

UNIVERSIDADE FEDERAL FLUMINENSE

CLEDSON OLIVEIRA DE SOUSA

**BiRD – Uma Abordagem Bidimensional para
Encontros Contínuos Multicanal em Redes Cognitivas**

NITERÓI

2019

UNIVERSIDADE FEDERAL FLUMINENSE

CLEDSON OLIVEIRA DE SOUSA

BiRD – Uma Abordagem Bidimensional para Encontros Contínuos Multicanal em Redes Cognitivas

Tese de Doutorado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Computação da Universidade Federal Fluminense como requisito parcial para a obtenção do Grau de Doutor em Computação. Área de concentração: Sistemas de Computação.

Orientador:

Prof. Dr.: Célio Vinicius Neves de Albuquerque

Coorientador:

Prof. Dr.: Ricardo Campanha Carrano

NITERÓI

2019

Ficha catalográfica automática - SDC/BEE
Gerada com informações fornecidas pelo autor

D278b De sousa, Cledson Oliveira
BiRD - Uma Abordagem Bidimensional para Encontros
Multicanal em Redes Cognitivas / Cledson Oliveira De sousa ;
Célio Vinicius Neves de Albuquerque, orientador ; Ricardo
Campanha Carrano, coorientador. Niterói, 2019.
89 f. : il.

Tese (doutorado)-Universidade Federal Fluminense, Niterói,
2019.

DOI: <http://dx.doi.org/10.22409/PGC.2019.d.01479753793>

1. Redes cognitivas. 2. Reúso espectral. 3. Rendezvous. 4.
Produção intelectual. I. Albuquerque, Célio Vinicius Neves
de, orientador. II. Carrano, Ricardo Campanha, coorientador.
III. Universidade Federal Fluminense. Instituto de
Computação. IV. Título.

CDD -

Cledson Oliveira de Sousa

BiRD – Uma Abordagem Bidimensional para Encontros Multicanal em Redes Cognitivas

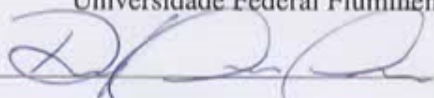
Tese de Doutorado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Computação da Universidade Federal Fluminense como requisito parcial para a obtenção do Grau de Doutor em Computação. Área de concentração: Sistemas de Computação.

Aprovada em abril de 2019.

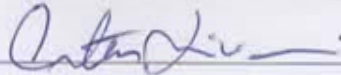
BANCA EXAMINADORA



Prof. Dr.: Célio Vinicius Neves de Albuquerque - Orientador
Universidade Federal Fluminense



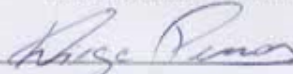
Prof. Dr.: Ricardo Campanha Carrano - Coorientador
Universidade Federal Fluminense



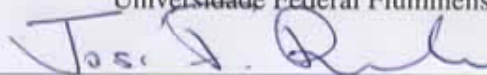
Prof. Dr.: Artur Ziviani
Laboratório Nacional de Computação Científica



Profª. Drª.: Débora Christina Muchaluat Saade
Universidade Federal Fluminense



Prof. Dr.: Diego Gimenez Passos
Universidade Federal Fluminense



Prof. Dr.: José Ferreira de Rezende
Universidade Federal do Rio de Janeiro

Niterói

2019

Agradecimentos

Começo expressando minha gratidão ao Professor Célio Albuquerque pela onipresença e a notável capacidade de fazer as perguntas certas e mais pertinentes.

Ao Professor Diego Passos, pela onisciência e a clareza de raciocínio sempre antevendo o melhor caminho, e pela generosidade com que divide seu conhecimento com a modéstia peculiar aos grandes mestres.

Ao Professor Ricardo Carrano, pelo rigor científico e por ser mais que um orientador, acreditando numa improvável carreira acadêmica muito antes de mim mesmo.

À querida e indispensável Marister Outão, a quem todos do laboratório devemos, pela sua incansável disposição de ajudar em qualquer situação.

Aos colegas de laboratório pelas inestimáveis dicas e trocas de conhecimento sobre o estado da arte nas diferentes áreas.

Aos demais Professores, que há muito vêm transformando o Mídiacom em um catalisador de engenheiros, cientistas, mestres e doutores. Por fim, à família, onde são plantados os primeiros germens da curiosidade e da busca pelo conhecimento.

O presente trabalho foi realizado com apoio da Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior - Brasil (CAPES) - Código de Financiamento 001.

*“Não vos amoldeis às estruturas deste mundo,
mas transformai-vos pela renovação da mente”*
(Bíblia Sagrada, Romanos 12, 2)

Resumo

O rápido crescimento das tecnologias de redes sem fio, o surgimento de novos e variados dispositivos que oferecem ou precisam de interconexão com a Internet e uma brutal demanda reprimida por acesso banda larga esbarram no problema do esgotamento do espectro de frequência dos serviços de telecomunicações. O necessário uso mais eficiente do espectro passa por algumas soluções, entre elas, o aperfeiçoamento e implementações de redes de rádios com capacidade cognitiva que possam compartilhar essas faixas de maneira transparente com pouca ou nenhuma interferência usuários primários em suas faixas licenciadas ociosas. Assim, o problema tratado nesse trabalho pode ser brevemente resumido na seguinte sentença: como dois dispositivos de comunicação, sem sincronização ou prévio conhecimento da presença um do outro, podem se encontrar no tempo e na frequência, em múltiplos canais de maneira garantida, para construção de um canal robusto que permita a troca de mensagens com mínima interferência na comunicação destes usuários primários? Deste modo, propomos o BiRD, um mecanismo assíncrono, distribuído, flexível e robusto que emprega um conceito bidimensional de escalonamentos, os externos visando baixa sobrecarga de controle e os *D-designs*, novos escalonamentos internos ótimos, para promover o encontro e a comunicação entre dois ou mais rádios cognitivos em tempo finito. Esse trabalho também inova na avaliação, abordando além de cenários ideais, os cenários com perdas, mostrando que o BiRD e os *D-designs* superam os similares presentes na literatura em até 150% no tempo médio para o primeiro encontro para uma dada sobrecarga de controle.

