



UNIVERSIDADE
ESTADUAL DE LONDRINA

FÁBIO ENGEL DE CAMARGO

**ALOCAÇÃO DE RECURSOS EM SISTEMAS DS/CDMA E
REDES DE SENSORES:
EQUILÍBRIO DE POTÊNCIAS, SELEÇÃO DE RELAYS,
TEMPO DE VIDA E EFICIÊNCIA ENERGÉTICA**

FÁBIO ENGEL DE CAMARGO

**ALOCAÇÃO DE RECURSOS EM SISTEMAS DS/CDMA E
REDES DE SENSORES:
EQUILÍBRIO DE POTÊNCIAS, SELEÇÃO DE RELAYS,
TEMPO DE VIDA E EFICIÊNCIA ENERGÉTICA**

Dissertação apresentada ao programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação, Departamento de Computação da Universidade Estadual de Londrina, para a obtenção do título de Mestre em Ciência da Computação.

Orientador: Prof. Dr. Taufik Abrão

Londrina
2013

**Catálogo elaborado pela Divisão de Processos Técnicos da Biblioteca Central da
Universidade Estadual de Londrina**

Dados Internacionais de Catalogação-na-Publicação (CIP)

C172a Camargo, Fábio Engel de.

Alocação de Recursos em Sistemas DS/CDMA e Redes de Sensores: Equilíbrio de Potências, Seleção de Relays, Tempo de Vida e Eficiência Energética/ Fábio Engel de Camargo. – Londrina, 2013.
78f. : il.

Orientador: Taufik Abrão.

Dissertação (Mestrado em Ciência da Computação) – Universidade Estadual de Londrina, Centro de Ciências Exatas, Programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação, 2013.
Inclui bibliografia.

1. Sistemas de comunicação sem fio - Teses. 2. Redes de sensores sem fio - Teses. 3. Circuitos de interfaces - Conservação de energia - Teses. 4. Algoritmos genéticos - Teses. I. Abrão, Taufik. II. Universidade Estadual de Londrina. Centro de Ciências Exatas. Programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação. III. Título.

CDU 519.68.04

FÁBIO ENGEL DE CAMARGO

**ALOCAÇÃO DE RECURSOS EM SISTEMAS DS/CDMA E REDES DE
SENSORES:**

**EQUILÍBRIO DE POTÊNCIAS, SELEÇÃO DE RELAYS, TEMPO DE
VIDA E EFICIÊNCIA ENERGÉTICA**

Dissertação apresentada ao programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação, Departamento de Computação da Universidade Estadual de Londrina, para a obtenção do título de Mestre em Ciência da Computação.

BANCA EXAMINADORA

Prof. Dr. Taufik Abrão
UEL – Londrina - PR
Orientador

Prof. Dr. Bruno Bogaz Zarpelão
UEL – Londrina - PR
Membro titular

Prof. Dr. Fernando Ciriaco Dias Neto
UEL – Londrina - PR
Membro titular

Dr. Glauber Gomes de Oliveira Brante
UTFPR – Curitiba PR
Membro titular

Londrina, 22 de Abril de 2013

Dedico este trabalho aos meus pais, Valdemir e Célia, e a toda minha família.

AGRADECIMENTOS

Agradeço aos meus pais por todo apoio, dedicação, carinho e compreensão em todos os momentos.

Agradeço à Universidade Estadual de Londrina por permitir que eu me qualificasse em uma importante instituição pública de ensino.

Agradeço aos docentes do Departamento de Computação pelo incentivo e ensino prestados durante minha formação.

Agradeço à CAPES (Coordenação de Aperfeiçoamento Pessoal de Nível Superior) pelo apoio financeiro.

Agradeço ao prof. Taufik, pelo exemplo de profissionalismo, dedicação e auxílio durante todo o trabalho.

Agradeço aos amigos do mestrado na UEL: Alex, Álvaro, André, Alysson, Gilson, Humberto, José Carlos, Lucas, Matheus, Nathalia, Rafael, Raul, Reginaldo, Reinaldo, Yuri e Zacaron.

Por fim, agradeço aos meus familiares e aos demais amigos que de uma forma ou de outra contribuíram com a realização deste trabalho.

Aquilo que não desejas para ti, também não o faças às outras pessoas.

Confúcio

CAMARGO, Fábio Engel de. **Alocação de recursos em sistemas DS/CDMA e redes de sensores:** equilíbrio de potências, seleção de relays, tempo de vida e eficiência energética. 2013. Dissertação (Mestrado em Ciência da Computação) – Universidade Estadual de Londrina, Londrina, 2013.

RESUMO

O caráter de energia finita das baterias presentes nos dispositivos portáteis de comunicação sem fio é um fato motivador para o desenvolvimento de tecnologias que objetivam utilizar de modo eficiente o recurso energético. Ao mesmo tempo, questões como a exigência de altas taxas de transmissão, menor latência e maior cobertura dos serviços, i.e., aspectos de QoS, são de fundamental importância quando se tenta reduzir o consumo de energia. Portanto, o uso de técnicas ou mecanismos que equilibram estes aspectos são de profundo interesse na área de telecomunicações. Este trabalho de dissertação de mestrado tem como meta analisar diferentes aspectos de sistemas de comunicação sem fio sob o ponto de vista da eficiência energética. São abordados e aplicados conceitos relativos ao controle de potência, posicionamento otimizado de nós *relays* em redes de comunicação por sensores (WSN – *wireless sensor networks*), região de cooperação, bem como a aplicabilidade de técnicas de processamento digital de sinais na implementação de algoritmos capazes de incrementar o tempo de vida de uma rede de comunicação sem fio.

Palavras-Chaves: Alocação de recursos. Algoritmos de controle de potência. interferência de múltiplo acesso. Eficiência energética. Tempo de vida em redes. Rede de sensores sem fio. Posicionamento de *relays*. Algoritmo de Verhulst.

CAMARGO, Fábio Engel de. **Resource Allocation Systems DS/CDMA and Sensor Networks**: balance of powers, selection of relays, long life and energy efficiency. 2013. Dissertation (Master's degree in Computer Science) – Universidade Estadual de Londrina, Londrina, 2013.

ABSTRACT

The battery capacity present in portable devices in wireless communication is a fact motivator for the development of technologies that aim to make efficient use of the energy resource. At the same time, issues such as the need for higher data rates, lower latency and greater coverage of services, i.e., QoS aspects, are essential when trying to reduce energy consumption. Therefore, the use of techniques or mechanisms that balance these aspects are of deep interest in telecommunication. This dissertation aims to analyze different aspects of wireless communication systems from the point of view of energy efficiency. In this way, concepts related to power control, optimized positioning of relays nodes in wireless sensor networks, cooperation region, as well as the applicability of techniques of digital signal processing to implement algorithms capable of increasing the lifetime of a wireless communication network are discussed and applied .

Keywords: Resource allocation. Power control algorithm. Multiple access interference. Energy efficiency. Network lifetime. Wireless sensor networks. Relay placement. Verhulst algorithm.

LISTA DE ILUSTRAÇÕES

Figura 2.1 – NMSE para PCA de Verhulst: a) em função do número de usuários e do número de iterações; b) número fixo de iterações, $k = \mathcal{I} = 70$	29
Figura 2.2 – Operações de ponto flutuante	30
Figura 2.3 – Ciclos realizados em função do número de usuários	31
Figura 2.4 – Tempo de execução dos PCAs em função do número de usuários. Limites de atualização do controle de potência no padrões CDMA 2G e 3G.	32
Figura 3.1 – Conservação de Energia	34
Figura 3.2 – Topologia de Comunicação Cooperativa.	37
Figura 3.3 – a) Histograma de $ h_n ^2$; b) Função de Distribuição Acumulada de $ h_n ^2$	44
Figura 3.4 – Função de pertinência trapezoidal como medida do grau de pertinência de x	45
Figura 3.5 – a) Grau de pertinência para X_1 ; b) Grau de pertinência para X_2 ; c) Variável de saída Y	47
Figura 3.6 – a) Saída 1: (<i>bom</i> ,0.73); b) Saída 2: (<i>excelente</i> ,0.27; c) Centro de gravidade final	48
Figura 3.7 – Elipses definem os limites para ganho de cooperação energético. As áreas internas às elipses representam $\eta_E^{save} > 0$ para os diferentes fatores de tráfego assimétrico ζ	50
Figura 3.8 – Exemplo de elipse.	51
Figura 3.9 – Ganho de cooperação energético (em %) com $\zeta = 0.1$ e $\zeta = 0.2$ respectivamente.	52
Figura 3.10 – Ganho de cooperação energético (em %) com $\zeta = 0.3$ e $\zeta = 0.4$ respectivamente.	52
Figura 3.11 – Ganho de cooperação energético (em %) com $\zeta = 0.5$ e $\zeta = 0.6$ respectivamente.	52
Figura 3.12 – Ganho de cooperação energético (em %) com $\zeta = 0.7$ e $\zeta = 0.8$ respectivamente.	53
Figura 3.13 – Ganho de cooperação energético (em %) com $\zeta = 0.9$ e $\zeta = 1$ respectivamente.	53
Figura 3.14 – Número de passos em função do número de relays.	58
Figura 3.15 – Exemplos de Cenários com: a) $\zeta = 0.1$; b) $\zeta = 0.5$; c) $\zeta = 0.95$	59
Figura 3.16 – a) Energia por bit em função do número de relays; b) Respectiveos “Tempo de vida da WSN” em função do número de relays. Fator de Tráfego assimétrico $\zeta = 0.95$	60
Figura 3.17 – a) Energia por bit em função do número de relays; b) Respectiveos “Tempo de vida da WSN” em função do número de relays. Fator de Tráfego assimétrico $\zeta = 0.5$	60

Figura 3.18 – a) Energia por bit em função do número de <i>relays</i> ; b) Respectivos “Tempo de vida da WSN” em função do número de <i>relays</i> . Fator de Tráfego assimétrico $\zeta = 0.1$. . .	61
Figura 3.19 – a) Relação Energia por bit em função de ζ ; b) Tempo de vida em função de ζ . Número de <i>relays</i> : $K = 10$	62
Figura 3.20 – 10 Relays distribuídos sobre área de ganho energético por cooperação > 0	63
Figura 3.21 – 10 Relays distribuídos sobre área de ganho energético por cooperação $> 25\%$	64
Figura 3.22 – 10 Relays distribuídos sobre área de ganho energético por cooperação $> 50\%$	65
Figura B.1 – DSP Starter Kit em funcionamento.	74

LISTA DE TABELAS

Tabela 2.1 – Parâmetros de Modelo, Sistema e Canal Utilizados	28
Tabela 2.2 – Complexidade em termos de <i>flops</i>	30
Tabela 2.3 – Equações de Número de Ciclos	31
Tabela 3.1 – Implicações da Lógica Fuzzy: $Y \leftarrow f(h_{n,i} ^2, E_i^{\%})$	44
Tabela 3.2 – Parâmetros da elipse em função de ζ	51
Tabela 3.3 – Número de passos em função do número de relays K	56
Tabela 3.4 – Parâmetros de Simulação	59
Tabela 3.5 – Características dos algoritmos de seleção de <i>relay</i>	63

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

AWGN	Ruído Aditivo Gaussiano Branco – <i>Additive White Gaussian Noise</i>
BS	Estação Base – <i>Base Station</i>
BER	Taxa de Erro de Bit – <i>Bit Error Rate</i>
CCS	<i>Code Composer Studio</i>
CDMA	Acesso Múltiplo por Divisão de Código – <i>Code Division Multiple Access</i>
CoG	Centro de Gravidade – <i>Center of Gravity</i>
DS-CDMA	CDMA por Sequência Direta – <i>Direct Sequence CDMA</i>
DSK	Kit de desenvolvimento DSP – <i>DSP Starter Kit</i>
DF	Decodifica e Transmite – <i>Decode and Forward</i>
DSP	Processador Digital de Sinais – <i>Digital Signal Processor</i>
ECC	Código de Correção de Erro – <i>Error Correction Code</i>
EE	Eficiência Energética – <i>Energy Efficiency</i>
FLOP	Operações de Ponto Flutuante – <i>Floating-Point Operations</i>
GPS	Sistema de Posicionamento Global – <i>Global Positioning System</i>
IS-95	Padrão Interino de 95 – <i>Interim Standard 95</i>
LCG	Gerador Linear Congruente – <i>Linear Congruential Generator</i>
MAI	Interferência de Múltiplo Acesso – <i>Multiple Access Interference</i>
MC-CDMA	CDMA com Múltiplas Portadoras – <i>Multi-Carrier CDMA</i>
MP	Método da Potência – <i>Power Method</i>
MS	Estação Móvel – <i>Mobile Station</i>
NLOS	Sem Linha de Visada – <i>Non-Line-of-Sight</i>
NMSE	Erro Quadrático Médio Normalizado – <i>Normalized Mean Square Error</i>
OFDM	Multiplexação por Divisão Ortogonal de Potência – <i>Orthogonal Frequency Division Multiplexing</i>
PCA	Algoritmo de Controle de Potência – <i>Power Control Algorithm</i>

- QAM** Modulação por Amplitude e Quadratura – *Quadrature Amplitude Modulation*
- QoS** Qualidade de Serviço – *Quality of Service*
- RTDX** Troca de Dados em Tempo Real – *Real-Time Data Exchange*
- RTS** Pronto Para Transmitir – *Ready to Sent*
- SINR** Relação Sinal-Interferência mais Ruído – *Signal to Interference and Noise Ratio*
- SISO** Uma Entrada e Uma Saída – *Single Input Single Output*
- WCDMA** Acesso Múltiplo por Divisão de Código em Banda Larga – *Wideband Code Division Multiple Access*
- WSN** Rede de Sensores Sem Fio – *Wireless Sensor Network*

LISTA DE NOTAÇÕES

k, γ, M	Escalar, caracter em itálico
a	Vetor, caracter minúsculo em negrito
A	Matriz, caracter maiúsculo em negrito
\mathcal{A}	Conjunto, caracter maiúsculo estilizado
a_i	i -ésimo elemento do vetor a ou do conjunto \mathcal{A}

LISTA DE SÍMBOLOS

n	Número de usuários do sistema
P_i	Potência transmissão do i -ésimo usuário CDMA
T	Período de Símbolo
N_0	Densidade Espectral de Potência
σ_i^2	Potência do Ruído AWGN
γ	Relação Sinal-Interferência Mais Ruído (SINR)
γ_i^{th}	SINR de limiar
p	Vetor de potência
\mathbf{p}_o	Potência ótima
ν_{ij}	Processo Gaussiano
g_{ij}	Processo Gaussiano
F	Ganho de Processamento
α	Coefficiente de aceleração para algoritmo de Verhulst
\mathcal{I}_{\max}	Número máximo de iterações para algoritmo Método da Pôtençia
ϵ	Tolerância para convergência para o algoritmo Método da Pôtençia
$\rho(\cdot)$	Módulo do raio espectral
λ_k	Aproximação obtida pelo algoritmo MP do módulo do raio espectral
p_v	Vetor de potência obtido pelo método de verhulst
p_o	Vetor de potência ótimo obtido analiticamente
s	Representação do nó fonte
d	Representação do nó destino
$ h_{i,j} ^2$	Ganho de potência do canal entre i e j
\otimes	Operador matricial ponto-a-ponto de multiplicação
\oslash	Operador matricial ponto-a-ponto de divisão
κ	Constante definida pelo ganho de antena, frequência da portadora e outros parâmetros do sistema
ξ	Componente de <i>pathloss</i>
v	Variável aleatória com distribuição exponencial
\mathcal{S}^{coo}	Eficiência Espectral de Sistema Cooperativo
$\varepsilon_i^{\%}$	Energia residual em percentagem no i -ésimo <i>relay</i>
X_1	Variável de mapeamento da condição de canal (lógica Fuzzy)
X_2	Variável de mapeamento da energia remanescente do <i>relay</i> (lógica Fuzzy)
$\mu(\cdot)$	Grau de pertinência
ζ	Fator de tráfego assimétrico
P_C	Potência consumida pela circuito

P_{\max}	Potência disponível no dispositivo
$ h_{n,i} ^2$	Potência de ganho de canal normalizado para i-ésimo <i>relay</i>
E_B^{coo}	Energia consumida por bit de informação no modo cooperativo
$E_{B,i}^{\text{coo}}$	Energia consumida por bit de informação no modo cooperativo pelo i-ésimo <i>relay</i>
E_B^{dir}	Energia consumida por bit de informação no modo direto
η_E^{save}	Ganho energético por cooperação
K	Número de <i>Relays</i> do sistema
B	Largura de banda
N_0	Ruído PSD
\mathcal{G}	Ganho de codificação
ρ	Taxa de Codificação
P_e	BER Máxima
τ	Tempo de vida da rede
\mathcal{I}	Total de informação recebida
ε_0	Energia inicial do <i>relay</i>
$d_{s,d}$	Distância entre Fonte e Destino
$d_{s,i}$	Distância entre Fonte e i-ésimo <i>relay</i>
$d_{i,d}$	Distância entre i-ésimo <i>relay</i> e destino

SUMÁRIO

1	INTRODUÇÃO	18
1.1	ORGANIZAÇÃO	20
1.2	PUBLICAÇÕES RELACIONADAS	20
2	ALOCAÇÃO DE RECURSOS EM SISTEMAS DE COMUNICAÇÃO	21
2.1	INTRODUÇÃO À ALOCAÇÃO DE POTÊNCIA	21
2.2	MODELO DE SISTEMA	22
2.3	MODELO ANALÍTICO PARA O PROBLEMA DO CONTROLE DE POTÊNCIA	24
2.4	MODELO DE CONTROLE DE POTÊNCIA DE VERHULST	25
2.5	RESULTADOS NUMÉRICOS	27
2.5.1	Parâmetros de Simulação	27
2.5.2	Simulação na Plataforma DSP TMS320C6713	28
2.6	ANÁLISE DE COMPLEXIDADE	29
3	SELEÇÃO DE RELAY	33
3.1	INTRODUÇÃO À REDE DE SENSORES SEM FIO	33
3.2	ABORDAGEM DE CONSERVAÇÃO ENERGÉTICA	35
3.2.1	Ciclo de Trabalho	35
3.2.2	Transmissão de Dados	35
3.2.3	Mobilidade	36
3.3	SELEÇÃO DE <i>Relays</i> EM WSNS	36
3.4	MODELO DE SISTEMA	37
3.4.1	Tempo de Vida de uma WSN	38
3.4.2	Eficiência Energética e Espectral	38
3.4.3	Modelo de Tráfego Assimétrico	39
3.5	ALGORITMOS DE SELEÇÃO DE RELAY	41

3.5.1	<i>Random Relay Selection</i> (R-RS)	42
3.5.2	<i>Maximum Harmonic Mean Relay Selection</i> (MHM-RS)	42
3.5.3	<i>Max-Min Selection Criterion</i> (MM-RS)	42
3.5.4	<i>Fuzzy Logic Relay Selection</i> (FL-RS)	43
3.5.5	Minimum Energy Criterion (MEC)	48
3.6	LOCALIZAÇÕES DE <i>Relays</i> : REGIÕES COOPERATIVAS	49
3.7	ANÁLISE DE COMPLEXIDADE	51
3.8	RESULTADOS NUMÉRICOS	58
4	CONCLUSÃO	66
	REFERÊNCIAS	68
	APÊNDICE A – TEOREMA DE PERRON-FROBENIUS.	72
A.1	AUTOVALORES E AUTOVETORES.	72
A.2	TEOREMA DE PERRON-FROBENIUS.	72
	APÊNDICE B – PLATAFORMAS DE PROCESSAMENTO DIGITAL DE SINAIS	74
	APÊNDICE C – MÉDIAS	76
C.1	MÉDIA ARITMÉTICA.	76
C.2	MÉDIA GEOMÉTRICA	76
C.3	MÉDIA HARMÔNICA	77
C.4	CENTRO DE GRAVIDADE	77

1 INTRODUÇÃO

A rápida expansão dos serviços sem fio, tais como na telefonia móvel e em redes de comunicação de dados, é um indicador sobre a importância conferida à mobilidade e a acessibilidade no cenário das telecomunicações. Estas características inerentes aos sistemas sem fio permitem aos seus dispositivos trafegarem livremente sem perda de conectividade, além do acesso a regiões onde a estrutura cabeada não é uma alternativa viável.

Entretanto, a grande limitação dos dispositivos que provêm estes serviços encontra-se em sua fonte de alimentação energética finita, uma vez que, o avanço tecnológico no sentido de aumentar a capacidade de armazenamento em baterias tem sido muito menor do que o necessário para suportar o rápido aumento da complexidade das funcionalidades desempenhadas pelos modernos sistemas sem fio [1]. Além disso, o aumento do processamento trouxe uma nova gama de serviços, possibilitando aplicações interativas como câmeras digitais, transmissão de áudio e vídeo, uso do sistema de posicionamento global (GPS - *Global Positioning System*), acesso à Internet utilizando navegadores *Web* e outros.

Na maioria dos casos, a interface de rede é a maior consumidora individual de energia dos dispositivos sem fios [2]. Portanto, iniciativas no sentido de economizar energia na comunicação sem fio podem acarretar economia significativa na energia total consumida pelo sistema. Neste contexto, a eficiência energética, isto é, a utilização de mecanismos ou técnicas que possuem como objetivo maximizar a quantidade de informação transmitida por unidade de energia [3], torna-se uma questão crucial. Muitas são as abordagens utilizadas para este fim. Em [4], por exemplo, são sugeridos ajustes em parâmetros da subcamada MAC (*Medium Access Control*), tal como a formulação de um tamanho de *frame* adaptável de modo que o sistema apresente menor consumo energético. Em [5], é estimado um número ótimo de retransmissões por dispositivos igualmente espaçados, situados entre fonte e destino em um sistema *multi-hop*, de modo que a energia utilizada no processo seja mínima e o tempo de vida da rede seja maximizado.

Neste trabalho, utiliza-se inicialmente como abordagem de conservação energética o uso de algoritmos de controle de potência para sistemas CDMA (*Code Division Multiple Access*). O controle de potência consiste na utilização de estratégias ou técnicas que ajustam e administram os níveis de potência utilizados pelos dispositivos móveis para o envio de informações à estação base. O controle de potência pode ser realizado em ambos os sentidos da comunicação (*downlink* ou *uplink*), sempre visando a diminuição do uso do recurso energético.

Devido a mudança de posicionamento do dispositivo móvel e aos efeitos de atenuação sobre o canal de comunicação, o controle de potência precisa ser realizado múltiplas vezes em um curto espaço de tempo. Esta exigência faz com que algoritmos de baixa complexidade sejam preferidos para utilização. Muitos

são os algoritmos encontrados na literatura, neste trabalho são avaliados dois deles. O primeiro é um método analítico o qual determina o nível de potência ótimo para os usuários do sistema, de forma que a soma das potências de transmissão de todos os usuários seja mínima, baseada em um critério de qualidade de serviço mínimo. Entretanto, sua utilização está limitada a um resultado obtido pelo teorema de Perron-Frobenius, apresentado na Seção 2.3. O segundo algoritmo é um algoritmo iterativo, baseado no modelo de Verhulst, o qual obtém um nível de potência muito próximo ao ótimo, a um custo de processamento inferior.

Para que estes algoritmos fossem avaliados, eles foram implementados em plataforma DSP (*Digital Signal Processing*) de ponto flutuante. O modelo utilizado é o TMS320C6713 da Texas Instruments. Por meio da execução dos algoritmos foi possível obter a quantidade de ciclos necessários para sua execução, e conseqüentemente obter uma perspectiva do tempo necessário para execução destes algoritmos em sistemas de comunicação sem fio.

Através da implementação e análise de complexidade, este trabalho expõe o alto custo computacional exigido para execução do modelo Analítico e ao mesmo tempo demonstra a necessidade do uso de métodos alternativos, como o Método de Verhulst, o qual obtém uma solução para o problema muito próxima à ótima, entretanto, exigindo um custo computacional inferior.

A outra abordagem tange a um tipo particular de rede, denominada Rede de Sensores Sem Fio (WSN - *Wireless Sensor Network*). Para reduzir o consumo energético, são construídos *links* mais robustos por meio da utilização de nós retransmissores localizados entre fonte e destino. Assim, utilizando os benefícios da diversidade espacial e da comunicação cooperativa, a quantidade de energia consumida durante o processo de comunicação pode ser minimizada e o tempo de vida da rede estendido.

Para este fim, utiliza-se neste trabalho um cenário de WSN onde o tráfego é considerado assimétrico, ou seja, assume os dois sentidos da comunicação, da fonte para o destino e do destino para a fonte. Ao variar a quantidade de tráfego que segue em cada sentido é demonstrada a importância do posicionamento das unidades retransmissoras, conhecidas como *relays*. Assim como também são determinadas as regiões onde a comunicação cooperativa é vantajosa, por exemplo, regiões de localização dos nós *relays* em que o consumo energético é menor em relação à configuração de rede não-cooperativa para os mesmos parâmetros de QoS.

Além do posicionamento, algoritmos de seleção de *relay* foram avaliados quando a rede apresenta múltiplos candidatos para a tarefa de retransmissão. O mecanismo de seleção de *relay* possui impacto direto sobre o funcionamento da WSN, sendo capaz de relegar um atributo ou propriedade da rede, como por exemplo, priorizar a vazão de dados do sistema ou reduzir a quantidade de energia despendida para transmissão.

Cinco algoritmos de seleção de *relay* para transmissão são avaliados em função da energia utilizada para transmissão e de sua capacidade de expandir o tempo de funcionamento de uma Rede de Sensores Sem Fio, são eles: *Random Relay Selection* [6], *Maximum Harmonic Mean Relay Selection* [7], *Max-Min Selection Criterion* [7], *Fuzzy Logic Relay Selection* [8], e *Minimum Energy Criterion* [9].

1.1 ORGANIZAÇÃO

Este texto está organizado como segue: No capítulo 2, mecanismos de controle de potência em redes de comunicação de múltiplo acesso são analisados. Dois algoritmos de controle de potência para redes CDMA são avaliados em termos de sua complexidade de implementação. O capítulo 3 apresenta o conceito de rede de sensores sem fio (WSN), as possíveis formas de atuação tendo em vista a redução do consumo energético da rede WSN e por fim os conceitos de lógica *fuzzy* são aplicados tendo em vista obter critérios de seleção de *relays* em redes WSN. Finalmente, o capítulo 4 contém as conclusões obtidas neste trabalho.

1.2 PUBLICAÇÕES RELACIONADAS

1. ENGEL, F.; PROENÇA JR., M.L.; ABRÃO, T.; *Alocação de Potência em Redes CDMA: Aspectos de Implementação via Modelos de Verhulst e Perron-Frobenius*. XXX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, 2012, Brasília. (SBrT'12), 2012. v. 1. p. 1-5. (versão resumida).
2. ENGEL, F.; PROENÇA JR., M.L.; ABRÃO, T.; *Alocação de Potência em Redes de Comunicação Móveis de Múltiplo Acesso: Aspectos de Implementação via Modelos de Verhulst e Perron-Frobenius*. Semina: Ciências Exatas e Tecnológicas, Londrina, v. 33, n. 2, p. 175-188, jul./dez. 2012. DOI: 10.5433/1679-0375.2012v33n2p175. (versão estendida)
3. ENGEL, F.; ABRÃO, T.; HANZO, L.; *Relay Selection Methods for Maximizing the Lifetime of Wireless Sensor Networks*. IEEE WCNC 2013, Shanghai, China. p. 1992-1997, abril 2013. (versão resumida).

2 ALOCAÇÃO DE RECURSOS EM SISTEMAS DE COMUNICAÇÃO

A alocação de recursos em sistemas de comunicação sem fio desempenha um papel importante na concepção de um sistema eficiente e confiável. Entretanto, não existe uma abordagem genérica disponível, isto porque, os desafios são inerentes ao ambiente e idiosincrasias de cada sistema. Desta forma, diversas abordagens são aplicadas com o intuito de usar eficientemente recursos escassos tais como o espectro de rádio frequência e o recurso energético presente nos dispositivos móveis.

O principal desafio da alocação de recursos é conciliar o objetivo principal (usar eficientemente o recurso em questão) com outros objetivos secundários que podem ou não se tornar conflitantes. Por exemplo, ao mesmo tempo em que busca-se reduzir a potência de transmissão dos dispositivos móveis, busca-se também maximizar a vazão do sistema (*throughput*) e minimizar a probabilidade de *outage*. Entretanto, a redução da potência transmitida conduz a redução na taxa de dados. Ao mesmo tempo, dispositivos que possuem alto *throughput* ocupam maior parte dos recursos disponíveis do sistema, o que pode eventualmente causar *outage* no sistema.

