

Mariana Piquet Dias

“Quality of Service Provision in Integrated EPON-WIMAX Networks.”

“Provisão de Qualidade de Serviço Redes em Integradas EPON-WiMAX.”

ERRATA

- Na pág i:
Desconsiderar título em inglês
- Na pág iii:
Onde se lê: “...EPON-WIMAX”
Leia-se: “...EPON-WiMAX”
- Onde se lê: “...título de Mestre em Ciência da Computação.”
Leia-se: “...título de Mestra em Ciência da Computação.”
- Na pág. vii:
Onde se lê: “Quality of Service Provision in Integrated EPON-WIMAX Networks.”
Leia-se: “Provisão de Qualidade de Serviço em Redes Integradas EPON-WiMAX”

Prof. Paulo Lício de Geus
Coord. de Pós-Graduação
Instituto de Computação - Unicamp
Matrícula 10.326-8

Este exemplar corresponde à redação final da Tese/Dissertação devidamente corrigida e defendida por: Mariana Piquet Dias

e aprovada pela Banca Examinadora.
Campinas, ___ de ___ de ___

COORDENADOR DE PÓS-GRADUAÇÃO
CPG-IC

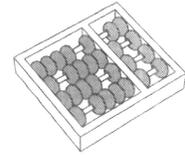
Prof. Dr. Paulo Lício de Geus
Coord. de Pós-Graduação
Instituto de Computação - Unicamp
Matrícula 10.326-8

ERRATA

Onde se lê: “...Qualidade de Serviços Redes em Integradas...”
Leia-se: “...Qualidade de Serviços em Redes Integradas...”

Prof. Paulo Lício de Geus
Coord. de Pós-Graduação
Instituto de Computação - Unicamp
Matrícula 10.326-8

CAMPINAS
2013



Universidade Estadual de Campinas
Instituto de Computação

Mariana Piquet Dias

“Provisão de Qualidade de Serviço em Redes Integradas EPON-WIMAX”

Orientador(a): Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca

Dissertação de Mestrado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação do Instituto de Computação da Universidade Estadual de Campinas para obtenção do título de Mestre em Ciência da Computação.

ESTE EXEMPLAR CORRESPONDE À
VERSÃO FINAL DA DISSERTAÇÃO DEFEN-
DIDA POR MARIANA PIQUET DIAS, SOB
ORIENTAÇÃO DE PROF. DR. NELSON
LUIS SALDANHA DA FONSECA.

A handwritten signature in black ink, appearing to read "Nelson Luis Saldanha da Fonseca", written over a horizontal line.

Assinatura do Orientador(a)

CAMPINAS
2013

Ficha catalográfica
Universidade Estadual de Campinas
Biblioteca do Instituto de Matemática, Estatística e Computação Científica
Maria Fabiana Bezerra Muller - CRB 8/6162

D543p Dias, Mariana Piquet, 1986-
Provisão de qualidade de serviço em redes integradas EPON-WiMAX /
Mariana Piquet Dias. – Campinas, SP : [s.n.], 2013.

Orientador: Nelson Luis Saldanha da Fonseca.
Dissertação (mestrado) – Universidade Estadual de Campinas, Instituto de
Computação.

1. Sistemas de comunicação em banda larga. 2. Sistemas de comunicação
sem fio. 3. Comunicações óticas. 4. Redes de computadores. I. Fonseca, Nelson
Luis Saldanha da, 1961-. II. Universidade Estadual de Campinas. Instituto de
Computação. III. Título.

Informações para Biblioteca Digital

Título em outro idioma: Quality of service provisioning in integrated EPON-WiMAX networks

Palavras-chave em inglês:

Broadband communication systems

Wireless communication systems

Optical communications

Computer networks

Área de concentração: Ciência da Computação

Titulação: Mestra em Ciência da Computação

Banca examinadora:

Nelson Luis Saldanha da Fonseca [Orientador]

Edmundo Roberto Mauro Madeira

Luís Henrique Maciel Kosmowski Costa

Data de defesa: 19-12-2013

Programa de Pós-Graduação: Ciência da Computação

TERMO DE APROVAÇÃO

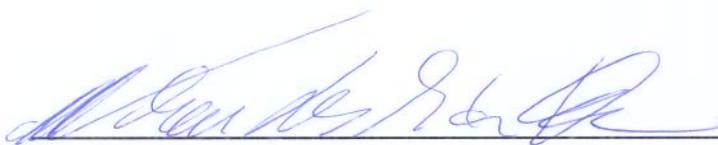
Dissertação Defendida e Aprovada em 19 de dezembro de 2013, pela
Banca examinadora composta pelos Professores Doutores:



Prof. Dr. Luís Henrique Maciel Kosmalski Costa
COPPE / UFRJ



Prof. Dr. Edmundo Roberto Mauro Madeira
IC / UNICAMP



Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca
IC / UNICAMP

Quality of Service Provision in Integrated EPON-WIMAX Networks.

Mariana Piquet Dias¹

December 19, 2013

Examiner Board/*Banca Examinadora:*

- Prof. Dr. Nelson Luis Saldanha da Fonseca (*Orientador*)
- Edmundo Roberto Mauro Madeira
IC - UNICAMP
- Luís Henrique Maciel Kosmalski Costa
UFRJ
- Omar Carvalho Branquinho
PUCC
- Juliana Freitag Borin
IC - UNICAMP

¹Suporte financeiro de: CNPq (processo 70/2008) 2009–2011

Abstract

The demand for broadband Internet access has grown due to the increasing demand for bandwidth by applications that require high rates such as video over IP (IPTV) and interactive gaming. To meet this demand, broadband access technologies, have been developed. Fiber cabled technologies offers high-speed access but with at high cost. On the other hand, wireless networks support mobility and demands low deployment cost but low rate transmission. Besides these advantages, wireless technologies access a limited spectrum, shared by multiple users which limite the bandwidth allocated to each user on the convergence of network access.

The integration of WiMAX and EPON networks combine the large bandwidth available in optical access networks with the mobility of wireless network technologies. In this integration, a WiMAX bandwidth scheduler must consider the variability of bandwidth provided by EPON scheduler. This work proposes WiMAX scheduling mechanism called Deficit-Based QoS Uplink Scheduler (DBQUS) which was developed for the ONU-BS in EPON network.

Simulations were conducted to evaluate the DBQUS scheduler. The Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT) algorithm is used in the EPON network. Results show that the proposed scheduler is able to guarantee QoS (Quality of Service) for WiMAX stations even when the amount of bandwidth available is insufficient to provide the WiMAX QoS requirements to all connections. Different simulations also showed that the DBQUS scheduler efficiently distributes bandwidth between the WiMAX stations, under different EPON cycle times.

Resumo

A demanda por acesso a Internet banda larga tem crescido devido ao aumento da demanda por banda passante pelas aplicações que exigem altas taxas de transmissão de dados como vídeo sobre IP (IPTV) e jogos interativos. Para atender a esta demanda, tecnologias de acesso banda larga vem sendo, rapidamente, desenvolvidas. Tecnologias cabeadas em fibra oferecem banda larga a altíssimas taxas, porém são custosas. Por outro lado, tecnologias de rede sem fio oferecem mobilidade, porém operam a menores taxas de transmissão a baixo custo de implantação. Apesar destas vantagens, tecnologias sem fio operam em espectro limitado, o que limita a banda alocável a cada usuário.

A integração de redes WiMAX com redes EPON combina a grande quantidade de banda disponível em redes de acesso óptica com a mobilidade das tecnologias de rede sem fio. Nesta integração, um escalonador de banda WiMAX precisa levar em consideração a variabilidade da banda fornecida pelo escalonador EPON. Este trabalho propõe um mecanismo de escalonamento WiMAX chamado *Deficit Based QoS Uplink Scheduler* (DBQUS), compatível com o padrão IEEE 802.16 e desenvolvido para a ONU-BS da rede EPON.

Experimentos de simulação foram realizados para avaliação do escalonador DBQUS. O algoritmo IPACT (*Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time*) é usado na parte EPON da rede. O escalonador proposto é apto a garantir QoS (*Quality of service*) para as estações cliente WiMAX mesmo quando a quantidade de banda disponível é insuficiente para prover os requisitos de QoS de todas as conexões WiMAX. Resultados mostraram que o escalonador DBQUS é eficiente na distribuição de largura de banda entre as estações cliente WiMAX, independentemente do tempo de ciclo da rede EPON.

Agradecimentos

Agradeço à Deus por todos os direcionamentos e lições de vida que me mostrou e ensinou durante esta caminhada, bem como pela oportunidade de buscar e cumprir este desafio sem que eu desistisse perante as dificuldades.

Aos meus pais, com carinho, toda honra e gratidão! Agradeço pelo incentivo, carinho, amor e apoio incondicional durante estes anos em Campinas. Vocês são minha fonte de inspiração e minha força para seguir.

Ao Jefferson, meu parceiro de vida, sempre comigo em todos os momentos de dificuldades e alegrias que acreditou que cada desafio por maior que fosse seria pequeno diante da minha capacidade de vencer e superar obstáculos.

À Michele Lima por quem tenho apreço e admiração infinita, agradeço por ter despertado em mim o gosto pela pesquisa e me incentivado a seguir na carreira acadêmica. Obrigada especialmente pela nossa amizade que me fez tão bem nos últimos anos de faculdade e na minha vida.

Ao professor Dr. Nelson Fonseca pela excelência na orientação realizada, pelos valiosos direcionamentos, correções dos trabalhos, pela paciência e oportunidade.

Minha madrinha Alcinira e filhos que sempre me receberam com muito amor fazendo-me sentir como parte da família.

Aos professores da UPE, agradeço pela contribuição na minha formação durante a graduação, o incentivo e torcida para conclusão desta etapa.

Aos amigos Juliana de Santi e Roberto Pereira pelo acolhimento e suporte na minha chegada em Campinas. Sem vocês teria sido muito mais difícil! Agradeço ao Fabian, Thaís e Ricardo pelas muitas conversas que deixavam o dia muito mais leve. Ao time do LRC que sempre me ajudou com as dúvidas técnicas e utilização do laboratório. Ao Flávio Kubota e Juliana Borin que muito me ajudaram a entender o algoritmo e o simulador que utilizei na minha pesquisa, por eles criado.

Aos funcionários do Instituto de Computação pelo excelente trabalho e suporte que realizam aos alunos. À minha família de amigos de Sampa que me acolheram com tanto carinho na minha volta. Aos meus colegas da IBM pelo incentivo e compreensão.

Por fim, agradeço ao CNPq, pelo suporte financeiro.

Sumário

| | |
|--|-----------|
| Abstract | ix |
| Resumo | xi |
| Agradecimentos | xiii |
| 1 Introdução | 1 |
| 1.1 Contribuições da Dissertação | 4 |
| 1.2 Organização da Dissertação | 4 |
| 1.3 Publicações derivadas da dissertação | 5 |
| 2 Redes de acesso em Banda Larga | 6 |
| 2.1 Redes WiMAX | 6 |
| 2.1.1 Camada Física | 7 |
| 2.1.2 Camada de acesso ao meio (MAC) | 10 |
| 2.1.3 Provisão de QoS | 12 |
| 2.2 Redes EPON | 14 |
| 2.2.1 Camada Física | 15 |
| 2.2.2 Protocolo MPCP | 17 |
| 2.2.3 Escalonador IPACT | 17 |
| 2.3 Resumo do Capítulo | 19 |
| 3 Integração de Redes EPON-WiMAX | 20 |
| 3.1 Escalonadores para a Rede Integrada | 22 |
| 3.2 Resumo do Capítulo | 25 |
| 4 Escalonador DBQUS | 27 |
| 4.1 Resumo do Capítulo | 33 |

| | | |
|----------|---|-----------|
| 5 | Avaliação de Desempenho do Escalonador DBQUS | 35 |
| 5.1 | Parâmetros de Simulação | 35 |
| 5.2 | Resultados Numéricos | 36 |
| 5.2.1 | Comparação entre os escalonadores MBQoS e DBQUS | 36 |
| 5.2.2 | Avaliação do DBQUS na Rede Integrada EPON-WiMAX | 45 |
| 5.2.3 | Avaliação sob diferentes tempos de Ciclo das redes EPON e WiMAX | 47 |
| 5.2.4 | Escalonador DBQUS-E | 52 |
| 5.3 | Resumo do Capítulo | 56 |
| 6 | Conclusões | 57 |
| A | Simulador EPON | 60 |
| | Referências Bibliográficas | 64 |

Lista de Tabelas

| | | |
|-----|---|----|
| 2.1 | Padrões IEEE 802.16 | 8 |
| 2.2 | Tipos de camada física que podem ser utilizadas com a camada MAC | 9 |
| 2.3 | Exemplos de aplicações para as classes de serviço WiMAX | 12 |
| 3.1 | Comparação entre escalonadores desenvolvidos para redes integradas EPON-WiMAX | 25 |
| 5.1 | Parâmetros de Simulação | 48 |

Lista de Figuras

| | | |
|------|---|----|
| 1.1 | Arquitetura híbrida da rede integrada EPON-WiMAX | 2 |
| 2.1 | Arquitetura de uma Rede WiMAX | 7 |
| 2.2 | Frame TDD | 9 |
| 2.3 | Padrão IEEE 802.16 | 11 |
| 2.4 | Arquitetura de uma Rede EPON | 15 |
| 2.5 | Tráfego downstream na EPON | 16 |
| 2.6 | Tráfego upstream na EPON | 16 |
| 2.7 | Fluxo de mensagens GATE e REPORT | 18 |
| 3.1 | Rede Integrada EPON-WiMAX | 21 |
| 3.2 | Fluxo da requisição e concessão de banda na rede integrada | 22 |
| 4.1 | Arquitetura do Escalonador DBQUS | 28 |
| 4.2 | Procedimento <i>checkGrants</i> | 29 |
| 4.3 | Procedimento <i>checkMinimumBandwidth (deficitMinimum)</i> | 30 |
| 4.4 | Requisições da fila intermediária são migradas para a fila de alta prioridade | 30 |
| 4.5 | Procedimento <i>checkDeadline</i> | 31 |
| 4.6 | Requisição rtPS migrada para fila de alta prioridade | 31 |
| 4.7 | Procedimento <i>checkMinimumBandwidth(deficit)</i> | 32 |
| 4.8 | Requisições migradas para fila de alta prioridade | 32 |
| 4.9 | Procedimento <i>distributeFreeResources</i> | 33 |
| 4.10 | Requisições da fila de baixa prioridade são migradas para fila de alta prioridade | 33 |
| 5.1 | Vazão das Conexões UGS, ertPS e nrtPS | 37 |
| 5.2 | Latência das Conexões UGS e ertPS | 38 |
| 5.3 | Taxa média de compensação de <i>deficitMinimum</i> para as conexões ertPS e nrtPS | 39 |
| 5.4 | Tempo total para suprir o deficit de conexões ertPS e nrtPS | 39 |
| 5.5 | Vazão das Conexões UGS, ertPS e nrtPS | 40 |

| | | |
|------|---|----|
| 5.6 | Latência das Conexões UGS e ertPS | 41 |
| 5.7 | Taxa média de compensação de <i>deficitMinimum</i> para as conexões ertPS e rtPS | 42 |
| 5.8 | Tempo total para suprir o deficit de conexões ertPS e rtPS | 42 |
| 5.9 | Vazão das Conexões UGS, ertPS, nrtPS e rtPS | 43 |
| 5.10 | Latência das Conexões UGS, ertPS e rtPS | 44 |
| 5.11 | Taxa média de compensação de <i>deficitMinimum</i> para as conexões ertPS e rtPS | 44 |
| 5.12 | Tempo total para suprir o deficit de conexões ertPS e rtPS | 45 |
| 5.13 | Vazão das conexões UGS, ertPS, nrtPS, rtPS e BE | 46 |
| 5.14 | Latência das conexões UGS, ertPS e rtPS | 47 |
| 5.15 | Vazão das SSs sob diferentes tempos de ciclo EPON | 49 |
| 5.16 | Latência das SSs sob diferentes tempos de ciclo EPON | 49 |
| 5.17 | Vazão média das SSs sob tempo de ciclo 2ms | 50 |
| 5.18 | Atraso médio das SSs sob tempo de ciclo 2ms | 51 |
| 5.19 | Vazão média das SSs sob tempo de ciclo 10ms | 51 |
| 5.20 | Atraso médio das SSs sob tempo de ciclo 10ms | 52 |
| 5.21 | Vazão Media DBQUS x DBQUS-E | 54 |
| 5.22 | Atraso médio DBQUS x DBQUS-E | 54 |
| 5.23 | Vazão SSs DBQUS x DBQUS-E | 55 |
| 5.24 | Atraso SSs DBQUS x DBQUS-E | 55 |
| A.1 | Fluxograma do Escalonador | 61 |

Lista de Siglas e Abreviações

| | |
|--------|--|
| ARQ | Automatic Repeat Request |
| BE | Best Effort |
| BS | Base Station |
| CBR | Constant Bit Rate |
| CC | Central Controller |
| CPS | Common Part Sub-layer |
| CS | Convergence Sub-layer |
| DBQUS | Deficit Based QoS Uplink Scheduler |
| DCD | Downlink Channel Descriptor |
| DL-MAP | Downlink MAP |
| EPON | Ethernet Passive Optical Network |
| ertPS | extended real-time Polling Service |
| EVRC | Enhanced Variable Rate Codec |
| FDD | Frequency Division Duplexing |
| FIFO | First-In First-Out |
| FTP | File Transfer Protocol |
| HDTV | High Definition Television |
| HoL | Head of Line |
| IP | Internet Protocol |
| IPACT | Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time |

| | |
|--------|--|
| IPTV | Internet Protocol Television |
| MAC | Medium Access Control |
| MBQoS | Migration-based Scheduler for QoS Provisioning |
| MoF | Microwave over Fiber |
| MPCP | Multi-point control protocol |
| nrtPS | non-real-time Polling Service |
| NS | Network Simulator |
| OFDM | Orthogonal Frequency Division Multiplexing |
| OFDMA | Orthogonal Frequency Division Multiplexing Access |
| OLT | Optical Line Terminal |
| ONU | Optical Network Unit |
| PFEBA | Prediction-based Fair Excessive Bandwidth Allocation |
| PMP | Point Multipoint |
| PON | Passive Optical Network |
| QDBA | QoS-based Dynamic Bandwidth Allocation |
| QoS | Quality of Service |
| rtPS | real-time Polling Service |
| SAP | Service Access Point |
| SDU | Service Data Unit |
| SS | Subscriber Station |
| TDD | Time Division Duplexing |
| TDMA | Time Division Multiplex Access |
| UCD | Uplink Channel Descriptor |
| UGS | Unsolicited Grant Service |
| UL-MAP | Uplink MAP |
| VOB | Virtual ONU-BS |

VoD Video on Demand
VoIP Voice over IP
WiMAX Worldwide Interoperability for Microwave Access

Capítulo 1

Introdução

A integração de redes de acesso sem fio e redes de acesso óptica capitaliza a vantagem de disponibilidade de grande largura de banda em redes ópticas com a mobilidade fornecida pelas redes sem fio. Além disso, a área de cobertura pode ser consideravelmente maior do que quando somente uma das redes é adotada.

Dentre as tecnologias de rede de acesso em banda larga, *Worldwide Interoperability for Microwave Access* (WiMAX) bem como *Ethernet Passive Optical Network* (EPON) [33] tem sido implantadas com sucesso em vários países e podem ser facilmente integradas já que a maioria das Estações Base WiMAX vem com uma porta Ethernet que pode ser conectada a uma unidade de rede óptica (ONU) na rede EPON. WiMAX [12] é uma tecnologia de rede de acesso em banda larga que provê qualidade de serviço (QoS), ampla cobertura, baixo custo de infraestrutura e alta velocidade. Por outro lado, EPON é uma tecnologia de rede de acesso óptica sem elementos ativos que provê grande quantidade de banda para os usuários da rede.

Estas duas tecnologias tem várias semelhanças. Elas podem operar no modo ponto para multiponto e adotam o mecanismo de *polling* como protocolo para concessão de banda. Ambos EPON e WiMAX empregam o mecanismo de requisição/concessão para alocação de banda. Na EPON, o terminal de rede óptico (OLT) solicita à ONU a sua requisição de banda enquanto em redes WiMAX, a estação base ou *Base Station* (BS) solicita às estações cliente ou *Subscriber Station* (SS).

Diferentes arquiteturas para a integração de redes EPON e WiMAX foram propostas [39]. Na arquitetura híbrida (Figura 1.1), a estação base WiMAX é um cliente da rede EPON e está conectada a uma ONU da rede EPON, chamada ONU-BS. Na rede EPON, o OLT distribui a banda disponível entre as ONUs de forma cíclica; a cada rodada de concessão de banda, o protocolo EPON decide a quantidade de banda que cada ONU receberá. Além disso, a banda concedida para a ONU-BS deve ser distribuída entre as SSs da rede WiMAX.

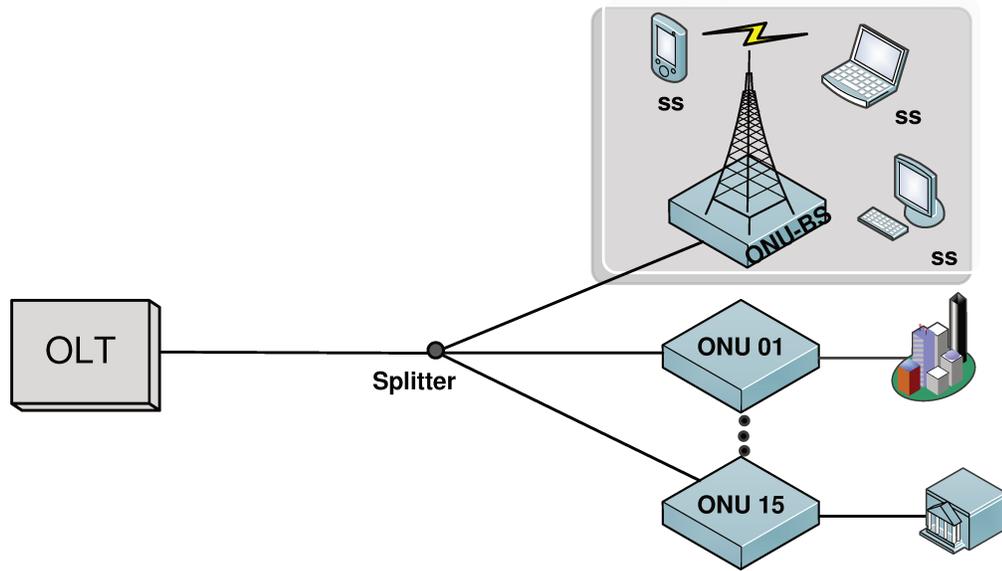


Figura 1.1: Arquitetura híbrida da rede integrada EPON-WiMAX

Na rede integrada, a banda recebida pela BS muda a cada rodada do ciclo de concessão de banda EPON. Assim, o escalonador WiMAX localizado na ONU-BS deve levar em consideração a variabilidade da banda quando provê oportunidades de transmissão para as SSs. É possível que a BS receba menos banda numa rodada do que o necessário para suportar os requisitos de QoS das estações cliente WiMAX. Portanto, um escalonador WiMAX precisa ser definido para lidar com tal variabilidade de banda para manter o suporte a QoS para as conexões. Além disso, o ciclo de concessão de banda destas duas redes pode ser diferente, o que impõe um grande desafio para prover QoS para as SSs WiMAX. Trabalhos existentes [19] [44] [1] [40] [32] [3] propõem mudanças ou até novos protocolos de concessão de banda para a parte EPON da rede o que dificulta a implantação da rede integrada.

Neste trabalho, um protocolo de escalonamento de banda para redes WiMAX, chamado *Deficit-Based QoS Uplink Scheduler* (DBQUS) [13] é proposto para lidar com a variabilidade da banda fornecida pela rede EPON na rede integrada. O DBQUS é um protocolo que distribui largura de banda para as SSs WiMAX de forma eficaz, a fim de que se possa prover qualidade de serviço para conexões da rede WiMAX. O escalonador DBQUS tem a vantagem de ser independente do protocolo EPON adotado na rede integrada, o que facilita a implantação de redes EPON-WiMAX já que não são necessárias mudanças na rede EPON. A arquitetura utilizada para integração das redes EPON e WiMAX foi a arquitetura híbrida cujo principal benefício é a redução dos custos operacionais e dos equipamentos.

O escalonador DBQUS é baseado no mecanismo *Migration-based Scheduler for QoS Provisioning* (MBQoS) proposto em [11], para escalonamento de banda em redes WiMAX. O esquema MBQoS não leva em consideração a variabilidade da largura de banda do canal ao conceder banda para as estações cliente WiMAX. Assim, o mesmo foi usado como base para o desenvolvimento do DBQUS que precisa levar em consideração a variabilidade da largura de banda fornecida pela rede EPON a cada ciclo de concessão de banda. O MBQoS é um escalonador baseado em filas de prioridade que escalona as requisições das classes de serviço com maior prioridade e, caso hajam *slots* disponíveis, escalona as requisições das classes de mais baixa prioridade. O MBQoS pressupõe que sempre haverá banda suficiente para atender as requisições dos fluxos de mais alta prioridade.

O DBQUS busca atender as requisições de banda das conexões priorizando os fluxos de serviço, de acordo com seus requisitos de QoS, quando há largura de banda disponível, e compensando em próximas oportunidades de concessão as conexões ainda não atendidas, caso não haja largura de banda suficiente. O escalonador guarda a informação da quantidade de banda que faltou para atender o requisito mínimo (*deficitMinimum*) de cada conexão. Desta forma, o mecanismo atende estes déficits, assim que possível, observando a prioridade de cada classe de serviço. Esta compensação é realizada em ordem decrescente de prioridade conforme os requisitos de QoS de cada classe de serviço especificada no padrão IEEE 802.16.

