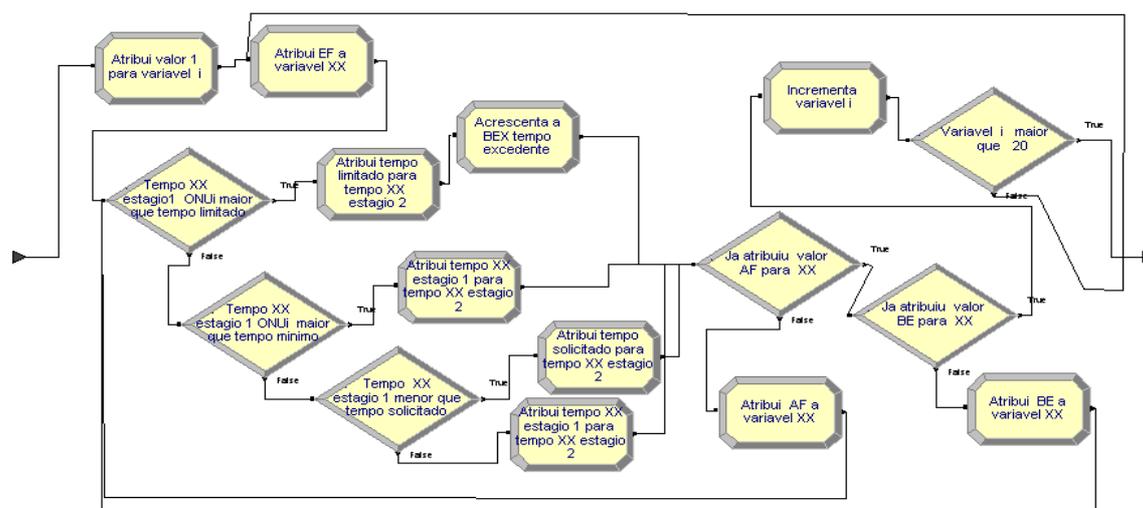


Figura 4.13 – Alocação de banda (convertida no tempo) no segundo estágio.

A Figura 4.14 mostra o terceiro estágio do algoritmo SLA/DBA, onde o OLT distribui todo tempo excedente (BEX), caso haja, de forma ponderada entre as ONU's.

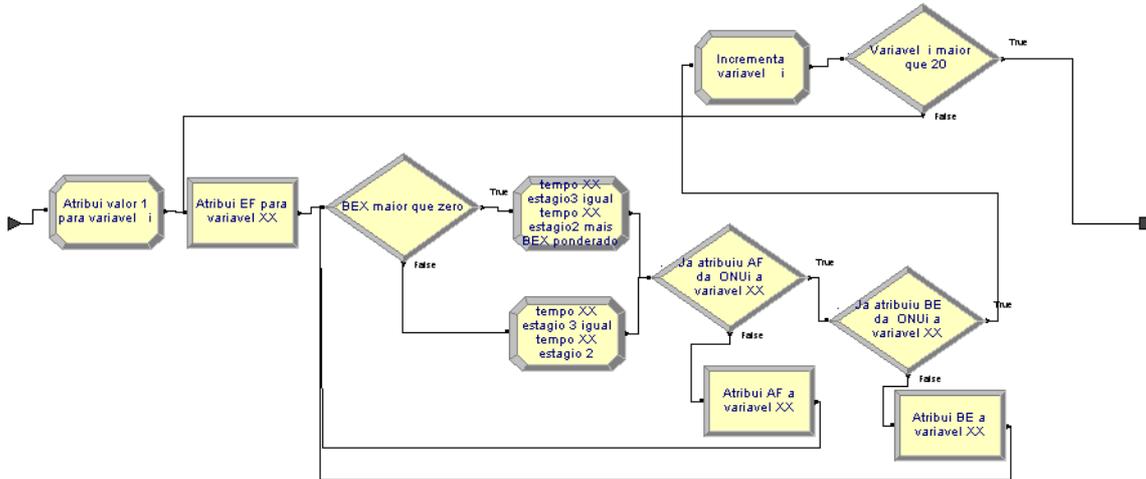


Figura 4.14 – Alocação de banda (convertido no tempo) no terceiro estágio.

Por último, as rotinas de envio de quadros dos diferentes tipos de tráfego (EF, AF e BE) são realizadas pelas ONU's e são mostradas nas Figuras 4.15 e 4.16, onde se observa que o tempo alocado no estágio 3 é usado para transmissão dos quadros dos respectivos tráfegos. Caso haja quadro para transmissão, o final da transmissão é marcado pelo envio do *status* dos *buffers* da ONU para o OLT [7]. Conforme já dito anteriormente o intervalo de ciclo do algoritmo SLA/DBA é marcado pela transmissão dos quadros EF de todas as ONU's seguido pela transmissão dos quadros AF e BE de cada ONU.

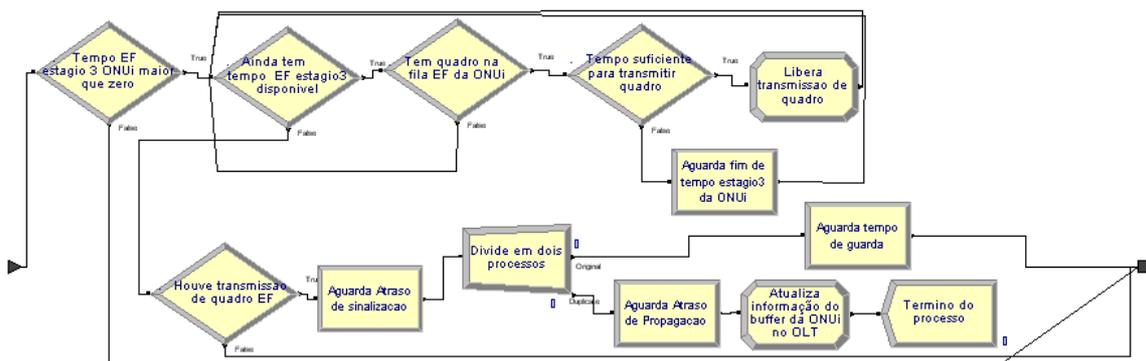


Figura 4.15 – Envia tráfego EF da ONUi.

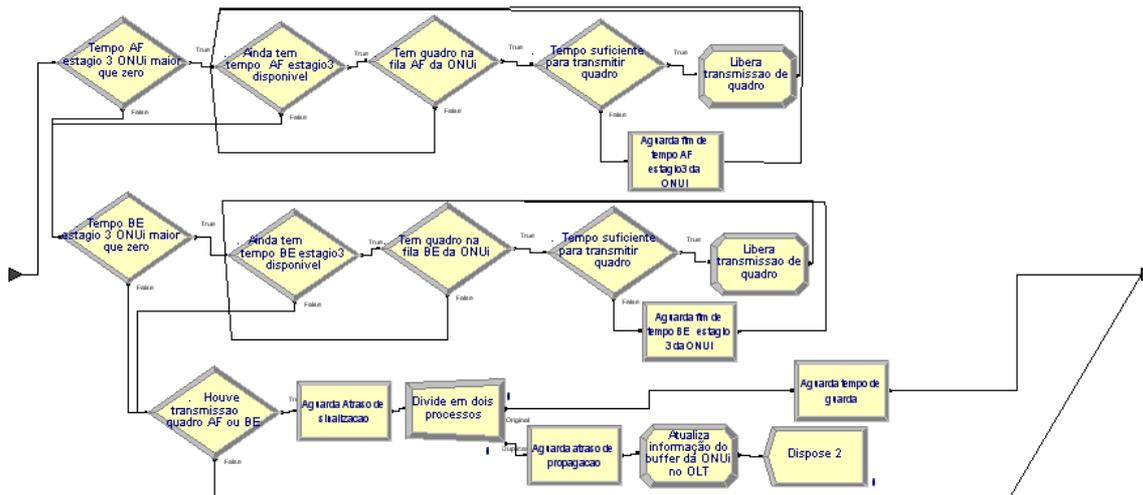


Figura 4.16 – Envia tráfego AF e BE da ONUi.

Em relação ao algoritmo CCS/DBA, a Figura 4.17 mostra a contínua atualização no OLT da ocupação dos *buffers* das ONU's, através do envio periódico de sinalização pelas ONU's.

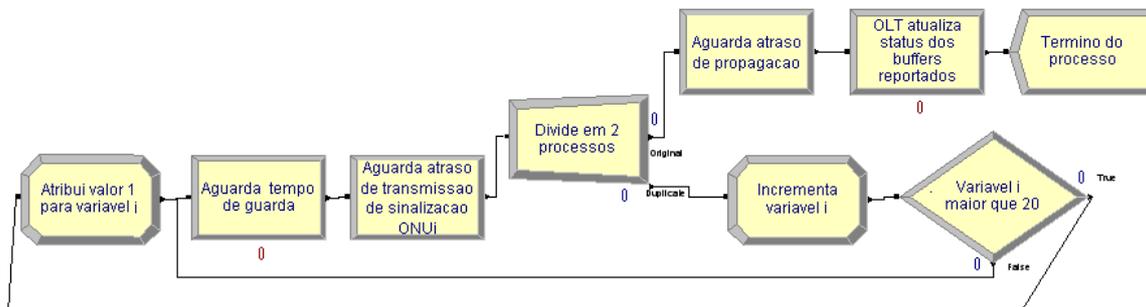


Figura 4.17 – Atualização do OLT com o status dos *buffers* das ONU's.

O intervalo de ciclo no algoritmo CCS/DBA é fixo e distribuído conforme Figura 4.18, onde se observa o envio do tráfego EF de todas as ONU's, posteriormente o envio dos tráfegos AF e BE de cada ONU e por último o envio de tráfegos AF e BE dentro da alocação de banda residual do intervalo de ciclo.



Figura 4.18 – Intervalo de ciclo do algoritmo CCS/DBA.

O envio de tráfego EF das ONU's é realizado sempre no início do intervalo de ciclo e o OLT restringe o tempo solicitado da ONU (determinado pela banda solicitada) a um tempo limitado (determinado pela banda limitada), conforme mostrado na Figura 4.19:

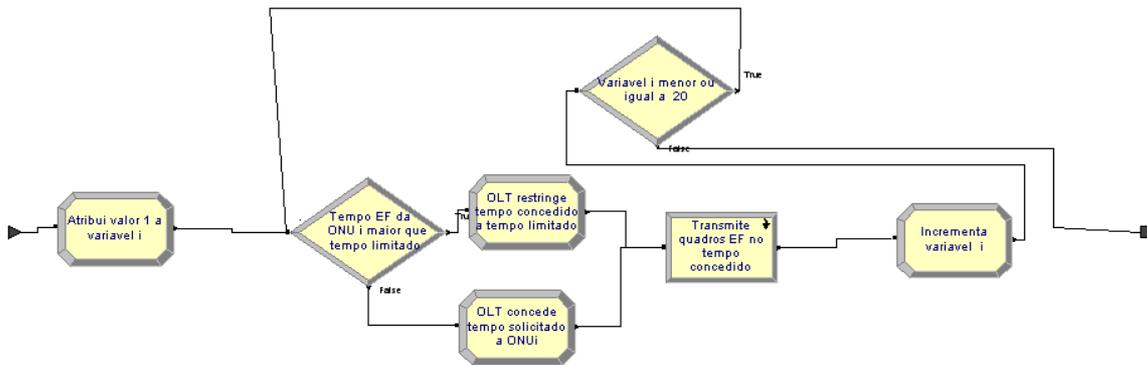


Figura 4.19 – Envio de tráfego EF de todas as ONU's.

Na seqüência da ocupação do intervalo de ciclo são alocados os tráfegos AF e BE de cada ONU, conforme Figura 4.20, onde o OLT também restringe a alocação de tempo (equivalente a banda) a um valor limite.

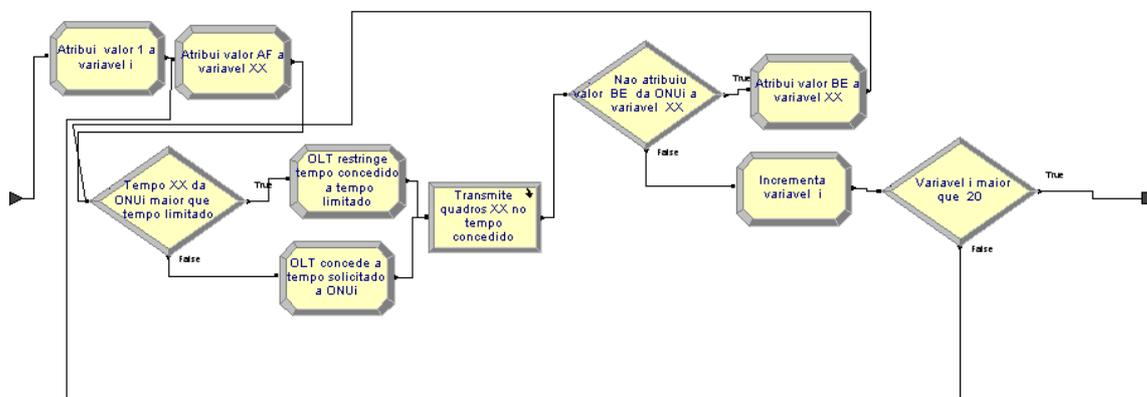


Figura 4.20 – Envio de tráfego AF e BE das ONU's.