Palavras-chave: redes sem fio, rádios cognitivos, reuso espectral.

Abstract

The rapid growth of wireless networking technologies, the emergence of several new devices that offer or need Internet interconnection, and a brutal pent-up demand for wide band access bump on the problem of the frequency spectrum exhaustion for telecommunications services. A more efficient use of the spectrum passes through some solutions, including the improvement and network deployments of radios with cognitive ability that can transparently share these bands with little or no interference with the primary users in under utilized licensed bands. Thus, the problem dealt with in this work can be briefly summarized in the following sentence: How two communication devices, without synchronization or prior knowledge of each other, can meet in time and frequency, in multiple channels, in a guaranteed way, for construction of a robust channel that allows exchange of messages with minimal interference in the communication of these primary users. Accordingly, we propose BiRD, a flexible, robust, distributed and asynchronous mechanism that employs a bi-dimensional concept of external scheduling targeting low overhead and internal D-designs, new optimal schedules to promote the rendezvous and communication between two or more cognitive radios. Our work also inovates in the evaluation approach, covering both, ideal and lossy scenarios, indicating that BiRD plus D-designs are able to improve the expected time to rendezvous up to 150% for a same control overhead with respect to existing approaches.

Keywords: wireless networks, cognitive radio, spectrum reuse.

Lista de Tabelas

2.1	Alguns escalonamentos conhecidos baseados em <i>Block Designs</i>	29
2.2	ETTR, MTTR e outras propriedades para nossos escalonamentos obtidos a partir do BD $\{21, 5, 1\}$ para $1 \leq N \leq 6$	33
4.1	Tabela mostrando os resultados dos novos planejamentos criados pela heurística da soma construtiva.	53
4.2	Seja $D = \{0, 1, 3, 4, 5, 9\} \subseteq \mathbb{Z}_{11}$ da Tabela:	54
4.3	Tabela comparativa das principais características avaliadas	55
5.1	BIBDs empregados, as taxas de <i>overhead</i> de controle associadas e o MTTR para escalonamentos para encontro em seis canais.	63
5.2	Alguns BIBDs e suas taxas de <i>overhead</i> de controle associadas.	65
5.3	<i>D-designs</i> obtidos, seus escalonamentos, Limites Inferiores (LI) e Limites Superiores (LS).	69
6.1	Alguns dos parâmetros de nosso simulador.	74
6.2	ETTR, MTTR e outras propriedades para todos os escalonamentos BiRD+Dd obtidos a partir do BD $\{21, 5, 1\}$, como escalonamento externo e para $1 \leq N \leq 6$ canais de controle.	80

Lista de Abreviaturas e Siglas

ACK	<i>Acknowledgement</i>
ANATEL	Agência Nacional de Telecomunicações
BER	<i>Bit Error Rate</i>
BD	<i>Block Design</i>
BG	Banda de Guarda
BIBD	<i>Balanced Incomplete Block Design</i>
BiRD	<i>Bi-dimensional Rendezvous Design</i>
CTS	<i>Clear To Send</i>
CC	<i>Control Channel</i>
CCC	<i>Common Control Channel</i>
CD	<i>C-Design</i>
CR	<i>Cognitive Radio</i>
CRN	<i>Cognitive Radio Network</i>
CRAHN	<i>Cognitive Radio Ad Hoc Network</i>
CSMA	<i>Carrier Sense Multiple Access</i>
CSMA/CA	<i>Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance</i>
Dd	<i>D-designs</i>
DSA	<i>Dynamic Spectrum Access</i>
ER	Engenharia Reversa
ETTR	<i>Expected Time To Rendezvous</i>

FCC	<i>Federal Communications Commission</i>
FDM	<i>Frequency-Division Multiplexing</i>
FH	<i>Frequency Hopping</i>
FHSS	<i>Frequency Hopping Spread Spectrum</i>
GD	<i>Grid Diag</i>
GL	<i>Grid Legal</i>
GPS	<i>Global Positioning System</i>
HD	<i>Hybrid-Designs</i>
IEEE	<i>Institute of Electrical and Electronics Engineers</i>
ICI	<i>Inter Channel Interference</i>
ISI	<i>Inter Symbol Interference</i>
ISM	<i>Industrial, Scientifical and Medical</i>
MAC	<i>Medium Access Control</i>
MB	<i>Merged Blocks</i>
MD	<i>Merged-Design</i>
MMDS	<i>Multi-Channel Multi-Point Distribution System</i>
MRCC	<i>Multiple Rendezvous Control Channel</i>
MTTR	<i>Maximum Time To Rendezvous</i>
NPRM	<i>Notice of Proposed Rulemaking</i>
OFDM	<i>Orthogonal Frequency-Division Multiplex</i>
PER	<i>Packet Error Rate</i>
PPC	<i>Partial Parallel Class</i>
PSR	<i>Packet Success Rate</i>
PU	<i>Primary User</i>

QS	<i>Quorum System</i>
RDV	<i>Rendezvous</i>
RF	Rádio Frequência
RCP	<i>Rotation Closure Property</i>
RTS	<i>Request To Send</i>
SC	Soma Construtiva
QoS	<i>Quality of Service</i>
SDR	<i>Software Defined Radio</i>
T	<i>Torus</i>
TTR	<i>Time To Rendezvous</i>
SU	<i>Secondary User</i>
TV	Televisão
UWB	<i>Ultra Wide Band</i>
VHF	<i>Very High Frequency</i>
Wi-Fi	<i>Wireless Fidelity</i>
WSN	<i>Wireless Sensor Network</i>

Lista de Símbolos

Símbolo	Descrição
S_i	Notação usada para representar um dado escalonamento i .
$\vec{S}_i^\theta$	Notação usada para representar uma rotação de um escalonamento S_i em θ slots.
v	Número total de <i>slots</i> de um <i>block design</i> .
k	Número de <i>slots</i> de controle de um escalonamento.
λ	Número de encontros previsto para um <i>block design</i> .
θ	Defasagem de tempo entre dois nós medida em slots.