Para avaliar o desempenho do escalonador DBQUS na rede integrada, utiliza-se um módulo WiMAX do simulador NS-3 integrado a um simulador EPON desenvolvido em JAVA (Apêndice A). O escalonador IPACT (*Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time*) é usado na parte EPON da rede. O IPACT foi o esquema de escalonamento de banda pioneiro desenvolvido para redes EPON. Neste algoritmo, o OLT concede intervalos de tempo para cada ONU através de mecanismos *round-robin* [25].

Para demonstrar a efetividade do escalonador DBQUS na rede integrada EPON-WiMAX, o algoritmo foi analisado em diferentes cenários de simulação. Primeiramente, o DBQUS foi comparado com o mecanismo MBQoS. Em seguida, o DBQUS foi avaliado na rede integrada EPON-WiMAX. Posteriormente, o DBQUS foi avaliado, levando-se em consideração diferentes tempos de ciclo da rede EPON para analisar os efeitos do tempo de ciclo EPON na rede WiMAX com diferentes quantidades de SSs. Este fator pode impactar o desempenho da rede EPON porque o tempo de ciclo é diretamente proporcional a vazão e ao atraso da rede. Desta forma, quanto maior o tempo de ciclo da rede, maior a vazão atingida e maior o atraso. Além disto, a variação do tempo de ciclo pode gerar uma falta de sincronia na rede integrada, pois a rede WIMAX pode possuir slots de tamanho variado. Por fim, uma melhoria implementada no escalonador DBQUS, chamada DBQUS-E, que permite que a banda necessária para provisão de QoS seja estimada, foi avaliado.

1.1 Contribuições da Dissertação

As principais contribuições desta dissertação são:

- Desenvolvimento do escalonador DBQUS para redes integradas EPON-WiMAX sujeita a variabilidade da banda provida pela parte EPON à parte WiMAX da rede integrada.
 - O escalonador DBQUS tem a vantagem de ser independente do protocolo EPON adotado na rede integrada, facilitando a implantação de redes EPON-WiMAX.
 - Não há nenhuma necessidade de mudanças na rede EPON.
- Revisão dos escalonadores propostos para redes integradas EPON-WiMAX
- Mecanismo DBQUS-E para estimar a banda necessária para provisão de QoS para as estações cliente da rede WiMAX.
- Desenvolvimento do escalonador EPON em JAVA.

1.2 Organização da Dissertação

Esta dissertação está organizada da seguinte maneira. O Capítulo 2 descreve o funcionamento e arquitetura das redes de acesso em banda larga WiMAX e EPON bem como a provisão de qualidade de serviço nestas redes. Além disto, o funcionamento do algoritmo IPACT, utilizado na rede integrada é descrito em detalhes.

O Capítulo 3 apresenta o funcionamento da rede integrada EPON-WiMAX, as arquiteturas desenvolvidas para redes integradas e os escalonadores de banda propostos na literatura para funcionarem na rede integrada.

O Capítulo 4 descreve o escalonador DBQUS criado para a ONU-BS da rede integrada EPON-WiMAX. O DBQUS utiliza o MBQoS, um escalonador compatível com o Padrão IEEE 802.16. O funcionamento do algoritmo é detalhado em procedimentos.

No Capítulo 5, o escalonador DBQUS é avaliado em um cenário de simulação criado no simulador NS-3 integrado ao escalonador EPON desenvolvido em JAVA. O escalonador DBQUS é comparado ao mecanismo MBQoS, bem como seu comportamento é avaliado na rede integrada, tempo de ciclo da rede EPON e a melhoria implementada no escalonador para estimação da banda necessária para provisão de QoS.

Por fim, no Capítulo 6, as conclusões e os trabalhos futuros são delineados.

1.3 Publicações derivadas da dissertação

Eventos Nacionais

- DIAS, M. P., Fonseca, N.L.S. Avaliação de Desempenho do Escalonador DBQUS na Rede Integrada EPON-WiMAX. XXX Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores, 2012. Ouro Preto-MG.
- DIAS, M. P., Fonseca, N.L.S. Escalonador de Banda WiMAX para Redes Integradas EPON-WiMAX. I Workshop de Redes de Acesso em Banda Larga (WRA) - XXIX Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores (SBRC), 2011. Campo Grande-MS. (Best Paper Award)

Eventos Internacionais

- DIAS, M. P., Fonseca, N.L.S. A Robust WiMAX Scheduler for EPON-WiMAX Networks. IEEE Globecom, 2012. Anaheim-CA. (Best Paper Award)
- DIAS, M. P., Fonseca, N.L.S. Performance Evaluation of a Scheduler for the ONU-BS of Integrated EPON-WiMAX Networks. IEEE 3rd Latin-American Conference on Communications, 2011. Belém-PA.

Periódicos

- DIAS, M. P., Fonseca, N.L.S. Avaliação de Desempenho de um Escalonador para a ONU-BS da Rede Integrada EPON-WiMAX. Revista IEEE América Latina. v.10, p.1838 - 1843, 2012.

Capítulo 2

Redes de acesso em Banda Larga

Neste capítulo, são introduzidas as tecnologias de rede de acesso em banda larga abordadas neste trabalho, EPON e WiMAX. A Seção 2.1 descreve o funcionamento da tecnologia de rede de acesso em banda larga sem fio WiMAX e suas principais características. A Seção 2.2 apresenta a tecnologia de rede óptica de acesso em banda larga EPON e o algoritmo de escalonamento IPACT. No Capítulo 3, as tecnologias de rede EPON e WiMAX são integradas para capitalizar as vantagens da largura de banda disponível em redes ópticas com a mobilidade fornecida pelas redes sem fio, a fim de se prover a qualidade de serviço para as estações cliente das redes WiMAX.

2.1 Redes WiMAX

WiMAX (*Worldwide Interoperability for Microwave Access*) Forum [12] é o nome dado ao padrão IEEE 802.16, que é uma tecnologia de rede metropolitana sem fio de longo alcance. Esta tecnologia tem sido difundida em vários países, especialmente em países economicamente pobres, pois viabiliza o acesso sem fio banda larga com baixos custos de infraestrutura. Além disto, é um padrão aberto que contempla interoperabilidade, abrangendo técnicas avançadas de transmissão, arquitetura e interfaces flexíveis. Suporta múltiplas faixas de frequência de operação, além de mecanismos avançados de gerenciamento de qualidade de serviço, segurança e mobilidade [4].

O padrão 802.16 especifica uma arquitetura com estação base (*Base Station*, BS) e estações cliente (*Subscriber Station*, SS). Uma BS estabelece a comunicação entre uma rede núcleo e a rede sem fio e aceita *interfaces* Ethernet, ATM, IP e E1/T1. É responsável por interligar terminais e redes de voz e dados, desempenhar funções de autenticação, registro de usuários e estabelecimento e controle de mensagens. SSs proveem aos usuários acesso à rede núcleo por meio do estabelecimento de uma conexão com a BS, em uma topologia PMP (ponto-multiponto). O padrão também especifica outra topologia chamada Mesh

em que uma SS se conecta a uma ou mais SSs intermediárias até atingir a BS (Figura 2.1) com a qual quer se comunicar.

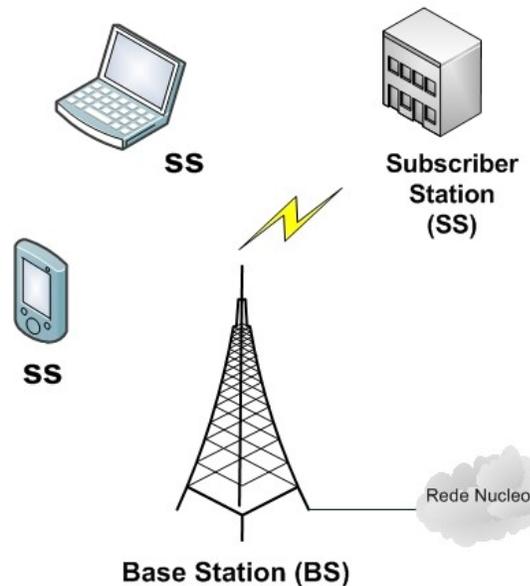


Figura 2.1: Arquitetura de uma Rede WiMAX

Redes WiMAX foram projetadas para o acesso em banda larga sem fio fixo com o objetivo de prover serviços semelhantes aos das redes cabeadas. O padrão da camada física suporta acesso com linha de visada e opera entre 10GHz até 66GHz. A multiplexação deste padrão é baseada na divisão por tempo (TDM - *Time Division Multiplexing*). No início de 2001, o padrão IEEE 802.16a [20] foi publicado como uma melhoria ao padrão IEEE 802.16. Características do padrão 802.16a são transmissões sem linha de visada (NLOS), operação entre 2GHz e 11GHz e esquema de múltiplo acesso *Orthogonal Frequency Division Multiplexing* (OFDM). O padrão publicado em 2004, IEEE 802.16d, é baseado no padrão IEEE 802.16a e permite o aumento do tráfego *uplink*. Com o objetivo de prover mobilidade, foi proposto em 2005 o padrão IEEE 802.16e (Tabela 2.1). Neste trabalho, o padrão IEEE 802.16e da tecnologia WiMAX é considerado na integração com a rede EPON.

2.1.1 Camada Física

Após a publicação do padrão IEEE 802.16d, foram especificados cinco tipos de camada física que podem ser utilizadas com a camada de acesso ao meio (MAC) [21]: WirelessMAN-SC, WirelessMAN-SCa, WirelessMAN-OFDM, WirelessMAN-OFDMA e WirelessHUMAN (Tabela 2.2).

Tabela 2.1: Padrões IEEE 802.16

| Padrão | Frequência | Finalidade |
|----------------|----------------|--|
| 802.16a (2001) | 2GHz - 11GHz | Suporte Sem linha de visada (NLOS) |
| 802.16d (2004) | 2GHz - 11GHz | Para estações fixas |
| 802.16e (2005) | 2GHz - 6GHz | Suporte a mobilidade |
| 802.16j (2007) | 2GHz - 6GHz | Aumento da área de cobertura utilizando-se <i>relays</i> |
| 802.16m (2008) | Menor que 6GHz | Suporte a altas taxas de transmissão |

A camada WirelessMAN-SC é uma versão de portadora única projetada para operação com linha de visada na faixa de frequências de 10 a 66 GHz. Esta versão garante um alto grau de flexibilidade no planejamento das células, capacidade, serviços e custo. A camada WirelessMAN-SCa é uma versão de portadora única para frequências até 11 GHz. Inclui um conjunto de funcionalidades para suportar operação sem linha de visada, tais como: estrutura de quadros robusta a multipercurso, estimativa e equalização de canal, modulação adaptativa, múltiplos esquemas de codificação, antenas adaptativas, diversidade de transmissão, controle de potência e *Automatic Repeat Request* (ARQ). A camada WirelessMAN-OFDM é uma versão que utiliza modulação multiportadoras (OFDM) para frequências abaixo de 11 GHz e operação sem linha de visada. Além das funcionalidades definidas na versão WirelessMAN-SCa, permite a topologia *Mesh* bem como subcanalização no enlace *uplink* (das SSs para a BS). Já a camada WirelessMAN-OFDMA suporta operação sem linha de visada em frequências abaixo de 11 GHz. Utiliza o esquema de múltiplo acesso denominado OFDMA, que é uma extensão da técnica de modulação OFDM para permitir o compartilhamento do canal por múltiplos usuários. Além das funcionalidades fornecidas pela versão WirelessMAN-SCa, permite subcanalização dos enlaces *uplink* e *downlink* (da BS para as SSs). Além disso, a camada WirelessHUMAN inclui funcionalidades para operação em bandas não licenciadas nas faixas de frequência de 5 e 6 GHz. Utiliza um esquema flexível de canalização que inclui canais de 10 e 20 MHz de largura, com espaçamento de 5 MHz. Esta especificação se aplica às versões SCa, OFDM e OFDMA [12].

A camada física opera em formato de quadros. Dependendo da tecnologia usada nesta camada, a duração do *frame* pode variar entre 0.5ms e 20ms. Os *frames* são subdivididos em intervalos de tempo, chamados *slots* físicos. Em cada *frame* há um *subframe downlink* e um *subframe uplink*. O *subframe downlink* é utilizado para transmissão da BS para as SSs, enquanto o *subframe uplink* é compartilhado por todas as SSs.

O padrão IEEE 802.16 permite dois modos de acesso ao meio físico: duplexação por

Tabela 2.2: Tipos de camada física que podem ser utilizadas com a camada MAC

| Camada | Frequência de Operação | Duplexação |
|-------------------|--|------------|
| WirelessMAN-SC | 10 a 66 GHz | TDD e FDD |
| WirelessMAN-SCa | até 11 GHz | TDD e FDD |
| WirelessMAN-OFDM | abaixo de 11 GHz e operação sem linha de visada | TDD e FDD |
| WirelessMAN-OFDMA | operação sem linha de visada em frequências abaixo de 11 GHz | TDD e FDD |
| WirelessHUMAN | 5 e 6 GHz | TDD |

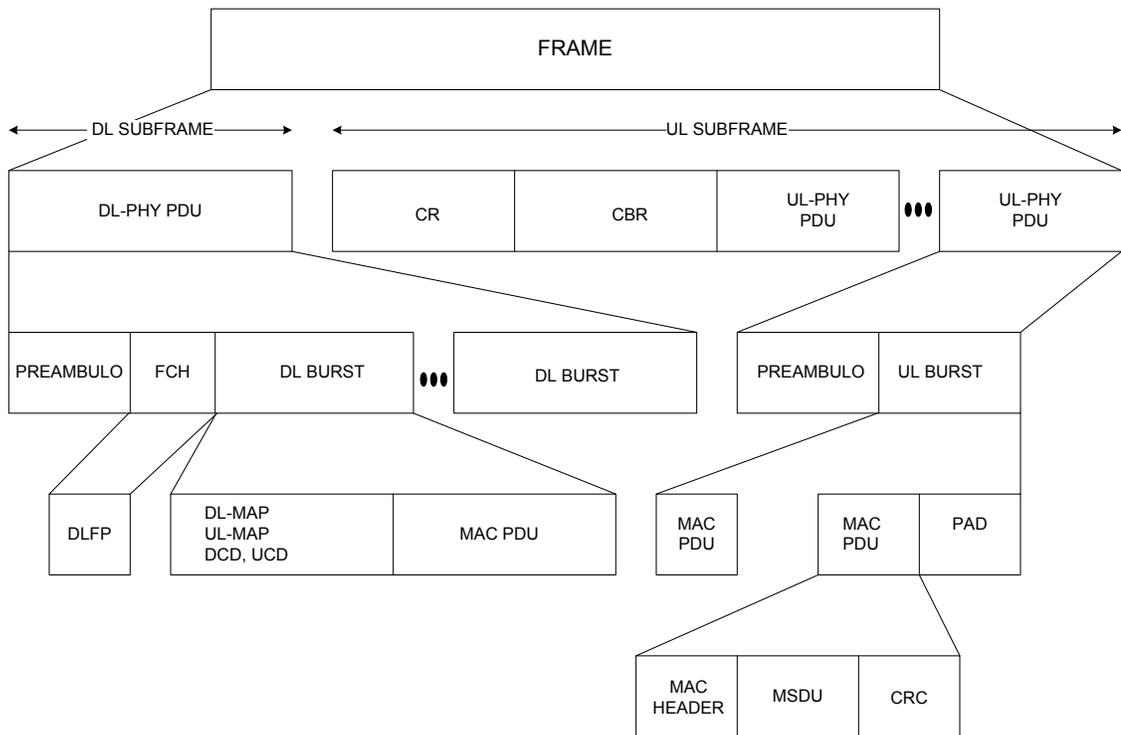


Figura 2.2: Frame TDD

divisão de frequência (FDD) e duplexação por divisão de tempo (TDD). No modo FDD, os canais *downlink* e *uplink* operam, simultaneamente, em frequências diferentes, a duração de um *subframe* (*uplink* ou *downlink*) é igual a duração do *frame*. No modo TDD (Figura 2.2), os *subframes* *uplink* e *downlink* podem compartilhar a mesma frequência, porém, não podem realizar transmissões simultâneas. Cada *frame* TDD tem um *subframe* *downlink*

seguido por um *subframe uplink*. O número de *slots* físicos alocados para cada *subframe* pode variar, dinamicamente, para acomodar a quantidade de tráfego em cada direção.

O *subframe downlink* inicia com um preâmbulo utilizado pela camada física para sincronização. Esse campo é seguido pela seção de controle do *frame* que contém um mapa *downlink* (DL-MAP), para o *subframe downlink* em questão, e um mapa *uplink* (UL-MAP) para o *subframe uplink* em um determinado instante futuro. O DL-MAP informa a duração do *frame*, o número do *frame*, o identificador do canal *downlink* e o instante no qual as transições da camada física ocorrem dentro do subframe downlink. O UL-MAP especifica o identificador do canal *uplink*, o instante inicial do *subframe uplink* e as oportunidades de transmissão (*grants*) alocadas para as SSs.

A largura de banda é alocada para as SSs em *mini-slots*, sendo que cada *mini-slot* é igual a 2^m slots físicos ($0 \leq m \leq 7$). A seção de controle também pode conter um descritor do canal *downlink* (DCD) e um descritor do canal *uplink* (UCD). Os descritores DCD e UCD definem as características dos canais físicos *downlink* e *uplink*, respectivamente. A seção de controle é seguida por uma porção TDM (*Time Division Multiplexing*) que carrega dados organizados em rajadas com diferentes perfis. Os dados são transmitidos para cada SS utilizando o perfil previamente negociado. Cada estação recebe e decodifica as informações de controle e busca cabeçalhos MAC que indicam dados endereçados a ela no restante do *subframe downlink*. Em sistemas FDD, a porção TDM pode ser seguida por um segmento TDMA para dar suporte às SSs que operam no modo *half-duplex*. O segmento TDMA contém um preâmbulo extra no início de cada rajada que permite às estações recuperar a sincronização. O *subframe downlink* TDD possui a mesma estrutura do *subframe* FDD, porém sem o segmento TDMA.

Na estrutura do *subframe uplink* utilizado pelas SSs para realizar transmissões para a BS, são especificados três tipos de rajadas que podem ser transmitidas pelas SSs: rajadas que são transmitidas em *slots* de contenção reservados para o intervalo inicial, rajadas que são transmitidas em *slots* de contenção ou *unicast* reservados para mensagens de requisição de largura de banda e rajadas que são transmitidas em slots unicast alocados para SSs individuais para transmissão de dados no sentido *uplink*. Qualquer um desses tipos de rajada pode estar presente em um *subframe uplink*. As rajadas podem ocorrer em qualquer ordem e em qualquer quantidade. As rajadas são limitadas pelo número de slots alocados para transmissão *uplink* pela BS. As SSs transmitem nos slots alocados utilizando o perfil de rajada indicado na mensagem UL-MAP.

2.1.2 Camada de acesso ao meio (MAC)

A camada de acesso ao meio (MAC) é orientada a conexão. Cada conexão tem um identificador (CID) de 16 bits e cada SS possui um endereço MAC único que a identifica

e é utilizado para registrá-la e autenticá-la na rede. Durante o processo de entrada na rede, dois pares de conexões de gerenciamento devem ser estabelecidos entre a SS e a BS e um terceiro par de conexões de gerenciamento pode ser opcionalmente gerado. Cada par compreende uma conexão *uplink* e uma conexão *downlink*.

Da mesma forma, as SSs também estabelecem conexões de transporte unidirecionais para os fluxos de serviço contratado. Um fluxo de serviço define os parâmetros de QoS da conexão, os quais são utilizados por um mecanismo de controle de admissão para decidir se a conexão poderá ser estabelecida. Conexões são reservadas para o acesso inicial baseado em contenção, transmissões *broadcast* no sentido *downlink* e *polling broadcast* e *multicast* das SSs.

A camada MAC é subdividida em três camadas: *Service Specific Convergence Sub-layer* (CS), *MAC Common Part Sub-layer* (CPS) e *Security Sub-layer*. Cada camada tem uma função específica a ser desempenhada.

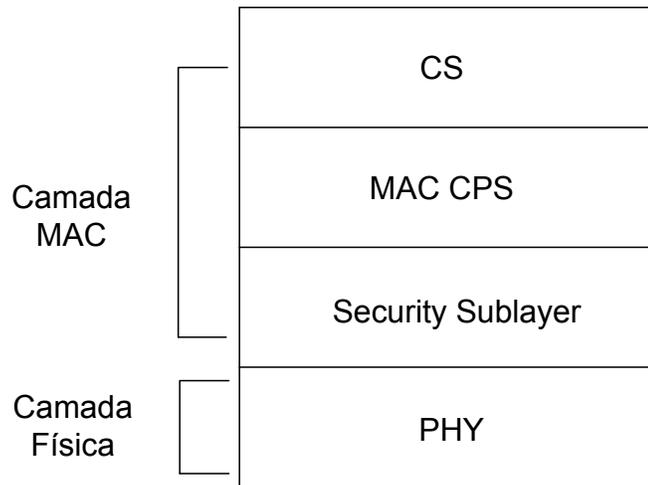


Figura 2.3: Padrão IEEE 802.16

A camada CS classifica unidades de dados de serviço (SDUs) associando ao identificador do fluxo de serviço e ao identificador da conexão. A camada CPS provê funcionalidades de acesso ao meio, alocação de largura de banda, provisão de QoS, estabelecimento e manutenção das conexões. A principal parte da camada MAC é a subcamada CPS que possui também funções de escalonamento *uplink*, pedido e concessão de banda e controle de conexão. A comunicação entre a CS e o CPS é mantida pelo *Service Access Point* (SAP). As quatro funções básicas de comunicação são feitas nesta camada: criação, modificação e eliminação de conexão e transporte de dados sobre a conexão. A camada MAC também contém uma subcamada de segurança que fornece autenticação, troca de chave

de segurança e criptografia. Dados, controle da camada física e medidas são transferidas entre a CPS e camada física via SAP da camada física.

2.1.3 Provisão de QoS

A provisão de qualidade de serviço (QoS) em redes WiMAX é facilitada pelo uso de conexões e fluxos de serviço. Cada conexão no canal uplink de uma SS para a BS é mapeada para um fluxo de serviço. Os cinco fluxos de serviço são: UGS (*Unsolicited Grant Service*), ertPS (*extended real-time Polling Service*), rtPS (*real-time Polling Service*), nrtPS (*non-real-time Polling Service*) e BE (*Best Effort*) [12]. Cada fluxo de serviço está associado a um conjunto de parâmetros de QoS [22].

A BS provê periodicamente concessões para fluxos UGS. O serviço UGS é sem contenção, e nenhum pedido explícito de largura de banda é emitido por uma SS. O serviço ertPS é projetado para tráfego de tempo real com taxa variável, como por exemplo aplicações de voz sobre IP com supressão de silêncio. Uma SS emite uma requisição para saber a necessidade da transmissão dinâmica do serviço rtPS, que é apropriado para serviços de tempo real tais como transmissão de vídeo MPEG. Conexões de serviço nrtPS empregam oportunidades de transmissão de acesso randômico para requisição de banda. Os serviços direcionados são atraso e *jitter*. Não há garantia de QoS para serviços BE. Cada classe de serviço é associada a um conjunto de parâmetros de QoS, conforme detalhado a seguir [22]:

Tabela 2.3: Exemplos de aplicações para as classes de serviço WiMAX

| Classe de Serviço | Exemplo |
|-------------------|--------------------------------|
| UGS | VoIP |
| ertPS | VoIP com supressão de silêncio |
| rtPS | Vídeos MPEG |
| nrtPS | Tráfego FTP |
| BE | Tráfego WEB |

- Latência máxima (*maximum latency*) - especifica a latência máxima entre a recepção do pacote pela SS e o envio do pacote para a sua interface de rede da BS ou da SS e a transmissão do pacote para a interface de rádio frequência;
- Taxa mínima (*minimum reserved traffic rate*) - especifica a taxa mínima para os fluxos de serviços ertPS, rtPS, e nrtPS. O escalonador uplink deve ser capaz de

satisfazer pelo menos os requisitos mínimos de cada requisição de banda feita pelos fluxos de serviço. Se a quantidade de banda requisitada for menor do que a taxa mínima reservada, a BS deve alocar a banda excedente para outra finalidade;

- Taxa máxima (*maximum sustained traffic rate*) - define a informação da taxa de pico para os fluxos de serviço UGS, ertPS, rtPS e nrtPS. A taxa é informada em bits por segundo e não inclui os cabeçalhos da MAC e CRCs. A SS deve controlar o serviço no sentido *uplink* para que a taxa seja, na média, igual ao valor definido por esse parâmetro. Na BS, no sentido *downlink*, assume-se que o tráfego é controlado na entrada da rede não sendo necessário fazer um controle adicional. Esse parâmetro define apenas um limite e não uma garantia de que a taxa estará disponível. O algoritmo para o controle desse parâmetro não é definido pelo padrão;
- Rajada máxima (*maximum traffic burst*) - define o tamanho máximo da rajada que será acomodada por este serviço;
- Intervalo de concessão não solicitado (*unsolicited grant interval*) - especifica o intervalo entre sucessivas oportunidades de transmissão para os fluxos de serviço UGS ou ertPS;
- Jitter tolerado (*Tolerated jitter*) - define a variação máxima permitida para a latência da conexão;
- Tipo do Fluxo de Serviço (*Service flow scheduling type*) - determina o tipo de serviço ao qual o fluxo deve ser associado. Se o parâmetro é omitido, usa-se o serviço de melhor esforço;
- Política de Requisição/Transmissão (*Request/transmission policy*) - permite configurar alguns atributos para o fluxo, tais como opções sobre a formatação da PDU e, para fluxos uplink, restrições nos métodos de requisição de banda que podem ser utilizados;
- Intervalo de *polling* não solicitado (*Unsolicited polling interval*) - define o intervalo máximo entre grants sucessivos alocados para um fluxo rtPS enviar requisição de banda;
- Prioridade do tráfego (*Traffic priority*) - especifica a prioridade atribuída ao tráfego. Dados dois fluxos de serviço idênticos em todos os parâmetros de QoS exceto na prioridade, o fluxo de serviço com maior prioridade deve ter latência menor e prioridade maior no processo de armazenamento no buffer. Por outro lado, para fluxos de serviço não idênticos, a prioridade não deve preceder outros parâmetros de QoS conflitantes.