Para realizar a redução da potência de transmissão, este trabalho investiga dois algoritmos de alocação de potência, os quais visam encontrar o menor valor de potência para cada dispositivo transmissor, respeitando um critério mínimo de qualidade de serviço (QoS - *Quality of Service*). A seguir, o ambiente, os algoritmos e suas respectivas análises serão discutidas.

2.1 INTRODUÇÃO À ALOCAÇÃO DE POTÊNCIA

Neste capítulo são consideradas redes de comunicação de múltiplo acesso limitadas por interferência uniportadoras, i.e., sistemas do tipo DS/CDMA (*Direct Sequence / Code Division Multiple Access*). O CDMA é uma técnica de acesso múltiplo de compartilhamento do espectro de frequências baseada no espalhamento espectral dos sinais, ou seja, é um sistema que permite aos usuários transmitirem informações no mesmo intervalo de tempo e compartilharem simultaneamente o mesmo espectro de frequências. Com a técnica CDMA de espalhamento por sequência direta, a informação no domínio do tempo é multiplicada por uma sequência de espalhamento, conhecida também no receptor, cuja largura de banda é muito maior que aquela da informação. Isto permite ao receptor realizar a detecção com uma determinada imunidade à interferência causada pelos demais usuários ocupando a mesma faixa espectral, obtendo-se simultaneamente segurança/privacidade na transmissão [10].

Ao compartilhar o espectro de frequências no mesmo instante, os usuários do sistema CDMA

são expostos ao problema conhecido como efeito *near-far*. Este efeito ocorre quando usuários transmitem com mesma potência, mas, no entanto, aqueles transmissores localizados próximos à unidade receptora acarretarão níveis de interferência muito mais elevados na recepção em relação àqueles sinais enviados pelos transmissores localizados à distâncias mais longas. Assim, para se ter garantias de que todos os sinais cheguem à unidade receptora com o mesmo nível de potência, os transmissores mais distantes são obrigados a elevar seus níveis de potência, contribuindo para um aumento geral do nível de consumo de potência do sistema. Para contornar este problema, os sistemas e redes CDMA requerem a implementação de um rigoroso controle de potência.

No contexto do link reverso, o objetivo principal do controle de potência consiste em estabelecer níveis de potências, de tal forma que a relação sinal interferência mais ruído (SINR - *Signal-to-Interference plus Noise Ratio*) de cada usuário atinja um limite necessário para um desempenho aceitável. Este limite pode variar, dependendo do nível de desempenho (máxima taxa de erro tolerável) e qualidade de serviço (mínima QoS) requeridos.

Considerando ainda a mobilidade dos usuários e as mudanças de condições do canal, espera-se que o controle de potência seja realizado por diversas vezes a cada período da informação digital¹. Para isto, técnicas de controle de potência eficientes e de baixo custo computacional são necessárias. Neste trabalho, dois modelos de controle de potência foram avaliados através da implementação em plataforma DSP de ponto flutuante. O primeiro deles, baseado em um método analítico, pode ser caracterizado por uma condição imposta pelo teorema de Perron-Frobenius [12, 13]. O segundo, é um algoritmo iterativo, baseado no modelo populacional de Verhulst [14, 15].

2.2 MODELO DE SISTEMA

Para a construção de cenários típicos em redes CDMA, foi considerado um ambiente com n transmissores e n receptores, classificados de $1, \dots, n$, capazes de transmitir níveis de potência diferente de zero, $P_1, \dots, P_n \in [p_{\min}; P_{\max}]$, os quais são consideradas as variáveis do problema de controle de potência; P_{\max} indica o nível máximo de potência que pode operar cada transmissor e P_{\min} o nível mínimo de potência. Cada receptor i recebe o sinal enviado pelo respectivo transmissor i . Entretanto, transmissor e receptor não necessitam ser transmissores e receptores físicos; eles podem, por exemplo, fazer referência ao mesmo receptor físico, no entanto, com diferentes canais em frequência, em tempo, códigos ou feixe em uma antena. Neste trabalho, serão consideradas redes operando com única antena no transmissor e receptor (SISO - *Single-Input Single-Output*), bem como diferentes códigos de espalhamento, cada um identificando um único usuário móvel ativo.

Definindo $|h_{ij}|^2$ como o módulo do ganho de canal entre o j -ésimo transmissor para o i -ésimo receptor, a energia do sinal no i -ésimo receptor é $T|h_{ii}|^2P_i$ e a energia de interferência de múltiplo acesso (MAI - *Multiple Access Interference*) no i -ésimo receptor é definida pelo somatório dos sinais interferentes:

¹No padrão DS/CDMA de segunda geração (*Interin Standard 95 - IS-95*), a taxa de atualização do controle de potência é de 800 vezes/seg [11]. Enquanto que para DS/CDMA 3G, esta taxa é dobrada.

$$T \sum_{k \neq i} |h_{ik}|^2 P_k, \quad (2.1)$$

sendo T o período de símbolo ou quadro no qual estão sendo avaliados os sinais de todos os usuários ativos simultaneamente, ocupando a mesma banda do espectro eletromagnético, \mathcal{W} em [Hz]. Adicionalmente, a potência do ruído AWGN (*Additive White Gaussian Noise*) inerente ao sistema de comunicação é denotada por $\sigma_i^2 = N_0 \mathcal{W}$ [W], sendo N_0 a densidade espectral de potência unilateral de ruído. Isto nos possibilita definir a relação sinal-interferência mais ruído (SINR) para o i -ésimo par receptor/transmissor:

$$\gamma_i = F \frac{|h_{ii}|^2 P_i}{\sigma_i^2 + \sum_{k \neq i} |h_{ik}|^2 P_k}, \quad i = 1, 2, \dots, n, \quad (2.2)$$

sendo $F = T/T_c$ o ganho de processamento e T_c o período de chip do sistema DS/CDMA.

Para uma adequada formulação do problema de otimização de potência, faz-se necessário a definição de uma SINR de limiar, γ_i^{th} , a qual garante a mínima SINR para o estabelecimento da comunicação com a mínima qualidade de serviço (QoS) aceitável, i.e., máxima taxa de erro de bit (ou símbolo, ou ainda quadro) tolerável, entre outros parâmetros que caracterizam a QoS. Sendo assim, a seguinte condição deve ser garantida:

$$\gamma_i = F \frac{|h_{ii}|^2 P_i}{\sigma_i^2 + \sum_{k \neq i} |h_{ik}|^2 P_k} \geq \gamma_i^{th}, \quad i = 1, 2, \dots, n. \quad (2.3)$$

Do ponto de vista da SINR, existem diferentes métricas para a determinação do ponto de operação do sistema. Pode-se determinar a SINR de operação do sistema como sendo aquela que maximiza a eficiência energética (EE - *Energy Efficiency*), a qual geralmente resulta maior que a SINR de limiar, responsável por garantir a mínima QoS, i.e. $\gamma_{EE}^{opt} > \gamma^{th}$. No entanto, está fora do escopo deste trabalho analisar as diferentes métricas para a determinação da SINR ótima. Sendo assim, será adotado uma SINR de limiar típica capaz de garantir a mínima QoS. Para uma discussão apropriada sobre as diferentes métricas na determinação da γ de operação do sistema, recomenda-se [16, 17, 18, 19].

Em particular, para sistemas CDMA com portadora única, o vetor de potência ótimo, que minimiza a soma total de potência transmitida, será aquele o qual tornará as desigualdades na equação (2.3) em igualdades [20]. Esta conclusão é válida também para redes de múltiplo acesso multiportadoras, como por exemplo redes de comunicação baseadas no princípio de multiplexação por divisão de frequência ortogonal (OFDM - *Orthogonal Frequency Division Multiplexing*), combinado ao DS/CDMA, gerando o sistema MC-CDMA [21]. No entanto, por simplicidade de exposição, neste trabalho serão consideradas apenas redes CDMA uniportadoras. Porém, ressalte-se que em ambos os tipos de redes, uni ou multiportadora, o teorema de Perron-Frobenius torna-se de grande importância a fim de comprovar as condições de existência e unicidade da solução ótima para o problema do controle de potência a ser considerado.

2.3 MODELO ANALÍTICO PARA O PROBLEMA DO CONTROLE DE POTÊNCIA

De modo conveniente, podemos adequar as inequações da eq. (2.3) em um formato matricial, a fim de determinar o vetor de potência ótimo de modo analítico. Para isto, defini-se

$$G_{ij} = \begin{cases} \frac{|h_{ij}|^2}{F|h_{ii}|^2} & i \neq j \\ 0 & i = j \end{cases}, \quad q_i = \frac{\sigma_i^2}{F|h_{ii}|^2},$$

e substituindo em (2.3), obtendo

$$\gamma_i^{th}(G_{ij}P_k + q_i) \leq P_i. \quad (2.4)$$

Desta maneira, o problema primordial de alocação de potência pode ser escrito na forma matricial como [22]:

$$\underbrace{\begin{pmatrix} \gamma_1^{th} & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & \gamma_2^{th} & \cdots & 0 \\ & & \ddots & \\ 0 & 0 & & \gamma_n^{th} \end{pmatrix}}_{\Gamma} \left(\underbrace{\begin{pmatrix} 0 & G_{1j} & \cdots & G_{1n} \\ G_{21} & 0 & \cdots & G_{2n} \\ & & \ddots & \\ G_{n1} & G_{nj} & \cdots & 0 \end{pmatrix}}_{\mathbf{G}} \times \underbrace{\begin{pmatrix} P_1 \\ P_2 \\ \vdots \\ P_n \end{pmatrix}}_{\mathbf{p}} \right) + \underbrace{\begin{pmatrix} q_1 \\ q_2 \\ \vdots \\ q_n \end{pmatrix}}_{\mathbf{q}} \leq \underbrace{\begin{pmatrix} P_1 \\ P_2 \\ \vdots \\ P_n \end{pmatrix}}_{\mathbf{p}} \quad (2.5)$$

Portanto,

$$\begin{aligned} \mathbf{\Gamma}(\mathbf{G}\mathbf{p} + \mathbf{q}) &\leq \mathbf{p} \\ \mathbf{\Gamma}\mathbf{G}\mathbf{p} - \mathbf{p} &\leq -\mathbf{\Gamma}\mathbf{q} \quad (-) \\ -\mathbf{\Gamma}\mathbf{G}\mathbf{p} + \mathbf{p} &\geq \mathbf{\Gamma}\mathbf{q} \\ (\mathbf{I} - \mathbf{\Gamma}\mathbf{G})\mathbf{p} &\geq \mathbf{\Gamma}\mathbf{q} \end{aligned} \quad (2.6)$$

Assumindo $\mathbf{A} = \mathbf{\Gamma}\mathbf{G}$ e $\mathbf{\Gamma}\mathbf{q} = \mathbf{b}$, então tem-se

$$(\mathbf{I} - \mathbf{A})\mathbf{p} \geq \mathbf{b}. \quad (2.7)$$

Por definição, o vetor de potência que transforma as n inequações da eq.(2.3) em igualdades também minimiza a soma das potências transmitidas. Com isto é possível calcular a potência ótima:

$$\mathbf{p}_o = (\mathbf{I} - \mathbf{A})^{-1}\mathbf{b}, \quad (2.8)$$

com \mathbf{A} consistindo em uma matriz regular não negativa com a diagonal principal igual a zero. A existência de uma solução positiva \mathbf{p} , para cada \mathbf{b} , estará condicionada ao fato de que todos os elementos da inversa de $(\mathbf{I} - \mathbf{A})$ sejam positivos para todo $\mathbf{A} \geq 0$, i.e.:

$$(\mathbf{I} - \mathbf{A})^{-1} \geq 0. \quad (2.9)$$

Do teorema de Perron-Frobenius (vide Apêndice A), segue que a eq. (2.9) será verdadeira se e somente se o módulo do raio espectral de \mathbf{A} , definido por $\rho(\mathbf{A})$, for estritamente menor que 1 [12, 13]:

$$(\mathbf{I} - \mathbf{A})^{-1} \geq 0 \text{ se e somente se } \rho(\mathbf{A}) = \max_i |\lambda_i(\mathbf{A})| < 1. \quad (2.10)$$

onde λ são os autovalores de A .

Entretanto, o procedimento de verificação da eq. (2.10), através da determinação dos autovalores de \mathbf{A} , torna-se custoso à medida que cresce o grau do polinômio característico da matriz em questão. Por este motivo, optou-se neste trabalho pelo uso do Método da Potência (MP) [23]. O MP consiste em aproximações sucessivas sobre o maior autovalor em módulo de uma matriz quadrada, desprezando o cômputos dos demais autovalores, desnecessários para o problema.

O Algoritmo 1 descreve o Método da Potência aplicado ao problema do controle de potência em redes DS/CDMA. O algoritmo recebe como entrada a matriz quadrada \mathbf{A} , o vetor inicial \mathbf{v}_0 , a tolerância para convergência ϵ , e o número máximo de iterações \mathcal{I}_{\max} . A cada iteração, é produzido um novo autovalor que é comparado ao autovalor da iteração anterior. O método segue até que a diferença entre estes seja menor do que a tolerância adotada. Como resultado obtém-se a aproximação de $\rho(\mathbf{A})$, representada por λ_k .

Algoritmo 1 Método da Potência

```

1: Entrada:  $\mathbf{A}$ ,  $\mathbf{v}_0$ ,  $\epsilon$ ,  $\mathcal{I}_{\max}$ ;
2: Saída:  $\lambda_k$ ,  $\mathbf{v}_k$ ;
3:  $\mathbf{x}_0 \leftarrow \mathbf{v}_0 / \|\mathbf{v}_0\|$ ;
4:  $\lambda_0 \leftarrow \mathbf{x}_0^T \mathbf{A} \mathbf{x}_0$ ;
5: para  $k \leftarrow 1$  até  $\mathcal{I}_{\max}$  faça
6:    $\mathbf{u} \leftarrow \mathbf{A} \mathbf{v}_{k-1}$ ;
7:    $\mathbf{v}_k \leftarrow \mathbf{u} / \|\mathbf{u}\|$ ;
8:    $\lambda_k \leftarrow \mathbf{v}_k^T \mathbf{A} \mathbf{v}_k$ ;
9:   se  $|\lambda_k - \lambda_{k-1}| < \epsilon$  então
10:     pare;
11:   fim se
12: fim para

```

Portanto, adicionalmente ao método analítico aplicado ao problema de controle de potência, têm-se o custo empregado na determinação da viabilidade do método, uma vez que as condições impostas, como o estado momentâneo do canal e a γ^{th} , podem inviabilizar a determinação de um vetor de potência ótimo na eq. (2.8). Como alternativa, tem-se os métodos iterativos, como por exemplo, o modelo de controle de potência de Verhulst [14], os quais buscam uma aproximação do vetor de potência que satisfaz o problema em questão.

2.4 MODELO DE CONTROLE DE POTÊNCIA DE VERHULST

O modelo descrito por Verhulst permite que se possa fazer previsões bastante precisas sobre a evolução temporal do número de indivíduos de uma determinada espécie [15]. O modelo de Verhulst é dado

por:

$$\dot{p} = z(p) = p \left(1 - \frac{p}{p^*} \right), \quad (2.11)$$

As condições impostas pelo ambiente natural, como disponibilidade de espaço físico e alimentos consideradas no termo p^* , impedem que uma espécie em um dado instante, denotado por $p(t)$ tenha um crescimento ilimitado.

Este modelo foi adaptado de forma a se tornar aplicável ao controle de potência em redes de comunicação de múltiplo acesso móveis [14]. Para isto, basta integrar a eq. (2.11) analiticamente, obtendo:

$$p(t) = \frac{\exp(t)p(0)p^*}{p^* + p(0)[\exp(t) - 1]}. \quad (2.12)$$

No qual o comportamento assintótico é dado por:

$$\lim_{t \rightarrow \infty} p(t) = p^* \quad \forall p(0) > 0. \quad (2.13)$$

Neste caso, se a condição inicial $p(0)$ for maior que p^* , a primeira derivada da eq. (2.12), p será sempre negativa, e então $p(t)$ decrescerá. Caso contrário, onde $p(0)$ é menor p^* , a primeira derivada da eq. (2.12) será positiva e $p(t)$ crescerá em direção ao seu valor assintótico [15].

Supondo a necessidade da análise simultânea de diversas espécies, neste caso, o controle de potência de todos os usuários, a eq. (2.11) pode ser reescrita na forma matricial:

$$\dot{\mathbf{p}} = z(\mathbf{p}) = \mathbf{p} \otimes (\mathbf{u} - \mathbf{p} \oslash \mathbf{p}^*). \quad (2.14)$$

sendo \otimes e \oslash operadores matriciais ponto-a-ponto de multiplicação e divisão, respectivamente, com $\mathbf{p} = [p_1, p_2, \dots, p_U]^T$, $\mathbf{u} = [1, 1, \dots, 1]^T$ e $\mathbf{p}^* = [p_1^*, p_2^*, \dots, p_U^*]^T$ e U o número de usuários. Assumindo que o vetor de potência evolui da mesma forma que no modelo biológico original de Verhulst, e que \mathbf{p} estará suficientemente próximo de \mathbf{p}^* após seguidas iterações, então pode-se reescrever a partir da eq. (2.7)

$$(\mathbf{I} - \mathbf{A})\mathbf{p} = \mathbf{b} \quad \Leftrightarrow \quad \mathbf{p}^* = \mathbf{A}\mathbf{p} + \mathbf{b} \quad (2.15)$$

Aplicando a eq. (2.15) na eq. (2.14) obtém-se

$$\dot{\mathbf{p}} = \mathbf{p} \otimes [\mathbf{u} - \mathbf{p} \oslash (\mathbf{A}\mathbf{p} + \mathbf{b})], \quad (2.16)$$

Portanto, a função $z(\cdot)$ resulta em:

$$z(-(\mathbf{I} - \mathbf{A})\mathbf{p} + \mathbf{b}) = \mathbf{p} \otimes [\mathbf{u} - \mathbf{p} \oslash (\mathbf{A}\mathbf{p} + \mathbf{b})] \quad (2.17)$$

Deste modo, o formato de $z(\cdot)$ dependerá da matriz \mathbf{A} e do vetor \mathbf{b} . A fim de discretizar a equação (2.16), aplica-se o método de integração numérica de Euler, obtendo [14]:

$$\begin{aligned} \mathbf{p}(k+1) &= \mathbf{H}(\mathbf{p}[k]) \\ &= \alpha \mathbf{p}[k] \otimes \{\mathbf{u} - \mathbf{p}[k] \odot [\mathbf{A}\mathbf{p}[k] + \mathbf{b}]\} \end{aligned} \quad (2.18)$$

sendo $\mathbf{H}(\cdot) = [H_1(\cdot) H_2(\cdot) \dots H_U(\cdot)]$ as funções de mapeamento, no formato vetorial, dimensão U , nas quais, aplicando-se a cada um dos K termos do vetor de equações em (2.16), resulta:

$$\begin{aligned} H_i(p[k]) &= (1 + \alpha)p_i[k] - \frac{\alpha}{\gamma_i^{th}} \mu_i(\mathbf{p}) p_i^2, \\ &= (1 + \alpha)p_i[k] - \alpha \left[\frac{\gamma_i[k]}{\gamma_i^{th}} \right] p_i[k] \end{aligned} \quad (2.19)$$

com $\mu_i(\mathbf{p}) = \frac{|h_{ii}|^2}{\sigma_i^2 + \sum_{i \neq j} |h_{ij}|^2 p_j}$. A equação matricial em (2.18) é equivalente ao seguinte conjunto de equações escalares [14]

$$p_i(k+1) = (1 + \alpha)p_i[k] - \alpha \left[\frac{\gamma_i[k]}{\gamma_i^{th}} \right] p_i[k], \quad i = 1, \dots, U \quad (2.20)$$

sendo $p_i[k]$ e $p_i(k+1)$ as potências do i -ésimo usuário nas iterações k e $k+1$, respectivamente; $\gamma_i[k]$ é a SINR do usuário na k -ésima iteração; γ_i^{th} é a mínima condição de SINR para o usuário i , a qual garante a mínima qualidade de serviço. O coeficiente de aceleração, $\alpha \in [0, 1]$, fixo ou adaptativo [14], é responsável pela taxa de convergência do algoritmo. Adotando-se um fator α adaptativo obtém-se uma aceleração na taxa de convergência do algoritmo às custas de um incremento marginal de complexidade.

2.5 RESULTADOS NUMÉRICOS

Esta seção aborda os resultados numéricos obtidos através de simulações computacionais. O vetor de potência obtido pelo modelo de controle de potência de Verhulst, visto na seção 2.4, é equiparado ao vetor de potência, dito ótimo, obtido pelo modelo Analítico, visto na seção 2.3. O cenário utilizado é apresentando a seguir, bem como todos os valores de simulação usados.

2.5.1 Parâmetros de Simulação

Para a construção do cenário de simulação, considerou-se um ambiente de comunicação unicelular com geometria de célula circular, de área $\mathcal{A} = \pi \times r^2 [\text{Km}^2]$, com a BS posicionada no centro da célula e os usuários móveis distribuídos uniformemente ao redor da BS, sendo d_i a distância Euclidiana entre o i -ésimo usuário móvel e a BS. Neste cenário foram ignoradas o sombreamento e as interferências das células adjacentes. O termo de atenuação de pequena escala do canal, denominado desvanecimento, foi assumido plano e sem linha de visada (Rayleigh plano), o qual pode caracterizado por um processo gaussiano complexo:

$$h_{ij} = (\nu_{ij} + g_{ij}\sqrt{-1}) / \sqrt{2}, \quad (2.21)$$

sendo ν_{ij} e g_{ij} processos Gaussianos independentes e identicamente distribuídos, isto é, ambos seguem uma distribuição $\sim \mathcal{N}(\mu, \sigma^2)$, de média $\mu = 0$ e variância $\sigma^2 = d_{ij}$, sendo d_{ij} a distância Euclidiana entre o receptor i e o transmissor j . Ademais, nas simulações, a SINR mínima a ser garantida foi pré-determinada para

diferentes faixas de usuários. A Tabela 2.1 exibe os valores adotados e demais parâmetros utilizados nas simulações computacionais, tendo em vista analisar o desempenho e a complexidade de ambos os algoritmo de controle de potência (PCA - *Power Control Algorithm*) iterativos, baseados nos modelos de Verhulst e no Método da Potência.

2.5.2 Simulação na Plataforma DSP TMS320C6713

Tendo como objetivo a implementação dos dois modelos na plataforma DSP, optou-se por emular as condições de canal a partir da ferramenta MATLAB instalada em um computador pessoal. No DSP, ocorreu o processamento dos algoritmos de controle de potência sob análise. Desta forma, a cada nova realização, as condições de canal são atualizadas (amostras) seguindo a distribuição estatística na eq. (2.21), para cada usuário ativo. Esta nova condição de canal é então enviada para a plataforma DSP, que por sua vez, realiza os cálculos e retorna ao MATLAB o resultado do vetor de potência ótimo obtido pelo algoritmo. Ressalte-se que as mesmas condições de canal foram aplicadas aos dois algoritmos.

Tabela 2.1 – Parâmetros de Modelo, Sistema e Canal Utilizados

Parâmetro	Valores
DS-CDMA	
SINR mínima de 2 a 5 usuários	$\gamma^{th} = 3,16 \approx 5(dB)$
SINR mínima de 6 a 10 usuários	$\gamma^{th} = 1,60 \approx 2(dB)$
SINR mínima de 11 a 14 usuários	$\gamma^{th} = 1,12 \approx 0.5(dB)$
Faixa de Potência de Transmissão	$P_{\min} = 0; P_{\max} = 600$ [mW]
Potência de ruído	$\sigma_i^2 = 2 \times 10^{-13}$ [mW], $\forall i$
Usuários do sistema	$U \in [2; 14]$
Ganho de processamento	$F = 15$
Distância máxima entre BS e MT	$d_{max} = 1000$ m
Tipo de Canal	NLOS: Rayleigh plano
Modelo de Verhulst	
Coefficiente de aceleração	$\alpha = 0.8$
Número máximo de iterações	$\mathcal{I}_{\max}^v \in [0; 150]$
Modelo Analítico – Método da Potência	
Tolerância para convergência	$\epsilon = 10^{-5}$
Número máximo de iterações	$\mathcal{I}_{\max} = 15$

Devido às restrições de processamento no DSP, que podem resultar em perda do sincronismo na troca de informações com o MATLAB, optou-se por realizar 100 realizações para cada cenário sob análise. Para avaliar a qualidade das soluções do PCA de Verhulst, utilizou-se a figura de mérito erro quadrático médio normalizado (NMSE – *normalized mean square error*):

$$NMSE_v[k] = \left\langle \frac{\|p_v[k] - p_o[k]\|^2}{\|p_o[k]\|^2} \right\rangle, \quad k = 1, \dots, \mathcal{I}_{\max},$$

sendo \mathbf{p}_v a potência estimada pelo algoritmo Verhulst e \mathbf{p}_o a potência ótima, obtida analiticamente via eq. (2.8), admitindo-se que o problema de alocação de potência apresenta solução; $\|\cdot\|^2$ representa a distância Euclidiana quadrática; $\langle \cdot \rangle$ é o operador média temporal. Resultados para o NMSE de Verhulst, considerando $U \in [2; 14]$ usuários distintos, SINR mínima γ^{th} (por faixa de número de usuários) e número de iterações na

faixa de $k \in [0; 150]$ são apresentados na Fig. 2.1.

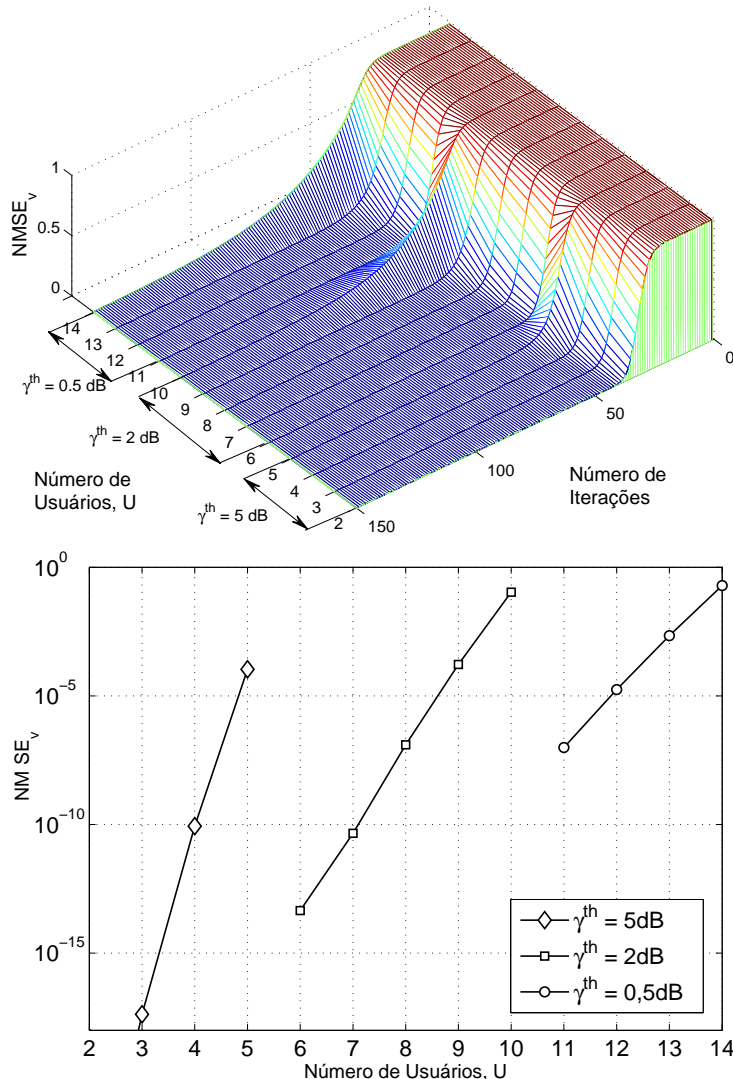


Figura 2.1 – NMSE para PCA de Verhulst: a) em função do número de usuários e do número de iterações; b) número fixo de iterações, $k = \mathcal{I} = 70$

Da Fig. 2.1.a, verifica-se que o número de iterações na faixa de $\mathcal{I} \in [40; 150]$ é suficiente para que o PCA de Verhulst atinja qualidade na convergência para a faixa de usuários $U \in [2; 14]$, sendo \mathcal{I} crescente em função do incremento do número de usuários (MAI crescente). Adicionalmente, para um dado número fixo de iterações, $k = \mathcal{I} = 70$, a Fig. 2.1.b, indica que a qualidade da solução encontrada pelo PCA de Verhulst é função do nível de interferência ($U - 1$) e da SINR mínima admitida, γ^{th} .

