



Eduardo Jorge dos Santos

Licenciado em Ciências da Engenharia Eletrotécnica e de Computadores

Serviços pós-4G em redes de satélite com recepção multi-pacote de acesso com agendamento

Dissertação para obtenção do Grau de Mestre em
Engenharia Eletrotécnica e Computadores

Orientador : Prof. Doutor Luís Bernardo

Co-orientador : Prof. Doutor Rui Dinis

Júri:

Presidente: [Prof. Doutor Paulo Pinto]

Arguente: [Prof. Doutor Luís Brito Palma]

Vogais: [Prof. Doutor Luís Bernardo]
[Prof. Doutor Rui Dinis]



FACULDADE DE
CIÊNCIAS E TECNOLOGIA
UNIVERSIDADE NOVA DE LISBOA

Setembro, 2012

Serviços pós-4G em redes de satélite com recepção multi-pacote de acesso com agendamento

Copyright © Eduardo Jorge dos Santos, Faculdade de Ciências e Tecnologia, Universidade Nova de Lisboa

A Faculdade de Ciências e Tecnologia e a Universidade Nova de Lisboa têm o direito, perpétuo e sem limites geográficos, de arquivar e publicar esta dissertação através de exemplares impressos reproduzidos em papel ou de forma digital, ou por qualquer outro meio conhecido ou que venha a ser inventado, e de a divulgar através de repositórios científicos e de admitir a sua cópia e distribuição com objectivos educacionais ou de investigação, não comerciais, desde que seja dado crédito ao autor e editor.

Agradecimentos

Quero agradecer ao instituto de investigação Uninova e ao projeto *MPSat* **PTDC/EEA-TEL/099074/2008** pelo apoio financeiro para o desenvolvimento desta dissertação. Agradeço ao meu orientador Luís Bernardo pela ajuda no desenvolvimento e posterior escrita desta dissertação. Agradeço aos meus amigos por todos os bons momentos passados, tornando fácil e saudosa a minha passagem pela Universidade. Agradeço à minha família por me ter dado a oportunidade de atingir este nível académico. Finalmente, agradeço à minha namorada pelo apoio incondicional que me deu ao longo de todos os meus anos de universitário.

Resumo

Redes de satélites farão parte das futuras redes integradas de comunicações, proporcionando cobertura ubíqua e grande resiliência. Estas redes complementam a infraestrutura celular terrestre, suportando serviços ubíquos de dados e multimédia com garantias de qualidade de serviço (QoS). A simples retransmissão de pacotes perdidos, devido ao descarte dos mesmos em caso de colisão, leva à degradação do desempenho do sistema. De forma a cumprir os elevados requisitos de QoS e de débito, foram desenvolvidos diversos métodos de retransmissão e de combinação de pacotes.

Esta dissertação analisa um novo protocolo, chamado *Satellite - NDMA* (S-NDMA), em que os princípios do protocolo *H-ARQ - NDMA* (H-NDMA) são utilizados num cenário de satélites *Demand Assigned Multiple Access* (DAMA). O S-NDMA adapta a abordagem H-ARQ (retransmissão a pedido híbrida) de forma a funcionar com um número limitado de pacotes de confirmação. Nesta dissertação são propostos modelos analíticos para o desempenho do S-NDMA. É feita uma comparação entre as abordagens H-NDMA e S-NDMA, para sistemas de satélites, em termos de taxas de erro, débito do sistema e atrasos nas transmissões. Numa outra contribuição original, é definida uma otimização para o S-NDMA de modo a minimizar o consumo de energia, satisfazendo um conjunto de requisitos de QoS num cenário DAMA, em que o número de TMs a transmitir é conhecido *a priori*. Para finalizar, é ainda desenvolvido um simulador de modo a validar e testar a capacidade deste protocolo. Neste simulador, são testados diversos cenários de transmissão, com e sem requisitos de QoS, de modo a verificar a capacidade do protocolo S-NDMA relativamente ao H-NDMA.

Palavras-chave: QoS, NDMA, H-NDMA, S-NDMA, Redes de satélites, Simulador.

Abstract

Satellite networks will be part of future integrated communications networks, providing ubiquitous coverage and high resiliency. These networks complement terrestrial cellular infrastructure, supporting ubiquitous data services and multimedia with guaranteed QoS. A simple retransmission process of lost packets, leads to the degradation of system performance due to discarding the ones transmitted with errors. In order to meet the high requirements of *Quality of Service* (QoS) and debit, several packet combining and retransmission methods were researched.

This paper analyses a new protocol, called *Satellite - NDMA* (S-NDMA), in which the principles of the *H-ARQ - NDMA* (H-NDMA) protocol are used in a *Demand Assigned Multiple Access* (DAMA) satellite scenario. S-NDMA adapts *Hybrid Automatic Repeat re-Quest* (H-ARQ) to work with a bounded number of acknowledgement packets. This dissertation proposes analytical models for the performance of the S-NDMA. It is performed a comparison between H-NDMA and S-NDMA, for satellite network, in terms of error rates, throughput and transmission system delay. In another relevant original contribution, the paper defines an optimization approach for S-NDMA to minimize the energy consumption satisfying a set of QoS requirements on a DAMA scenario, where the number of mobile terminals transmitting is known *a priori*.

Finally, in order to validate and test the protocol's capacity, a simulator was implemented. Several transmission scenarios, with or without QoS requirements, are tested in order to compare the S-NDMA and H-NDMA protocols capabilities.

Keywords: QoS, H-NDMA, S-NDMA, DAMA, Satellite networks, Simulator.

Acrónimos

3GPP *3rd Generation Partnership Project*

ACK *Acknowledgement*

ARQ *Automatic Repeat reQuest*

AWGN *Additive White Gaussian Noise*

B3G *Beyond 3rd Generation*

BER *Bit Error Rate*

BS *Estação Base*

CC *Code Combining*

CDMA *Code Division Multiple Access*

CDPD *Cellular Digital Packet Data*

DAMA *Demand Assigned Multiple Access*

DC *Diversity Combining*

Downlink *Transferência de dados do Terminal Móvel (TM) para o satélite*

DS-CDMA *Direct Sequence - Code Division Multiple Access*

FCFS *First-Come-First-Served*

EPUP *Energy Per Usefull Packet*

FDMA *Frequency Division Multiple Access*

FEC *Forward Error Correction*

FF-NDMA *Feedback Free - NDMA*

GSM *Global System for Mobile communication*

H-ARQ *Hybrid Automatic Repeat reQuest*

H-NDMA *H-ARQ - NDMA*

Hybrid-ARQ *Hybrid Automatic Repeat reQuest*

ICCCN 2012 *International Conference on Computers Communication Networks 2012*

IP *Internet Protocol*

LEO *Low Earth Orbit*

LWT *Longest-Wait-Time*

LTE *Long Term Evolution*

LTSF *Longest Total Stretch First*

M-QAM *Multi-Level Quadrature Amplitude Modulation*

MAC *Medium Access Control*

MEO *Medium Earth Orbit*

MIMO *Multiple Input Multiple Output*

MPR *MultiPacket Reception*

MRF *Most-Requests-First*

MT *Mobile Terminal*

NACK *Negative Acknowledgement*

NDMA *Network Diversity Multiple Access*

PER *Packet Error Rate*

PER_{max} *limite máximo de Packet Error Rate*

QoS *Quality of Service*

QPSK *Quadrature Phase Shift Keying*

OFDM *Orthogonal Frequency Division Multiplexing*

RS *Reed-Solomon*

RTD *Round-Trip Delay time*

RTT *Round-Trip Time*

S-NDMA *Satellite - NDMA*

SC-FDE *Single Carrier with Frequency-Domain Equalization*

SDMA *Space Division Multiple Access*

SNR *Signal-to-Noise Ratio*

TM *Terminal Móvel*

TDMA *Time Division Multiple Access*

Uplink *Transferência de dados do satélite para o Terminal Móvel (TM)*

UMTS *Universal Mobile Telecommunication System*

Conteúdo

1	Introdução	1
1.1	Motivação	1
1.2	Objetivos e Contribuições	2
1.3	Estrutura do Documento	2
2	Trabalho Relacionado	3
2.1	Introdução	3
2.2	Esquemas de Transmissão com Diversidade	3
2.2.1	Transmissão com Diversidade Espacial	4
2.2.2	Transmissão com Diversidade na Frequência	5
2.2.3	Transmissão com Diversidade Temporal	5
2.3	Esquemas de Controlo de Acesso ao Meio	6
2.3.1	TDMA	6
2.3.2	FDMA	7
2.3.3	CDMA	7
2.3.4	NDMA	8
2.4	Métodos de Detecção e Controlo de Erros	9
2.4.1	Explicação dos Métodos	9
2.4.1.1	Tipos de Esquemas ARQ	10
2.4.2	Esquemas H-ARQ	12
2.5	Estratégias de Transmissão e Agendamento	15
2.5.1	Sistemas de Agendamento por <i>Push</i>	16
2.5.2	Sistemas de Agendamento por <i>Pull</i>	16
2.5.3	Sistemas de Agendamento Híbridos	17
2.5.4	Qualidade de Serviço (QoS)	17
3	Metodologia do Desenvolvimento	19
3.1	Introdução	19
3.2	Caraterização do Sistema	19

3.3	Modelo Analítico	23
3.4	Análise de Desempenho	30
3.5	Pontos Ótimos de Funcionamento	36
4	Simulador	41
4.1	Introdução	41
4.2	Características do Sistema	41
4.2.1	Políticas de Justiça no Agendamento e Prioridades	42
4.2.2	Estruturas de Dados Usadas no Simulador	45
4.3	Módulos do Simulador	47
4.4	Resultados Experimentais	49
5	Conclusões	55

Lista de Figuras

2.1	Tipos de Diversidade Espacial	4
2.2	Esquema <i>Problema de near-far</i>	8
2.3	Esquema <i>Stop and Wait ARQ</i>	11
2.4	Esquema <i>Go-Back-N ARQ</i>	11
2.5	Esquema <i>Selective-Repeat ARQ</i>	12
2.6	Esquema <i>H-ARQ tipo-II</i>	14
3.1	Esquema de acesso com agendamento por S-NDMA.	21
3.2	ζ_R máximo (satisfazendo PER_{max}) e mínimo (satisfazendo $PER \leq 99\%$) por E_b/N_0 com $P = 5$ TMs	31
3.3	$(EPUP/E_p)(E_b/N_0)$ ao variar n ao longo de n_1 para $E_b/N_0 = -2\text{dB}$ e $P = 5$ TMs	32
3.4	$(EPUP/E_p)(E_b/N_0)$ ao variar n ao longo de n_1 para $E_b/N_0 = -2\text{dB}$ e $P = 5$ TMs	33
3.5	Débito em saturação ao longo de E_b/N_0 com $P = 5$ TMs para S-NDMA e H-NDMA.	34
3.6	$(EPUP/E_p)(E_B/n_0)$ ao longo de E_b/N_0 e consoante P para S-NDMA e H-NDMA.	34
3.7	$(EPUP/E_p)(E_B/n_0)$ ao longo do débito (S) e consoante P para S-NDMA e H-NDMA.	35
3.8	E_b/N_0 ao longo do débito (S) e consoante P para S-NDMA e H-NDMA.	35
3.9	Atraso médio do pacote ao longo de E_b/N_0 para $P = 5$ TMs.	36
4.1	Ordem de Preferência na Alocação dos Pacotes nas <i>Slots</i>	43
4.2	Criação dos grupos de agendamento de modo a obter justiça no número de pacotes agendados por utilizador.	44
4.3	Método de Divisão e Ordem de Agendamento dos Grupos.	44
4.4	Método de Divisão e Ordem de Agendamento dos Grupos.	45

4.5	Estruturas para armazenamento da informação dos pacotes de cada utilizador.	46
4.6	Estruturas para armazenamento da informação dos <i>slots</i> de tempo de cada super-trama.	47
4.7	Método de Divisão e Ordem de Agendamento dos Grupos.	47
4.8	Capacidade do canal para valores de utilizadores a transmitir, entre um e cinco.	50
4.9	EPUP em saturação para valores de utilizadores a transmitir, entre dois e cinco.	51
4.10	Variação da EPUP com a variação da carga induzida no sistema, para diferentes valores de utilizadores.	52
4.11	Variação da média de <i>slots</i> utilizadas por cada pacote consoante a carga induzida no sistema, para diferentes valores de utilizadores.	52
4.12	Variação da média de utilizadores agendados em cada <i>slot</i> consoante a carga induzida no sistema, para diferentes valores de utilizadores.	53
4.13	Tempo de atraso com a variação da carga induzida no sistema, para diferentes valores de utilizadores.	53

Lista de Tabelas

3.1	Divisão dos grupos de utilizadores dependendo da carga na rede e do número de TMs a querer transmitir em simultâneo.	39
3.2	Potência de transmissão dos pacotes (em dBs) dependendo do número de TMs a transmitir em simultâneo e da carga na rede.	40
3.3	Vetor de transmissões dependendo do número de TMs a transmitir em simultâneo e da carga na rede.	40

Capítulo 1

Introdução

1.1 Motivação

Nos últimos anos, as comunicações sem fios têm sido uma das áreas no campo das comunicações, com maior crescimento. Apesar do estudo da comunicação através de satélites ter sido iniciado no início dos anos 60, apenas nas últimas décadas a indústria aplicou este tipo de tecnologia no mercado para terminais pessoais de bolso. No seguimento do desenvolvimento de projetos que englobam redes de satélites, a tecnologia *LightSquared* tenciona fornecer serviços de transmissão de dados 4G através da combinação de uma rede terrestre *Long Term Evolution* (LTE) e uma rede de satélites permitindo uma cobertura global do planeta. Das diversas redes sem fios existentes, são as redes de satélites que permitem sistemas de telecomunicações com conectividade permanente e independentes da localização. Comparando estas redes de satélites com as redes terrestres, as primeiras, devido à distância a que se encontram os satélites, apresentam atrasos consideravelmente maiores que as redes terrestres e necessitam de maiores valores de potência de transmissão para garantir que a comunicação entre o satélite (que opera como Estação Base (BS)) e o Terminal Móvel (TM) seja possível. No entanto, as redes satélites permitem transmissões ubíquas de dados e de serviços multimédia com garantias de *Quality of Service* (QoS).

Num mundo em constante luta por novas tecnologias, com constante necessidade por parte dos utilizadores de estarem sempre comunicáveis e em que a eficiência energética é cada vez mais importante, torna-se mandatório que os TMs sejam leves, tenham a máxima eficiência possível a nível energético e que consigam operar com pouca potência. Como tal, a eficiência energética tem um papel fundamental para estes sistemas e o desenvolvimento de mecanismos e técnicas para a aumentar é de extrema importância.

1.2 Objetivos e Contribuições

Nesta dissertação foi focado o projeto de um protocolo de transmissão para redes de satélites de órbita baixa (*Low Earth Orbit* (LEO)) em que é utilizado um esquema *Single Carrier with Frequency-Domain Equalization* (SC-FDE). Considerou-se como referência a rede de satélites *Iridium* da nova geração, com ritmos de transmissão no canal de 1.5 Mbps para a banda L, e em que cada *slot* tem aproximadamente uma duração de 0.17 ms, tendo em conta a distância mínima entre um satélite LEO e o solo (aproximadamente 781 Km). O desenvolvimento desta dissertação visou adaptar um protocolo recentemente criado, *H-ARQ - NDMA* (H-NDMA), proposto por Ganhão [1] para aumentar a capacidade de resiliência ao erro do *Network Diversity Multiple Access* (NDMA). Este protocolo (H-NDMA) não é aplicável em situações em que o tempo de atraso é muito grande, devido à constante necessidade de transmissão de pacotes de controlo para solicitar retransmissões e reportar confirmações. Nesta dissertação é proposto um protocolo que visa colmatar os problemas do H-NDMA para redes de satélites, o *Satellite - NDMA* (S-NDMA). O S-NDMA, estende os princípios do H-NDMA num cenário DAMA em satélites e adapta o H-ARQ para trabalhar com um número limitado de pacotes de confirmação.

No Capítulo 3 é feita uma apresentação do S-NDMA e é proposto um modelo analítico para a obtenção dos valores de consumo energético, débito e tempo de atraso do S-NDMA. Em mais uma contribuição original, esta dissertação define uma otimização ao nível do consumo energético do S-NDMA de modo a garantir requisitos de QoS num cenário DAMA, onde o número de TMs é conhecido *a priori*.

Nesta dissertação, é ainda criado um algoritmo de agendamento de tráfego que é apresentado detalhadamente no Capítulo 4. É também descrita a sua realização no simulador desenvolvido, que é usado para validar e medir o desempenho do protocolo proposto.

No contexto do trabalho foi publicado um artigo na conferência *IEEE ICCCN'12* [2].

1.3 Estrutura do Documento

A estrutura desta dissertação é a seguinte: no Capítulo 2 é feito um estudo teórico sobre o trabalho relacionado, indispensável para o desenvolvimento desta dissertação; No Capítulo 3 é apresentado o protocolo S-NDMA e é feita uma comparação entre o S-NDMA e o H-NDMA. Além desta comparação, é feito um estudo teórico relativo ao desempenho do S-NDMA relativamente ao gasto energético, débito e tempo de atraso; no Capítulo 4 é apresentado o algoritmo de agendamento de tráfego e descrita a sua realização no simulador desenvolvido. neste capítulo é ainda apresentado e discutido o conjunto de resultados obtidos deste simulador; finalmente, no Capítulo 5 são apresentadas as conclusões relativamente ao funcionamento do S-NDMA, obtidas ao longo desta dissertação.

Capítulo 2

Trabalho Relacionado

2.1 Introdução

Os canais de comunicação sem fios constituem, para os projetistas de redes, um desafio constante devido às elevadas taxas de ruído que podem apresentar. Múltiplas réplicas do mesmo pacote surgem no recetor devido à refração, reflexão ou deflexão das ondas em edifícios, chuva, folhas de árvores, etc. criando problemas no reconhecimento do pacote no recetor. Além deste fenómeno de múltiplos caminhos, existe o problema da atenuação do sinal devido à distância entre as antenas emissora e recetora. Para combater estes fenómenos, inúmeras técnicas foram e continuam a ser projetadas e desenvolvidas. Neste capítulo é apresentado um conjunto de técnicas que, ao longo dos anos, foram surgindo e ditaram a evolução, até aos dias de hoje, das transmissões de dados sem fios e das técnicas existentes de agendamento nas transmissões de dados sem fios.

2.2 Esquemas de Transmissão com Diversidade

De modo a combater os erros provocados pela atenuação do sinal, quando a distância entre o emissor e o recetor é muito grande, múltiplas réplicas do mesmo sinal podem ser processadas, ou combinadas no recetor. Este envio de informação redundante para o recetor é designado de diversidade e surge como complemento às técnicas de correção de erros existentes. Devido à existência de, por exemplo, múltiplas antenas, múltiplos canais com diferentes frequências, diferentes tempos de *slot* ou diferentes ângulos de chegada ao recetor, várias réplicas do mesmo sinal podem chegar ao recetor. *Beaulieu* [3] afirma que se for possível separar os diversos canais (no espaço, frequência, polarização cruzada, ângulo, ou tempo), as atenuações serão independentes ou quase independentes e, assim, a probabilidade de os pacotes chegarem com erros, devido à atenuação, é minimizada. *Brennan* [4] introduz os conceitos fundamentais e os princípios envolvidos nas técnicas

de diversidade e explica como se podem processar diferentes réplicas do mesmo sinal. O conceito de diversidade pode ser dividido em três classes que serão explicadas nas subsecções seguintes: diversidade espacial (subsecção 2.2.1); diversidade na frequência (subsecção 2.2.2); diversidade temporal (subsecção 2.2.3).

2.2.1 Transmissão com Diversidade Espacial

O conceito de diversidade espacial, também conhecido por diversidade de antenas, tem sido fortemente usado e desenvolvido pelos investigadores nos últimos anos [5]. O seu funcionamento consiste no envio de sinais ao longo de diferentes caminhos. Diversidade espacial implica que múltiplas antenas sejam usadas tanto no transmissor (Figura 2.1(a)) como no recetor (Figura 2.1(b)). Um exemplo muito conhecido deste esquema é a técnica *Multiple Input Multiple Output* (MIMO) [6]. Esta técnica tira partido dos múltiplos ca-

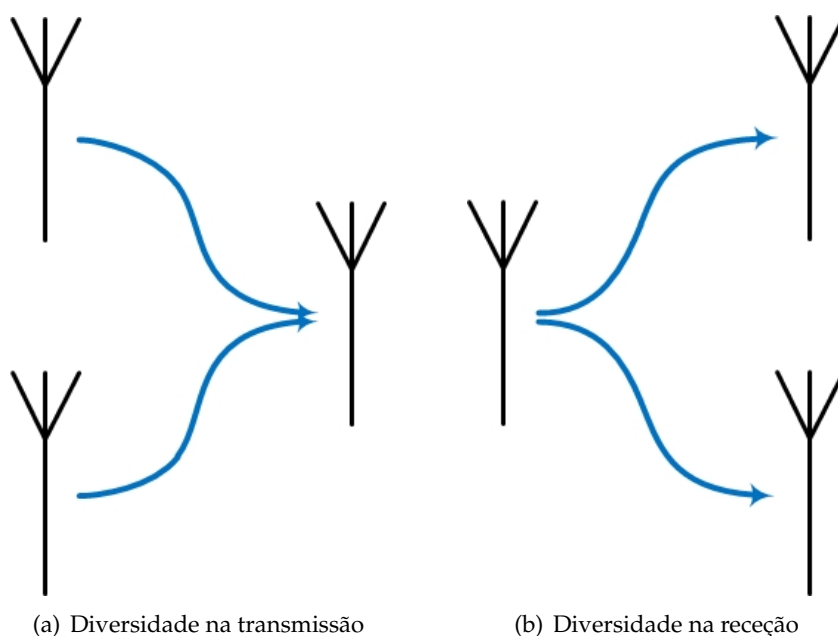


Figura 2.1: Tipos de Diversidade Espacial

minhos percorridos pelos sinais, onde antenas se encontram espaçadas o suficiente para que a correlação entre os sinais recebidos seja mínima ou nenhuma. Geralmente este espaçamento entre as antenas tem de ser igual ou superior a 10λ , onde λ corresponde ao comprimento de onda das portadoras do sinal [7]. Este espaçamento mínimo depende no entanto, do fator de dispersão do local e da frequência da portadora. *Tse* e *Viswanath* explicam que podem ocorrer dois tipos de diversidade: micro-diversidade e macro-diversidade [5]. A micro-diversidade ocorre quando um terminal móvel se encontra num local repleto de objetos que provocam a dispersão do sinal, e neste caso, uma separação de apenas $\lambda/2$ seria suficiente. Por outro lado, a macro-diversidade ocorre quando o fator de dispersão é mínimo (se, por exemplo, as estações base se encontram em locais elevados). Neste caso poderá ser necessário uma separação de dezenas de comprimentos de

onda. A grande vantagem destas técnicas de diversidade espacial é o aumento do alcance do sinal e, além disso, tiram vantagem dos sinais gerados por múltiplos caminhos em vez de os interpretarem como ruído. O problema é a complexidade da arquitetura devido ao aumento do número de antenas [6].