2.2 Redes EPON

Uma rede PON (Passive Optical Network) [33] [5] [38] [36] possui uma única fibra óptica que é compartilhada com o uso de *splitters* ou divisores ópticos, tipicamente de custo acessível. Estes *splitters* dividem o sinal óptico da fibra em feixes separados que são transportados através de fibras individuais para cada assinante ou usuário final. Estas redes possuem em sua arquitetura equipamentos passivos que são usados para o acesso à última milha (*last-Mile*), atingindo altas taxas de velocidade para banda larga. O uso do termo passivo é devido ao fato que entre a conexão do dispositivo central e os usuários finais, não há nenhum equipamento eletrônico ativo na rede, como por exemplo, um *switch*. É necessária apenas uma conversão óptico-elétrica em cada ponto de terminação da fibra, basicamente uma no dispositivo central e uma no usuário final. Desta forma, os usuários finais estão ligados por fibras dedicadas até o *splitter*, e assim compartilham uma única fibra até o dispositivo central. Há várias vantagens na utilização de redes PON:

- Permitem longo alcance entre o dispositivo central e os usuários finais, operando a distâncias acima de 20km;
- Minimizam o custo de implantação da fibra tanto no dispositivo central quanto no enlace local;
- Fornecem maior largura de banda devido ao alcance da fibra, oferecendo soluções com Gb/s;
- Opera no sentido downlink (da OLT para as ONUs) como uma rede broadcast permitindo broadcasting de vídeos tanto digital quanto analógico usando comprimentos de onda diferentes.

As características da rede PON [15] motivaram o *International Telecommunication Unions Standardization Sector* (ITU-T) e o IEEE 802.3 na formação de um grupo para o estudo de tecnologias PON na primeira milha, da perspectiva dos usuários e última milha [43][23], da perspectiva dos provedores de serviço. Baseado em multiplexação, o padrão para redes PON pode ser dividido em duas classes: TDM e WDM. Como parte dos padrões TDM, alguns padrões foram definidos. A ITU-T lançou os padrões Asynchronous transfer mode (ATM) PON e Broadband PON (BPON) que encapsulam o fluxo de dados da OLT para as ONUs e vice-versa nas células ATM. Estes padrões possuem um alto custo de implantação em residências. Por outro lado, Ethernet PON (EPON) ou Gigabit PON (GPON), publicados pelo IEEE Ethernet First Mile (IEEE/EFM) são soluções mais atraentes em relação ao custo e utilização da banda.

O IEEE iniciou um estudo para difundir o uso da tecnologia Ethernet nas redes de acesso em banda larga, aproveitando as características de baixo custo e facilidade de

implantação desta tecnologia para viabilizar a utilização de tecnologia de baixo custo em redes PON [27].

Redes Ethernet PON (EPON) [26], especificadas no padrão IEEE 802.3ah são redes de acesso óptico ponto para multiponto com elementos inativos no caminho da fonte ao destino. Sua topologia implantada pode ter diferentes formatos como barramento, anel e árvore. A topologia mais popular é a arquitetura baseada em árvore, na qual transmissões ocorrem entre um terminal óptico (OLT) e múltiplas unidades de rede óptica (ONU). O OLT permanece no dispositivo central, e normalmente é um switch Ethernet. Uma ONU reside no local do usuário final, localizado numa residência ou edifício (Figura 2.4). A ONU possui geralmente uma interface WAN tipo 802.3ah e também uma interface tipo 802.3 para ligação com o usuário assinante [33].

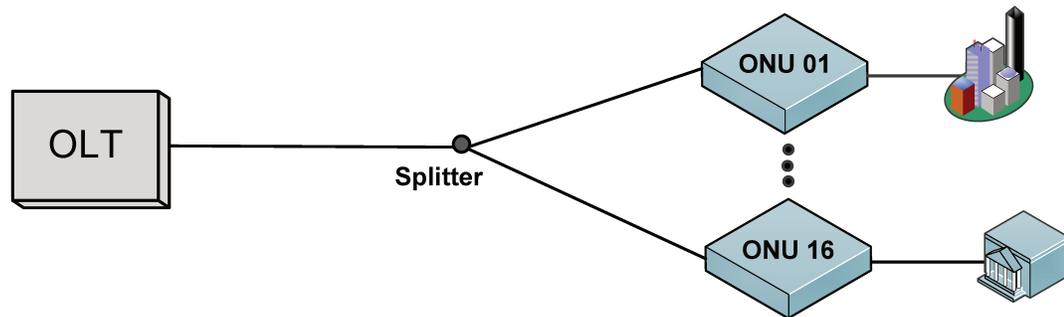


Figura 2.4: Arquitetura de uma Rede EPON

2.2.1 Camada Física

O protocolo de acesso múltiplo por detecção de portadora com identificação de colisão, *Carrier-sense multiple access/collision detection* (CSMA/CD), é usado na camada física para o controle de acesso ao meio.

No sentido *downlink*, os quadros Ethernet são transmitidos do OLT até as ONUs. Dado que o padrão Ethernet adota o meio de difusão, a distribuição de pacotes enviados pela OLT para as ONUs é facilitada (Figura 2.5).

No sentido *uplink*, quadros de dados das ONUs só podem ser transmitidos para o OLT e não para outras ONUs. Para transmissões *uplink*, o comportamento da EPON é similar à arquitetura P2P. No entanto, diferentemente do que ocorre numa rede real P2P, nos frames EPON pode haver colisões (Figura 2.6).

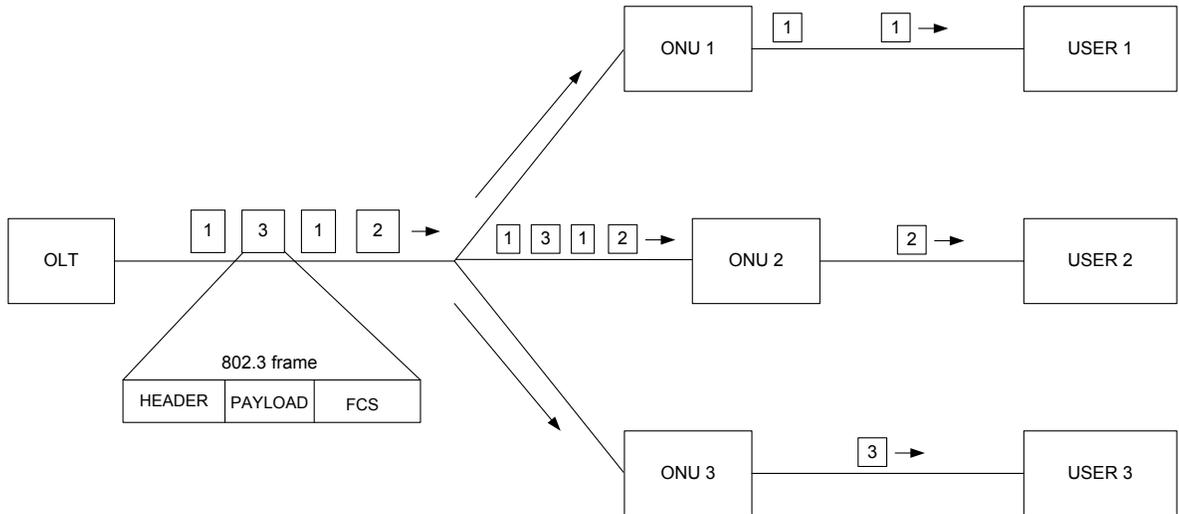


Figura 2.5: Tráfego downstream na EPON

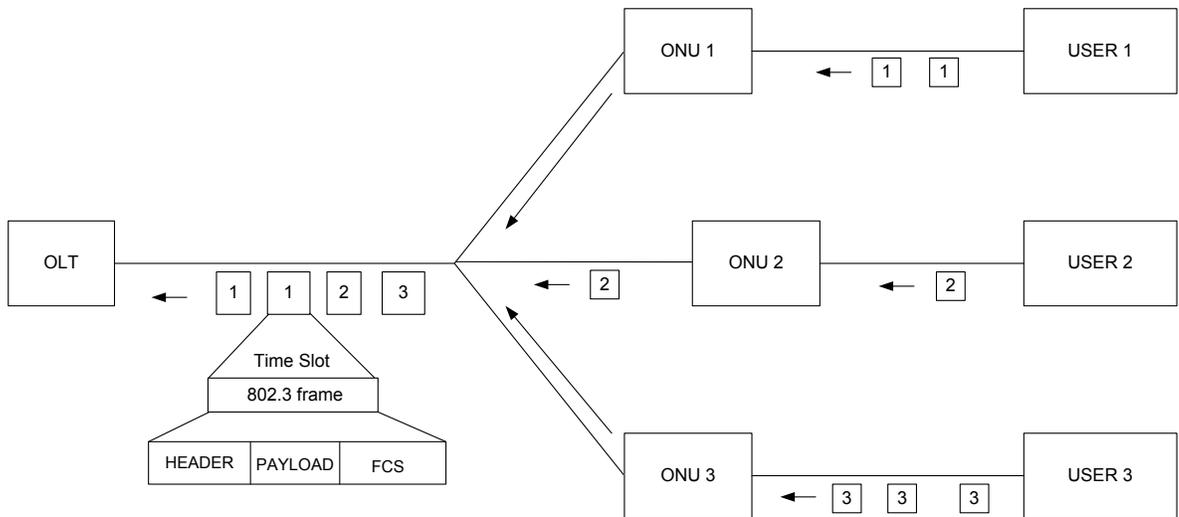


Figura 2.6: Tráfego upstream na EPON

A implantação do CSMA/CD não é simples porque as ONUs não podem detectar colisões no OLT [35]. Um OLT poderia detectar uma colisão e informar as ONUs enviando um sinal de contenção, no entanto, atrasos de propagação em PONs, que podem ultrapassar os 20 km de comprimento, reduziram muito a eficiência da rede. Sistemas baseados em contenção também apresentam desvantagem de provisionamento não-determinístico, isto é, não há garantia de obtenção de acesso. Na realidade, não existem problemas na

utilização do CSMA/CD em redes nas quais os enlaces são pequenos e o tráfego predominante de dados tais como em redes locais Ethernet. No entanto, redes de acesso em banda larga, além de dados devem prover serviços de voz e vídeo.

A EPON funciona em modo full-duplex, ou seja, não necessita do protocolo CSMA/CD de acesso ao meio e detecção de colisão [30]. As ONUs recebem somente o tráfego vindo do OLT, e não o tráfego transmitido por outras ONUs na fibra compartilhada. Se houver necessidade de conexão ponto-a-ponto entre duas ONUs, isto só pode ser feito por intermédio da OLT. Cada ONU transmite para a OLT em turnos, usando um protocolo de multiplexação de acesso por divisão de tempo (TDMA). Estes tempos de transmissão são controlados pela OLT através de seu protocolo de distribuição de banda.

2.2.2 Protocolo MPCP

O protocolo *Multi-point control protocol* (MPCP) especifica mecanismos de controle entre um OLT e as ONUs para permitir a transmissão de dados. Este protocolo introduz cinco novas mensagens de controle MAC de 64 bytes para prover a transmissão de frames Ethernet sobre EPON. As mensagens REGISTER REQUEST, REGISTER e REGISTER ACK são utilizadas no processo auto discovery para registrar uma nova ONU. Mensagens GATE e REPORT são usadas para solicitar transferência de banda na direção *uplink*. A mensagem GATE é enviada via *downlink* pelo OLT, informando uma ONU particular sobre seu *timeslot* de transmissão dedicada. A mensagem REPORT é enviada por uma ONU para o OLT, contendo a solicitação de transmissão. MPCP provê o mecanismo REPORT/GATE para negociar a largura de banda sem especificar qualquer algoritmo de alocação de banda particular [26] (Figura 2.7).

2.2.3 Escalonador IPACT

O padrão IEEE 802.3ah não especifica nenhum algoritmo de alocação e escalonamento de banda. É fundamental que um algoritmo seja definido para aumentar a utilização da banda e garantir QoS nas redes EPON [34]. O algoritmo IPACT [25] foi o esquema de escalonamento de banda pioneiro desenvolvido para redes EPON. Neste algoritmo, o OLT concede intervalos de tempo para cada ONU através de mecanismos *round-robin*. O intervalo de tempo concedido é determinado pela mensagem REQUEST enviada pelas ONUs.

Dado que o OLT possui o RTT e o tamanho do *buffer* de cada ONU ordenado, o OLT envia para a próxima ONU da sua fila (ONU1) uma mensagem GRANT com o tamanho (*tam*), em bytes, da fila da ONU1 (Algoritmo 1). Antes de receber a resposta da ONU1, o OLT já sabe quando o último bit de transmissão da ONU1 irá chegar, no instante de tempo dado por:

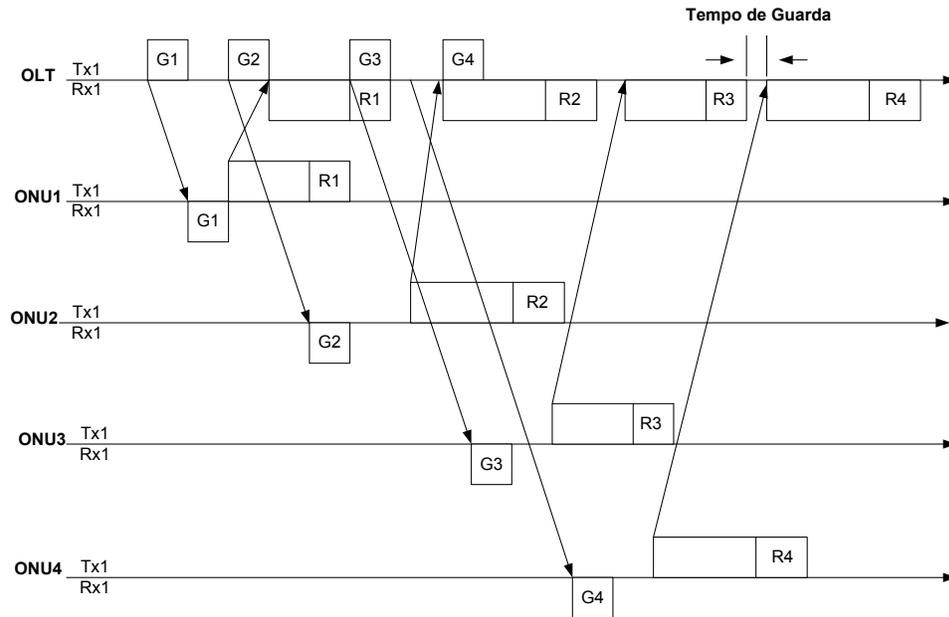


Figura 2.7: Fluxo de mensagens GATE e REPORT

$$t = RTT_{onu1} + time_to_process(tam).$$

Logo, o OLT pode escalonar o GRANT para a próxima ONU (ONU2) considerando o instante:

$$t + guard_time,$$

onde o *guard_time* é utilizado para resolver problemas de flutuação do RTT. A ordem das concessões é efetuada seguindo o esquema *round robin*.

Ao final do envio dos dados, as ONUs enviam uma mensagem REQUEST. Esta mensagem contém os bytes que estão na sua fila que será utilizado na ONU para o próximo momento de escalonamento. Além disto, a ONU atualiza seus valores de RTT, calculando a diferença entre o tempo esperado e o tempo real de recebimento do REQUEST.

O Algoritmo 1 demonstra este procedimento. Utiliza-se o RTT como valor de entrada do algoritmo. Em geral, são utilizados métodos de *cold start* para inicialização das ONUs [28]. Em conjunto com o Algoritmo 1, é usado, em paralelo, o algoritmo para recebimento dos REQUESTs e atualização dos RTTs.

Caso, em algum instante, o valor do REQUEST de alguma ONU seja zero, a mensagem GRANT terá tamanho zero e nenhum dado será enviado pela ONU. A função *time_to_process* calcula o tempo necessário para enviar o número de bytes através da rede.

Algorithm 1: *Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT)*

```

1: Entrada:  $L = \{ONU_1, \dots, ONU_n\}$  as ONUs e  $RTT = \{RTT_1, \dots, RTT_n\}$  o RTT
   das ONUs.
2: Início
3: Seja REQUEST o vetor com o tamanho das filas de cada ONU;
4: Seja  $t \leftarrow 0$ , o tempo de finalização da última ONU processada;
5: loop
6:    $ONU \leftarrow L.pop()$ ;
7:    $L.push(ONU)$ ;
8:   Enviar GRANT com REQUEST [ONU] para a ONU no tempo  $t$ .
9:    $t \leftarrow time\_to\_process(REQUEST[ONU]) + RTT[ONU] + guard\_time$ ;
10: Fim.

```

As mensagens de controle do IPACT são inseridas no campo carga do usuário nos quadros Ethernet. Assim, evita-se a utilização de um quadro Ethernet para enviar mensagens de controle, reduzindo-se, assim, o tempo de sinalização [25]. Neste esquema, também é importante ressaltar que as ONUs não necessitam estar sincronizadas, pois o algoritmo é implementado no OLT, no qual realiza-se a sincronização do sistema. Esta característica facilita a atualização do algoritmo, de forma que o algoritmo seja alterado somente no OLT [25].

2.3 Resumo do Capítulo

Neste capítulo, foi feita uma revisão das tecnologias de rede de acesso banda larga EPON e WiMAX. Os padrões WiMAX (802.16) e EPON (802.3ah) foram também discutidos. O modelo da camada MAC e as classes de serviço com suporte a QoS para redes WiMAX foram descritos. Para as redes EPON, a camada MAC foi apresentada em conjunto com o protocolo MPCP. No próximo capítulo, será apresentada a arquitetura utilizada para integração das redes EPON e WiMAX, bem como o seu funcionamento com o escalonador IPACT para a parte EPON da rede e o escalonador DBQUS, proposto neste trabalho, para a parte WiMAX da rede.

Capítulo 3

Integração de Redes EPON-WiMAX

Foram propostas em [39] quatro arquiteturas para integração de redes EPON e WiMAX: a arquitetura independente, a arquitetura híbrida, arquitetura orientada a conexão e a arquitetura de microonda sobre fibra.

Na primeira arquitetura, a BS WiMAX conecta-se à ONU como um usuário comum. Desta forma, WiMAX e EPON funcionam independentemente. Este esquema é considerado custoso já que as duas tecnologias devem ser implantadas separadamente. A arquitetura híbrida integra hardware e software e como resultado há mais vantagens do que o esquema independente descrito. Esta proposta diminui drasticamente o custo das tecnologias EPON e WiMAX combinadas e ainda, cada ONU integrada a uma BS WiMAX tem toda informação da banda requisitada pelos usuários. Na arquitetura orientada a conexão, a camada MAC da rede EPON deve ser modificada para lidar com o quadro WiMAX ou MAC PDUs ao invés de um quadro Ethernet. A quarta arquitetura engloba a tecnologia de microonda sobre fibra que reduz os custos de integração entre WiMAX e EPON bem como utiliza melhor a capacidade de transmissão da fibra. O sinal WiMAX é modulado numa frequência sem fio. Estes dois sinais são então multiplexados e modulados em uma frequência óptica comum e transmitida para um nó central uplink. A modulação de uma frequência WiMAX é denominada como microonda sobre fibra (MOF - *Microwave Over Fiber*).

Neste trabalho, a arquitetura considerada é a arquitetura híbrida (Figura 3.1). Na rede integrada EPON-WiMAX [39], a BS da rede WiMAX é um cliente da rede EPON e está conectada a uma ONU da EPON. Na rede EPON, o OLT distribui a banda disponível entre as ONUs de forma cíclica usando o algoritmo IPACT [25]. A cada rodada do ciclo de concessão de banda, o protocolo EPON decide a quantidade de banda que cada ONU receberá. No protocolo IPACT, o OLT consulta as ONUs e concede intervalos de tempo para cada ONU de forma circular (*round-robin*).

Além disso, a largura de banda concedida para a ONU-BS deve ser distribuída entre

as SSs WiMAX. Na rede integrada, a largura de banda recebida pela BS pode mudar a cada rodada do ciclo de concessão de banda da rede EPON. Assim, o escalonador WiMAX localizado na ONU-BS deve levar em consideração esta variação para prover oportunidades de transmissão para as SSs. É possível que a BS receba menos banda do que o necessário para prover os requisitos de QoS das conexões (Figura 3.1).

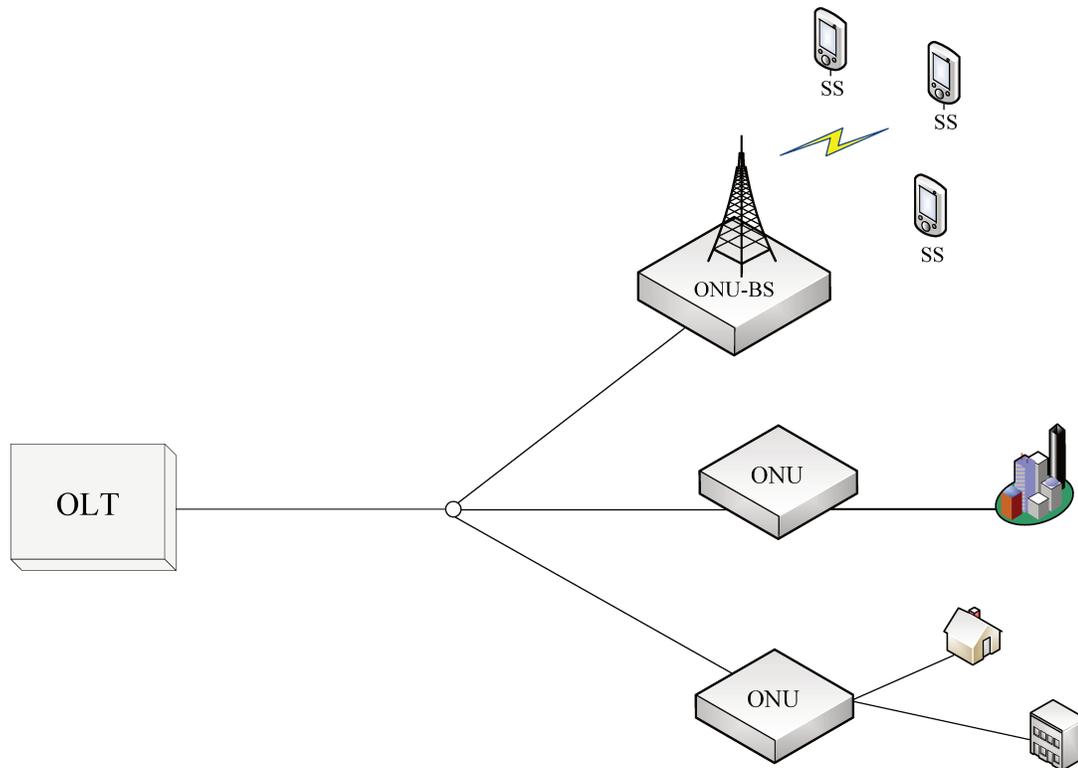


Figura 3.1: Rede Integrada EPON-WiMAX

O padrão IEEE 802.ah especifica que o protocolo *Multipoint Control Protocol* (MPCP) [33] deve ser usado para realizar requisição e concessão de banda entre o OLT e as ONUs. No MPCP, as ONUs enviam mensagens REPORT para o OLT para solicitar a banda necessária para transmitir seu *backlog*. O OLT envia mensagens GATE no protocolo IPACT, o OLT consulta as ONUs e concede intervalos de tempo para cada ONU de forma circular. A duração do intervalo de tempo alocado é determinado pela mensagem de requisição enviada pelas ONUs. Na rede WiMAX, um mecanismo de sinalização para informar a troca de mensagens entre a BS e SSs foi definido. Este mecanismo de sinalização permite que as SSs solicitem banda para a BS. A alocação de banda é fornecida sob demanda.

Quando uma SS tem dado a ser transmitido, ela envia uma requisição de banda

para a BS. A BS gerencia a alocação de banda para as SSs utilizando o esquema de poll/request/grant e aloca intervalos de tempo para as SSs baseado nas requisições de banda bem como nos requisitos de QoS das conexões solicitantes (Figura 3.2).

O ciclo de concessão de banda na rede EPON pode ser diferente do ciclo da rede WiMAX que requer que seu escalonador ajuste a banda concedida para as SSs, de forma que os requisitos de QoS destas conexões possam ser providos.

A Figura 3.2 ilustra o fluxo das mensagens de controle para requisição e concessão de banda na rede integrada. A ONU-BS requisita banda através do protocolo MPCP, utilizando mensagens REPORT a cada ciclo EPON e recebe mensagens GATE para concessão de banda. A banda fornecida para a ONU-BS é então distribuída para as SSs de acordo com o DBQUS. Na rede WiMAX, um mecanismo similar é usado. Cada SS requisita banda e recebe a notificação da banda alocada pelo DBQUS em um ciclo. Detalhes sobre o mecanismo e funcionamento do DBQUS serão apresentados no Capítulo 4.