2.6 ANÁLISE DE COMPLEXIDADE

A análise da complexidade computacional dos algoritmos em questão foi realizada em função do número total de operações de ponto flutuante (*floating-point operations* ou *flop*). Assim, foi possível expressar a complexidade como uma função em relação ao número de usuários do sistema. Para isto, foi utilizada a definição de flop em [24], onde cada flop representa uma operação de soma, subtração, multiplicação ou divisão entre dois números de ponto flutuante. Adicionalmente, foi incluída a complexidade da versão do algoritmo Analítico, baseado na eq. (2.8), porém desconsiderando a complexidade introduzida pelo Método

da Potência (MP) na determinação da existência da solução ótima (Analítico). Este procedimento foi adotado para se avaliar o impacto da complexidade computacional necessária para se garantir a existência e unicidade do vetor de potência ótimo. A Tab. 2.2 resume a complexidade de cada algoritmo.

Tabela 2.2 – Complexidade em termos de flops.

Algoritmo	Complexidade
Analítico	$5U^3 - U^2 + 4U + 2 \sum_{i=1}^U i^2$
Analítico + MP	$5U^3 + (4\mathcal{I}_{\max} - 1)U^2 + (7 + 6\mathcal{I}_{\max})U + 2 \sum_{i=1}^U i^2$
Verhulst	$2(\mathcal{I}_{\max}^v - 1)U^2 + 9(\mathcal{I}_{\max}^v - 1)U$

U : número de usuários

A Fig. 2.2 exibe o comportamento dos algoritmos em função do número de usuários do sistema. Observa-se que para um número pequeno de usuários, $U \leq 16$, o PCA-Verhulst apresenta um custo computacional superior ao analítico. No entanto, ao aumentar o número de usuários, a sua utilização é justificada por apresentar ordem de complexidade menor, $\mathcal{O}(U^2)$, enquanto que o método Analítico é limitado assintoticamente por $\mathcal{O}(U^3)$. Isto se deve ao alto custo envolvido na multiplicação e na inversão de matrizes, sendo aqui utilizado o método de eliminação de Gauss com pivotamento parcial [25] para a inversão de matrizes, cuja ordem de complexidade resulta $\mathcal{O}(U^3)$ para ambas as operações.

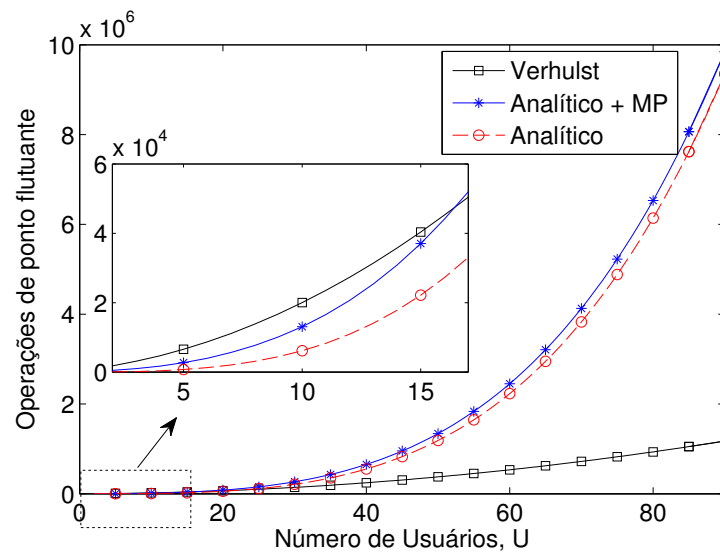


Figura 2.2 – Operações de ponto flutuante

Adicionalmente, foram obtidas as médias de ciclos realizados no DSP durante a execução dos algoritmos (informações da plataforma utilizada para implementação estão dispostas no Apêndice B). O resultado é exibido na Fig. 2.3, considerando número de usuários $U \leq 14$. Novamente, observa-se a mesma tendência do aumento de complexidade em função do número de usuários do sistema. Desta forma, por meio da ferramenta *cftool* do MATLAB, obteve-se por *fitting* uma equação polinomial para cada algoritmo, a qual descreve o crescimento da complexidade, em termos de número de ciclos executados pelos algoritmos, em função do número de usuários u . As equações obtidas encontram-se na Tab. 2.3.

Para se ter um controle de potência efetivo, sistemas CDMA da segunda geração (IS-95) utilizam uma taxa de atualização na malha de controle de potência igual a 800 atualizações/segundo, o

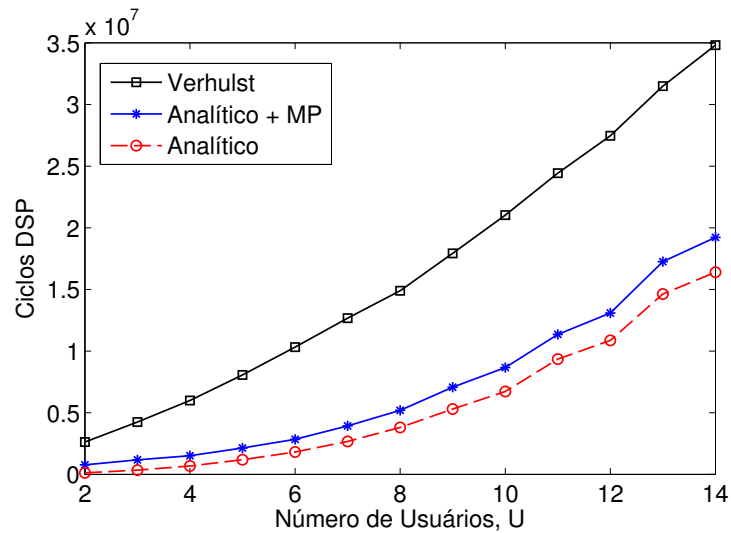


Figura 2.3 – Ciclos realizados em função do número de usuários

Tabela 2.3 – Equações de Número de Ciclos

Algoritmo	Equação
Analítico	$2237U^3 + 74250U^2 - 318300U + 539800$
Analítico + MP	$1925U^3 + 90440U^2 - 327600U + 1179000$
Verhulst	$100600U^2 + 1088000U + 57340$

equivalente a uma atualização a cada 1,25 ms. Já em sistemas CDMA de terceira geração (WCDMA), essa taxa de atualização é dobrada, exigindo uma atualização a cada 0,625 ms. A fim de verificar a viabilidade de implementação dos PCAs em plataformas DSP, estimou-se o tempo médio de execução de cada algoritmo a partir da relação:

$$\text{Tempo de Execução em DSP: } T_{\text{DSP}} = \frac{\text{Número de ciclos}}{\text{Frequência do DSP}}$$

Assim, foi possível obter uma estimativa sobre a possibilidade de uso de um DSP, ou um hardware equivalente, em realizar o controle de potência em sistemas 2G e 3G CDMA. Verifica-se através da Fig. 2.4 que os tempos de execução dos dois algoritmos são superiores aos tempos máximos estabelecidos pelos $T_{\text{atual}}-2G$ e $T_{\text{atual}}-3G$, os resultados indicam que o tempo de execução do algoritmo de PCA-Verhulst tem um crescimento polinomial quadrático com o número de usuários, o que torna factível a implementação da solução de controle de potência desde que se empregue uma plataforma DSP de com um poder/velocidade de processamento superior ao oferecido pela plataforma DSP utilizada neste trabalho. Observa-se ainda comportamento semelhante ao da Fig. 2.2, no entanto, com a inversão do custo computacional ocorrendo com um número superior de usuários (≈ 30 us.). Isto se deve ao fato do método de contagem de flops adotado [24], o qual não difere multiplicações de adições e subtrações, bem como também por desconsiderar o custo computacional das outras operações realizadas pelos algoritmos, como atribuições e alocação de memória.

Conforme descrito no Apêndice B, o DSP utilizado neste trabalho possui configuração de *hardware* modesta, operando com frequência de 225 MHz e possuindo apenas 16 MB de memória SDRAM. Esta configuração está muito aquém dos atuais dispositivos móveis disponíveis no mercado. Os *smartphones* de ponta, por exemplo, exibem tecnologia de 4 núcleos de processamento central, alcançando cada núcleo

frequências de operação superiores a 1,5 GHz. A Texas Instruments, empresa desenvolvedora da plataforma DSP utilizada, comercializa outros produtos com poder de processamento muito superior. Dentre os modelos com maior processamento há o TMS320C6678. Este modelo possui processador de 8 núcleos, cada um operando em 1,25 GHz, com interface de memória DDR3, suportando até 8 GB de memória RAM.

Mesmo conhecendo os valores nominais de processamento das tecnologias mais modernas em DSP, fica difícil realizar uma previsão acurada sobre o *hardware* necessário para a execução destes algoritmos. Isto porque o número de ciclos foi obtido de modo empírico, portanto, seria necessário a execução e uma nova contagem de ciclos em um modelo moderno de DSP para uma correta equiparação e projeção sobre a utilização deste algoritmos.

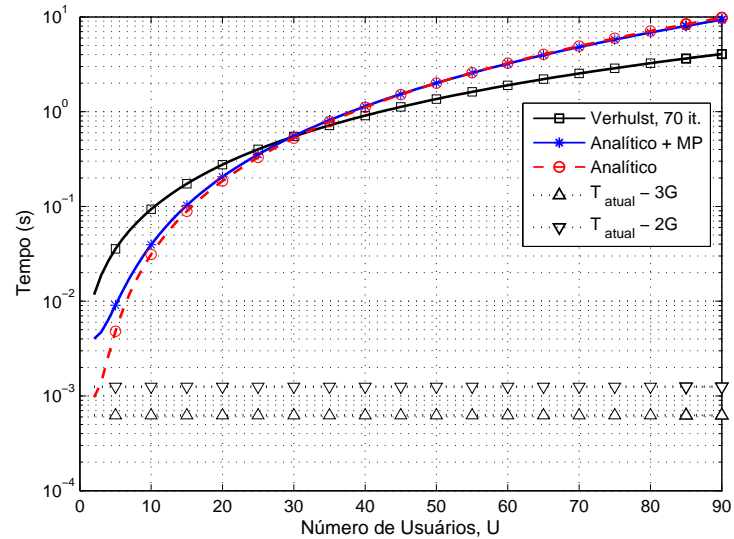


Figura 2.4 – Tempo de execução dos PCAs em função do número de usuários. Limites de atualização do controle de potência no padrões CDMA 2G e 3G.

3 SELEÇÃO DE RELAY

Outro modo de se obter um uso eficiente do recurso energético é através da técnica de diversidade cooperativa. A diversidade cooperativa consiste basicamente na melhoria da capacidade e/ou confiabilidade de uma rede sem fio através da utilização de nós móveis que se auxiliam durante a tarefa de transmissão, sendo assim, considerada uma das maneiras mais eficazes para atenuação dos efeitos do desvanecimento sobre o canal sem fio. Com o aumento do interesse sobre as comunicações sem fio, a diversidade cooperativa atrai considerável atenção, como é possível observar em [26] e [27].

Através da diversidade cooperativa, apenas um ou múltiplos nós de comunicação sem fio, denominados *relays*, retransmitem a informação enviada da fonte ao destino para propagar sinais redundantes sobre vários caminhos que o sinal pode assumir. Uma questão importante neste processo de retransmissão é determinar se a transmissão em dois saltos (*dual-hop*) é realmente necessária, ou seja, se os recursos utilizados para realização deste processo condizem com os benefícios obtidos. Como múltiplos *relays* podem estar a disposição, é importante haver um mecanismo de seleção entre todos os candidatos para maximizar os benefícios da cooperação para um único nó ou para o todo o sistema de comunicação.

Os mecanismos de seleção de *relay* são amplamente estudados em trabalhos anteriores. Em [28] é demonstrado que algoritmos de seleção de *relay*, utilizando um único *relay* para retransmissão, atingem diversidade máxima. Em [29], é proposto um método simples de seleção de *relay*, o qual baseia-se apenas em medições instantâneas do canal sem fio apresentadas por cada um dos *relays* candidatos. Através do mecanismo de seleção adotado é possível priorizar atributos e funcionalidades da comunicação, como em [30], onde o algoritmo de seleção proposto busca maximizar a vazão de dados do sistema e em [31], onde o foco é a obtenção de requisitos de QoS.

Os algoritmos de seleção de *relay* podem utilizar critérios distintos de seleção, de acordo com o objetivo desejado e a estrutura da rede de comunicação em que são aplicados. Neste trabalho, os algoritmos de seleção de *relay* são aplicados a redes de sensores sem fio. Dessa forma, este capítulo fará uma introdução a este tipo de rede em particular para então discutir alguns algoritmos, a viabilidade da utilização de lógica-fuzzy quando objetivos como aumento de tempo de vida e minimização do consumo energético são desejados e também o posicionamento dos nós envolvidos na comunicação.

3.1 INTRODUÇÃO À REDE DE SENSORES SEM FIO

Redes de sensores sem fio (WSN - *Wireless Sensor Networks*) consistem em múltiplos dispositivos autônomos com capacidade de sensoriamento, processamento e comunicação. As aplicações são

diversas, como por exemplo, na área da saúde, onde as funções corporais dos pacientes podem ser monitoradas por pequenos dispositivos e então informadas à uma central de processamento [32]. Na área militar, explora-se a capacidade de auto-organização das redes de sensores, uma vez que os sensores podem estar em um ambiente hostil, sofrendo constantes alterações em sua topologia. Sensores podem também ser utilizados em aplicações comerciais, como o monitoramento de etapas de produção industrial e de parâmetros que sofrem constantes alterações como pressão, temperatura e fluxo [2].

Nós sensores normalmente atuam em regiões de difícil ou nenhum acesso, ou ainda cujo acesso pode trazer algum risco, por exemplo, em áreas contaminadas. Espera-se então, que os nós sensores possuam um longo tempo de vida sem que sua reserva energética se esgote. Para isto, esquemas para o uso eficiente da energia são necessários. O consumo de energia é realizado basicamente por três unidades que formam o nó sensor, são elas: a unidade de sensoriamento, a unidade de processamento e a unidade de transmissão. Enquanto que a potência utilizada pelo sensoriamento varia de acordo com a natureza da aplicação, normalmente em WSN tem-se que o consumo da unidade de transmissão é muito maior do que o da unidade de processamento. Como apontado em [2], assumindo um canal com desvanecimento Rayleigh, i.e., um canal sem linha de visada (NLOS - *Non-Line-of-Sight*), e perda de percurso com expoente $\xi = 4$, a energia gasta para a transmissão de 1 KB a uma distância de 100 metros é aproximadamente a mesma gasta para a execução de 3 milhões de instruções por um processador que realiza 100 milhões de instruções por segundo.

Segundo [33], existem três áreas principais de atuação em conservação de energia para redes de sensores sem fio (vide Figura 3.1), são elas: ciclo de trabalho (*duty cycling*), o qual tem como base o comportamento dos nós, capazes de alternar entre estados de atividade e períodos de inatividade, usualmente denominados como períodos em que os nós “dormem”; transmissão de dados (*data-driven*), aborda o uso eficiente do sensoriamento, descartando obter amostras desnecessárias, isto é, que apresentam forte correlação espacial/temporal; mobilidade (*mobility*), quando presente nos nós sensores, a mobilidade pode ser utilizada para reduzir o consumo de energia do sistema. A seção a seguir descreve com mais detalhes cada uma dessas áreas.

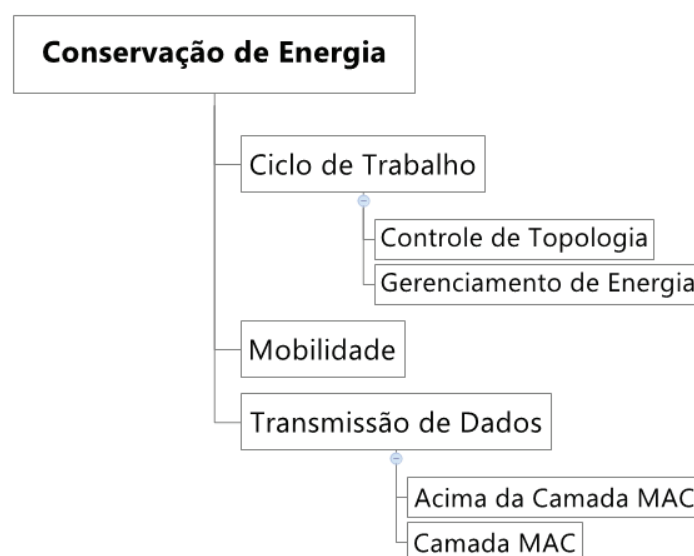


Figura 3.1 – Conservação de Energia

3.2 ABORDAGEM DE CONSERVAÇÃO ENERGÉTICA

3.2.1 Ciclo de Trabalho

O ciclo de trabalho é composto por duas abordagens complementares entre-si: o *controle de topologia* e o *gerenciamento de energia*. O primeiro faz uso da redundância inserida na topologia da rede. Isto é feito através da seleção de uma sub-rede ótima que garanta conectividade ao sistema e ao mesmo tempo reduza a quantidade total de energia a ser transmitida. A segunda abordagem atua sobre os nós ativos da rede, i.e., os nós selecionados para a sub-rede ótima, alternando entre estados de atividade e períodos em que os nós “dormem” (desligam seus rádios). Por sua vez, o modo de operação do *gerenciamento de energia* pode ainda ser dividido em duas categorias, de acordo com a camada em que o modo é implementado:

- Acima da sub-camada MAC, (e.g. camada de rede ou aplicação), permitindo o uso independente de protocolos que administrem as operações de atividade dos nós, possibilitando então o uso de qualquer mecanismo de acesso ao meio.
- Atuando diretamente na sub-camada MAC, alterando as funções de acesso ao meio.

Os protocolos que atuam acima da camada MAC são dividido em 3 categorias, de acordo com a forma com que os nós determinam o seu período de atividade:

- *On-demand* - Nó somente entra no estado ativo quando existe um outro nó querendo se comunicar.
- *Scheduled rendezvous* - Nó deve entrar no estado ativo ao mesmo tempo que os nós vizinhos.
- *Asynchronous* - Nós possuem liberdade para determinar quando estarão ativos.

3.2.2 Transmissão de Dados

Esta abordagem atua em duas frentes distintas, dependentes do sensoriamento que está sendo realizado. A primeira, denominada *aquisição eficiente de dados* busca reduzir o consumo de energia gasto pelo sistema de sensoriamento. Enquanto que a segunda, *redução de dados*, tem como objetivo reduzir o número de informações enviadas ao nó *sink*. Para o modo *redução de dados*, três princípios distintos de operação são explorados:

- Processamento das informações da rede – redução da quantidade de dados enviadas ao nó *sink* através da agregação dos dados, sendo realizado por um nó intermediário, entre a fonte e *sink*, o qual pode, por exemplo, computar a média ou transmitir apenas valores pertinentes.
- Compressão de dados – consiste em codificar os dados, de forma a reduzir a quantidade de informação enviada pelo nó sensor. A decodificação é realizada pelo nó *sink*, obtendo a informação original sensorizada.
- Predição de dados – Busca encontrar um modelo que descreva o comportamento dos dados obtidos por meio do sensoriamento. Desta forma, os nós sensores e o nó *sink* podem estimar os valores sem que seja

necessário o nó sensor coletar a informação do ambiente. No entanto, este princípio exige um modelo que satisfaça um determinado limite de precisão, e verificações sucessivas das amostras para possíveis atualizações do modelo obtido para descrever os dados.

3.2.3 Mobilidade

A mobilidade dos nós sensores e do nó *sink* é mais um fator que pode ser explorado com o objetivo de conservar energia. No entanto, para que isto aconteça é necessário que os dispositivos possuam um comportamento periódico ou ao menos previsível. Caso contrário, em situações de total aleatoriedade das trajetórias dos nós sensores, i.e, completa indeterminação da posição dos nós, o uso da mobilidade com este fim se torna inviável.

Além disso, a mobilidade não precisa ser característica de todos nós. De fato, apenas alguns nós podem assumir esta propriedade. O custo inerente a adição de mobilidade aos nós é um fator importante a ser considerado no planejamento, pois a economia energética obtida pode ser menor do que a necessária para garantir a mobilidade ao nó.

Com o uso de mobilidade, o número total de nós de uma rede de sensores pode ser reduzida consideravelmente, uma vez que a topologia adaptável e a utilização de multi-saltos permitem cobrir de maneira eficiente uma determinada região. No caso da transmissão *dual-hop*, onde um nó assume a condição de *relay* e possui a função de retransmitir a informação obtida através da fonte para o nó *sink*, o posicionamento e as condições de canal impostas ao retransmissor constituem fatores impactantes sobre o consumo energético do sistema, por exemplo, a construção de um *link* robusto utilizando *relays* pode reduzir os erros de transmissão. Neste sentido, a investigação sobre a seleção de *relays* também torna-se interessante do ponto de vista da eficiência energética.

3.3 SELEÇÃO DE *Relays* EM WSNS

A utilização de *relays* em cooperação na rede de sensores tem o objetivo de melhorar tanto o aspecto tempo de vida da rede quanto a qualidade e velocidade da transmissão dos dados, uma vez que, a adição de um terceiro nó, entre fonte e destino atuando como *relay*, possibilita explorar as vantagens da diversidade espacial, minimizando os efeitos do desvanecimento provocados pelo canal.

A seleção eficiente de *relay* entre todos os *relays* disponíveis do sistema é de fundamental importância para melhorar o desempenho do sistema cooperativo, como demonstrado em [34]. Muitos são os algoritmos utilizados para este fim, sendo que eles se diferem principalmente quanto ao seu critério de escolha, dado que os objetivos a serem atingidos podem ser conflitantes e nem sempre combinados.

Quando o objetivo da seleção de *relay* é diminuir os erros de transmissão e assim aumentar a qualidade dos dados recebidos no destino, as técnicas utilizadas procuram optar por *relays* com melhor ganho de canal e/ou que consigam superar as condições adversas do caminho e atingir uma relação sinal-ruído que garanta o menor nível de erros tolerados pelo sistema.

Outro objetivo desejado é aumentar o tempo de operação da rede, para isto, algoritmos multi-objetivos que distribuem a tarefa de retransmissão entre os nós da rede de modo a não sobrecarregar um único *relay* assumem grande importância.

Uma vez que cada algoritmo de seleção de *relay* pode possuir critérios distintos de otimização, sua utilização afetará diretamente o funcionamento de uma rede de sensores. Para que os algoritmos de seleção sejam avaliados, um modelo de sistema adequado à descrição de rede de sensores será apresentado na seção seguinte.

3.4 MODELO DE SISTEMA

Neste trabalho considera-se um modelo de sistema baseado na Figura 3.2, o qual consiste em um nó fonte, denotado por s , um nó destino d e K relays denominados R_i , $1 \leq i \leq K$, distribuídos aleatoriamente entre s e d . O ganho de potência do canal sem fio, denominado $|h_{i,j}|^2$, com i, j sendo transmissor, *relay* ou destino, incorpora os efeitos do desvanecimento em larga escala, relacionado as características de propagação do sinal ao longo de médias e grandes distâncias. O desvanecimento de pequena escala aqui é assumido com distribuição Rayleigh o qual é capaz de modelar adequadamente o termo curto do desvanecimento em uma comunicação sem linha de visada (NLOS). Assim, o ganho de potência do canal entre fonte-*relay*, *relay*-destino e fonte-destino são descritos, respectivamente, por:

$$\begin{aligned} |h_{s,i}|^2 &= \kappa \cdot d_{s,i}^{-2\xi} \cdot v_{s,i} \\ |h_{i,d}|^2 &= \kappa \cdot d_{i,d}^{-2\xi} \cdot v_{i,d} \\ |h_{s,d}|^2 &= \kappa \cdot d_{s,d}^{-2\xi} \cdot v_{s,d} \end{aligned} \quad (3.1)$$

sendo κ uma constante definida pelo ganho de antena, frequência da portadora e outros parâmetros do sistema [9]; ξ é o componente de *pathloss*; v uma variável aleatória com distribuição exponencial, relativo ao termo de desvanecimento de pequena escala do canal; $d_{s,i}$, $d_{i,d}$ e $d_{s,d}$ são as respectivas distâncias entre fonte-*relay*, *relay*-destino e fonte-destino em metros.

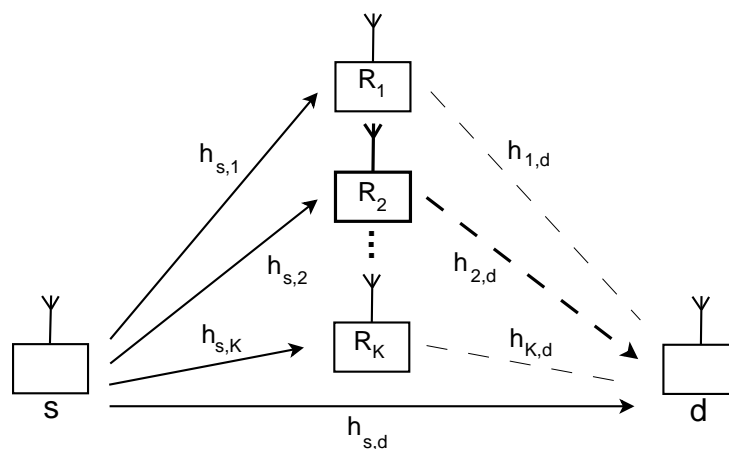


Figura 3.2 – Topologia de Comunicação Cooperativa.

Cenário *half-duplex* com *dual-hop*. Linhas sólidas representam a transmissão no primeiro *time slot* e linhas tracejadas representam a transmissão no segundo *slot time*, realizada apenas pelo *relay* selecionado, por exemplo, o *relay* R_2 em destaque.

Assim, tendo como objetivo avaliar e comparar o desempenho dos algoritmos de seleção de *relay*, foram realizadas simulações computacionais e os resultados são descritos na Seção 3.8. Para cada algoritmo de seleção de *relay*, a escolha do *relay* a ser utilizado segue os passos descritos a seguir:

- Nó fonte transmite um pacote RTS1 (Ready to Sent) em broadcast, assim cada *relay* pode estimar o ganho de canal $h_{s,i}$.
- *Relays* transmitem ao destino um pacote RTS2 contendo um indicador de qualidade do canal. Assim, nó destino pode estimar o ganho de canal $h_{i,d}$.
- Algoritmo de seleção de *relay* é aplicado, e nó destino transmite em broadcast o índice do *relay* escolhido.
- Fonte e destino passam a comunicar-se via *relay* selecionado na etapa anterior.

Antes de prosseguir com a caracterização do modelo de sistema utilizado, nas subseções seguintes, conceitos, definições e aspectos importantes da caracterização do sistema serão discutidos.

3.4.1 Tempo de Vida de uma WSN

O conceito de tempo de vida é uma das métricas mais importantes para a avaliação de uma rede de sensores. Por meio deste conceito define-se um limite superior para a utilidade da rede de sensores, sendo portanto um indicador para a máxima utilidade que a WSN pode oferecer.

O tempo de vida da WSN está diretamente relacionado ao tempo de vida de cada nó que a constitui, dependendo basicamente de dois fatores: a quantidade de energia consumida relativa ao tempo de operação e a máxima quantidade de energia disponível para o uso.

A definição mais comum encontrada na literatura para o tempo de vida da rede de sensores sem fio estabelece o limite de tempo em que o primeiro nó pertencente a rede venha a falhar, i.e., esgota sua reserva energética [35]. Em relação ao conjunto de nós desta definição, desconsidera-se o nó *sink*, uma vez que a atividade deste nó é muito maior em relação aos demais nós; além disso, pressupõe-se que o *sink* possua uma reserva energética maior ou ao menos uma fonte energética renovável.

3.4.2 Eficiência Energética e Espectral

De acordo com a finalidade do sistema, a métrica de eficiência energética pode assumir diferentes representações, uma vez que o conceito está relacionado à comparação de desempenho do consumo energético em diferentes componentes do sistema [3]. O conceito mais utilizado é definido pela quantidade de bits de informação que o sistema é capaz de transmitir e detectar de forma confiável por unidade de energia (em Joule), podendo ser expressa como:

$$\eta_E = \frac{R}{\Sigma P} = \frac{n_b}{\varepsilon} \quad \left[\frac{\text{bits}}{\text{Joule}} \right] \quad (3.2)$$

sendo ΣP a potência total necessária à transmissão da informação até o destino, podendo incluir, além da potência de transmissão efetiva, o consumo de potência despendido com circuitaria etc; R a taxa de bit de

informação média em [bits/sec]; a energia despendida para a transmissão é dada por ε em [Joules/s] e n_b o número de bits de informação transmitidos em um segundo.