A Figura 4.21 mostra o controle que a ONU realiza para transmitir quadros EF/AF ou BE no tempo concedido.

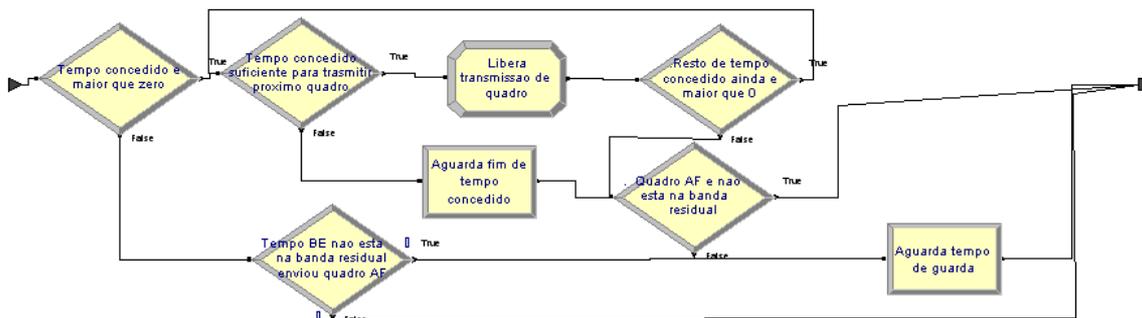


Figura 4.21 – Transmissão de quadros na banda (tempo) concedida.

Por último, a Figura 4.22 mostra o cálculo e envio de quadros AF e BE na banda residual. Nessa parte do intervalo de ciclo, o OLT enfileira as ONU's considerando o tamanho dos seus *buffers* tanto para o tráfego AF como para o tráfego BE. É priorizado o envio de quadros AF e a ONU com maior fila.

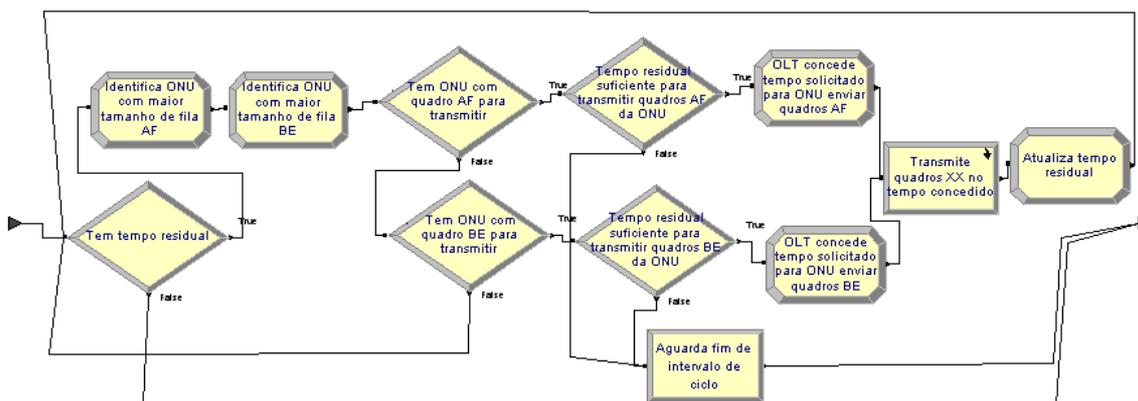


Figura 4.22 – Cálculo e envio de quadros na banda (convertido em tempo) residual.

4.5 Resultados das Simulações

Os indicadores de desempenho, tamanho médio da fila e atraso médio do quadro na rede, foram usados para avaliar a performance das redes de acesso. O número de eventos foi escolhido de forma a atingir um intervalo de confiança de 5% com 95% de confiabilidade. Dessa forma os resultados da simulação asseguram que em 95% das tentativas, os valores obtidos para tamanho da fila e atraso do quadro estarão contidos no intervalo de $\pm 5\%$ do valor médio informado.

Os indicadores de desempenho foram medidos em função da carga de tráfego na rede simulada. O indicador tamanho médio da fila fornece o valor médio da ocupação das filas de cada tipo de tráfego (TR - tempo real, BG - banda garantida e BE - *best effort*) nas estações de usuário. Enquanto que o indicador atraso médio do quadro mede o tempo médio do quadro na rede desde a sua geração na estação de usuário até a sua entrega no concentrador.

Para análise de comparação das diferentes soluções de rede de acesso foram propostos cinco cenários, sendo que nos quatro primeiros cenários usou-se o primeiro perfil de tráfego (descrito no item 4.1.3) enquanto que no quinto cenário foi usado o segundo perfil de tráfego.

O primeiro cenário descreve duas características próprias das redes EPON-FBA e RPR observadas durante a simulação. Já o segundo cenário apresenta a comparação da rede EPON-FBA com a rede RPR. O objetivo desse cenário foi visualizar em um primeiro momento a resposta de uma rede em anel e a resposta de uma rede em estrela, cada uma com o seu método próprio de alocação de banda.

No terceiro cenário buscou-se a comparação da resposta de diferentes técnicas de alocação de banda do canal *upstream* das redes EPON. Consideraram-se os algoritmos de alocação fixa (FBA) e de alocação dinâmica SLA/DBA e CCS/DBA proposto nesse trabalho.

O quarto cenário realizou a comparação da rede RPR com a rede EPON CCS/DBA. O objetivo deste cenário foi comparar a rede RPR com a solução proposta nesse trabalho.

Por último, no quinto cenário fez-se a comparação dos algoritmos SLA/DBA e CCS/DBA da rede EPON considerando outras distribuições de carga. A intenção desse cenário foi verificar o comportamento desses algoritmos em relação aos seus critérios de priorização de tráfego em condições de grandes variações de carga dos tráfegos em tempo real e banda garantida.

Os resultados são apresentados separadamente para cada cenário.

4.5.1 Cenário 1 – Características de desempenho das redes EPON-FBA e RPR

Na rede EPON-FBA observou-se a forte influência do parâmetro T_{cycle} . A Figura 4.23 mostra os resultados da simulação dessa rede com diferentes valores de T_{cycle} :

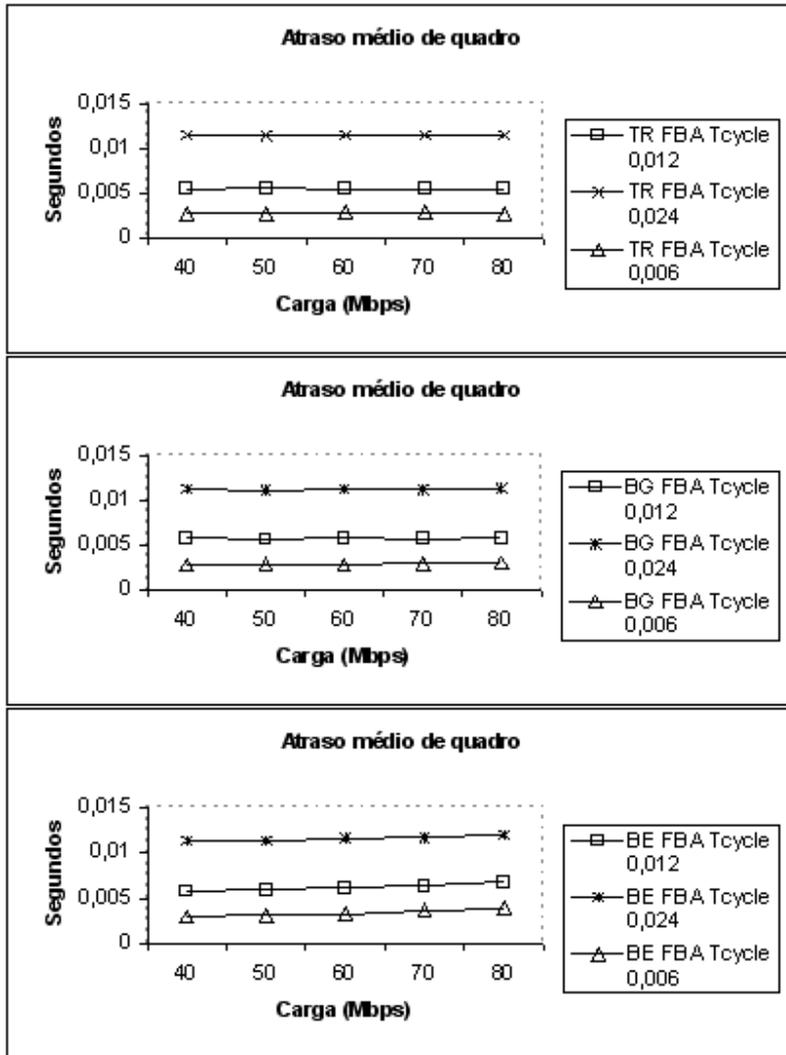


Figura 4.23 – Influência do parâmetro T_{cycle} na rede EPON-FBA para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (*best effort*).

Pela Figura 4.23 observou-se que o atraso médio do quadro equivale a aproximadamente metade do valor atribuído ao parâmetro T_{cycle} . Nesse trabalho fixou-se o valor de 12 mseg para o parâmetro T_{cycle} durante a análise comparativa entre as redes.

Diferente das redes EPON, na rede RPR notaram-se diferentes respostas de comportamento das estações de usuário. Os piores resultados observados na rede RPR devem-se a estação mais distante do concentrador que apresentou os piores resultados para os tráfegos TR e BG, devido ao maior atraso de propagação e de transmissão dos quadros *Ethernet*, enquanto que a estação mais próxima do concentrador apresentou o pior

resultado do tráfego BE para altas cargas, devido ao método de acesso de inserção de *buffer* que sempre favorece o envio de tráfego da fila de transição. As Figuras 4.24 e 4.25 mostram a diferença entre os piores resultados observados e o resultado médio da rede RPR.

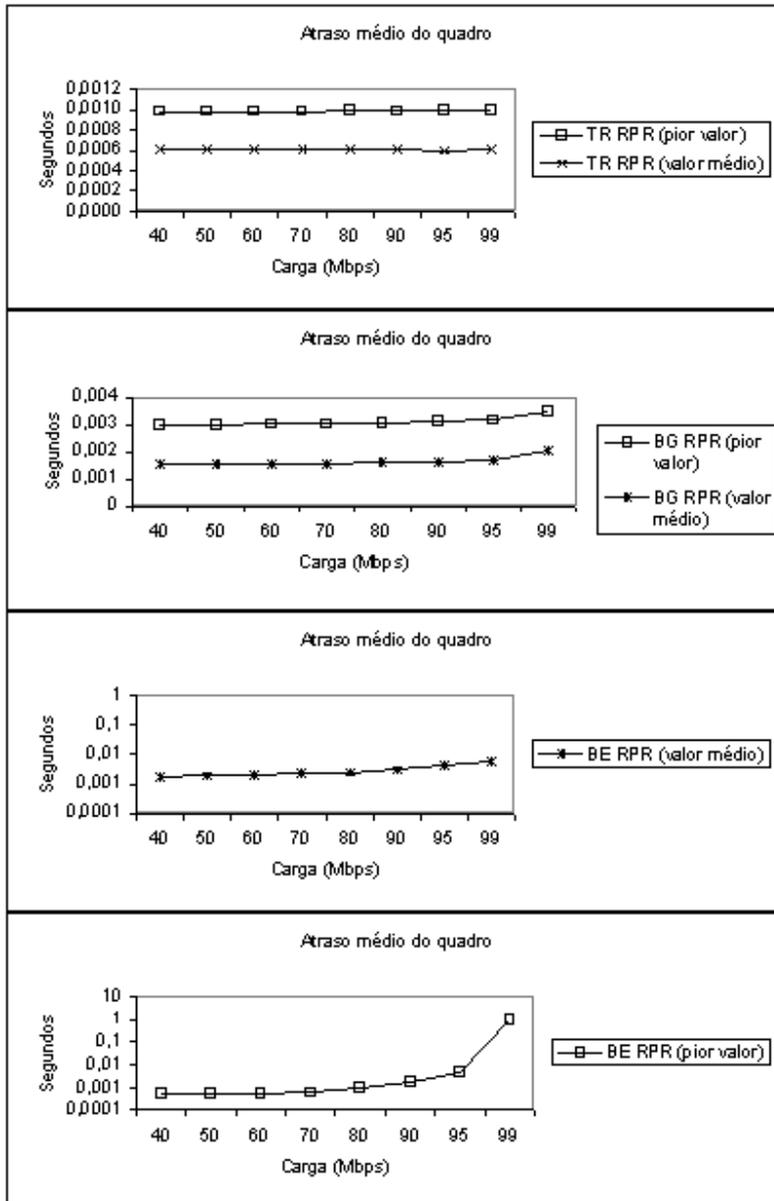


Figura 4.24 – Diferença do atraso médio do quadro entre o pior caso e o valor médio nas redes RPR para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (*best effort*).