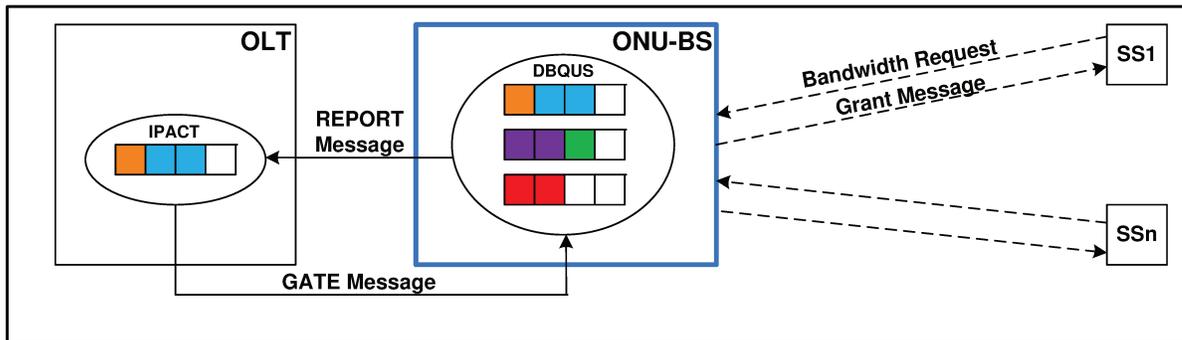


Figura 3.2: Fluxo da requisição e concessão de banda na rede integrada

3.1 Escalonadores para a Rede Integrada

Vários mecanismos de escalonamento tem sido propostos para redes integradas EPON-WiMAX. Em [19], os autores propuseram o mecanismo *QoS-based Dynamic Bandwidth Allocation* (QDBA) em conjunto com o esquema *Prediction-based Fair Excessive Bandwidth Allocation* (PFEBBA) para melhorar o desempenho do sistema em redes EPON. No QDBA, cada ONU manipula três filas com diferentes níveis de prioridades e classifica e mapeia os tráfegos WiMAX nessas filas. Este esquema projeta o escalonamento em duas etapas para configurar as prioridades dos serviços (UGS, rtPS, ertPS, nrtPS e BE). O UGS possui a maior prioridade para transmitir, o rtPS, a segunda maior prioridade, seguido do ertPS na fila de prioridade 1 (PQ1). O nrtPS possui prioridade maior do que o BE na fila de prioridade 2 (PQ2). Depois disto, baseado em algumas condições, o buffer da ONU

decide a razão da prioridade do UGS, PQ1 e PQ2. Se o buffer da ONU for preenchido com menos de 40%, então a razão de prioridade é configurada como 4:2:1 para UGS, PQ1 e PQ2. Se o buffer da ONU for preenchido entre 40% e 80%, então a razão da prioridade é 2:1:0 para UGS, PQ1 e PQ2. Por fim, se o buffer da ONU for preenchido com mais de 80%, então a razão da prioridade é 1:0:0 para UGS, PQ1 e PQ2, respectivamente. Para comprovar a eficácia desta proposta foram realizadas simulações no ambiente OPNET. O QDBA foi comparado com o esquema IPACT em termos de probabilidade de descarte, tamanho médio da fila e atraso médio fim-a-fim do pacote.

Em [44], é proposto um esquema de alocação dinâmica com suporte a QoS para uma rede integrada híbrida chamado WE-DBA. Este esquema atua numa infraestrutura híbrida virtual integrada denominada VOB (virtual ONU-BS), que não requer a existência de um dispositivo fisicamente unificado (ONU-BS), mas que provê uma plataforma para executar algoritmos de gerenciamento de recursos e de escalonamento. Um módulo chamado WE-Bridge é situado entre uma BS WiMAX e uma ONU para coordenar a alocação dos recursos. Este módulo é instalado numa máquina que, por sua vez, é conectada a uma ONU e a uma BS do VOB. Além disso, este módulo é constituído por três outros módulos: *QoS Mapping*, *minimum BE bandwidth* e *ONU BW Request*. O primeiro é responsável por mapear os pacotes na fila da BS para a fila ONU e ao mesmo tempo mantém os requisitos de QoS. O segundo módulo visa amenizar o problema causado pelos tráfegos de serviços de baixa prioridade. Por fim, o último módulo é responsável pela requisição de banda que antecede o mecanismo de escalonamento. Yang *et. al* [44] também avaliaram a rede integrada investigando o efeito do ciclo EPON e a duração do frame WiMAX sob diferentes quantidades de SSs.

Um mecanismo de escalonamento para a rede integrada EPON-WiMAX é proposto em [32] [31], mas o tamanho da fila da ONU não é considerada. O esquema se propõe a escalonar os dados baseados nas métricas de QoS, bem como na visão global da rede híbrida. Ao invés de gerenciar os recursos da rede de forma distribuída, a proposta emprega o nó híbrido OLT/BS como um controlador central (CC), o qual agrupa as informações dos recursos e as requisições de serviço de todos os seus usuários. A decisão de escalonamento considera os tráfegos de alta prioridade. O escalonador proposto é validado através de simulações, utilizando-se dois cenários. No primeiro cenário, cada (hop) toma sua própria decisão de transmissão (*multi-hop scheduling*) enquanto que, no outro cenário, o mecanismo de escalonamento proposto toma a decisão. O nó CC coleta a informação global e escalona os dados de acordo com a prioridade. São feitas comparações quanto ao atraso e vazão da rede. Os resultados da simulação mostram que um controle centralizado é uma necessidade para reduzir o *overhead* da transmissão *hop-by-hop*.

Em [3], um esquema de escalonamento em dois níveis foi proposto para a rede integrada EPON-WiMAX, que leva em consideração o tamanho da fila e o atraso *head-of-line* (HoL).

Neste esquema, é usado o *proportional fairness* para as transmissões das SSs através do canal WiMAX e um mecanismo centralizado no OLT para as transmissões *uplink* na EPON que se conecta a múltiplas WiMAX-ONUs. Um algoritmo de escalonamento centralizado é proposto para transmissão uplink EPON. O escalonador no OLT considera a condição do canal WiMAX, tamanho das filas na ONU e o atraso HoL, a fim de alocar os frames para as ONU-BSs. Para alocação de largura de banda, o frame EPON é dividido em dois slots. As filas UGS serão atribuídas ao primeiro slot do frame e filas rtPS ou nrtPS ficarão na segunda parte do slot. Além disso, cada slot é dividido em mini-slots.

Em [1], propõe-se um esquema de controle de admissão para a rede integrada EPON-WiMAX. É proposta uma modificação no esquema de negociação dos recursos e um mecanismo de controle de admissão integrado, que estende as mensagens de controle no MPCP com um campo para carregar as informações adicionais. A aceitação de uma nova requisição de uma conexão é baseada na atualização do status de *polling* óptico e no atraso esperado da fila. Admitindo-se uma nova requisição de conexão numa rede WiMAX, sem considerar o tempo de fila e de solicitação no sistema central EPON, será concedida banda para tráfego não conforme. Compartilhar oportunidades de transmissão para tráfego não-conforme causa desperdício de banda e degradação da QoS para o tráfego conforme. Este esquema, chamado IOW-AC, está localizado no nó da interface das redes óptica e sem fio e obtém informações da rede em ambos os domínios. Propõe-se, também, um framework integrado de gestão de recursos (ciente do atraso) para provisão de QoS na rede integrada. Para avaliar o desempenho deste esquema, foram realizadas simulações no ambiente OPNET. O desempenho da rede é medido em termos de vazão da rede enquanto garante um limite de atraso requerido para comunicações multi-domínio. O esquema IOW-AC é comparado com um esquema de controle de admissão comum, que aceita ou rejeita uma requisição baseado apenas no atraso da fila. A simulação foi feita em dois cenários, utilizando-se dois esquemas de alocação de banda: TDMA e IPACT. Apesar desta referência [1] ser mencionada nesta dissertação, nenhum controle de admissão para a rede integrada EPON-WiMAX é proposto.

A Tabela 3.1 apresenta uma comparação dos trabalhos descritos nesta seção em relação ao trabalho proposto nesta dissertação (escalonador DBQUS) que será apresentado em detalhes na seção a seguir. O esquema desenvolvido por [1] não aparece na tabela pelo mesmo motivo descrito anteriormente já que um esquema de controle de admissão não é tratado nesta dissertação. As propostas são comparadas em termos de classes de serviço WiMAX e informações da camada física para realizar o escalonamento. As propostas citadas neste capítulo não foram comparadas com o escalonador proposto, DBQUS, dado que estes escalonadores também tem o propósito de escalonar as requisições da rede EPON. O DBQUS é um escalonador WiMAX e não considera as requisições da rede EPON para realizar o escalonamento para as estações cliente da rede WiMAX.

O escalonador DBQUS proposto nesta dissertação foi desenvolvido para a ONU-BS e tem a vantagem de ser independente do protocolo EPON adotado. Isto facilita a implantação das redes EPON-WiMAX e aumenta seus benefícios. Além disto, o DBQUS considera todas as classes de serviço da rede WiMAX ao prover qualidade de serviço. A arquitetura utilizada para integração das redes EPON e WiMAX foi a arquitetura híbrida cujo principal benefício é a redução dos custos dos equipamentos. O escalonador proposto não leva em consideração dados da camada física na alocação dos recursos, porém este esquema pode ser customizado para considerar usuários com diferentes taxas de transmissão devido ao uso de modulações distintas. A adaptação do escalonador para o uso em redes com canal OFDMA seria mais complexa dado que além de slots deve-se alocar subportadoras [7].

Tabela 3.1: Comparação entre escalonadores desenvolvidos para redes integradas EPON-WiMAX

| Proposta | Esquema | Classe de serviço WiMAX | Enlace sem fio |
|----------------------------|----------------|--------------------------------|-----------------------|
| Hwang et al., 2009 [19] | PFEBA | UGS-ertPS-rtPS-nrtPS-BE | Não |
| Yang et al., 2009 [44] | WE-DBA | UGS-rtPS-BE | Sim |
| Luo et al., 2007 [32] [31] | OWI | UGS-rtPS-nrtPS-BE | Sim |
| Alsolami et al., 2009[3] | NTHS | UGS-rtPS-nrtPS-BE | Sim |
| Dias e Fonseca | DBQUS | UGS-ertPS-rtPS-nrtPS-BE | Não |

3.2 Resumo do Capítulo

Neste Capítulo, foram apresentadas as quatro arquiteturas propostas em [39]: independente, híbrida, orientadas a conexão e de microonda sobre fibra. Na presente dissertação, a arquitetura empregada é baseada na arquitetura híbrida em que uma ONU e uma BS WiMAX funcionam de forma integrada, diminuindo, assim, o custo da solução. Foi, também, descrito o projeto da rede integrada proposto nesta dissertação em que a BS da rede WiMAX é um cliente da rede EPON e está conectada a uma ONU da EPON. O funcionamento da rede integrada foi apresentado, bem como o escalonador IPACT utilizado na parte EPON da rede. Por fim, os trabalhos relacionados em que são propostos

mecanismos de escalonamento para redes integradas EPON-WiMAX foram descritos. No próximo capítulo, o escalonador utilizado para a parte WiMAX da rede, que funciona na ONU-BS da rede integrada, será detalhado.

Capítulo 4

Escalonador DBQUS

Esta seção introduz um novo mecanismo de escalonamento *uplink* para redes EPON-WiMAX. O escalonador, *Deficit-based QoS Uplink Scheduler* (DBQUS), é baseado no mecanismo *Migration-based Scheduler for QoS Provisioning* (MBQoS) proposto em [11] [8] [18] [10], que não leva em consideração a variabilidade da largura de banda do canal. O MBQoS é um escalonador baseado em filas de prioridade que escalona as requisições das classes de serviço com maior prioridade e, caso haja *slots* disponíveis, escalona as requisições das classes de mais baixa prioridade, a fim de garantir QoS. O MBQoS pressupõe que sempre haverá banda suficiente para atender as requisições dos fluxos de mais alta prioridade.

O escalonador DBQUS busca atender as requisições de banda das conexões priorizando os fluxos de serviço, de acordo com seus requisitos de QoS, quando há largura de banda disponível, e compensando em oportunidades futuras as conexões ainda não atendidas, caso não haja largura de banda suficiente. O escalonador guarda a informação da quantidade de banda que faltou para atender o requisito mínimo (*deficitMinimum*) de cada conexão. Desta forma, o mecanismo atende estes déficits, assim que possível, guardando a prioridade de cada classe de serviço. Esta compensação é realizada para as conexões, de acordo com a ordem decrescente de prioridade.

O escalonador proposto utiliza três filas com diferentes prioridades: baixa, intermediária e alta (Figura 4.1). A fila de baixa prioridade armazena requisições de banda de fluxos BE. A fila intermediária armazena requisições de banda enviadas por conexões rtPS e nrtPS. Requisições desta fila podem migrar para a fila de alta prioridade para que seus requisitos de QoS sejam garantidos. A fila de alta prioridade armazena *grants* periódicos e requisições *unicast* que devem ser escalonadas no *frame* seguinte. O agrupamento das conexões nas três filas de prioridade foi realizado com base na relação existente entre os requisitos de qualidade de serviço de cada uma das classes de serviço.

A BS executa o escalonador *uplink* a cada *frame* e envia informações de escalonamento

para as SSs através de mensagens UL-MAP¹.

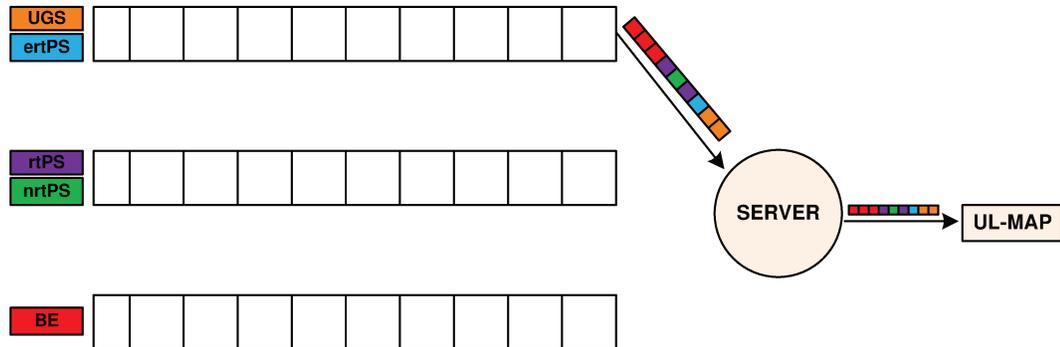


Figura 4.1: Arquitetura do Escalonador DBQUS

Cada vez que o escalonador é executado, calcula-se um valor de prioridade para cada requisição na fila intermediária, considerando o *deficitMinimum* de cada conexão. Assim, o escalonador tenta suprir déficits gerados pela falta de largura de banda. Após migrar as requisições com *deficitMinimum* positivo, o mesmo calcula o valor de prioridade para as requisições restantes na fila intermediária, utilizando o requisito de taxa mínima, requisições *backlogged* (número de *bytes* requisitados por uma conexão) e taxa de tráfego recebidos na janela corrente. Valores baixos de prioridade são atribuídos para requisições de conexões que já tenham recebido o requisito de taxa mínima na janela corrente. Para as requisições restantes, quanto menor a taxa recebida pela conexão, maior é o valor de prioridade atribuído.

Uma vez que todas as alocações de banda necessárias para uma única SS foram realizadas em um *grant* no UL-MAP, o DBQUS garante que a soma da banda alocada para uma única conexão é menor ou igual ao requisito do tamanho máximo da rajada. Além disso, o escalonador não aloca banda para uma conexão se resultar na violação do requisito de taxa máxima. Da mesma forma como no escalonador [11], um *dual leaky bucket* é usado para o policiamento dos requisitos de tamanho máximo da rajada e taxa máxima.

O Algoritmo DBQUS (Algoritmo 2) descreve o esquema do escalonador proposto nesta dissertação. Após inserir *grants* periódicos na fila de alta prioridade, o algoritmo verifica quais conexões rtPS e nrtPS devem migrar da fila intermediária para a fila de alta prioridade (linhas 2, 3 e 4). Na linha 5, o escalonador distribui os recursos de banda não alocados dentre conexões BE. Por fim, todas as requisições na fila de alta prioridade são

¹O UL-MAP é um campo do subframe downlink que especifica o identificador do canal uplink, o instante inicial do subframe uplink e as oportunidades de transmissão (*grants*) alocadas para as SSs

servidas. No Algoritmo 3, os procedimentos do DBQUS são detalhados. Nos parágrafos seguintes, serão descritos os procedimentos do Algoritmo 2.

Algorithm 2: Algoritmo DBQUS

- 1: *checkGrants*
 - 2: *checkMinimumBandwidth(deficitMin)*
 - 3: *checkDeadline*
 - 4: *checkMinimumBandwidth(deficit)*
 - 5: *distributeFreeResources*
 - 6: Escalona as requisições da fila de alta prioridade começando pela cabeça da fila
-

O procedimento ***checkGrants*** (Figura 4.2) migra *grants* periódicos de fluxos de alta prioridade, UGS e ertPS. Primeiramente, verifica-se se há algum fluxo UGS com valor *deficitMinimum* positivo, ou seja, se alguma requisição anterior deixou de ser atendida. Estas possuem a maior prioridade no algoritmo e são inseridas na fila de alta prioridade enquanto há banda disponível (linhas 2-4). Em seguida, enquanto há banda disponível, são atendidos os *grants* periódicos UGS que devem ser concedidos no próximo *frame* (linha 5). Depois disto, o mesmo processo é repetido para fluxos ertPS, priorizando primeiramente os que têm *deficitMinimum* positivo (linhas 6-9).

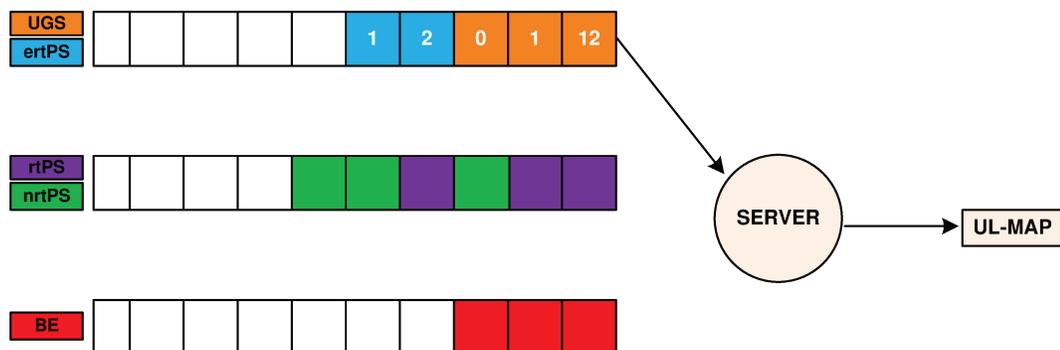


Figura 4.2: Procedimento *checkGrants*

O procedimento ***checkMinimumBandwidth(deficitMinimum)*** (Figura 4.3) tenta atender os fluxos rtPS e nrtPS que estão com valor de *deficitMinimum* positivo. Primeiramente, calcula-se um valor de prioridade para cada requisição na fila intermediária. Neste caso, a prioridade é o valor do *deficitMinimum*. Em seguida, ele ordena a fila intermediária, de acordo com os valores de prioridade atribuídos para as requisições, primeiramente, as requisições com valor de *deficitMinimum* maior (linhas 19-34).

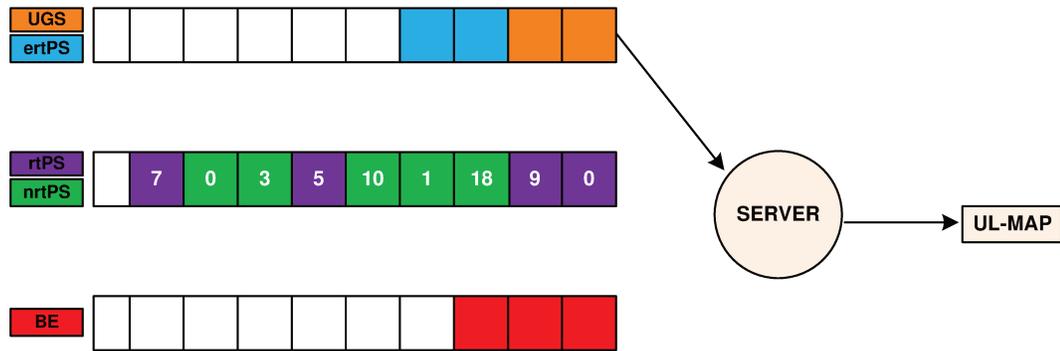


Figura 4.3: Procedimento *checkMinimumBandwidth (deficitMinimum)*

No último passo (Figura 4.4), o escalonador tenta migrar as requisições para a fila de alta prioridade, utilizando o procedimento *migrateBWRequest* seguindo a ordem de prioridade estabelecida (linhas 35-38).

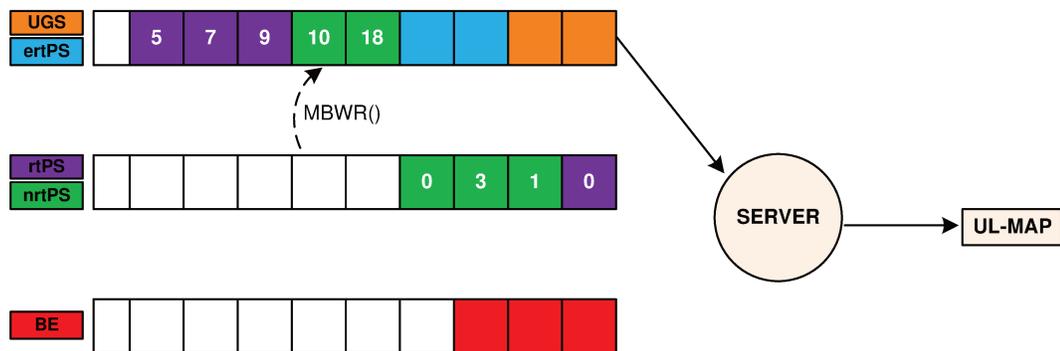


Figura 4.4: Requisições da fila intermediária são migradas para a fila de alta prioridade

No procedimento *checkDeadline* (Figura 4.5), o escalonador tenta migrar requisições rtPS da fila intermediária para a fila de alta prioridade, utilizando o procedimento *migrateBWRequest* caso haja banda disponível. Requisições rtPS com *deadline* que expira após o *frame* seguinte e que não tenham recebido o requisito de taxa mínima, na janela corrente, são migradas para a fila de alta prioridade (linhas 14-17) (Figura 4.6).

O procedimento *checkMinimumBandwidth(deficit)* (Figura 4.7) é semelhante ao procedimento *checkMinimumBandwidth(deficitMinimum)*, modificando-se apenas a

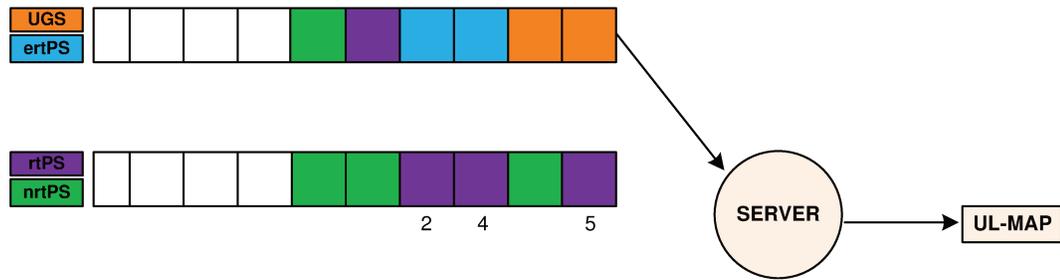


Figura 4.5: Procedimento *checkDeadline*

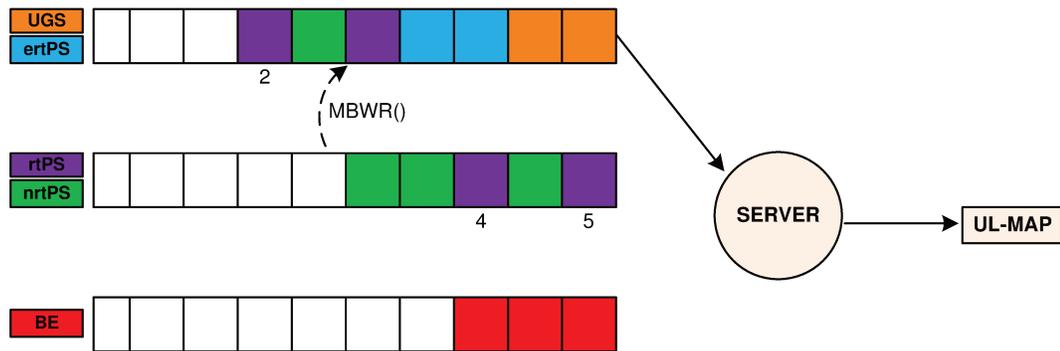


Figura 4.6: Requisição *rtPS* migrada para fila de alta prioridade

forma de recalculer a prioridade de cada requisição (linhas 24-30). Neste instante, nenhuma requisição possui *deficitMinimum*, assim, as requisições podem ser ordenadas através do deficit existente para alcançar o requisito de taxa mínima (linhas 19-38). Em seguida estas requisições são migradas para a fila de alta prioridade (Figura 4.8).

O procedimento *distributeFreeResources* (Figura 4.9) distribui os *slots* não utilizados pelos serviços de mais alta prioridade para as conexões BE, migrando as requisições da fila de baixa prioridade para a fila de alta prioridade (linhas 40-43) (Figura 4.10).