Dentro do escopo de eficiência energética, outra métrica bastante utilizada compara a energia consumida em relação a quantidade de bits de informação transmitidos, i.e., realiza o equivalente ao inverso da eq. (3.2):

$$E_B = \frac{\Sigma P}{R} = \frac{\varepsilon}{n_b} \quad \left[\frac{\text{Joule}}{\text{bits}} \right]. \quad (3.3)$$

Na equação anterior R deve ser visto como a taxa “líquida” de bits, i.e., $R = (1 - Pe)R'$, sendo Pe a taxa de erro de bit e R' a taxa de bits “bruta” de transmissão. Evidentemente, se a potência despendida para a transmissão for suficiente para se atingir uma SNR adequada (média ou elevada), então $Pe \rightarrow 0$ e a relação $R' \sim R$ será válida.

Do ponto de vista de otimização da métrica eficiência energética, deve-se maximizar a razão da eq. (3.2) ou de forma equivalente minimizar a razão na eq. (3.3).

Por sua vez, a eficiência espectral de um sistema relaciona-se à capacidade do sistema transmitir informação mais e mais rapidamente em uma dada largura de banda B em [Hz], podendo ser expressa como:

$$\mathcal{S} = \frac{R}{B} \quad \left[\frac{\text{bits}}{\text{s} \cdot \text{Hz}} \right]. \quad (3.4)$$

Em um sistema de comunicação cooperativo, a eficiência espectral \mathcal{S}^{coo} é um parâmetro importante a ser avaliado e otimizado. Considerando como referência a eficiência espectral de uma comunicação direta entre os nós fonte e *sink* igual a \mathcal{S} , dado em $\left[\frac{\text{bits}}{\text{s} \cdot \text{Hz}} \right]$, e adicionalmente, uma vez que a transmissão através de *relays* necessitam de duas fases de transmissão, então a eficiência espectral de cada fase não deve ser menor que $2 \cdot \mathcal{S}$, de modo que o sistema cooperativo obtenha eficiência espectral fim-a-fim igual ou maior a \mathcal{S} , i.e.:

$$\mathcal{S}_{s,r}^{\text{coo}} \geq 2 \cdot \mathcal{S} \quad \text{e} \quad \mathcal{S}_{r,d}^{\text{coo}} \geq 2 \cdot \mathcal{S} \quad \left[\frac{\text{bits}}{\text{s} \cdot \text{Hz}} \right].$$

Neste trabalho, por razões de simplicidade, a eficiência espectral global do sistema cooperativo, tanto para o *uplink* quanto para o *downlink* em uma rede de sensores são admitidas de forma idêntica e igual a $\mathcal{S} \left[\frac{\text{bits}}{\text{s} \cdot \text{Hz}} \right]$.

3.4.3 Modelo de Tráfego Assimétrico

Considerando um modelo de tráfego assimétrico, onde por exemplo, o tráfego no sentido de *downlink* é muito maior, define-se a carga de tráfego total dada pela soma do tráfego gerado no sentido de *uplink* e *downlink*, isto é $L_{\text{total}} = L_{\text{UL}} + L_{\text{DL}}$. Porém, há de se ressaltar que em redes de sensores ocorre o inverso (tráfego é maior no sentido *uplink*). Para caracterizar a assimetria do tráfego [9], define-se a razão:

$$\zeta = \frac{L_{\text{UL}}}{L_{\text{DL}} + L_{\text{UL}}}, \quad (3.5)$$

denominada *fator de tráfego assimétrico*. O consumo de um nó em modo de transmissão é dado pela soma da potência do sinal de transmissão P_T com a potência consumida pelo circuito P_C :

$$P = P_T + P_C \leq P_{\max} \quad [W], \quad (3.6)$$

onde P_{\max} é a máxima potência disponível na bateria do nó fonte e *relay*. Uma vez que o nó destino (*sink*) deve concentrar as informações obtidas pelos demais nós, espera-se que este apresente maior atividade de comunicação e conseqüentemente consuma mais energia. Desta forma, neste trabalho ignora-se o custo energético empregado pelo nó *sink*, uma vez que este apresenta desafios distintos dos demais nós.

A energia total consumida pelo nó fonte e *relay* (terminais abastecidos por bateria) por meio do processo de comunicação cooperativa utilizando apenas um *relay* retransmissor ε^{coo} , bem como a energia consumida por bit de informação associada, E_B^{coo} , podem ser expressas, respectivamente, por:

$$\varepsilon^{\text{coo}} = P_S^U T_S^U + P_R^U T_R^U + P_R^D T_R^D \quad [\text{Joule}] \quad (3.7)$$

$$E_B^{\text{coo}} = \frac{P_S^U T_S^U + P_R^U T_R^U + P_R^D T_R^D}{L_{\text{total}}} = \frac{\zeta(P_S^U + P_R^U) + (1 - \zeta)P_R^D}{2SB} \left[\frac{\text{Joule}}{\text{bit}} \right], \quad (3.8)$$

P_S^U e P_R^U representam, respectivamente, a potência utilizada pelo nó fonte e *relay* para transmissão no sentido de *uplink*; P_R^D a potência utilizada pelo *relay* no sentido de *downlink*; T_S^U , T_R^U e T_R^D são os respectivos tempos de transmissão; $S = \frac{R}{B} = \frac{L_{\text{total}}}{T_{\text{total}} \cdot B}$ é a eficiência espectral do sistema em $\left[\frac{\text{bits}}{\text{s} \cdot \text{Hz}} \right]$; B é a largura de banda do sistema em [Hz], cujos períodos de *uplink* T^U e *downlink* T^D são definidos pelas relações: $T^{\text{UL}} = \frac{L_{\text{UL}}}{2SB}$ e $T^{\text{DL}} = \frac{L_{\text{DL}}}{2SB}$, respectivamente, com $T_{\text{total}} = T^U + T^D$.

A taxa de erro de bits (*Bit Error Rate* - BER) para modulação M -QAM com mapeamento Gray pode ser aproximada para [36]:

$$P_e(\gamma) \approx 0.2 \exp\left(-\frac{1.5\gamma}{M-1}\right), \quad (3.9)$$

onde γ representa a relação sinal ruído (SNR) no receptor, definida como:

$$\gamma = \frac{P_T |h_{i,j}|^2}{N_0 B}. \quad (3.10)$$

Desta forma, ao estabelecer como requisito de QoS um limite para a BER, é possível obter a SNR substituindo a eq. (3.10) na (3.9) e assim obtendo a potência de transmissão necessária:

$$P_T = \frac{2 \ln(5P_e) N_0 B}{3 |h_{i,j}|^2} (1 - M). \quad (3.11)$$

No entanto, tem-se que a razão entre a energia por bit de informação e a densidade espectral de ruído (E_B/N_0), pode ser reduzida por um fator de ganho de codificação \mathcal{G} , através do código de correção de erro (*Error Correction Code* - ECC). Assim, a potência de transmissão, considerando modulação M -QAM com codificação por treliça [37], pode ser expressa por:

$$P_{TC} = \frac{\varrho P_T}{\mathcal{G}} = \frac{2\varrho \ln(5P_e) N_0 B}{3 |h_{i,j}|^2 \mathcal{G}} (1 - 2^{S/\varrho}) \quad (3.12)$$

onde $\varrho < 1$ é taxa de codificação do codificador por treliça. De acordo com [9], a BER para comunicação

cooperativa utilizando protocolo DF é dado por

$$P_e = 1 - [1 - P_e(\gamma_s)][1 - P_e(\gamma_d + \gamma_{sd})] \quad (3.13)$$

onde γ_s , γ_d e γ_{sd} representam a SNR entre fonte-*relay*, *relay*-destino e fonte-destino, respectivamente. A alocação de potência ótima para o protocolo DF é obtida em função da SNR [38], ao satisfazer a seguinte relação: $\gamma_s = \gamma_d + \gamma_{sd}$. Portanto, a BER necessária para comunicação cooperativa entre fonte-*relay* e *relay*-destino deverá ser a mesma, i.e., $P_e(\gamma_s) = P_e(\gamma_d + \gamma_{sd}) = 1 - \sqrt{1 - P_e}$.

Com base nos pressupostos anteriores, a energia por bit de informação no modo cooperativo DF entre fonte e destino via i -ésimo *relay*, pode ser obtida aplicando a eq. (3.12) e eq. (3.13) na eq. (3.7), resultando [9]:

$$\begin{aligned} E_{B,i}^{\text{coo}} &= \frac{\zeta(P_{S,i}^U + P_{R,i}^U) + (1 - \zeta)P_{R,i}^D}{2SB} \quad \left[\frac{\text{Joule}}{\text{bit}} \right] \quad (3.14) \\ &= \frac{\zeta}{2SB} \left(\frac{f(2S)}{|h_{s,i}|^2} + \frac{f(2S) \left[1 - \frac{|h_{s,d}|^2}{|h_{s,i}|^2} \right]}{|h_{i,d}|^2} + 2P_C \right) + \frac{1 - \zeta}{2SB} \left(\frac{f(2S) \left(1 - \frac{|h_{s,d}|^2}{|h_{i,d}|^2} \right)}{|h_{s,i}|^2} + P_C \right) \\ &= \frac{f(2S)}{2SB} \left(\frac{1}{|h_{s,i}|^2} + \frac{\zeta}{|h_{d,i}|^2} - \frac{|h_{sd}|^2}{|h_{s,i}|^2 |h_{i,d}|^2} \right) + \frac{(1 + \zeta)P_C}{2SB}, \end{aligned}$$

sendo

$$f(S) = \frac{2\rho N_0 B}{3\mathcal{G}} (2^{S/\rho} - 1) \ln \left(\frac{1 + \sqrt{1 - P_e}}{5P_e} \right). \quad (3.15)$$

As potências individuais necessárias para atingir o requisito de QoS em termos de máxima BER na direção de *uplink* e *downlink* são expressas por:

$$\text{UL - Fonte:} \quad P_S^U = \frac{f(2S)}{|h_{s,i}|^2} \quad (3.16a)$$

$$\text{UL - Relay :} \quad P_R^U = \frac{f(2S)}{|h_{i,d}|^2} \left(1 - \frac{|h_{s,d}|^2}{|h_{s,i}|^2} \right) \quad (3.16b)$$

$$\text{DL - Relay:} \quad P_R^D = \frac{f(2S)}{|h_{s,i}|^2} \left(1 - \frac{|h_{s,d}|^2}{|h_{i,d}|^2} \right) \quad (3.16c)$$

A transmissão pode ocorrer de forma direta, sem o uso de um *relay*. Neste caso, a energia consumida por bit é dada por:

$$E_B^{\text{dir}} = -\frac{2\zeta\rho N_0 \ln(5P_e)}{3|h_{s,d}|^2 \mathcal{G} S} (2^{S/\rho} - 1) + \frac{\zeta P_C}{SB} \quad \left[\frac{\text{Joule}}{\text{bit}} \right]. \quad (3.17)$$

3.5 ALGORITMOS DE SELEÇÃO DE RELAY

Uma vez que o ambiente de simulação foi modelado, é necessária a apresentação dos algoritmos utilizados neste trabalho. Ao todo, foram utilizados cinco algoritmos. Os três primeiros, *Random Relay Selection*, *Maximum Harmonic Mean Relay Selection* e *Max-Min Selection Criterion* são algoritmos de ampla utilização, encontrados em diversos trabalhos, como por exemplo, em [39], [40] e [41]. Enquanto os outros dois, *Fuzzy Logic Relay Selection* e *Minimum Energy Criterion* são propostas extremamente interessantes de

[8] e [9], respectivamente.

Nas subseções a seguir, estes algoritmos serão discutidos.

3.5.1 *Random Relay Selection* (R-RS)

Descrito como o menos complexo dos algoritmos para seleção de *relay*, este algoritmo seleciona de forma aleatória o *relay* que deve ser utilizado para retransmissão do sinal [6].

A vantagem desta técnica é que ela procura distribuir de forma equivalente o consumo de potência para retransmissão, e com isso o tempo de vida das baterias de todos os nós da rede decai também de forma equivalente e mais lenta, evitando a queda da rede toda por um dispositivo sem bateria.

Entretanto, ao escolher o retransmissor sem considerar nenhuma informação adicional, o *relay* escolhido pode estar mais longe do destino ou, mais provável, com uma condição de canal ruim, ou ambos.

3.5.2 *Maximum Harmonic Mean Relay Selection* (MHM-RS)

O método de seleção por maximização da média harmônica (MHM-RS - *Maximum Harmonic Mean Relay Selection*), considera os efeitos sobre os canais entre fonte-*relay* e *relay*-destino para decidir qual *relay* será selecionado para transmissão [7]. Para isto, calcula entre todos os *relays* qual possui a maior média harmônica entre o seu estado de canal com a fonte e com o destino. Detalhes sobre a definição de diferentes tipos de médias, incluindo a média harmônica estão dispostas no Anexo C.

A média harmônica para números reais positivos é definida como sendo o número total de membros dividido pela soma do inverso de cada membro. Para o caso onde deseja-se obter a média harmônica para dois números, basta multiplicá-los e dividir o resultado por sua média aritmética. Desta forma, assumindo $h_{s,i}$ como o ganho de canal entre a fonte transmissora e o i -ésimo *relay* e $h_{i,d}$ como o ganho de canal entre o i -ésimo *relay* e o destino, o *relay* selecionado por este critério será dado por:

$$r = \arg \max_{i \in \mathcal{K}} H(|h_{s,i}|^2, |h_{i,d}|^2), \quad (3.18)$$

sendo \mathcal{K} o conjunto dos possíveis nós *relays* e a função $H(\cdot)$ a média harmônica dada por $H(a, b) = \frac{2ab}{a+b}$.

Esse critério de escolha exige que os caminhos tenham boas condições de canal e que não sejam díspares, evitando que um trecho muito bom em um percurso compense um trecho muito ruim e leve o algoritmo à escolha errada.

3.5.3 *Max-Min Selection Criterion* (MM-RS)

A técnica de seleção de *relay* Máximo-Mínimo (MM-RS - *Maximum-Minimum Relay Selection*) procura o melhor caminho também de acordo com as condições de canal [7], porém a partir desta regra, tem-se a seleção do caminho e portanto do *relay* que combine os ganhos do canal no trecho fonte-*relay* e *relay*-destino, desconsiderando os *relays* que apresentam condições ruins de canais em um dos trechos ou

ambos. Seja r o *relay* selecionado entre os possíveis *relays* do sistema, dado pelo conjunto \mathcal{K} , tal *relay* r dever resultar na melhor condição de canal, i.e., a decisão deve feita através de:

$$r = \arg \max_{i \in \mathcal{K}} \min(|h_{s,i}|^2, |h_{i,d}|^2). \quad (3.19)$$

Assim, se o coeficiente de canal é ruim, a resposta final do conjunto tem acentuada queda, o que faz com que a função de maximização se distancie desses valores.

3.5.4 Fuzzy Logic Relay Selection (FL-RS)

O conceito de lógica fuzzy é aplicado em problemas que requerem soluções não-binárias, bem como requerem o tratamento de metas conflitantes. Nas busca pela ponderação de objetivos conflitantes presentes no problema de otimização da eficiência energética em WSNs a partir dos algoritmos de seleção de *relays* discutidos anteriormente, o emprego da lógica fuzzy permite uma abrangência maior na descrição do problema. Com apelo ao consumo reduzido de potência, o cálculo da lógica fuzzy pode ser realizado combinando-se valores de potência de ganho de canal e percentagem da energia residual de cada sensor ($E_i^{\%}$), com resultados significativos [8].

Em função destas duas variáveis, cada *relay* assumirá um valor numérico dado pela função $f(|h_{n,i}|^2, E_i^{\%})$. O *relay* que apresentar o maior valor numérico ao aplicar esta função deverá ser escolhido como transmissor em um processo de comunicação *dual-hop*.

A fim de classificar e determinar os limites para os ganhos de canais, um grande número de *relays* foram distribuídos de forma aleatória entre o nó fonte e o nó destino. De acordo com a posição de cada *relay* foi determinado o seu ganho de canal em relação ao nó destino. Com o objetivo de obter resultados normalizados, independentes das distâncias de células utilizadas, foi determinado ainda um fator de normalização dado por $k d_{i,\max}^{-\xi}$, onde $d_{i,\max}$ representa a máxima distância possível entre o i -ésimo *relay* e o nó destino. Assim, o ganho de canal normalizado relativo ao *relay* com máxima distância até o destino é descrito por:

$$|h_n|^2 = \frac{d_{i,d}^{-2\xi}}{d_{i,\max}^{-2\xi}} v_{i,d} = \left(\frac{d_{i,\max}}{d_{i,d}} \right)^{2\xi} v_{i,d}. \quad (3.20)$$

As Figuras 3.3.a e 3.3.b exibem, respectivamente, o histograma de $|h_n|^2$ e sua função de distribuição acumulada. Por meio da Figura 3.3.b é possível observar o ponto no qual a função de distribuição acumulada é dividida ao meio, aqui denotado por m . Tendo a medida central de condição de canal, é possível então determinar intervalos de classificação para o mesmo, por exemplo, um *relay* que apresente ganho de canal normalizado maior que o valor médio ($|h_n|^2 > m$) poderia ser classificado como apto para utilização, enquanto que um *relay* que apresente condições desfavoráveis de canal ($|h_n|^2 < m$) seria desconsiderado para seleção. O valor de $m \approx 52.8$ foi obtido em função dos valores contidos na Seção 3.8 (Tabela 3.4) e será utilização para comparação de resultados numéricos entre os algoritmos de seleção de *relay*.

Fuzzificação

Fuzzificação é o processo de mapeamento da entrada numérica em conjuntos fuzzy. Isto

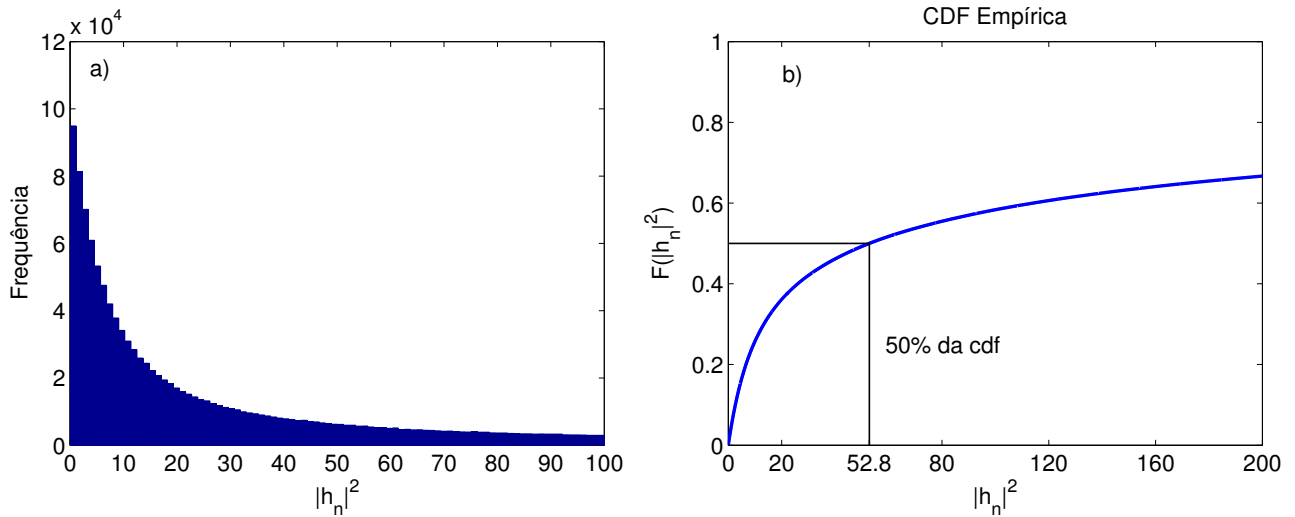


Figura 3.3 – a) Histograma de $|h_n|^2$; b) Função de Distribuição Acumulada de $|h_n|^2$

ocorre através da atribuição de valores lingüísticos definidos por um número relativamente pequeno de funções de pertinência usadas para associar uma classificação a cada termo lingüístico. Este processo de mapeamento pode ocorrer intuitivamente ou então baseado em operações lógicas e algoritmos, por exemplo, redes neurais ou algoritmos genéticos [42]. O método intuitivo é simplesmente derivado do conhecimento ou compreensão sobre o assunto no qual a lógica fuzzy será aplicada. Desta forma, intuitivamente, utiliza-se a variável X_1 como a condição instantânea do canal (ganho de canal) e X_2 a energia remanescente (energia residual) do *relay*. Assim, uma breve descrição qualitativa para os possíveis estados assumidos por estas variáveis é:

$$X_1 = \{fraco, mediano, forte\} \quad (3.21)$$

$$X_2 = \{vazio, moderado, cheio\}. \quad (3.22)$$

A seguir, estes estados das variáveis são mapeados de acordo com $f(|h_{n,i}|^2, E_i^{\%})$ no seguinte conjunto:

$$Y = \{péssimo, inadequado, adequado, bom, excelente\}. \quad (3.23)$$

O mapeamento para a variável Y ocorre através de inferências lógicas do tipo se X_1 assume o estado a e X_2 assume o estado b então Y implica em c . O método de inferência utiliza-se de conhecimento prévio para executar o raciocínio dedutivo. Além disso, as deduções impactarão o resultado sobre a escolha do *relay*, uma vez que, um objetivo pode ser priorizado ou menosprezado. As implicações lógicas utilizadas neste trabalho encontram-se resumidas na Tabela 3.1.

Tabela 3.1 – Implicações da Lógica Fuzzy: $Y \leftarrow f(|h_{n,i}|^2, E_i^{\%})$

Variável $ h_{n,i} ^2$	Variável $E_i^{\%}$		
	<i>vazio</i>	<i>moderado</i>	<i>cheio</i>
<i>fraco</i>	<i>péssimo</i>	<i>inadequado</i>	<i>inadequado</i>
<i>mediano</i>	<i>inadequado</i>	<i>adequado</i>	<i>bom</i>
<i>forte</i>	<i>adequado</i>	<i>bom</i>	<i>excelente</i>

Portanto, quando um *relay* apresentar uma condição de canal considerada “forte” e ao mesmo tempo possuir reserva energética considerada “cheio”, este *relay* obterá a maior classificação (“excelente”) de indicação para uso na retransmissão. De modo semelhante, caso o *relay* apresente classificações do tipo “fraco” e “vazio”, o *relay* receberá a menor classificação de indicação para retransmissão (“péssimo”). O mesmo ocorre com as classificações intermediárias. Note que, as inferências fazem com que um *relay* que apresente uma condição de canal considerada “forte” possua classificação final “adequado” mesmo que sua reserva energética encontre-se “vazio”. Ou seja, ainda que a lógica fuzzy concilie os dois objetivos conflitantes (consumo energético \times tempo de vida), aqui um peso maior ao consumo energético é dado através das inferências lógicas utilizadas. Pois, ao selecionar sistematicamente o *relay* que possui a melhor condição de canal (maior peso está sendo dado à variável $|h_{i,j}|^2$), menor quantidade de energia será despendida durante o processo de comunicação, ainda que o *relay* apresente baixa reserva energética.

A fim de descrever matematicamente esses elementos lingüísticos, funções trapezoidais, triangulares ou Gaussianas são geralmente utilizadas [43]. Neste trabalho, uma função genérica trapezoidal foi adotada, na forma:

$$\text{trap}(x; a, m_1, m_2, b) = \begin{cases} \frac{x-a}{m_1-a}, & \text{se } x \in [a, m_1] \\ 1, & \text{se } x \in [m_1, m_2] \\ \frac{b-x}{b-m_2}, & \text{se } x \in [m_2, b] \\ 0, & \text{Caso contrário,} \end{cases} \quad (3.24)$$

onde $[a, b]$ representam os valores da abscissa da base maior e $[m_1, m_2]$ os valores da abscissa da base menor do trapézio, tal que $a < m_1 \leq m_2 < b$, assim como é demonstrado na Figura 3.4. Esta função trapezoidal mapeia x no intervalo $[0; 1]$, indicando o grau de pertinência de x , denominado $\mu(x)$.

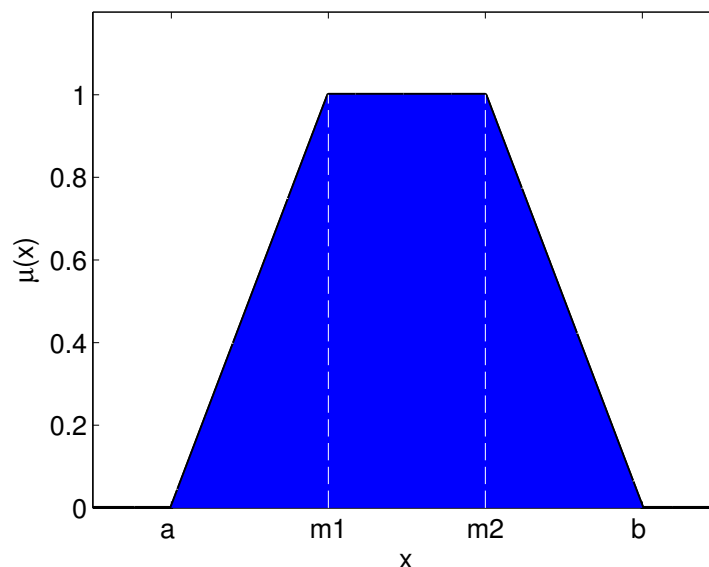


Figura 3.4 – Função de pertinência trapezoidal como medida do grau de pertinência de x .