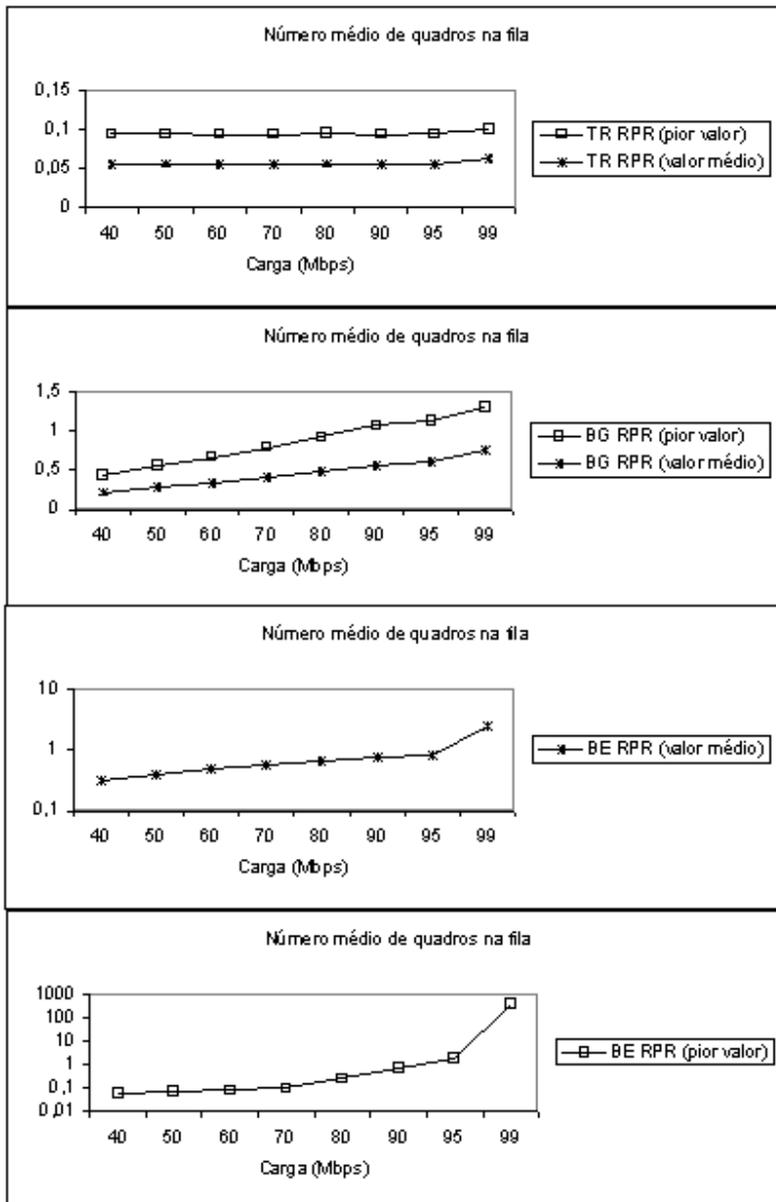


Figura 4.25 – Diferença do número médio de quadros na fila entre o pior caso e o valor médio nas redes RPR para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (*best effort*).

4.5.2 Cenário 2 – Comparação entre a rede EPON-FBA e a rede RPR

A realização do segundo cenário de simulação considerou a rede EPON com alocação de banda estática (FBA) e a rede RPR com o método de inserção de *buffer* com duas filas de transição. A Figura 4.26 mostra os resultados da simulação para o atraso

médio do quadro na rede e a Figura 4.27 mostra o número médio de quadros na fila em função da carga na rede. A carga variou de 40 a 99% da capacidade total da rede. Os resultados mostrados nos gráficos retratam as piores condições na rede RPR, ou seja, foi escolhida a estação mais longe e a mais perto para os tráfegos TR/BG e BE, respectivamente.

Relacionada à rede EPON o atraso de acesso é predominante e influenciado pelo parâmetro T_{cycle} , conforme já comentado anteriormente. Nesse sentido, os tráfegos TR e BG são menos influenciados pelos atrasos de transmissão, de propagação e de fila, mesmo em condição de sobrecarga da rede.

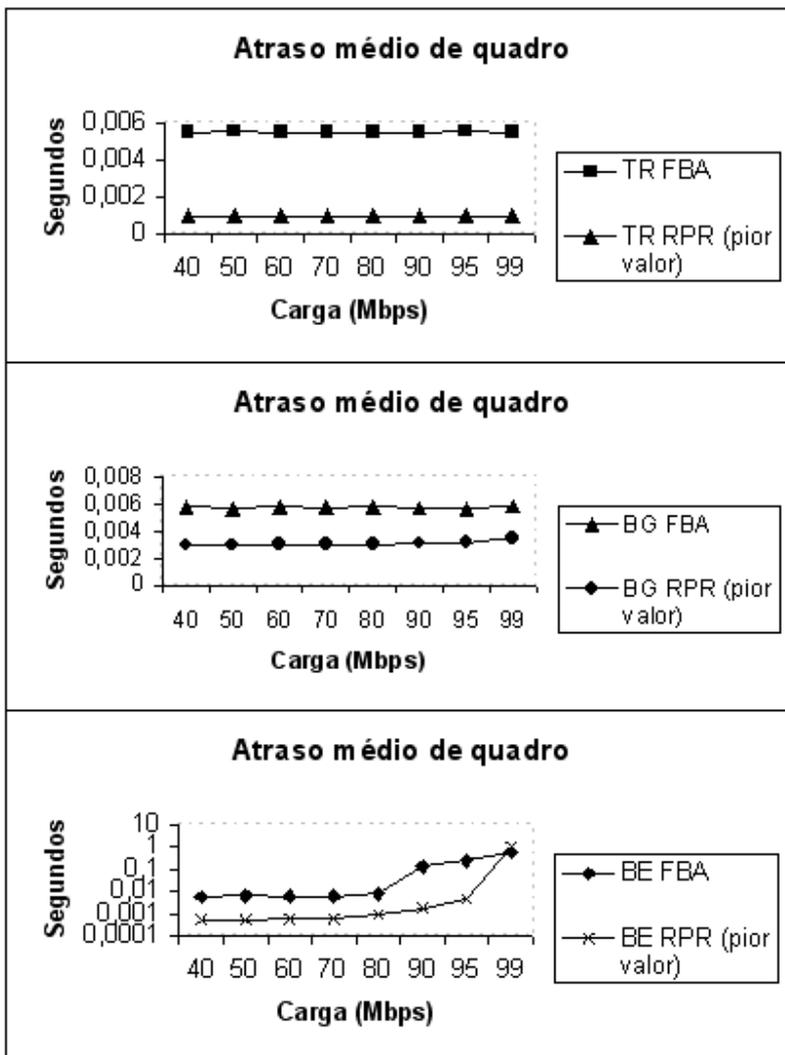


Figura 4.26 – Atraso médio de quadro na rede RPR (pior caso) e EPON-FBA para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (*best effort*).

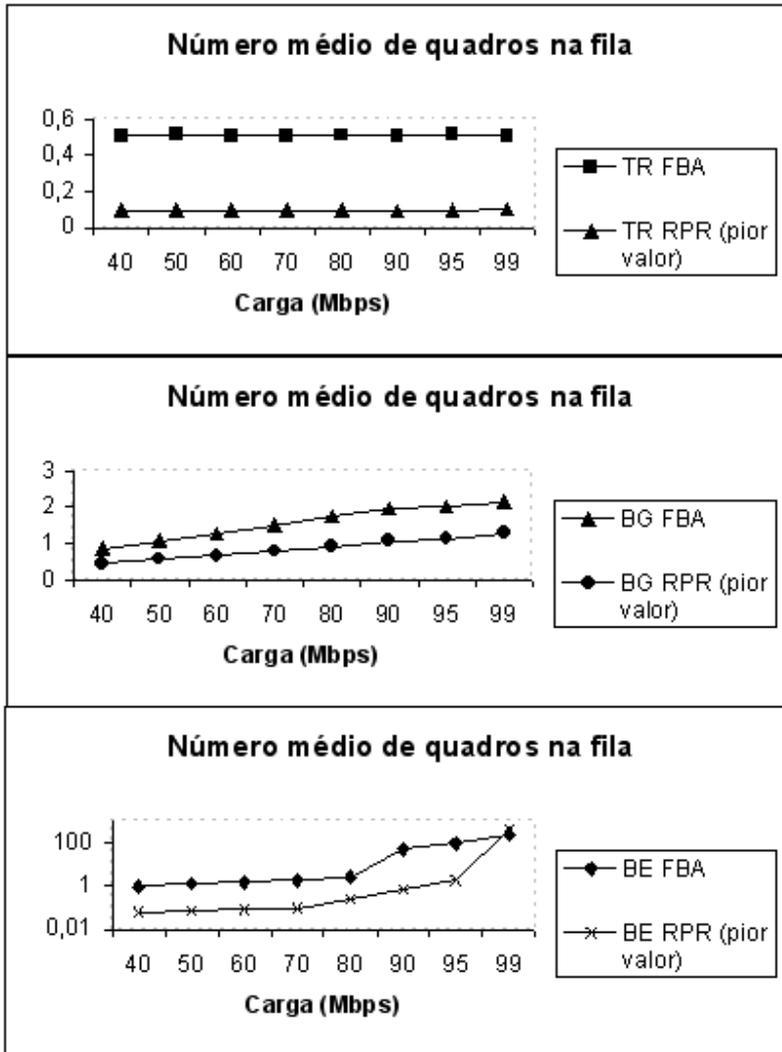


Figura 4.27 – Número médio de quadros nas filas da rede RPR (pior caso) e EPON-FBA para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (*best effort*).

Os gráficos mostram que tanto na rede RPR, quanto na rede EPON, os quadros do tráfego TR não sofrem com aumento de atraso mesmo para altas cargas. Em relação ao tráfego BG, observou-se um suave aumento no atraso do quadro nas duas redes. Já os quadros do tráfego BE experimentam grandes atrasos à medida que aumenta a carga nas redes EPON e RPR. Esse fato é esperado devido a menor prioridade do tráfego BE.

Em geral, os resultados mostram melhor performance nas redes RPR se comparada com as redes EPON-FBA, mesmo usando os piores resultados das redes RPR. A única exceção ocorreu com o tráfego BE em condição de sobrecarga (99% da carga da rede). Espera-se que com o emprego do algoritmo *Fairness* essa deficiência seja suavizada.

4.5.3 Cenário 3 – Comparação entre diferentes algoritmos de alocação de banda na rede EPON

A motivação para esse cenário de simulação foi analisar a melhoria no desempenho da rede EPON com a utilização de métodos de alocação de banda dinâmicos. Para isso comparou-se três diferentes métodos de alocação de banda: FBA, SLA/DBA e CCS/DBA. Os resultados são apresentados nas Figuras 4.28 e 4.29, respectivamente.

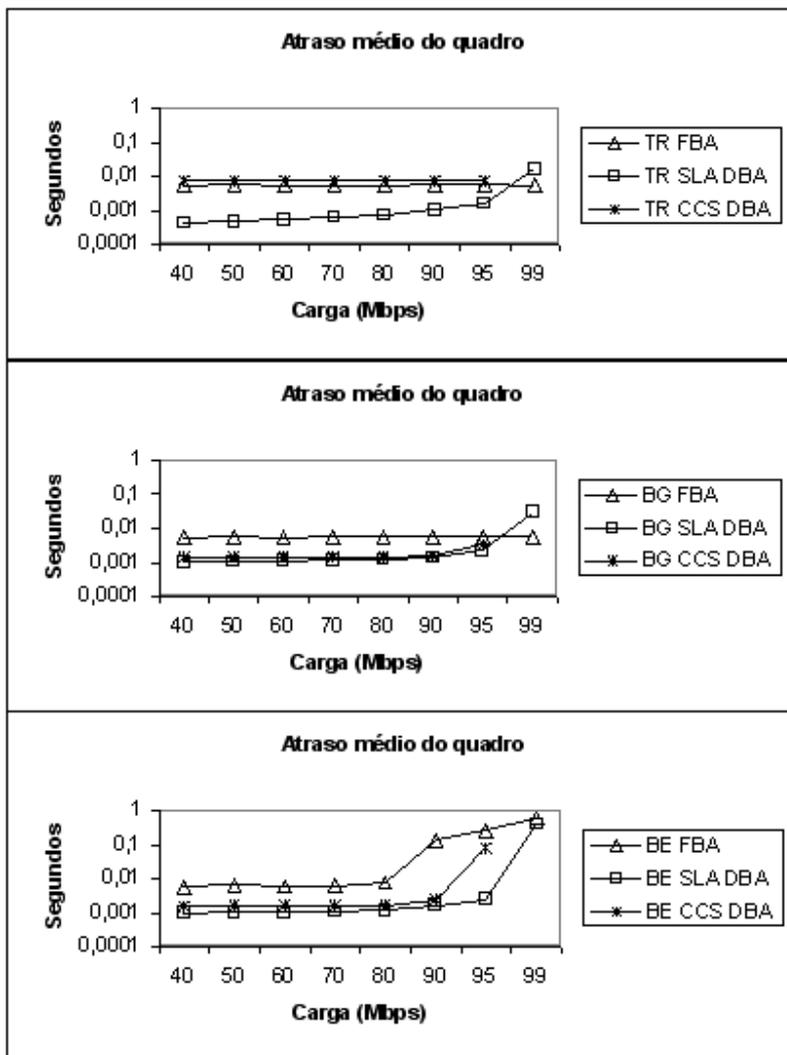


Figura 4.28 – Atraso médio de quadro nas redes EPON: FBA, SLA/DBA e CCS/DBA para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (*best effort*). Algoritmo CCS/DBA não chega a 99% devido à banda de sinalização.