Outra abordagem neste tipo de diversidade [8] consiste na diversidade de satélites, ou seja, em vez de se tirar partido dos componentes resultantes dos múltiplos caminhos, o TM recebe os sinais através dos diversos satélites que se encontram no seu alcance. Com isto a capacidade do sistema aumenta consideravelmente, sendo no entanto necessária uma alocação eficiente dos recursos [9].

2.2.2 Transmissão com Diversidade na Frequência

Nos métodos de transmissão com diversidade na frequência, múltiplas réplicas do mesmo pacote são enviadas em diversas portadoras, cada uma com uma frequência diferente. Esta diferença tem de ser tão grande quanto necessária para garantir que têm fatores de desvanecimento independentes, ou seja, tem de ser maior que a largura de banda de coerência¹ do sistema. Existe então um problema quando réplicas, que se encontram atrasadas, chegam ao recetor e colidem de forma destrutiva com outras cópias que chegam mais avançadas, denominada de interferência inter-simbólica. Para tratar a interferência inter-simbólica existem três abordagens: sistemas de uma só portadora com equalização (p.e. usada em *Global System for Mobile communication* (GSM)); métodos que usam uma vasta quantidade do espectro como *Direct Sequence - Code Division Multiple Access* (DS-CDMA) [10] (CDMA é explicado em detalhe na subsecção 2.3.3); sistemas de multi-portadora como *Orthogonal Frequency Division Multiplexing* (OFDM) onde são usadas sub-portadoras sem interferência mútua e cada uma com largura de banda inferior à largura de banda de coerência do canal [10]. Este método apresenta um substancial aumento da complexidade, tanto no transmissor como no recetor, e torna-se difícil de implementar em sistemas com largura de banda limitada. Contrariamente às técnicas de diversidade temporal, não existem problemas de aumento do atraso para transmitir com sucesso um bloco de dados. No entanto, requer uma alocação eficiente do espectro para cada cópia do bloco de dados. Estas técnicas de transmissão com diversidade de frequência são bastante usadas em tecnologias sem fios de banda larga [5].

2.2.3 Transmissão com Diversidade Temporal

Devido ao facto de as condições do canal variarem no tempo (interferências entre canais de outras transmissões, desvanecimento provocado pelo transmissor ou os recetores não se encontrarem estáticos) rajadas de erros podem ocorrer nas transmissões. A diversidade temporal consiste no envio de múltiplas réplicas do mesmo pacote de dados em instantes diferentes, presumivelmente com condições de canais independentes. Quando

¹corresponde ao intervalo máximo entre duas frequências de modo a que a atenuação possa ser correlacionada ou comparada

a BS deteta erros nos símbolos presentes no pacote, requer ao emissor que este retransmita o pacote em instantes temporais diferentes. Um tipo de esquema que pertence à classe de diversidade temporal é o *Hybrid Automatic Repeat reQuest* (H-ARQ) do tipo-II explicada detalhadamente na secção 2.4.2. Esta tese é desenvolvida com base nesta técnica de diversidade temporal.

2.3 Esquemas de Controlo de Acesso ao Meio

Na área das telecomunicações, múltiplos dispositivos comunicam entre si, enviando mensagens para um meio de difusão para serem decodificadas no recetor. Para que a mensagem seja entregue sem erros é necessário que o canal de transmissão permita o seu envio quase sem interferências. Uma analogia a este problema pode ser feita pensando numa sala cheia de indivíduos que desejam falar uns com os outros. Se todos quisessem falar ao mesmo tempo, a mensagem não chega corretamente ao recetor devido ao elevado ruído. Existem vários métodos que podem ser utilizados de modo a que estes indivíduos consigam falar entre si sem que a mensagem seja deturpada. O primeiro método é o da divisão temporal e consiste na afetação a cada indivíduo de um tempo para comunicar pré-definido. Assim que o seu tempo de comunicação se esgota este para, começando outro a falar. Outro método é o de divisão por frequência e consiste na alocação de diferentes bandas de frequência a cada indivíduo que comunica; cada pessoa pode ainda comunicar utilizando diferentes códigos, sendo chamado o método de divisão por códigos. Nas subsecções seguintes estas técnicas são explicadas mais detalhadamente: divisão temporal (*Time Division Multiple Access* (TDMA)) em 2.3.1; divisão por frequência (*Frequency Division Multiple Access* (FDMA)) em 2.3.2; divisão por códigos (*Code Division Multiple Access* (CDMA)) na subsecção 2.3.3.

2.3.1 TDMA

Time Division Multiple Access (TDMA) consiste no envio de mensagens, por parte de múltiplos utilizadores, em portadoras com a mesma frequência e largura de banda, mas em tempos de *slot* distintos, ou seja, cada utilizador tem um intervalo pré-definido de tempo para enviar a sua mensagem. Para que seja possível a utilização deste esquema, é necessário um agendamento prévio² dos terminais por *slots* de tempo, de modo a que cada terminal saiba ao certo qual o instante de tempo que lhe é permitido utilizar, para enviar as suas mensagens. Este sistema de divisão temporal adiciona *overhead*³ às mensagens devido à informação de sincronização que é introduzida na mensagem de modo a que os tempos de *slot* se mantenham sincronizados. Esta informação é extremamente importante pois os terminais podem-se deslocar de um local para o outro, e consequentemente

² caso o RTT seja curto é também possível efetuar um agendamento dinâmico

³ Relação entre a mensagem que realmente interessa chegar ao utilizador final e a informação introduzida nessa mensagem para fins de deteção e correção de falhas.

o *Round-Trip Time* (RTT)⁴ variar. Estas alterações que ocorrem nos sistemas móveis têm de ser constantemente observadas e o sistema tem de se adaptar de modo a que todos os dispositivos estejam sincronizados.

2.3.2 FDMA

Os esquemas *Frequency Division Multiple Access* (FDMA) dividem o espectro em várias bandas de frequência e cada utilizador possui exclusividade nas suas bandas de modo a transmitir os seus dados. Desta forma, cada utilizador envia os seus dados em ondas portadoras com frequências dentro da banda que lhe foi atribuída.

Este esquema foi usado durante muitos anos em diversos sistemas de telefonia mas, devido à sua elevada complexidade e à possibilidade de interferências entre frequências, sistemas que combinam OFDM (baseados em frequências com múltiplas portadoras) ou SC-FDE (com equalização na frequência, em vez do modelo clássico) com TDMA são agora os preferidos. No entanto, estes esquemas FDMA são ainda usados em redes telefónicas, redes celulares terrestres sem fios e redes de satélites com elevada granularidade⁵. Um exemplo de um sistema FDMA (no caso OFDM e SC-FDE) são os sistemas *Long Term Evolution* (LTE).

2.3.3 CDMA

Utilizando esquemas CDMA cada estação pode transmitir ao longo de todo o espectro de frequências e quando quiser. Ou seja, sempre que uma estação pretenda transmitir, não precisa esperar pela sua vez para o fazer nem tem restrições relativamente à frequência que usa. Para tal, cada utilizador (ou grupo de utilizadores) possui um código único de modo a que possa ser reconhecido no recetor. Deste modo, quando todos os sinais chegam ao recetor, este apenas aceita as mensagens com determinado código e rejeita todas as outras, tratando-as como ruído.

Um dos maiores problemas neste tipo de sistemas é o problema de *near-far* [5, 11]. Este problema consiste na impossibilidade de um recetor detetar um sinal fraco depois de ter captado um sinal mais forte. Consideremos a Figura 2.2 em que dois transmissores enviam sinais para apenas um recetor e encontram-se a distâncias diferentes do mesmo. Se ambos os transmissores enviarem informação em simultâneo e com a mesma potência, o recetor irá receber do transmissor mais próximo, um sinal mais potente, comparativamente ao sinal proveniente do que se encontra mais longe. Como a transmissão de um é o ruído de outro, a relação sinal-ruído (*Signal-to-Noise Ratio* (SNR)) do mais longínquo é muito maior, tornando quase, ou mesmo impossível, a receção do sinal por parte deste transmissor. Uma solução possível é ajustar dinamicamente a potência de transmissão dependendo da distância a que os transmissores se encontram do recetor. Assim, um

⁴Intervalo de tempo que leva um sinal a viajar desde o emissor até ao recetor mais o intervalo de tempo que o sinal de confirmação de recepção demora a chegar de volta ao emissor.

⁵Representa o quão subdividida é uma rede.

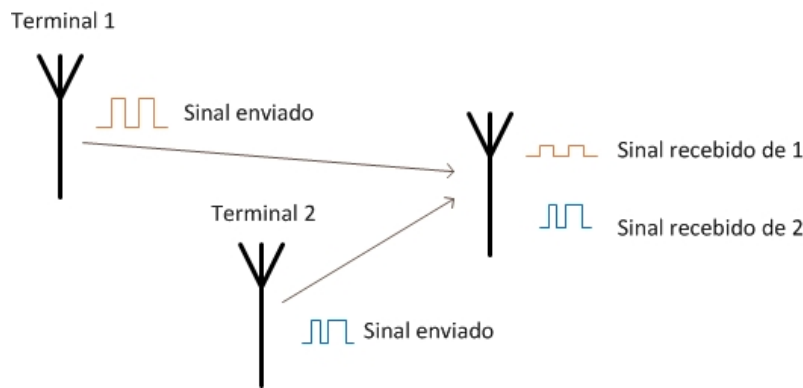


Figura 2.2: Esquema *Problema de near-far*

transmissor que se encontra perto do recetor envia sinais com menor potência do que o transmissor que se encontra mais longe. Deste modo o SNR de todos os transmissores, no recetor, seria semelhante. Este método de acesso ao canal é utilizado em diversas tecnologias de transmissão de rádio como, por exemplo, o *Universal Mobile Telecommunication System* (UMTS). Além disso, é usado em redes celulares e redes por cabo e de satélites. Mais informação sobre os esquemas CDMA pode ser lida em [12] e [13].

2.3.4 NDMA

Nos esquemas de acesso aleatório, os pacotes com erros são descartados e retransmitidos levando a que haja uma diminuição no débito do sistema. De maneira a minimizar esta penalização, foi proposta uma solução que permite reutilizar os pacotes recebidos com falhas. Esta solução chama-se *Network Diversity Multiple Access* (NDMA) e foi proposta por *Tsatsanis et al.* [14]. Nos protocolos NDMA os pacotes colididos são armazenados e são mais tarde combinados com as retransmissões futuras de modo a facilitar a sua receção. Para tal é necessário o uso de técnicas de diversidade para separar os pacotes colididos, no entanto, esta diversidade é criada através de uma funcionalidade da camada MAC em vez de ser criada devido ao facto de existirem diversas antenas recetoras.

Neste método, em teoria, não existem penalizações no débito pois apenas são necessárias Q slots de tempo para transmitir Q pacotes colididos. Por exemplo, se Q pacotes colidirem num determinado *slot* de tempo, eles repetem a transmissão durante Q slots de modo a que Q cópias dos pacotes colididos sejam recebidas.

Como tal, os esquemas NDMA são uma boa proposta para maximizar a capacidade do canal. Em sistemas com carga reduzida ou média, estes esquemas de acesso são uma boa solução quando múltiplos TMs acedem em simultâneo ao meio sem fios. No entanto, para valores elevados de carga, o NDMA não funciona da melhor maneira caso os TMs não tenham um mecanismo apropriado de contenção (*backoff*). Uma combinação entre H-ARQ e NDMA pode ser uma solução para sistemas em que a comunicação entre o TM e o satélite é demorada. Assim, retransmissões adicionais melhoram o desempenho

global do sistema enquanto que os requisitos de QoS e energia são atendidos. A combinação de H-ARQ e NDMA é denominada *H-ARQ - NDMA* (H-NDMA) e foi proposta por Ganhão *et al* [1]. Neste protocolo, os pacotes são transmitidos em épocas que podem envolver diversos TMs e ser distribuídos ao longo de $R + 1$ épocas. O vetor de transmissão é $n = [0, 1, 1, \dots, 1]$, em que na primeira tentativa o número de pacotes redundantes é igual ao número de utilizadores a enviar na *slot*. Caso haja uma falha, é enviada uma cópia de cada pacote falhado até que este chegue corretamente à BS ou até que o número de retransmissões seja superior ao máximo.

O H-NDMA permite obter excelentes resultados em sistemas em que o tempo de atraso não é grande, pois necessita de pacotes de controlo constantes para verificar o funcionamento do sistema.

2.4 Métodos de Detecção e Controlo de Erros

Vários métodos foram propostos, ao longo dos anos, para tentar minimizar ou eliminar os erros nas transmissões de dados. A utilização de esquemas *Automatic Repeat reQuest* (ARQ) na deteção e correção destes erros, além de ser simples, apresenta elevada fiabilidade e tem sido usada ao longo dos anos nos sistemas de comunicação de dados. Como grande parte do trabalho desenvolvido nesta tese se baseia na arquitetura de H-ARQ tipo-II, é efetuado um estudo extensivo sobre este tema.

2.4.1 Explicação dos Métodos

Os erros de transmissão têm sido dos maiores problemas desde o início das comunicações de dados, com e sem fios. Estas falhas podem ser minimizadas, ou até mesmo eliminadas, através do uso de esquemas de deteção e controlo de erros em comunicações de dados [15, 16, 17]: esquemas ARQ e esquemas *Forward Error Correction* (FEC), respetivamente.

Num sistema de deteção de erros ARQ, o recetor, ao detetar um erro, pede ao emissor que lhe envie uma retransmissão do pacote que falhou. Este processo é repetido até que o pacote seja enviado sem qualquer erro, ou até que um tempo máximo de tentativas de reenvio tenha sido atingido e a falha persista.

A deteção de erros por parte do recetor é possível devido à existência de bits redundantes (que são formados através do código usado pelo sistema de deteção de erros) no pacote que podem ser testados. Ao receber a mensagem, o recetor verifica se os bits recebidos na palavra-chave correspondem aos bits que espera receber. Caso correspondam o recetor assume que a mensagem foi recebida sem erros e envia-a, sem os bits redundantes, ao utilizador. Caso os bits difiram é detetado um erro e os dados recebidos são descartados, sendo pedido ao emissor uma nova retransmissão dos mesmos dados. Deste modo, apenas são entregues pacotes com erros ao utilizador se estes não forem detetados. Como tal, é necessário que o código do sistema seja adequado à taxa de erros do canal, de modo a que a probabilidade de não deteção de erros nos dados recebidos seja

mínima.

As principais vantagens dos esquemas ARQ são a simplicidade e a elevada confiabilidade que se conseguem obter. No entanto, à medida que as taxas de erro no canal aumentam, o débito útil desce consideravelmente devido à necessidade de introduzir mais bits redundantes, e ao aumento do número de pedidos de retransmissão.

Uma alternativa ao ARQ é a utilização de um esquema FEC, em que um código de correção de falhas é usado quando é detetado um erro na recepção dos dados. O processo inicial é semelhante ao utilizado pelo esquema ARQ, em que bits redundantes são introduzidos na mensagem a transmitir, lidos no recetor e comparados com o código esperado. A diferença é que quando o recetor deteta erros nos dados transmitidos, em vez de pedir uma retransmissão ao emissor, ele tenta localizar as falhas e corrigi-las. Depois de ter efetuado este processo, a mensagem descodificada e corrigida é enviada ao utilizador, independentemente de esta ainda conter ou não erros.

Os esquemas FEC permitem que a carga no sistema seja constante e influenciada apenas pela taxa do código usado. Além disso, eliminam a necessidade de pedir retransmissões dos mesmos dados ao emissor. No entanto, apresentam uma maior probabilidade de serem enviadas mensagens com erros ao utilizador devido ao facto de a mensagem ser sempre enviada, mesmo que o descodificador não consiga detetar ou reparar a falha. Como a probabilidade de o descodificador não conseguir retificar a falha é muito superior à probabilidade de a falha não ser detetada, a fiabilidade destes sistemas é muito inferior aos sistemas ARQ. Seria possível a introdução de longos e poderosos códigos de correção de erros para diminuir a probabilidade de existência de erros na mensagem final, mas este processo iria introduzir uma redução no débito na rede e a nível de tempos de atraso na transmissão da mensagem, devido ao processamento, não esquecendo o aumento da complexidade e do custo do descodificador.

Estas razões tornaram os esquemas ARQ a solução comumente utilizada nas transmissões de dados, em que é possível pedir aos emissores retransmissões das mensagens com erros.

2.4.1.1 Tipos de Esquemas ARQ

Para aperfeiçoar os esquemas ARQ podem ser aplicadas algumas estratégias de retransmissão dos dados. Existem três métodos diferentes para este fim: *Stop-and-wait ARQ*; *Go-Back-N ARQ*; *Selective Repeat ARQ* [18].

O método *Stop-and-Wait ARQ* garante que nenhuma informação é perdida por descarte de pacotes e que estes são recebidos, pelo recetor, pela ordem correta. O funcionamento deste método é ilustrado na Figura 2.3. O emissor envia um pacote e espera que o recetor confirme a sua correta recepção, através de um pacote de confirmação (*Acknowledgement (ACK)*). Caso receba um ACK o emissor envia o pacote seguinte na lista de espera. Contrariamente, caso o emissor receba um pacote de confirmação negativa (*Negative Acknowledgement (NACK)*) ou expire o tempo de espera máximo, o pacote que

falhou é retransmitido e espera novamente pela confirmação. Esta operação é repetida até que o emissor receba um ACK do emissor, enviando então o pacote seguinte.

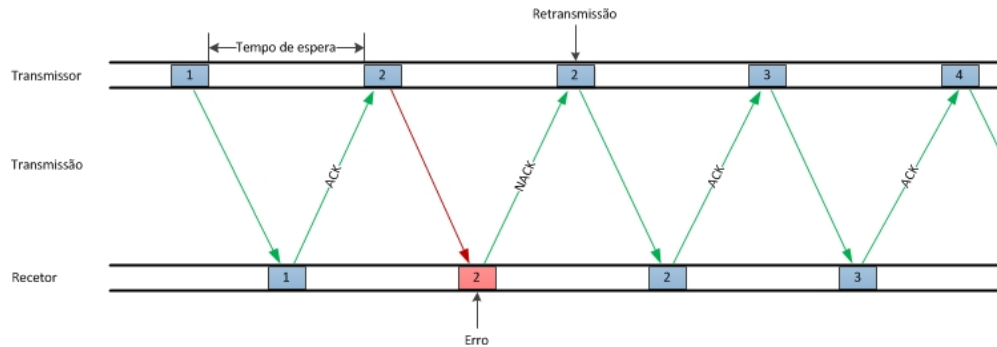


Figura 2.3: Esquema *Stop and Wait* ARQ

Este é o método ARQ mais simples dos três, no entanto apresenta diversos problemas inerentes. O principal problema diz respeito à extrema ineficiência devido ao tempo de ócio enquanto se espera pela confirmação de cada pacote transmitido.

O problema da ineficiência é amplificado para redes com tempos de propagação de ida e volta (RTT elevados), por exemplo, as comunicações por satélite cada vez com taxas de transmissão de dados mais elevadas. Os sistemas de *Go-Back-N* ARQ e de retransmissão seletiva (*Selective Repeat*) foram propostos para lidar com este problema, permitindo existirem vários pacotes com confirmação pendente (pertencentes à janela de transmissão). O sistema *Go-Back-N* está ilustrado na Figura 2.4. A principal diferença entre uma

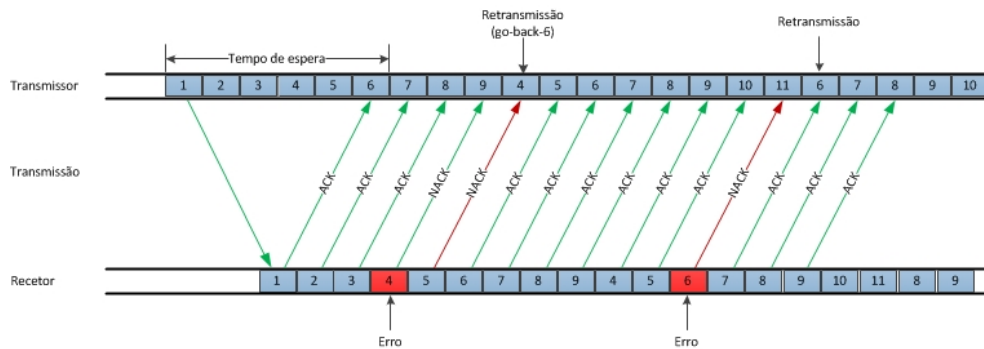


Figura 2.4: Esquema *Go-Back-N* ARQ

estratégia de *Go-Back-N* e uma de *Stop-and-Wait* é que o emissor transmite continuamente pacotes durante um período de tempo, independentemente do facto de receber ou não ACKs por parte do recetor. Como o ACK chega após o tempo de RTT, o transmissor envia os seguintes $N - 1$ pacotes. Sempre que o transmissor recebe um NACK, que é indicativo de que, por exemplo, o pacote k teve erro, para de transmitir novos pacotes. Volta então ao pacote k , retransmite-o e retransmite os $N - 1$ pacotes seguintes, que já tinham sido enviados no período de RTT. No lado do recetor, quando é detetado um pacote com erro, k , este e os $N - 1$ pacotes seguintes são descartados, independentemente da existência

ou não de erros. As retransmissões, tal como acontece no *Stop-and-Wait*, continuam até que um ACK relativo ao pacote com erro seja recebido. Deste modo, durante o tempo em que a ligação está a ser utilizada os pacotes continuam a ser transmitidos, não havendo situações de *idle time*⁶.

Para evitar as retransmissões desnecessárias devido ao descarte de pacotes com e sem erros, que é severamente agravado com o aumento das taxas de envio de dados, pode ser usado *Selective-Repeat ARQ*. Com este método, apenas são repetidos os envios dos pacotes que ultrapassem um tempo de expiração ou que apresentem erros. A Figura 2.5 ilustra o funcionamento de um esquema de *Selective-Repeat ARQ*. Como se pode ver na figura,

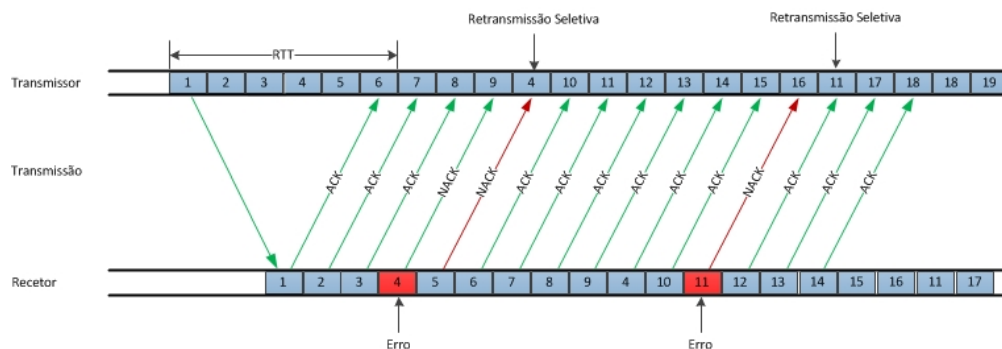


Figura 2.5: Esquema *Selective-Repeat ARQ*

após uma retransmissão, o emissor continua a enviar os pacotes pela ordem existente na fila de transmissões, não enviando os $N - 1$ pacotes já transmitidos como acontece no *Go-Back-N ARQ*. Após receber com sucesso uma retransmissão de um pacote, os pacotes sucessivos sem erros da fila são enviados ao recetor final pela ordem correta [16].