Desta forma, os valores assumidos para a variável qualitativa X_1 são definidos como: “fraco” para $h_n \leq m - \frac{m}{2}$ e “forte” para $h_n \geq m + \frac{m}{2}$. Para $m - \frac{m}{2} < h_n < m + \frac{m}{2}$ uma combinação entre as classificações “fraco”, “mediano” e “forte” é realizada ponderada por suas pertinências. Pode-se então definir as

funções trapezoidais, exibidas na Figura 3.5.a, de X_1 como:

$$\begin{aligned} \textit{fraco} &= \text{trap}(x_1; 0, 0, m - \frac{m}{2}, m); \\ \textit{mediano} &= \text{trap}(x_1; m - \frac{m}{2}, m, m, m + \frac{m}{2}); \\ \textit{forte} &= \text{trap}(x_1; m, m + \frac{m}{2}, \infty, \infty); \end{aligned} \quad (3.25)$$

Da mesma forma, a variável X_2 é classificada em função do nível percentual de energia remanescente no *relay*, sendo o ponto médio designado por 50% da carga disponível. Assim, as funções trapezoidais de X_2 , exibidas por meio da Figura 3.5.b, são definidas como:

$$\begin{aligned} \textit{vazio} &= \text{trap}(x_2; 0, 0, 25, 50); \\ \textit{moderado} &= \text{trap}(x_2; 25, 50, 50, 75); \\ \textit{cheio} &= \text{trap}(x_2; 50, 75, 100, 100); \end{aligned} \quad (3.26)$$

De acordo com as classificações de X_1 e X_2 obtém-se o grau de relevância de $f(|h_{n,i}|^2, E_i)$, de tal forma que esteja no intervalo $[0, 100]$. As funções trapezoidais de Y , exibidas na Figura 3.5.c, são dadas então por:

$$\begin{aligned} \textit{péssimo} &= \text{trap}(y; 0, 0, 0, 30); \\ \textit{inadequado} &= \text{trap}(y; 10, 30, 30, 50); \\ \textit{adequado} &= \text{trap}(y; 30, 50, 50, 70); \\ \textit{bom} &= \text{trap}(y; 50, 70, 70, 90); \\ \textit{excelente} &= \text{trap}(y; 70, 100, 100, 100); \end{aligned} \quad (3.27)$$

Como exemplo, considere o caso onde um *relay* apresenta ganho de potência do canal normalizado, assim como na eq. (3.20), de $|h_{n,i}|^2 = 60$ e $E_i^{\%} = 85$. Por sua condição de canal normalizada se encontrar entre m e $m + \frac{m}{2}$, a classificação de X_1 é dado pela combinação entre *forte* e *mediano*, sendo o grau de pertinência associado a cada um destes conjuntos obtido pela eq. (3.26):

$$X_1 = \{(\textit{mediano}, 0.73), (\textit{forte}, 0.27)\},$$

Por apresentar quantidade energética acima do limiar para *full*, X_2 é classificado como:

$$X_2 = \{\textit{cheio}, 1\},$$

Neste caso em particular, onde X_1 apresenta duas classificações, Y é representado pelo par gerado pela combinação entre X_1 e X_2 , sendo a relevância determinada a partir do menor grau de $\mu(y)$:

$$\begin{aligned} Y &= \{(\textit{bom}, \min(0.73, 1)), (\textit{excelente}, \min(0.27, 1))\} \\ Y &= \{(\textit{bom}, 0.73), (\textit{excelente}, 0.27)\}. \end{aligned} \quad (3.28)$$

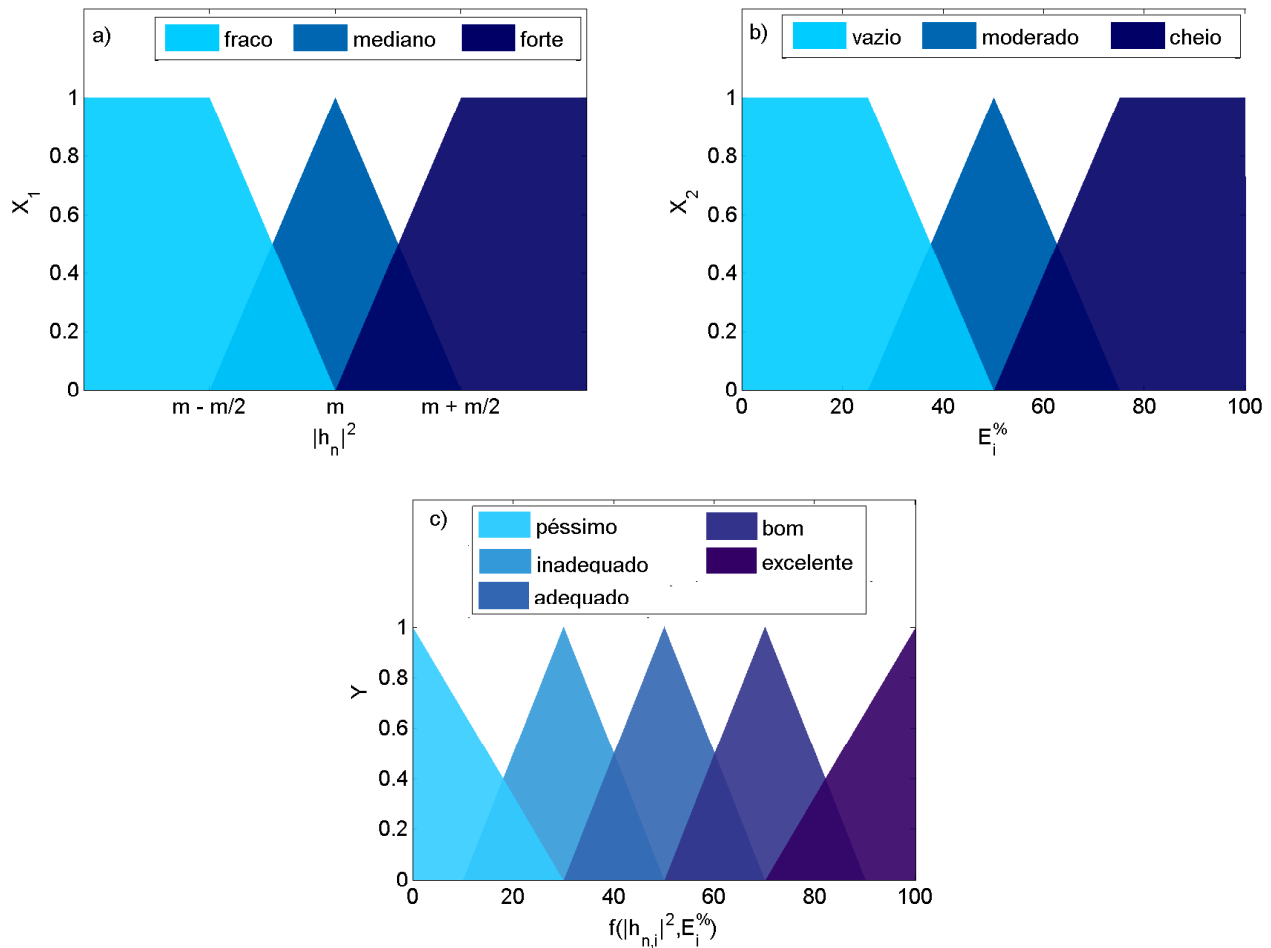


Figura 3.5 – a) Grau de pertinência para X_1 ; b) Grau de pertinência para X_2 ; c) Variável de saída Y

A defuzzificação, ou seja, o processo no qual um valor numérico de saída é obtido a partir dos valores de pertinência ao conjunto fuzzy de saída, é realizada neste trabalho por meio do método do centro de gravidade (CoG - *Center of Gravity*). Isto é feito através dos seguintes passos:

- Primeiramente deve-se encontrar a abscissa do ponto centróide (centro de massa) da forma geométrica de cada saída obtida (informações no Anexo C.4). Como as formas obtidas são trapezoidais, ou triangulares quando $m_1 = m_2$, o centróide pode ser calculado por meio de [44]:

$$C = \frac{b^2 + m_2b + m_2^2 - m_1^2 - am_1 - a^2}{3(b + m_2 - m_1 - a)} \quad (3.29)$$

- Em seguida, deve-se calcular a área A^{trap} compreendida entre o grau de pertinência e o eixo das abscissas para cada saída. As Figuras 3.6.a e 3.6.b exibem em destaque as áreas mencionadas.
- Por fim, o centro de gravidade é obtido através da média ponderada dos pontos centróides por suas respectivas áreas:

$$CoG = \frac{\sum_{j=1}^{\alpha} C_j \times A_j^{trap}}{\sum_{j=1}^{\alpha} A_j^{trap}}, j = 1, \dots, \alpha \quad (3.30)$$

sendo α o número máximo de combinações entre X_1 e X_2 .

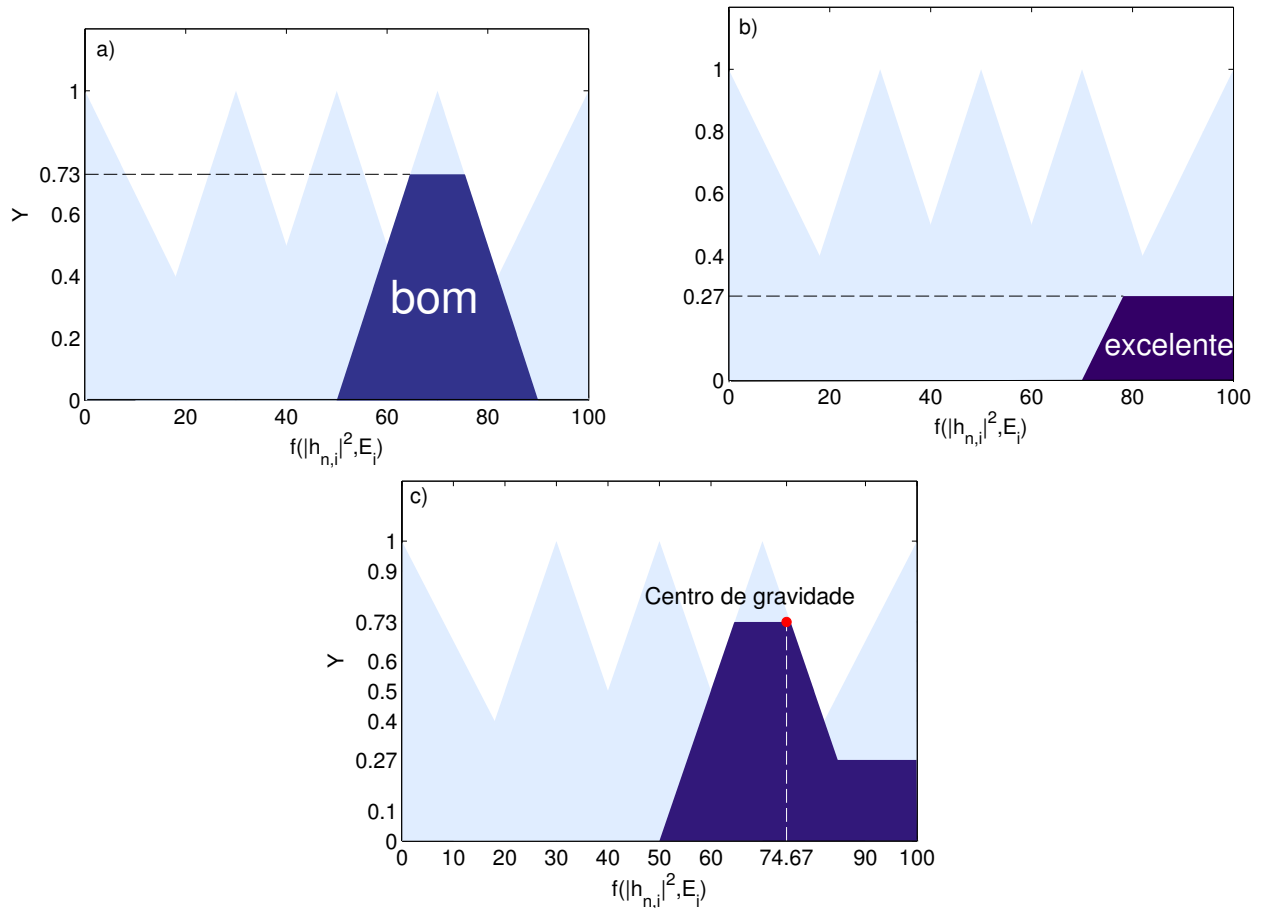


Figura 3.6 – a) Saída 1: (*bom*, 0.73); b) Saída 2: (*excelente*, 0.27; c) Centro de gravidade final

Para o exemplo em curso, o valor de $\text{CoG} = 74.67$ foi obtido como grau de indicação para que o *relay* seja escolhido como transmissor. A Figura 3.6.c destaca a área formada pela combinação das saídas e exibe a saída numérica obtida.

3.5.5 Minimum Energy Criterion (MEC)

No modo de cooperação DF, a energia total consumida por bit de informação na eq. (3.14) pode ser otimizada através da escolha do i -ésimo *relay*, i.e., o i^* que minimiza $E_{B,i}^{\text{COO}}$. Assim, este critério pode ser formulado como o *Minimum Energy Criterion* (MEC) [9].

$$\begin{aligned}
 i^* &= \arg \min_{i \in \{1, 2, \dots, K\}} \left(\frac{1}{|h_{s,i}|^2} + \frac{\zeta}{|h_{d,i}|^2} - \frac{|h_{sd}|^2}{|h_{s,i}|^2 |h_{i,d}|^2} \right) \\
 \text{s.t. (C.1)} \quad & \frac{f(2\mathcal{S})}{|h_{s,i}|^2} + P_C \leq P_{\max}; \\
 \text{(C.2)} \quad & \frac{f(2\mathcal{S}) (|h_{s,i}|^2 - |h_{s,d}|^2)}{|h_{s,i}|^2 \cdot |h_{i,d}|^2} + P_C \leq P_{\max};
 \end{aligned} \tag{3.31}$$

Note que a condição

$$(P_{\max} - P_C) \cdot |h_{s,i}|^2 \geq f(2\mathcal{S}) = p_s^{\text{th}},$$

na restrição (C.1) é necessária para que o i -ésimo *relay* candidato alcance o requisito de QoS durante a transmissão entre fonte-*relay*; p_s^{th} é a mínima potência necessária para atingir o nível de QoS da BER sob

o modo cooperativo com esquema de codificação. Analogamente, a segunda restrição em (3.31) expressa a condição de canal onde o i -ésimo *relay* é capaz de atingir o nível de QoS da BER. Assim, essa condição é definida como:

$$(P_{\max} - P_C) \cdot |h_{i,d}|^2 \geq f(2S) \left(1 - |h_{s,d}|^2 / |h_{s,i}|^2\right) = p_R^{\text{th}}.$$

Finalmente, a potência de transmissão da fonte e do *relay* selecionado podem ser imediatamente determinados a partir da informação da condição de canal e de sua respectiva mínima potência necessária para atingir o critério de QoS da BER sob o modo cooperativo com esquema de codificação; da eq. (3.16a) e eq. (3.16b) prontamente obtém-se:

$$P_S^U = \frac{p_S^{\text{th}}}{|h_{s,i}|^2}; \quad P_{R,i}^U = \frac{p_R^{\text{th}}}{|h_{i,d}|^2} \quad (3.32)$$

3.6 LOCALIZAÇÕES DE *Relays*: REGIÕES COOPERATIVAS

Na comunicação cooperativa, um dos fatores mais importantes é o da localização dos nós envolvidos na comunicação. Avaliando a questão em torno da eficiência energética observa-se que a posição do *relay* em relação a fonte e destino afeta diretamente a quantidade de energia por bit utilizada durante a transmissão. A fim de determinar as regiões em que o uso de um *relay* é considerado vantajoso, foram mapeados os ganhos de canais $|h_{s,i}|^2$, $|h_{i,d}|^2$ e $|h_{s,d}|^2$ na eq. (3.1), em todos os pontos do cenário de comunicação, desconsiderando o desvanecimento Rayleigh e assim obtendo o ganho energético por cooperação (*cooperation energy-gain*), definido como a porcentagem de energia economizada pelo modo cooperativo em relação a transmissão direta para obter a mesma eficiência espectral [9],

$$\eta_E^{\text{save}} = \frac{E_B^{\text{dir}} - E_{B,i}^{\text{coo}}}{E_B^{\text{dir}}} \times 100 \quad [\%], \quad (3.33)$$

com E_B^{dir} e $E_{B,i}^{\text{coo}}$ obtidos pela eq. (3.17) e eq. (3.14), respectivamente.

Assim, o ganho energético por cooperação pode ser obtido substituindo a eq.(3.17) e eq. (3.14) na eq. (3.33), resultando em [9]:

$$\begin{aligned} \eta_E^{\text{save}} &= \\ &= \frac{\frac{2\varrho N_0 \ln(5P_e)}{3\mathcal{G}\mathcal{S}\kappa} (2S/\varrho - 1) \left(\ln \left(\sqrt{1 + \sqrt{1 - P_e}} \right) (2S/\varrho + 1) (d_{s,i}^\xi + \zeta d_{i,d}^\xi - d_{s,i}^\xi d_{i,d}^\xi d_{s,d}^{-\xi}) - \zeta d_{s,d}^\xi \right) - \frac{(1-\zeta)P_C}{2SB}}{-\frac{2\varrho N_0 \ln(5P_e)}{3\mathcal{G}\mathcal{S}\kappa} (2S/\varrho - 1) \zeta d_{s,d}^\xi + \frac{\zeta P_C}{SB}} \\ &\approx \frac{M(S) \left(\zeta - \ln(\sqrt{2}) (2S/\varrho + 1) (d_1^\xi + \zeta d_2^\xi - d_1^\xi d_2^\xi) \right) - \frac{(1-\zeta)P_C}{2SB} d_{s,d}^{-\xi}}{M(S) \zeta + \frac{\zeta P_C}{SB} d_{s,d}^{-\xi}}, \end{aligned} \quad (3.34)$$

onde, por simplicidade, adota-se $d_1 = (d_{s,i}/d_{s,d})$, $d_2 = (d_{i,d}/d_{s,d})$ e $M(S) = -\frac{2\varrho N_0 \ln(5P_e)}{3\mathcal{G}\mathcal{S}\kappa} (2S/\varrho - 1)$. A aproximação acima é válida pois $1 + \sqrt{1 - P_e} \approx 2$.

Considerando uma região de $500 \times 600 \text{ [m}^2\text{]}$, com fonte e destino separados por uma distância de 500 metros e demais parâmetros descritos na subseção seguinte (Tabela 3.4), obteve-se para cada ponto interno à área considerada o ganho energético por cooperação através da eq. (3.33). O resultado é ilustrado

por meio de linhas de contorno nas Figuras 3.9, 3.10, 3.11, 3.12 e 3.13 para diferentes valores de assimetria de tráfego ζ . As linhas que formam as elipses delimitam o mínimo ganho energético por cooperação conforme o valor descrito sobre a linha. Observa-se que o formato destas curvas de nível aproximam-se a elipses, e conforme aumenta-se o valor de ζ , ou seja, maior tráfego no uplink (nó sensor para nó *sink*), maior é a região onde o ganho energético por cooperação é obtido, e também é maior a quantidade de energia economizada no ponto ótimo utilizando o modo cooperativo. Enquanto a região além da elipse que indica valor 0 implica que os *relays* situados ali não serão úteis em termos de melhoria na eficiência energética em relação ao modo direto, uma vez que a energia consumida pelo modo cooperativo será maior do que a energia consumida pelo modo direto.

Ainda que o tráfego no sentido uplink seja muito maior, uma vez que os nós têm como função sensoriar um campo e transmitir as informações obtidas, casos em que o tráfego assume direção contrária são perfeitamente viáveis, como por exemplo durante o envio de parâmetros de atualização ao nó sensor. Para casos como este, foram estimadas regiões que indicam uso vantajoso do modo *relay* para diferentes valores de ζ . Os resultados para as curvas de nível (diferentes ζ) relativas a $\eta_E^{\text{save}} = 0$ na eq. (3.34) são mostrados na Figura 3.7. A fim de obter estas regiões numericamente, foram estabelecidos: z como o eixo maior; v o eixo menor; x_{\min} e x_{\max} sendo o limite mínimo e máximo do domínio, respectivamente, e (x_c, y_c) a coordenada para o ponto central da elipse, conforme ilustrado na Figura 3.8.

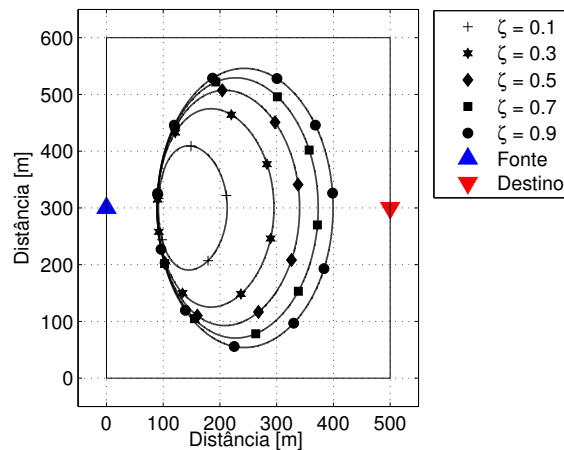


Figura 3.7 – Elipses definem os limites para ganho de cooperação energético. As áreas internas às elipses representam $\eta_e^{\text{save}} > 0$ para os diferentes fatores de tráfego assimétrico ζ .

Sabe-se que a equação de uma elipse, com o centro sendo um vértice, em função das coordenadas x_p e y_p é dada por:

$$\frac{(x_p - x_c)^2}{z^2} + \frac{(y_p - y_c)^2}{v^2} = 1. \quad (3.35)$$

Para que um determinado ponto x_p e y_p seja interior ou ao menos pertença ao lugar geométrico definido pela elipse, é necessário que a seguinte condição seja satisfeita:

$$\frac{(x_p - x_c)^2}{z^2} + \frac{(y_p - y_c)^2}{v^2} \leq 1. \quad (3.36)$$

Portanto, definidos os valores para os eixos z , v , o limite para o domínio e o ponto central de localização da rede de comunicação, estima-se a região onde serão posicionados os *relays* em função do parâmetro ζ de tal sorte a obter ganho energético por cooperação *relay*. A Tabela 3.2 exhibe estes valores para três ζ 's distintos.

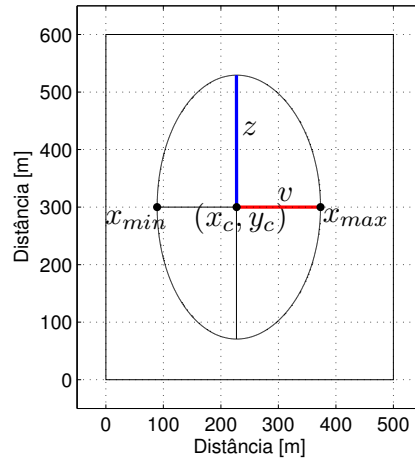


Figura 3.8 – Exemplo de elipse.

Tabela 3.2 – Parâmetros da elipse em função de ζ

ζ	z	v	x_{\min}	(x_c, y_c)	x_{\max}
0.1	109.4	91.4	60.6	(152.1, 300)	212.7
0.5	207.3	89.37	125.5	(214.8, 300)	340.4
0.95	158	89.1	249.6	(247.1, 300)	405.2

Assim, substituindo os valores da Tabela 3.2 para, por exemplo, $\zeta = 0.1$, $\zeta = 0.5$ e $\zeta = 0.95$, na eq. (3.35), as equações que descrevem as elipses as quais aproximam as respectivas regiões de ganho energético por cooperação são dadas por:

$$\zeta = 0.1 \rightarrow y_p = 300 + \sqrt{\left(1 - \frac{(x_p - 152,1)^2}{109,4^2}\right)91,4^2}, \quad x_p \in [60,6; 212,7],$$

$$\zeta = 0.5 \rightarrow y_p = 300 + \sqrt{\left(1 - \frac{(x_p - 214,8)^2}{207,3^2}\right)89,37^2}, \quad x_p \in [125,5; 340,4],$$

$$\zeta = 0.9 \rightarrow y_p = 300 + \sqrt{\left(1 - \frac{(x_p - 247,1)^2}{158^2}\right)89,1^2}, \quad x_p \in [249,6; 405,2].$$

É imediato concluir que caso houvesse a restrição de relay fixo, a posição ótima para localização deste relay, no sentido de maximizar o ganho energético, corresponderia ao ponto médio relativo ao seguimento de reta definido por $(x_{\min}; x_{\max})$. Isso porque, como observado através das linhas de contorno das Figuras 3.9, 3.10, 3.11, 3.12 e 3.13, o ganho energético por cooperação tende a aumentar conforme se aproxima o centro da elipse.

3.7 ANÁLISE DE COMPLEXIDADE

Com o objetivo de determinar o custo computacional dos algoritmos de seleção de *relay* descritos anteriormente, a complexidade deles foi analisada. Para isto, utilizou-se a métrica de complexidade de tempo, a qual contabiliza a quantidade de passos que um algoritmo necessita para resolver um problema de acordo com o tamanho de entrada de dados [45].

A abordagem adotada difere da utilizada na seção 2.6, pois, ao invés de considerar apenas

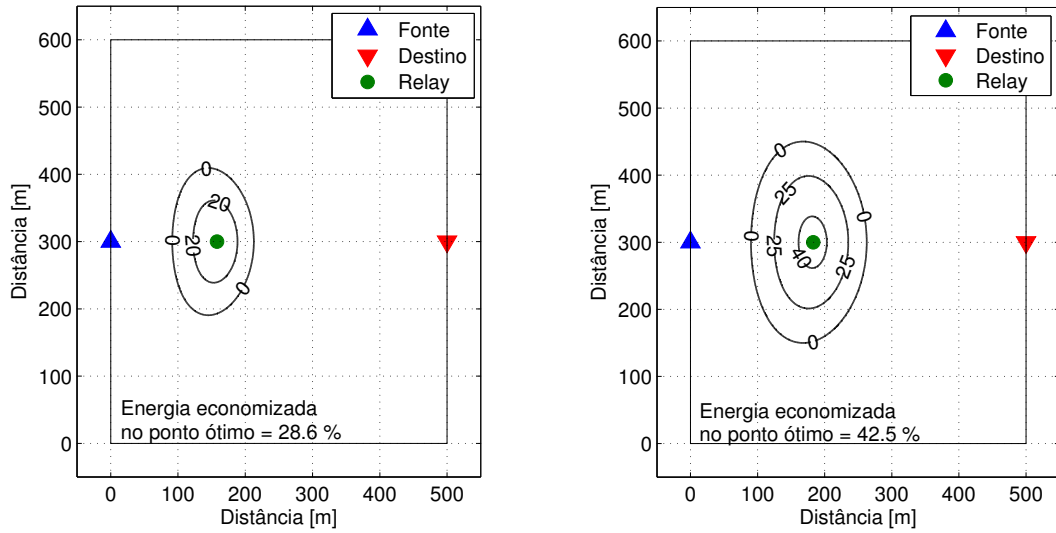


Figura 3.9 – Ganho de cooperação energético (em %) com $\zeta = 0.1$ e $\zeta = 0.2$ respectivamente.

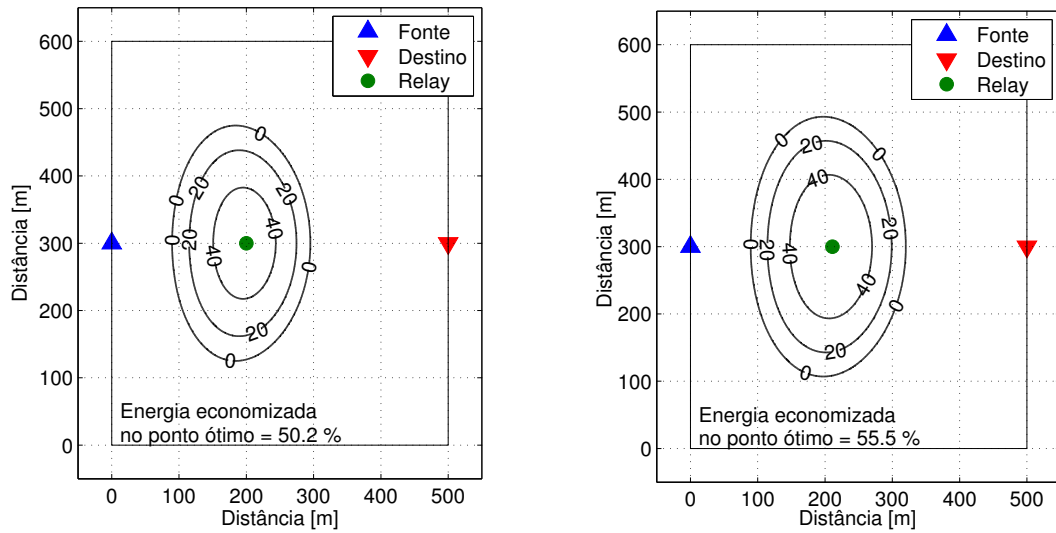


Figura 3.10 – Ganho de cooperação energético (em %) com $\zeta = 0.3$ e $\zeta = 0.4$ respectivamente.

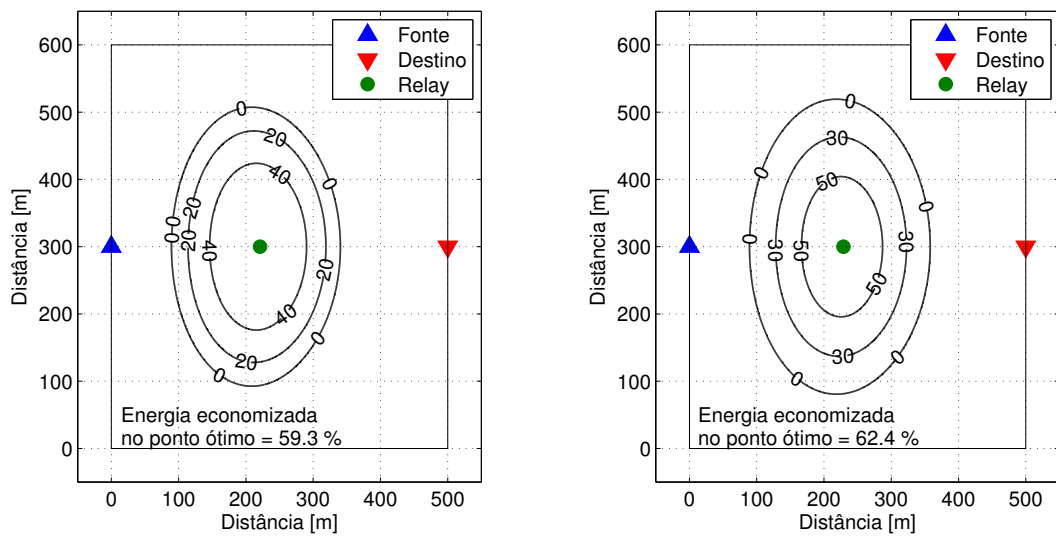


Figura 3.11 – Ganho de cooperação energético (em %) com $\zeta = 0.5$ e $\zeta = 0.6$ respectivamente.