Lista de Figuras

2.1	Exemplo da operação de varredura do espectro em busca de vazios espectrais, adaptada de [1].	24
2.2	Exemplo de um planejamento combinatório com ciclo periódico de sete <i>slots</i> , onde há três <i>slots</i> (cinzas) usados para controle e quatro para dados em cada ciclo. Esse planejamento garante um encontro a cada ciclo entre os <i>slots</i> de controle.	26
2.3	Dois ciclos do escalonamento $S_A = [7, \{0, 1, 3\}] = \{0, 1, 3, 7, 8, 10, \dots\}$	27
2.4	Escalaonamento $S_A = [7, \{0, 1, 3\}] = \{0, 1, 3, 7, 8, 10, \dots\}$ e sua rotação $\vec{S}_A^1 = [7, \{1, 2, 4\}] = \{1, 2, 4, 8, 9, 11, \dots\}$ e os encontros que se repetem a cada ciclo.	28
2.5	A Figura mostra os canais de dados C_d , de controle C_{c1} , C_{c2} e C_{c3} em um modelo de alocação de frequências no espectro.	30
2.6	Exemplos de um nó operando sob um escalonamento $S_A = [7, \{0, 1, 3\}]$ e todas as suas rotações, evidenciando os encontros das rotações com o escalonamento original (em cinza claro com a letra A grifada em negrito) e seus respectivos TTRs.	31
3.1	Operação básica de um canal de controle comum (adaptada de [31]).	36
3.2	Taxonomia das técnicas de construção do Canal de Controle. Nosso mecanismo está classificado no ramo <i>in-band</i> no bloco grifado em negrito.	37
3.3	A operação básica de um canal de controle com dois canais diferentes, 1 e 2, evidenciando o <i>rendezvous</i> no canal 2 e a visão pictórica do TTR.	40
3.4	Classificação das técnicas de <i>rendezvous</i> . Nosso mecanismo está classificado no bloco grifado em negrito.	41
4.1	Representação de dois nós operando sob dois escalonamentos A e B baseados em <i>Grid Legal</i>	47
4.2	Representação de dois nós operando sob dois escalonamentos A e B baseados em <i>Grid Diag</i>	48

4.3	Representação de dois nós operando sob dois escalonamentos A e B baseados em Torus.	49
4.4	Representação do <i>Single-Sequence MAC Protocol</i> obedecendo o BD $\{7, 3, 1\}$. .	50
4.5	Exemplos de dois nós A e B operando sob um escalonamento CRSEQ para três canais, estando o nó B com um <i>offset</i> de $\theta = 6$	51
5.1	Esta figura apresenta uma visão geral da abordagem bidimensional do BiRD, que mostra um exemplo de <i>rendezvous</i> em dois canais entre dois nós. Um $BD\{7, 3, 1\}$ é usado como gerador de um escalonamento externo e um $D\text{-}design\{6, 2\}$ como gerador do escalonamento interno, que combinados formam o $BiRD\{7, 3\}\#\{6, 2\}$. Na parte de baixo, na figura, dois nós A e B operam sob esse mesmo escalonamento, mas com um atraso de $\theta = 10 \text{ slots}$. O escalonamento baseado no BiRD+Dd tem um total de 42 <i>slots</i> , com 18 <i>slots</i> de controle.	59
5.2	As Figuras a e b mostram o comportamento linear do ETTR e MTTR em relação ao comprimento do ciclo, enquanto c e d mostram a variação destas grandezas com o inverso do quadrado do <i>overhead</i>	64
5.3	Dois nós operando sob o escalonamento baseado no $BD\{19, 9, 4\}$, deslocados de um <i>slot</i> usando uma função de mapeamento que alterna consecutivamente dois canais de controle distintos, evidenciando a falta de encontros neste ciclo, o que viola as restrições deste trabalho.	65
5.4	Exemplo de escalonamento interno baseado em $D\text{-}designs$ para $N = 2$, com um ciclo periódico de seis <i>slots</i> que satisfaz a RCP. Esse escalonamento específico garante um encontro por canal por ciclo. O <i>rendezvous</i> é evidenciado aqui para dois diferentes deslocamentos: $\theta = 1$ e $\theta = 2$, respectivamente, nos casos a) e b).	66
5.5	Exemplos de um nó operando em um escalonamento $S_A = [7, \{2, 4, 5, 6\}]$ e todas as suas rotações, evidenciando os encontros (em cinza com a letra B grifada em negrito) das rotações com o escalonamento original S_A	71
6.1	Número de <i>slots</i> de controle internos dos escalonamentos gerados pelos planejamentos CRSEQ, DRDS e Dd.	75
6.2	$ETTR_A$ versus o comprimento do ciclo para o BiRD+Dd, Bird+CRSEQ e BiRD+DRDS	76
6.3	Ganho percentual do $ETTR_A$ do BiRD+Dd sobre o CRSEQ e o DRDS.	76