O procedimento *migrateBWRequest* é uma função auxiliar que verifica se a quantidade de banda solicitada pela requisição que está sendo migrada está disponível no *subframe uplink*. Sempre que a banda disponível for menor do que a banda solicitada, a mesma será alocada e a solicitação da alocação de banda restante será realizada futuramente (linhas 45-48). A alocação de parte da banda requisitada também será adiada caso

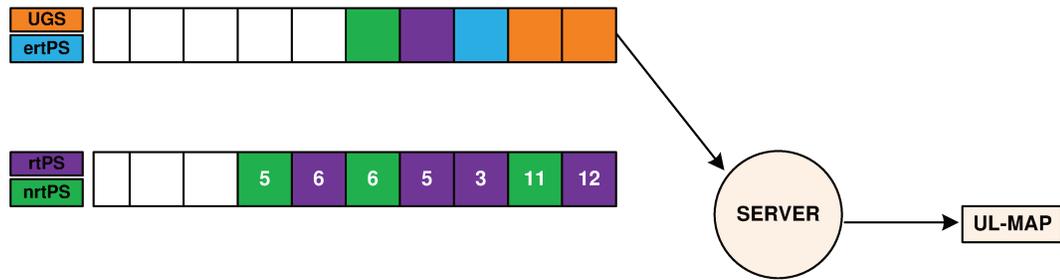


Figura 4.7: Procedimento *checkMinimumBandwidth(deficit)*

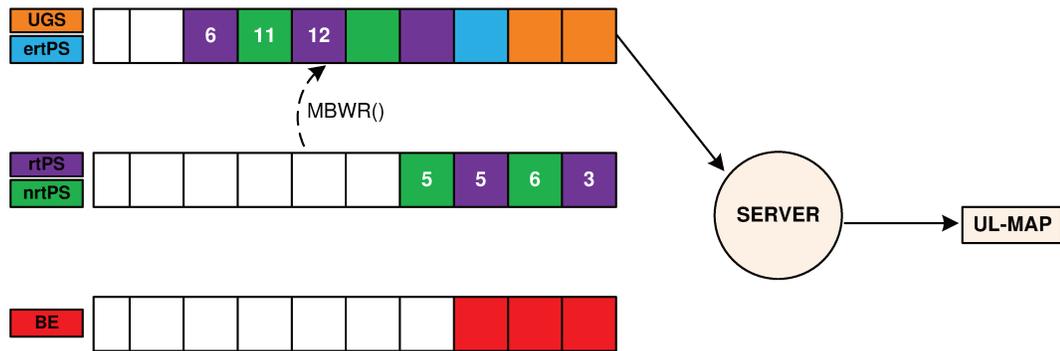


Figura 4.8: Requisições migradas para fila de alta prioridade

resulte em violação do valor do requisito do tamanho máximo da rajada (linhas 49 e 50). Após a definição da banda que pode ser alocada para a requisição (*grantSize*), e caso esse valor seja menor do que a banda solicitada pela requisição, cria-se uma nova requisição com tamanho igual a quantidade de banda que não será migrada e esta requisição é inserida no final da fila intermediária (linhas 51-53). Atualiza-se, então, a banda solicitada pela *i*-ésima requisição, para *grantSize* e esta é migrada para a fila de alta prioridade.

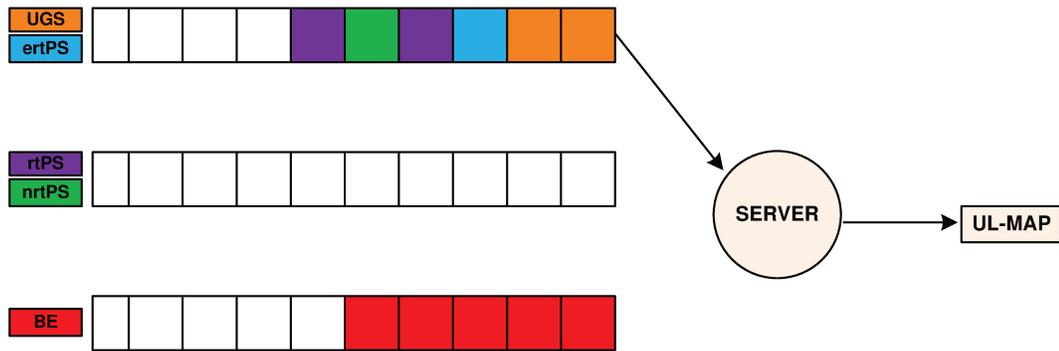
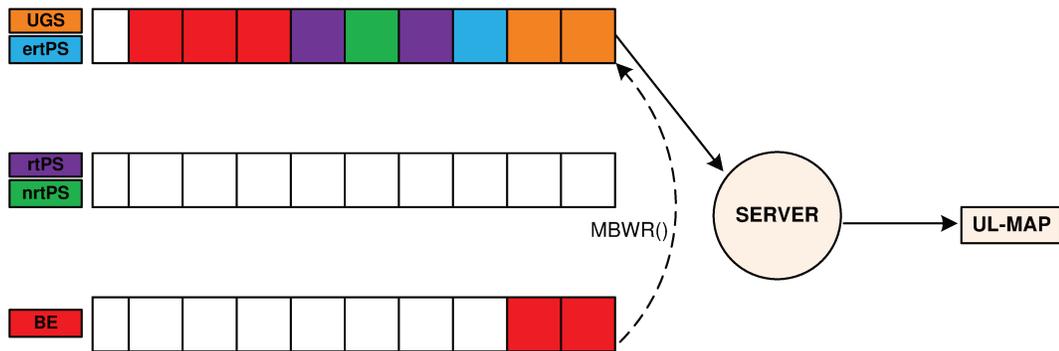
Figura 4.9: Procedimento *distributeFreeResources*

Figura 4.10: Requisições da fila de baixa prioridade são migradas para fila de alta prioridade

4.1 Resumo do Capítulo

Neste capítulo o escalonador DBQUS, compatível com o padrão IEEE 802.16, foi introduzido. O DBQUS é baseado no mecanismo MBQoS, que não leva em consideração a variabilidade da largura de banda do canal. Considerando o cenário de integração descrito anteriormente, é muito importante que o escalonador WiMAX utilizado na rede integrada leve em consideração a variabilidade da banda fornecida pela rede EPON. Através do mecanismo DBQUS, é feita uma compensação de banda para as conexões que não receberam a banda necessária até o momento. No Capítulo 5, avalia-se o desempenho do DBQUS em diferentes cenários.

Algorithm 3: Procedimentos do DBQUS

```

1: checkGrants
2: for cada conexão UGS  $u$  do
3:   if availableBW > 0 and deficitMinimum[ $u$ ] > 0 then
4:     MigrateBWRequest( $u$ );
5: Insert the UGS grants while availableBW > 0
6: for cada conexão ertPS  $e$  do
7:   if availableBW > 0 and deficitMinimum[ $e$ ] > 0 then
8:     MigrateBWRequest( $e$ );
9: Insert the ertPS grants while availableBW > 0
10: checkDeadline
11: for cada requisição  $i$  na fila intermediária do
12:   if availableBW = 0 then
13:     break;
14:   if service[ $CID$ ] = rtPS then
15:     frame[ $i$ ] =  $\lfloor (\text{deadline}[i] - \text{currentTime}) / \text{frameDuration} \rfloor$ ;
16:     if frame[ $i$ ] = 3 e TwndTR[ $CID$ ] < minTR[ $CID$ ] then
17:       MigrateBWRequest( $i$ );
18: checkMinimumBandwidth (priority type)
19: for cada requisição do tipo rtPS ou nrtPS do
20:   backlogged_tmp[ $CID$ ] = backlogged[ $CID$ ];
21:   TwndTR_tmp[ $CID$ ] = TwndTR[ $CID$ ];
22:   bucket2_tmp[ $CID$ ] = bucket2[ $CID$ ];
23: for cada requisição  $i$  na fila intermediária do
24:   if minTR[ $CID$ ] ≤ TwndTR_tmp[ $CID$ ] or bucket2_tmp[ $CID$ ] = 0 then
25:     priority[ $i$ ] = 0;
26:   else
27:     if priorityType = deficit then
28:       priority[ $i$ ] = backlogged_tmp[ $CID$ ] - (TwndTR_tmp[ $CID$ ] - minTR[ $CID$ ]);
29:     else
30:       priority[ $i$ ] = minTR[ $CID$ ] - TwndTR_tmp[ $CID$ ];
31:       TwndTR_tmp[ $CID$ ] = TwndTR_tmp[ $CID$ ] + BR[ $i$ ];
32:       bucket2_tmp[ $CID$ ] = bucket2_tmp[ $CID$ ] + BR[ $i$ ];
33:       backlogged_tmp[ $CID$ ] = backlogged_tmp[ $CID$ ] - BR[ $i$ ];
34: Ordene a fila intermediária em ordem não-decrescente de prioridade;
35: for cada requisição  $i$  na fila intermediária do
36:   if availableBW = 0 or (priorityType = 'deficitMin' and priority[ $i$ ] ≤ 0) then
37:     break;
38:   MigrateBWRequest( $i$ );
39: DistributeFreeResources
40: for cada requisição  $i$  na fila de baixa prioridade do
41:   if availableBW = 0 then
42:     break;
43:   MigrateBWRequest( $i$ );
44: MigrateBWRequest(i)
45: if BR[ $i$ ] > availableBW then
46:   grantSize = availableBW;
47: else
48:   grantSize = BR[ $i$ ];
49: if grantSize > bucket2[ $CID$ ] then
50:   grantSize = bucket2[ $CID$ ];
51: if 0 < grantSize < BR[ $i$ ] then
52:   crie uma nova requisição  $j$  para a conexão  $CID$  com BR[ $j$ ] = BR[ $i$ ] - grantSize;
53:   insira a requisição  $j$  no final da fila intermediária;
54: BR[ $i$ ] = grantSize;
55: Mova a requisição  $i$  para a fila de maior prioridade;
56: TwndTR[ $CID$ ] = TwndTR[ $CID$ ] + grantSize;
57: bucket2[ $CID$ ] = bucket2[ $CID$ ] - grantSize;
58: backlogged[ $CID$ ] = backlogged[ $CID$ ] - grantSize;
59: availableBW = availableBW - grantSize;

```

Capítulo 5

Avaliação de Desempenho do Escalonador DBQUS

Neste capítulo, o DBQUS é avaliado em diferentes cenários de simulação. A Seção 5.1 detalha a configuração dos parâmetros de simulação utilizados. Em seguida, são apresentados os resultados numéricos obtidos com cada simulação em diferentes cenários. E, por fim, o resumo do capítulo é feito.

5.1 Parâmetros de Simulação

A eficácia do DBQUS foi avaliada através de simulações utilizando o módulo WiMAX do Network Simulator (NS-3) [42] [41] [16] [9]. O módulo EPON foi desenvolvido em Java (Anexo A). A Seção 5.1 descreve o cenário de simulação em que o DBQUS foi analisado, em seguida, os resultados gerados a partir das simulações são apresentados.

A duração de cada simulação é de 1200 segundos. O intervalo de confiança de 95% foi obtido pelo método de replicação independente.

A capacidade da ONU-BS é de 30Mbps e o canal EPON é 1Gbps. Cada SS possui apenas um fluxo de serviço. Os experimentos utilizaram diferentes tipos de tráfego: voz, voz com supressão de silêncio, vídeo, FTP e WEB, que foram associados com os serviços UGS, ertPS, rtPS, nrtPS e BE respectivamente.

O tráfego, na rede WiMAX, foi gerado da seguinte maneira. O modelo de voz utilizado foi um modelo exponencial “on/off”. A duração média dos períodos “on” e “off” são iguais a 1.2s e 1.8s, respectivamente. Durante o período “on”, pacotes com 66 bytes foram gerados a cada 20ms. O modelo de voz com supressão de silêncio utilizado foi o *Enhanced Variable Rate Codec* (EVRC) [2], com pacotes gerados a cada 20ms empregando Taxa 1 (171 bits/packet), Taxa 1/2 (80 bits/packet), Taxa 1/4 (40 bits/packet) ou Taxa 1/8 (16 bits/packet). Tráfego de vídeo foi gerado com traces reais de vídeo [17]. Tráfego FTP foi

gerado usando distribuição exponencial com média de 512 KBytes. O tráfego WEB foi modelado por uma distribuição Lognormal/Pareto híbrida, com o corpo da distribuição correspondente a uma área de 0.88 modelado pela distribuição Lognormal com média 7247 bytes e a calda modelada pela distribuição de Pareto com média 10558 [6].

Para gerar o tráfego das ONUs, foram usadas fontes pareto ON-OFF e fontes CBR que geram pacotes com 24 bytes a cada $125\mu s$. O tempo de geração entre rajadas é exponencialmente distribuído e a duração da rajada é feita com distribuição de Pareto e o tamanho dos pacotes são de 594 e 1518 bytes [24].

O requisito *unsolicited grant interval* para os serviços UGS e ertPS é de 20ms. O requisito de latência máxima do serviço rtPS é de 300ms e o requisito de taxa mínima varia de acordo com a taxa média do vídeo transmitido. O serviço nrtPS tem requisito de taxa mínima de 200 Kbps e taxa máxima de 800 Kbps. O serviço BE não possui requisitos de QoS.

5.2 Resultados Numéricos

Nesta seção, o escalonador DBQUS é analisado sob diferentes circunstâncias. Primeiramente, o desempenho do escalonador DBQUS é comparado com o mecanismo MBQoS. Em seguida, o DBQUS foi avaliado na rede integrada. Posteriormente, o DBQUS é experimentado levando-se em consideração diferentes tempos de ciclo da rede EPON para analisar os efeitos do tempo de ciclo EPON na rede WiMAX com diferentes quantidades de SSs. Por fim, uma melhoria implementada no escalonador DBQUS que permite que a banda necessária para provisão de QoS seja estimada é verificado.

5.2.1 Comparação entre os escalonadores MBQoS e DBQUS

Os primeiros resultados obtidos com simulações são descritos em três cenários diferentes. O objetivo destes experimentos é analisar a capacidade do DBQUS em prover QoS em diferentes cenários de simulação, levando em consideração a variabilidade da largura de banda do canal. Além disto, o tempo que o mecanismo leva para suprir o deficitMinimum e a respectiva velocidade com que isto é feito são avaliados. Os resultados obtidos são comparados com o mecanismo MBQoS.

Cenário 1

Este cenário de simulação consiste em uma BS, 3 SSs com conexão UGS, 3 SSs com conexão ertPS e o número de SSs com conexão nrtPS varia entre 1 e 6. O objetivo desse cenário é avaliar se o mecanismo DBQUS provê QoS para as classes de serviço de

alta prioridade mesmo com o aumento de conexões nrtPS bem como verificar se provê o requisito de taxa mínima para a classe nrtPS.

A Figura 5.1 mostra a vazão das conexões UGS, ertPS e nrtPS. É possível observar que mesmo com o aumento do número de conexões nrtPS, a vazão das conexões UGS e ertPS para os mecanismos DBQUS e MBQoS não foi alterada, já que pertencem a classes de mais alta prioridade. Respeitando o requisito de QoS, a vazão das conexões nrtPS ficou acima do requisito de taxa mínima (200Kbps) e abaixo do requisito de taxa máxima (800 Kbps) desta classe de serviço. Conforme o número de conexões nrtPS aumenta, a vazão alcançada por estas conexões diminui dado que há mais conexões disputando o mesmo recurso, porém o requisito de taxa mínima mantém-se, garantindo QoS para esta classe de serviço. Há uma pequena diferença entre a vazão dos mecanismos MBQoS e DBQUS. O DBQUS utilizou a banda concedida para recuperar o deficitMinimum dos fluxos de serviço ertPS e manteve o atraso constante (Figura 5.2), fazendo com que a vazão seja um pouco menor do que no mecanismo MBQoS.

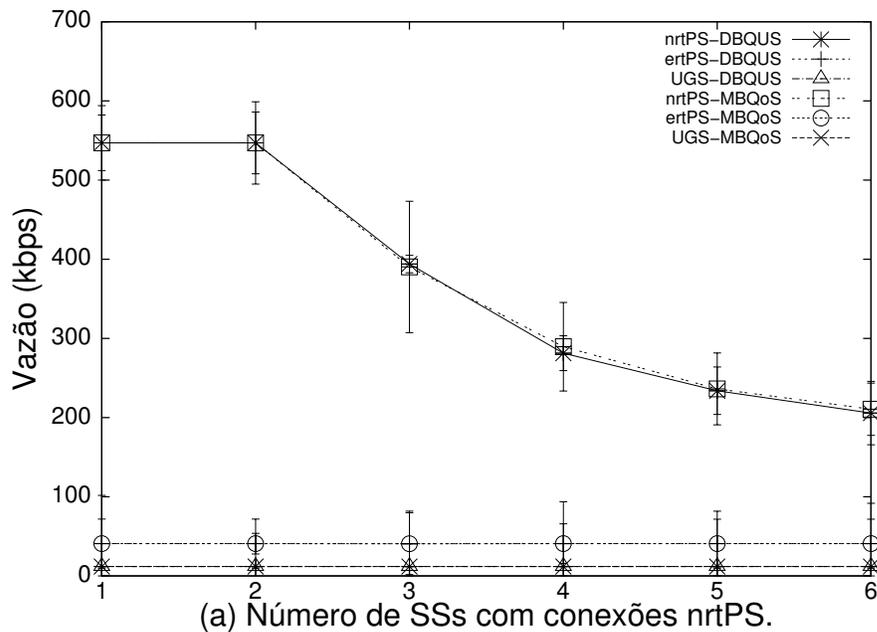


Figura 5.1: Vazão das Conexões UGS, ertPS e nrtPS

Na Figura 5.2, a latência das conexões UGS e ertPS é mostrada. Conexões nrtPS não possuem o requisito de latência máxima, por isso não aparecem no gráfico. É possível observar que no DBQUS, a latência dos fluxos UGS e ertPS não foram afetadas, mesmo com a variabilidade da largura de banda do canal devido ao fato de que o escalonador forneceu grants periódicos para estas conexões, garantindo os intervalos constantes requeridos por estes serviços. O MBQoS não possui nenhum mecanismo para recuperação do deficitMin-

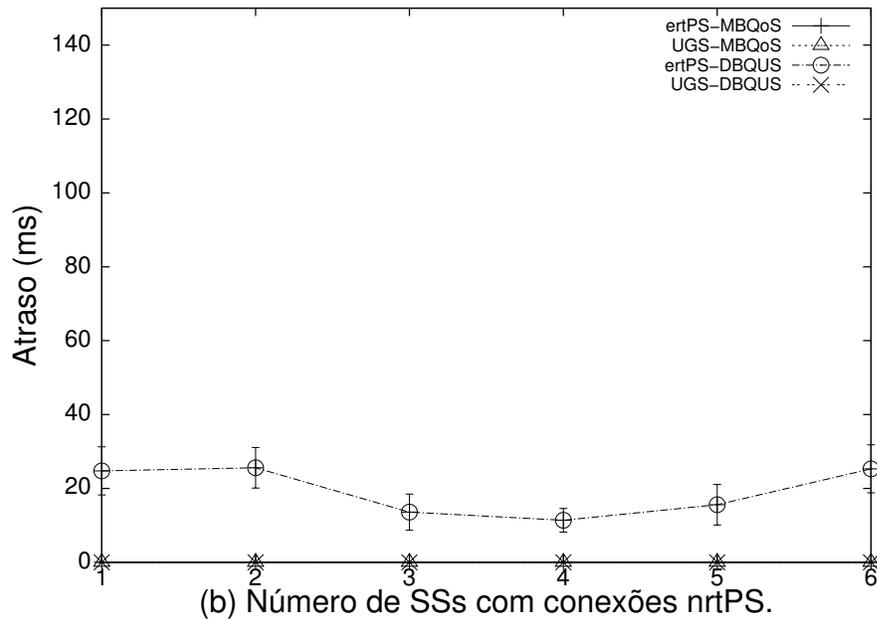


Figura 5.2: Latência das Conexões UGS e ertPS

imum, assim o valor do atraso para conexões ertPS são altos, aproximando-se de 5s (não é possível visualizar no gráfico), o que mostra que o MBQoS não é capaz de garantir os requisitos de QoS quando a capacidade do canal é variável, como esperado. O valor do atraso das conexões UGS nos mecanismos MBQoS e DBQUS são equivalentes.

A Figura 5.3 mostra a taxa média com que o deficitMinimum das conexões ertPS e nrtPS é atendido para o DBQUS. Mesmo com o aumento no número de conexões nrtPS, o DBQUS atende as conexões de mais alta prioridade (UGS e ertPS). Como consequência, a taxa média de recuperação de deficitMinimum para conexões nrtPS tende a decrescer quando o deficitMinimum para UGS e ertPS são compensados, atingindo aproximadamente 5Kbps. Conexões UGS tiveram deficitMinimum nulo, conforme mostrado na Figura 5.2, desta forma a taxa média de recuperação de deficitMinimum também é nula.

Na Figura 5.4, o tempo para recuperar o deficitMinimum de conexões ertPS é constante, enquanto que o tempo para recuperar o deficitMinimum de conexões nrtPS cresce à medida que o número de conexões desta classe aumenta. Isto ocorre devido a competição por recursos entre as conexões nrtPS e ao fornecimento equitativo de banda entre estas classes. Com o aumento do tempo, a velocidade com que o deficitMinimum é consumido diminui, como pode ser visto na Figura 5.4.

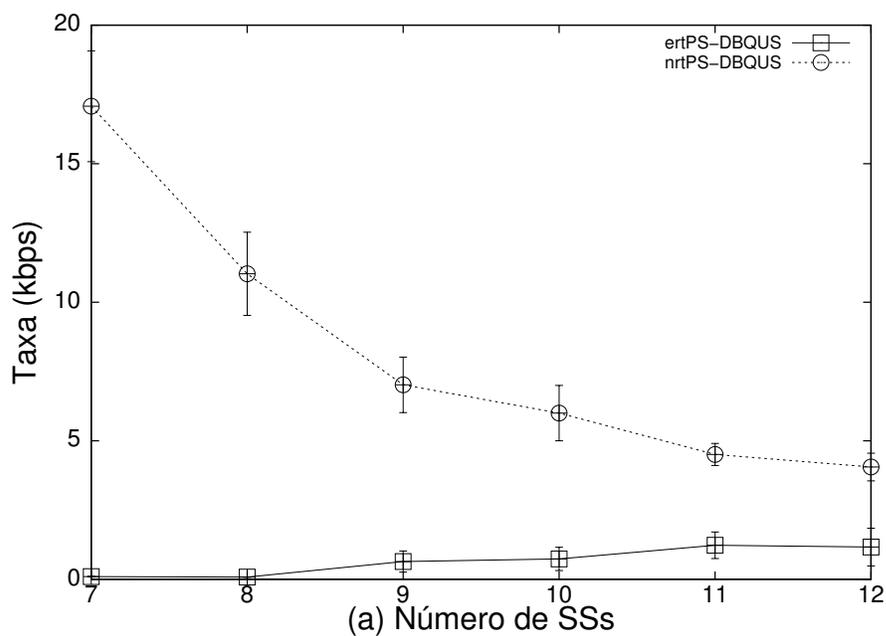


Figura 5.3: Taxa média de compensação de *deficitMinimum* para as conexões ertPS e nrtPS

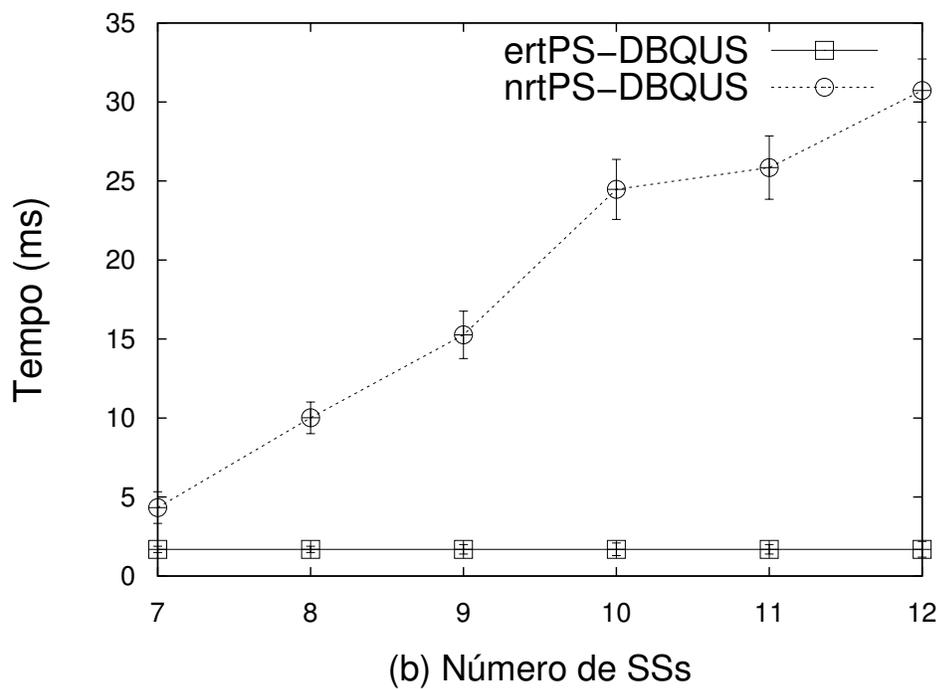


Figura 5.4: Tempo total para suprir o deficit de conexões ertPS e nrtPS

Cenário 2

Este cenário é semelhante ao cenário 1, com uma BS, 3 SSs com conexão UGS, 3 SSs com conexão ertPS, porém o número de SSs com conexão rtPS varia entre 1 e 6. O objetivo desse experimento é avaliar se os requisitos de QoS para as conexões rtPS são contemplados, bem como avaliar se o escalonador DBQUS provê QoS para as demais classes de serviço, quando o número de conexões rtPS aumenta.

Na Figura 5.5, as conexões UGS e rtPS atingiram uma vazão constante, mesmo com o incremento de conexões rtPS. Isto se deve ao fato das conexões rtPS pertencerem a uma classe de baixa prioridade em relação às classes UGS e ertPS. Além disso, as conexões rtPS conseguiram respeitar o requisito de taxa mínima de 150Kbps, com uma média de 180Kbps. Novamente, a vazão do MBQoS é um pouco maior do que o DBQUS dado que a banda concedida é utilizada para compensar o déficit (deficitMinimum) das conexões ertPS.