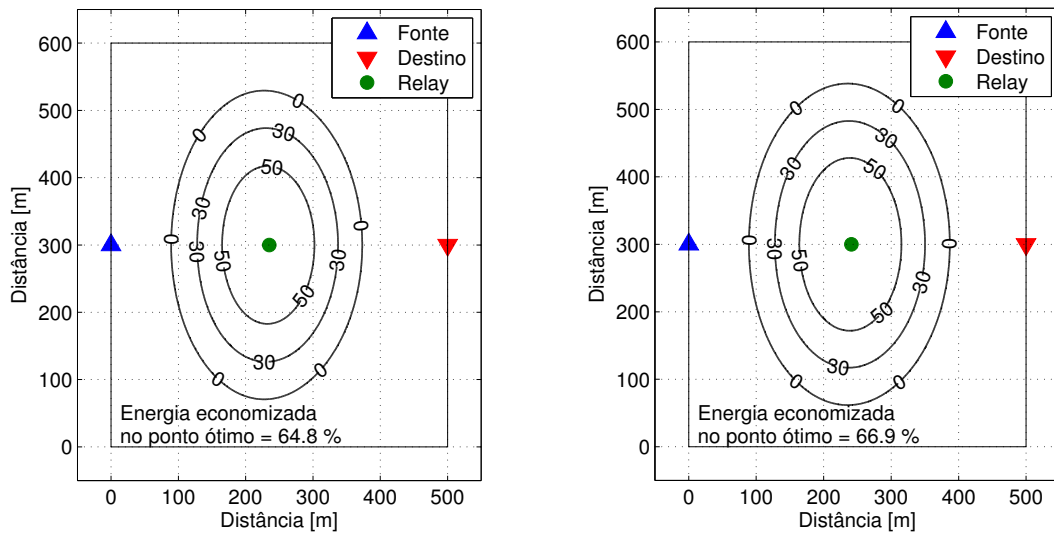


Figura 3.12 – Ganho de cooperação energético (em %) com $\zeta = 0.7$ e $\zeta = 0.8$ respectivamente.

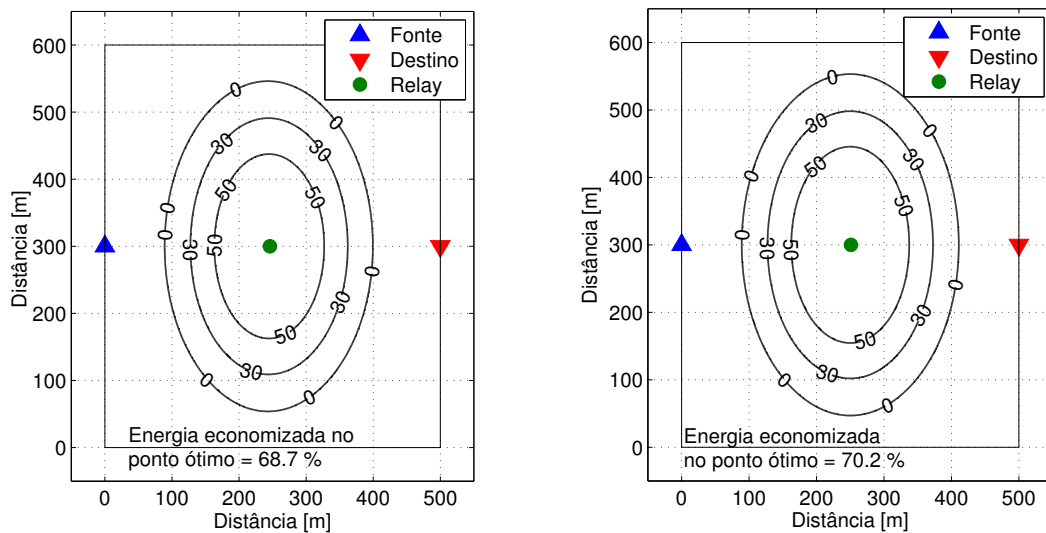


Figura 3.13 – Ganho de cooperação energético (em %) com $\zeta = 0.9$ e $\zeta = 1$ respectivamente.

as operações de ponto flutuante, esta métrica contabiliza todos os passos executados. A escolha desta abordagem deve-se ao fato de que os algoritmos de seleção de *relay* executam poucas operações aritméticas, como demonstrado a seguir. O maior custo computacional concentra-se na ordenação do vetor que possui o critério de seleção utilizado pelo algoritmo.

As implementações realizadas neste trabalho para os algoritmos R-RS, MHM-RS, MM-RS, MEC e FL-RS podem ser visualizadas, respectivamente, por meio dos Algoritmos 2, 3, 4, 5 e 6. Ao lado de cada passo consta a quantidade de vezes que o mesmo será executado. E alguns casos é apresentada a possibilidade mínima e máxima de execuções.

Para o R-RS a função de obtenção de um número aleatório é definida pela implementação, cada desenvolvedor é livre para implementar à seu modo. Entretanto, esta função é normalmente baseada no método *Linear Congruential Generator* (LCG), gerada por meio da fórmula de recursão [44]:

$$Z_i = (aZ_{i-1} + c) \bmod m \quad (3.37)$$

onde Z é a seqüência de valores pseudo-aleatórios, a o multiplicador, c o incremento e m o módulo o qual mantém o resultado das iterações entre 0 e $m - 1$. O método LCG demonstra que a geração de números aleatórios pode ser realizada com um número mínimo de passos. Portanto, para a análise de complexidade do algoritmo R-RS (Algoritmo 2) é admitida a utilização deste método para que os passos sejam contabilizados.

Algoritmo 2 Random Relay Selection (R-RS)

```

1:  $i = \text{random}()$ ; ▷ 1
2:  $\text{return}(i)$ ; ▷ 1

```

Os algoritmos MHM-RS e MM-RS podem ser implementados utilizando poucos passos. Além disso, ambos exigem como entrada apenas as condições de canal entre *relay*-fonte e *relay*-destino, para cada *relay* candidato. Ao receber os valores de entrada, o MHM-RS (Algoritmo 3) aplica a média harmônica sobre os valores de condição de canal para cada *relay*. Feito isso, um vetor contendo a média harmônica para cada i -ésimo *relay* é obtido. Este vetor é ordenado, do menor ao maior valor. Assim, o *relay* que possuir o maior valor de média harmônica será escolhido para transmissão. Se porventura o *relay* escolhido encontra-se indisponível, o algoritmo pode ser adaptado para escolher o *relay* que apresente o segundo maior valor de média harmônica.

Algoritmo 3 Maximum Harmonic Mean Relay Selection (MHM-RS)

```

1: Entrada:  $\mathbf{h}_s, \mathbf{h}_d$ ;
2: para  $i = 1$  até  $K$  faça ▷  $K$ 
3:    $\text{mhm}(i) \leftarrow (2 \times \mathbf{h}_s(i) \times \mathbf{h}_d(i)) / (\mathbf{h}_s(i) + \mathbf{h}_d(i))$  ▷  $K$ 
4: fim para
5:  $\text{mhm\_Ordenado} \leftarrow \text{merge\_sort}(\text{mhm})$ ; ▷  $K \log K$ 
6:  $\text{maior} \leftarrow \text{mhm\_ordenado}(K)$ ; ▷ 1
7: para  $i = 1$  até  $K$  faça ▷  $1 - K$ 
8:   se  $\text{maior} == \text{mhm}(i)$  então ▷  $1 - K$ 
9:      $\text{return}(i)$ ; ▷ 1
10: fim se
11: fim para

```

Ao receber os valores de entrada, o MM-RS (Algoritmo 4) produz um vetor contendo o valor mínimo entre a condição de canal no trecho *relay*-fonte e *relay*-destino para cada i -ésimo *relay*. Este vetor é ordenado, e o *relay* referente ao maior valor contido neste vetor é selecionado para transmissão.

Algoritmo 4 Max-Min Selection Criterion (MM-RS)

```

1: Entrada:  $h_s, h_d$ ;
2: para  $i = 1$  até  $K$  faça ▷  $K$ 
3:   se  $h_d(i) < h_s(i)$  então ▷  $K$ 
4:      $\min(i) \leftarrow h_d(i)$ ; ▷  $1 - K$ 
5:   senão
6:      $\min(i) \leftarrow h_s(i)$ ; ▷  $1 - K$ 
7:   fim se
8: fim para
9:  $mm \leftarrow \text{merge\_sort}(\min)$ ; ▷  $K \log K$ 
10:  $\max \leftarrow MM(K)$ ; ▷  $1$ 
11: para  $i = 1$  até  $K$  faça ▷  $1 - K$ 
12:   se  $\max == mm(i)$  então ▷  $1 - K$ 
13:      $\text{return}(i)$ ; ▷  $1$ 
14:   fim se
15: fim para

```

Por sua vez, o MEC utiliza como valores de entrada a energia residual e a condição de canal entre fonte e destino, além das condições de canal entre *relay*-fonte e *relay*-destino. A cada *relay* é atribuído um valor determinado pela eq. (3.31), exceto quando o *relay* é considerado inapto para transmissão, isto é, ele não consegue atingir os limites impostos pelas restrições da eq (3.31). Dessa forma, o *relay* que apresentar o menor valor, será escolhido para transmissão.

Algoritmo 5 Minimum Energy Criterion Selection (MEC)

```

1: Entrada:  $e_p, h_s, h_d, h_{sd}$ ;
2: para  $i = 1$  até  $K$  faça ▷  $K$ 
3:   se  $(e_p(i) - P_C) \times h_s \geq f \quad || \quad (e_p(i) - P_C) \times h_d \geq f \times (1 - h_{sd}/h_s)$  então
4:      $\text{mec}(i) \leftarrow \text{inf}$ ; ▷  $1 - K$ 
5:   senão
6:      $\text{mec}(i) \leftarrow 1/h_s(i) + \zeta/h_d(i) - h_{sd}/h_s(i)/h_d(i)$ ; ▷  $1 - K$ 
7:   fim se
8: fim para
9:  $\text{mec\_ordenado} \leftarrow \text{merge\_sort}(\text{mec})$  ▷  $K \log K$ 
10:  $\min \leftarrow \text{mec\_ordenado}(K)$ ; ▷  $1$ 
11: para  $i = 1$  até  $K$  faça ▷  $1 - K$ 
12:   se  $\min == \text{mec}(i)$  então ▷  $1 - K$ 
13:      $\text{return}(i)$ ; ▷  $1$ 
14:   fim se
15: fim para

```

A implementação do F-RS (Algoritmo 6) exige uma quantidade superior de passos em comparação aos outros algoritmos. Isto porque, como já visto na Seção 3.5.4, o método envolve o mapeamento das duas variáveis de entrada, energia residual e canal normalizado, para valores fuzzy. Neste processo, a variável é classificada e processada de acordo com o valor que assume, isto faz com que várias operações condicionais sejam utilizadas, implicando em um número superior de passos.

Algoritmo 6 Lógica Fuzzy - Parte 1

```

1: Entrada:  $e_p; h_n$ ;
2:  $meanA \leftarrow meancdf - meancdf/2$ ; ▷ 1
3:  $meanD \leftarrow meancdf + meancdf/2$ ; ▷ 1
4:  $X1 \leftarrow zeros(K, 3)$ ; ▷ 3K
5: para  $i = 1$  até  $K$  faça ▷ K
6:   se  $h_n(i) < meanA$  então ▷ K
7:      $X1(i, 1) \leftarrow trap(x, 0, 0, meanA, meancdf)$ ; ▷ 0 - K
8:   senão se  $h_n(i) > meanD$  então ▷ 0 - K
9:      $X1(i, 3) = trap(h_n(i), meancdf, meanD, inf, inf)$ ; ▷ 0 - K
10:  senão ▷ 0 - K
11:     $X1(i, 1) \leftarrow trap(h_n(i), 0, 0, meanA, meancdf)$ ; ▷ 0 - K
12:     $X1(i, 2) \leftarrow trap(h_n(i), meanA, meancdf, meancdf, meanD)$ ; ▷ 0 - K
13:     $X1(i, 3) \leftarrow trap(h_n(i), meancdf, meanD, inf, inf)$ ; ▷ 0 - K
14:  fim se
15: fim para

```

A complexidade dos algoritmos esta resumida na Tabela 3.3, a qual concentra o número total de passos executados por cada algoritmo. A notação *big O* indica a análise de pior caso, ou seja, o limite superior de complexidade de tempo do algoritmo em análise. Com exceção do R-RS, os demais algoritmos podem ser implementados com complexidade $\mathcal{O}(K \log K)$. Isto ocorre devido ao algoritmo de ordenação empregado. Como demonstrado em [46], o algoritmo de ordenação *merge sort*, admitido nesta análise, possui complexidade $\mathcal{O}(K \log K)$, sendo uma alternativa viável frente a outros algoritmos de ordenação que possuem complexidade de tempo superior. Além disso, nota-se que o FL-RS exige um número maior de passos, como é possível observar por meio da Figura 3.14. Entretanto, sua implementação é viável mesmo aumentando o número de relays do sistema, pois sua ordem de complexidade é a mesma dos demais algoritmos, com exceção do R-RS.

Tabela 3.3 – Número de passos em função do número de relays K

Algoritmo	Número de Passos	Ordem de complexidade
R-RS	2	$\mathcal{O}(2)$
MHM-RS	$K \log K + 4K + 2$	$\mathcal{O}(K \log K)$
MM-RS	$K \log K + 6K + 2$	$\mathcal{O}(K \log K)$
MEC	$K \log K + 5K + 2$	$\mathcal{O}(K \log K)$
FL-RS	$K \log K + 126K + 24$	$\mathcal{O}(K \log K)$

Algoritmo 7 Lógica Fuzzy - Parte 2

```

16: X2  $\leftarrow$  zeros( $K, 3$ ) ▷  $K$ 
17: para  $i = 1$  até  $K$  faça ▷  $K$ 
18:   se  $e\_p \leq 25$  então ▷  $K$ 
19:     X2( $i, 1$ )  $\leftarrow$  trap( $e\_p, 0, 0, 25, 50$ ); ▷  $0 - K$ 
20:   senão se  $e\_p \geq 75$  então ▷  $0 - K$ 
21:     X2( $i, 3$ )  $\leftarrow$  trap( $e\_p, 50, 75, 100, 100$ ); ▷  $0 - K$ 
22:   senão
23:     X2( $i, 1$ )  $\leftarrow$  trap( $e\_p, 0, 0, 25, 50$ ); ▷  $0 - K$ 
24:     X2( $i, 3$ )  $\leftarrow$  trap( $e\_p, 25, 50, 50, 75$ ); ▷  $0 - K$ 
25:     X2( $i, 2$ )  $\leftarrow$  trap( $e\_p, 50, 75, 100, 100$ ); ▷  $0 - K$ 
26:   fim se
27: fim para
28: Y  $\leftarrow$  zeros( $K, 1$ ) ▷  $K$ 
29: P_matrix  $\leftarrow$  [0, 0, 0, 30; 10, 30, 30, 50; 30, 50, 50, 70; 50, 70, 70, 90; 70, 100, 100, 100]; ▷  $20$ 
30: para  $i=1$  até  $K$  faça ▷  $K$ 
31:   Map_resp  $\leftarrow$  zeros(4,4); ▷  $16K$ 
32:   para  $l = 1$  até 3 faça ▷  $3K$ 
33:     se X2( $i, r$ ) = 0 então ▷  $3K$ 
34:        $v\_min \leftarrow$  min([X1( $i, l$ ) X2( $i, r$ )]); ▷  $0 - 12K$ 
35:       [label_ind label]  $\leftarrow$  mapX( $l, r$ ); ▷  $0 - 6K$ 
36:       selecione label_ind faça
37:         caso 1
38:           faça([Y1 Y2]  $\leftarrow$  obtemY ( $v\_min, 0, 0, 0, 30$ )) ▷  $0 - 3K$ 
39:         caso 2
40:           faça([Y1 Y2]  $\leftarrow$  obtemY ( $v\_min, 10, 30, 30, 50$ )) ▷  $0 - 3K$ 
41:         caso 3
42:           faça([Y1 Y2]  $\leftarrow$  obtemY ( $v\_min, 30, 50, 50, 70$ )) ▷  $0 - 3K$ 
43:         caso 4
44:           faça([Y1 Y2]  $\leftarrow$  obtemY ( $v\_min, 50, 70, 70, 90$ )) ▷  $0 - 3K$ 
45:         caso 5
46:           faça([Y1 Y2]  $\leftarrow$  obtemY ( $v\_min, 70, 100, 100, 100$ )) ▷  $0 - 3K$ 
47:         Map_resp(indice, :)  $\leftarrow$  [label_ind  $v\_min$  Y1 Y2]; ▷  $0 - 12K$ 
48:         indice  $\leftarrow$  indice + 1; ▷  $0 - 3K$ 
49:       fim se
50:     fim para
51:      $i \leftarrow 1$ ; ▷  $K$ 
52:      $sup \leftarrow 0$ ; ▷  $K$ 
53:      $infer \leftarrow 0$ ; ▷  $K$ 
54:     enquanto  $l < 5 \cap map\_resp(l, 1) \neq 0$  faça ▷  $5K$ 
55:        $c \leftarrow$  centroide(P_matrix(Map_resp( $l, 1$ ), 1), Map_resp( $l, 3$ ), Map_resp( $l, 4$ ), ...
56: P_matrix(Map_resp( $l, 1$ ), 4)); ▷  $5K$ 
57:        $a \leftarrow$  area_trap(map_resp( $l, 2$ ), P_matrix(map_resp( $l, 1$ ), 1), map_resp( $l, 3$ ), ...
58: map_resp( $l, 4$ ), P_matrix(map_resp( $l, 1$ ), 4)); ▷  $5K$ 
59:        $sup \leftarrow sup + c \times a$ ; ▷  $5K$ 
60:        $infer \leftarrow infer + a$ ; ▷  $5K$ 
61:        $l = l + 1$ ; ▷  $5K$ 
62:     fim enquanto
63:     Y( $i$ )  $\leftarrow$  ( $sup/infer$ );
64: fim para
65: fl  $\leftarrow$  merge_sort(Y); ▷  $K \log K$ 
66:  $i \leftarrow fl(K)$ ; ▷ 1
67: return( $i$ ); ▷ 1

```

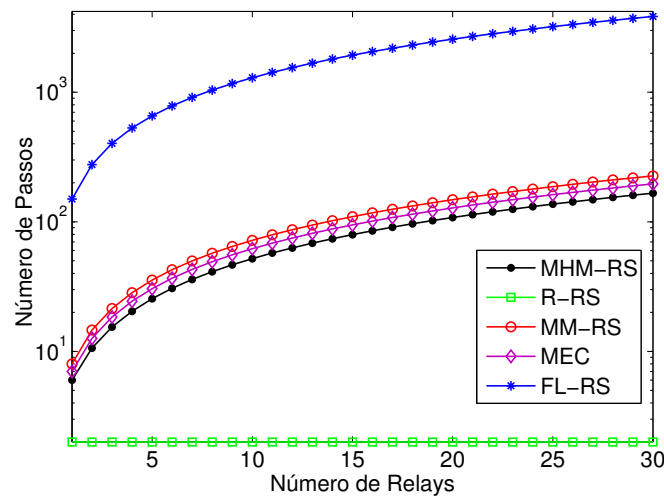


Figura 3.14 – Número de passos em função do número de relays.

3.8 RESULTADOS NUMÉRICOS

Para a construção do cenário de simulação, considerou-se uma célula retangular de $500 \times 600[\text{m}^2]$, com K relays distribuídos aleatoriamente sobre a região em formato próximo ao de uma elipse onde o ganho energético por cooperação é superior a 0, sendo fixado um fator de tráfego ζ , conforme descrito na seção 3.6. Como exemplo, a Figura 3.15 ilustra uma distribuição aleatória de dez relays dentro de sua região de ganho energético por cooperação para os três valores de ζ utilizados.

Fonte e destino encontram-se separados por uma distância de 600 metros e a comunicação entre eles ocorre obrigatoriamente no modo cooperativo, i.e., utilizando um relay transmissor. Adota-se o esquema de modulação codificada em treliça, através da simplificação realizada na eq. (3.12), onde é incorporada à potência de transmissão, a taxa de codificação para o codificador treliça e o ganho de codificação. Os demais parâmetros utilizados para simulação podem ser conferidos na Tabela 3.4.

Os algoritmos de seleção de relay, descritos na seção 3.3, bem como o critério de otimização MEC e o algoritmo de seleção baseado na lógica fuzzy, descritos, respectivamente, nas seções 3.5.4 e 3.5.5, foram avaliados em função de dois parâmetros importantes de eficiência da rede WSN. O primeiro é a quantidade de energia utilizada por bit de informação transmitido, obtido através da eq. (3.14). Busca-se, neste sentido, encontrar o algoritmo que minimize a quantidade de energia despendida por bit. O segundo diz respeito ao tempo de vida da rede (vide seção 3.4.1).

Todos relays são iniciados com a mesma quantidade de energia ε_0 [J], e a cada iteração i ocorre uma nova distribuição dos relays, com os relays permanecendo estáticos e com o ganho de canal variando de acordo com seu novo posicionamento. Desta forma, com as mesmas condições de posicionamento e ganho de canal, os algoritmos de seleção de relay são aplicados. Cada relay, selecionado por seu respectivo algoritmo, transmite um total de 512 bits, e assim, novamente o critério de seleção é aplicado, cada transmissão é contabilizada como uma unidade de tempo de vida. Este processo ocorre até que o primeiro relay apresente $\varepsilon_j \leq 0$, ou seja, esgote seu recurso energético, implicando o fim do processo de comunicação.

Para todos protocolos, 512 bits são enviados a cada nova transmissão; adicionalmente,

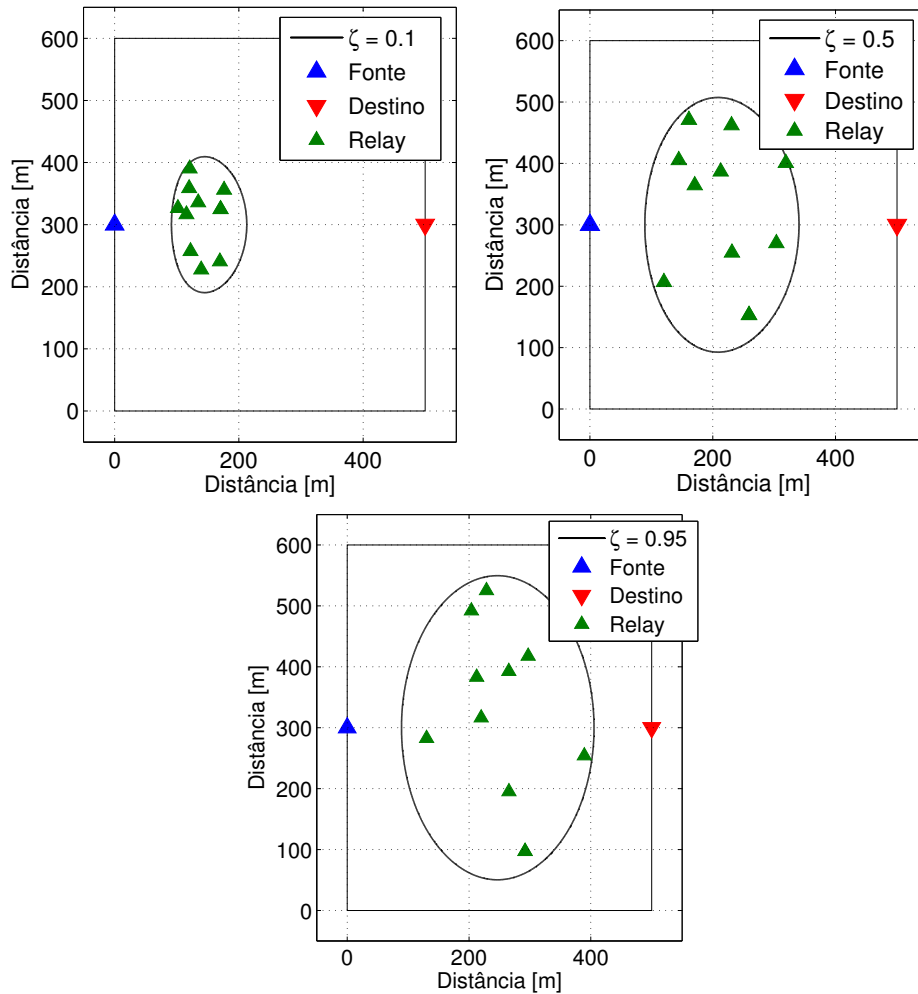


Figura 3.15 – Exemplos de Cenários com: a) $\zeta = 0.1$; b) $\zeta = 0.5$; c) $\zeta = 0.95$

Tabela 3.4 – Parâmetros de Simulação

Parâmetro	Valor
Protocolo	Codificação DF
Número de <i>Relays</i>	$K \in [2; 30]$
Codificador	Trellis
Eficiência Espectral Cooperativa	$S = 1$ [bps/Hz]
Fator de tráfego assimétrico	$\zeta \in [0.10; 1.0]$
Constante de Canal	$\kappa = -128.1$ [dB]
Largura de Banda	$B = 180$ KHz
Frequência de Portadora	$f_c = 1.8$ GHz
Ruído PSD	$N_0 = -171$ [dBm/Hz]
Expoente de <i>Path loss</i>	$\xi = 3.76$
Ganho de codificação	$\mathcal{G} = 4.7$ [dB]
Taxa de Codificação	$\rho = 2/3$
BER Máxima	$P_e = 10^{-4}$
Máxima Energia da Bateria	$P_{\max} = 33$ [dBm]
Potência de transmissão da fonte (UP)	P_R^D obtido pela eq. 3.16a
Potência de transmissão do <i>relay</i> (UP)	P_S^U obtido pela eq. 3.16b
Potência de transmissão do <i>relay</i> (Down)	P_R^U obtido pela eq. 3.16c
Energia inicial do <i>relay</i>	$\varepsilon_0 = 10$ [J]
Potência Consumida pelo Circuito	$P_C = 20$ [dBm]
Distância entre Fonte e Destino	$d_{s,d} = 0.6$ [km]

assume-se que a informação após ser decodificada com sucesso pelo relay selecionado (sem erros) será transmitida e também decodificada com sucesso no receptor; portanto aqui não se admite retransmissão da infor-

mação, através de mecanismos/protocolos de retransmissão¹ do tipo ARQ, HARQ etc. Assim, para se obter a quantidade total de informação recebida (idêntica à transmitida) \mathcal{I} , em [bits], sob cada protocolo, basta multiplicar a quantidade de transmissões realizadas (tempo de vida da rede) τ por 512 [bits]:

$$\mathcal{I} = 512 \cdot \tau \quad [\text{bits}]$$

Um total de 20.000 iterações foram feitas, e as médias das realizações em função do número de *relays* são exibidas nas Figuras 3.16, 3.17 e 3.18, i.e, a energia de bit média e tempo de vida médio da rede. Em ambos os resultados, o valores de $\zeta = 0.1$, $\zeta = 0.5$ e $\zeta = 0.95$ para o fator de tráfego assimétrico foram adotados.