6.4	Ganho percentual do $MTTR_A$ do BiRD+Dd sobre o BiRD+CRSEQ e o BiRD+DRDS.	77
6.5	$MTTR_A$ para encontros em 3, 4 e 5 canais de controle para <i>overhead</i> < 10%, para cada mecanismo avaliado.	77
6.6	Crescimento do comprimento do ciclo em função de N , para os escalonamentos Dd (até $N = 8$) e Sub-Dd para $8 < N < 50$.	78
6.7	Coefficiente de variação (σ/μ) dos ETTRs dos escalonamentos BiRD+Dd, BiRD+CRSEQ e BiRD+DRDS demonstrando que a dispersão dos ETTR não excede 12% para todas as médias avaliadas.	79
6.8	$ETTR_D$ e $MTTR_D$ para BiRD+Dd quando o canal de dados também é usado para transmitir informações de controle.	81
6.9	Ganhos do $ETTR_A$ e $MTTR_A$ do BiRD+Dd comparados com o CRSEQ e e DRDS, mas agora com suas propostas originais sem aplicá-los em aninhamentos com o BiRD.	82
6.10	ETTR como uma função da probabilidade de entrega p para escalonamentos comparados operando com 5 canais de controle e 1,03% de sobrecarga. Apresentamos três casos: o mínimo, média ($ETTR_A$) e ETTR máxima entre todos os canais de controle.	83

Sumário

Lista de Tabelas	vii
Lista de Abreviaturas e Siglas	viii
Lista de Símbolos	xi
Lista de Figuras	xii
1 Introdução	18
1.1 Objetivos e Contribuições	20
1.2 Estrutura da Tese	20
2 Fundamentação Teórica	22
2.1 Coexistência	22
2.2 Redes Cognitivas	23
2.3 Acesso Dinâmico ao Espectro	23
2.4 O Planejamento Combinatório	25
2.5 Escalonamentos	26
2.6 Rotações de um Escalonamento	27
2.7 <i>Rotation Closure Property</i>	28
2.8 <i>Balanced Incomplete Block Designs</i> (BIBD)	29
2.9 Saltos em Frequência, Mapeamento dos Canais e Múltiplos Encontros	30
2.10 Métricas	31
2.10.1 TTR e ETTR	32
2.10.2 MTTR	32
2.10.3 $ETTR_A$ e $MTTR_A$	32

2.10.4	<i>Overhead</i>	33
3	O Canal de Controle e o Rendezvous	35
3.1	O Canal de Controle Comum (CCC)	35
3.1.1	Operação Básica de um Canal de Controle Dedicado	35
3.1.2	Abordagem <i>Overlay</i>	37
3.1.3	<i>In-Band</i> ou <i>Out-of-Band</i>	37
3.2	O <i>Rendezvous</i>	40
3.2.1	<i>Rendezvous</i> Assistido	41
3.2.2	<i>Rendezvous</i> não Assistido	41
3.3	Desafios da Operação com Canal de Controle e do <i>Rendezvous</i>	42
3.3.1	Desafios do Canal de Controle	42
3.3.2	Requisitos da nossa Solução	44
4	Trabalhos Relacionados	46
4.1	Sistemas de Quórum Baseados em <i>Grids</i>	47
4.1.1	Grid Legal	47
4.1.2	Grid Diagonal	48
4.1.3	Torus	48
4.2	Mecanismos Determinísticos	49
4.2.1	<i>Single Sequence MAC Protocol</i> e <i>Multi-sequence MAC Protocol</i>	50
4.2.2	<i>Channel Rendezvous Sequence</i> (CRSEQ)	51
4.2.3	<i>Disjoint Relaxed Difference Sets</i> (DRDS)	52
4.2.4	<i>M-designs</i> e <i>H-designs</i>	52
4.3	Planejamentos Combinatórios, Conjuntos Diferença e Disjunções	53
4.4	Discussão	55
5	BiRD – Uma Abordagem Bidimensional Assíncrona para Rendezvous Multicanal	

para Redes Cognitivas	57
5.1 Cenário de Operação	62
5.2 <i>Balanced Incomplete Block Designs</i>	63
5.2.1 Análise Qualitativa dos BIBDs	63
5.3 Por que Duas Dimensões?	64
5.4 <i>D-designs</i>	66
5.5 Canais de Dados como Novas Oportunidades de Encontros: $\overline{BiRD}$	70
5.6 Discussão	71
6 Resultados	73
6.1 Simulador Numérico	73
6.2 Comprimento do Ciclo e o TTR	75
6.3 Sobre a Viabilidade de um Escalonamento	77
6.4 Equidade Entre os Canais de Controle	79
6.5 Usando Também o Canal de Dados	80
6.6 DRDS e CRSEQ Unidimensionais	82
6.7 <i>Rendezvous</i> em Cenários com Perdas Realistas	82
7 Conclusão	84
Referências	86

Capítulo 1

Introdução

Atualmente, se por um lado temos observado uma rápida e crescente expansão da comunicação sem fio, de outro, presenciamos o esgotamento de porções livres do espectro de radiofrequências [34], seja devido ao controle e rigor dos órgãos de regulação, seja pela poluição do espectro nas faixas que não necessitam de licenças para operação. As bandas *Industrial, Scientific and Medical* (ISM) são o exemplo mais patente de uma faixa, onde, por força das circunstâncias, uma multiplicidade de dispositivos são obrigados a operar, sejam dispositivos de comunicação simples, como babás eletrônicas e controle de servomecanismos, equipamentos sem o objetivo de troca de informação como os fornos de micro-ondas, até aqueles empregados em redes de telecomunicações como *laptops*, sensores e roteadores sem fio. Acrescente a isso o fato de haver extensas faixas do espectro já concedidas, que permanecem ociosas em áreas rurais, por exemplo, ou simplesmente não exploradas, devido à questões mercadológicas.

Embora questões políticas e financeiras envolvidas na mudança desse modelo centralizado de concessão do espectro sejam de difícil equacionamento e estejam fora de nosso escopo de atuação, graças aos significativos avanços de hardware e software nas áreas de processamento digital de sinais e rádios definidos por software, soluções computacionais que tentam resolver a questão do esgotamento espectral, como a possibilidade de reúso do espectro e a cognitividade dos terminais, têm se mostrado promissoras no aumento da eficiência do uso destas faixas de Rádio Frequência (RF). Apenas para ilustrar o desperdício, algumas faixas reservadas como as de Televisão (TV) analógica já mereceram o adjetivo de “*vast wasteland*”, termo conferido por ex-diretores do *Federal Communications Commission* (FCC) na década de 2000 em [42].