Existem duas técnicas para ultrapassar o problema da saturação da lista de pacotes no sistema *Selective-Repeat ARQ* com lista de pacotes finita. 1) criar uma estratégia de retransmissões de modo a que a saturação seja prevenida [19]; implementar no transmissor um mecanismo de deteção de saturação de modo a que os pacotes que são perdidos devido a esta saturação possam ser retransmitidos [20]. Apesar de o primeiro método ser mais simples, o segundo oferece melhor desempenho a nível do débito [16].

2.4.2 Esquemas H-ARQ

Analisando os sistemas ARQ e FEC verificamos que existem vantagens na sua utilização em diversas situações. No entanto, alguns dos problemas referidos na secção anterior impossibilitam a sua implementação, devido ao facto de as redes apresentarem grandes taxas de erros (no caso do ARQ), ou devido à reduzida fiabilidade por existir a possibilidade de pacotes com erros poderem chegar ao recetor final (no caso do FEC).

Para ultrapassar os problemas dos sistemas ARQ e FEC foi proposta uma combinação dos dois, chamada ARQ híbrido (*Hybrid Automatic Repeat reQuest (H-ARQ)*) [15, 16], que

⁶Tempo de espera, em que existe uma ligação entre o recetor e o emissor, sem que o emissor transmita dados para o emissor.

consiste basicamente num subsistema FEC integrado num sistema ARQ. O objetivo desta junção é o de reduzir o número e a frequência das retransmissões corrigindo alguns erros que ocorrem com maior frequência. Como tal, quando alguns dos erros são corrigidos, o débito do sistema aumenta consideravelmente. Além disso, quando um erro não é corrigido, é pedida uma retransmissão, não sendo enviada informação errónea ao utilizador final. Em modo geral, uma correta combinação de esquemas ARQ e FEC permitem uma melhoria, em simultâneo, no débito e na fiabilidade do sistema.

Ao longo dos anos, os esquemas H-ARQ foram sendo desenvolvidos e melhorados de modo a responderem o melhor possível aos problemas advindos do aumento das taxas de transmissão de dados. Como tal, duas categorias diferentes de H-ARQ surgiram: tipo-I H-ARQ e tipo-II H-ARQ [15]. Um sistema tipo-I foi pela primeira vez proposto em [21] e o seu funcionamento consiste na introdução de bits redundantes, tanto para deteção como para correção de erros, em todos os pacotes transmitidos. Se o número de bits com erro se encontra dentro da capacidade do algoritmo de correção de erros, os erros são corrigidos e a mensagem é aceite pelo recetor, enviando-a para o destinatário final. Caso um padrão de erros seja incorrigível, o pacote é descartado pelo recetor e este pede uma nova retransmissão do pacote. O emissor envia novamente o pacote original como se fosse a primeira vez. Um esquema de correção de erros possibilita a correção de pacotes com erros, diminuindo com isso o número de retransmissões e melhorando o débito do sistema, comparativamente a um sistema puramente ARQ em que apenas deteta falhas. No entanto, como requer um maior número de bits redundantes acrescenta *overhead* a cada pacote transmitido [16]. Além disso os pacotes que não foram corrigidos com sucesso são descartados, mesmo quando podiam conter informação relevante para as futuras retransmissões. Esquemas ARQ do tipo-I são mais adequados a sistemas de comunicação em que os níveis de ruído e interferência no canal podem ser antecipados. Neste caso, é possível introduzir um sistema de correção de erros adequado e corrigir com sucesso a maioria dos pacotes com erros, diminuindo assim o número de retransmissões e melhorando significativamente o desempenho do sistema. No entanto, para canais não estacionários, o esquema de ARQ do tipo-I denota grandes problemas devido à mudança substancial da taxa de erros por bit (*Bit Error Rate (BER)*), levando a escolhas difíceis e erróneas dos parâmetros do sistema de correção de erros. Vejamos o caso de, por exemplo, um canal de satélite em que as condições atmosféricas são sub-ótimas⁷. Neste caso, a BER no canal é baixa e a transmissão ocorre quase sem erros. Consequentemente, não seriam precisos muitos bits redundantes nas mensagens, pois nenhuma ou quase nenhuma correção de erros seria necessária. Como resultado, qualquer bit redundante em excesso representaria desperdício de largura de banda. Por outro lado, quando o canal apresenta muito ruído, sucede-se precisamente o oposto, ou seja, se fossem usados poucos bits redundantes, estes seriam insuficientes para corrigir os erros e a frequência das retransmissões aumentaria, diminuindo consequentemente o débito.

⁷Céu limpo.

Esquemas de controlo de erros baseados em códigos algébricos por blocos (p.e., códigos *Reed-Solomon* (RS) e BCH) e esquemas de descodificação representam os esquemas de H-ARQ tipo-I [22]. Os protocolos de transmissão sem fios de dados, *Cellular Digital Packet Data* (CDPD), são uma aplicação que usa estas estratégias [17]. Ao longo dos anos vários estudos sobre os esquemas H-ARQ do tipo-I, usando códigos por blocos ou códigos convolucionais, foram propostos e analisados [23, 24].

Tendo visto as vantagens e as desvantagens dos esquemas H-ARQ do tipo-I e o seu funcionamento, é fácil perceber o quão interessante seria se se implementasse um sistema H-ARQ adaptativo, para canais com BER não estacionário, em que fosse possível adaptar o código de correção de erros dependendo da BER atual no canal. Ou seja, para um canal com pouco ruído, o sistema comportar-se-ia como um sistema de ARQ puro⁸, apenas com bits redundantes para deteção de erros em cada transmissão. Caso o ruído fosse elevado, mais bits redundantes seriam incluídos. Este conceito é a base para os esquemas de H-ARQ tipo-II [16].

Apesar de ter sido Mandelbaum o primeiro a introduzir o conceito de esquemas de correção de erros adaptativos [25], foi Sindhu, em 1977, o primeiro a sugerir a utilização da informação de todas as transmissões dos pacotes, com e sem erros, no receptor [26]. A ideia básica desta técnica é ilustrada na Figura 2.6 e representa a base para os esquemas H-ARQ tipo-II. Neste tipo de esquemas os pacotes recebidos com erros não

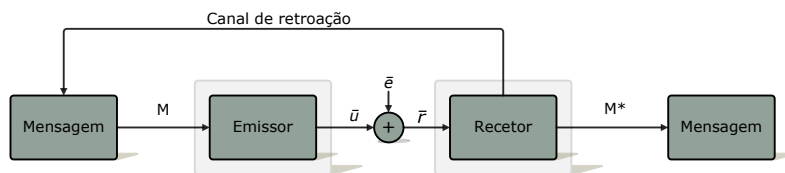


Figura 2.6: Esquema *H-ARQ tipo-II*

são descartados pois podem conter informação útil e, esta informação, ser utilizada na correção das retransmissões seguintes destes mesmos pacotes. Sendo assim, quando um pacote é enviado pela primeira vez, é incluído um bloco de bits redundantes na mensagem que servirá apenas para deteção de erros, como nos esquemas ARQ puros. Ao chegar ao recetor, este bloco é analisado e, se for detetada uma falha, o recetor guarda-o e pede uma nova retransmissão. Contrariamente ao que se sucede nos esquemas ARQ do tipo-I, nesta retransmissão, os bits redundantes serão diferentes dos da primeira transmissão. Agora, é incorporado no pacote de retransmissão, um bloco de bits redundantes composto pelo conjunto de bits redundantes existentes na primeira transmissão e um código de correção de erros. Depois de ser recebida a retransmissão, o recetor usa este novo bloco de bits redundantes para tentar corrigir os erros existentes no primeiro conjunto de bits redundantes. Se conseguir corrigir a falha o recetor envia a mensagem, sem os bits

⁸Sistema ARQ original.

redundantes, para o recetor final. Caso contrário, o recetor pede mais uma retransmissão e, esta nova retransmissão, é composta, ou pelo conjunto de bits redundantes existente na primeira transmissão, ou por um novo bloco de bits redundantes, dependendo da estratégia de retransmissão e de correção de erros utilizada. Este processo repete-se até as falhas serem todas reparadas e a mensagem poder ser encaminhada para o recetor final.

Após esta primeira proposta de estratégia de retransmissão e de códigos de correção de erros, foram propostos vários sistemas que envolvem combinação de pacotes, entre elas: *Code Combining* (CC) [27, 28, 29, 30] e *Diversity Combining* (DC) [31].

2.5 Estratégias de Transmissão e Agendamento

A proliferação da *Internet* e das comunicações sem fios contribuíram em grande escala para o aumento das transmissões de dados. Os métodos de transmissão, com canais partilhados e canais dedicados, referidos nas secções anteriores são utilizados nestas transmissões de dados. No caso dos canais partilhados, existe o problema da partilha de recursos, ou seja, a alocação de recursos a utilizadores individuais. Como tal, surgiu o conceito de algoritmo de agendamento, que define como os recursos (*slots*, frequências, potências de transmissão, etc.) no sistema de comunicação são alocados.

Para sistemas sem fios em que o sucesso das transmissões é incerto e em que o canal de transmissão é assimétrico⁹, o escalonamento e a difusão dos dados encontram enormes desafios. Para este tipo de ambientes assimétricos, três tipos de técnicas de disseminação de informação prevalecem: comunicação *um para um* (*unicast*); comunicação *n para um*, em que os dados de um conjunto de utilizadores são transmitidos para um único recetor (*convergecast*); comunicação *um para n* em que, ou os dados são transmitidos para utilizadores específicos (*multicast*), ou são transmitidos para o meio onde um conjunto de clientes ouve o canal (*broadcast*).

Com *unicast* os dados são transmitidos, individualmente, para cada um dos clientes. Como tal, a carga no servidor e na rede varia proporcionalmente com o número de utilizadores, havendo portanto problemas de escalabilidade em sistemas de difusão. Por outro lado, as técnicas de *broadcast* apresentam boa escalabilidade visto que enviam os dados para um conjunto de utilizadores em vez de os enviarem para cada um individualmente.

Os sistemas de *convergecast* típicos no *uplink* das redes sem fios, apresenta requisitos semelhantes, com a complexidade acrescida da transmissão ser realizada de forma distribuída por vários terminais, de forma coordenada.

A chave para o bom funcionamento dos sistemas de *broadcast* é o algoritmo de agendamento usado. A maioria das transmissões de dados por difusão seguem um dos dois

⁹A assimetria do canal deve-se a fatores como a largura de banda do servidor para o cliente (Downlink) ser muito superior à largura de banda do cliente para o servidor (Uplink) ou devido ao número de clientes ser muito superior ao número de servidores ou ainda devido ao facto de as mensagens que são enviadas pelo servidor para o cliente serem muito maiores que as enviadas no sentido contrário

seguintes princípios básicos ou combinam-nos criando um sistema híbrido: sistemas de agendamento por *push* e sistemas de agendamento por *pull*.

2.5.1 Sistemas de Agendamento por *Push*

Nos sistemas de agendamento por *push* os servidores difundem os dados ao longo do tempo, em períodos escalonados pelos mesmos, independentemente do interesse dos clientes nesses mesmos dados. Assim que um cliente esteja interessado na informação que está a passar no canal ele captura-a. Este tipo de esquemas representam um desperdício de recursos devido ao tempo perdido pelos utilizadores enquanto esperam pelos pacotes que lhes interessam e, caso o número de pacotes de dados seja elevado, este tempo de espera aumenta proporcionalmente. Vários desenvolvimentos nas técnicas de agendamento de *broadcast* foram feitos ao longo dos anos sendo a sua maioria baseadas em *broadcast* por *push*. Foram desenvolvidas estratégias de cooperação entre cliente e servidor, através da técnicas de indexação de dados, de modo a minimizar o dispêndio de energia pelos clientes [32, 33]; Wong realizou um estudo sobre vários algoritmos de escalonamento como *First-Come-First-Served* (FCFS), *Longest-Wait-Time* (LWT) e *Most-Requests-First* (MRF) para ambientes de transmissão por difusão [34]; Su e Tassiulas otimizaram o agendamento do envio de pacotes num sistema por *push* e propuseram uma solução sub-ótima em que a latência média no acesso está perto do limite mínimo [35]; em [36] foram usados algoritmos já existentes, baseados em listas de espera justas, no agendamento dos dados de difusão. Quase todos os desenvolvimentos relativos às técnicas de agendamento de envio de dados por difusão foram feitos com base em técnicas de *push*.

2.5.2 Sistemas de Agendamento por *Pull*

Contrariamente aos sistemas por *push*, nos sistemas de escalonamento por *pull* são os clientes que iniciam a transferência dos dados, enviando pacotes de pedidos de dados ao servidor. Este, ao receber os pedidos, agenda o envio dos mesmos através de critérios especificados pelo sistema (por ordem de quantidade de pedidos (MRF), por ordem de prioridades ou através duma combinação destes critérios). O problema deste tipo de esquema surge quando um determinado item de dados é muito requisitado demonstrando-se muito pouco eficiente. Aksoy e Franklin iniciaram o estudo do tipo de esquemas por demanda (*pull*) [37], propondo um algoritmo de agendamento $R \times W$ resultando num bom desempenho global do sistema. Este algoritmo combina FCFS e MRF e usa uma técnica inovadora de poda que reduz o *overhead* computacional. No entanto, este algoritmo assume que o tamanho dos dados não varia. Como tal Acharya e Muthukrishnan focaram-se no problema de agendamento para ambientes heterogéneos, em que o tamanho dos dados varia [38]. Propuseram um novo algoritmo chamado *Longest Total Stretch First* (LTSF) baseado numa métrica denominada *Stretch* e que é definida pela razão entre o tempo de resposta de um pedido e o seu tempo de serviço. No entanto, para sistemas

grandes, esta técnica não é aplicável, pois o servidor tem de recalcular o valor total de *Stretch* para cada pacote de dados que apresenta pedidos em espera de modo a decidir que pacote difunde a seguir.

2.5.3 Sistemas de Agendamento Híbridos

Como ambos os esquemas, *push* e *pull*, apresentam graves problemas no seu desempenho, quando aplicados sozinhos, os investigadores começaram a abordar p modo de os juntar formando um sistema híbrido, de modo a obter os benefícios de ambos ao mesmo tempo. Vários sistemas híbridos foram sendo desenvolvidos [39, 40] e baseiam-se na divisão dos pacotes de dados em duas partes: pacotes populares e pacotes menos populares. O sistema de agendamento envia para a rede, em intervalos regulares, os pacotes populares enquanto que ao mesmo tempo vai acumulando na lista de espera os pacotes menos populares que vão sendo pedidos pelos utilizadores. Consoante o critério de seleção usado no sistema de agendamento, este envia os pacotes menos populares pedidos pelos utilizadores em determinada altura. Deste modo, com uma boa seleção do tempo de envio de pacotes menos populares, o tempo de espera total é diminuído consideravelmente. No entanto, a maioria dos sistemas híbridos de agendamento são baseados em ambientes em que o tamanho dos pacotes se mantém constante. Quando o tamanho dos pacotes é heterogéneo é necessário uma estratégia apropriada de modo a manter um bom nível de eficiência para estes sistemas assimétricos.

2.5.4 Qualidade de Serviço (QoS)

A utilização da *Internet* varia desde simples pesquisas ou trocas de mensagens por correio eletrónico para tarefas que requerem maior fluxo de dados e maiores garantias no serviço como jogos online, *e-commerce* ou visualização de vídeos em tempo real. Cada utilizador requer serviços diferentes e, como tal, exige da rede recursos diferentes. Devido a este aspeto surgiu a necessidade de introduzir o conceito de qualidade de serviço (QoS). Os vários níveis de QoS variam consoante a necessidade que um utilizador tem de receber elevadas taxas de informação com tempos de atraso mínimos e com fiabilidade elevada. Nos dias de hoje, as operadoras apresentam vários níveis de QoS. Por exemplo, nas companhias fornecedoras de *Internet* e televisão existem vários pacotes de canais em conjunto com uma ligação à *Internet* com determinada velocidade mínima garantida. Serviços mais caros garantem velocidades mais elevadas ou mais canais disponíveis para visualização. A aplicação destes e outros requisitos de QoS, requiere o desenvolvimento de arquiteturas QoS IP e mecanismos capazes de englobar as diversas camadas do modelo OSI, de modo a fazer face a novos e mais exigentes requisitos, existentes nas aplicações e serviços, dos sistemas de comunicação sem fios *3rd Generation Partnership Project* (3GPP) e *Beyond 3rd Generation* (B3G).

Em [41] é apresentado um resumo das normas que definem as classes de QoS para as redes móveis B3G (latência, taxa de erro por bit (BER) e taxa de envio de dados) e as

características de cada classe.

Através deste estudo, foram estabelecidas diversas gamas de valores para os parâmetros que permitem garantir os requisitos de QoS para os diferentes tipos de tráfego de dados. Nesta dissertação foram tidos em conta os parâmetros que permitem a QoS para o tráfego de dados de uma chamada telefónica com vídeo.

Capítulo 3

Metodologia do Desenvolvimento

3.1 Introdução

Esta tese apresenta um novo protocolo, chamado *Satellite - NDMA (S-NDMA)*, em que os princípios do H-NDMA [1] são aplicados num cenário DAMA em satélites. O S-NDMA adapta o H-ARQ para trabalhar com um número limitado de pacotes de confirmação.

Como visão global deste sistema, é incluída uma técnica de deteção multi-pacote e é apresentado um protocolo MAC na secção 3.2. O desempenho do sistema é analisado na secção 3.3. Na secção 3.4 é apresentado um conjunto de resultados de desempenho e os pontos ótimos teóricos de funcionamento são referidos na secção 3.5.

3.2 Caracterização do Sistema

Um conjunto de Terminal Móvel (TM)s envia dados para o satélite (Uplink). Nesta dissertação a BS será um satélite e como tal, os dois termos (BS e satélite) serão usados indiscriminadamente. Os TMs são dispositivos de baixo custo com baterias de fraca capacidade, enquanto que o satélite é um dispositivo com recursos elevados que corre os algoritmos de deteção multi-pacote com controlo de erros por H-ARQ em tempo real. Os TMs enviam pacotes de dados usando os *slots* de tempo definidos pelo satélite (para simplificar, é assumido que os pacotes associados a cada utilizador têm a mesma duração). Esta dissertação considera uma abordagem DAMA pura: antes de transmitir no canal de Uplink, o TM envia um pedido de transmissão pelo canal de controlo de Uplink. Além de definir os *slots* de tempo, o agendamento também define quais os TMs que enviam em cada *slot* (pode existir mais do que um TM por *slot*) e qual a potência de transmissão a usar. O agendamento de Uplink é selecionado utilizando os algoritmos de otimização propostos nas seguintes secções.

(A) *Protocolo de Controlo de Acesso ao Meio*

No S-NDMA, os *slots* no canal de dados de Uplink, desde os TMs até ao satélite, são organizadas como uma sequência de super-tramas. As transmissões dos TMs são precedidas de agendamento. Os pacotes são transmitidos ao longo de épocas, que podem incluir a transmissão concorrente de vários TMs. No entanto, devido a erros no canal, alguns dos pacotes podem não ser recebidos com sucesso, havendo a necessidade de agendar *slots* adicionais em super-tramas futuras, até um máximo de $R + 1$ super-tramas. A época termina quando todos os pacotes forem corretamente transmitidos ou após $R + 1$ super-tramas.

Além da informação de agendamento, o canal de controlo de Downlink suporta a troca de informações de confirmação sobre os pacotes recebidos em cada *slot*. O número de transmissões de um pacote na super-trama s é representado como n_s , onde $s \geq R$, e o vetor com todos os valores de n_s é representado como $n = [n_0, n_1, \dots, n_R]$. O intervalo de tempo entre duas super-tramas sucessivas de uma época (usadas para transmitir um determinado pacote), T , é no mínimo maior do que o maior RTT medido para o TM mais distante, que está a transmitir durante a época. Como tal, R é limitado pelos requisitos de atraso definidos pela classe de QoS do tráfego que está a ser transmitido durante essa época. Pacotes individuais são agendados primeiro com $P + n_0$ *slots* na super-trama inicial quando P TMs transmitem em simultâneo, onde $n_0 \geq 0$ define o número de retransmissões redundantes (acima do número mínimo necessário para separar os pacotes transmitidos concorrentemente) usadas para aumentar a resiliência a erros. É assumido que o satélite é capaz de distinguir todos os pacotes de dados que colidem usando sequências ortogonais de ID's específicas por utilizador definidas no agendamento. O número inicial de transmissões dos pacotes permite a separação de todos os P pacotes que transmitem em simultâneo [14].

No H-NDMA [1], a distância entre o TM e o satélite é um aspeto minimizador do desempenho deste sistema. No H-NDMA, o vetor de transmissões equivalente é $n = [0, 1, 1, \dots, 1]$, ou seja, na primeira transmissão apenas P pacotes são transmitidos, em que P representa o número de utilizadores a enviar em simultâneo e, em cada retransmissão, apenas um pacote é transmitido. Este processo de retransmissões repete-se até que o pacote seja recebido com sucesso, ou até um número de retransmissões máximo definido. Assim, em sistemas de satélites, o RTT torna-se um problema grave pois o número de retransmissões pode ser elevado, levando a um elevado tempo de atraso nas transmissões. O S-NDMA agrupa várias transmissões de H-NDMA, de forma a reduzir o atraso global. Devido a este agrupamento, o S-NDMA transmite mais pacotes do que o número mínimo para ter sucesso, aumentando o consumo de energia. Como tal, o S-NDMA troca valores mais baixos de atraso por um maior consumo energético. Deste modo, os problemas derivados da elevada distância entre os TMs e o satélite, existentes no H-NDMA, são minimizados.

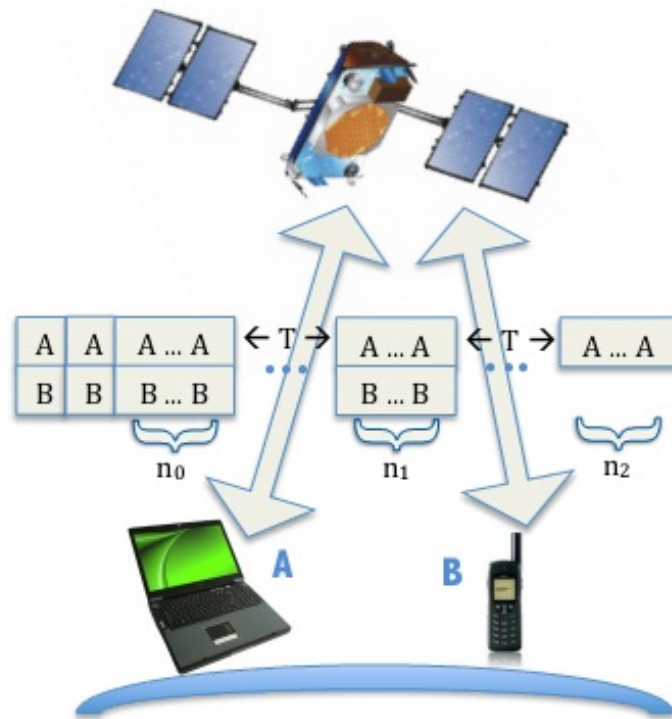


Figura 3.1: Esquema de acesso com agendamento por S-NDMA.