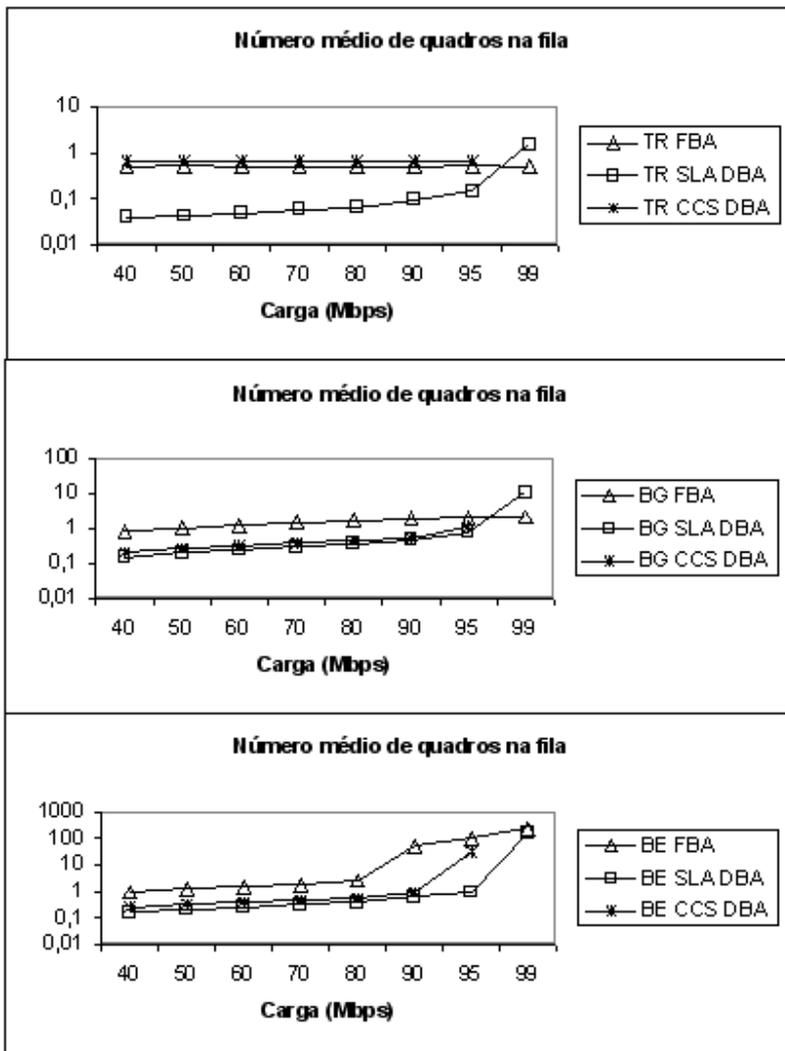


Figura 4.29 – Número médio de quadros nas filas das redes EPON: FBA, SLA/DBA e CCS/DBA para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (*best effort*). Algoritmo CCS/DBA não chega a 99% devido à banda de sinalização.

Os resultados da rede FBA são idênticos aos apresentados anteriormente, sendo forte a influência do parâmetro T_{cycle} . Nessa rede o atraso de acesso predomina nos três tipos de tráfego, e em particular no tráfego BE observa-se o aumento do atraso em função do acréscimo de carga devido à sua baixa prioridade.

No algoritmo SLA/DBA o tempo do quadro na rede é principalmente influenciado pelo atraso de fila. O atraso de acesso não é expressivo devido ao intervalo de ciclo ser

variável. Entretanto é o algoritmo que possui maior variação no comportamento dos três tipos de tráfego com o aumento da carga na rede.

Já na rede CCS/DBA, observa-se influência do atraso de acesso e de fila. O atraso de acesso impacta principalmente no tráfego TR que sempre é alocado no início do intervalo de ciclo que é constante. Já nos tráfegos BG e BE predominam a influência do atraso de fila. O atraso de acesso não é expressivo para os tráfegos BG e BE devido à alocação dinâmica desses tráfegos na banda residual do intervalo de ciclo. Nesse sentido, o OLT continuamente envia permissões de envio dos quadros BG e BE de diferentes ONU's suavizando o impacto do atraso de acesso nesses tráfegos. É importante lembrar que na rede CCS/DBA, parte da banda (4Mbps) é alocada exclusivamente para troca de sinalização de controle, dessa forma, 99% da carga na rede equivale a 95Mbps.

As curvas do tráfego TR das redes EPON demonstram que os três algoritmos priorizam esse tráfego. Nas redes FBA e CCS/DBA o atraso de quadro para o tráfego TR é mantido constante independente da carga, essa condição é alcançada pelo uso de intervalo de ciclo constante. Já no algoritmo EPON SLA/DBA, observa-se um acréscimo do atraso do quadro com o aumento da carga.

Relacionado ao tráfego BG observou-se melhores respostas nos algoritmos SLA/DBA e CCS/DBA se comparado com o algoritmo FBA. A única exceção ocorreu em condições de sobrecarga onde o algoritmo SLA/DBA apresentou pior resultado.

A resposta dos algoritmos para o tráfego BE mostra que todos são influenciados pelo aumento da carga, devido a sua baixa prioridade. Esse tipo de tráfego apresenta os maiores atrasos nos três algoritmos, sendo que o algoritmo FBA apresenta os piores resultados mesmo se comparados com as condições de sobrecarga dos algoritmos SLA/DBA e CCS/DBA.

A Figura 4.30 detalha os resultados dos três algoritmos para baixas e médias cargas, onde se observou melhor resultado dos algoritmos de alocação de banda dinâmica, com exceção do tráfego TR do algoritmo CCS/DBA influenciado pelo atraso de acesso já anteriormente mencionado.

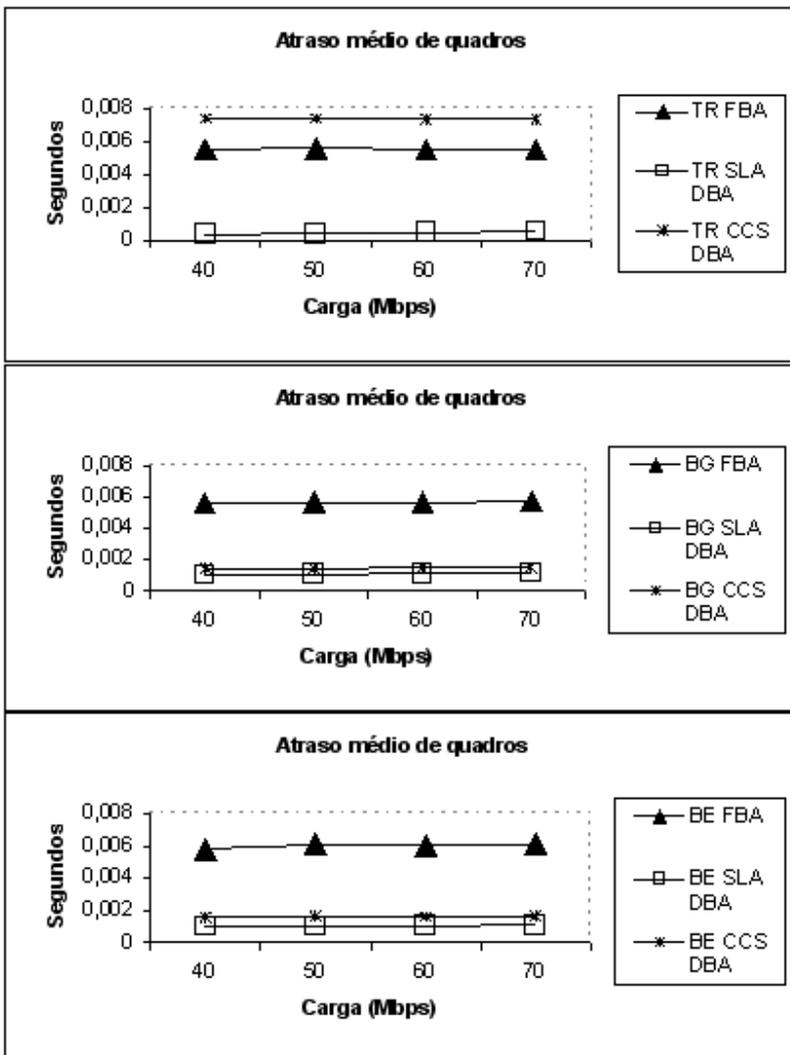


Figura 4.30 – Atraso médio dos quadros nas redes EPON em baixas e médias cargas para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (*best effort*).

Através da análise dos modelos de simulação e dos resultados obtidos conclui-se que o algoritmo FBA é de fácil implementação não sendo necessária a comunicação do OLT com as ONU's, mas apresenta a pior resposta à variação da carga.

O algoritmo SLA/DBA possui melhor resposta à variação da carga, porém com maior complexidade de implementação. Nesse algoritmo é necessário estipular limites máximo/mínimo de cada tipo de tráfego de cada ONU e limites máximo/mínimo para o intervalo de ciclo. Também é previsto nesse algoritmo a contínua existência de tráfego em todas ONU's [7]. Caso essa condição não seja verdadeira é necessário criar um mecanismo

de restabelecimento de comunicação entre o OLT e a ONU que não transmitiu dados em todos intervalos de ciclo. Outra desvantagem desse algoritmo é a grande variação de atraso no tráfego TR com a variação de carga na rede.

Por último, o algoritmo CCS/DBA pode ser apresentado como um algoritmo com boas respostas para os diferentes tipos de tráfego, sendo de fácil implementação com a necessidade de definição apenas de limites máximos para cada tipo de tráfego. Entretanto nesse algoritmo observou-se maior atraso para o tráfego TR. Esse fato não se caracteriza uma desvantagem porque não há variação de atraso com a variação da carga e o atraso observado está dentro de limites toleráveis de atraso para aplicações em tempo real.

4.5.4 Cenário 4 – Comparação entre rede RPR e rede EPON-CCS/DBA

O quarto cenário de simulação realiza a comparação entre a rede RPR e a rede EPON-CCS/DBA. Conforme foi visto no segundo cenário, o desempenho da rede EPON-FBA é inferior ao resultado da rede RPR. O fraco desempenho da rede EPON-FBA é atribuído à ineficiência do método de alocação de banda fixa. Dessa forma, esse cenário foi usado para verificar a melhoria da utilização do algoritmo de alocação dinâmica CCS/DBA na rede EPON em relação à rede RPR.

Diferente do cenário 2 que considerou apenas as piores respostas na rede RPR, o cenário 4 também compara a rede EPON-CCS/DBA com os valores médios das respostas da rede RPR, conforme mostrado nas Figuras 4.31 e 4.32.

Em relação ao tráfego TR observa-se que as redes EPON-CCS/DBA e RPR mantêm o atraso do quadro constante mesmo com o aumento da carga. O pior resultado da rede EPON-CCS/DBA deve-se ao atraso de acesso presente com a utilização do intervalo de ciclo constante.

As curvas dos tráfegos BG mostram atrasos similares na rede EPON-CCS/DBA e na rede RPR (valor médio). A exceção ocorre em condições de sobrecarga de tráfego onde o atraso médio dos quadros da rede EPON-CCS/DBA aproxima-se do pior atraso de quadro observado na rede RPR.

Por último, observou-se que ambas as redes possuem maior aumento no atraso dos quadros para o tráfego BE, devido a sua baixa prioridade. O pior resultado foi observado na rede RPR (pior valor) devido à utilização do método de inserção de *buffer* sem o emprego do algoritmo *Fairness*.

Com base nesses resultados pode-se concluir que a utilização das redes EPON com o emprego de algoritmos de alocação de banda dinâmica compensam as deficiências observadas no cenário 2, apresentando resultados similares à rede RPR com a vantagem da facilidade de implementação dessas redes em relação à rede RPR.

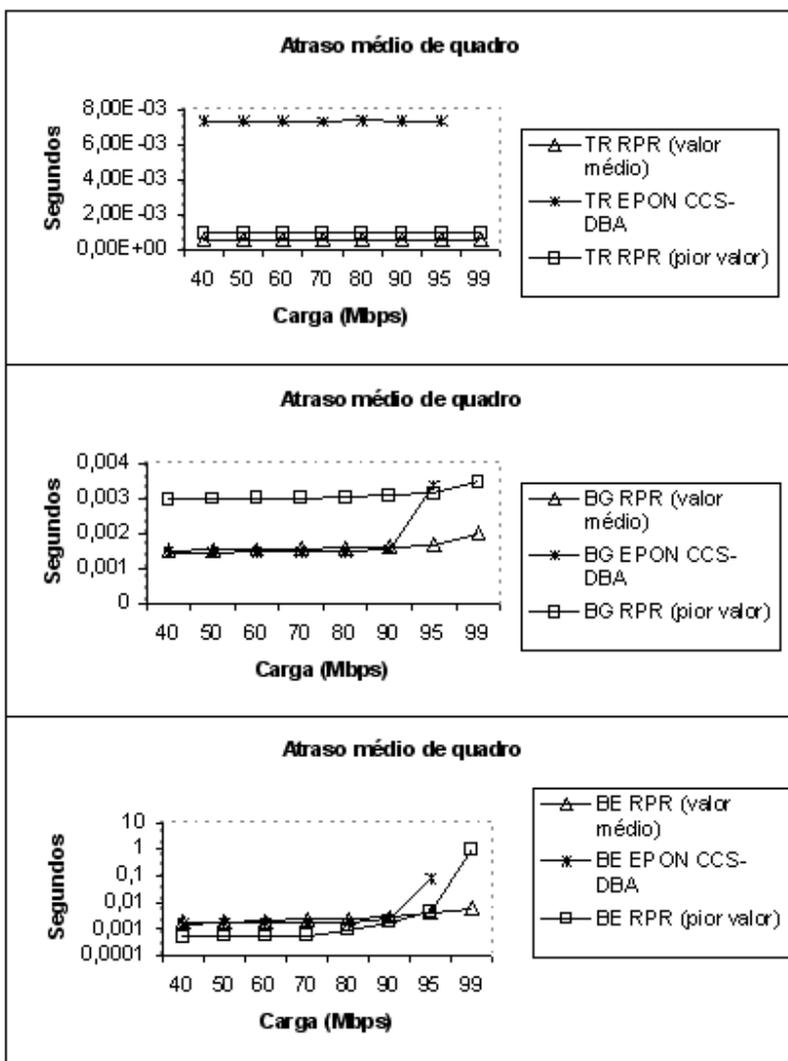


Figura 4.31 – Atraso médio de quadro nas redes EPON CCS/DBA e RPR para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (*best effort*).