Muito embora a tecnologia de redes sem fio tenha se tornado muito popular e promovido um impacto positivo sobre o crescimento de serviços de banda larga, as faixas de frequência (GHz) empregadas nos padrões mais comuns, como o IEEE 802.11 e suas emendas a, b, g, n e ac por exemplo, não apresentam características de rádio-propagação adequadas para atender

grandes distâncias ou penetrar os obstáculos mais comuns, como as paredes de edifícios [49]. Já o espectro de MHz, como o usado para transmissão de TV, é capaz de viajar longas distâncias e apresenta melhor penetração em obstáculos, tais como árvores e prédios. No entanto, estas faixas já estão completamente alocadas. O rápido desenvolvimento dos rádios cognitivos e suas aplicações pode ser parte da solução deste problema, uma vez que permite a coexistência nessas frequências mais baixas entre os dois tipos de usuários: os licenciados e os não licenciados.

Rádios cognitivos podem ser definidos como sistemas inteligentes de comunicação sem fio, cientes de seu entorno, e capazes de se autoconfigurar dentro de certos parâmetros de operação, como modulação, potência e frequência da portadora. A este hardware adaptável soma-se outra tecnologia recentemente aperfeiçoada, o Rádio Definido por Software, do inglês: *Software Defined Radio* (SDR), pois enquanto rádios tradicionais têm sua faixa de frequência de operação limitada, modificável apenas através de uma intervenção física, o SDR opera em faixas bem mais amplas. Além disso, o SDR traz algumas funções de operação, como processamento do sinal e modulação, para a camada de software, resultando em menores custos de implementação e maior flexibilidade no suporte a múltiplos padrões de transmissão, o que reduz consideravelmente o tempo de prototipagem, testes e implementações de novos mecanismos.

Além da viabilidade técnica, a motivação econômica é fundamental para qualquer tecnologia prosperar. Um estudo realizado pela Intel [33] citado em [6] e em [42] mostra que os custos de capital para a cobertura de uma área rural com serviço de banda larga sem fio na faixa de TV seria da ordem de 25% daqueles necessários para atingir a mesma cobertura usando espectro licenciado de *Multi-Channel Multi-Point Distribution System* (MMDS) na faixa de 2,5 GHz.

Essas ferramentas permitem o reúso do espectro, ou seja, é possível aproveitar faixas do espectro licenciado ociosas ou pouco utilizadas, mas para isso será necessário que os *Secondary Users* (SUs) (aqueles que não detêm a licença para operar) se adaptem sobre alguns parâmetros de operação, tais como: qual faixa usar, até quando usar e como e quando sair. E alguns problemas vêm à tona ao pensarmos em como implementar este tipo de rede. Por exemplo: como dois usuários secundários independentes vão se encontrar para chegar a bom termo sobre como operar? O problema tratado neste trabalho pode ser brevemente resumido na seguinte sentença: como dois dispositivos de comunicação, geralmente sem sincronização ou prévio conhecimento da presença um do outro, podem se encontrar no tempo e na frequência, em múltiplos canais de maneira garantida, para construção de um canal robusto que permita a troca de mensagens.

Neste contexto, nossa proposta para solução é: empregando as tecnologias mencionadas, e novas sequências de salto oriundas do planejamento combinatório para criar um mecanismo robusto e assíncrono, que garanta o encontro (*rendezvous*) contínuo de nós em múltiplos canais.

Esse mecanismo permitirá o reúso de canais ociosos, por parte de algum dispositivo secundário ou SU. Este trabalho como ficará demonstrado, supera as alternativas atuais em qualquer uma das métricas de tempo médio até o primeiro encontro, tempo máximo para o primeiro encontro e principalmente *overhead* de controle quando for necessário a segregação entre tráfego de dados e controle.

1.1 Objetivos e Contribuições

Quando do início deste trabalho, nosso objetivo era o de encontrar sequências de saltos em frequência que promovessem o *rendezvous* entre dois rádios, que não sofressem do problema canal único. Ao avaliar os métodos presentes na literatura, também sentimos falta de métodos que provessem tais encontros de maneira determinística e contínua. Concebemos então um mecanismo que pode ou não segregar o canal de controle do de dados, e escolhendo a segregação, manter a sobrecarga de controle a menor possível. E nossa implementação atende a estes requisitos, e entre as contribuições inéditas desta tese estão:

1. BiRD: um mecanismo bidimensional para promover *rendezvous* contínuo em múltiplos canais, robusto, adaptável e flexível, que pode segregar ou não tráfego de dados e controle, e em caso positivo atinge taxas de *overhead* da ordem de 1%, podendo empregar qualquer outra técnica para *rendezvous* baseada em sequências de saltos para atender aos mais diversos cenários.
2. Novas sequências de salto que chamamos de *D-designs*, formam conjuntos ótimos de escalonamentos em relação ao tamanho do ciclo.
3. Novas sequências de salto subótimas chamadas Sub *D-designs*, que embora não sejam ótimas superam suas concorrentes para N canais onde N é composto e maior que oito.
4. Extensão do modelo exato encontrado em [7] para o cálculo do ETTR em cenários não ideais com valores p de probabilidades discretas múltiplos de 0,05 na entrega de mensagens em múltiplos canais.