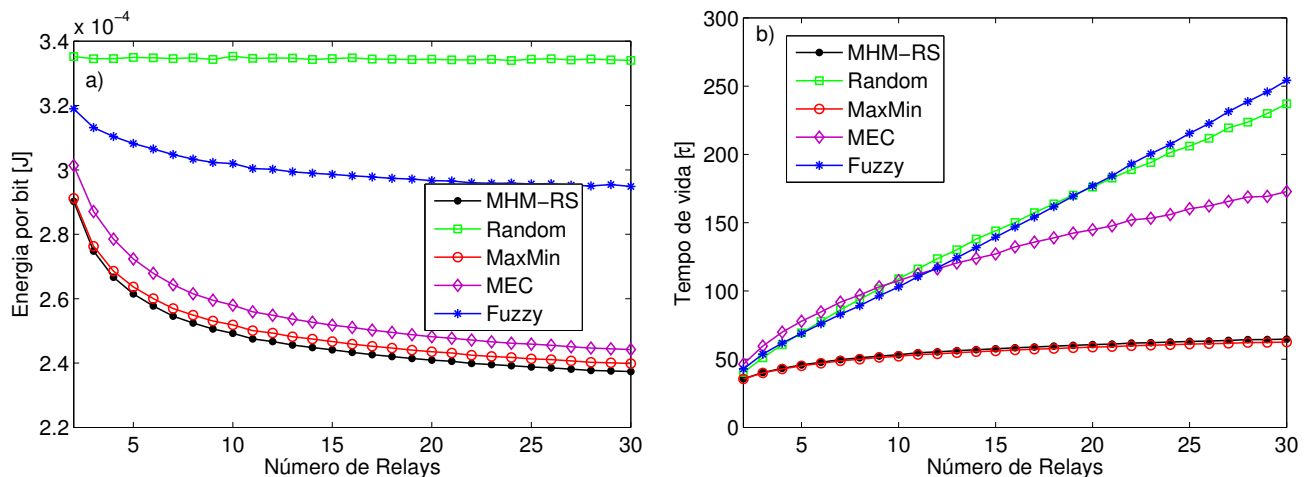


Figura 3.16 – a) Energia por bit em função do número de *relays*; b) Respective “Tempo de vida da WSN” em função do número de *relays*. Fator de Tráfego assimétrico $\zeta = 0.95$

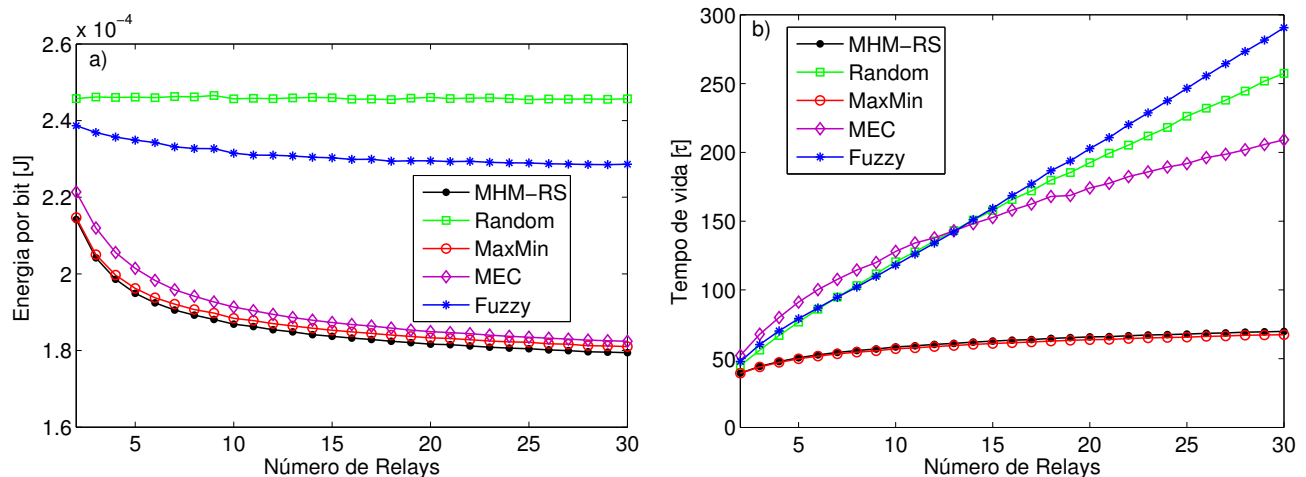


Figura 3.17 – a) Energia por bit em função do número de *relays*; b) Respective “Tempo de vida da WSN” em função do número de *relays*. Fator de Tráfego assimétrico $\zeta = 0.5$

Analisando estas figuras, observa-se que os algoritmos MHM-RS e MM-RS apresentam baixa relação energia por bit. Isto porque, ambos algoritmos concentram em selecionar os *relays* baseados unicamente no critério condição de canal. Consequentemente, os *relays* em melhores condições tendem a ser selecionados repetidamente, ocasionando o tempo de vida precoce em ambas estratégias.

¹ Não há necessidade de retransmissão, uma vez que admite-se protocolo DF, codificação treliça e requisito de potência de transmissão mínima atendido para a obtenção de uma taxa de erro de bit máxima admitida P_e .

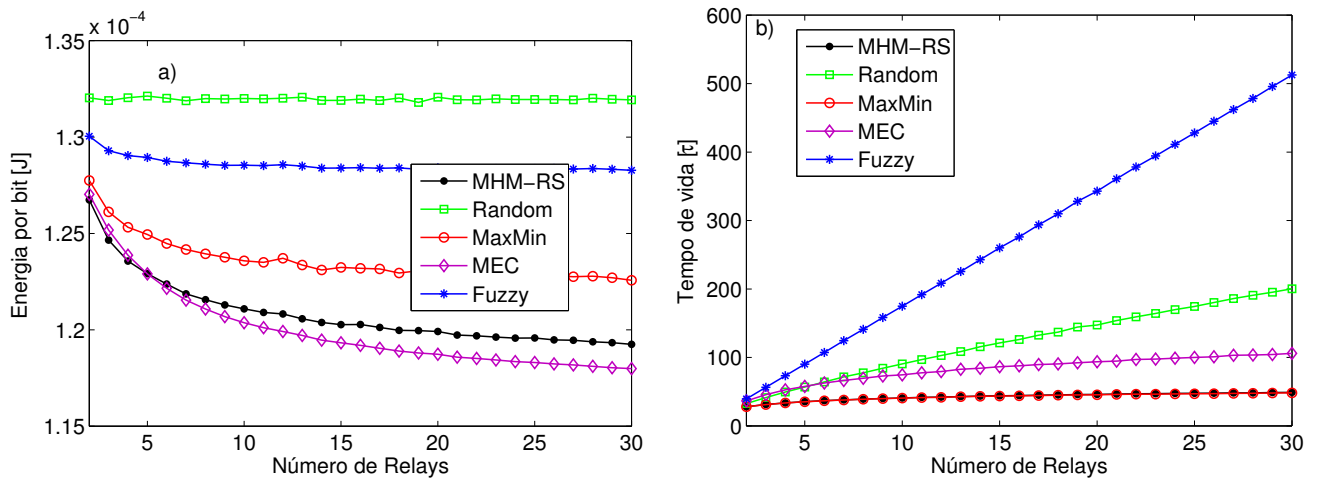


Figura 3.18 – a) Energia por bit em função do número de relays; b) Respective “Tempo de vida da WSN” em função do número de relays. Fator de Tráfego assimétrico $\zeta = 0.1$

Ao selecionar aleatoriamente os relays, sem utilizar qualquer outro critério, o algoritmo *random relay selection* (R-RS) distribui o consumo de energia aproximadamente de forma igual, isto eleva o consumo energético por bit, uma vez que relays em más condições podem ser escolhidos e consequentemente aumentam o consumo energético do sistema. No entanto, ao assumir a tarefa de retransmissão de forma igual para todos os relays, a probabilidade que algum relay esgote rapidamente sua reserva energética torna-se muito baixa. Por este motivo, este algoritmo apresenta um alto tempo de vida.

O critério de otimização MEC seleciona os relays de forma que a relação energia por bit seja a menor possível. No entanto, as restrições impostas na eq. (3.31) impedem que algum relay venha a esgotar sua reserva energética muito precocemente. Ao verificar que a possível transmissão pode resultar no fim da reserva energética do relay candidato, o critério MEC o exclui do processo de seleção, com isto outro relay, mesmo que apresentando condições de canal inferiores e portanto maior consumo energético, deverá ser escolhido. Desta forma, o consumo de energia por bit de informação eleva-se um pouco em relação às melhores soluções obtidas com o uso dos algoritmos MHM-RS e MM-RS (Figuras 3.16 e 3.17), porém, o tempo de vida da rede aumenta consideravelmente.

O algoritmo de seleção de relay FL-RS, possui como objetivo equilibrar os dois critérios em questão. Fica evidente, por meio das Figuras 3.16, 3.17 e 3.18, que o FL-RS deixa de obter uma melhor relação energética a fim de prolongar o tempo de vida da rede, com isto, o seu tempo de vida é superior ao algoritmo R-RS para $\zeta = 0.1$ e próximo ao algoritmo R-RS para um número de relays igual a: 20, para $\zeta = 0.95$ e 15, para $\zeta = 0.5$, a partir de então o seu tempo de vida torna-se crescentemente superior. Em resumo, uma WSN com um grande número de relays baseada em algoritmo de seleção de relay FL-RS apresentará o maior tempo de vida.

Como é possível verificar a partir das Figuras 3.16.a, 3.17.a e 3.18.a, ao variar o fator de tráfego assimétrico ζ , há uma troca de posições entre os algoritmos quando ζ é baixo. Para evidenciar este comportamento, foi realizada a plotagem da relação energia por bit e do tempo de vida, ambos em função do fator ζ , para um número fixo de 10 relays, exibido pela Figura 3.19. Nota-se que para ζ inferior a 0.3, a relação energia por bit apresentada pelo algoritmo MEC é marginalmente inferior aos algoritmos MHM-RS e MM-RS,

enquanto para ζ superior a 0.4 o algoritmo MEC apresenta consumo de energia por bit marginalmente maior em relação aos dois algoritmos citados anteriormente. Para melhor analisar este comportamento, a quantidade de energia por bit em relação a ζ foi decomposta entre as partes atuantes na comunicação. Dessa forma, a Figura 3.20 exhibe: a) a energia por bit total, ou seja, a energia por bit do *relay* mais a energia por bit da fonte; b) a energia por bit consumida apenas pelo *relay*; c) a energia por bit consumida apenas pela fonte.

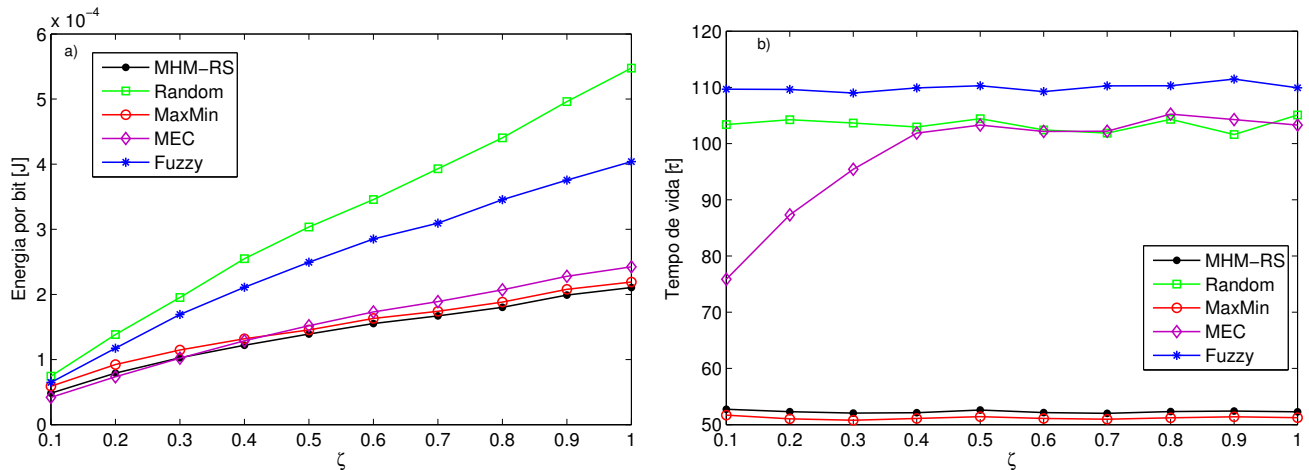


Figura 3.19 – a) Relação Energia por bit em função de ζ ; b) Tempo de vida em função de ζ . Número de relays: $K = 10$.

Observa-se, por meio da Figura 3.20.a, que o valor de energia por bit total (Relay + Fonte) é crescente conforme aumenta-se o valor de tráfego assimétrico, ou seja, maior tráfego no sentido fonte-destino (*upstream*). Isto acontece com todos algoritmos em questão, principalmente devido ao fato da métrica utilizada para definição da relação energia por bit (vide eq. 3.7 na Seção 3.4.3), considerar apenas a potência utilizada pela fonte para o tráfego no sentido de *upload* (fonte \rightarrow destino), enquanto a potência necessária para o *download* (fonte \leftarrow destino) é ignorada, dado que é razoável assumir que o nó *sink* tenha acesso à energia pouco restritiva em uma WSN. Por meio da Figura 3.20.c é possível confirmar tal comportamento, visto que, quando ζ é muito baixo, a energia utilizada pela fonte é próxima de zero, conforme aumenta-se ζ , aumenta-se também o consumo por parte da fonte.

Analisando o consumo energético do *relay* (3.20.b), nota-se que para os algoritmos MHM-RS e MM-RS há pouca variação enquanto aumenta-se o fator de tráfego assimétrico, ainda que, para ambos, a quantidade de energia por bit seja crescente. Para o algoritmo R-RS ocorre aumento do custo por unidade de bit ao se aumentar o valor de tráfego assimétrico até $\zeta = 0.8$, após, há uma leve queda na quantidade de energia por bit utilizada pelo algoritmo. A curva apresentada pelo FL-RS indica que o custo por bit é maior quando o tráfego é balanceado, ou seja, ocorre nas duas direções com frequências próximas ($\zeta = 0.5$). Quando o tráfego assume maior peso em uma única direção a energia por bit para o *relay* tende a diminuir. Para o algoritmo MEC, a quantidade de energia por bit é crescente de $\zeta = 0.1$ à $\zeta = 0.7$, após, há uma pequena queda na quantidade de energia por bit para $\zeta = 0.8$, $\zeta = 0.9$ e $\zeta = 1$.

A divisão do consumo energético entre fonte e *relay* também foi feita levando-se em consideração o ganho energético por cooperação. Para a Figura 3.21 os 10 *relays* foram distribuídos em uma área na qual o mínimo de ganho energético por cooperação possível de se obter é de 25%. O mesmo vale para a Figura 3.22, entretanto, com o mínimo ganho energético por cooperação de 50%. Observe que nesta Figura

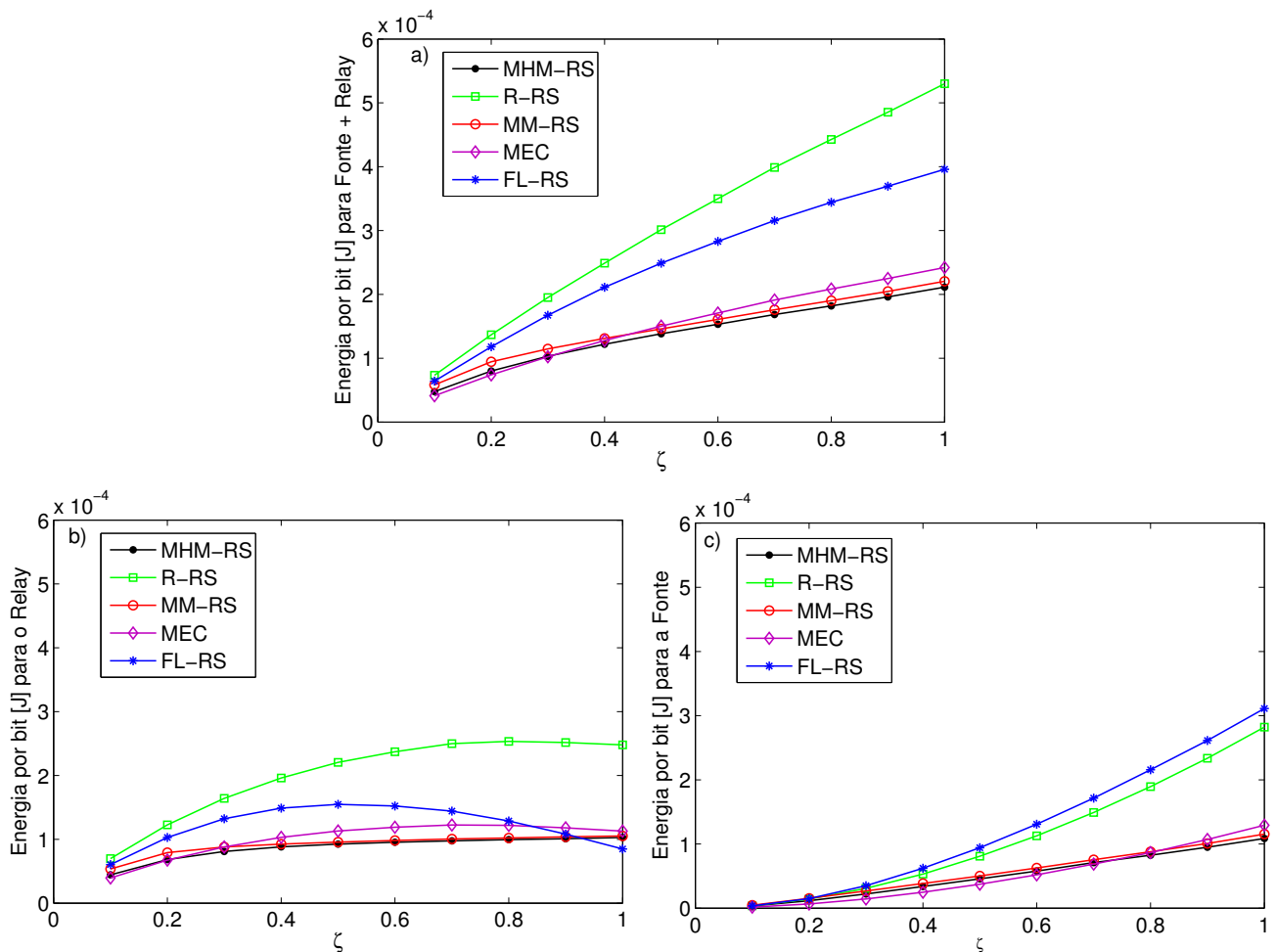


Figura 3.20 – 10 Relays distribuídos sobre área de ganho energético por cooperação > 0 .

o tráfego assimétrico inicia com o valor 0.3, isto porque, como já discutido na seção 3.6, e demonstrado pela Figura 3.9, para o valor de tráfego assimétrico $\zeta = 0.1$ e $\zeta = 0.2$ os maiores ganhos possíveis são de 28,6% e 42,5%, respectivamente, sendo assim, impossível obter 50% de ganho energético por cooperação. Ao inserir os *relays* em áreas onde o ganho energético por cooperação é maior, verifica-se a redução da quantidade de energia por bit necessária para transmissão (Figuras 3.20.a, 3.21.a e 3.22a). Isto acontece para todos os algoritmos, além disso, o intervalo energético (diferença de energias) entre os algoritmos que utilizam mais energia (R-RS e FL-RS) e menos energia (MEC, MM-RS e MHM-RS) tendem a diminuir, conforme visto nas figuras 3.21.a e 3.22a.

Por fim, os algoritmos utilizados neste trabalho são comparados na Tabela 3.5; questões como o fator que os levam a decidir qual *relay* será utilizado e o principal objetivo ou benefício que o algoritmo oferece são destacados.

Tabela 3.5 – Características dos algoritmos de seleção de *relay*

Algoritmo	R-RS	MHM-RS	MM-RS	MEC	FL-RS
Considera o estado momentâneo do canal		✓	✓	✓	✓
Considera o tempo de vida da rede				✓	✓
Considera a reserva energética (bateria)				✓	✓
Reduz consumo energético		✓	✓	✓	✓

Dada a grande gama de algoritmos de seleção de *relay* disponíveis, cabe ao projetista da

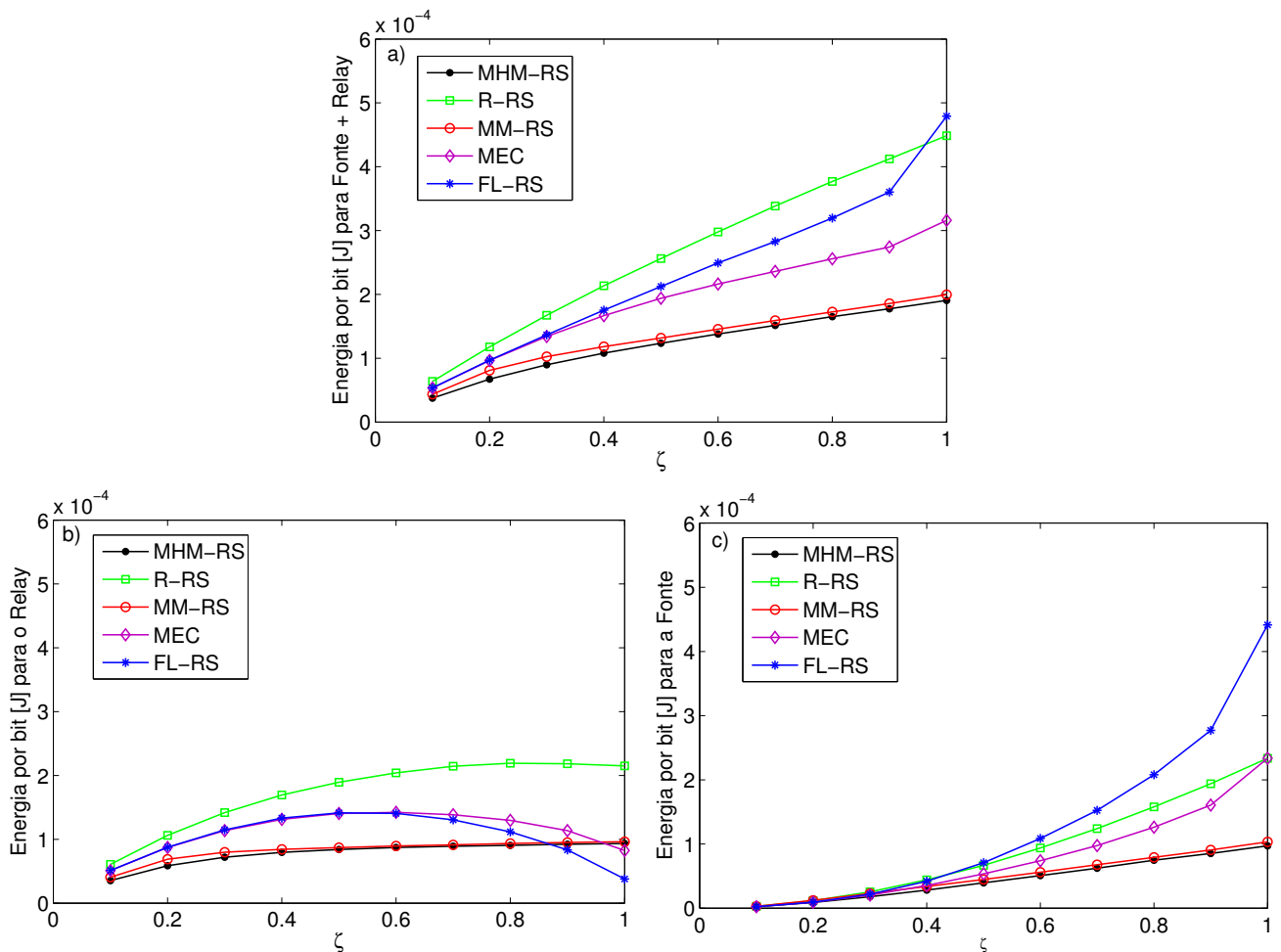


Figura 3.21 – 10 Relays distribuídos sobre área de ganho energético por cooperação > 25%.

rede de comunicação determinar qual algoritmo cumprirá da melhor forma suas necessidades. Os algoritmos MHM-RS e MM-RS podem muito bem ser utilizados quando deseja-se reduzir o consumo energético total do sistema de comunicação, entretanto, como já discutido, o consumo energético poderá recair sobre um único dispositivo, reduzindo consideravelmente o tempo de vida da rede sem fio. Estes algoritmos melhor se adequam a redes fixas, onde os dispositivos possuem uma fonte energética externa, como por exemplo, conexão a uma rede elétrica. Para uma rede de sensores sem fio, a possibilidade de haver uma fonte de energia externa é remota. Portanto, algoritmos que levem em consideração a questão energética são essenciais. Como mostrado, os algoritmos MEC e FL-RS conseguem combinar a questão energética com o tempo de vida. O algoritmo MEC apesar de conseguir bons índices está atrelado ao modelo e caracterização de sistema adotados. O algoritmo FL-RS, por outro lado, independe do cenário, embora seja sensível às escolhas conceituais determinadas pelos experts. Além disso, o FL-RS mantém uma ordem de complexidade baixa para sua implementação, sendo possível também, através de simples modificações sobre as implicações lógicas que determinam as classificações, fazer ajustes finos para que as necessidades da rede sejam atendidas.

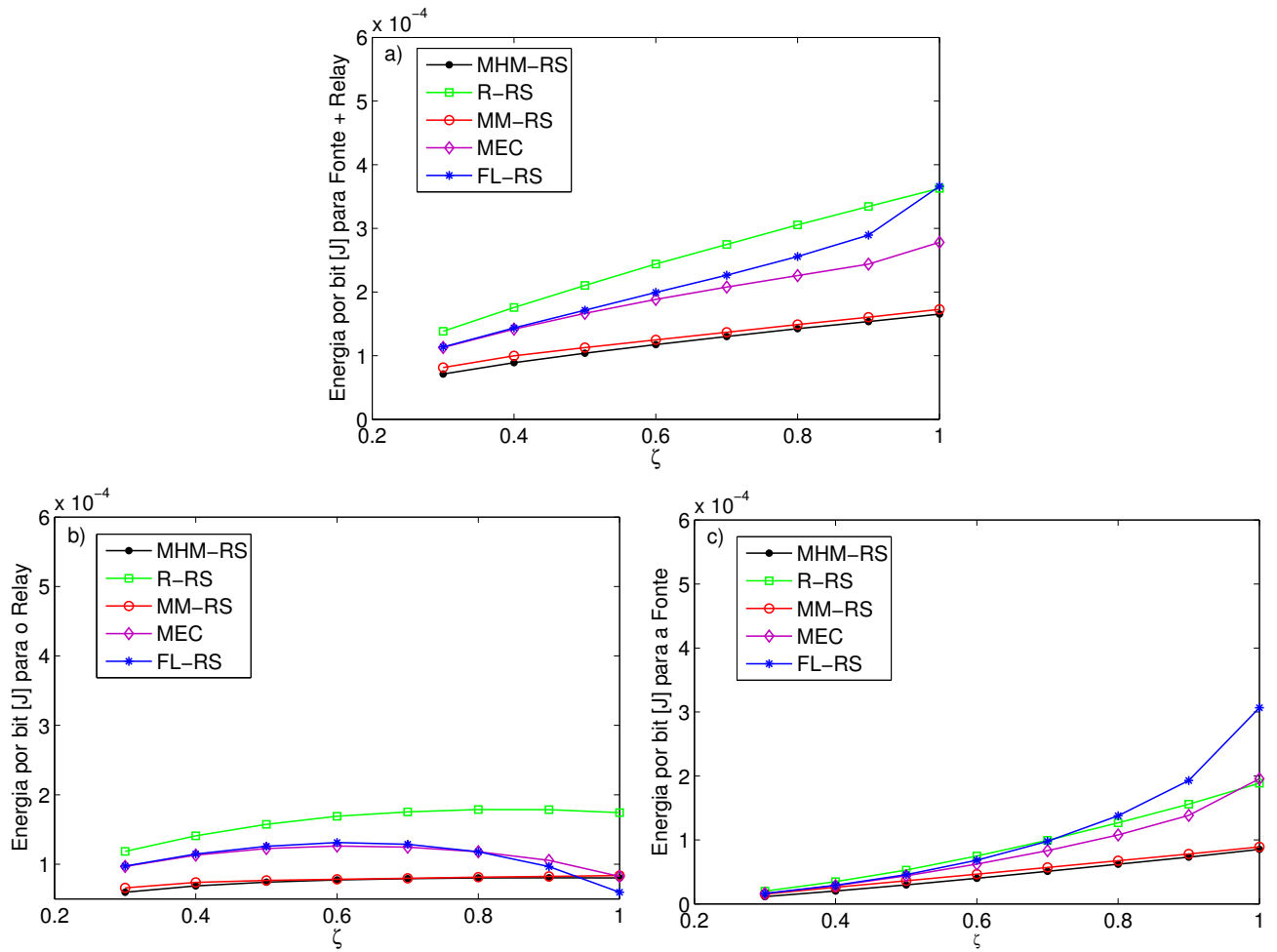


Figura 3.22 – 10 Relays distribuídos sobre área de ganho energético por cooperação > 50%.

4 CONCLUSÃO

Este trabalho abordou dois algoritmos de alocação de potência em redes do tipo DS/CDMA. O primeiro, denominado Modelo Analítico, obtém o vetor de potência o qual minimiza a soma total de potência transmitida, sujeita a um critério de QoS. O segundo algoritmo, denominado Modelo de Controle de Potência de Verhulst, obtém uma ótima aproximação do vetor dito ótimo, com um custo computacional inferior ao Modelo Analítico, desde que o número de usuários do sistema seja maior que 14, conforme demonstrado na seção 2.6. O alto custo empregado pelo PCA-Analítico foi observado através da análise de complexidade. O motivo deve-se principalmente à operação de inversão de matriz feita pelo algoritmo. Fica claro então o elevado custo de implementação do método analítico para cenários de aplicação realistas, exigindo assim métodos alternativos capazes de obter versões aproximadas para o vetor de potência ótimo do sistema. Tendo avaliado a qualidade da solução encontrada pelo Modelo de Controle de Potência de Verhulst, verificou-se a inviabilidade de implementação destes algoritmos em plataforma DSP TMS320C6713 de ponto flutuante. Espera-se que, com o aumento da capacidade de processamento dos dispositivos móveis, a implementação destes algoritmos seja viável. Entretanto, a confirmação somente poderá ser feita após a aplicação e verificação do tempo de execução em um dispositivo mais moderno. Ainda que os aspectos importantes sobre a configuração de *hardware* destes dispositivos mais novos sejam conhecidos, uma projeção somente poderá ser realizada após a implementação do algoritmos no mesmo.