A Figura 3.1 ilustra uma época no esquema de acesso por *slots* no S-NDMA, onde $P = 2$ TMs são agendados para $R = 2$ e $n = [n_0, n_1, n_2]$. Os TMs *A* e *B* transmitem os pacotes em $2 + n_0$ *slots* da primeira super-trama e em n_1 *slots* da segunda. O TM *B* não transmite na terceira super-trama da época, pois o pacote foi recebido com sucesso após a segunda super-trama.

É justo diferenciar o acesso às *slots* de tempo para transmissão de pacotes, consoante um utilizador pague por esse serviço e outro não. Como tal, no algoritmo de agendamento desenvolvido para esta dissertação, o escalonamento é efetuado através de políticas de acesso com prioridades, dependendo do nível de QoS requerido por cada utilizador. Estas políticas são descritas detalhadamente no Capítulo 4.

(B) Estrutura Recetora de Detecção Multi-Pacote

Esta dissertação considera a transmissão no Uplink de um sistema de satélite com uma portadora única com equalização no domínio da frequência (SC-FDE). Foi adotado um esquema de deteção multi-pacote não codificado [42] para sistemas SC-FDE. Uma expressão analítica para o PER é derivada lá e brevemente descrita nesta secção.

Em cada época os TMs acedem ao meio podendo existir vários TMs a transmitir em simultâneo. Um bloco de dados, de N símbolos, transmitido por um utilizador p e sofrendo múltiplas colisões, pode ser representado, no domínio do tempo, como

$\{s_{n,p}; n = 0, \dots, N - 1\}$, e correspondentemente, no domínio da frequência, como $\{S_{k,p}; k = 0, \dots, N - 1\}$. No recetor, no domínio da frequência, o sinal recebido de múltiplos TMs para uma dada transmissão r é

$$Y_k^{(r)} = \sum_{p=1}^P S_{k,p} H_{k,p}^{(r)} + N_k^{(r)}, \quad (3.1)$$

onde $H_{k,p}^{(r)}$ é a resposta do canal para o TM p , na transmissão r . $N_k^{(r)}$ é o ruído do canal para a transmissão r . Como referido atrás, os TM transmitem cópias redundantes do mesmo pacote em cada época, ao longo de vários *slots* de tempo, respeitando o vetor de transmissões $n = [n_0, n_1, n_2]$. O número total de *slots* de tempo alocados numa época até à super-trama $l + 1$ é dado por ζ_l , ou seja, ζ_l contém a soma dos valores da posição do vetor n respeitante ao número de transmissões já efetuadas pelo pacote, até à super-trama l , i.e. $\zeta_l = \sum_{n=0}^l n_i$. Como tal, considerando que P TMs transmitem $P + \zeta_l$ vezes e $0 \geq l \geq R$, então as $P + \zeta_l$ transmissões recebidas são caracterizadas como se segue:

$$\begin{aligned} Y_k &= H_k^T S_k + N_k \\ &= \begin{bmatrix} H_{k,1}^{(1)} & \dots & H_{k,P}^{(1)} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ H_{k,1}^{(P+\zeta_l)} & \dots & H_{k,P}^{(P+\zeta_l)} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} S_{k,1} \\ \vdots \\ S_{k,P} \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} N_k^{(1)} \\ \vdots \\ N_k^{(P+\zeta_l)} \end{bmatrix}. \end{aligned} \quad (3.2)$$

Para um determinado TM p , o sinal estimado no domínio da frequência é

$$\tilde{S}_{k,p} = \begin{bmatrix} F_{k,p}^{(1)} & \dots & F_{k,p}^{(P+\zeta_l)} \end{bmatrix} \mathbf{Y}_k = \mathbf{F}_{k,p}^T \mathbf{Y}_k. \quad (3.3)$$

A matriz $\mathbf{F}_{k,p}$ contém os coeficientes de alimentação direta (*feedforward*) no sistema proposto e são escolhidos para minimizar o erro médio quadrático $2\sigma_{E_{k,p}}^2$ para um TM p . Considerando que $\Gamma_p = [\Gamma_{p,1} = 0, \dots, \Gamma_{p,p} = 1, \dots, \Gamma_{p,P} = 0]^T$, $2\sigma_{E_{k,p}}^2$ é calculado por

$$\begin{aligned} 2\sigma_{E_{k,p}}^2 &= \mathbb{E} \left[|\tilde{S}_{k,p} - S_{k,p}|^2 \right] \\ &= (\mathbf{F}_{k,p}^T \mathbf{H}_k^T - \Gamma_p) \mathbb{E} [\mathbf{S}_k \mathbf{S}_k^H] (\mathbf{F}_{k,p}^T \mathbf{H}_k^T - \Gamma_p)^H + \\ &\quad \mathbf{F}_{k,p}^T \mathbb{E} [\mathbf{N}_k \mathbf{N}_k^H] \mathbf{F}_{k,p}^* . \end{aligned} \quad (3.4)$$

Como $\mathbb{E} [|S_{k,p}|^2] = 2\sigma_S^2$ e $\mathbb{E} [|N_k^{(r)}|^2] = 2\sigma_N^2$, o $\mathbf{F}_{k,p}$ é obtido aplicando o método dos

multiplicadores de Lagrange em 3.4, resultando ¹

$$\mathbf{F}_{k,p} = \left(\mathbf{H}_k^H \mathbf{H}_k + \frac{2\sigma_N^2}{2\sigma_S^2} \mathbf{I}_{P+\zeta_l} \right)^{-1} \mathbf{H}_k^H \Gamma_p \left(1 - \frac{1}{2N\sigma_S^2} \right). \quad (3.5)$$

De 3.4 e 3.5 resulta

$$\sigma_p^2 = \frac{1}{N^2} \sum_{k=0}^{N-1} \mathbb{E} \left[|\tilde{S}_{k,p} - S_{k,p}|^2 \right]. \quad (3.6)$$

Para uma constelação QPSK e sendo $Q(x)$ a tão conhecida função de erro Gaussiana, a taxa de erro de bit (BER) de um dado utilizador p é

$$BER_p \simeq Q \left(\frac{1}{\sigma_p} \right). \quad (3.7)$$

Para um sistema não codificado com erros independentes e isolados, o PER para um tamanho de pacote fixo de M bits é

$$PER_p \simeq 1 - (1 - BER_p)^M. \quad (3.8)$$

3.3 Modelo Analítico

Nesta secção é realizado um estudo analítico sobre a influência que o PER, a potência de transmissão e a distância ao satélite têm sobre o débito, atraso e consumo de energia num sistema S-NDMA por agendamento. Foram consideradas as seguintes condições de modelação:

- (a) O número de TMs que transmitem num *slot* de tempo, P , é conhecido e respeita o agendamento definido pelo satélite;
- (b) Não ocorrem erros no canal de controlo onde se realiza a transferência de dados do satélite para o TM (*Downlink*);
- (c) É usado controlo perfeito da energia que leva a que o valor médio de E_b/N_0 para todos os TM no satélite seja uniforme.

(I) Transmissão de Pacotes

Um pacote é transmitido numa época e o comportamento do sistema pode ser modelado consoante o seu estado durante a sequência de super-tramas que pertencem a esta época. O agendamento de Uplink é definido por um vector de *slots* $n = [n_0, n_1, \dots, n_R]$, que especifica quantos *slots* redundantes são alocados para cada TM que transmite durante uma época (além dos P *slots* iniciais), até um máximo de $R + 1$ super-tramas.

¹De notar que σ_s^2 e σ_N^2 representam a variância da parte real e imaginária de $S_{k,p}$ e $N_k^{(r)}$ respetivamente.

Para um cenário de controlo perfeito da energia média, torna-se irrelevante qual dos TMs parou de transmitir, durante cada super-trama de retransmissão, mas não o número de TMs que parou de transmitir no fim da super-trama devido aos pacotes recebidos com sucesso. O vector de estado do sistema, representado por $\Psi^{(l)} = \{\psi_k^{(l)}, k = 0 \dots l\}$, pode ser definido pelo número de TMs cujos pacotes foram bem sucedidos e pararam de transmitir no fim da super-trama de retransmissão $k = 0 \dots l$ (assumindo que durante uma época existem $l \leq R$ super-tramas de retransmissão). As variáveis aleatórias $\psi_k^{(l)}$ satisfazem

$$\sum_{k=0}^l \psi_k^{(l)} = P, \quad (3.9)$$

para qualquer valor de $l \in [0, R]$, desde que o número total de TMs que transmitem durante a época seja igual a P .

O espaço de estados de $\Psi^{(l)}$ é um *simplex* de Pascal com $l + 1$ dimensões e é representado pelo conjunto $\Omega_P^{(l)}$ que contém um número finito de valores para um vector $K^{(l)} \in \Omega_P^{(l)}$ que satisfazem a equação 3.9.

Cada estado $\Psi^{(l)} = \{\psi_0^{(l)} = K_0^{(l)}, \dots, \psi_l^{(l)} = K_l^{(l)}\}$ define um conjunto de sequências de transmissão, $\zeta(\Psi^{(l)} = K^{(l)})$, onde $K_0^{(l)}$ TMs pararam de transmitir após os $P + n_0$ slots iniciais, $K_1^{(l)}$ TMs pararam de transmitir após a primeira super-trama de retransmissão, e assim sucessivamente até que $K_l^{(l)}$ TMs pararam de transmitir na última super-trama de retransmissão considerada, $l \leq R$. A cardinalidade de $\zeta(\Psi^{(l)} = K^{(l)})$ é determinada por 3.10 e corresponde a um coeficiente de uma multinomial.

$$|\zeta(\Psi^{(l)} = K^{(l)})| = \frac{P!}{\prod_{k=0}^l K_k^{(l)}!}. \quad (3.10)$$

A época termina quando todos os pacotes são corretamente recebidos pelo satélite, ou após R super-tramas de retransmissão. Como tal, a época é definida por $\Psi^{(R)}$.

A função densidade de probabilidade para $\Psi^{(R)}$ pode ser definida recursivamente pelas funções de probabilidades de $\Psi^{(l)}$ para $l = 0, \dots, R - 1$. Como todos os TMs transmitem na primeira super-trama, $\Psi^{(0)} = P$ é constante.

A taxa média de erros dos pacotes na $(l + 1)^a$ super-trama com P TMs é representada por $PER_p(\Psi^{(l)})$, e para o recetor proposto é calculada usando as equações (5)-(8), onde H_k é uma matriz $(P + \zeta_l) \times P$ que contém a resposta do canal. A matriz contém coeficientes nulos para os slots da época em que os TMs não transmitiram.

Para um dado valor de E_b/N_0 , o PER pode ser reduzido aumentando o número de retransmissões do pacote. Para o mesmo número de retransmissões, o PER diminui quando o número de transmissões concorrentes é também diminuído. Portanto, quando um TM transmite $P + \zeta_l$ cópias de um pacote, o PER real ($PER_l(\Psi^{(l)})$) fica

compreendido por

$$\begin{aligned} PER_l(\Psi = [P-1, 0, \dots, 1]) &\leq PER_l(\Psi^{(l)}), \\ PER_l(\Psi^{(l)}) &\leq PER_l(\Psi = [0, 0, \dots, P]), \end{aligned} \quad (3.11)$$

onde PER_l corresponde ao PER médio dos utilizadores que transmitem na super-trama $(l+1)$.

No fim da super-trama $l+1$, os TMs com pacotes não recebidos pela estação base (BS) retransmitem-nos na próxima super-trama; os TMs que transmitiram com sucesso, na super-trama $l+1$, são contados pelo $\psi_l^{(x)}$ para $x = l+1, \dots, R$. A função de probabilidade condicionada para $\psi^{(x)}$ dado $\psi^{(l)}$ é

$$\begin{aligned} P_r \left\{ \Psi^{(l+1)} = [\psi_0^{(l+1)} = K_0^{(l)}, \dots, \psi_{l-1}^{(l+1)} = K_{l-1}^{(l)}, \psi_l^{(l+1)} = m, \psi_{l+1}^{(l+1)} = \right. \\ \left. K_l^{(l)} - m \mid \Psi^{(l)} = K^{(l)} \right\} = bi \left(K_l^{(l)}, m, 1 - PER_l(\Psi^{(l)}) \right), \end{aligned} \quad (3.12)$$

onde $bi(J, k, p) = C_k^J p^k (1-p)^{J-k}$ denota a distribuição binomial e $\Psi^{(l+1)} = n \in [0, K_l^{(l)}]$ representa o número pacotes recebidos com sucesso durante a super-trama de retransmissão l . A equação 3.12 pode ser usada para gerar todos os valores possíveis de $K^{(R)}$ em $\Psi_P^{(R)}$, através da combinação de todos os valores de l e n . A função de probabilidades para $\Psi^{(l)}$ pode também ser escrita como

$$\begin{aligned} P_r \left\{ \Psi^{(l)} = R^{(l)} \right\} = \frac{P!}{\prod_{k=0}^l K_l^{(l)}!} \left(\prod_{i=0}^l PER_i(\Psi^{(i)}) \right)^{K_l^{(l)}} \\ \prod_{j=0}^{l-1} \left(\left(1 - PER_j(\Psi^{(j)}) \right) \prod_{i=0}^{j-1} PER_i(\Psi^{(i)}) \right)^{K_j^{(l)}}, \end{aligned} \quad (3.13)$$

onde

$$\psi_j^{(i)} = \begin{cases} \psi_j^{(l)} = K_j^{(l)} & j < i < l \\ \psi_i^{(i)} = \sum_{k=i}^l K_k^{(l)} & k = i > l \end{cases} \quad (3.14)$$

O número médio de *slots* usados por um TM para transmitir um pacote durante uma época com P TMs ativos, quando $\Psi^{(R)} = K^{(R)}$ é

$$tx \left(\psi^{(R)} = K^{(R)} \right) = \frac{1}{P} \sum_{l=0}^R (P + \zeta_l) K_l^{(R)}. \quad (3.15)$$

O número esperado de *slots* pode ser calculado usando uma aproximação Bayesiana para todos os $K^{(R)}$ em $\Omega_P^{(R)}$,

$$\mathbb{E} \left[tx \left(\Omega_P^{(R)} \right) \right] = \sum_{K^{(R)} \in \Omega_P^{(R)}} Pr \left\{ \Psi^{(R)} = K^{(R)} \right\} tx \left(\Psi^{(R)} = K^{(R)} \right). \quad (3.16)$$

O pacote não é recebido com sucesso se for transmitido durante todos os *slots* da época e a sua recepção falhar após o último *slot*. Consequentemente, o número esperado de pacotes recebidos com erros durante uma época é

$$\mathbb{E} \left[err \left(\Psi^{(R)} \right) \right] = K_R^{(R)} PER_R \left(\Psi^{(R)} \right). \quad (3.17)$$

Assumindo que as falhas de pacotes são independentes, a probabilidade de erro de um pacote durante a época $\Psi_P^{(R)}$ é dada por

$$p_{err} \left(\Omega_P^{(R)} \right) = \sum_{K^{(R)} \in \Psi_P^{(R)}} \frac{1}{P} Pr \left\{ \Psi^{(R)} = K^{(R)} \right\} \mathbb{E} \left[err \left(\Psi^{(R)} = K^{(R)} \right) \right]. \quad (3.18)$$

Pode-se majorar a probabilidade de erro do pacote numa época com R super-tramas de retransmissão usando 3.11,

$$p_{err} \left(\Omega_P^{(R)} \right) \leq PER_R \left(\Psi^{(R)} = [0, 0, \dots, P] \right). \quad (3.19)$$

(II) Débito

O débito pode ser calculado usando 3.20, onde é calculado o rácio entre o número de pacotes recebidos por época e o número médio de transmissões.

$$S = \frac{\sum_{j=1}^P j \, bi \left(P, j, 1 - p_{err} \left(\Omega_P^{(R)} \right) \right)}{\mathbb{E} \left[tx \left(\Omega_P^{(R)} \right) \right]}. \quad (3.20)$$

(III) Atraso da Transmissão

O tempo de serviço do pacote, representado por τ_s , depende principalmente da super-trama da época em que o pacote foi recebido corretamente, mas também é afetado pelo atraso do agendamento, relativamente aos *slots* anteriores. O valor esperado para este tempo de serviço do pacote, quando P TMs transmitem durante

uma época pode ser definido por

$$\begin{aligned}
\mathbb{E}[\tau_s] &= (RT + n_R\delta + \mathbb{E}[\epsilon_R]) \prod_{i=0}^R p_{err}(\Omega_P^{(i)}) + \\
&\quad \left(\sum_{r=0}^R (rT + n_r\delta + \mathbb{E}[\epsilon_r]) \left(1 - p_{err}(\Omega_P^{(r)})\right) \prod_{i=0}^{r-1} p_{err}(\Omega_P^{(i)}) \right) \\
&\approx \left(\sum_{r=0}^R (rT + n_r\delta) \left(1 - p_{err}(\Omega_P^r)\right) \prod_{i=0}^{r-1} p_{err}(\omega_P^{(i)}) \right) + \\
&\quad (RT + n_R\delta) \prod_{i=0}^R p_{err}(\Omega_P^{(i)}) + \mathbb{E}[\epsilon], \tag{3.21}
\end{aligned}$$

onde ϵ_r representa o atraso do agendamento na super-trama r e δ representa o tempo de duração da *slot*. É assumido, para simplificação, que as estatísticas do atraso do agendamento não dependem do índice da super-trama, de modo a que possam ser modeladas através de uma única variável aleatória ϵ .

(IV) Consumo de Energia

Múltiplos TMs transmitem pacotes para o canal de *uplink*, que chega à BS com uma potência média de recepção P_r devido a se assumir um controlo perfeito da potência média. Nesta secção é proposto um modelo energético simplificado, onde é considerada apenas a energia da transmissão e é desprezado o consumo de energia nos circuitos elétricos e o consumo devido à complexidade do algoritmo [43].

A potência de transmissão por pacote, P_p , para cada TM inclui a potência de transmissão do sinal P_t e o consumo da potência de amplificação $P_{amp} = \beta P_t$. A potência de transmissão por pacote pode então ser definida por $P_p = (1 + \beta)P_t$. β é dado por $\beta = \xi/\eta - 1$, sendo η a eficiência do amplificador de potência de um sinal de radio frequência e ξ a variância do sinal. Foi considerado um valor constante $\eta = 0.35$. Para uma constelação com Modulação por Quadratura de Fase (QPSK), $\xi \approx 15/2$, considerando que a eficiência da largura de banda é aproximadamente igual ao número de bits por símbolo para uma constelação com Modulação de Amplitude por Quadratura com múltiplas camadas (M-QAM) [43]. Assumindo um modelo de perdas de propagação com fator k e com distância d (metros), a potência de transmissão é representada por

$$P_t = P_r G_1 d^k M_l, \tag{3.22}$$

onde M_l é uma margem de compensação das variações dos processos do *hardware* e de outros ruídos aditivos ao sinal, e G_1 é o fator de ganho quando $d = 1$ m.

G_1 depende da eficiência, orientação e frequência do sinal das antenas. Considerando que E_b/N_0 é o rácio da energia do bit, E_b , relativamente ao ruído N_0 , então a potência da densidade da potência espectral do Ruído Branco Gaussiano Aditivo (AWGN) é $\sigma_N^2 = \frac{N_0}{2} = -174$ dBm/Hz para uma determinada largura de banda B ; de 3.22, a energia de transmissão por cada pacote E_p é

$$E_p = (1 + \beta)G_1 M_l M N_0 d^k \frac{E_b}{N_0}, \quad (3.23)$$

assumindo $P_r = \frac{M E_b}{T_{on}}$ e $E_p = P_p T_{on}$, onde T_{on} é o tempo de transmissão para um total de M bits.

A energia por pacote útil (EPUP) mede a energia média transmitida para cada pacote corretamente recebido pela BS. Esta depende do número esperado de épocas necessárias para que a BS receba um pacote com sucesso, do consumo médio de energia durante cada época, $E[N_\epsilon]$, e da taxa de sucesso no fim da última época.

Considerando que as transmissões dos pacotes ocorrem, no máximo, durante M_E épocas sucessivas, a taxa de sucesso é dada por $1 - (P_{err})^{M_E}$, onde P_{err} representa a média da probabilidade de erro no pacote durante uma época, dado pela equação 3.18. No entanto, o número médio de épocas necessárias para que um pacote seja transmitido com sucesso é

$$\begin{aligned} \mathbb{E}[N_\epsilon] &= \sum_{k=0}^{M_E-1} (k+1)(P_{err})^k (1 - P_{err}) + M_E (P_{err})^{M_E} \\ &= 1 - (P_{err})^{M_E} + P_{err} \frac{1 - (P_{err})^{M_E}}{1 - P_{err}}. \end{aligned} \quad (3.24)$$

O número médio de *slots* onde o TM transmite durante a época, $E[Tx_\epsilon]$, pode ser calculado usando 3.16. Finalmente, a EPUP é dada por

$$EPUP(P, R, M_E, E_b/N_0) = \frac{\mathbb{E}[N_\epsilon] E[Tx_\epsilon] E_p}{(1 - (P_{err})^{M_E})}. \quad (3.25)$$

(V) Restrições de QoS

O tempo que o TM leva a transmitir um pacote para o satélite e receber o respetivo ACK (RTT) nas redes por satélite apresenta grandes desafios quando a QoS tem de ser garantida para tráfego multimédia. Para uma dada classe de QoS são tipicamente especificados [41]: limites máximos de PER (PER_{max}), de atraso (D_{max}) e de *jitter* (que não será tratado nesta dissertação). O objetivo é minimizar a EPUP e

providenciar estas garantias suportando uma carga total de tráfego

$$\lambda = \sum_{p=1}^P \lambda_p, \quad (3.26)$$

que compreende toda a carga proveniente de todos os P TMs conectados ao satélite. As diferentes distâncias entre o satélite e cada um dos TMs é o aspecto a ter em conta, pois quanto mais distante estiver o TM, maior será a potência necessária para a transmissão, que por sua vez poderá originar diferentes áreas de cobertura do satélite dependendo na classe de QoS. Na análise desta dissertação é assumido que apenas os TMs que se encontram a distâncias similares do satélite são agrupados na mesma época. Como tal, a otimização da EPUP da época apenas tem em consideração o número de TMs a transmitir e não a distância ao satélite.

O desempenho do sistema é influenciado pelo número P de TMs agendados na época e pela medida de E_b/N_0 no satélite. Usando o modelo proposto acima, é possível prever como o sistema se comporta para todos os valores possíveis de P e E_b/N_0 , e definir os valores dos parâmetros do S-NDMA tendo em conta os requisitos de QoS.