1.2 Estrutura da Tese

Esta tese está estruturada da seguinte forma: No Capítulo 2, apresentamos os principais conceitos sobre o ambiente de rádios cognitivos e as principais métricas já consolidadas na literatura

para avaliação de desempenho de nosso mecanismo frente a outros com propósitos similares, seguidas de algumas considerações do autor. O Capítulo 3 trata dos problemas envolvidos nas implementações de canais de controle e do *rendezvous* propriamente dito.

Em seguida, no Capítulo 4, apresentamos o estado da arte das soluções envolvidas na tentativa de lidar com o problema do encontro entre dois rádios que de antemão não sabem suas frequências de operação. Apresentamos ainda um sumário dos trabalhos relacionados à tentativa de solução deste problema e uma discussão sobre as vantagens e desvantagens de tais abordagens.

No Capítulo 5, explicamos nossa proposta e detalhamos nossas contribuições, em seguida, no Capítulo 6, apresentamos nossos resultados, para então, no Capítulo 7, finalizarmos com as conclusões e futuras direções dessa pesquisa.

Capítulo 2

Fundamentação Teórica

Introduziremos, nas próximas seções, alguns tópicos necessários à compreensão da interação entre o ambiente de rádios cognitivos e os planejamentos combinatórios, em seguida enunciaremos as necessárias abstrações matemáticas, e mais adiante nos aprofundaremos na discussão do *rendezvous*, da construção do *Common Control Channel* (CCC) e seus desafios. Iniciaremos com o conceito de coexistência entre dispositivos de redes diferentes, que devem compartilhar uma ou mais faixas de frequência do espectro licenciado, conteúdo fundamental para o entendimento do reuso espectral.

2.1 Coexistência

Dispositivos não licenciados tem a operação autorizada pelo FCC desde 1938 [9], mas com a popularização das redes sem fio e a explosão do número de dispositivos destas redes, a escassez espectral tem se tornado um problema cada vez mais evidente. Um estudo da Cisco®, para o triênio 2016-2018, estima que existam mais de 8 bilhões de dispositivos não licenciados em todo mundo, e que as vendas anuais desse tipo de hardware são um mercado ainda em expansão [14]. Todos estes dispositivos devem cumprir as regras gerais estabelecidas pelos órgãos de regulação governamentais, como a Agência Nacional de Telecomunicações (ANATEL) no Brasil e o FCC nos Estados Unidos, para garantir que eles não causem interferência nos sistemas licenciados e/ou governamentais. Até alguns anos atrás, alguns destes dispositivos operavam apenas em potência muito baixa [9], assim, podiam coexistir com usuários licenciados de maior potência na mesma banda. Enquanto outros, por exemplo os dispositivos Wi-Fi, operam em faixas que são, em grande parte, desprovidas de usuários licenciados [9].

Em maio de 2004, o FCC aprovou uma *Notice of Proposed Rulemaking* (NPRM) [22],

que propôs permitir que dispositivos sem licença pudessem operar nas faixas ociosas ou não usadas de TV, em potências mais altas. Esta faixa do espectro é mais propícia para operação em banda larga porque apresenta melhores condições de rádio propagação que as bandas das redes sem fio mais comuns como as ISMs. Estas características permitem, por exemplo, que os provedores de banda larga sem fio atinjam uma melhor qualidade de transmissão com maior alcance, usando menos infraestrutura e reduzindo em mais de 20% o custo de implantação [6], com o benefício de que tais faixas ainda poderão manter os seus usuários primários. Isso exige que os novos dispositivos secundários, operando de maneira cognitiva ou não, coexistam de forma transparente, isto é, sem interferir na transmissão do *Primary User* (PU).

2.2 Redes Cognitivas

Uma rede cognitiva é uma coleção de rádios cognitivos que podem executar funções de adaptação e modificar seu comportamento em resposta ao dinamismo de seu ambiente de operação. Note que a inclusão de clientes cognitivos pode ou não facilitar a operação de uma rede cognitiva (no caso em que apenas um nó mestre, que controle a admissão opere em múltiplas frequências). No caso de um controlador mestre estar presente, os rádios podem se comunicar com o controlador, este sim com capacidade cognitiva, que por sua vez pode direcionar o fluxo ao espectro disponível.

Em um cenário em que haja clientes com rádios cognitivos sem um controlador mestre, para a comunicação em diferentes frequências ocorrer, os rádios devem primeiro encontrar uns aos outros dentro do espectro disponível, os nós cognitivos devem então varrer o espectro dinamicamente, o que é chamado de *Dynamic Spectrum Access* (DSA), para então, após encontrarem uns aos outros, darem início a comunicação. Esse encontro é comumente referido na literatura como *rendezvous*.

2.3 Acesso Dinâmico ao Espectro

Um objetivo do DSA é varrer o espectro disponível, em busca de canais ociosos ou subutilizados. Outro objetivo é detectar a presença do incumbente ou PU, possibilitando a coexistência com usuários primários.