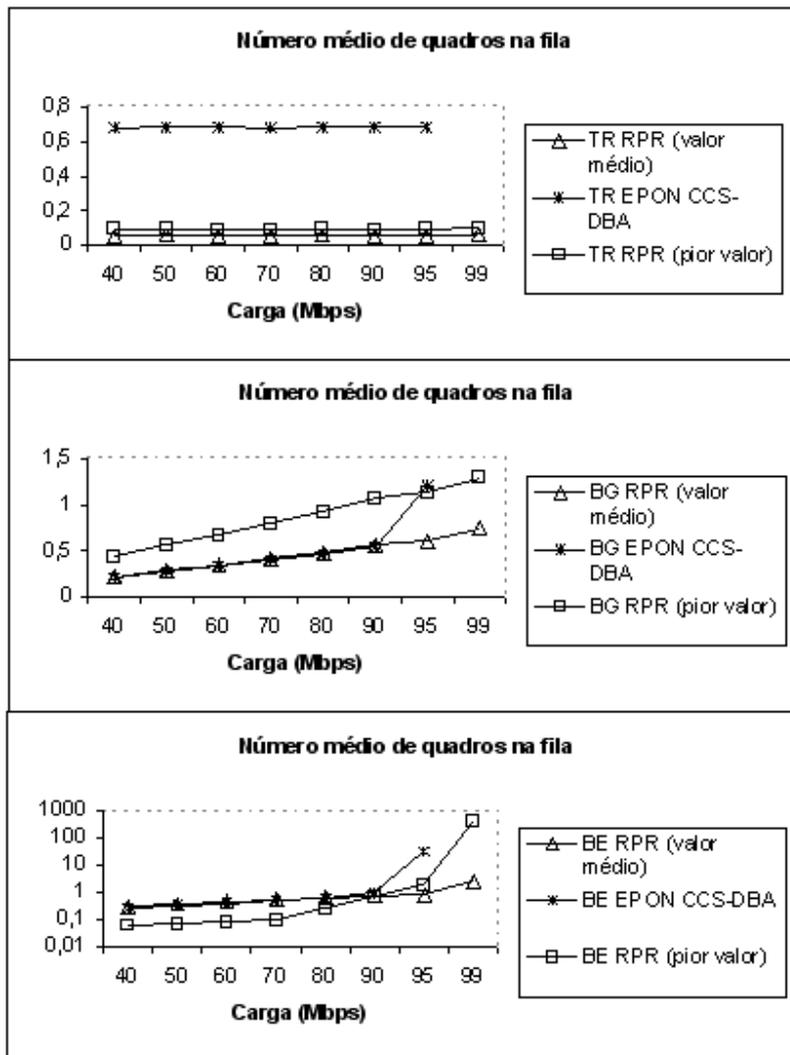


Figura 4.32 - Número médio de quadros nas filas das redes EPON CCS/DBA e RPR para os tráfegos TR (tempo real), BG (banda garantida) e BE (*best effort*).

4.5.5 Cenário 5 – Comparação entre algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA a variações de carga

Conforme já mencionado anteriormente, diferente dos quatro cenários anteriores que usaram a mesma distribuição de carga durante as simulações, o cenário 5 utiliza o segundo perfil de tráfego com novas distribuições de carga. Nesse cenário buscou-se analisar o comportamento dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA da rede EPON em condições de grande variação de carga do tráfego tempo real e posteriormente do tráfego de banda garantida.

Para a primeira variação de carga consideraram-se três situações: 10%, 30% e 50% da carga total da rede para o tráfego em tempo real enquanto que se manteve constante o tráfego de banda garantida em 20% da carga total da rede. Para essas três situações e para cada algoritmo utilizaram-se diferentes valores de carga para o tráfego *best effort*, desde a sua ausência até valores para a obtenção da sobrecarga da rede (99% da carga total na rede), conforme descrito no item 4.1.3.

As Figuras 4.33 e 4.34 mostram as respostas de atraso médio do quadro na rede e do número médio de quadros, respectivamente, observados no tráfego em tempo real com a variação da distribuição de tráfego em tempo real.

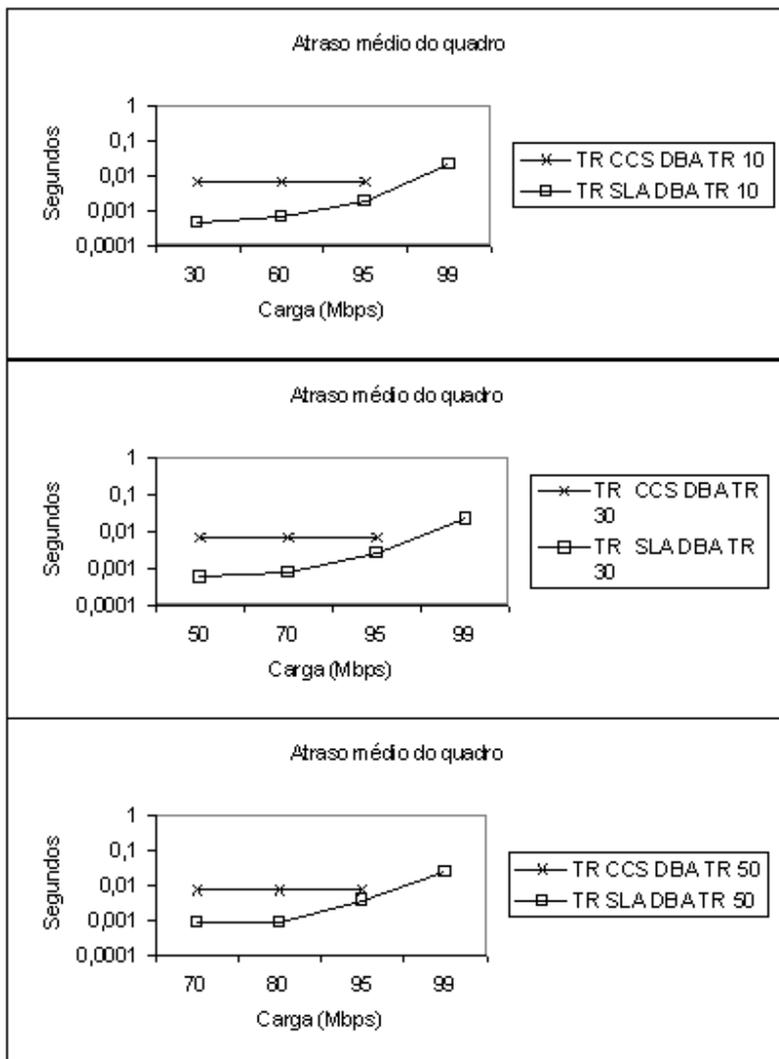


Figura 4.33 – Atraso médio dos quadros TR (tempo real) nos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga em tempo real.

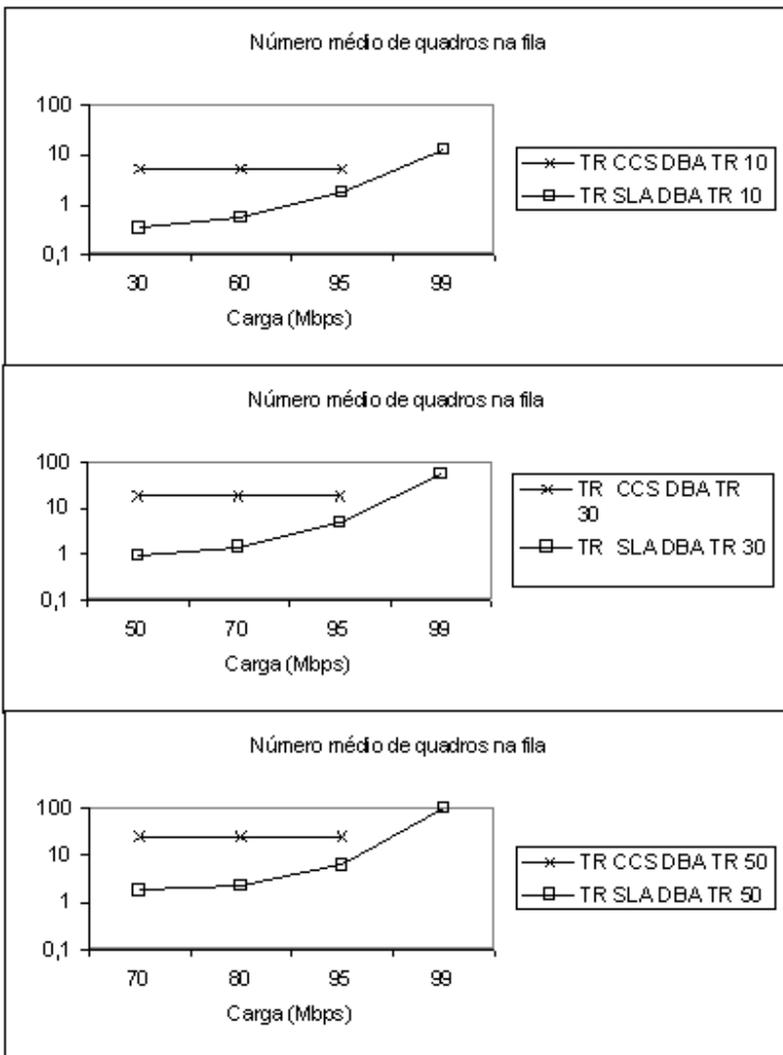


Figura 4.34 – Número médio de quadros TR (tempo real) nas filas dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação da distribuição de carga em tempo real.

Como é esperado, nessas figuras observa-se o aumento do número médio de quadros TR em ambos os algoritmos com o acréscimo da participação de tráfego em tempo real (10%, 30% e 50% do tráfego total da rede). Em cada distribuição de tráfego observa-se que o atraso médio dos quadros TR no algoritmo CCS/DBA mantém-se constante enquanto que no algoritmo SLA/DBA ocorre variação nesse atraso, sendo que à medida que aumenta a participação de tráfego TR na rede a curva do algoritmo SLA/DBA aproxima-se da curva do algoritmo CCS/DBA.

As Figuras 4.35 e 4.36 mostram as respostas de atraso médio do quadro na rede e do número médio de quadros, respectivamente, observados no tráfego de banda garantida com a variação da distribuição do tráfego em tempo real.

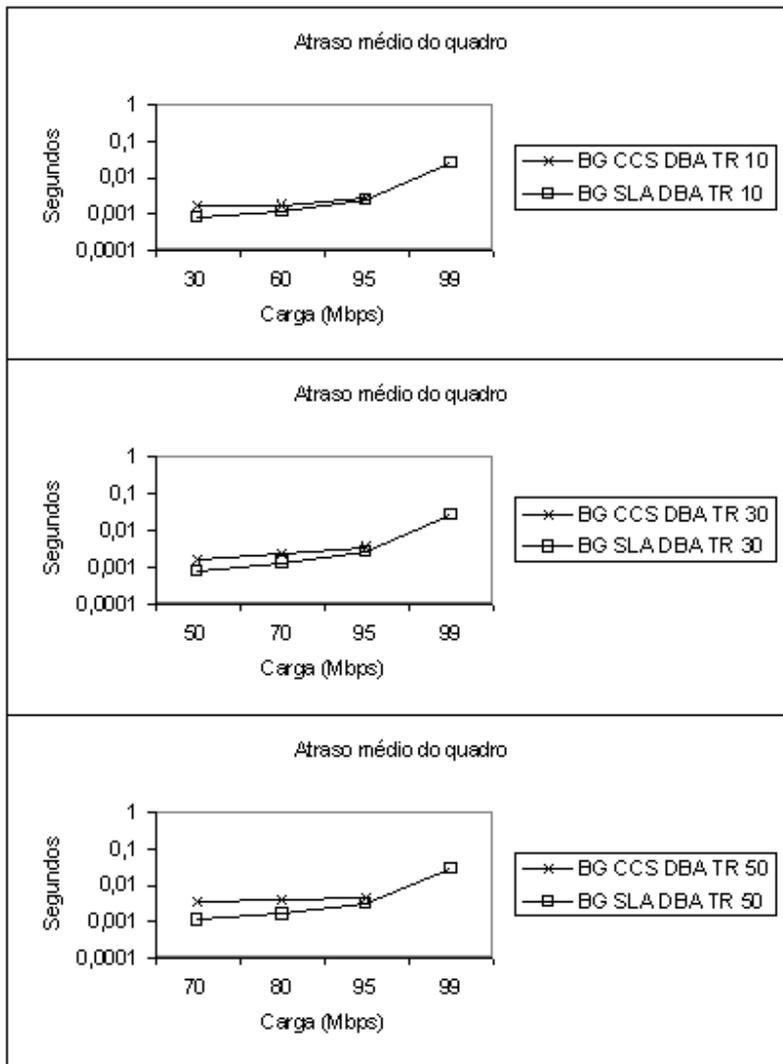


Figura 4.35 – Atraso médio de quadros BG (banda garantida) nos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com variação de distribuição de carga de tempo real.