Quando se define um valor máximo para a taxa de erros nos pacotes recebidos, PER_{max} , é necessário calcular o número mínimo de transmissões do pacote, ζ_{R+P} , para o obter. Torna-se claro que H_k^T em 3.3 não é afetado quando R é definido como zero ou acima de zero, enquanto o número total de *slots* com transmissões ($\zeta'_0 + P$ para uma única super-trama) não muda, isto é, $\zeta'_0 = \zeta_R$. De 3.19, ζ_R pode ser obtido como o valor mínimo de $\zeta'_0 = n'_0$ que satisfaz a condição,

$$\zeta_R \approx \min_{n'_0} \left\{ PER_0 \left(\Psi^{(0)} = [P] \right) \leq PER_{max} \right\}. \quad (3.27)$$

Um limite máximo de atraso D_{max} introduz uma limitação no número de super-tramas que podem fazer parte de uma época. O componente dominante de 3.21 corresponde ao produto RT , onde T depende da altitude da órbita do satélite (p.e. $T \approx 154.8$ ms para um satélite de órbita média (MEO) com uma altitude de 23222 Km e $T \approx 5,2$ ms para um satélite de órbita baixa (LEO) com altitude de 781 Km, considerando um ângulo de 0°). Assumindo que não é efetuada nenhuma tentativa de correção de erros depois da época, i.e. $M_E = 1$, R tem de satisfazer

$$R \leq 1 + \lfloor D_{max}/T \rfloor, \quad (3.28)$$

onde $\lfloor x \rfloor$ define a operação de arredondamento inteiro, que retorna o máximo valor inteiro igual ou inferior a x . Dado R , é necessário definir o vector n , que especifica como os ζ_R *slots* são distribuídos ao longo das R super-tramas. Este problema pode ser definido como um problema de minimização da EPUP, visto que a condição

acima já garante o limite de atraso,

$$n^* = \min_n \{EPUP(P, R, 1, E_b/N_0)\}. \quad (3.29)$$

Por outro lado, para as classes de QoS que não definem um limite de atraso, é trivial provar que o menor valor de EPUP é conseguido quando $n = [0, 1, 1, \dots, 1]$, que corresponde ao padrão de transmissão usado no H-NDMA. Neste caso, M_E pode ser maior que um, de modo a permitir assegurar transmissões de pacotes com duração de épocas limitada.

Este conjunto de equações pode ser usado para definir os parâmetros ótimos para transmissões S-NDMA, que serão formuladas de modo a:

$$\begin{aligned} \text{Minimizar : } & EPUP(P^*, E_b^*/N_0) \\ \text{Sujeito a : } & S < 1, \\ & S \geq J\lambda, \\ & \mathbb{E}[\tau_S] \leq D_{max}. \end{aligned}$$

Esta dissertação pretende avaliar a viabilidade de realizar um algoritmo com esta seleção de parâmetros. A próxima secção, analisa o desempenho analítico do protocolo S-NDMA para diferentes requisitos de QoS, para diferentes valores de P , E_b/N_0 e n , e compara-os com o desempenho do H-NDMA.

3.4 Análise de Desempenho

Nesta secção, é analisado o desempenho do sistema para o H-NDMA e para o S-NDMA, considerando os valores de PER, débito, EPUP e atraso. É modelada uma constelação de satélites LEO, com órbitas circulares e uma altitude de 781 Km (como no Iridium). Nestas condições, definiu-se T baseado no RTT do TM mais distante do satélite, com um raio de cobertura de 1720 Km (correspondente a 30° do perímetro da Terra, requerendo um mínimo de seis satélites por órbita e seis planos de órbitas diferentes). Foi considerado $T = 24$ ms para uma distância máxima de 3580.4 Kms.

Foi considerado um canal fortemente dispersivo no tempo, com elevada propagação por múltiplos caminhos e desvanecimento de Rayleigh para cada caminho e utilizador, não correlacionados (resultados similares foram obtidos com outros modelos de desvanecimento). Para lidar com a correlação dos canais para diferentes retransmissões, foi considerada a técnica de *Shifted Packet* [44], onde cada bloco retransmitido apresenta um *cyclic shift* diferente. Os TMs transmitem blocos de dados não codificados com $N = 256$ símbolos selecionados por uma constelação QPSK com mapeamento Gray de tempo de transmissão de $4\mu s$.

Nesta dissertação, considera-se o tráfego de dados de uma chamada telefónica com

vídeo e com requisitos de QoS [41] em que, para este tipo de tráfego, o PER não poderá ser igual ou superior a 1%, enquanto que a latência varia entre os 50 ms e os 150 ms. Como tal, foi definido que o $PER_{max} \leq 1\%$ e $D_{max} \leq 100\text{ms}$. Devido à complexidade de calcular 3.4 e 3.5 em tempo real, a capacidade de recepção multi-pacote (MPR) é limitada a um valor máximo de $P + \zeta_R$. Para esta análise é considerado um número máximo de 5 TMs a transmitir em simultâneo e um valor de $\zeta_R \leq 6$.

A configuração do S-NDMA segue o que foi especificado no ponto V da secção 3.3. Primeiro, é determinado o valor mínimo de ζ_R que satisfaz a equação 3.27 para um valor médio de $PER \leq PER_{max}$, ilustrado na Figura 3.2 como ζ_R máximo para $P = 5$ TMs quando E_b/N_0 se encontra entre -3 dB e 12 dB. A figura representa também o valor mínimo de ζ_R que permite um valor médio de $PER \leq 0.99$, que foi considerado como limite para definir o valor que n_0 deve ter (valores mais baixos levam a falhas quase certas na receção). A figura mostra que é possível satisfazer a condição de PER para $E_b/N_0 \geq -2\text{dB}$ com 5 TMs a transmitir ($P = 5$). Valores inferiores de TMs requerem valores superiores de E_b/N_0 para satisfazer o requisito de PER. Dada a condição de D_{max} , R foi

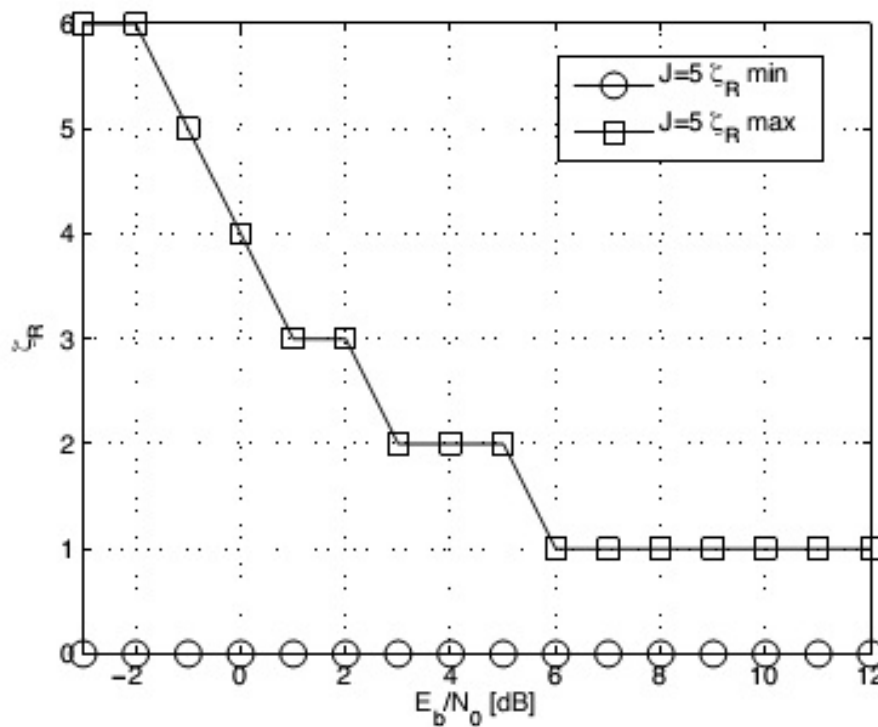


Figura 3.2: ζ_R máximo (satisfazendo PER_{max}) e mínimo (satisfazendo $PER \leq 99\%$) por E_b/N_0 com $P = 5$ TMs

definido com valor 3, garantindo assim que o atraso máximo para cada pacote é inferior ao definido pelo valor máximo D_{max} , mesmo quando um RTT adicional é necessário para agendar a transmissão do pacote. De modo a descobrir o valor ótimo de n que minimiza a EPUP, todos os valores possíveis de n foram testados para satisfazer $n_0 \geq \zeta_R$ mínimo.

A Figura 3.3 descreve os valores de $(EPUP/E_p)(E_b/N_0)$ para S-NDMA ao longo de

n_1 e n_2 para $P = 5$ e $E_b/N_0 = -2\text{dB}$. Para cada TM individual, $(1/E_p)(E_b/N_0)$ é constante, dado por (3.23). Como tal, $(EPUP/E_p)(E_b/N_0)$ mostra a variação da EPUP, ignorando todos os valores específicos de cada TM (modelo de perdas de propagação, etc.). A Figura 3.3 apresenta ainda o valor mínimo atingível para H-NDMA. A figura mostra que a EPUP para n^* é apenas ligeiramente maior do que a EPUP mínima que se pode conseguir com H-NDMA. Os resultados restantes representados em baixo mostram o desempenho do S-NDMA para $n = n^*$, que foi calculado para todos os valores inteiros de E_b/N_0 entre -3 dB e 12 dB e para entre um e cinco TMs a transmitir.

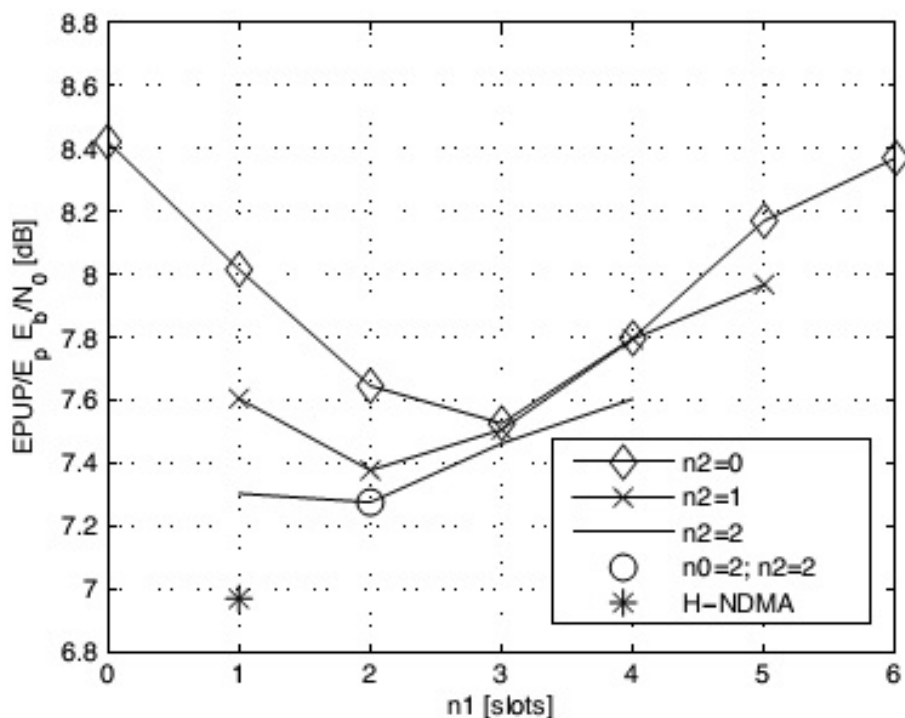


Figura 3.3: $(EPUP/E_p)(E_b/N_0)$ ao variar n ao longo de n_1 para $E_b/N_0 = -2\text{dB}$ e $P = 5$ TMs

A Figura 3.4 representa o PER médio ao longo de E_b/N_0 e P para os protocolos S-NDMA e H-NDMA, usando o valor de ζ_R definido por 3.27. Mostra que a condição PER médio é satisfeita em todos os cenários testados para $E_b/N_0 > 0\text{dB}$, e para $E_b/N_0 > -2\text{dB}$ quando $P = 5$ TMs. O padrão irregular do PER médio deve-se à variação do número máximo total de *slots* usados na transmissão do pacote, representada pelo ζ_R máximo na Figura 3.2.

A Figura 3.5 mostra o débito em saturação, calculado usando 3.20, para valores diferentes de P e E_b/N_0 e para S-NDMA e H-NDMA. A figura mostra que o débito do sistema aumenta com o aumento de P (i.e. com mais TMs a transmitir). Também mostra que o débito do S-NDMA, comparativamente com o H-NDMA, se degrada para valores altos de P e baixos de E_b/N_0 . Para valores altos de E_b/N_0 o débito do S-NDMA segue o H-NDMA visto que ambos os sistemas são equivalentes quando o S-NDMA apresenta

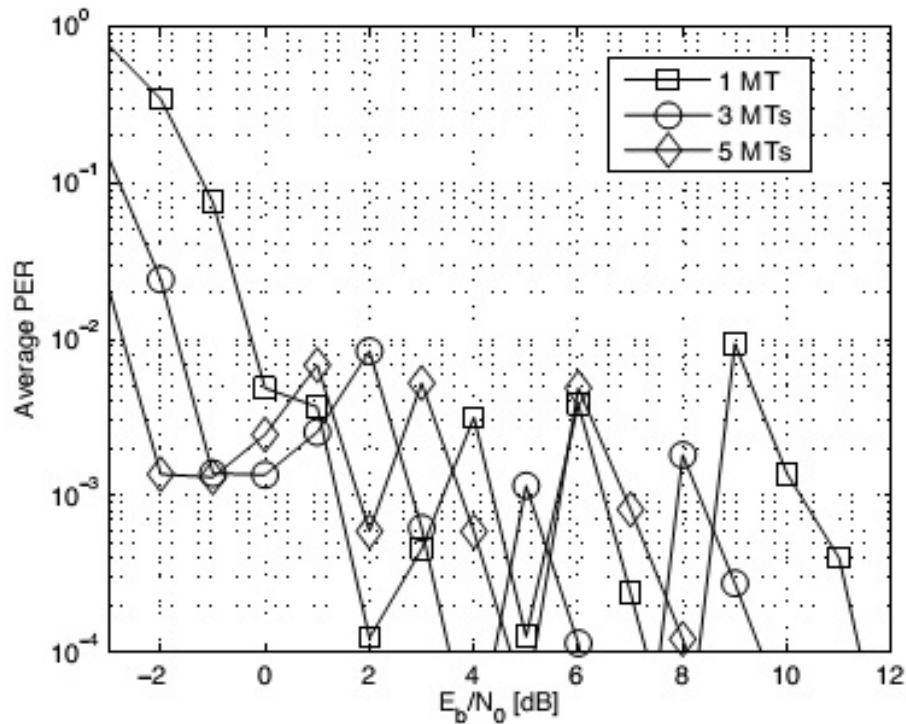


Figura 3.4: $(EPUP/E_p)(E_b/N_0)$ ao variar n ao longo de n_1 para $E_b/N_0 = -2\text{dB}$ e $P = 5$ TMs

$\zeta \leq 2$ e $n^* = [011]$. A Figura 3.6 representa o $(EPUP/E_p)(E_b/n_0)$ calculado usando 3.25, com as condições da Figura 3.5. Mostra que um número elevado de TMs a transmitir requer valores mais elevados de EPUP para cada pacote transmitido, confirmando que o S-NDMA também degrada ligeiramente a EPUP comparativamente com o H-NDMA. No entanto, como o incremento do débito é mais significativo que esta degradação na EPUP, um número superior de TMs diminui a EPUP média medida para um dado nível de débito, representado na Figura 3.7. Esta figura mostra que o valor mínimo de EPUP para o S-NDMA é atingido quando $P = 5$ TMs e $S \approx 53\%$, e que cresce para valores mais elevados de débito. É de notar que esta configuração também é aplicável para valores mais baixos de débito, devido ao facto de se poderem introduzir na super-trama *slots* vazios, para forçar um débito maior nos *slots* restantes, desde que o número de TMs agendados seja no mínimo cinco.

A Figura 3.8 mostra os valores de E_b/N_0 que correspondem aos valores de EPUP representados na Figura 3.7. Os valores representados podem ser usados para definir o valor de E_b/N_0 no satélite para um dado conjunto de pacotes agendados para transmissão num determinado *slot*. Usando as equações 3.22 e 3.23, o valor calculado de E_b/N_0 pode ser convertido no valor individual de P_t que cada TM deve usar, individualmente. A introdução de requisitos de QoS no S-NDMA força a um aumento, que pode chegar aos 1 dB, no E_b/N_0 comparativamente a uma abordagem de *best effort* para EPUP mínimo, usada no H-NDMA.

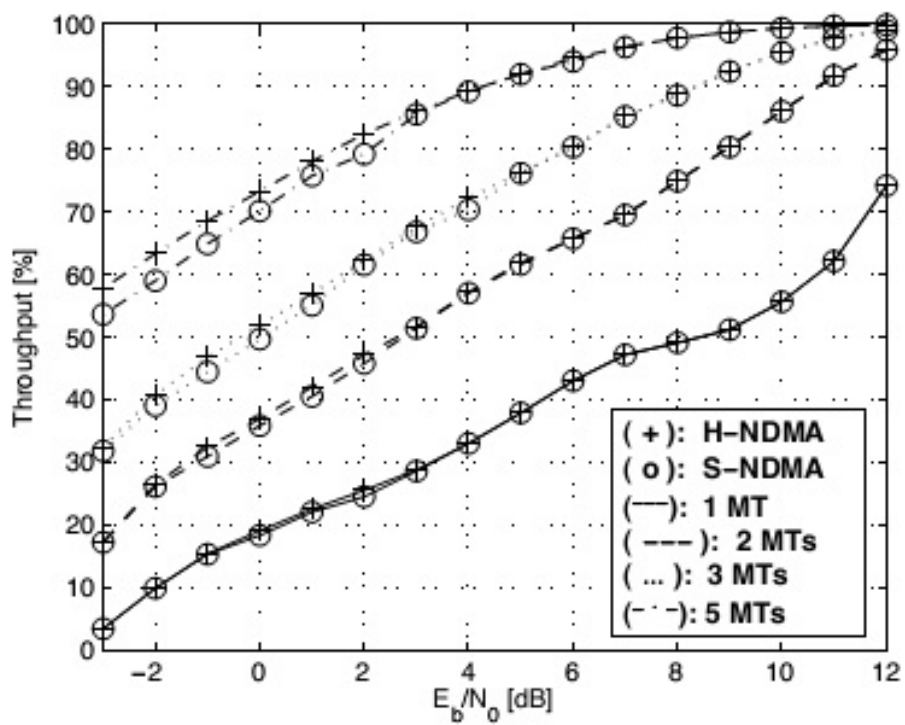


Figura 3.5: Débito em saturação ao longo de E_b/N_0 com $P = 5$ TMs para S-NDMA e H-NDMA.

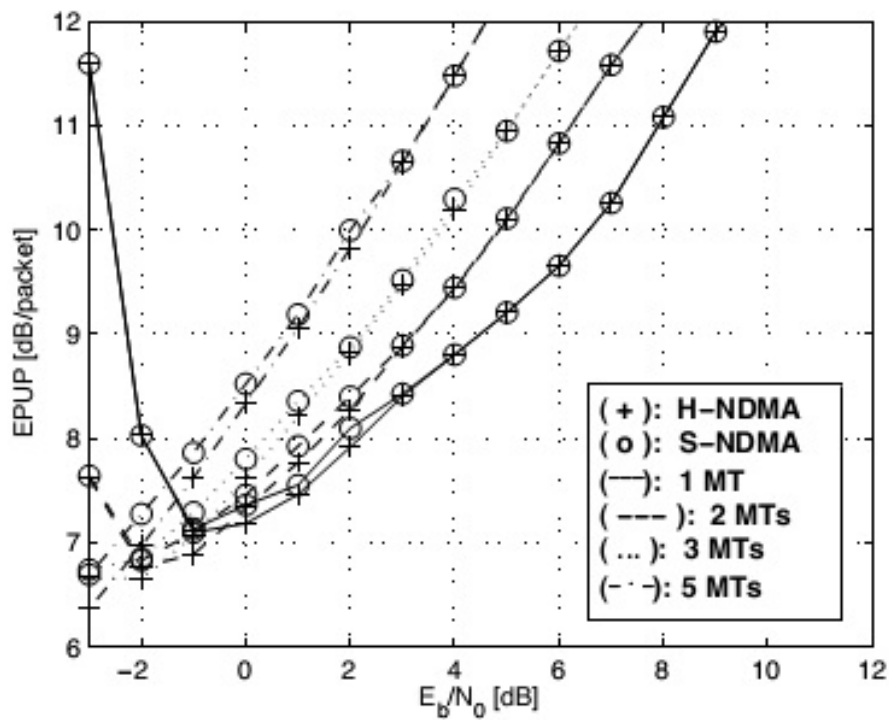


Figura 3.6: $(EPUP/E_P)(E_B/n_0)$ ao longo de E_b/N_0 e consoante P para S-NDMA e H-NDMA.

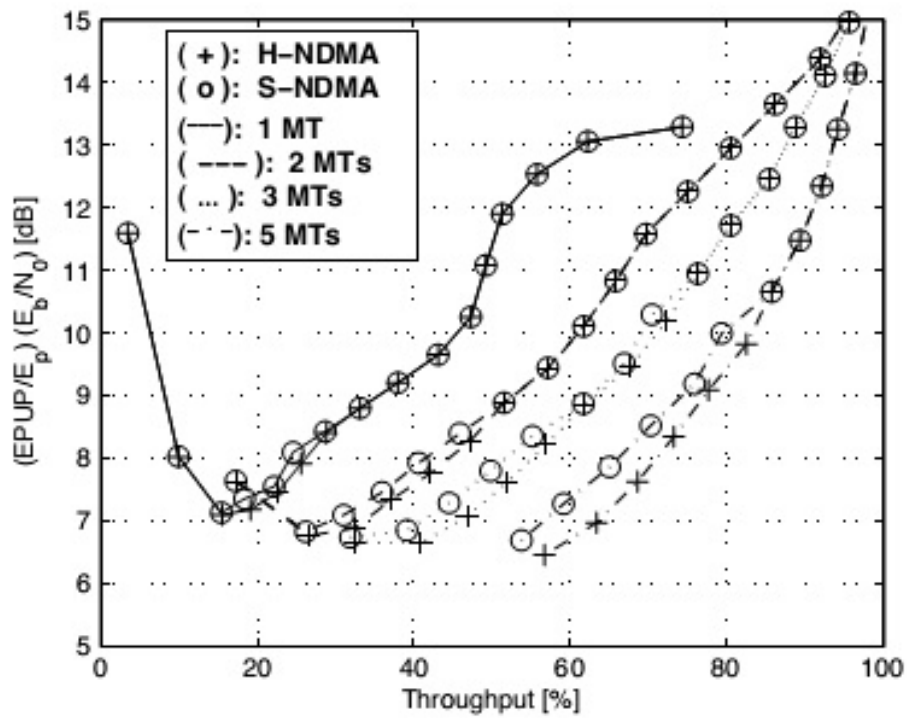


Figura 3.7: $(EPUP/E_P)(E_b/n_0)$ ao longo do débito (S) e consoante P para S-NDMA e H-NDMA.