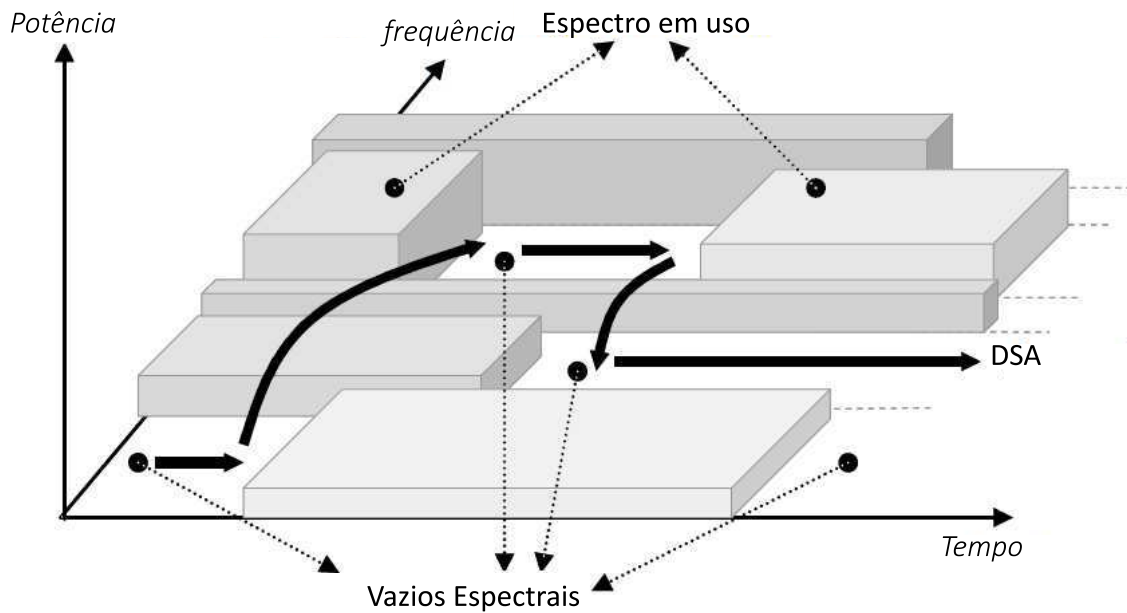


Figura 2.1: Exemplo da operação de varredura do espectro em busca de vazios espectrais, adaptada de [1].

Isto pode ser conseguido através de uma varredura em tempo real capaz de detectar fracos sinais do PU em uma larga faixa do espectro. As técnicas de DSA podem ser das mais simples, como a detecção de energia, onde o sinal do PU é comparado a um limite que dependerá do piso de ruído nas proximidades, passando pela detecção da forma de onda, que é capaz de diferenciar desde os padrões de onda de certas transmissões, como preâmbulos ou sequências de espalhamento de sinais que usam *Frequency Hopping Spread Spectrum* (FHSS), até os mais complexos, como o sensoriamento ciclo-estacionário, que explora certos padrões ciclo-estacionários dos sinais. A detecção do PU não é escopo deste trabalho, mas o leitor interessado em explorar este assunto achará vasta referência em [57]. A Figura 2.1 mostra o princípio da operação de varredura em busca de vazios espectrais em um gráfico em três dimensões que envolve potência, tempo e frequência.

A varredura do espectro é, na realidade, uma sequência de saltos em frequência em que o rádio, passivamente, "ouve" o meio à procura de sinais. Tanto para a varredura, quanto para o encontro, é necessário que haja algum ordenamento para estes saltos. Observe que já aqui é possível inferir que ao definirmos uma quantidade n de canais a serem varridos, estaremos estabelecendo uma latência para reinício do ciclo de varredura tanto maior quanto maior for n . Na Seção 2.4, introduzimos o conceito por trás do funcionamento do mecanismo de sequência de saltos em frequência que empregamos neste trabalho.

2.4 O Planejamento Combinatório

A Teoria do Planejamento Combinatório, do termo original: *Combinatorial Design Theory*, é o estudo da organização dos elementos de um conjunto finito em padrões (geralmente subconjuntos ou blocos) de acordo com regras pré-definidas. Trata-se de uma área da Matemática Discreta em rápido crescimento e com diversas aplicações da Ciência da Computação [16], conforme veremos, após um breve histórico.

A formalização matemática deste conceito começou a tomar forma depois da metade do século XVIII, a partir do trabalho de Leonhard Euler, por meio do desenvolvimento sistemático dos quadrados latinos. Em 1782, Euler introduziu uma série de 36 problemas relacionados ao assunto e começou a pesquisar por pares de quadrados latinos ortogonais [21]. Os *Balanced Incomplete Block Designs* (BIBDs) em especial foram introduzidos na década de 1930, quando Fisher e Yates [23] começaram a empregá-los, assim como outros *designs*, no projeto de experimentos estatísticos na agricultura.

Esses planejamentos têm muitas aplicações, tais como: agendamento de torneios, loterias, biologia, testes de grupos, criptografia e sistemas distribuídos. Uma das aplicações na área de redes e sistemas da computação está no que se convencionou chamar de *rendezvous*. Nossa proposta se baseia nos estudos nos BIBDs, cuja tradução em português é Planos em Blocos Equilibrados Incompletos [24]. Trataremos aqui sempre pelo seu acrônimo original em inglês ou *Block Designs* (BDs), já que raras são as referências em nosso idioma que empregam o termo em português.

O emprego deste arcabouço matemático neste trabalho, se deve a possibilidade de dividirmos o tempo de operação de um rádio em dois subconjuntos distintos de *slots* que nomearemos de dados e controle. Assim, dois rádios, saltando em frequência segundo estes planejamentos, alcançam o *rendezvous* mesmo sem estarem sincronizados ou terem conhecimento prévio da existência um do outro. Observe ainda, que se dividirmos o tempo em ciclos, de acordo com um planejamento predefinido, fazendo finalmente com que cada novo ciclo seja uma repetição do anterior, teremos então infinitos ciclos que se repetem periodicamente. As posições dos *slots* nestes ciclos obedecem a um escalonamento preestabelecido por um planejamento. A Figura 2.2 ilustra esse cenário com ciclos de 7 *slots* que se repetem.

Ainda usando a Figura 2.2, note que se houver uma propriedade tal que garanta deterministicamente que dados dois nós operando nestes ciclos, mesmo deslocados temporalmente um do outro, sempre haverá alinhamentos (*rendezvous*) de *slots* (brancos e cinzas) e poderemos então supor uma sequência em que, a cada *slot*, dependendo de sua natureza, o rádio esteja

em uma frequência de controle (*slot* cinza) ou em outra frequência para transmitir dados (*slots* brancos). Assim, em nossos cenários, cada alinhamento de *slots* segundo sua cor, significa um encontro ou oportunidade de transmissão, seja de dados ou mensagens de controle. A cada uma dessas possíveis sequências periódicas de diferentes posicionamentos de *slots* associadas às suas frequências, podemos dar o nome de escalonamento.