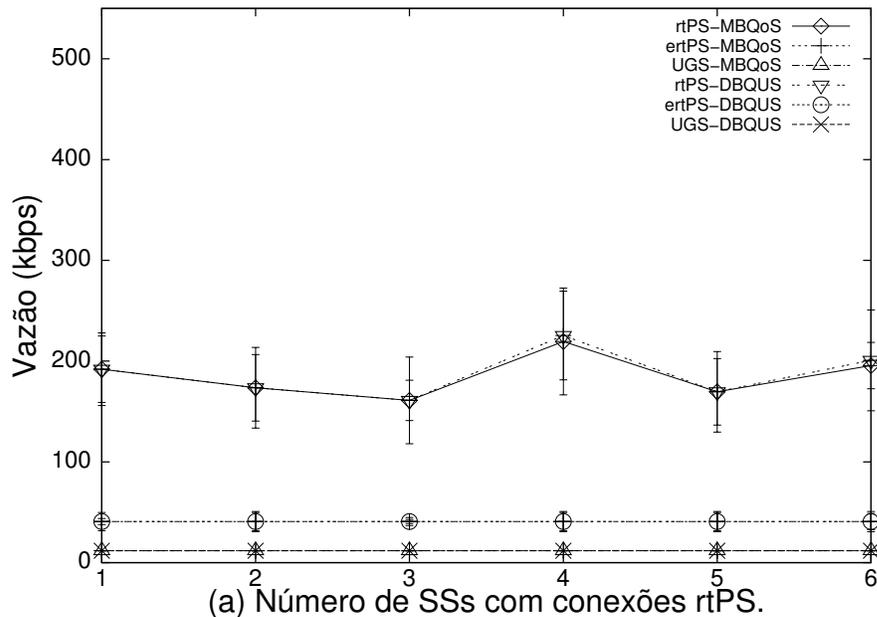


Figura 5.5: Vazão das Conexões UGS, ertPS e nrtPS

A Figura 5.6 mostra a latência associada às conexões UGS, ertPS e rtPS. Novamente, o DBQUS consegue fornecer os grants periódicos em intervalos constantes requeridos para as conexões UGS e ertPS, mesmo com o aumento de conexões de mais baixa prioridade. Houve um aumento do tempo de latência das conexões rtPS, porém os valores são menores que os dos requisitos de latência máxima. Assim como no cenário 1, para o MBQoS, o valor do atraso para conexões ertPS é muito alto, aproximando-se de 5s. Observa-se, também, que o mecanismo MBQoS não é capaz de atender os requisitos de QoS.

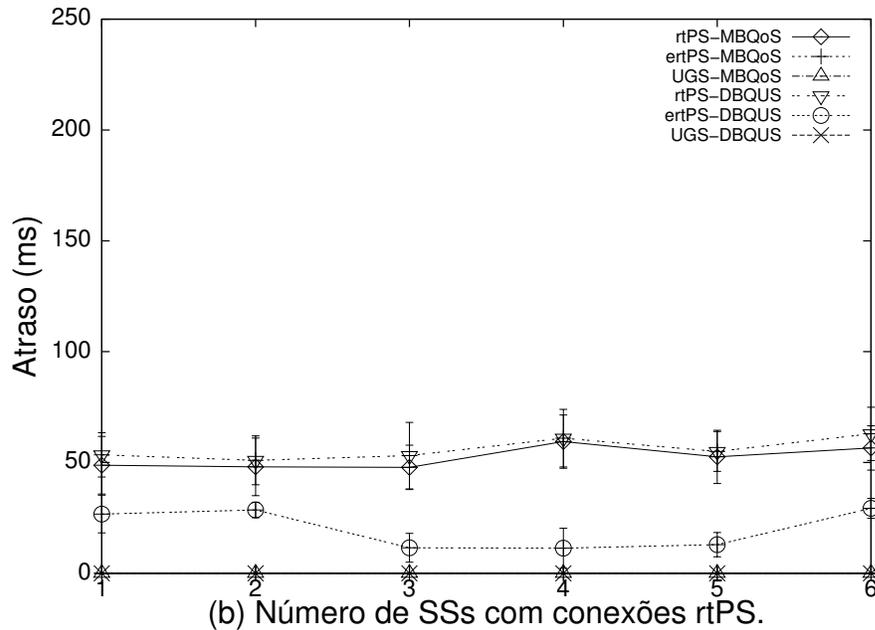


Figura 5.6: Latência das Conexões UGS e ertPS

A Figura 5.7 mostra a taxa média com que o deficitMinimum das conexões ertPS e rtPS é atendido. Conexões rtPS tiveram déficit maior do que as conexões nrtPS dado que fluxos rtPS tem requisitos de QoS mais rígidos do que fluxos nrtPS, o que gera um déficit maior. Por esta razão, a taxa de deficitMinimum compensado para conexões rtPS tende a aumentar. A taxa dos fluxos ertPS não é afetada pelos fluxos de menor prioridade. A classe rtPS possui requisitos de atraso, porém o atraso aumentou com o aumento do número de conexões deste tipo (Figura 5.8). Este aumento é compensado com o aumento da taxa média de compensação de deficitMinimum das conexões rtPS observado na Figura 5.7, o que garante a estes fluxos um tempo de recuperação real baixo. As conexões ertPS tiveram um tempo de recuperação constante, como era esperado.

Cenário 3

Neste cenário, o impacto do aumento de conexões de mais alta prioridade sobre o escalonador DBQUS foi avaliado. Este cenário é composto por uma BS, 3 SSs com conexão rtPS, 3 SSs com conexão nrtPS e o número de SSs com conexão UGS e ertPS, que varia, simultaneamente, entre 0 e 5. O objetivo desse experimento é avaliar se os requisitos de QoS são satisfeitos para as conexões rtPS e nrtPS, já que os requisitos de QoS das conexões UGS e ertPS foram contemplados, conforme experimentos realizados anteriormente.

Na Figura 5.9, apresenta-se a vazão alcançada pelas classes de serviço UGS, ertPS, rtPS e nrtPS. Pode-se observar o alto impacto do aumento de conexões ertPS e UGS,

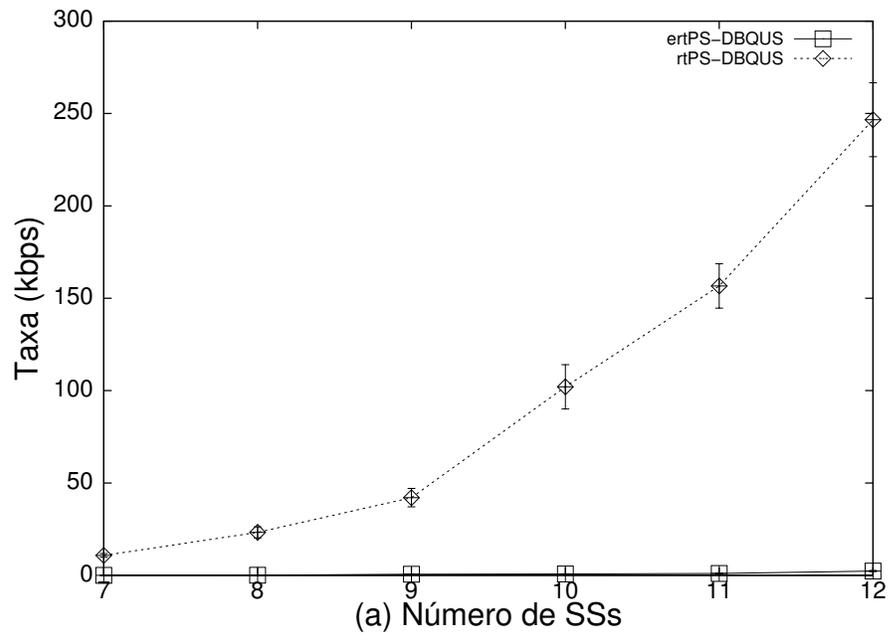


Figura 5.7: Taxa média de compensação de *deficitMinimum* para as conexões ertPS e rtPS

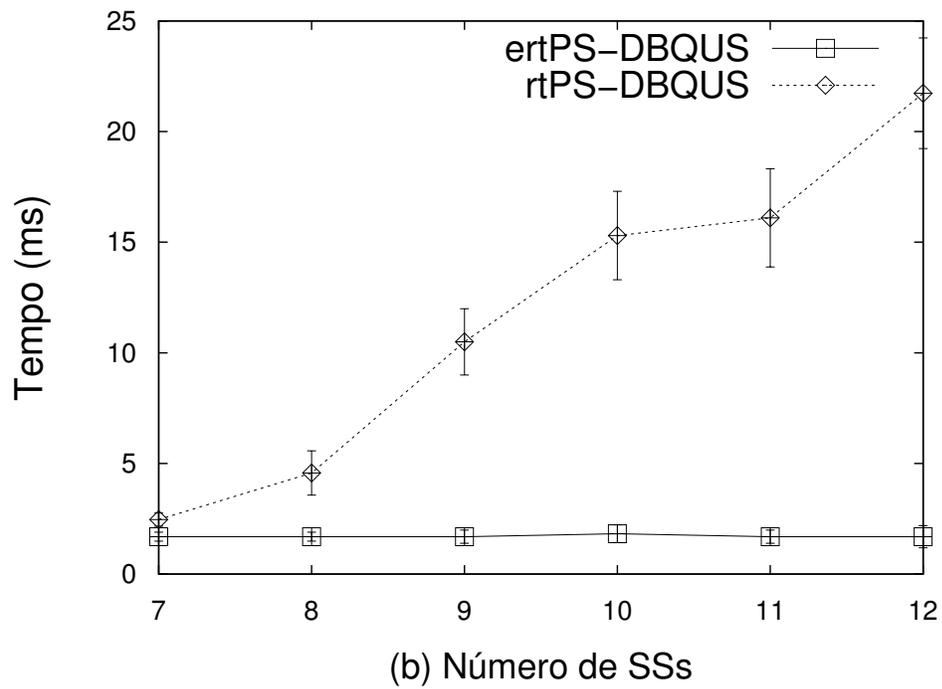


Figura 5.8: Tempo total para suprir o deficit de conexões ertPS e rtPS

através da diminuição da vazão de conexões rtPS e nrtPS. Apesar disso, consegue-se garantir grants periódicos em intervalos constantes para conexões de alta prioridade (UGS e ertPS), os requisitos de taxa mínima e taxa máxima (200Kbps e 800Kbps) das conexões nrtPS e, por fim, a taxa mínima dos vídeos para conexões rtPS. É importante ressaltar que mesmo com a banda variável e com um número relativamente alto de conexões, 16 no total, os requisitos de QoS foram satisfeitos. Apesar da variabilidade da banda e do aumento do número de conexões, os requisitos da vazão são providos pelo DBQUS.

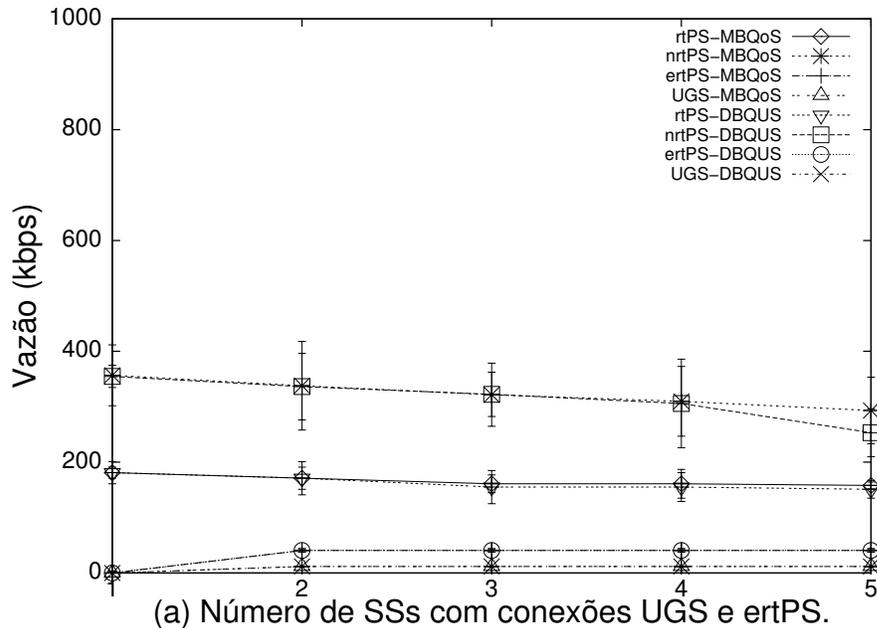


Figura 5.9: Vazão das Conexões UGS, ertPS, nrtPS e rtPS

Pode-se ver, na Figura 5.10, a latência associada a cada tipo de conexão, exceto da classe nrtPS, pois este tipo de conexão não possui requisitos de latência. Os requisitos das conexões UGS e ertPS do mecanismo DBQUS foram satisfeitos pois mesmo com o incremento, a latência não ultrapassou os valores observados nas Figuras 5.2 e 5.6. Além disto, as conexões rtPS respeitaram o limite de 300ms de latência máxima, mesmo com o acréscimo de conexões de mais alta prioridade. O atraso do MBQoS foi novamente cem vezes maior do que o atraso verificado no DBQUS para a classe de serviço ertPS, o que mostra que o MBQoS não é capaz de garantir os requisitos de QoS para esta classe de serviço, por isso não é possível observar no gráfico.

A Figura 5.11 mostra a taxa média com a qual o deficitMinimum das conexões ertPS, rtPS e nrtPS é atendido. A taxa média para a classe ertPS aumenta com o aumento do número de conexões UGS e ertPS, já que estas classes de serviço tem maior prioridade e a vazão mantém-se constante (Figura 5.10). Isto faz com que as taxas das conexões rtPS

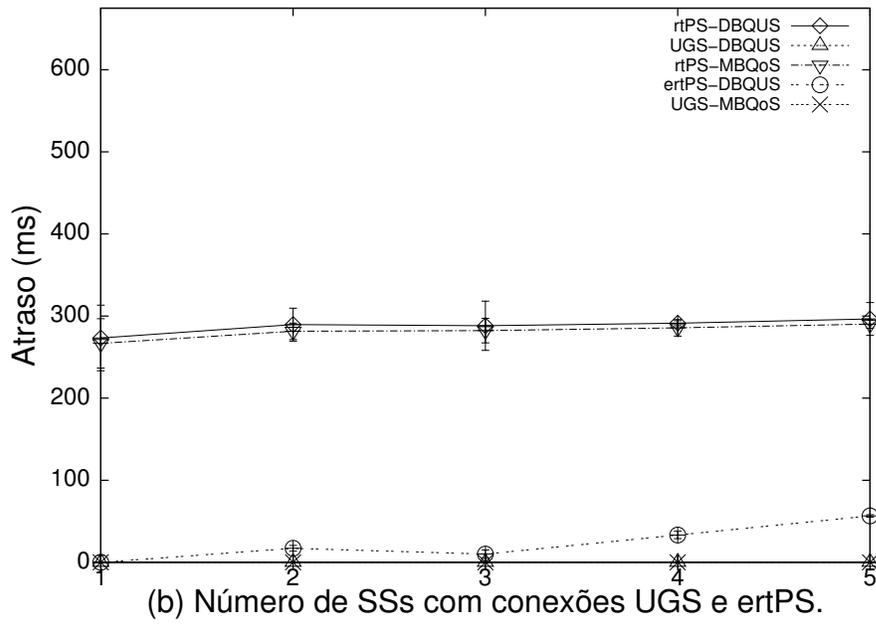


Figura 5.10: Latência das Conexões UGS, ertPS e rtPS

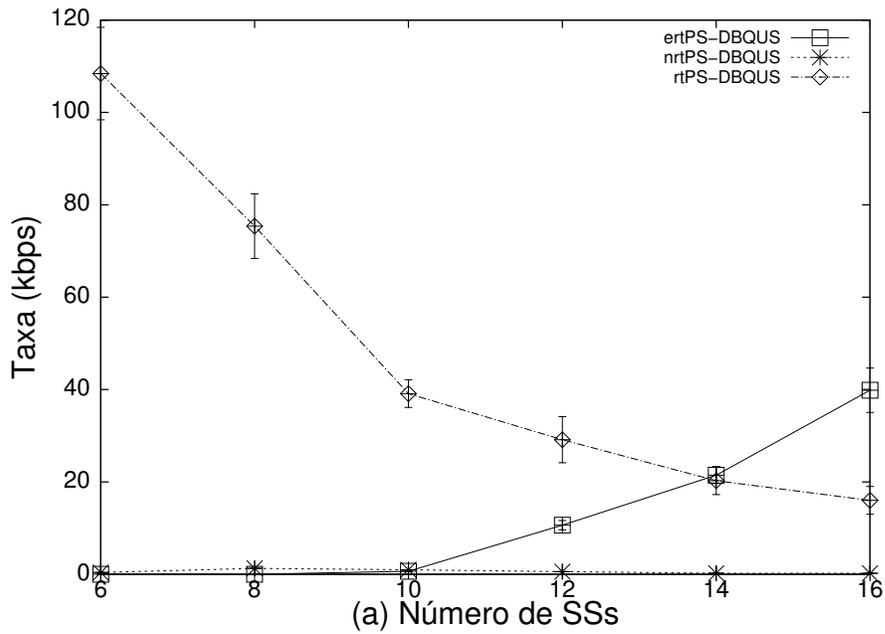


Figura 5.11: Taxa média de compensação de *deficitMinimum* para as conexões ertPS e rtPS

decreixa até 20Kbps, enquanto os das conexões nrtPS atinja valor nulo.

Pode-se ver na Figura 5.12 o impacto do aumento de conexões de alta prioridade no

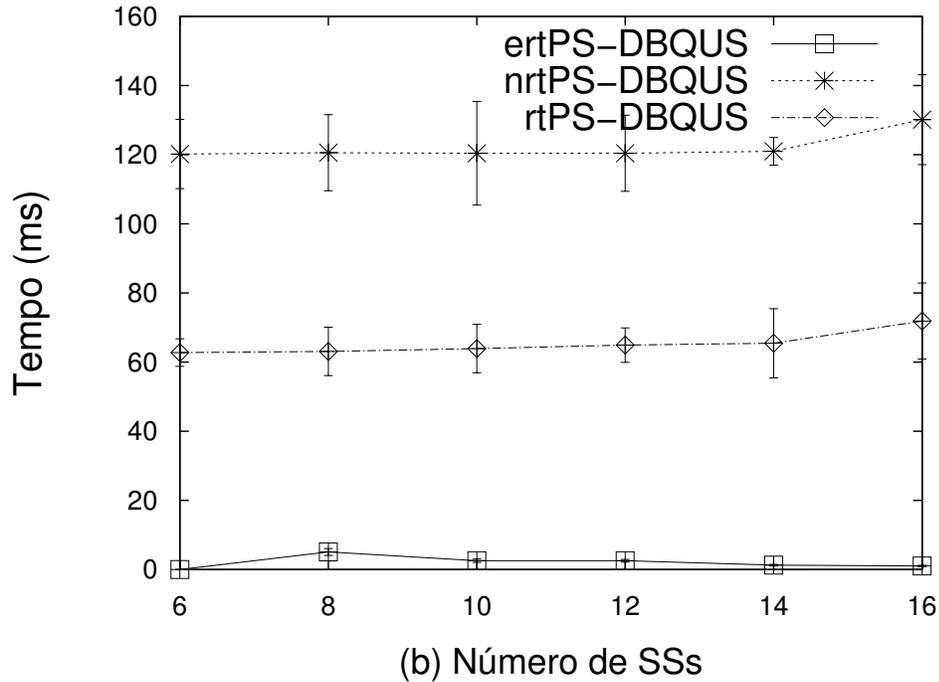


Figura 5.12: Tempo total para suprir o deficit de conexões ertPS e rtPS

tempo para recuperar o deficitMinimum de conexões de baixa prioridade. As conexões nrtPS e rtPS tiveram um aumento significativo no tempo total de recuperação do deficitMinimum, porém os valores obtidos são menores que os dos requisitos de QoS, como se pode ver nas Figuras 5.9 e 5.10. O atraso das conexões ertPS mantém-se constante devido ao aumento da taxa de compensação de deficitMinimum (Figura 5.11) enquanto que conexões rtPS perdem a capacidade de atender os requisitos de atraso, porém garantem os requisitos de QoS.

5.2.2 Avaliação do DBQUS na Rede Integrada EPON-WiMAX

Nesta seção, avalia-se o mecanismo DBQUS em redes integradas em conjunto com o protocolo IPACT para a parte EPON da rede.

O objetivo destes experimentos é analisar a habilidade do DBQUS em fornecer QoS sob a variabilidade da banda do canal EPON. A rede simulada consiste em 15 ONUs, 1 ONU-BS e um conjunto de 25 SSs.

A Figura 5.13 mostra a vazão média alcançada pelas conexões UGS, ertPS, nrtPS, rtPS e BE. A vazão das conexões UGS e ertPS não mudou, já que pertencem às classes de mais alta prioridade, mostrando que grants periódicos são fornecidos em intervalos

constantes. A vazão da conexão nrtPS ficou entre o requisito de taxa mínima (200Kbps) e o requisito de taxa máxima (800Kbps). Conforme o número de conexões aumenta, a vazão alcançada por estas conexões diminui dado que há mais conexões disputando o mesmo recurso, entretanto, o requisito de taxa mínima é garantido. A taxa mínima de 150Kbps para conexões rtPS também é suportada. Apesar da variabilidade da largura de banda e da quantidade de conexões, os requisitos de vazão são fornecidos pelo DBQUS. As conexões BE alcançaram vazão alta porque usaram slots não utilizados pelas classes de mais alta prioridade, mas quando o tráfego aproxima-se de 1Gbps a vazão destas conexões decresce atingindo valor nulo. É importante notar que o DBQUS foi capaz de prover QoS mesmo quando a carga fornecida foi maior do que 1Gbps.

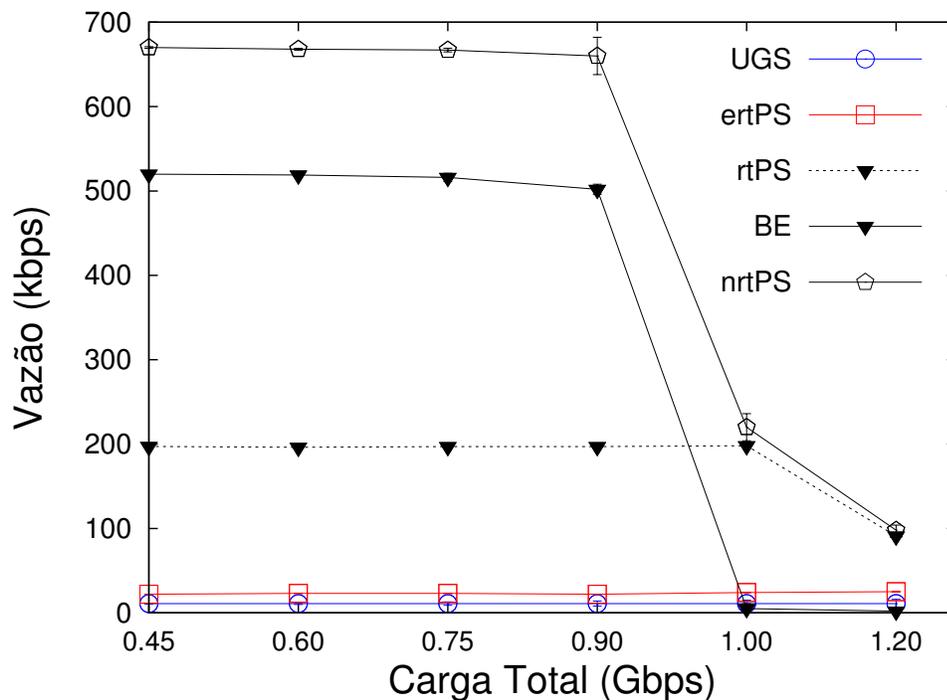


Figura 5.13: Vazão das conexões UGS, ertPS, nrtPS, rtPS e BE

A Figura 5.14 mostra a latência das conexões UGS, ertPS e rtPS. A latência do fluxo UGS não foi afetada, mesmo com a variabilidade da largura de banda do canal, devido ao fato de que o escalonador forneceu grants periódicos para estas conexões, garantindo os intervalos constantes requeridos por estes serviços. O atraso para conexões ertPS é quase constante, e aumenta suavemente quando a carga da rede aproxima-se de 1Gbps. Além disso, o valor do atraso das conexões rtPS está abaixo do valor da latência máxima de 300ms quando a carga na rede é de 1Gbps. A latência para conexões nrtPS não é mostrada nesta figura já que estas conexões não possuem requisitos de latência. Ambos

rtPS e BE sofreram alta latência. É importante notar que o DBQUS foi capaz de prover valores de atraso abaixo do limite requerido quando a carga na rede é maior que 1Gbps.

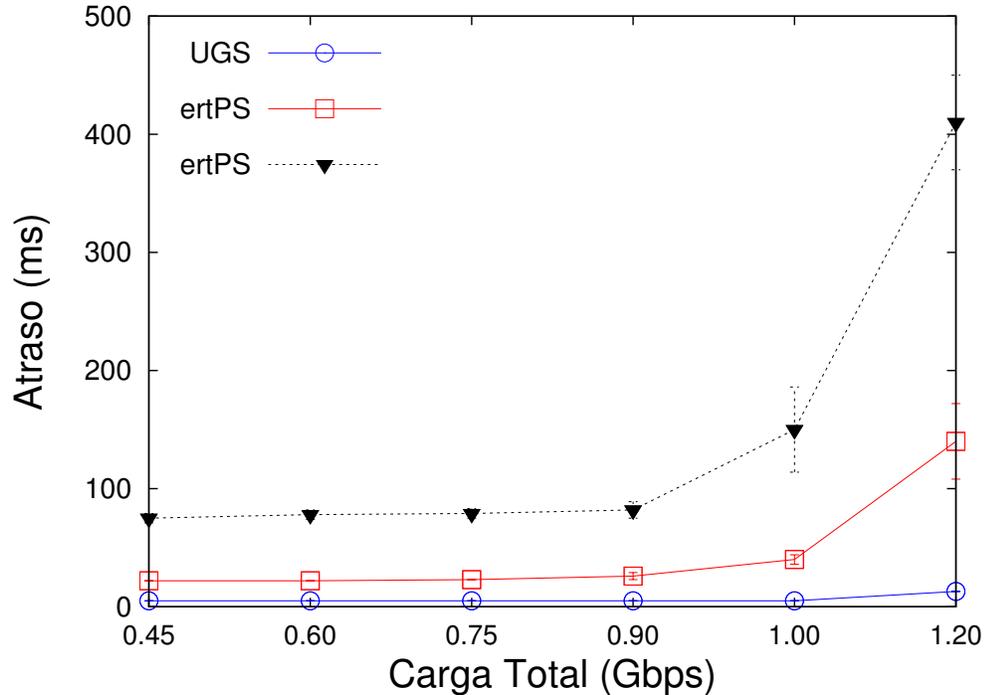


Figura 5.14: Latência das conexões UGS, ertPS e rtPS

5.2.3 Avaliação sob diferentes tempos de Ciclo das redes EPON e WiMAX

Um dos aspectos importantes que deve ser levado em consideração em tecnologias de rede EPON é o tempo de ciclo de cada conjunto de concessão de banda, que determina o intervalo máximo entre concessões de banda. Este fator pode impactar o desempenho da rede EPON porque o tempo de ciclo é diretamente proporcional à vazão e ao atraso da rede. Desta forma, quanto maior o tempo de ciclo da rede, maior a vazão atingida e maior o atraso. Além disto, a variação do tempo de ciclo pode gerar uma falta de sincronia na rede integrada, pois a rede WiMAX pode possuir slots de tamanho variado. Assim, é necessário avaliar o impacto desta variação no tempo de ciclo a fim de verificar a capacidade do DBQUS em prover QoS na rede integrada [14].