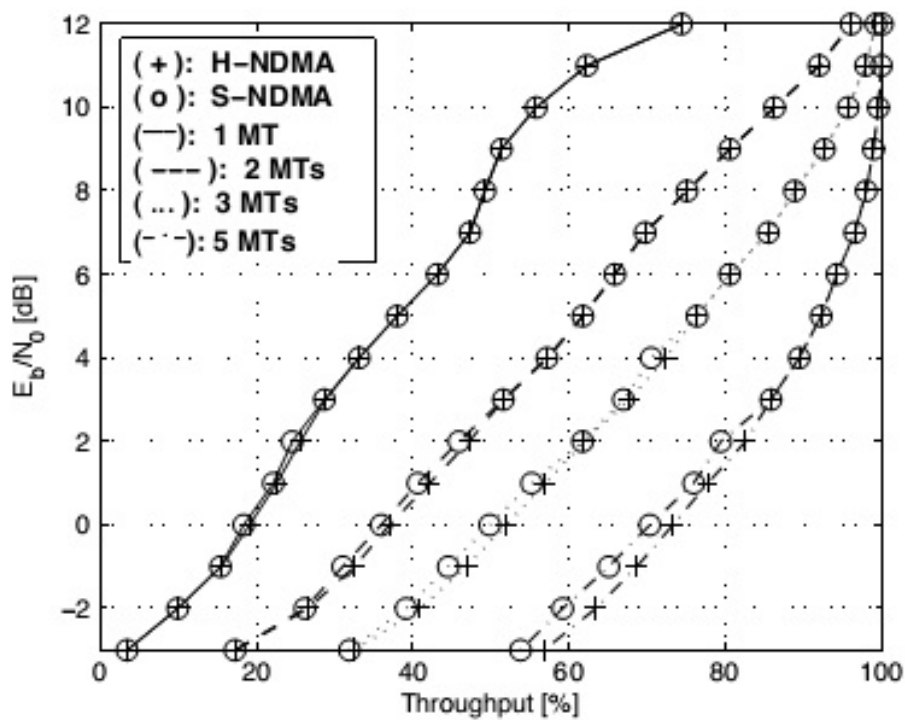


Figura 3.8: E_b/N_0 ao longo do débito (S) e consoante P para S-NDMA e H-NDMA.

A Figura 3.9 representa o atraso médio do pacote dependendo do valor de E_b/N_0 para $P = 5$ TMs no S-NDMA e no H-NDMA. É observável que no S-NDMA, comparativamente com o que se passa no H-NDMA, o atraso máximo é eficazmente controlado, produzindo apenas uma pequena degradação na energia por pacote, ilustrado na Figura 3.6 como a configuração de rede mais eficiente do ponto de vista energético. Como tal, o S-NDMA pode ser usado numa rede de satélite de modo a permitir garantias de QoS com notórias poupanças de energia.

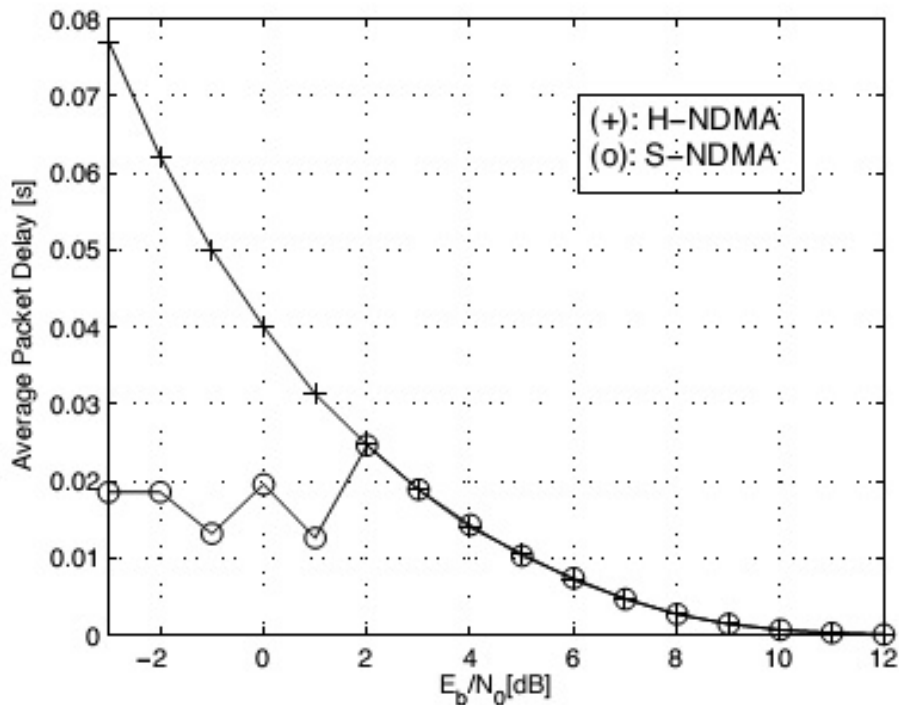


Figura 3.9: Atraso médio do pacote ao longo de E_b/N_0 para $P = 5$ TMs.

3.5 Pontos Ótimos de Funcionamento

De modo a ser possível obter o menor valor de EPUP para cada transmissão é necessário determinar os valores ótimos para cada conjunto de pacotes a enviar em cada *slot*, para cada nível de carga. Desse modo, foram determinados dois tipos de valores a usar em cada agendamento de pacotes.

Como foi referenciado na subsecção 3.2, em cada época, os utilizadores que pretendem enviar dados, concorrem aos *slots* de tempo existentes em cada super-trama. Como tal, é necessário determinar o valor ótimo de utilizadores a enviar em simultâneo em cada *slot* de tempo e, caso o número de utilizadores a concorrer seja superior ao limite máximo imposto no sistema (definido para esta dissertação com o valor de cinco), torna-se necessário determinar como é feita a distribuição destes utilizadores pelos *slots* de tempo da

super-trama. De modo a escolher o número ótimo de utilizadores a transmitir em simultâneo são analisados em conjunto os gráficos das figuras 3.4 e 3.6. Do primeiro gráfico são recolhidos todos os valores de E_b/N_0 , para cada número distinto de utilizadores, para os quais o valor de PER $< 10^{-2}$. Para cada valor de E_b/N_0 recolhido, é analisado o respetivo valor de EPUP no gráfico 3.6. Deste gráfico é escolhido o número de utilizadores que apresenta o menor valor de EPUP. Observe-se que cada configuração também introduz uma carga na rede adicional resultante do número extra de retransmissões. Portanto, o valor ótimo depende ainda dos limites à carga total na rede que existam.

Tendo em conta que o número máximo de transmissões em simultâneo é cinco, foram divididos em três casos distintos os procedimentos de otimização do valor de TMs a transmitir em simultâneo, sendo eles: quando o número total de utilizadores com pedido de agendamento é inferior ou igual a cinco; é entre cinco e dez; e quando é superior a dez.

i *Número total de utilizadores com pedido de agendamento inferior ou igual a cinco*

Selecionou-se o valor mínimo de E_b/N_0 , que é utilizado por cada utilizador no *slot* de tempo, que minimiza a EPUP (Figura 3.6) da transmissão e que garante que o PER seja inferior a 1% (Figura 3.4). Sendo assim, analisando o gráfico 3.6 torna-se perceptível que, para valores de E_b/N_0 baixos ($E_b/N_0 < 0$), quanto maior o número de utilizadores a transmitir em simultâneo, menor a EPUP. No entanto, para valores superiores o valor de utilizadores ótimo a transmitir em simultâneo é o oposto, ou seja, quanto menos utilizadores melhor a EPUP. Contudo, o débito toma um papel fundamental na decisão deste processo de otimização pois, analisando o gráfico 3.8 verifica-se que para se atingir valores de débito iguais para, por exemplo, um utilizador e cinco, o valor de E_b/N_0 a utilizar terá de ser bastante superior quando só um utilizador transmite. Como tal, fazendo a comparação das EPUPs entre quantidades de utilizadores a transmitir em simultâneo, para o mesmo valor de débito no sistema, constata-se que quanto maior o número de utilizadores a transmitir em simultâneo, melhor a EPUP.

ii *Número total de utilizadores com pedido de agendamento entre cinco e dez*

Devido ao facto de o número de utilizadores ser superior ao limite máximo de transmissões simultâneas imposto, surge a necessidade de os separar em duas épocas distintas. Como tal, numa primeira fase, é feita a análise das possíveis combinações do número de utilizadores por época. Para exemplificar este processo, tomemos como exemplo a situação onde seis utilizadores pretendem transmitir no mesmo instante. Este número de utilizadores supera o número máximo de transmissões simultâneas por época, podendo ser usadas três combinações: em duas épocas, tendo em conta as possíveis somas que decompõem este número: $5 + 1$, $4 + 2$ e $3 + 3$. Cada membro da soma é agora menor que o valor máximo de transmissões simultâneas por época.

Depois de geradas as combinações possíveis de grupos utilizadores a transmitir em

simultâneo é necessário decidir qual a combinação que apresenta menor EPUP combinado. De modo a calcular a EPUP de cada combinação é preciso decidir, *à priori*, qual a potência de transmissão usada pelos TMs e o número de cópias redundantes por pacote. O valor total de cópias de todos os utilizadores a enviar nesta supertrama, não pode exceder a largura de banda do canal pois levaria à saturação. Como tal, caso o valor ótimo de cópias de redundantes exceda a capacidade do canal, é necessário fazer um ajuste no valor de E_b/N_0 usado na transmissão dos pacotes de modo a diminuir o número de cópias transmitidas para cada época que vai decorrer em paralelo no tempo, levando a uma menor utilização total (no conjunto das duas épocas) da largura de banda no canal. Assim sendo, inicialmente é calculado a EPUP ótima do grupo com menos utilizadores e o valor de E_b/N_0 respetivo (retirado da figura 3.6). De seguida, o mesmo valor de E_b/N_0 é usado no grupo com maior número de TMs. Este valor pode exceder o valor ótimo de E_b/N_0 , calculado no ponto i, para este valor de utilizadores a transmitir em simultâneo. Este aumento do E_b/N_0 deve-se à necessidade de diminuir o número de cópias redundantes por pacote, de modo a não ultrapassar a capacidade do canal. Finalmente, através do número de cópias por pacote e do valor de E_b/N_0 utilizado na transmissão, é calculado a EPUP deste conjunto de utilizadores. Este valor de EPUP é somado ao valor da EPUP do outro grupo, considerando uma média pesada pelo número de TMs a transmitir em cada grupo. Este processo é repetido para todas as combinações possíveis, sendo escolhida a combinação que apresenta a menor EPUP médio.

iii Número total de utilizadores com pedido de agendamento superior a dez

Quando o número total de utilizadores com pedido de agendamento é superior a dez, a separação dos grupos feita no ponto ii não é suficiente pois, mesmo dividindo os utilizadores em dois subgrupos distintos, o número de transmissões em simultâneo seria superior ao limite máximo imposto (cinco). Analisando o gráfico 3.6 é perceptível que quanto maior o número de utilizadores, melhor a EPUP. Consequentemente, o número ótimo de utilizadores a enviar em simultâneo é, para este sistema, cinco.

Desta forma, os utilizadores que concorrem ao mesmo canal são separados em diversos grupos de, no máximo, cinco elementos. Os $n - 2$ primeiros grupos serão compostos por cinco utilizadores, correspondendo ao número de utilizadores ótimo a enviar em simultâneo. Resta no final um conjunto de utilizadores (entre seis e dez) a agendar. Este conjunto é dividido pelo método explicado no ponto ii.

Na tabela 3.1 são apresentados os valores ótimos, de utilizadores em simultâneo por *slot* de tempo, obtidos utilizando o critério de otimização proposto. Como é referido no ponto i, caso o número de utilizadores a transmitir em simultâneo não seja superior a cinco (valor máximo de TMs a partilhar o canal, para este sistema), quanto maior o número de TMs a transmitir em simultâneo menor a EPUP. No entanto pode surgir a

necessidade de separar os utilizadores em diferentes grupos, como explicado nos pontos ii e iii. Como tal, foram obtidos os valores ótimos, dos grupos de utilizadores, para cada um dos casos possíveis. A tabela 3.1 ilustra a separação em grupos de utilizadores quando o número de utilizadores a querer transmitir em simultâneo é superior a cinco. Cada célula é representada por algarismos separados com o operador de soma ($A + B$). O algarismo A representa o número de utilizadores a transmitir no primeiro conjunto de *slots* e o B representa o número de utilizadores a transmitir no segundo conjunto de *slots* de tempo. Como os valores da EPUP variam consoante a carga na rede, a tabela mostra todas as combinações ótimas de TMs, para vários níveis de carga na rede e para valores entre seis e dez utilizadores a tentar transmitir em simultâneo.

Divisão dos Grupos por Carga na Rede					
Carga	6 Utilizadores	7 Utilizadores	8 Utilizadores	9 Utilizadores	10 Utilizadores
S=10%	5+1	4+3	5+3	5+4	5+5
S=20%	5+1	4+3	5+3	5+4	5+5
S=30%	5+1	4+3	5+3	5+4	5+5
S=40%	5+1	5+2	5+3	5+4	5+5
S=50%	5+1	5+2	5+3	5+4	5+5
S=60%	5+1	5+2	5+3	5+4	5+5
S=70%	5+1	5+2	5+3	5+4	5+5
S=80%	4+2	5+2	5+3	5+4	5+5
S=90%	4+2	5+2	5+3	5+4	5+5

Tabela 3.1: Divisão dos grupos de utilizadores dependendo da carga na rede e do número de TMs a querer transmitir em simultâneo.

Sabendo o número de utilizadores a enviar em simultâneo, em cada super-trama decide-se, com base no gráfico 3.6, a potência de transmissão ótima utilizada por cada utilizador para enviar o seu pacote. Este valor de potência de transmissão depende do número de utilizadores a enviar no mesmo *slot* de tempo e da carga na rede, e os seus valores ótimos estão ilustrados na tabela 3.2. É visível que quanto maior a carga na rede, maior é a potência de transmissão necessária para se conseguir atingir os níveis de PER propostos.

Sabendo os valores ótimos de potência de transmissão dos pacotes e do número de utilizadores a partilhar o canal, determina-se o número cópias por retransmissão necessário para que o pacote chegue ao destino com PER menor que 1%. A tabela 3.3 mostra o número ótimo de cópias por retransmissão (n_j) para os diferentes valores de carga na rede e para os diferentes valores de utilizadores a enviar em simultâneo. É notório que quanto maior for a carga na rede menor o número de retransmissões e menor o número de cópias redundantes necessárias por pacote.

Valores de E_b/N_0 Consoante Carga na Rede e o Número de Utilizadores a Partilhar o Canal										
Nº Utilizadores	S=10%	S=20%	S=30%	S=40%	S=50%	S=60%	S=70%	S=80%	S=90%	S=100%
1	0	1	4	6	9	11	12	12	12	12
2	-1	-1	-1	1	3	5	8	9	11	12
3	-1	-1	-1	-1	1	2	4	6	9	12
4	-2	-2	-2	-2	-2	0	2	4	7	12
5	-2	-2	-2	-2	-2	-1	0	3	5	12

Tabela 3.2: Potência de transmissão dos pacotes (em dBs) dependendo do número de TMs a transmitir em simultâneo e da carga na rede.

Vetor de Transmissões n_j Consoante a Carga na Rede e o Número de Utilizadores a Partilhar o Canal										
Nº Utilizadores	S=10%	S=20%	S=30%	S=40%	S=50%	S=60%	S=70%	S=80%	S=90%	S=100%
1	[4,1,1]	[3,1,1]	[1,1,1]	[1,1]	[0,1]	[0,1]	[0,1]	[0,1]	[0,1]	[0,1]
2	[3,1,2]	[3,1,2]	[3,1,2]	[2,1,2]	[1,1,1]	[0,1,1]	[0,1,1]	[0,1]	[0,1]	[0,1]
3	[3,1,2]	[3,1,2]	[3,1,2]	[3,1,2]	[2,1,1]	[1,1,1]	[1,1,1]	[0,1,1]	[0,1]	[0,1]
4	[3,1,2]	[3,1,2]	[3,1,2]	[3,1,2]	[3,1,2]	[2,1,2]	[1,1,1]	[0,1,1]	[0,1]	[0,1]
5	[2,2,2]	[2,2,2]	[2,2,2]	[2,2,2]	[2,2,2]	[2,1,2]	[1,1,2]	[0,1,1]	[0,1]	[0,1]

Tabela 3.3: Vetor de transmissões dependendo do número de TMs a transmitir em simultâneo e da carga na rede.

Capítulo 4

Simulador

4.1 Introdução

No capítulo anterior mostrou-se que é possível otimizar a utilização de energia, continuando a satisfazer um conjunto de requisitos de QoS. Neste capítulo é apresentado detalhadamente o algoritmo de agendamento de tráfego. É também descrita a sua realização no simulador desenvolvido em *Matlab*, que foi usado para validar e medir o desempenho do protocolo proposto. Finalmente, é apresentado um conjunto de resultados experimentais de modo a validar o modelo teórico proposto no Capítulo 3.

4.2 Características do Sistema

Os utilizadores que pretendam enviar os seus pacotes têm de concorrer *a priori* a *slots* de tempo presentes em cada super-trama. Este pedido de envio de pacotes é recebido pelo satélite, através de um canal de controlo partilhado. Considerando a utilização de satélites *Iridium* da nova geração, com ritmos de transmissão no canal de 1.5 Mbps para a banda L, cada *slot* tem aproximadamente uma duração de 0.17 ms, tendo em conta a distância mínima entre um satélite LEO e o solo (aproximadamente 781 Km). Como a distância entre o satélite e o utilizador varia, o RTT associado a cada utilizador também difere. Para esta dissertação foi considerado um valor constante de RTT de referência para efeitos do atraso na confirmação de recepção de um pacote no satélite, correspondente ao valor máximo de RTT de todos os utilizadores, de 0.24 ms (64 *slots*). Os *slots* no canal de dados de *Uplink* estão organizados como uma sequência de super-tramas, cada uma é composta por 16 *slots*. Desta forma, o RTT considerado corresponde à duração de 4 super-tramas.

A transmissão dos dados nos *slots* de *uplink* é efetuada através de uma abordagem

DAMA. Antes de transmitir no canal de *Uplink*, os TMs enviam um pedido de transmissão pelo canal de controlo de *Uplink*. O satélite, ao receber estes pedidos, agenda os pacotes em *slots* de tempo, decidindo qual a potência de transmissão necessária para os transmitir e qual o número de cópias por transmissão, necessárias para cumprir os requisitos de PER do sistema para a carga total agendada.

Como foi referido no Capítulo 3, quando um utilizador pretende enviar um pacote, é enviado ao longo de vários *slots*, um número de cópias definido por um vetor de *slots*, $n = [n_0, n_1, \dots, n_R]$ que especifica quantos *slots* redundantes são alocados em cada super-trama para cada TM, até um máximo de $R + 1$ super-tramas. Ao enviar o primeiro conjunto de cópias do pacote (primeira transmissão), o TM envia $P + n_0$ cópias do mesmo pacote, em que P representa o número de utilizadores a partilharem o mesmo canal na mesma época. Finda esta transmissão, o utilizador aguarda a confirmação de receção do pacote no satélite. Caso tenha sido recebido com sucesso, o pacote é dado como finalizado e entregue por parte do utilizador. Caso tenha havido um erro, o satélite requer uma nova retransmissão do pacote, com o envio de n_1 cópias do mesmo. Este processo repete-se até que o pacote seja entregue sem erros ou caso $R + 1$ transmissões tenham sido efetuadas. O pacote é descartado caso não tenha sido recebido com sucesso pelo satélite, após $R + 1$ tentativas de transmissão.

Foram implementados vários níveis de prioridade no acesso ao canal de *Uplink*, que dependem do nível de QoS pretendido pelos utilizadores. Quanto maior o nível de QoS pretendido pelo TM, maior a prioridade na alocação de *slots* de tempo, para a transferência de dados, do mesmo.

4.2.1 Políticas de Justiça no Agendamento e Prioridades

Nesta dissertação foram definidos dois níveis de prioridade distintos: nível 1 - prioritários; nível 2 - não prioritários. O agendamento é feito por ordem de prioridades, ou seja, todos os pacotes de utilizadores prioritários são agendados primeiro do que os dos não prioritários. Além disso, caso ambos os pacotes apresentem o mesmo nível de prioridade, os pacotes com um número de tentativas de transmissão (L) maior são agendados antes de outros com menor número de tentativas. Desta forma, reduz-se o atraso máximo e a ocupação da fila de espera. Finalmente, caso os pacotes apresentem o mesmo nível de prioridade (K) e o mesmo valor de L , então é preferido o pacote que se encontra há mais tempo à espera (t) para ser alocado, reduzindo o atraso máximo. O processo de agendamento é aplicado a nível de cada super-trama e para quando se esgota a sua capacidade. Os pacotes não agendados vão ter um tempo de espera superior aos mais recentes da mesma prioridade, tendo precedência face aos novos que cheguem posteriormente. A Figura 4.1 ilustra o processo de decisão da ordem pela qual são alocados os pacotes.

Para concluir as políticas de agendamento dos pacotes, resta referir que este algoritmo de agendamento não favorece os utilizadores que queiram sobrecarregar a rede com pedidos de transmissão, sendo justo no número médio de pacotes enviados por utilizador.

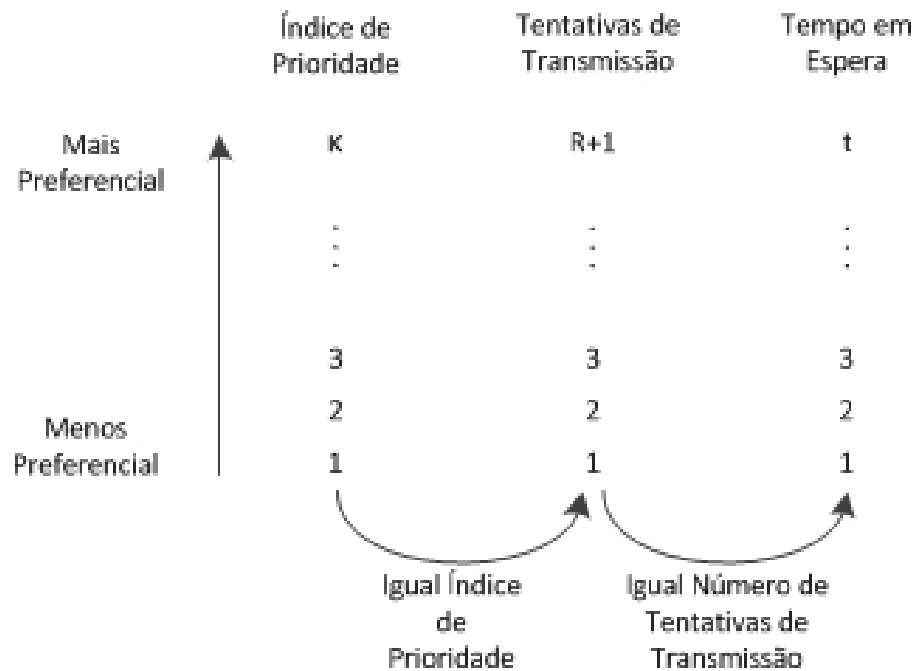


Figura 4.1: Ordem de Preferência na Alocação dos Pacotes nas Slots

Caso um utilizador P pretenda enviar muitos mais pacotes que todos os outros (e.g. o utilizador P pretende enviar dezenas de pacotes e os outros apenas um número n muito inferior), o utilizador P não tem mais slots do que os outros para enviar. Como tal, ele envia os seus primeiros n pacotes ao mesmo tempo que os outros utilizadores, e só depois é que os outros pacotes são alocados. Esta justiça é feita no momento de criação dos grupos de pacotes que pretendem enviar em cada super-trama. Quando os utilizadores pretendem enviar os pacotes, concorrem aos slots disponíveis na super-trama. Este algoritmo de agendamento define grupos constituídos por todos os utilizadores a quererem enviar, mas apenas agrega um pacote por utilizador em cada grupo (Figura 4.2).