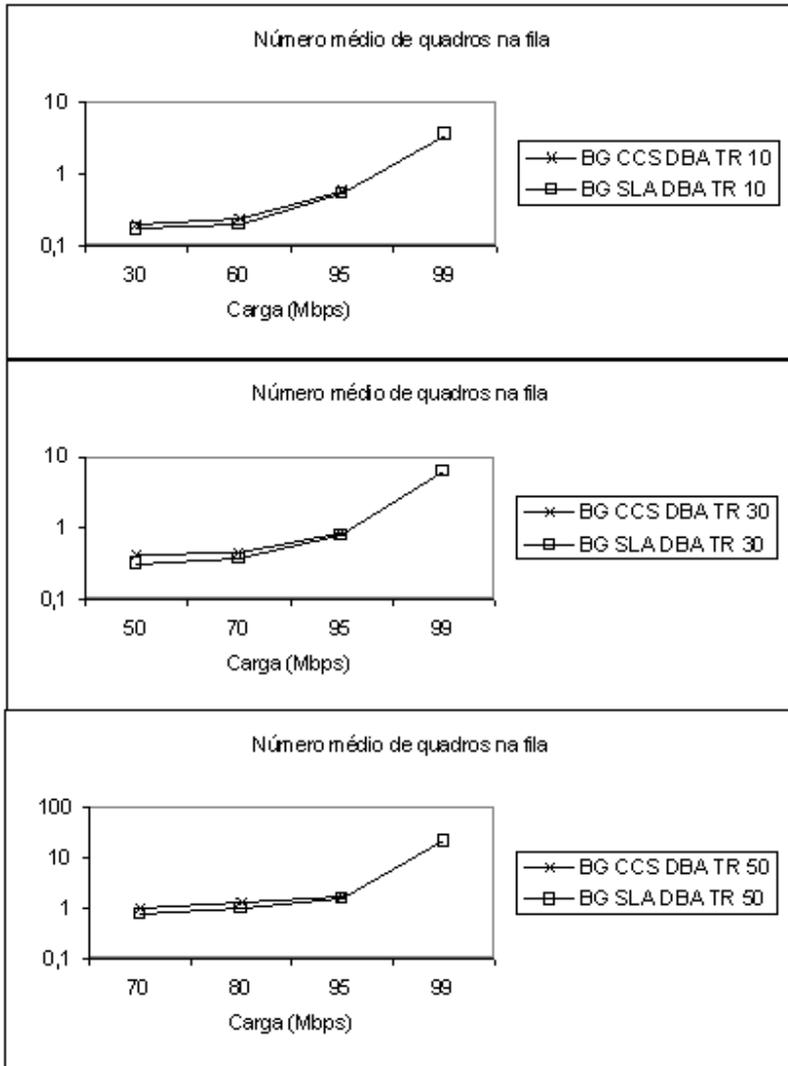


Figura 4.36 – Número médio de quadro BG (banda garantida) nas filas dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com variação de distribuição de carga de tempo real.

Em relação às Figuras 4.35 e 4.36 observa-se variação de tráfego BG em ambos os algoritmos, sendo próxima a resposta dos algoritmos até 95 Mbps. Embora não haja variação da carga do tráfego BG (é mantido em 20% do tráfego total) nota-se maior atraso dos quadros com o aumento da participação do tráfego TR, esse fato é explicado pelo envio de quadros TR sempre no início do intervalo de ciclo. Dessa forma, o maior número de quadros TR na rede aumenta o atraso observado nos quadros BG mesmo que esse tráfego mantenha-se constante.

As Figuras 4.37 e 4.38 mostram as respostas de atraso médio do quadro na rede e do número médio de quadros, respectivamente, observados no tráfego de *best effort* com a variação do tráfego em tempo real. Cabe lembrar que o primeiro valor de carga para o tráfego *best effort* é sempre nulo conforme previamente determinado nas distribuições de carga.

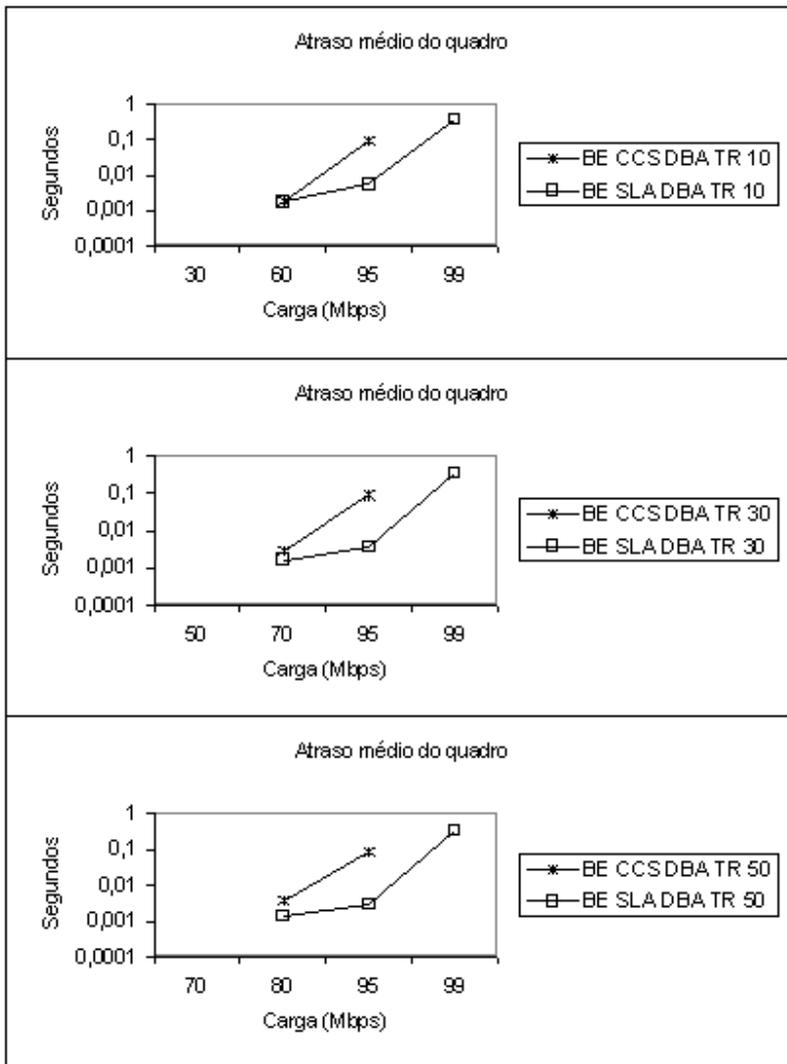


Figura 4.37 – Atraso médio dos quadros BE(*best effort*) nos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com variação de distribuição de carga de tempo real.

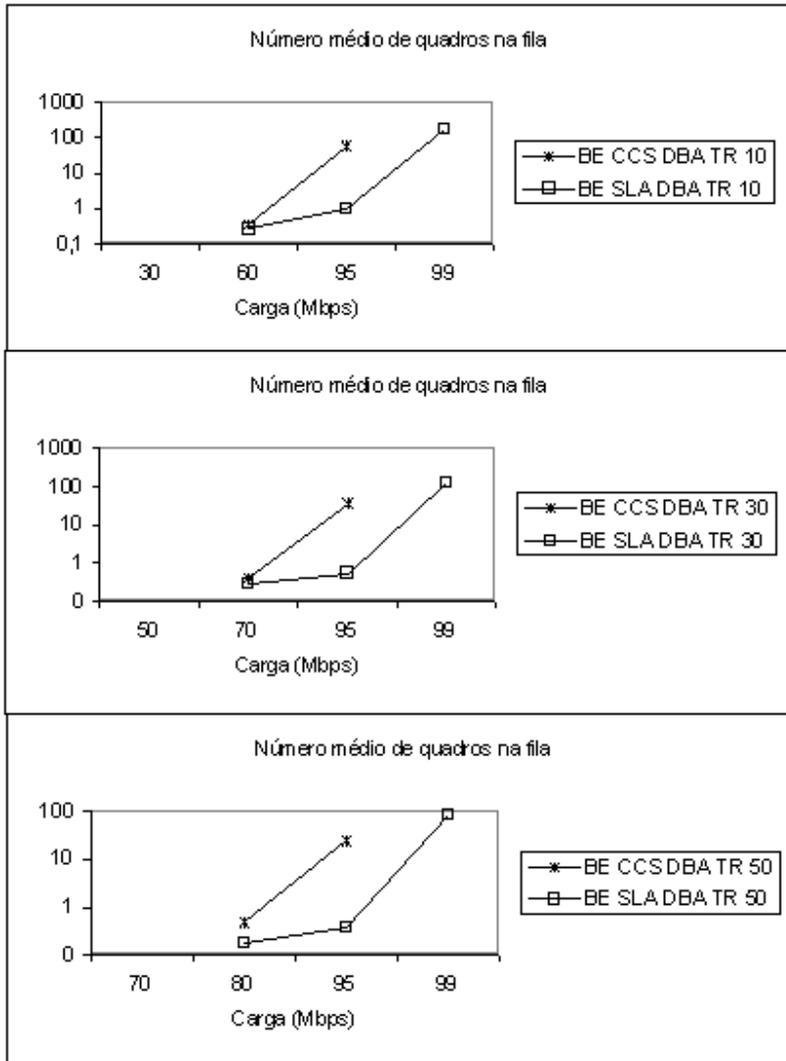


Figura 4.38 – Número médio de quadros BE (*best effort*) nas filas dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com variação de distribuição de carga de tempo real.

As Figuras 4.37 e 4.38 mostram, que em ambos os algoritmos o maior atraso de quadro é do tráfego BE. Esse fato era esperado devido a sua menor prioridade na rede. À medida que a participação do tráfego em tempo real aumenta (de 10% a 50%) o tráfego *best effort* da rede diminui (do valor máximo de 69% para o valor máximo de 29%) e conseqüentemente, o número de quadros na fila diminui, entretanto o atraso médio do quadro para esse tráfego permanece sendo o maior se comparado com os tráfegos BG e TR.

Usando raciocínio análogo, a análise para o tráfego de banda garantida obteve-se através de três distribuições: 20%, 40% e 60% da carga total da rede para o tráfego de

banda garantida, sendo sempre 10% da carga total alocada para o tráfego em tempo real. Novamente utilizaram-se diferentes valores de carga *best effort* de forma que a carga total variasse entre o valor mínimo e o de sobrecarga na rede.

As Figuras 4.39 e 4.40 mostram as respostas de atraso médio do quadro na rede e do número médio de quadros, respectivamente, observados no tráfego em tempo real com as diferentes distribuições de tráfego de banda garantida.

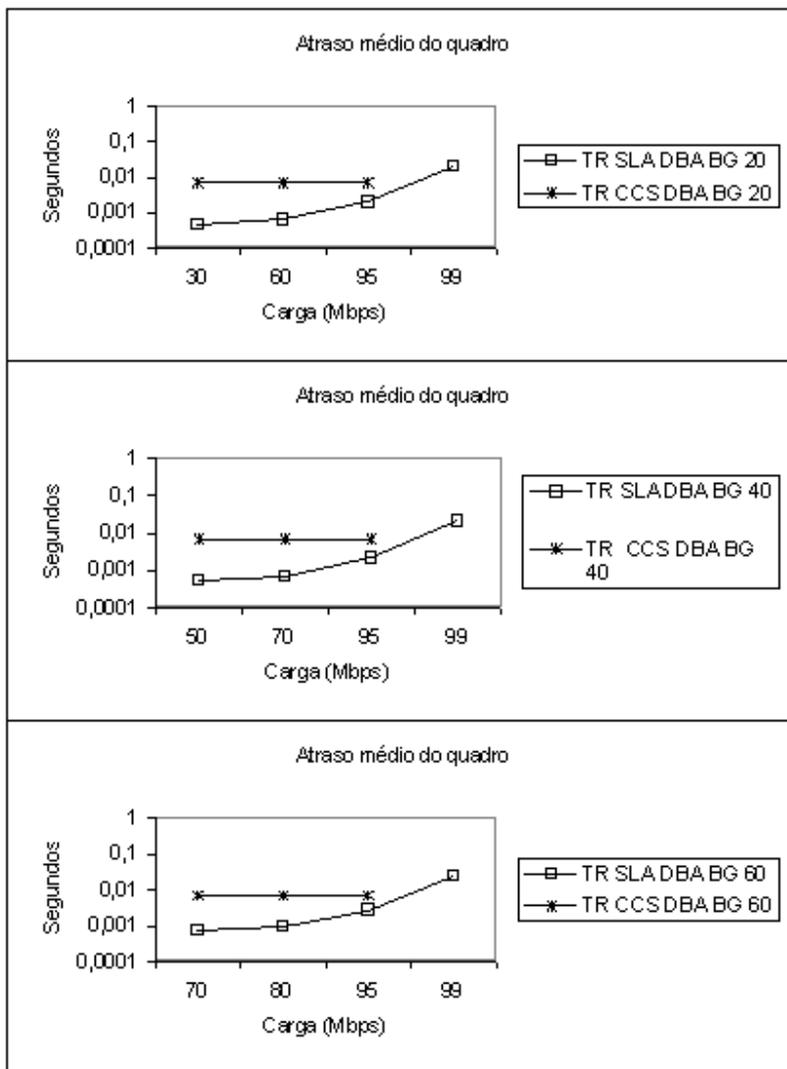


Figura 4.39 – Atraso médio de quadros TR (tempo real) nos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação de distribuição de carga de banda garantida.