O objetivo destes experimentos é avaliar a habilidade do DBQUS em prover os requisitos de QoS das conexões SSs sob a banda variável fornecida pelo escalonador EPON. Além

Tabela 5.1: Parâmetros de Simulação

| | |
|-------------------------------|------------|
| Número de ONUs | 15 |
| Número de ONU-BS | 1 |
| Número de SSs | 25 |
| Taxa máxima rede WiMAX | 30Mbps |
| Taxa máxima rede EPON | 1Gbps |
| Tamanho da fila EPON | 10Mbyte |
| Tamanho do <i>frame</i> WiMAX | 5ms |
| Tempo do ciclo EPON | 2ms e 10ms |

disso, avalia-se a capacidade do mecanismo DBQUS em prover QoS quando há diferença entre o ciclo de concessão de banda da rede EPON e o ciclo de concessão da rede WiMAX.

O cenário de simulação inclui uma ONU-BS e 25 SSs em intervalos de 5 unidades (uma SS para cada tipo de serviço). A Tabela 5.1 mostra os parâmetros de simulação utilizados.

As Figuras 5.15 e 5.16 mostram o desempenho do escalonador DBQUS da rede WiMAX na rede integrada, considerando-se diferentes configurações do tempo de ciclo da rede EPON: 2ms, 5ms e 10ms.

Como esperado, a vazão decresce conforme o número de SSs aumenta, tendo uma queda mais acentuada na rede com 20 SSs. Além disso, quanto maior o tempo de ciclo EPON, maior a vazão atingida pelas SSs dada a redução do overhead para concessão da banda solicitada pelas SSs.

A Figura 5.15 mostra a vazão média por SS para cada tempo de ciclo. Pode-se observar a relação existente entre o número de SSs e a vazão, bem como a relação entre o tempo de ciclo e a vazão. Nota-se que quanto maior o número de SSs menor é a vazão média, porém maior é a vazão total no escalonador WiMAX. Nota-se, também, que ao se aproximar do limite de 15 SSs ocorre diminuição da vazão média, pois a rede aproxima-se do estado de saturação. Por outro lado, nota-se que quanto maior o tempo de ciclo, maior é a vazão da rede em todos os cenários. Isto ocorre pois a diminuição no tempo de ciclo implica num maior número de mensagens de controle trocadas entre a rede EPON e WiMAX, o que diminui a largura de banda disponível para o tráfego real de dados e, conseqüentemente na diminuição da vazão.

A Figura 5.16 exhibe o atraso médio das SSs para cada tempo de ciclo. Pode-se observar que o aumento no tempo de ciclo gera um aumento no atraso das SSs. Isto deve-se ao

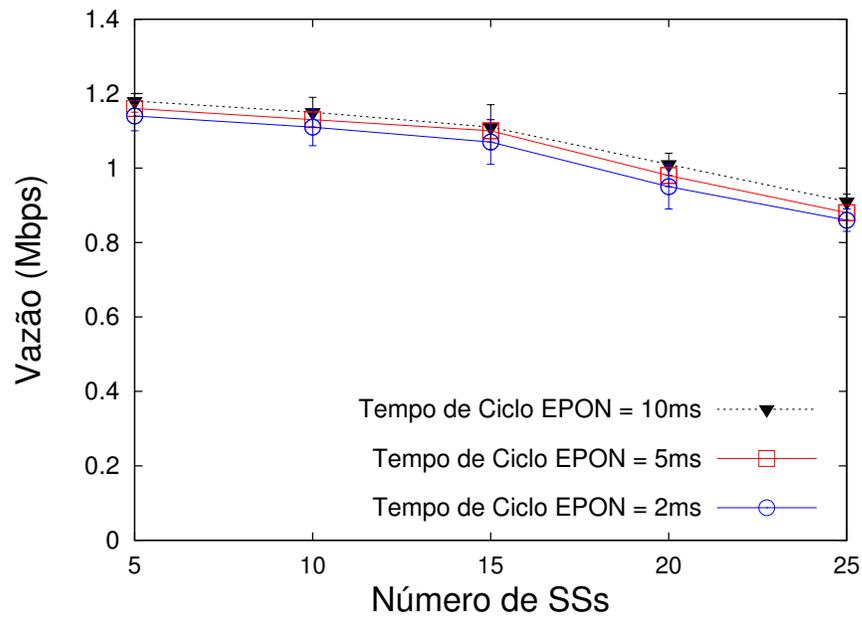


Figura 5.15: Vazão das SSs sob diferentes tempos de ciclo EPON

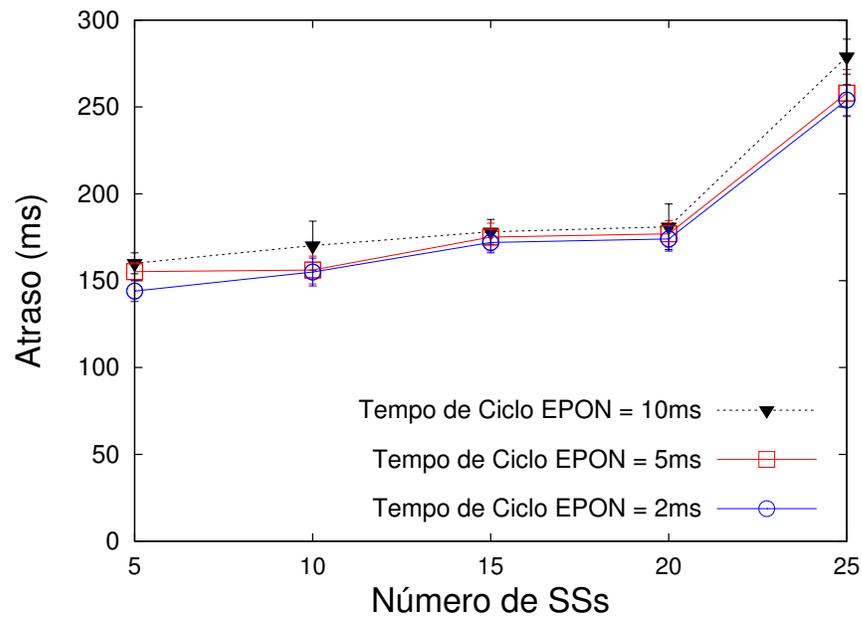


Figura 5.16: Latência das SSs sob diferentes tempos de ciclo EPON

aumento do tempo de ciclo fazer com que as SSs esperem mais até a próxima oportunidade de transmissão. Nota-se, no gráfico, que a partir de 20 SSs, o aumento no atraso ocorre mais acentuadamente quando a rede aproxima-se do estado de saturação.

Com estes resultados é possível perceber um *tradeoff* entre vazão e o atraso médio em relação ao tempo de ciclo da rede EPON. Quanto maior o tempo de ciclo, maior a vazão e consequentemente maior o atraso.

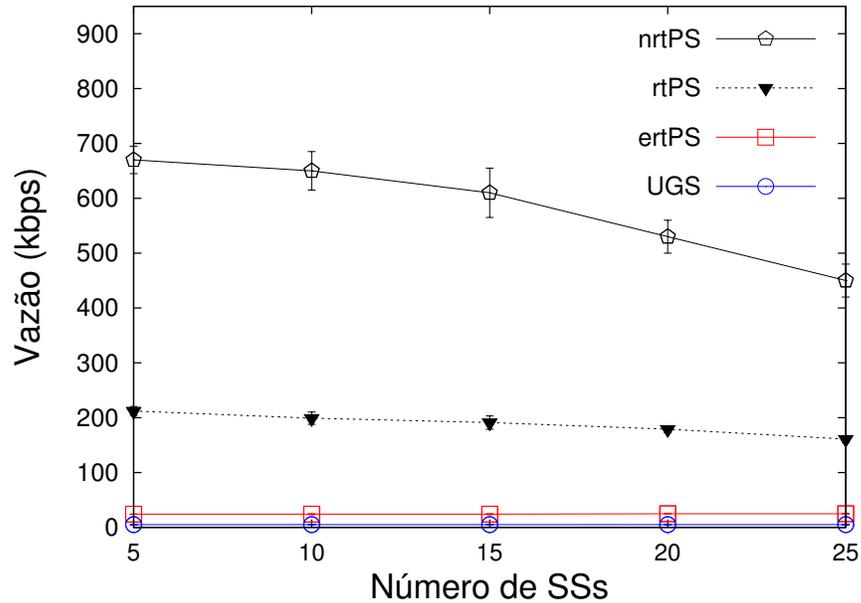


Figura 5.17: Vazão média das SSs sob tempo de ciclo 2ms

A Figura 5.17 mostra a vazão das conexões UGS, ertPS, nrtPS e rtPS para tempo de ciclo EPON 2ms. A vazão das conexões UGS e ertPS não foi alterada, já que pertencem a classes de mais alta prioridade mostrando que *grants* periódicos são fornecidos em intervalos constantes. Além de respeitar os requisitos de QoS, a vazão das conexões nrtPS ficou acima do requisito de taxa mínima (200Kbps) e abaixo do requisito de taxa máxima (800 Kbps) desta classe de serviço. Conforme o número de conexões aumenta, a vazão alcançada por estas conexões diminui dado que há mais conexões disputando o mesmo recurso, porém o requisito de taxa mínima mantém-se, garantindo QoS para esta classe de serviço. A taxa mínima de 150Kbps das conexões rtPS também é suportada. Apesar da variabilidade da largura de banda e do número de conexões, os requisitos de vazão são atingidos.

Na Figura 5.18, a latência das conexões UGS, ertPS e rtPS para o tempo de ciclo de 2ms é mostrada. A latência do fluxo UGS não foi afetada, mesmo com a variabilidade da largura de banda do canal devido ao fato de que o escalonador forneceu *grants* periódicos para estas conexões garantindo os intervalos constantes requeridos por estes serviços. O atraso para conexões ertPS é quase constante, porém aumenta suavemente quando a carga do tráfego na rede aumenta. Além disso, o valor do atraso das conexões rtPS está abaixo

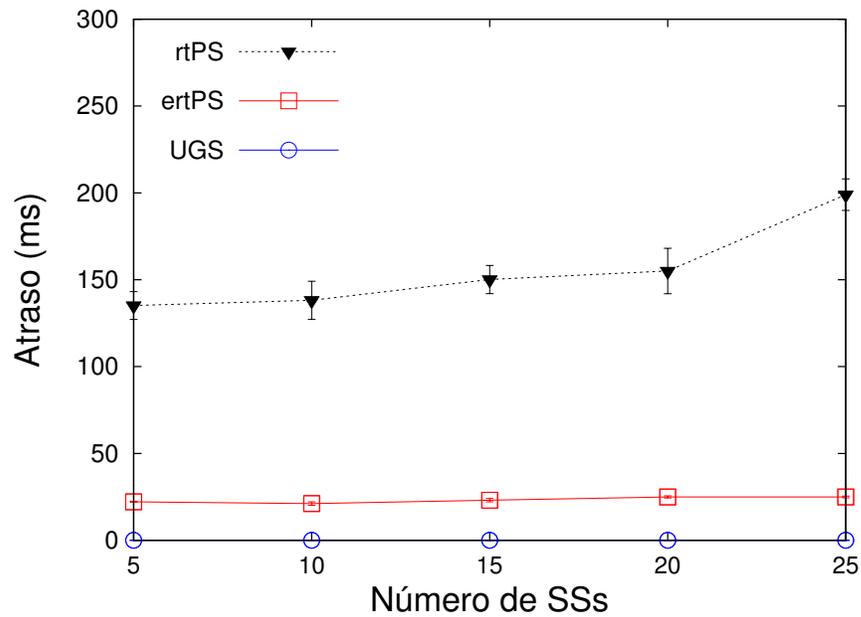


Figura 5.18: Atraso médio das SSs sob tempo de ciclo 2ms

do valor da latência máxima de 300ms. É importante notar que o DBQUS foi capaz de prover valores de atraso abaixo do limite requerido quando a carga da rede aumenta.

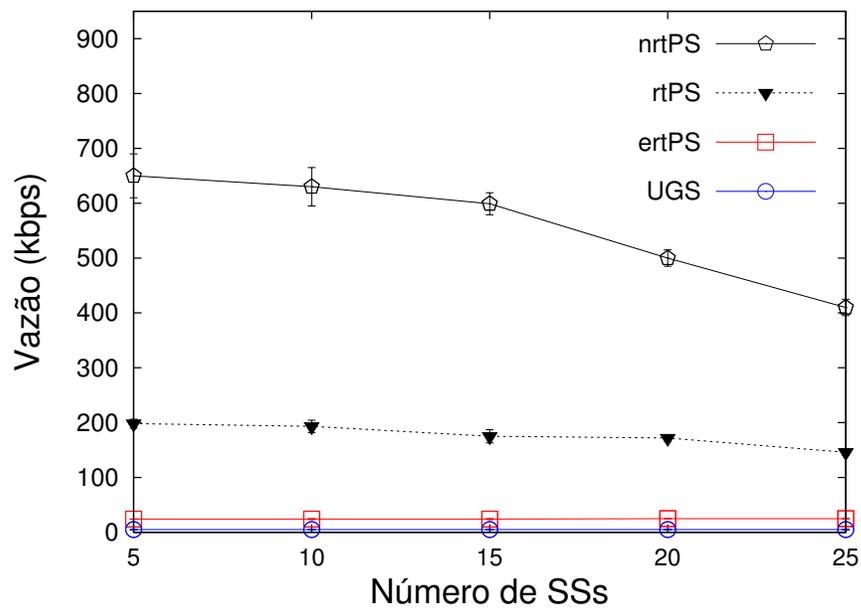


Figura 5.19: Vazão média das SSs sob tempo de ciclo 10ms

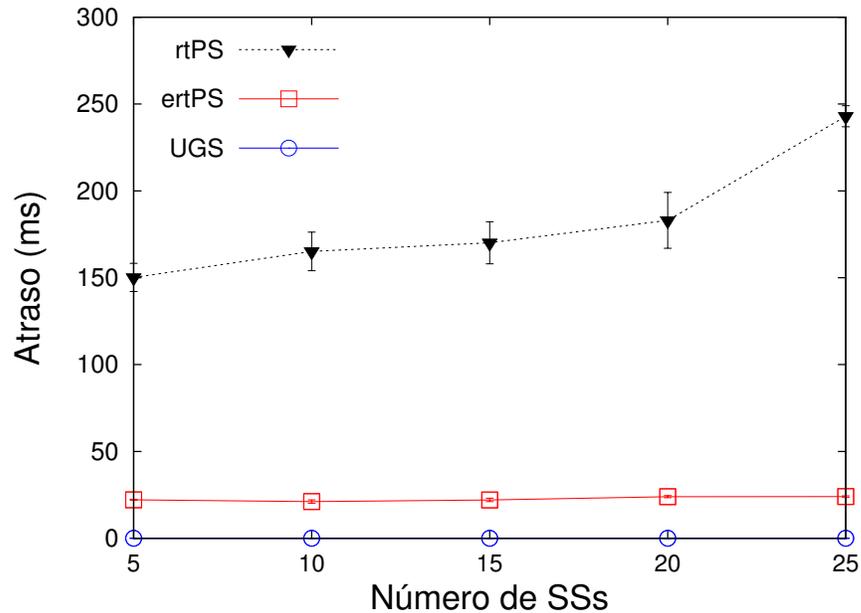


Figura 5.20: Atraso médio das SSs sob tempo de ciclo 10ms

Para o tempo de ciclo EPON de 10ms (Figura 5.19), a vazão do rtPS e nrtPS é maior do que na Figura 5.17, conforme esperado. O DBQUS garantiu os requisitos para os serviços UGS, ertPS, rtPS e nrtPS. Mesmo com o aumento do atraso (Figura 5.20), o DBQUS garantiu os requisitos de QoS. As latências das conexões UGS aumentaram suavemente mas se mantiveram abaixo do limite do requisito de QoS, igualmente ao que ocorre para ertPS. Para ambas classes de serviço a latência aumentou quando a carga do tráfego da rede aumenta. Além disso, o atraso das conexões rtPS também estão abaixo do valor de latência máxima de 300ms [22].

5.2.4 Escalonador DBQUS-E

No mecanismo do escalonador DBQUS, a mensagem REPORT é enviada para o OLT solicitando o máximo de banda que a ONU-BS é capaz de receber. Assim, o OLT envia para as ONUs a porcentagem da banda solicitada. Como melhoria para o escalonador DBQUS, foi adicionado o mecanismo *estimaBanda* que envia para o OLT uma estimativa da quantidade de banda que necessita para a próxima rodada de concessão de banda. Como benefício, o OLT pode redistribuir o que enviaria de banda excedente para a ONU-BS para as demais ONUs.

No algoritmo DBQUS, a função *estimaBanda* (Algoritmo 4) retorna a quantidade de banda mínima (MIN) e máxima (MAX) que a ONU-BS necessita para atender os requi-

sitos de QoS das SSs WiMAX. Para o cálculo da quantidade de banda mínima (MIN), soma-se as requisições UGS, requisições UGS com *deficitMinimum* positivo, requisições ertPS, requisições ertPS com *deficitMinimum* positivo, requisições rtPS com *deficitMinimum* positivo e requisições rtPS que irão expirar em um frame adiante e requisições nrtPS com *deficitMinimum* positivo.

Algorithm 4: *estimaBanda()*

```

MIN = UGS + UGS(deficitMinimum) + ertPS + ertPS(deficitMinimum) +
rtps(deficitMinimum) + nextFrame-rtPS-Requests + nrtPS(deficitMinimum);
MAX = Sum of all requests (UGS + ertPS + rtPS + nrtPS);
return (MIN, MAX);

```

No algoritmo IPACT (Algoritmo 5), a cada rodada, o OLT recebe a mensagem REPORT de cada ONU e da ONU-BS. A soma da quantidade de banda solicitada é calculada. O OLT aloca a porcentagem de banda para as ONUs. Para a ONU-BS, o OLT aloca banda baseado no mínimo de banda requerido para atender às requisições das SSs WiMAX. Caso ainda haja banda disponível após alocação de banda para as ONUs e o mínimo requerido para a ONU-BS, o IPACT irá alocar banda para a ONU-BS para tentar atender o máximo (MAX) solicitado.

Algorithm 5: Algoritmo IPACT

```

for cada rodada do
  OLT recebe o REPORT de cada ONU e ONU-BS;
  S = soma do REPORT (em Gbps);
  pcent = min(1,1/S);
  for cada ONU do
    OLT aloca (pcent*REPORT);
  for cada ONU-BS do
    OLT aloca (pcent*REPORT-MIN);
  if availableBW > 0 then
    OLT aloca MIN(availableBW, REPORT-MAX - (pcent * REPORT-MIN)) para
    ONU-BS;
  OLT aloca banda para cada ONU e ONU-BS;

```

As Figuras 5.21 e 5.22 mostram a vazão e o atraso médio da rede com e sem a melhoria do mecanismo *estimaBanda*. A vazão aumentou, principalmente para a classe nrtPS. Há ainda uma diminuição no atraso.

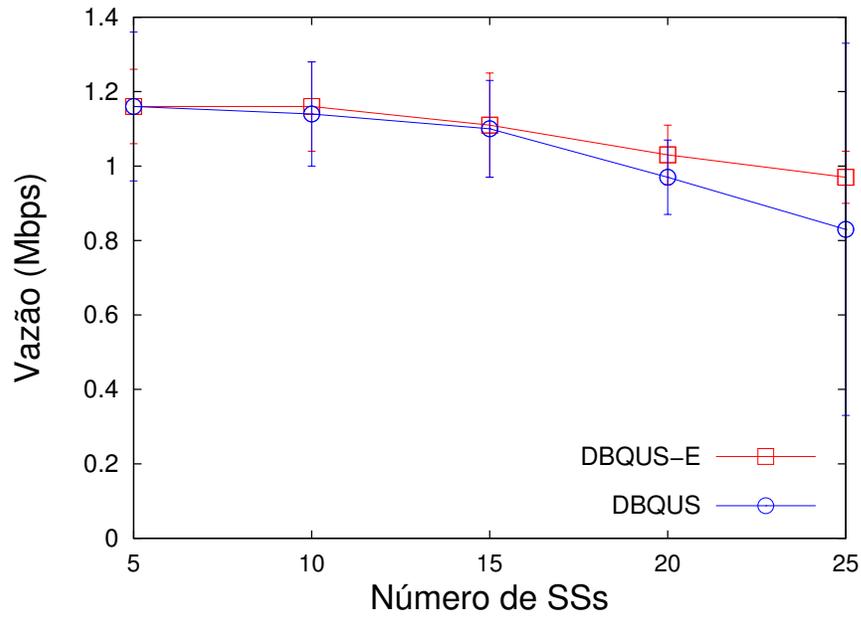


Figura 5.21: Vazão Média DBQUS x DBQUS-E

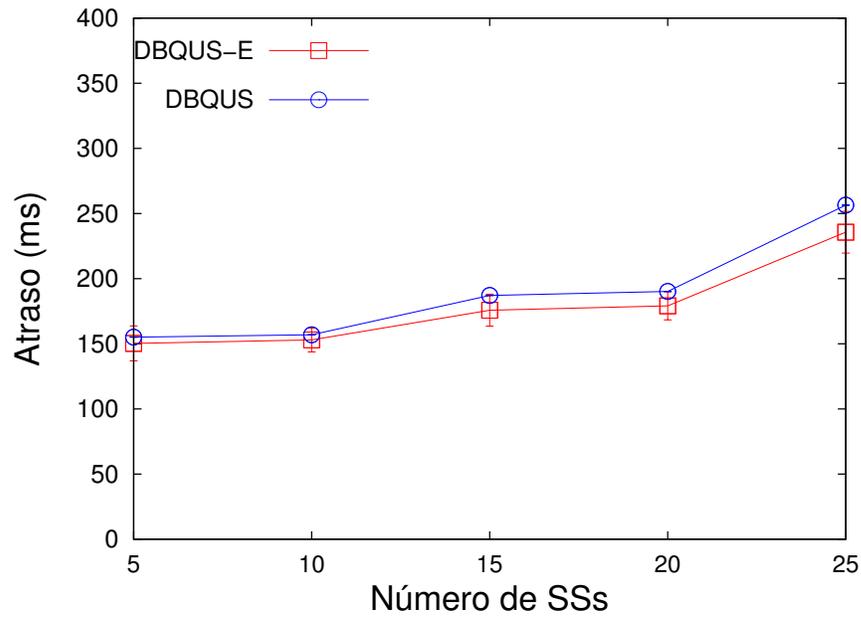


Figura 5.22: Atraso médio DBQUS x DBQUS-E

Os gráficos 5.23 e 5.24 mostram a vazão e o atraso das classes de serviço WiMAX produzido pelo DBQUS com e sem a melhoria do *estimaBanda*. As classes de alta prioridade (UGS e ertPS) mantiveram a vazão, como era esperado. Essas classes só tem a

vazão reduzida em situações muito extremas. O ganho ocorreu na classe nrtPS, para a qual obteve-se uma vazão maior eliminando-se perdas em casos de picos de requisições.