Os grupos demasiado grandes são divididos, tal como foi referido na subsecção 3.5. O processo de divisão de grupos e a ordem pela qual estes novos subgrupos são agendados está ilustrado na Figura 4.3. Nesta figura tomam-se como exemplo os grupos gerados e ilustrados na Figura 4.2, os valores ótimos de utilizadores a transmitir em simultâneo (σ) da tabela 3.1 considerando uma carga na rede de 40%. O primeiro grupo é composto por oito utilizadores a querer transmitir em simultâneo. Pela tabela 3.1, a divisão ótima em subgrupos é de 5 utilizadores no primeiro subgrupo e 3 no segundo subgrupo; mas como ambos os subgrupos pertencem ao grupo 1, eles são agendados primeiro do que qualquer um dos pacotes presentes nos outros grupos seguintes. Este processo repete-se para todos os grupos que precisam de ser divididos.

No fim de serem feitas todas as divisões necessária, os grupos (e, caso existam, subgrupos) são colocados por ordem num vetor de agendamento. O preenchimento deste vetor encontra-se ilustrado na Figura 4.4. Nesta figura, as divisões necessárias dos grupos da figura 4.2 foram feitas e os grupos foram colocados no vetor de agendamento pela

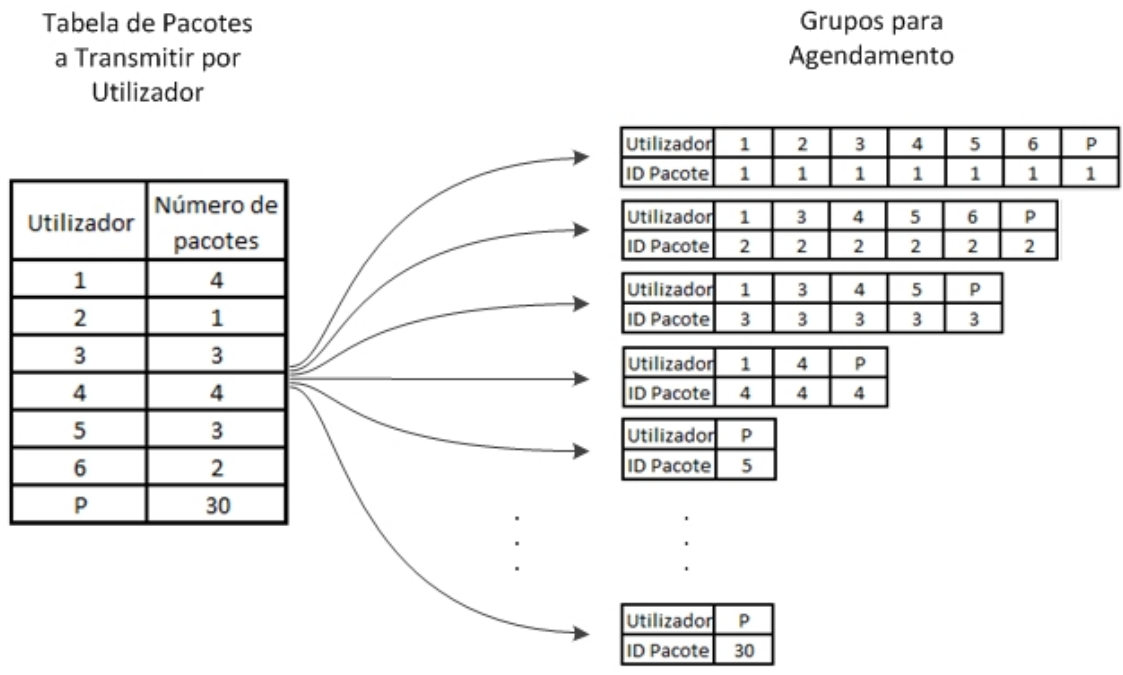


Figura 4.2: Criação dos grupos de agendamento de modo a obter justiça no número de pacotes agendados por utilizador.

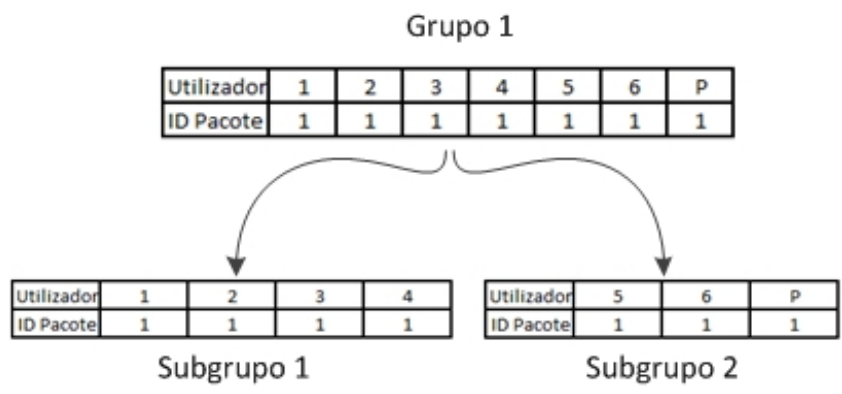


Figura 4.3: Método de Divisão e Ordem de Agendamento dos Grupos.

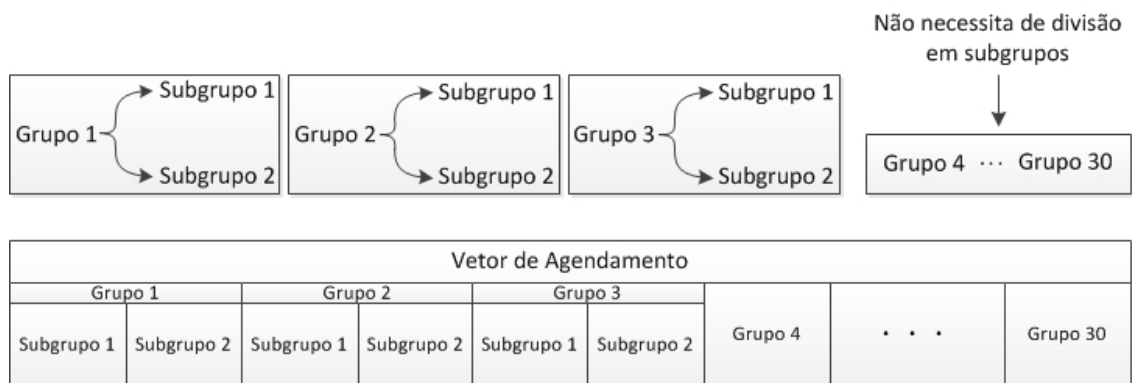


Figura 4.4: Método de Divisão e Ordem de Agendamento dos Grupos.

ordem de preferência definida atrás. Deste modo, todos os utilizadores, com o mesmo nível de preferência, têm a mesma probabilidade de transmitir, não dando vantagem a utilizadores que pretendam enviar enormes quantidades de pacotes ao mesmo tempo. A alocação é feita sobre uma política final: o número médio de pacotes pedidos para transmissão com a mesma prioridade, é semelhante para todos os utilizadores.

4.2.2 Estruturas de Dados Usadas no Simulador

No simulador criado para esta dissertação, cada *slot* de tempo é numerado com um número fixo de bits e é identificado pelo número de *slot* dentro da super-trama mais o número da super-trama. Esta numeração permite obter a posição do *slot* na sequência global de *slots* e pode ser usado para medir tempos de atraso no sistema e indexar os *slots* no simulador.

Foram definidas duas estruturas de dados (Utilizadores e Super-Tramas) de modo a guardar os dados das simulações ao longo do tempo, que são usadas para o cálculo de toda a informação que é apresentada abaixo.

A primeira estrutura de dados, *Utilizadores* é referente aos utilizadores que estão inscritos na base de dados e está ilustrada na Figura 4.5. Esta estrutura contém informação detalhada de cada utilizador individual: o nível de prioridade e o número de pacotes enviados com sucesso de cada utilizador; uma sub-estrutura composta por todos os pacotes terminados, agendados e por agendar de cada utilizador. Esta sub-estrutura apresenta detalhadamente toda a informação referente a cada pacote de cada utilizador:

- O *slot* de tempo em que o pacote foi agendado;
- O *slot* de tempo em que o pacote foi recebido com sucesso (caso assim se verifique);
- O vetor n_j do pacote;
- Uma flag indicadora do estado de transmissão do pacote, ou seja, se o pacote foi recebido ou não com sucesso ou se ainda se encontra em transmissão;

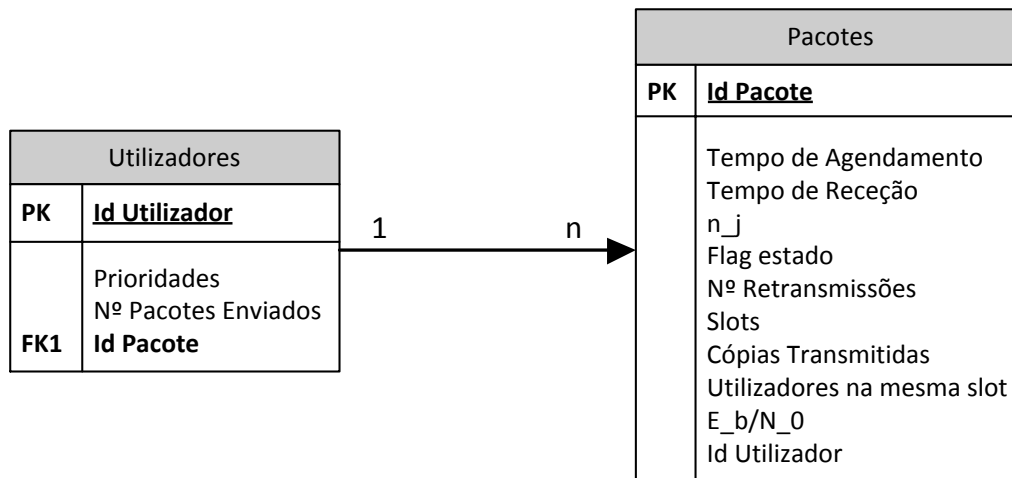


Figura 4.5: Estruturas para armazenamento da informação dos pacotes de cada utilizador.

- Qual o número de retransmissão em que o pacote se encontra (valor igual a zero caso o pacote esteja a ser transmitido pela primeira vez);
- Os *slots* de tempo em que o pacote foi agendado;
- O número total de cópias agendadas;
- Uma tabela com o(s) identificador(es) do(s) utilizador(es) e o identificador dos respetivos pacotes que estão a partilhar o *slot* de tempo que ele;
- Valor de E_b/N_0 da transmissão do pacote.

A segunda estrutura de dados, *Super-Trama*, é referente à informação em cada super-trama e está ilustrada na Figura 4.6. Cada estrutura *Super-Trama* contém a informação sobre os utilizadores que nela estão agendados e quais os *slots* de tempo ocupados. Como cada super-trama é composta por vários *slots* de tempo, dentro desta estrutura é guardada, numa sub-estrutura, a informação detalhada de cada *slot* de tempo:

- Identificador(es) do(s) utilizador(es) e do(s) respetivo(s) pacote(s) que transmite(m) neste *slot* de tempo;
- Qual o E_b/N_0 usado pelo(s) utilizador(es) no *slot* de tempo;
- O vetor *vec* que informa o número de utilizadores que transmitem em simultâneo em cada retransmissão.

Apesar destas duas estruturas de dados (*Utilizadores* e *Super-Trama*) serem referentes a entidades diferentes, elas são dependentes uma da outra, de modo a que não haja informação ambígua no sistema. A estrutura de dados referente aos utilizadores e os seus

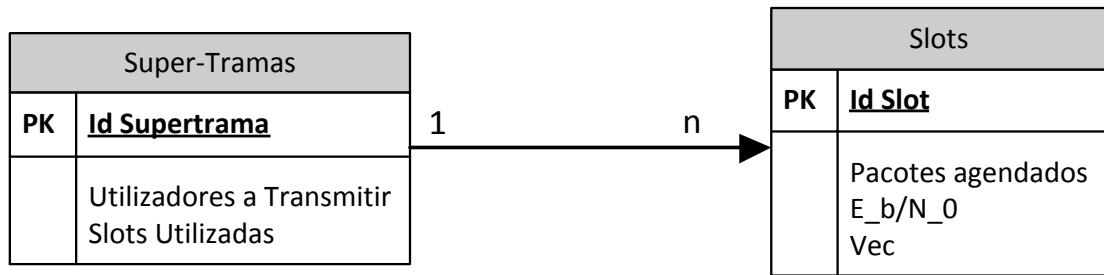


Figura 4.6: Estruturas para armazenamento da informação dos *slots* de tempo de cada super-trama.

respetivos pacotes, é atualizada durante e no fim de todo o processo de agendamento e transmissão das cópias dos pacotes.

4.3 Módulos do Simulador

O processo global de inscrição de utilizadores na BS, geração de tráfego, agendamento dos pacotes pelas *slots*, verificação da receção dos pacotes por parte do satélite e atualização das estruturas de dados é ilustrado na Figura 4.7. Uma breve descrição de cada um destes processos é feita nos pontos que se seguem.

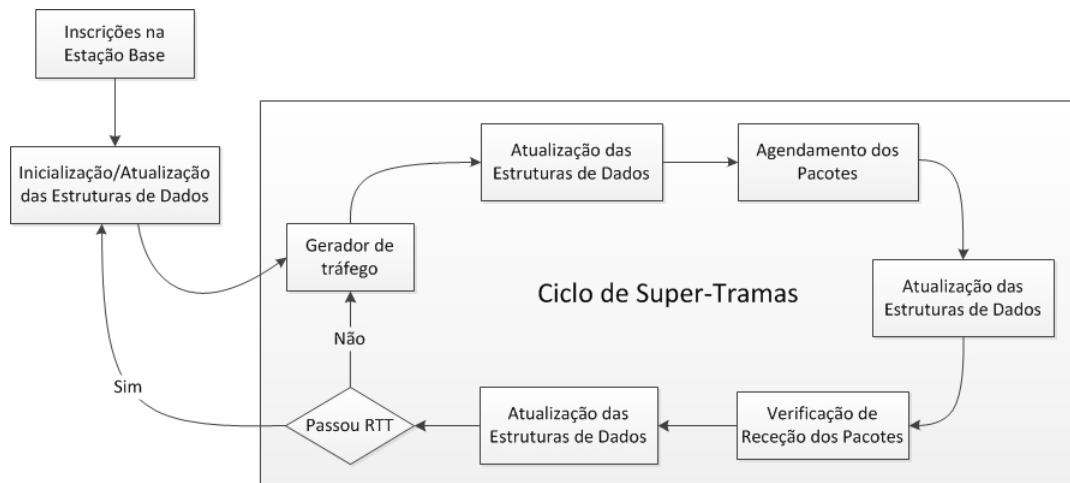


Figura 4.7: Método de Divisão e Ordem de Agendamento dos Grupos.

(A) Inscrições na BS

Os utilizadores, antes de poderem fazer pedidos de transferência de dados, têm de estar previamente inscritos numa base de dados existente no satélite (BS). A BS apenas aceita pedidos de transferência de dados que venham de utilizadores inscritos,

ignorando todos os outros. Neste simulador foi definido que o número de utilizadores inscritos não varia ao longo das super-tramas e, como tal, findado este processo de inscrição mais nenhum utilizador se poderá inscrever.

(B) Inicialização e Atualização das Estruturas de Dados

O processo de inicialização das estruturas de dados dos utilizadores inscritos na BS e a estrutura de dados da primeira super-trama só ocorre uma vez, logo após as inscrições na BS terminarem. Neste caso, todos os parâmetros das estruturas estão vazios e sem qualquer informação pois ainda não foi iniciado o ciclo de super-tramas.

Em cada super-trama, os pacotes enviados para o satélite são agendados e são confirmadas as suas receções no satélite; como tal, as estruturas são atualizadas sempre que termina uma destas operações.

Durante a fase de agendamento, a informação guardada na estrutura de dados dos utilizadores, referente ao número de cópias já agendado por pacote, é atualizada. As informações relativas ao E_b/N_0 da transmissão e do número de cópias que o pacote irá enviar na sua transmissão atual são armazenadas logo após o agendamento ser feito e mesmo antes da transmissão ser feita e testada; No fim de cada transmissão, a informação relativa ao sucesso ou insucesso da mesma é atualizada. Caso tenha sido bem recebido, o pacote é terminado e é referenciado como bem sucedido, sendo em simultâneo, atualizada a estrutura de super-tramas, incrementando o número de utilizadores que conseguiram enviar com sucesso a sua mensagem. Caso o pacote tenha sido recebido com erros, o número de tentativas de transmissão do mesmo é incrementado e, caso o número máximo de tentativas de transmissão tenha sido atingido, o pacote é marcado como falhado e não é transmitido de novo. A estrutura de dados de super-tramas é atualizada tanto no início como no fim de cada super-trama. No início, as *slots* são preenchidas com os identificadores dos pacotes dos utilizadores agendados e com o E_b/N_0 escolhido no processo de otimização referido na subsecção 3.5. No fim da super-trama, é contabilizado o número de pacotes que chegaram com sucesso ao satélite.

(C) Gerador de Tráfego

A simulação dos pedidos de envio de pacotes dos utilizadores, é feita a partir de um gerador de tráfego de *Poisson*. Este gerador é acionado no início de cada super-trama, para cada um dos utilizadores inscritos na BS. Cada valor gerado por ele, corresponde ao *slot* de tempo em que o utilizador vai enviar um pacote. Este valor é comparado com os identificadores dos *slots* de tempo que formam a super-trama seguinte. Caso o número gerado esteja compreendido entre os identificadores do primeiro e do último *slot* da próxima super-trama, um novo número é gerado e somado ao anterior. A comparação é feita novamente e este processo é repetido até que o número seja superior ao identificador da última *slot* da super-trama, guardando o

valor do próximo *slot* de tempo em que o utilizador pretende enviar, na sua tabela *Pacotes* da estrutura *Utilizadores*.

(D) Algoritmo de Agendamento

Após a geração de tráfego na super-trama, o processo de agendamento é iniciado. Este processo consiste na colocação dos diversos pacotes dos vários utilizadores que pretendem transmitir em *slots* de tempo da super-trama. Caso não haja espaço na super-trama para agendar a totalidade destes pacotes, é feita uma escolha de quais os que vão ser transmitidos nesta super-trama e quais ficaram em lista de espera, para serem enviados numa super-trama futura. A lista de espera é dinâmica e é sempre ordenada pelo critério de prioridades referido na subsecção 4.2.1.

Caso as cópias de todos os pacotes no vetor de agendamento seja superior ao número de *slots* na super-trama, alguns deles ficam em espera para a super-trama seguinte. Sendo assim, é no fim desta decisão e deste agendamento que uma lista de pacotes é preenchida e guardada para a super-trama seguinte.

(E) Verificação de receção de pacotes

No fim de agendados, os pacotes são enviados para o satélite nos *slots* de tempo em que foram colocados. Num sistema real, o satélite, no fim de metade de um RTT, verifica se os pacotes foram recebidos com sucesso. No simulador desenvolvido nesta dissertação, a verificação é efetuada no final da super-trama onde os pacotes foram agendados. Caso a receção tenha sido bem sucedida, a tabela referente a esse utilizador é atualizada e a transmissão deste pacote é terminada. Caso exista um erro, a tabela é atualizada sendo colocada a informação de que uma transmissão já ocorreu e é necessária nova retransmissão. De modo a simular o tempo que leva o pacote a ser transmitido para o satélite, ser verificada a existência de erros e voltar a confirmação para o utilizador, que ocorre num sistema real, o pacote com erro só volta a ser retransmitido após o tempo de RTT especificado no simulador, que corresponde ao RTT máximo de todos os TMs inscritos na BS.

4.4 Resultados Experimentais

A partir do simulador desenvolvido obteve-se um conjunto de dados que permite concluir sobre a capacidade do protocolo S-NDMA. Foram desenvolvidos testes ao desempenho do sistema; para situações de saturação foram medidos o débito e a energia média dispendida nas transmissões, de modo a aferir a capacidade do canal. Para situações sem saturação foram medidos os tempos de atraso, a energia e o débito. De modo a simular a justiça nas transmissões, quando existem requisitos de QoS, teria sido possível comparar os tempos de atraso entre os utilizadores que apresentam maior e menor prioridade.

O simulador realiza a abordagem proposta acima, com a regulação dinâmica de E_b/N_0 e de agrupamento de pacotes. Para realizar a validação do simulador desenvolvido, foi

considerado um cenário onde o número máximo de retransmissões por pacote é 3. Em todos os cenários simulados, foi considerado tráfego de dados com vídeo e com requisitos de QoS, em que se define um $PER_{max} \leq 1\%$ e tempo de atraso máximo (D_{max}) $\leq 100ms$. O valor mínimo de E_b/N_0 considerado no algoritmo para a transmissão dos pacotes foi de -3 dB e o máximo foi 12 dB. A capacidade de recepção multi-pacote(MPR) foi limitada a um valor máximo de $P + \zeta_R$, com $\zeta_R \leq 6$. Neste simulador foi considerado um número máximo de 5 utilizadores a transmitir em simultâneo.

I Sistema em Saturação

De modo a determinar a capacidade do canal, foi medido o débito da rede, para valores diferentes de utilizadores a transmitir, quando todos os utilizadores têm sempre pacotes para transmitir. Neste cenário, a carga na rede é de 100% (todos os *slots* estão ocupados), mas o débito útil é inferior devido a erros na recepção dos pacotes. Como se pode verificar na Figura 4.8, à medida que o número de utilizadores aumenta o débito na rede diminui ligeiramente. Este facto deve-se ao ajuste do valor de E_b/N_0 para cada valor de utilizadores a transmitir. Este valor de E_b/N_0 é dinâmico e é regulado a partir da Tabela 3.2. Excepcionalmente, quando apenas se tem um utilizador a transmitir, a capacidade do canal é de aproximadamente 74% . Este valor máximo de carga, para um utilizador, é semelhante ao obtido no gráfico 3.5 do Capítulo 3. A explicação do seu baixo valor, comparativamente com os outros, deve-se ao facto de se ter limitado o E_b/N_0 a um máximo de 12 dB. Pode-se concluir que mantendo praticamente o mesmo débito, o consumo de energia é muito inferior devido ao facto de o E_b/N_0 ser dinâmico e, à medida que o número de utilizadores aumenta, o E_b/N_0 usado ser menor.

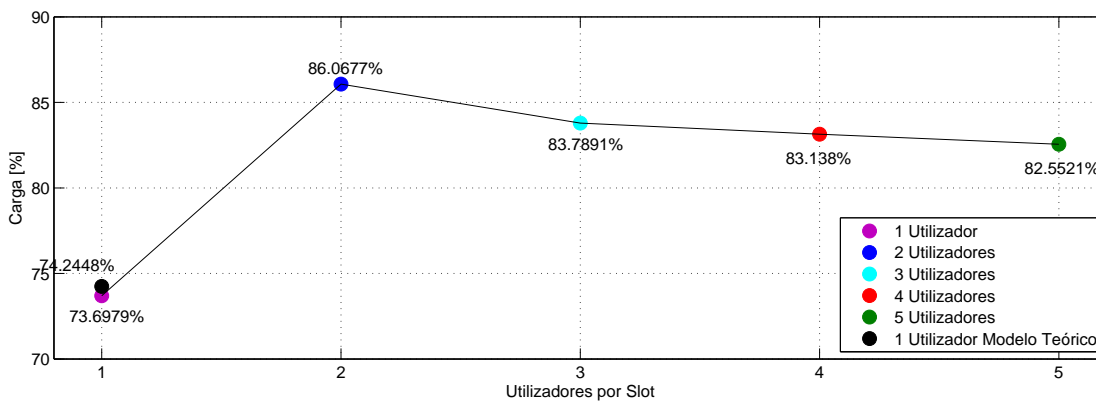


Figura 4.8: Capacidade do canal para valores de utilizadores a transmitir, entre um e cinco.