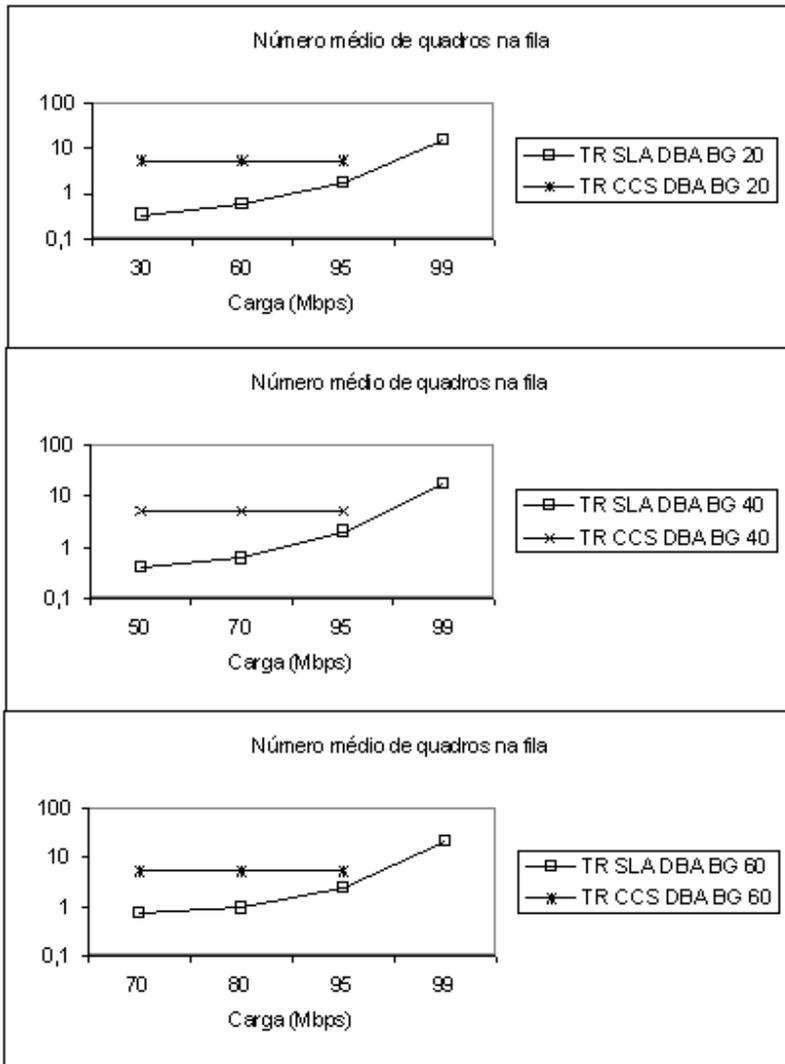


Figura 4.40 – Número médio de quadros TR (tempo real) nas filas dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação de distribuição de carga de banda garantida.

Em relação ao algoritmo CCS/DBA observa-se que o atraso médio dos quadros TR permanece constante independente do tráfego BG (20%, 40% e 60% da capacidade da rede). Entretanto, no algoritmo SLA/DBA nota-se um pequeno aumento do atraso médio dos quadros TR à medida que aumenta o tráfego BG na rede.

As Figuras 4.41 e 4.42 mostram as respostas de atraso médio do quadro na rede e do número médio de quadros, respectivamente, observados no tráfego de banda garantida com as variações das distribuições de tráfego de banda garantida.

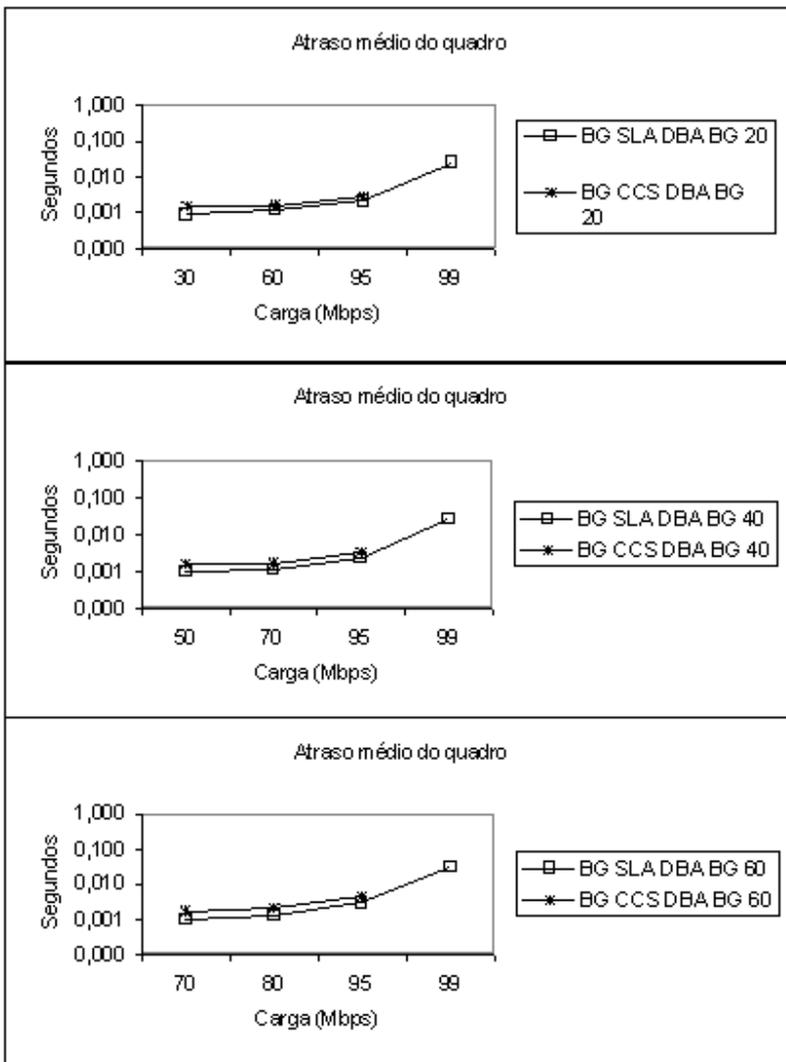


Figura 4.41 – Atraso médio de quadros BG (banda garantida) nos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação de distribuição de carga de banda garantida.

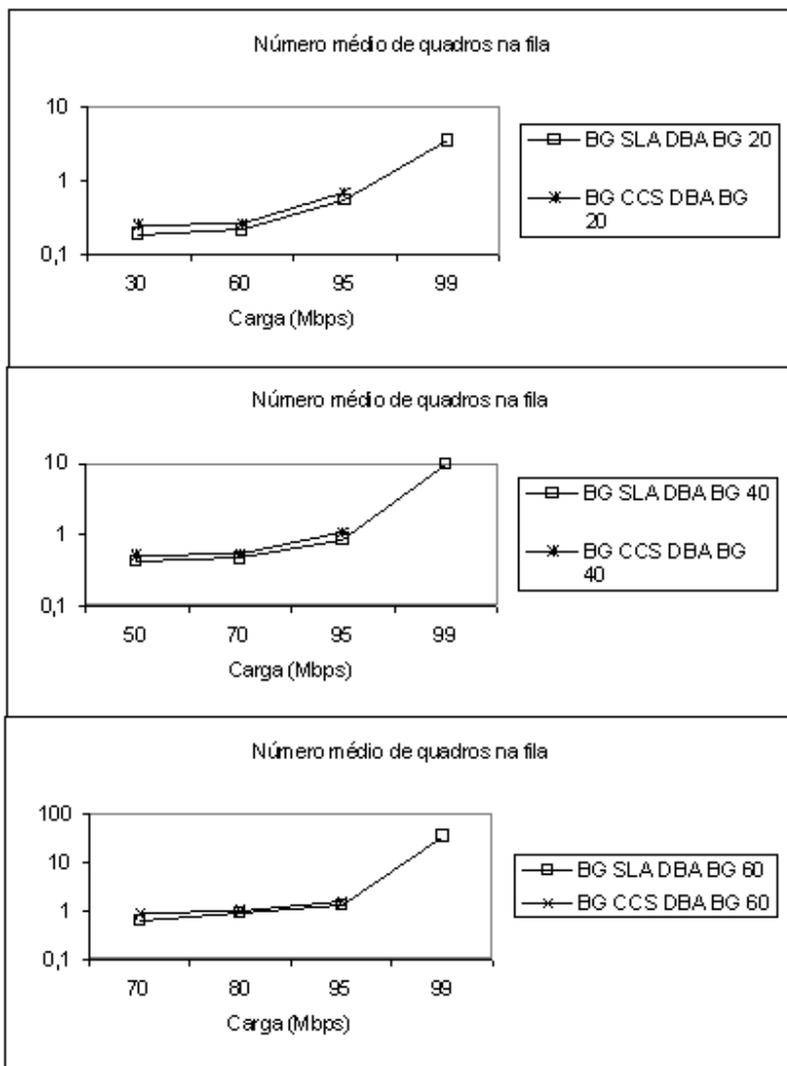


Figura 4.42 – Número médio de quadro BG (banda garantida) nas filas dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação de distribuição de carga de banda garantida.

As curvas das Figuras 4.41 e 4.42 mostram um comportamento próximo para os dois algoritmos que apresentam um suave acréscimo de atraso com o aumento da carga BG na rede, com exceção da condição de sobrecarga do algoritmo SLA/DBA (99Mbps) que possui maior número médio de quadros com o aumento da participação do tráfego BG na rede.

As Figuras 4.43 e 4.44 mostram as respostas de atraso médio do quadro na rede e do número médio de quadros, respectivamente, observados no tráfego *best effort* com a variação da distribuição de tráfego de banda garantida.

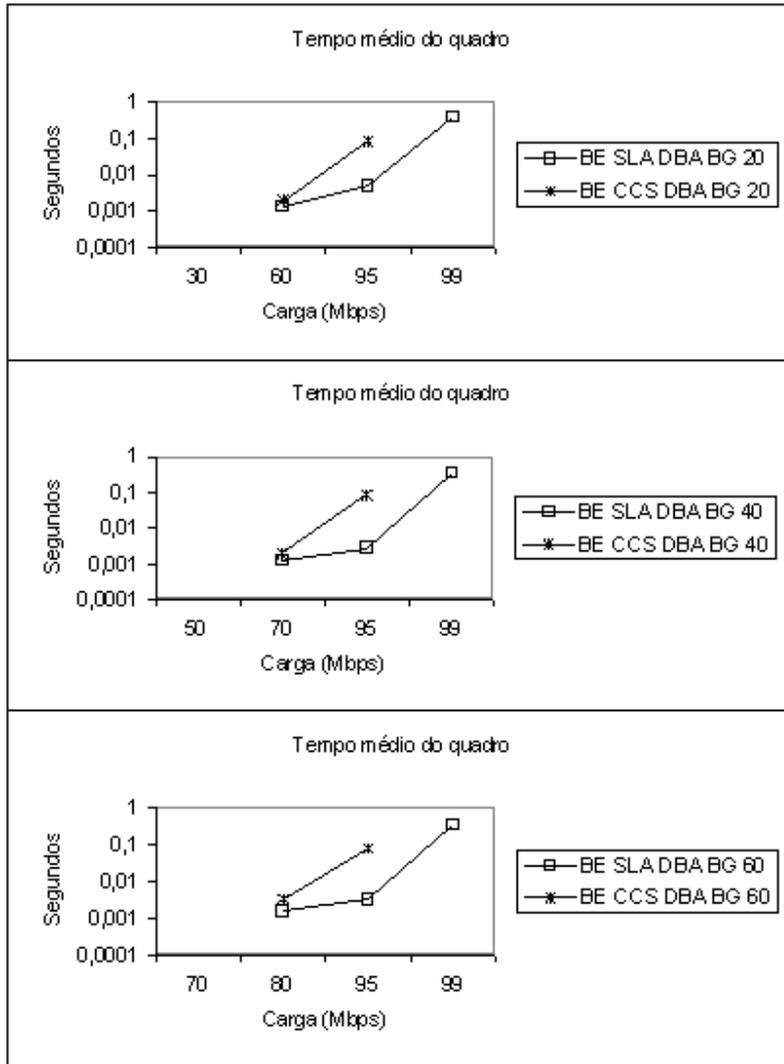


Figura 4.43 – Atraso médio de quadros BE (*best effort*) nos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação de distribuição de carga de banda garantida.