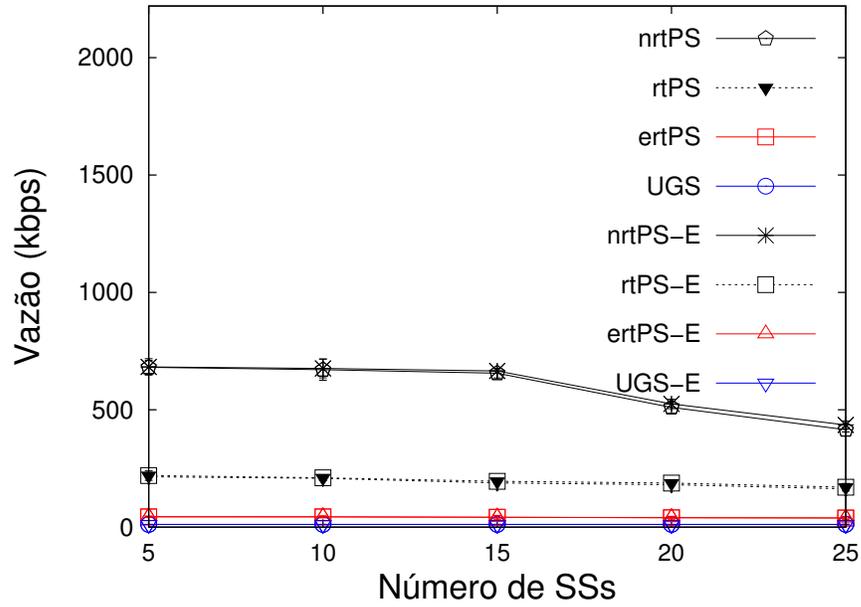


Figura 5.23: Vazão SSs DBQUS x DBQUS-E

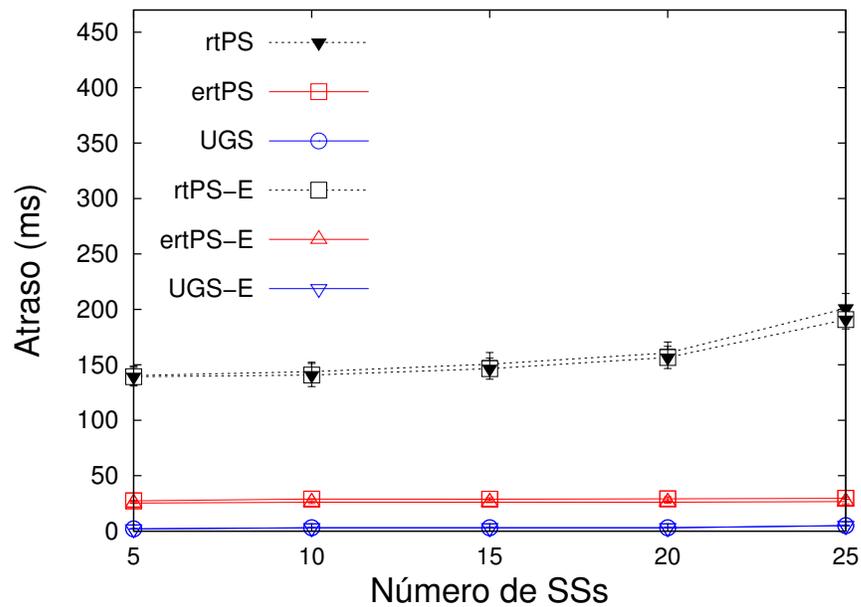


Figura 5.24: Atraso SSs DBQUS x DBQUS-E

5.3 Resumo do Capítulo

Neste capítulo, o escalonador DBQUS foi analisado em diferentes cenários. Primeiramente, o DBQUS foi comparado com o mecanismo MBQoS. Em seguida, o DBQUS foi avaliado na rede integrada. Posteriormente, o DBQUS foi avaliado, levando-se em consideração diferentes tempos de ciclo da rede EPON para analisar os efeitos do tempo de ciclo EPON na rede WiMAX com diferentes quantidades de SSs. Por fim, uma melhoria implementada no escalonador DBQUS, que permite que a banda necessária para provisão de QoS seja estimada, foi avaliado. Resultados de simulação mostraram que o DBQUS foi capaz de prover QoS em diferentes cenários com diferentes quantidades de estações clientes entre diferentes classes de serviço. Os resultados do DBQUS foram comparados com o escalonador MBQoS. Assim, o DBQUS é mais eficiente ao distribuir a largura de banda dentre as diferentes classes de serviço em situações em que a banda concedida é insuficiente para atender os requisitos mínimos dos fluxos das classes de serviço. Além disto, o mecanismo atinge um retardo cem vezes menor para as classes de serviço de maior prioridade, mostrando o MBQoS não é capaz de fornecer QoS nestas circunstâncias. O DBQUS também foi avaliado, considerando-se a diferença entre o ciclo de concessão de banda da rede EPON e o ciclo de concessão da rede WiMAX, o que pode impactar o desempenho da rede EPON porque o tempo de ciclo é diretamente proporcional a vazão e ao atraso da rede. Mesmo nestas condições o DBQUS é eficiente na distribuição de largura de banda entre as SSs WiMAX respeitando os requisitos de QoS.

Capítulo 6

Conclusões

Esta dissertação propõe um mecanismo de escalonamento WiMAX chamado DBQUS, compatível com o padrão IEEE 802.16 e desenvolvido para a ONU-BS da rede integrada EPON-WiMAX. O escalonador DBQUS leva em consideração a variabilidade da banda fornecida pela rede EPON para prover oportunidades de transmissão para as SSs da rede WiMAX de forma eficiente a fim de manter o suporte a QoS para as conexões WiMAX.

O DBQUS forneceu os requisitos de QoS para diferentes fluxos de serviço especificados pelo padrão WiMAX conforme apresentado nas análises dos resultados de simulação realizados, mostrando que apesar da variabilidade da banda fornecida pela rede EPON, em que a banda disponível em uma rodada do ciclo de concessão de banda pode ser insuficiente para prover os requisitos de QoS de todas as conexões, as estações cliente WiMAX foram atendidas em diferentes cenários. O DBQUS tem a vantagem de ser independente do protocolo EPON adotado na rede integrada, facilitando a implantação de redes EPON-WiMAX já que não são necessárias mudanças na rede EPON.

Foi feita uma revisão das tecnologias de rede de acesso em banda larga EPON e WiMAX. Os padrões 802.16 e EPON 802.3ah foram discutidos. O modelo da camada MAC e as classes de serviço com suporte a QoS para redes WiMAX foram descritos. Para as redes EPON, a camada MAC foi apresentada em conjunto com o protocolo MPCP. Diversas características, como: QoS, ampla cobertura, baixo custo de infraestrutura e alta velocidade viabilizam a integração destas tecnologias e tem sido utilizadas como ferramenta de estudo para integração de redes ópticas com redes sem fio.

Foram apresentadas as quatro arquiteturas propostas para integração de redes EPON-WiMAX: independente, híbrida, orientadas a conexão e de microonda sobre fibra. A arquitetura adota nesta dissertação para integração das redes EPON e WiMAX foi a arquitetura híbrida em que uma ONU e uma BS WiMAX funcionam de forma integrada, diminuindo, assim, o custo da solução. Foi, também, descrito o projeto da rede integrada proposto nesta dissertação em que a BS da rede WiMAX é um cliente da rede EPON

e está conectada a uma ONU da EPON. O funcionamento da rede integrada foi apresentado, bem como o escalonador IPACT utilizado na parte EPON da rede. O IPACT foi o esquema de escalonamento de banda pioneiro desenvolvido para redes EPON. Neste algoritmo, o OLT concede intervalos de tempo para cada ONU através de mecanismos round-robin. O IPACT tem sido amplamente utilizado pela literatura por possuir uma implementação simples. Foi feita uma comparação entre os trabalhos relacionados em que são propostos mecanismos de escalonamento para redes integradas EPON-WiMAX. O DBQUS considera todas as classes de serviço da rede WiMAX ao prover qualidade de serviço. A arquitetura utilizada para integração das redes EPON e WiMAX foi a arquitetura híbrida cujo principal benefício é a redução dos custos dos equipamentos. O escalonador proposto não leva em consideração dados da camada física na alocação dos recursos, porém este esquema pode ser customizado para considerar usuários com diferentes taxas de transmissão devido ao uso de modulações distintas.

O escalonador DBQUS, compatível com o padrão IEEE 802.16, foi introduzido. O DBQUS é baseado no mecanismo MBQoS. Foi ressaltada a importância do escalonador WiMAX utilizado na rede integrada levar em consideração a variabilidade da banda fornecida pela rede EPON. O escalonador guarda a informação da quantidade de banda que faltou para atender o requisito mínimo (deficitMinimum) de cada conexão. Desta forma, o mecanismo atende estes déficits, assim que possível, observando a prioridade de cada classe de serviço. Esta compensação é realizada em ordem decrescente de prioridade conforme os requisitos de QoS de cada classe de serviço especificada no padrão IEEE 802.16. Com a implementação deste mecanismo foi possível identificar um ganho considerável no atraso da rede em relação ao mecanismo, MBQoS, sem este esquema mostrando que o mesmo é propício para funcionar em redes integradas em que considera a variabilidade da banda recebida pela rede EPON.

O escalonador DBQUS foi analisado em diferentes cenários. Resultados de simulação mostraram que o DBQUS foi capaz de prover QoS em diferentes cenários com diferentes quantidades de estações clientes entre diferentes classes de serviço. Os resultados do DBQUS foram comparados com o escalonador MBQoS. Assim, o DBQUS é mais eficiente ao distribuir a largura de banda dentre as diferentes classes de serviço em situações em que a banda concedida é insuficiente para atender os requisitos mínimos dos fluxos das classes de serviço. Além disto, o mecanismo atinge um retardo cem vezes menor para as classes de serviço de maior prioridade, mostrando o MBQoS não é capaz de fornecer QoS nestas circunstâncias. O DBQUS também foi avaliado, considerando-se a diferença entre o ciclo de concessão de banda da rede EPON e o ciclo de concessão da rede WiMAX, o que pode impactar o desempenho da rede EPON porque o tempo de ciclo é diretamente proporcional a vazão e ao atraso da rede. Mesmo nestas condições o DBQUS é eficiente na distribuição de largura de banda entre as SSS WiMAX respeitando os requisitos de QoS.

Como uma melhoria ao escalonador DBQUS, DBQUS-E, implementou-se o mecanismo *estimaBanda* que envia para o OLT uma estimativa da quantidade de banda que necessita para a próxima rodada de concessão de banda. Como benefício, o OLT pode redistribuir o que enviaria de banda excedente para a ONU-BS para as demais ONUs. Como resultado, foi possível observar um ganho considerável em relação a vazão e uma diminuição no atraso.

Como trabalhos futuros, podem ser feitas simulações do algoritmo DBQUS em conjunto com outros simuladores para a rede EPON na rede integrada para analisar se haveria algum impacto na provisão de qualidade de serviço para as estações cliente WiMAX. Também seria interessante a implementação de um mecanismo de escalonamento centralizado no OLT para escalonamento das requisições das ONUs da rede EPON.

Apêndice A

Simulador EPON

Para a simulação da rede integrada EPON-WiMAX utilizou-se um módulo WiMAX desenvolvido no simulador NS-3 integrado a um simulador EPON desenvolvido em JAVA.

O simulador EPON funciona conforme o fluxograma da Figura A.1. O algoritmo utilizado no simulador EPON foi o IPACT.

No algoritmo IPACT, todas as tarefas que fazem parte do gerenciamento e controle das transmissões são realizadas pela OLT, criando assim, uma arquitetura centralizada. Serão descritos a seguir os detalhes do processamento de cada um dos seguintes eventos de ação do simulador: Next_Burst, Arrival, REPORT, GATE, Report_ONUBS, GATE_ONUBS. O escalonador permanece em loop até que o tempo limite seja alcançado.

NEXT_BURST

Este evento contém uma indicação da ONU que receberá estes pacotes. Neste momento, é calculado o número de pacotes e o intervalo entre a chegada deles. São criados então os eventos de ARRIVAL para cada chegada de pacotes. O número de pacotes é calculado de maneira diferente para cada classe. Os algoritmos são submetidos a um tráfego em rajadas, gerados a partir de distribuição de Poisson e tráfego auto-similar. Para gerar o tamanho dos quadros utiliza-se uma distribuição trimodal. Estes modos principais correspondem aos tamanhos: 64, 582/594 e 1518 bytes (Por serem os mais frequentes [29]).

Tráfego Poissoniano

Neste tipo de tráfego, o número de ocorrências num intervalo de tempo fixo é dado por:

$$P(A(t) = n) = \frac{(\lambda t)^n e^{-\lambda t}}{n!}, \quad n = 1, 2, 3 \dots \quad (\text{A.1})$$

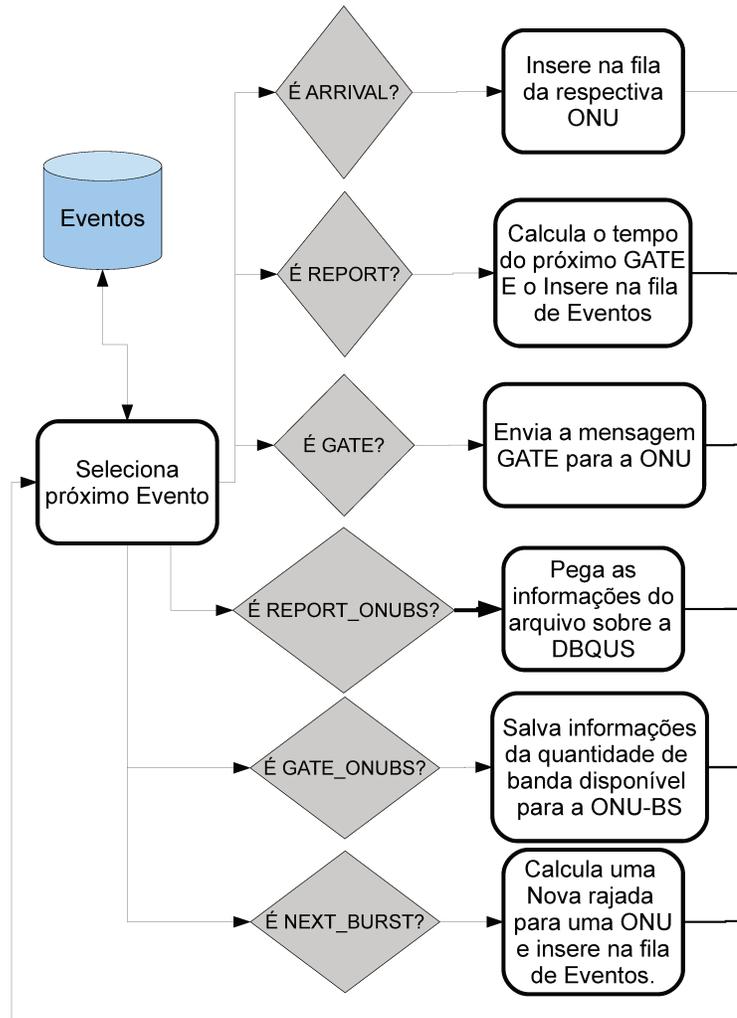


Figura A.1: Fluxograma do Escalonador

onde λ é o valor médio de ocorrências por unidade de tempo e n é o número de ocorrências até um instante t com uma determinada probabilidade.

O tempo entre as chegadas é exponencial com média $1/\lambda$ [37]. Desta forma, o intervalo entre as chegadas dos quadros é dada pela seguinte distribuição exponencial:

$$f(x) = \alpha e^{-\alpha x}, \quad \alpha, x > 0 \quad (\text{A.2})$$

sendo $1/\alpha$ a média.

Pode-se determinar uma variável aleatória x através de uma distribuição uniforme com

$$x = \frac{-\ln u}{\lambda} \quad (\text{A.3})$$

sendo u um número aleatório com distribuição uniforme e $u \in [0, 1]$.

Tráfego Auto-Similar

O tráfego auto-similar é formado pela combinação de vários fluxos (rajadas). A duração das rajadas é dada por uma distribuição *bounded pareto*, dada por:

$$f(y) = \alpha y^{-\alpha-1} \frac{k^\alpha}{1 - \frac{k}{p}}, \quad \alpha > 0, k \leq y \leq p \quad (\text{A.4})$$

onde α é o parâmetro de forma da distribuição, exibindo auto-similaridade quando $0 < \alpha < 2$. O valor $\alpha = 1,4$ é recomendado pelas medições de tráfegos *ethernet*.

Para determinar o número de quadros que chegarão numa rajada (y) da distribuição *bounded pareto* utiliza-se a seguinte expressão:

$$y = \frac{k}{\left\{1 + u \left(\left(\frac{k}{p} \right)^\alpha - 1 \right)\right\}^{1/\alpha}}, \quad (\text{A.5})$$

sendo u um número aleatório com distribuição uniforme e $u \in [0, 1]$.

ARRIVAL

Este evento contém a descrição de um pacote (tamanho, ONU respectiva, etc). Este pacote será inserido na respectiva ONU, caso esta não esteja com a fila cheia. Neste momento, são atualizados os valores de tempo de chegada na ONU.

REPORT

Neste caso, uma mensagem de REPORT chegou de alguma ONU. Essa mensagem contém o estado da fila da ONU correspondente (Número de requisições por classe de serviço e o tamanho delas), além de conter o RTT desde a chegada da última mensagem da OLT para esta ONU.

Neste momento, é programado o envio a próxima mensagem GATE para a respectiva ONU. Para calcular este tempo de início é utilizada a seguinte expressão:

$$t_k^i = MAX \begin{cases} t_{k-1}^i + rtt^{k-1} - rtt^k + duracao_slot + tempo_de_guarda \\ t_k^{i-1} + rtt^k \end{cases}$$

,

onde t_k^i é o tempo de início da i -ésima mensagem de GATE para a k -ésima ONU e rtt^k é o rtt da k -ésima ONU. A duração, por sua vez é calculada como o mínimo entre o necessário para transmitir todos os pacotes da onu e o *timeslot* máximo considerado, de forma a não extrapolar o *maximum_cycle_time*.

GATE

Esta mensagem envia uma mensagem de GATE para uma ONU. Esta mensagem contém um tempo de início e duração da janela para transmissão da ONU em questão.

Quando a mensagem é recebida pela ONU é processada e a ONU começa imediatamente sua transmissão, a qual chega ao OLT depois do tempo de guarda da transmissão da ONU anterior.

REPORT_ONUBS

Neste caso, o uma mensagem REPORT é recebida da ONU-BS. Esta mensagem contém o mesmo formato da REPORT original das ONUs. A diferença do ponto de vista do simulador é que esta mensagem é lida de um arquivo que foi preenchido pelo simulador WiMAX, com informações das filas do DBQUS.

GATE_ONUBS

Semelhante ao GATE, porém calcula-se a quantidade de banda que será transmitida no intervalo de tempo concedido. Este valor é enviado numa mensagem GATE para a ONU_BS. No simulador, isto equivale a escrever a mensagem que será lida pelo simulador WiMAX.

Referências Bibliográficas

- [1] *Integration of EPON and WiMAX Networks: Uplink Scheduler Design*, volume 7137, 2008.
- [2] 3GPP2 C.S0014-0. Enhanced Variable Rate Codec (EVRC).
- [3] Alsolami, F. Jaber, Ho, and Pin-Han. A novel two-level hierarchical scheduling scheme for integrated wimax and epon. *IEEE Communications Surveys and Tutorials* EPON, 3:46–60, 2009.
- [4] Jeffrey G. Andrews, Arunabha Ghosh, and Rias Muhamed. *Fundamentals of WiMAX: Understanding Broadband Wireless Networking (Prentice Hall Communications Engineering and Emerging Technologies Series)*. Prentice Hall PTR, Upper Saddle River, NJ, USA, 2007.
- [5] C. O. C. Arbieto. Alocação dinâmica de largura de banda em redes epon. dissertação (mestrado em engenharia elétrica). universidade de são paulo, 2007.
- [6] Paul Barford, Azer Bestavros, Adam Bradley, and Mark Crovella. Changes in web client access patterns: Characteristics and caching implications. Technical report, 1998.
- [7] J.B. Borin. *Mecanismos para a provisão de Qualidade de Serviço em redes IEEE 802.16*. PhD thesis, Universidade Estadual de Campinas, Instituto de Computação, Programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação, Campinas, 2010.
- [8] J.F. Borin and N.L.S. da Fonseca. Scheduler for ieee 802.16 networks. *Communications Letters, IEEE*, 12(4):274–276, 2008.
- [9] J.F. Borin and N.L.S. da Fonseca. Simulator for wimax network. *Simulation Modelling Practice and Theory*, 16(7):817–833, 2008.
- [10] J.F. Borin and N.L.S. da Fonseca. A standard-compliant scheduler for wimax networks. In *GLOBECOM Workshops, 2008 IEEE*, pages 1–5, 2008.

- [11] J.F. Borin and N.L.S. da Fonseca. Uplink scheduler and admission control for the ieee 802.16 standard. In *Global Telecommunications Conference, 2009. GLOBECOM 2009. IEEE*, pages 1–6, 2009.
- [12] C. Cicconetti, L. Lenzi, E. Mingozzi, and C. Eklund. Quality of service support in ieee 802.16 networks. *Network, IEEE*, 20(2):50–55, March-April 2006.
- [13] M.P. Dias and N.L.S. da Fonseca. Performance evaluation of a scheduler for the onu-bbs of integrated epon-wimax networks. In *Communications (LATINCOM), 2011 IEEE Latin-American Conference on*, pages 1–6, 2011.
- [14] M.P. Dias and N.L.S. da Fonseca. A robust wimax scheduler for epon-wimax networks. In *Global Communications Conference (GLOBECOM), 2012 IEEE*, pages 1580–1585, 2012.
- [15] F. Effenberger, D. Clearly, O. Haran, G. Kramer, Ruo Ding Li, M. Oron, and T. Pfeiffer. An introduction to pon technologies [topics in optical communications]. *Communications Magazine, IEEE*, 45(3):S17–S25, 2007.
- [16] Jahanzeb Farooq and Thierry Turletti. An ieee 802.16 wimax module for the ns-3 simulator. In *Proceedings of the 2nd International Conference on Simulation Tools and Techniques, Simutools '09*, pages 8:1–8:11, ICST, Brussels, Belgium, Belgium, 2009. ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering).
- [17] Frank H.P. Fitzek and Martin Reisslein. Mpeg-4 and h.263 video traces for network performance evaluation. *IEEE Network*, 15(6):40–54, Dec 2001.
- [18] J. Freitag and N.L.S. da Fonseca. Uplink scheduling with quality of service in ieee 802.16 networks. In *Global Telecommunications Conference, 2007. GLOBECOM '07. IEEE*, pages 2503–2508, 2007.
- [19] I-Shyan Hwang, Jhong-Yue Lee, Chih-Wei Huang, and Zen-Der Shyu. Advanced dynamic bandwidth allocation and scheduling scheme for the integrated architecture of epon and wimax. In *Mobile Data Management: Systems, Services and Middleware, 2009. MDM '09. Tenth International Conference on*, pages 655–660, 2009.
- [20] IEEE Standard 802.16-2001, Part 16. IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks - Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access System, 2002.

- [21] IEEE Standard 802.16-2004, Part 16. IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks - Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems, 2004.
- [22] IEEE Standard 802.16-2005, Part 16. IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Network Part 16: Air Interface for Fixed and Mobile Broadband Wireless Access Systems, 2005.
- [23] T. Koonen. Fiber to the home/fiber to the premises: What, where, and when? *Proceedings of the IEEE*, 94(5):911–934, 2006.
- [24] G. Kramer and B. Mukherjee. Supporting differentiated classes of service in ethernet passive optical networks. *Journal of Optical Networking*, 01, 2002.
- [25] G. Kramer, B. Mukherjee, and G. Pesavento. Ipact: a dynamic protocol for an ethernet pon (epon). *Communications Magazine, IEEE*, 40(2):74–80, Feb 2002.
- [26] G. Kramer and G. Pesavento. Ethernet passive optical network (epon): Building a next-generation optical access network. *Communications Magazine, IEEE*, 40(2):66–73, 2002.
- [27] Glen Kramer. *Ethernet Passive Optical Networks*. McGraw-Hill, 2005.
- [28] Glen Kramer and Biswanath Mukherjee. Interleaved polling with adaptive cycle time (ipact): Protocol design and performance analysis. Technical Report CSE-2001-4, University of California, Davis, Aug 2001.
- [29] Glen Kramer, Biswanath Mukherjee, Sudhir Dixit, Yinghua Ye, and Ryan Hirth. Supporting differentiated classes of service in ethernet passive optical networks. *J. Opt. Netw.*, 1(8):280–298, Aug 2002.
- [30] Cedric F. Lam. *Passive Optical Networks: Principles and Practice*. Academic Press, 2007.
- [31] Min Luo, Hui Li, Yueming Lu, and Yuefeng Ji. Qos-aware scheduling in emerging novel optical wireless integrated networks. In *Proceedings of the 11th Asia-Pacific Symposium on Network Operations and Management: Challenges for Next Generation Network Operations and Service Management*, APNOMS '08, pages 445–448, Berlin, Heidelberg, 2008. Springer-Verlag.
- [32] Yuanqiu Luo, S. Yin, Ting Wang, Y. Suemura, S. Nakamura, N. Ansari, and M. Cvijetic. Qos-aware scheduling over hybrid optical wireless networks. In *Optical Fiber Communication and the National Fiber Optic Engineers Conference, 2007. OFC/NFOEC 2007. Conference on*, pages 1–7, 2007.

- [33] M. McGarry, M. Reisslein, and M. Maier. Ethernet passive optical network architectures and dynamic bandwidth allocation algorithms. *Communications Surveys and Tutorials, IEEE*, 10:46–60, 2008.
- [34] M.P. McGarry, M. Maier, and M. Reisslein. Ethernet pons: a survey of dynamic bandwidth allocation (dba) algorithms. *Communications Magazine, IEEE*, 42(8):S8–15, 2004.
- [35] Biswanath Mukherjee. *Optical Communication Networks*. McGraw-Hill, 1997.
- [36] Rajiv Ramaswami and Kumar N. Sivarajan. *Optical networks: a Practical Perspective*. Morgan Kaufmann, 2002.
- [37] M.N.O. Sadiku and M. Ilyas. *Simulation of local area networks*. CRC Press, 1995.
- [38] D. Sala and A. Gummalla. Pon functional requirements: Services and performance, 2011.
- [39] Gangxiang Shen, R.S. Tucker, and Chang-Joon Chae. Fixed mobile convergence architectures for broadband access: Integration of epon and wimax. *Communications Magazine, IEEE*, 45(8):44–50, August 2007.
- [40] Tao Tang, Guochu Shou, Yihong Hu, and Zhigang Guo. Performance analysis of bandwidth allocation of convergence of wimax and epon. In *Networks Security, Wireless Communications and Trusted Computing, 2009. NSWCTC '09. International Conference on*, volume 1, pages 662–665, 2009.
- [41] The Network Simulator - NS-2. (<http://www.isi.edu/nsnam/ns>), 1995.
- [42] The Network Simulator - NS-3. (<http://www.nsnam.org>).
- [43] M. K. Weldon and F. Zane. The economics of fiber to the home revisited. *Bell Labs Tech*, 15(8):181–206, Dec 2003.
- [44] Kun Yang, Shumao Ou, Guild K., and Hsiao-Hwa Chen. Convergence of ethernet pon and ieee 802.16 broadband access networks and its qos-aware dynamic bandwidth allocation scheme. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 27(2):101–116, February 2009.