Em relação às redes de sensores sem fio (WSNs), o trabalho analisou o impacto das posições geográficas dos nós relays, nas quais a comunicação cooperativa torna-se vantajosa do ponto de vista da eficiência energética, i.e., o consumo energético através do modo cooperativo é menor do que o necessário para atingir a mesma eficiência espectral no modo direto. Também foi mostrado analiticamente que o lugar geométrico em que é possível obter ganho de cooperação com relação ao posicionamento dos nós *relays* é definido por áreas elipsoidais. Resultados numéricos adotando-se $\zeta = 0.1$, $\zeta = 0.5$ e $\zeta = 0.95$ confirmam que os algoritmos clássicos de seleção de *relay* MHM-RS e MM-RS obtêm baixo consumo energético por bit transmitido; no entanto, expõe também sua fragilidade em termos de tempo de vida da rede. Enquanto o critério MEC objetiva diminuir o consumo energético por bit, suas restrições impedem a ocorrência de um curto tempo de vida da rede, tornando este critério consideravelmente superior na questão tempo de vida, em relação aos dois algoritmos citados anteriormente, ao custo de um incremento no consumo energético por bit. O algoritmo de seleção de *relay* FL-RS mostra-se eficiente ao equilibrar os dois objetivos, maximizar o tempo de vida e minimizar a quantidade de energia despendida por bit. Seu desempenho quanto ao critério energia utilizada é consideravelmente superior ao algoritmo R-RS ao mesmo tempo em que demonstra desempenho muito próximo, no quesito tempo de vida da rede, para um número de *relays* inferior a 20, e notadamente superior quando o número de *relays* cresce significativamente.

O estudo sobre os algoritmos de seleção de *relay* mostra que o algoritmo R-RS não considera nenhuma informação durante seu processo de seleção, fazendo com que seu uso seja recomendado apenas quando deseja-se estender o tempo de vida da rede e quando o fator energético não assumir importância ou for ilimitado. Por considerar o estado momentâneo do canal, os algoritmos MHM-RS e MM-RS são indicados quando busca-se reduzir o consumo energético total do sistema de comunicação. Entretanto, assim como visto, a redução energética ocorre ao selecionar um *relay* que apresente boas condições de canal. Ao ser selecionado múltiplas vezes, este *relay* tende a esgotar sua reserva energética precocemente, comprometendo o tempo de vida da rede de comunicação.

A lógica fuzzy aplicada à seleção de *relay* pode combinar objetivos distintos e conflitantes entre si. Neste trabalho, o objetivo foi combinar a redução do consumo energético com a extensão do tempo de vida da rede, com ligeira ênfase na redução energética. Para isto, o algoritmo FL-RL, proposto por [8], também considera o estado instantâneo do canal. No entanto, diferente dos algoritmos MHM-RS e MM-RS, o FL-RL considera o estado momentâneo da reserva energética do possível candidato a atuar como *relay*. Resultados numéricos indicam o equilíbrio dos dois objetivos em questão por este algoritmo, tornando-o apto a ser utilizado em redes de sensores sem fio, cujos estes objetivos são de fundamental importância.

Já o algoritmo MEC, possui como objetivo selecionar o *relay* que minimize a relação energia por bit. Para isto, o algoritmo baseia-se também no estado momentâneo de canal. Embora não tenha como objetivo principal, a restrição que impede que um candidato a *relay* seja utilizado e esgote sua reserva energética faz com que o MEC considere a questão energética, prolongando também o tempo de vida da rede. Assim como o FL-RS, o algoritmo MEC ao reduzir o consumo energético e prolongar o tempo de vida, torna-se apto a ser utilizado em redes de sensores sem fio.

REFERÊNCIAS

- [1] LAHIRI, K. et al. Battery-driven system design: a new frontier in low power design. In: *Design Automation Conference, 2002. Proceedings of ASP-DAC 2002. 7th Asia and South Pacific and the 15th International Conference on VLSI Design. Proceedings*. Bangalore, Índia: IEEE, 2002. p. 261 –267. ISBN 0-7695-1441-3.
- [2] AKYILDIZ, I. et al. Wireless sensor networks: a survey. *Computer Networks*, Elsevier, v. 38, p. 393–422, 2002.
- [3] CHEN, T.; KIM, H.; YANG, Y. Energy efficiency metrics for green wireless communications. In: *Wireless Communications and Signal Processing (WCSP), 2010 International Conference on*. Suzhou, China: IEEE, 2010. p. 1–6. ISBN 978-1-4244-7554-4.
- [4] CI, S.; SHARIF, H.; NULI, K. Study of an adaptive frame size predictor to enhance energy conservation in wireless sensor networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, v. 23, n. 2, p. 283–292, Fev. 2005. ISSN 0733-8716.
- [5] LAMBOR, S.; JOSHI, S. Critical hops calculation for energy conservation in a multi-hop wireless sensor network. In: *Wireless Communication and Sensor Networks (WCSN), 2010 Sixth International Conference on*. Allahabad, Índia: IEEE, 2010. p. 1–6. ISBN 978-1-4244-9731-7.
- [6] ZARIFI, K. et al. Relay selection schemes for uniformly distributed wireless sensor networks. In: *Wireless Communications and Networking Conference, 2009. WCNC 2009. IEEE*. Budapeste, Turquia: IEEE, 2009. p. 1–6. ISSN 1525-3511.
- [7] BLETSAS, A. et al. A simple cooperative diversity method based on network path selection. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, v. 24, n. 3, p. 659–672, 2006. ISSN 0733-8716.
- [8] PERON, G. d. S.; BRANTE, G. G. d. O.; SOUZA, R. D. Método distribuído de seleção de relays em redes cooperativas utilizando lógica fuzzy para otimização da vazão e tempo de vida. *Anais do XXIX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, p. 1–5, Out. 2011.
- [9] YANG, W. et al. Energy-efficient relay selection and optimal relay location in cooperative cellular networks with asymmetric traffic. *The Journal of China Universities of Posts and Telecommunications*, v. 17, n. 6, p. 80–88, 2010.
- [10] HAYKIN, S.; MOHER, M. *Sistemas de Comunicações Wireless*. Porto Alegre: Bookman, 2008.
- [11] JALALI, A.; FEENEY, M.; CHHEDA, A. Performance of fast forward link power control for CDMA systems. In: *Vehicular Technology Conference, 1998. VTC 98. 48th IEEE*. Ottawa, Canadá: IEEE, 1998. v. 1, p. 630–633 vol.1. ISSN 1090-3038.
- [12] SENETA, E. *Non-negative Matrices and Markov Chains (Springer Series in Statistics)*. New York, EUA: Springer, 2006. ISBN 978-0387297651.
- [13] BAPAT, R.; RAGHAVAN, T. *Non-negative matrices and applications*. New York, EUA: Cambridge University Press, 1997.
- [14] GROSS, T. J.; ABRÃO, T.; JESZENSKY, P. J. E. Distributed power control algorithm for multiple access systems based on Verhulst model. *International Journal of Electronics and Communications*, v. 1, p. 1–12, 2010.
- [15] VERHULST, P. F. Notice sur la loi que la population poursuit dans son accroissement. In: *Correspondance mathématique et physique*. Bruxelas, Bélgica: Société Belge de Librairie, 1838. v. 10, p. 113–121.

- [16] MIAO, G.; HIMAYAT, N.; LI, Y. Energy-efficient link adaptation in frequency-selective channels. *IEEE Trans. Commun.*, v. 58, n. 2, p. 545–554, Fev. 2010.
- [17] RODRIGUEZ, V. An analytical foundation for resource management in wireless communication. In: *Global Telecommunications Conference, 2003. GLOBECOM '03. IEEE*. San Francisco, EUA: IEEE, 2003. v. 2, p. 898–902. ISBN 0-7803-7974-8.
- [18] SARAYDAR, C.; MANDAYAM, N.; GOODMAN, D. Efficient power control via pricing in wireless data networks. *IEEE Trans. Commun.*, v. 50, n. 2, p. 291–303, Fev. 2002.
- [19] GOODMAN, D. J.; MANDAYAN, N. B. Power control for wireless communication. *IEEE Personal Communication Magazine*, v. 7, n. 4, p. 48–54, Abril 2000.
- [20] ULUKUS, S.; YATES, R. Stochastic power control for cellular radio systems. *Communications, IEEE Transactions on*, v. 46, n. 6, p. 784–798, Junho 1998.
- [21] CHAKRAVARTHY, V. et al. TDCS, OFDM, and MC-CDMA: a brief tutorial. *Communications Magazine, IEEE*, v. 43, n. 9, p. S11–S16, Set. 2005.
- [22] PILLAI, S.; SUEL, T.; CHA, S. The Perron-Frobenius theorem: some of its applications. *Signal Processing Magazine, IEEE*, v. 22, n. 2, p. 62–75, Março 2005.
- [23] SALKUYEH, D. K.; TOUTOUNIAN, F. Optimal iterate of the power and inverse iteration methods. *Applied Numerical Mathematics*, v. 59, n. 7, p. 1537–1548, 2009.
- [24] BOYD, S.; VANDENBERGHE, L. *Convex Optimization*. New York, EUA: Cambridge University Press, 2004. 661-664 p.
- [25] PANG, T. *An Introduction to Computational Physics*. New York, EUA: Cambridge University Press, 2006. 125-131 p.
- [26] SENDONARIS, A.; ERKIP, E.; AAZHANG, B. User cooperation diversity. part i. system description. *Communications, IEEE Transactions on*, v. 51, n. 11, p. 1927–1938, 2003. ISSN 0090-6778.
- [27] LANEMAN, J.; TSE, D.; WORNELL, G. W. Cooperative diversity in wireless networks: Efficient protocols and outage behavior. *Information Theory, IEEE Transactions on*, v. 50, n. 12, p. 3062–3080, 2004. ISSN 0018-9448.
- [28] JING, Y.; JAFARKHANI, H. Single and multiple relay selection schemes and their achievable diversity orders. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, v. 8, n. 3, p. 1414 –1423, Março 2009. ISSN 1536-1276.
- [29] BLETSAS, A.; SHIN, H.; WIN, M. Cooperative communications with outage-optimal opportunistic relaying. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, v. 6, n. 9, p. 3450–3460, 2007. ISSN 1536-1276.
- [30] YANG, Z.; ZHANG, Q.; NIU, Z. Throughput improvement by joint relay selection and link scheduling in relay-assisted cellular networks. *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, v. 61, n. 6, p. 2824 –2835, Julho 2012. ISSN 0018-9545.
- [31] CHO, S. rae; CHOI, W.; HUANG, K. QoS provisioning relay selection in random relay networks. *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, v. 60, n. 6, p. 2680 –2689, Julho 2011. ISSN 0018-9545.
- [32] CHEN, Y. et al. A smart gateway for health care system using wireless sensor network. In: *Sensor Technologies and Applications (SENSORCOMM), 2010 Fourth International Conference on*. Veneza, Itália: IEEE, 2010. p. 545–550. ISBN 978-1-4244-7538-4.
- [33] ANASTASI, G. et al. Energy conservation in wireless sensor networks: A survey. *Ad Hoc Netw.*, Elsevier Science Publishers B. V., Amsterdam, Holanda, v. 7, n. 3, p. 537–568, Maio 2009.
- [34] BERES, E.; ADVE, R. Selection cooperation in multi-source cooperative networks. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, v. 7, n. 1, p. 118 –127, Jan. 2008.

- [35] DIETRICH, I.; DRESSLER, F. On the lifetime of wireless sensor networks. *ACM Trans. Sen. Netw.*, ACM, New York, USA, v. 5, n. 1, p. 5:1–5:39, Fev. 2009.
- [36] GOLDSMITH, A. *Wireless Communications*. New York, EUA: Cambridge University Press, 2005.
- [37] TAROKH, V.; SESHADRI, N.; CALDERBANK, A. Space-time codes for high data rate wireless communication: performance criterion and code construction. *Information Theory, IEEE Transactions on*, v. 44, n. 2, p. 744–765, Março 1998.
- [38] VANDENDORPE, L. et al. Power allocation for OFDM transmission with DF relaying. In: *Communications, 2008. ICC '08. IEEE International Conference on*. Beijing, China: IEEE, 2008. p. 3795–3800.
- [39] GONG, Y.; ZHU, Y. A relay selection scheme based on the harmonic mean in two-way relay networks with physical layer network coding. In: *Mobile Congress (GMC), 2011 Global*. Shanghai, China: IEEE, 2011. p. 1–5.
- [40] CHEN, X. et al. Asymptotic analysis of opportunistic relaying based on the max-generalized-mean selection criterion. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, v. 10, n. 4, p. 1050–1057, 2011. ISSN 1536-1276.
- [41] FU, Y. Single relay selection schemes in two-way relaying networks. In: *Microelectronics and Electronics (PrimeAsia), 2010 Asia Pacific Conference on Postgraduate Research in*. Shanghai, China: IEEE, 2010. p. 304–307.
- [42] ROSS, T. J. *Fuzzy Logic with Engineering Applications*. 2. ed. Grã-Bretanha: John Wiley & Sons, 2004. ISBN 0-470-86074-X.
- [43] GANESH, M. *Introduction To Fuzzy Sets And Fuzzy Logic*. New Delhi, Índia: Prentice-Hall Of India Pvt. Limited, 2006.
- [44] WANG, Y.-M. et al. On the centroids of fuzzy numbers. *Fuzzy Sets Syst.*, Elsevier North-Holland, Inc., Amsterdam, Holanda, v. 157, n. 7, p. 919–926, Abril 2006. ISSN 0165-0114. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1016/j.fss.2005.11.006>>.
- [45] MEYERS, R. A. (Ed.). *Computational complexity theory, techniques, and applications*. New York, EUA: Springer, 2012. ISBN 9781461418009.
- [46] YANG, Y.; YU, P.; GAN, Y. Experimental study on the five sort algorithms. In: *Mechanic Automation and Control Engineering (MACE), 2011 Second International Conference on*. Chongqing, China: IEEE, 2011. p. 1314–1317.
- [47] CHASSAING, R. *Digital Signal Processing and Applications with the C6713 and C6416 DSK*. New Jersey, EUA: Wiley-Interscience, 2004.

APÊNDICES

APÊNDICE A

TEOREMA DE PERRON-FROBENIUS.

A.1 AUTOVALORES E AUTOVETORES.

Temos por raio espectral da matriz \mathbf{A} , representado por $\rho(\mathbf{A})$, o maior valor absoluto dentre os autovalores de \mathbf{A} . De forma que os autovalores e autovetores associados a uma matriz \mathbf{A} , devem respeitar a seguinte igualdade [22]

$$\mathbf{A}\mathbf{x} = \lambda\mathbf{x} \quad (\text{A.1})$$

Onde \mathbf{x} e λ representam os autovetores e autovalores, respectivamente. Assim o raio espectral pode ser definido como

$$\rho(\mathbf{A}) = \max_i |\lambda_i(\mathbf{A})| \quad (\text{A.2})$$

A.2 TEOREMA DE PERRON-FROBENIUS.

O teorema de Perron-Frobenius postula que uma matriz quadrada não negativa e regular apresentará um único autovalor, maior em magnitude do que os demais (raio espectral), com um autovetor correspondente que possui entradas estritamente positivas.

Teorema A.1 (Teorema de Perron-Frobenius). *Seja \mathbf{A} uma matriz $n \times n$ não negativa e regular, então \mathbf{A} possui ao menos um autovalor λ_ρ com as seguintes propriedades:[12]*

- a-) $\lambda_\rho > 0$
- b-) Os autovetores, esquerdo e direito, associado a λ_ρ são positivos.
- c-) Se λ_ρ é outro autovalor de \mathbf{A} , então $\lambda_\rho > |\lambda|$.
- d-) Os autovetores associados a λ_ρ são únicos para múltiplas constantes.
- e-) Se $0 \leq \mathbf{B} \leq T$ e β é um autovalor de \mathbf{B} , então $|\beta| \leq \lambda_\rho$. Além disso, $|\beta| = \lambda_\rho$ implica que $\mathbf{B} = \mathbf{A}$.
- f-) λ_ρ é uma raiz simples da equação característica de \mathbf{A} .

Para uma matriz \mathbf{A} irredutível e não negativa todas as declarações contidas no teorema (A.1) mantêm-se verdadeiras, exceto a afirmação (c), que é substituída por: Se λ_ρ é outro autovalor de \mathbf{A} , então $\lambda_\rho \geq |\lambda|$.

A generalização dos aspectos da estrutura do teorema de Perron-Frobenius para matrizes não negativas e irredutíveis permite a obtenção de garantias de existência de soluções estritamente positivas ($\mathbf{x} \succ 0$) para a equação a seguir, relevante na área econômica e na análise numérica [12].

$$(\mathbf{sI} - \mathbf{A})\mathbf{x} = \mathbf{b} \quad (\text{A.3})$$

Teorema A.2. *A condição necessária para existência de uma solução \mathbf{x} , para qualquer $\mathbf{b} \succeq 0$ é que s seja maior que o raio espectral de \mathbf{A} . Neste caso haverá somente uma solução positiva dada por*

$$\mathbf{x} = (\mathbf{sI} - \mathbf{A})^{-1}\mathbf{b}$$

Deste modo, para a equação (2.8), onde $s = 1$, existirá solução se e somente se $\rho(\mathbf{A}) < 1$. A prova deste teorema pode ser obtida em [12].

APÊNDICE B

PLATAFORMAS DE PROCESSAMENTO DIGITAL DE SINAIS

Processadores digitais de sinais (DSPs – *digital signal processing*) [47] são microprocessadores com uma arquitetura otimizada para realização de diversas operações necessárias no processamento de sinal digital (e.g. tarefas numéricas intensivas), com uma ampla gama de aplicações, como nas comunicações e no processamento de voz e imagem.

Processadores de sinais digitais como o TMS320C6713, da família C6X da Texas Instruments, possuem microprocessadores com um tipo de arquitetura específica, baseada na arquitetura VLIW (*very-long-instruction-word*), e um conjunto de instruções apropriadas para o processamento de sinais. O desenvolvimento de aplicações é feito por meio do *DSP Starter Kit* (DSK), o qual é composto por:

- Uma placa contendo o processador de ponto flutuante TMS320C6713 (6713).
- O ambiente de desenvolvimento integrado Code Composer Studio (CCS).
- Cabo USB que realiza a comunicação entre o PC e a placa DSK.
- Fonte de alimentação de 5V para a placa DSK.

A Fig. B.1. exibe o DSK utilizado neste trabalho conectado a um computador pessoal.

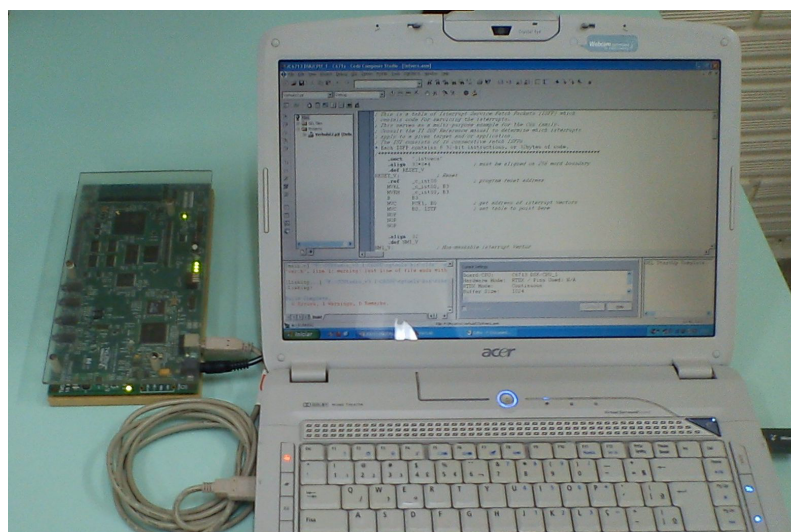


Figura B.1 – DSP Starter Kit em funcionamento.

TMS320C6713

A placa opera na frequência de 225 MHz, possuindo 16 Mbytes de memória SDRAM e 512 Kbytes de memória flash (sendo 256 Kbytes utilizadas na configuração padrão). A estrutura da memória interna possibilita que um total de 8 instruções possam ser buscadas a cada ciclo. O *clock* de 225 MHz o torna capaz de buscar oito instruções de 32 bits a cada $1/(225 \text{ MHz})$ ou 4.44 ns [47].

Code Composer Studio (CCS)

O ambiente de desenvolvimento integrado CCS possibilita o uso da linguagem de alto nível C para construção de softwares que executem no DSP. Para isto, conta com um compilador C, capaz de compilar um arquivo .c e produzir um arquivo .asm de código Assembly. O assembler, presente no CCS, converte o arquivo produzindo um objeto de linguagem de máquina com extensão .obj. Por fim, o *linker* combina o arquivo .obj com as bibliotecas de objetos para produzir um arquivo com extensão .out, que pode ser carregado e executado diretamente no DSP.

O CCS ainda possibilita a troca de dados em tempo real com outros softwares, como o MATLAB da empresa MathWorks, através da tecnologia real-time data exchange (RTDX).

APÊNDICE C

MÉDIAS

C.1 MÉDIA ARITMÉTICA.

A média aritmética é a medida de tendência central mais comumente utilizada, uma vez que leva em consideração todos os valores do conjunto. O número obtido pela média aritmética é o centro da distribuição, i.e., é um valor em torno do qual os dados se distribuem. Existem duas formas de ser calculada, por meio da média aritmética simples e média aritmética ponderada.

Considerando w_1, w_2, \dots, w_n , n valores que a variável W pode assumir, sua média aritmética simples é dada por:

$$\overline{W}_{AS} = \frac{\sum_{i=1}^n w_i}{n} \quad (\text{C.1})$$

A média aritmética ponderada é utilizada quando atribui-se um peso aos possíveis valores da variável. Por exemplo, quando os dados aparecem na forma de uma distribuição de frequências f_1, f_2, \dots, f_n , a média aritmética ponderada de W é dada por:

$$\overline{W}_{AP} = \frac{\sum_{i=1}^n w_i f_i}{\sum_{i=1}^n f_i} \quad (\text{C.2})$$

C.2 MÉDIA GEOMÉTRICA

Este tipo de média tem utilização na estimação de número índices, além de outras aplicações em estatística, sendo definido apenas para amostras constituídas estritamente para elementos reais positivos. Seja então, w_1, w_2, \dots, w_n , $w_i \in \mathbf{R}^+$, os elementos que a variável W pode assumir, sua média geométrica é definida por:

$$\overline{W}_G = \sqrt[n]{\prod_{i=1}^n w_i} \quad (\text{C.3})$$

A média geométrica é sempre menor ou igual a média aritmética para um mesmo conjunto de valores. As duas médias serão iguais, se e somente se todos seus elementos forem iguais.

C.3 MÉDIA HARMÔNICA

A média harmônica para números reais positivos $w_1, w_2, \dots, w_n \in \mathbf{R}^+$, é definida como o número total de valores do conjunto dividido pela soma do inverso de cada valor, assim como segue:

$$\overline{W}_H = \frac{n}{\sum_{i=1}^n w_i^{-1}} \quad (\text{C.4})$$

Para o caso onde o conjunto possui apenas dois elementos, a média harmônica pode ser obtida por meio de:

$$\overline{W}_H = \frac{w_1 w_2}{\left(\frac{w_1 + w_2}{2}\right)} \quad (\text{C.5})$$

Como exemplo, considere o ganho de canal entre fonte-*relay* $h_{s,i} = 2 \times 10^{-16}$ e entre *relay*-destino $h_{i,d} = 9 \times 10^{-16}$. Para este exemplo, a média aritmética simples entre os dois trechos é de $\overline{W}_{AS} = 5.5 \times 10^{-16}$, enquanto sua média harmônica é igual a $\overline{W}_H = 3.27 \times 10^{-16}$. Isto demonstra que a média harmônica é sensível a existência de valores pequenos, \overline{W}_H tenderá a se aproximar do menor valor, se pelo menos um dos valores for muito pequeno, neste caso, em relação ao segundo.

C.4 CENTRO DE GRAVIDADE

O método de Centro de Gravidade é comumente utilizado para classificação de números Fuzzy, ocorrendo durante o processo conhecido como “defuzzificação”. Neste processo, um conjunto fuzzy é definido por uma função chamada de função de pertinência [44]. Seja \tilde{F} um número fuzzy, sua função de pertinência pode ser genericamente definida por:

$$f_{\tilde{F}}(x) = \begin{cases} f_{\tilde{F}}^L(x), & a \leq x \leq m_1, \\ \omega, & m_1 \leq x \leq m_2, \\ f_{\tilde{F}}^R(x), & m_2 \leq x \leq d, \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (\text{C.6})$$

onde $0 < \omega < 1$ é uma constante, $f_{\tilde{F}}^L : [a, m_1] \rightarrow [0, \omega]$ e $f_{\tilde{F}}^R : [m_2, d] \rightarrow [0, \omega]$ são funções de mapeamento para o intervalo fechado $[0, \omega]$. Se $\omega = 1$ então, \tilde{F} é tido como um número fuzzy comum. Neste caso, as funções de mapeamento são monotônicas e lineares, com \tilde{F} podendo ser denotado por $\tilde{F} = [a, m_1, m_2, b]$, onde a, m_1, m_2 e b são exibidos na Figura 3.4 (Seção 3.5.4).

Uma vez que $f_{\tilde{F}}^L(x)$ e $f_{\tilde{F}}^R(x)$ são estritamente monótonas e contínuas, sua função inversa existe e deve também ser estritamente monótona. Seja $g_{\tilde{F}}^R : [0, \omega] \rightarrow [a, m_1]$ e $g_{\tilde{F}}^L : [0, \omega] \rightarrow [m_2, b]$ o inverso das funções de $f_{\tilde{F}}^L(x)$ e $f_{\tilde{F}}^R(x)$, respectivamente, então $g_{\tilde{F}}^R(y)$ e $g_{\tilde{F}}^L(y)$ devem ser integráveis no intervalo $[0, \omega]$.

De modo a definir o ponto centroide (\bar{x}_0, \bar{y}_0) de um número fuzzy, em [44] é fornecido a seguinte fórmula para o centróide:

$$\bar{x}_0(\tilde{F}) = \frac{\int_{-\infty}^{+\infty} x f_{\tilde{F}}(x) \partial x}{\int_{-\infty}^{+\infty} f_{\tilde{F}}(x) \partial x} = \frac{\int_a^{m_1} x f_{\tilde{F}}^L(x) \partial x + \int_{m_2}^{m_1} (x\omega) \partial x + \int_{m_2}^b x f_{\tilde{F}}^R(x) \partial x}{\int_a^{m_1} f_{\tilde{F}}^L(x) \partial x + \int_{m_1}^{m_2} (\omega) \partial x + \int_{m_2}^b f_{\tilde{F}}^R(x) \partial x} \quad (\text{C.7})$$

$$\bar{y}_0(\tilde{F}) = \frac{\int_0^\omega y (g_{\tilde{F}}^R(y) - g_{\tilde{F}}^L(y)) \partial y}{\int_0^\omega (g_{\tilde{F}}^R(y) - g_{\tilde{F}}^L(y)) \partial y} \quad (\text{C.8})$$

onde o denominador da eq. C.8 representa a área do trapezoide, enquanto o numerador é a média ponderada da área.

Para números fuzzy mapeados em funções trapezoidais, as equações C.7 e C.8 podem ser derivadas para:

$$\bar{x}_0(\tilde{F}) = \omega \frac{b^2 - 2m_2^2 + 2m_1^2 - a^2 + bm_2 - am_1 + 3(m_2^2 - m_1^2)}{3(b - m_2 + m_1 - a) + 6(m_2 - m_1)} \quad (\text{C.9})$$

$$\bar{y}_0(\tilde{F}) = \omega \frac{1}{3} \left[1 + \frac{(m_1 + m_2) - (a + b)(1 - \omega)}{(m_1 + m_2 - a - b) + 2(a + b)\omega} \right] \quad (\text{C.10})$$

Tomando $\omega = 1$, então:

$$\bar{y}_0(\tilde{F}) = \frac{1}{3} \left[1 + \frac{m_1 + m_2}{a + m_1 + m_2 + b} \right] \quad (\text{C.11})$$

$$\bar{x}_0(\tilde{F}) = \frac{1}{3} \left[a + m_1 + m_2 + b - \frac{bm_2 - am_1}{(b + m_2) - (a + m_1)} \right] \quad (\text{C.12})$$

$$= \frac{b^2 + m_2b + m_2^2 - m_1^2 - am_1 - a^2}{3(b + m_2 - m_1 - a)} \quad (\text{C.13})$$

onde a eq. C.13 representa a abscissa do centro de gravidade, utilizada durante o processo de defuzzificação neste trabalho (eq. 3.29).