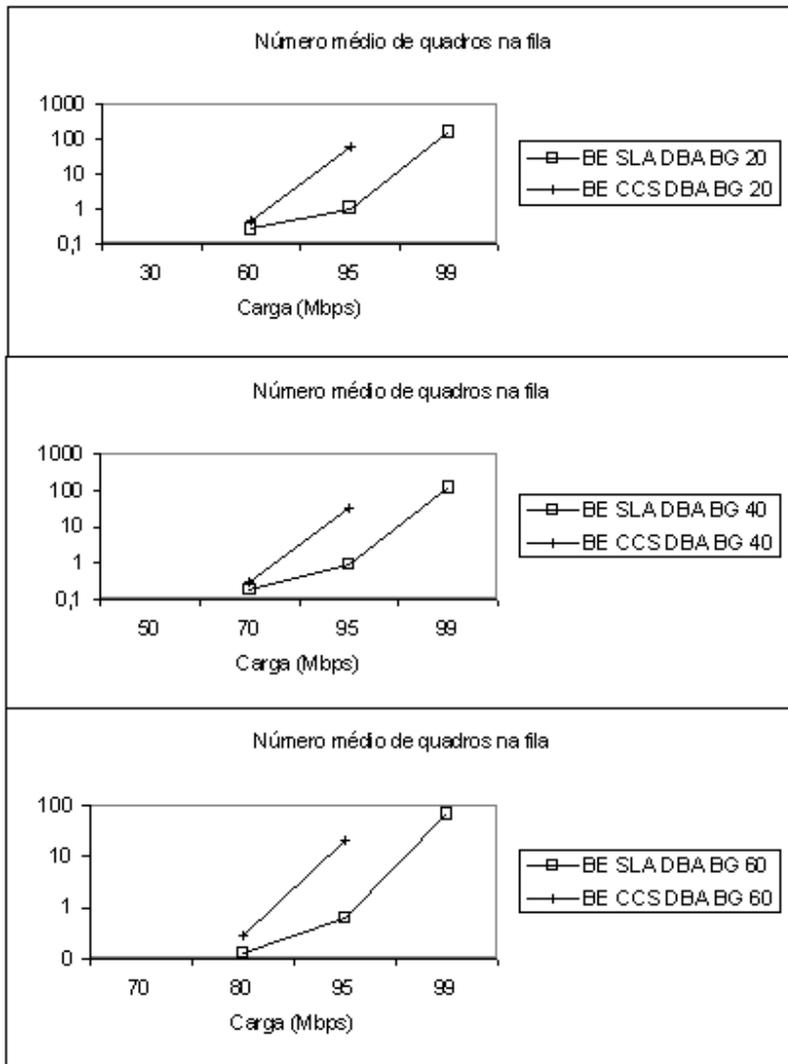


Figura 4.44 – Número médio de quadros BE (*best effort*) nas filas dos algoritmos CCS/DBA e SLA/DBA com a variação de distribuição de carga de banda garantida.

De forma análoga ao observado na distribuição de carga em tempo real, as Figuras 4.43 e 4.44 mostram a diminuição do número de quadros na fila de tráfego BE com o aumento do tráfego de banda garantida (de 20% a 60%), esse fato se deve a menor participação do tráfego *best effort* (do valor máximo de 69% para o valor máximo de 29%), sendo que permanece expressivo o atraso médio dos quadros BE devido a sua baixa prioridade na rede.

Capítulo 5

Conclusões

Neste trabalho analisou-se o uso das redes RPR e EPON em um ambiente de rede de acesso, considerando diferentes tipos de tráfego (tempo real, banda garantida e *best effort*). Ambas as redes mostraram-se adequadas como solução de acesso e capazes de priorizar tráfego.

Desenvolveram-se 5 cenários de simulação. Nos dois primeiros cenários trabalhou-se com a rede RPR e EPON/FBA. Sendo que no segundo cenário buscou-se analisar as diferentes respostas geradas devido ao método de acesso e a topologia peculiar de cada uma dessas redes. As estações de usuário foram mantidas o mais simples possível e não foi empregado nenhum tipo de comunicação prévia entre as estações de usuário e o elemento concentrador para a alocação de banda. De forma geral, a rede RPR apresentou melhores resultados em relação à rede EPON/FBA, mesmo considerando as piores respostas da rede RPR. A exceção ocorreu na sobrecarga do tráfego *best effort*, devido à não utilização do algoritmo *Fairness* nas redes RPR.

Devido à facilidade de implementação das redes EPON, buscou-se no terceiro cenário melhorar o desempenho dessas redes. Para isso foram implementados dois algoritmos de alocação dinâmica de banda caracterizados pela comunicação prévia do OLT com as ONU's. O primeiro algoritmo implementado foi o algoritmo SLA/DBA descrito em [7] e o segundo algoritmo, chamado CCS/DBA, foi proposto nesse trabalho. Os resultados desse cenário mostraram a superioridade da alocação de banda dos algoritmos DBA em relação ao algoritmo FBA. Dessa forma constatou-se a forte dependência das redes EPON em relação ao método de alocação de banda empregado.

No quarto cenário realizou-se a comparação da rede RPR com a rede EPON utilizando o novo algoritmo CCS/DBA. De uma forma geral constatou-se maior proximidade dos resultados das duas redes. As exceções ocorreram na resposta do tráfego em tempo real na rede EPON-CCS/DBA e na sobrecarga do tráfego *best effort* na rede RPR. Embora a rede EPON-CCS/DBA tenha gerado maior atraso de quadro para tráfego em tempo real, esses valores foram mantidos constantes mesmo com a variação da carga e

dentro de limiares aceitáveis para esse tipo de tráfego (menor que 50 mseg). Na condição de sobrecarga de tráfego *best effort*, a rede RPR apresentou pior resultado, conforme já explicado no primeiro cenário.

Por último, no quinto cenário realizou-se uma comparação dos algoritmos SLA/DBA e CCS/DBA em diferentes condições de carga de rede. Observou-se no algoritmo CCS/DBA a manutenção do atraso de quadro em tempo real mesmo com o aumento da carga, independentemente da distribuição dos tráfegos empregados na rede. Esse fato deve-se ao uso de um intervalo de ciclo constante e a alocação desse tráfego sempre no início do intervalo de ciclo. Ao contrário, todos os tipos de tráfego no algoritmo SLA/DBA apresentaram variação no atraso de quadro com o aumento da carga, embora essas variações tenham apresentado menor atraso de quadro, ocasionado pelo uso de intervalo de ciclo variável e a ágil troca de informação entre o OLT e a ONU.

Durante a implementação das simulações observou-se maior complexidade no algoritmo SLA/DBA devido à utilização de vários parâmetros, como banda limitada, banda mínima e intervalo de variação de intervalo de ciclo, como também a alocação de banda através de três estágios. Em contrapartida, o algoritmo CCS/DBA foi caracterizado pela simplicidade, sendo necessário apenas a definição do valor para o intervalo de ciclo e dos valores máximos de banda para cada tipo de tráfego.

Entretanto, na implementação do algoritmo CCS/DBA foi necessário dimensionar o percentual de largura de banda usado para troca exclusiva de sinalização. Analisou-se o benefício entre a atualização constante do OLT e a largura de banda disponível para a troca efetiva de dados. Durante esse trabalho considerou-se 4% da largura de banda exclusiva para troca de sinalização, restando 96Mbps para envio de dados.

Com o intuito de aperfeiçoar os estudos realizados nessa dissertação, propõe-se para trabalhos futuros o desenvolvimento da rede RPR com o algoritmo *Fairness*, buscando verificar os benefícios trazidos por este algoritmo em prol de uma maior complexidade na estação de usuário. Outra sugestão de trabalho seria a implementação da rede EPON com um algoritmo DBA com QoS absoluto, com o objetivo de analisar a resposta da rede EPON considerando a reserva prévia de recursos fim-a-fim necessários para os diferentes tipos de tráfego (conceito INTSERV). Por último, propõe-se para trabalho futuro uma avaliação combinada de desempenho e de confiabilidade das redes RPR e EPON.

Anexo A

Contribuições dessa dissertação publicadas

- [1] RENDE, R. C., BRITO, J. M. C., “*A Comparison between EPON and RPR Access Networks*”, International Workshop on Telecommunications, 2007 pp 42-46.
- [2] RENDE, R. C., BRITO, J. M. C., “*A New Dynamic Bandwidth Allocation Algorithm for EPON Networks based on Common Channel Signaling*”, Sixth IASTED International Conference on Communication Systems and Networks - CSN 2007.
- [3] RENDE, R. C., BRITO, J. M. C., “*A comparison between RPR and EPON using CCS-DBA algorithm*”, Sixth IASTED International Conference on Communication Systems and Networks - CSN 2007.

[1] KRAMER, G., MUKHERJEE, B., PESAVENTO, G., “*Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT): A Dynamic Bandwidth distribution Scheme in an Optical Access Network*”, Photonic Network Commun, vol. 4, no. 1, pp. 89-107, 2002

[2] McGARRY, M. P., MAIER, M., REISSLEIN, M., “*Ethernet PONs: A Survey of Dynamic Bandwidth Allocation (DBA) Algorithms*” , IEEE Communications Magazine, vol. 42, no. 8, Aug 2004 pp. 8-15.

[3] ASSI, C. M., YE, Y., DIXIT, S., ALI, M. A., “*Dynamic bandwidth allocation for quality-of-service over ethernet PONs*”, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 21, no. 9, Nov 2003 pp. 1467-1477.

[4] CHOI, S., HUH, J., “*Dynamic bandwidth allocation algorithm for multimedia services over Ethernet PON.*”, ETRI Journal, 24(6): 465-468, December 2002.

[5] AN, F., HSUEH, Y., KIM, K. S., WHITE, I. M., KAZOVSKY, L. G., “*A new dynamic bandwidth allocation protocol with quality of service in ethernet-based passive optical networks*”, Wireless and Optical Communication, ACTA Press, Jul/2003, 383-135.

[6] MA, M., ZHU, Y., CHENG, T. H., “*A bandwidth guaranteed polling MAC protocol for Ethernet passive optical networks*”, in Proc. IEEE INFOCOM, San Francisco, CA., MAR-APR. 2003, pp 22-31.

[7] NOWAK, D., PERRY, P., MURPHY, J., “*Bandwidth allocation for service level agreement aware ethernet passive optical networks*”, IEEE Global Telecommunications Conference, no. 1, Dec 2004, pp 4071-4075.

[8] SPADARO, S., SOLÉ-PARETA, J., CAREGLIO, D., “*Positioning of the RPR Standard in Contemporary Operator Environments*”, IEEE Network, vol. 18, no. 2, Mar 2004 pp. 35-40. IEEE std 802.17 – 2004 – Resilient Packet Ring (RPR) access method and physical layer specifications.

[9] ROBICHAUD, Y., HUANG, C., YANG, J., “*Access Delay Performance of Resilient Packet Ring under Bursty Periodic Class B Traffic Load*”, IEEE, June 2004, pp 1217-1221.

[10] LUO, Y., ANSARI, N., “*Bandwidth Allocation for Multiservice Access on EPONs*”, IEEE Communications Magazine, vol. 43, no. 2, February 2005, pp S16-S21.

- [11] ZHANG, L., AN, E., YOUN, C., YEO, H., YANG, S., “*Dual DEB-GPS scheduler for delay-constraint applications in ethernet passive optical networks.*”, IEICE Transactions on Communications, May 2003, E86-B(5):1575-1584.
- [12] PAPOULIS, A., “*Probability, random variables and stochastic processes*” Third edition, McGraw-Hill, 1991.
- [13] YUAN, P., GAMBIROZA, V., KNIGHTLY, E., “*The IEEE 802.17 media access protocol for high-speed metropolitan-area resilient packet rings*”, IEEE Network, vol. 18, no. 3, May 2004 pp. 08-15.
- [14] IEEE std 802.17 – 2004 – *Resilient Packet Ring (RPR) access method and physical layer specifications.*
- [15] DAVIK, F., YILMAZ, M., GJESSING, S., UZUN, N., “*IEEE 802.17 Resilient Packet Ring Tutorial*”, IEEE Communications Magazine, 112-118, March, 2004.
- [16] GORRASI, A., RESTAINO, R., “*Experimental comparison of some scheduling disciplines fed by self-similar traffic*”, IEEE Communications Magazine, 2005 pp 163-167.
- [17] SEAL, H. L., “*Survival Probabilities based on Pareto Claim Distributions*”, Astin Bulletin 1980, vol. 11, pp 61-71.
- [18] LELAND, W. E., TAQUU M. S., WILLINGER, W., WILSON, D. V., “*On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic (Extended Version)*”, IEEE/ACM Transaction on Networking, vol 2, number 1, February 1994.
- [19] Rockwell Software, “*Introdução à Simulação com ARENA 5.0*”, Distribuidora Paragon.
- [20] IEEE std 802.3ah – 2004 – *Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) Access Method and Physical Layer Specifications.*
- [21] HUANG, C., PENG, H., YUAN, F., HAWKINS, H., “*A steady state bound for resilient packet rings*”, Globecom 2003, IEEE Global Telecommunications Conference, no. 1, Dec 2003, pp 4054-4058.