Através da Figura 4.9 comprova-se o que foi dito no ponto anterior, ou seja, quanto

maior o número de utilizadores a transmitir, melhor o desempenho energético do sistema em saturação, pois à medida que se aumenta o número de utilizadores pode-se diminuir a potência de transmissão, levando a uma menor EPUP dispendida nas transmissões. Nesta figura, a EPUP medida é referente a um sistema em saturação. Para um utilizador, o EPUP não é comparável porque o débito máximo está limitado. Para um valor de E_b/N_0 que tornasse o débito comparável, o valor de EPUP seria superior ao representado para 2 utilizadores. Desta forma, o gráfico de EPUP não inclui os resultados para 1 utilizador.

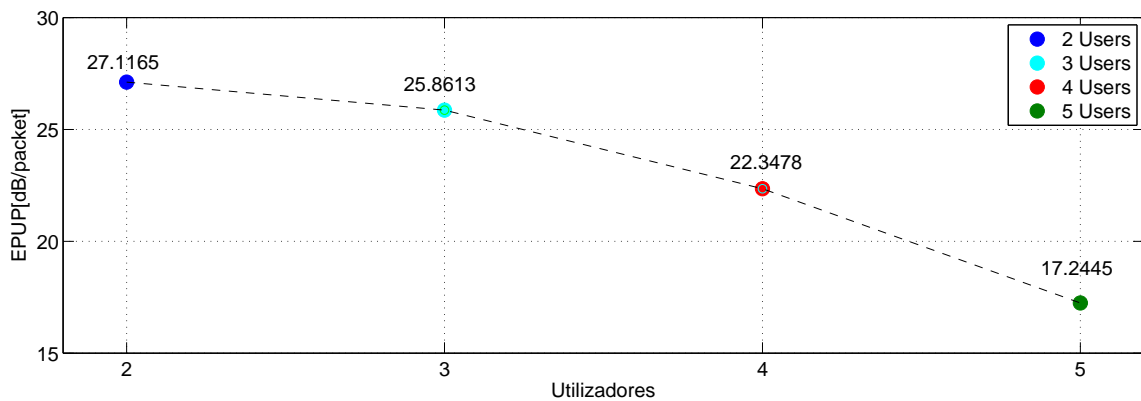


Figura 4.9: EPUP em saturação para valores de utilizadores a transmitir, entre dois e cinco.

II Sistema sem Saturação

O Gráfico 4.10 mostra a variação da EPUP com a variação da carga induzida no sistema, para diferentes valores de utilizadores. Neste cenário, o canal não se encontra saturado e verifica-se que à medida que a carga no sistema aumenta a EPUP também aumenta.

Fazendo a comparação das EPUPs para diferentes números de transmissores, pode-se concluir que para valores baixos de carga, a energia média gasta é semelhante. Observando a Figura 4.11 e a Tabela 3.2, verifica-se que para valores baixos de carga os valores de E_b/N_0 utilizados para transmitir os pacotes não são muito diferentes. Estas diferenças no E_b/N_0 não influenciam grandemente a EPUP pois o número de cópias por pacote também varia, levando a uma EPUP semelhante nos diferentes valores de utilizadores a transmitir. Para valores elevados de carga o cenário com menos utilizadores (3) é o que apresenta piores resultados energéticos devido ao aumento do valor de E_b/N_0 necessário para responder ao aumento da carga.

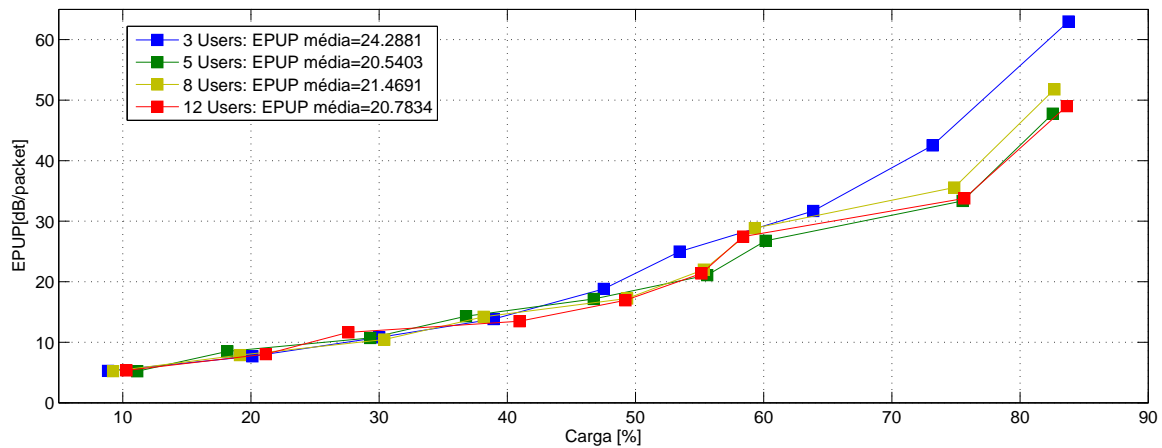


Figura 4.10: Variação da EPUP com a variação da carga induzida no sistema, para diferentes valores de utilizadores.

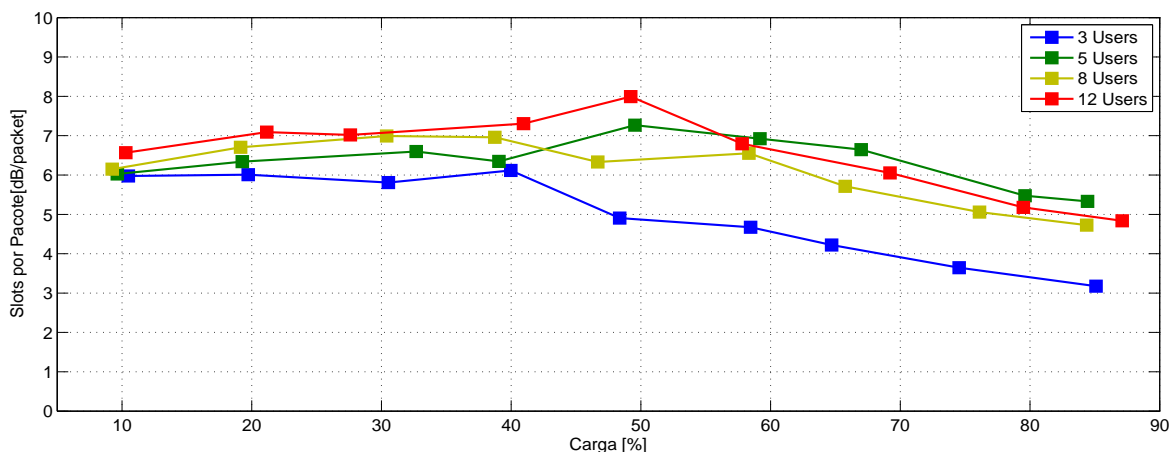


Figura 4.11: Variação da média de *slots* utilizadas por cada pacote consoante a carga induzida no sistema, para diferentes valores de utilizadores.

Como foi referido na Secção 3.5, o melhor cenário de funcionamento ocorre quando se coloca o maior número de utilizadores a transmitir em simultâneo. Caso o número de utilizadores total exceda este valor máximo é necessário efetuar agrupamentos, conforme foi especificado nesta secção. Os resultados obtidos na Figura 4.10 comprovam que quando se tem cinco utilizadores a transmitir a *EPUP* média é menor que nos outros casos em que se têm de fazer agrupamentos com menos utilizadores a transmitir do que cinco. Na Figura 4.12 é possível verificar que no cenário para 3 utilizadores, o número médio de utilizadores por *slot* é muito inferior ao restante conjunto de cenários. Este número médio está longe do valor ótimo de utilizadores

a transmitir em simultâneo, levando a um aumento da *EPUP*, relativamente aos outros cenários.

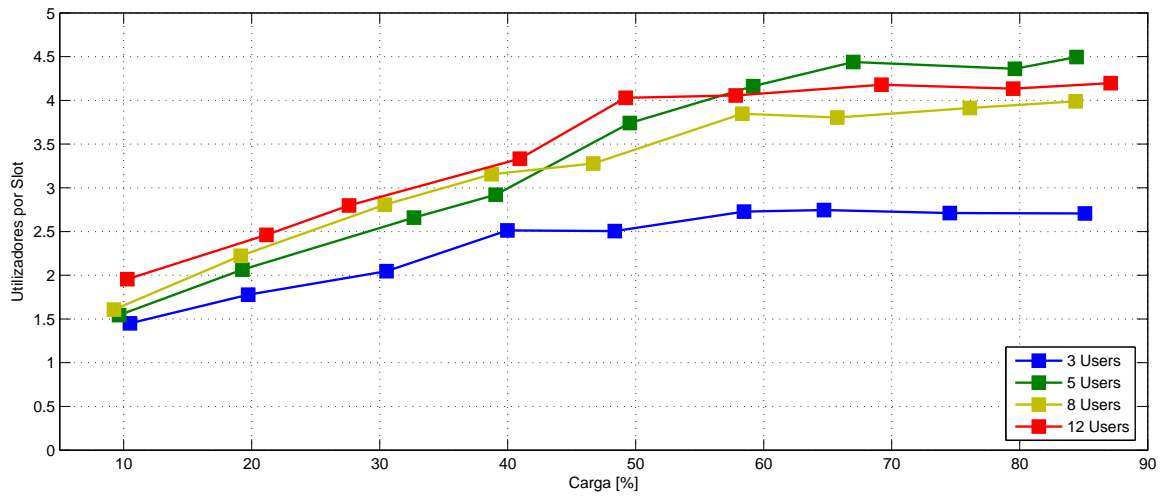


Figura 4.12: Variação da média de utilizadores agendados em cada *slot* consoante a carga induzida no sistema, para diferentes valores de utilizadores.

Na Figura 4.13 pode-se verificar que para valores baixos de carga, o atraso não difere muito entre os diferentes casos com valores diferentes de utilizadores e sofre poucas alterações com a subida da carga. A partir dos 40% de carga as variações nos valores de atraso tornam-se praticamente aleatórias, devido aos ajustes nas potências de transmissão para poupar energia.

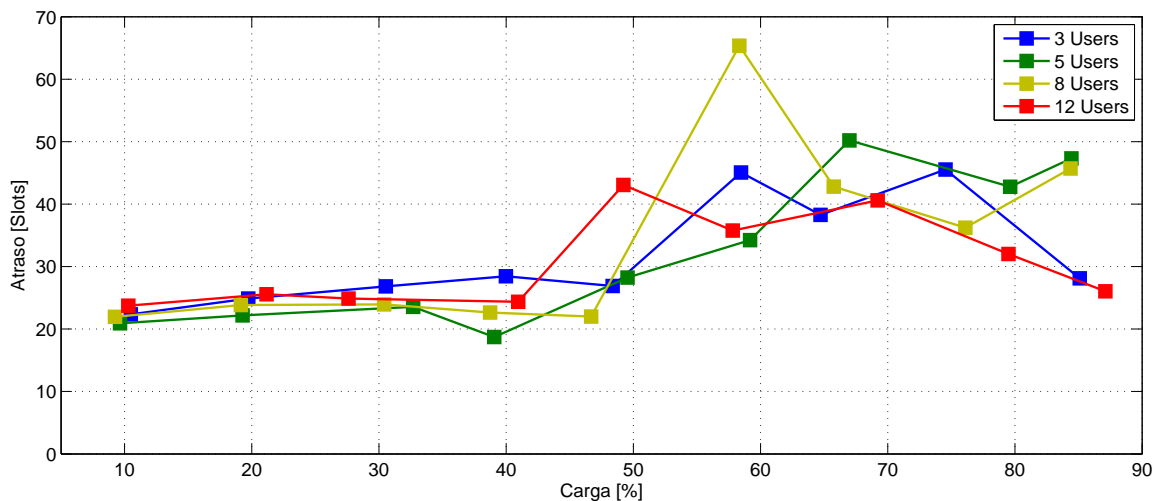


Figura 4.13: Tempo de atraso com a variação da carga induzida no sistema, para diferentes valores de utilizadores.

Capítulo 5

Conclusões

Esta dissertação descreveu um novo protocolo NDMA, S-NDMA, que pode ser visto como um protocolo H-NDMA especialmente projetado para permitir garantias de QoS para cenários com elevado RTT, como é o caso das redes por satélite. Propusemos um modelo analítico para o débito na rede, o consumo de energia e o atraso do pacote para S-NDMA. Foi também proposto um método para configurar S-NDMA de forma a oferecer determinados nível de QoS. O desempenho do S-NDMA foi comparado com o H-NDMA, mostrando que uma configuração apropriada do sistema S-NDMA permite satisfazer todos os requisitos de QoS de tráfego de tempo real com vídeo apenas com uma ligeira degradação na eficiência energética relativamente ao H-NDMA.

A otimização proposta relativamente ao dinamismo na potência de transmissão dos dados foi um sucesso, diminuindo o consumo energético, garantindo os requisitos de QoS e o tempo de atraso máximo requerido.

Como tal, o S-NDMA pode ser uma boa opção para a transmissão de dados com requisitos de QoS de tempo real em redes híbridas satélite-telemóvel, melhorando a experiência de utilização dos utilizadores com terminais móveis de baixo custo nas redes de satélites.

No decorrer desta dissertação foi desenvolvido um simulador que realiza o protocolo S-NDMA. O relatório apresentado ilustra apenas parte das funcionalidades desenvolvidas, omitindo o desempenho de algumas funcionalidades realizadas (e.g. separação de tráfego por classes, utilização de geradores de tráfego genéricos, etc.).

Desta forma, este trabalho constitui uma boa base de partida para futuros trabalhos de desenvolvimento de funcionalidade para o protocolo S-NDMA.

Bibliografia

- [1] F. Ganhão, M. Pereira, L. Bernardo, R. Dinis, R. Oliveira, and P. Pinto. Performance of hybrid arq for network diversity multiple access schemes. In *Computer Communications and Networks (ICCCN), 2011 Proceedings of 20th International Conference on*, pages 1 –6, 31 2011-Agosto 4 2011.
- [2] F. Ganhão, L. Bernardo, R. Dinis, G. Barros, E. Santos, A. Furtado, R. Oliveira, and P. Pinto. Energy-efficient qos provisioning in demand assigned satellite ndma schemes. In *Computer Communications and Networks (ICCCN), 2012 21st International Conference on*, pages 1–8, Julho 30 2012-Agosto 2 2012 2012.
- [3] N.C. Beaulieu. Introduction to "linear diversity combining techniques". *Proceedings of the IEEE*, 91(2):328 –330, Fevereiro 2003.
- [4] D.G. Brennan. On the maximal signal-to-noise ratio realizable from several noisy signals. 43(1):1530, 1955.
- [5] Tse David and Viswanath Pramod. *Fundamentals of Wireless Communication*. Cambridge University Press, Junho 2005. URL <http://www.amazon.com/exec/obidos/redirect?tag=citeulike07-20&path=ASIN/0521845270>.
- [6] Sharony Jacob. Introduction to wireless mimo - theory and applications. *CEWIT*, 2006.
- [7] E. Dahlman, S. Parkvall, and J. Skold. 4G LTE/LTE-Advanced for mobile broadband. *Academic Press*, 2006.
- [8] E. Cianca, S. De Fina, M. Ruggieri, and R. Prasad. On the satellite diversity in cdma based mobile satellite systems. In *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2000. PIMRC 2000. The 11th IEEE International Symposium on*, volume 2, pages 1080 –1084 vol.2, 2000.

- [9] E. Matricciani. Orbital diversity in resource-shared satellite communication systems above 10 ghz. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 5(4):714 – 723, Maio 1987.
- [10] IEEE. 802.11b-2007 IEEE Standard for Information Technology Telecommunications and Information Exchange Between Systems-Local and Metropolitan Area Networks-Specific Requirements - Part 11: Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(HY) Specifications. Junho 2007. URL <http://www.ieee802.org/11/>.
- [11] T.S Rappaport. Prentice hall communications engineering and emerging technologies series. *Wireless communications: principles and practice*, 2002. URL <http://http://books.google.pt/books?id=TbgQAQAAMAAJ>.
- [12] A.J et al. Viterbi. *CDMA: Principles of spread spectrum communication*, volume 3. Addison-Wesley Norwell, MA, 1995.
- [13] J.S Lee and L.E Miller. *CDMA systems engineering handbook*, volume 50. Artech House London, 1998.
- [14] M.K. Tsatsanis, Ruifeng Zhang, and S. Banerjee. Network-assisted diversity for random access wireless networks. *Signal Processing, IEEE Transactions on*, 48(3):702 –711, Março 2000.
- [15] Shu Lin and Daniel J. Costello. *Error Control Coding*. Prentice-Hall Englewood Cliffs, NJ, 1983.
- [16] Shu Lin, D. Costello, and M. Miller. Automatic-repeat-request error-control schemes. *Communications Magazine, IEEE*, 22(12), Dezembro 1984. Referido nas páginas 22,23,27 e 29.
- [17] Jr. Costello, D.J., J. Hagenauer, H. Imai, and S.B. Wicker. Applications of error-control coding. *Information Theory, IEEE Transactions on*, 44(6):2531 –2560, Outubro 1998.
- [18] H.O. Burton and D.D. Sullivan. Errors and error control. *Proceedings of the IEEE*, 60(11):1293 – 1301, Novembro 1972.
- [19] M. Miller and Shu Lin. The analysis of some selective-repeat arq schemes with finite receiver buffer. *Communications, IEEE Transactions on*, 29(9):1307 – 1315, Setembro 1981.
- [20] P. Yu and Shu Lin. An efficient selective-repeat arq scheme for satellite channels and its throughput analysis. *Communications, IEEE Transactions on*, 29(3):353 – 363, Março 1981.
- [21] J.M. Wozencraft and M. Horstein. Digitalised communication over two-way channels. In *Proceedings of Fourth London Symposium Information Theory*, page 27, 1960.

- [22] S.B. Wicker. Reed-solomon error control coding for rayleigh fading channels with feedback. *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, 41(2):124 –133, Maio 1992.
- [23] H. Yamamoto and K. Itoh. Viterbi decoding algorithm for convolutional codes with repeat request. *Information Theory, IEEE Transactions on*, 26(5):540 – 547, Setembro 1980.
- [24] A. Drukarev and Jr. Costello, D. Hybrid arq error control using sequential decoding. *Information Theory, IEEE Transactions on*, 29(4):521 – 535, Julho 1983.
- [25] D. Mandelbaum. An adaptive-feedback coding scheme using incremental redundancy (corresp.). *Information Theory, IEEE Transactions on*, 20(3):388 – 389, Maio 1974.
- [26] P. Sindhu. Retransmission error control with memory. *Communications, IEEE Transactions on*, 25(5):473 – 479, Maio 1977.
- [27] Shu Lin and P. Yu. A hybrid arq scheme with parity retransmission for error control of satellite channels. *Communications, IEEE Transactions on*, 30(7):1701 – 1719, Julho 1982.
- [28] D. Chase. Code combining—a maximum-likelihood decoding approach for combining an arbitrary number of noisy packets. *Communications, IEEE Transactions on*, 33(5):385 – 393, Maio 1985.
- [29] J. Hagenauer. Rate-compatible punctured convolutional codes (rcpc codes) and their applications. *Communications, IEEE Transactions on*, 36(4):389 –400, Abril 1988.
- [30] A. Gusmao, R. Dinis, and N. Esteves. Adaptive harq schemes using punctured rs codes for atm-compatible broadband wireless communications. In *Vehicular Technology Conference, 1999. VTC 1999 - Fall. IEEE VTS 50th*, volume 5, pages 2530 –2535 vol.5, 1999.
- [31] G. Benelli. An arq scheme with memory and soft error detectors. *Communications, IEEE Transactions on*, 33(3):285 – 288, Março 1985.
- [32] A. Datta, A. Celik, D.E. VanderMeer, and V. Kumar. Broadcast Protocols to Support Efficient Retrieval from Databases by Mobile Users. *ACM Transactions on Database Systems*, 24(1):1 –79, Março 1999.
- [33] T. Imielinski, S. Viswanathan, and B.R. Badrinath. Data on Air: Organization and Access. *IEEE Transactions on Knowledge and Data Engineering*, 9(3):353 –372, Maio/-Junho 1997.
- [34] J.W. Wong. Broadcast Delivery. *Proceedings of the IEEE*, 76(12):1566 –1577, Dezembro 1988.

- [35] Chi Jiun Su and L. Tassiulas. Broadcast scheduling for information distribution. In *INFOCOM '97. Sixteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE*, volume 1, pages 109–117 vol.1, Abril 1997.
- [36] S. Hameed and N. Vaidya. Efficient Algorithms for Scheduling Data Broadcast. *ACM/Baltzer Wireless Networks (WINET)*, pages 183–193, Maio 1999.
- [37] D. Aksoy and M. Franklin. $R \times W$: A Scheduling Approach for Large-Scale On-Demand Data Broadcast. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 7(6):846–860, Dezembro 1999.
- [38] S. Acharya and S. Muthukrishnan. Scheduling On-Demand Broadcasts: New Metrics and Algorithms. In *ACM MobiCom'98*, pages 43–54, Outubro 1998.
- [39] A.A. Bertossi, M.C. Pinotti, S. Ramaprasad, R. Rizzi, and M.V.S. Shashanka. Optimal multi-channel Data Allocation with Flat Broadcast Per Channel. In *Proceedings of IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium, 2004*, Abril 2004.
- [40] S.E. Czerwinski, B.Y. Zhao, T.D. Hodes, A.D. Joseph, and R.H. Katz. An Architecture for a Secure Service Discovery. In *Proc. 5th International Conference Mobile Computing (Mobicom)*, pages 24–35, Agosto 1999.
- [41] N. Anastacio, F. Merca, O. Cabral, and F.J. Velez. Qos metrics for cross-layer design and network planning for b3g systems. In *Wireless Communication Systems, 2006. ISWCS '06. 3rd International Symposium on*, pages 592–596, Setembro 2006.
- [42] F. Ganhão, R. Dinis, L. Bernardo, P. Carvalho, R. Oliveira, and P. Pinto. Analytical performance evaluation of sc-fde modulations with packet combining and multipacket detection schemes. In *Vehicular Technology Conference (VTC Spring), 2011 IEEE 73rd*, pages 1–5, Maio 2011.
- [43] Shuguang Cui, A.J. Goldsmith, and A. Bahai. Energy-constrained modulation optimization for coded systems. In *Global Telecommunications Conference, 2003. GLOBECOM '03. IEEE*, volume 1, pages 372–376 Vol.1, Dezembro 2003.
- [44] R. Dinis, P. Carvalho, L. Bernardo, R. Oliveira, M. Serrazina, and P. Pinto. Frequency-domain multipacket detection: A high throughput technique for sc-fde systems. In *Global Telecommunications Conference, 2007. GLOBECOM '07. IEEE*, pages 4619–4624, Novembro 2007.