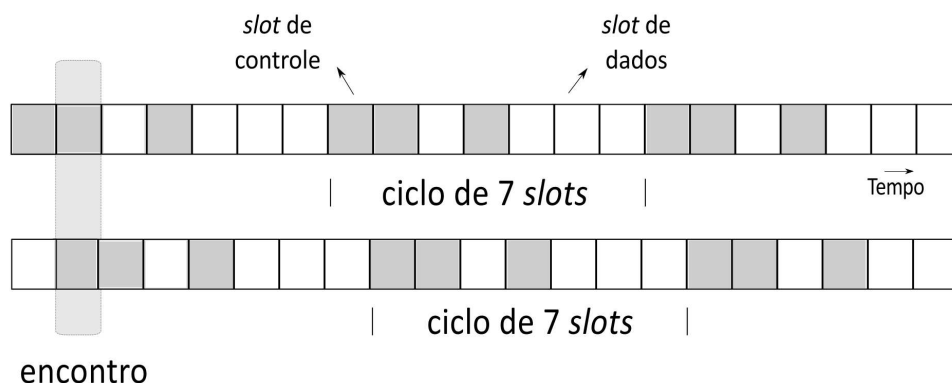


Figura 2.2: Exemplo de um planejamento combinatório com ciclo periódico de sete *slots*, onde há três *slots* (cinzas) usados para controle e quatro para dados em cada ciclo. Esse planejamento garante um encontro a cada ciclo entre os *slots* de controle.

Ao longo do texto, surgirão diversas figuras com escalonamentos e planejamentos com ciclos subdivididos em *slots*. Intercambiamos as identificações destes *slots* de maneiras diferentes, ora sem identificação alguma, ora com numerais, ora com letras, ora com a indicação de canal ou frequência. Da maneira que entendemos, seja mais esclarecedora ao leitor, mas todas elas querem expressar que a cada *slot* está alocado um canal. Também intercambiamos os termos, alinhamento, sobreposição e *rendezvous*, significando o encontro entre os rádios.

2.5 Escalonamentos

Neste trabalho, estamos interessados na criação de um mecanismo assíncrono que promova de maneira eficiente e garantida o encontro de dois rádios levando em conta a diversidade temporal e em frequência. Para melhor esclarecer o leitor, emprestamos de [18] a seguinte analogia: O problema do *rendezvous* é um pouco como duas pessoas à noite, distantes de 1 km, à procura uma da outra. Cada uma dispõe de uma lanterna que a outra poderá ver, mas apenas se ela estiver apontada na direção dele enquanto estiver ao alcance e olhando na mesma direção, no mesmo instante. Só assim elas poderão finalmente se encontrar, mas somente quando os dois perceberem a lanterna um do outro no mesmo instante.

Ao dividirmos o tempo de operação desses rádios em *slots* de duração fixa t , definindo uma sequência de *slots* que determine seu regime de operação, poderíamos então programar dois nós,

A e B um ao alcance do outro, para operar em um conjunto de canais, saltando de frequência segundo a natureza do *slot*, de forma que aguardássemos até que A estivesse, em um mesmo instante, na mesma frequência de B . Neste momento ocorreria uma oportunidade de transmissão. Chamamos essa sequência de escalonamento, e sua formalização está expressa na Definição 1, seguida de uma figura explicativa (Figura 2.3).

Definição 1. Escalonamento — Chamaremos de S_A o escalonamento de um dado nó A e o definiremos como uma sequência infinita de slots com duração definida. Tais slots serão de natureza de controle ou de dados e este escalonamento se repete a cada v slots. A essa entidade v chamaremos de **comprimento do ciclo** do escalonamento e k será o número de slots de controle do escalonamento. Definiremos o **conjunto de controle** K do primeiro ciclo de um escalonamento S_A como: $\{s_0, s_1, \dots, s_{k-1}\}$. O padrão que se repete indefinidamente pode ser definido pelo par $\{v, K\}$. Então, finalmente podemos expressar o escalonamento em seu primeiro ciclo como $S_A = [v, \{s_0, s_1, \dots, s_{k-1}\}]$.

- Exemplo de escalonamento de comprimento $v = 7$, $k = 3$, cujos slots de controle (operando em frequência de controle) no primeiro ciclo são 0, 1 e 3. Sua representação pictórica é mostrada na Figura 2.3.

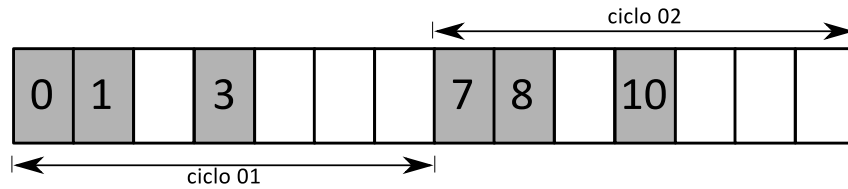


Figura 2.3: Dois ciclos do escalonamento $S_A = [7, \{0, 1, 3\}] = \{0, 1, 3, 7, 8, 10, \dots\}$.

2.6 Rotações de um Escalonamento

Definição 2. Rotações de um Escalonamento — Definiremos como rotação de um escalonamento $S = [v, \{s_0, s_1, \dots, s_{k-1}\}]$ por θ slots, ($\theta \in \mathbb{Z}$), cuja notação será expressa por $\vec{S}^\theta$, a um outro escalonamento idêntico a S , porém deslocado em θ slots. Desta forma expressaremos as rotações do escalonamento S como $\vec{S}^\theta = [v, \{s_i + \theta \bmod v \mid i = 0, \dots, k-1\}]$.

- Exemplo de dois escalonamentos de ciclo de comprimento $v = 7$. O segundo deslocado do primeiro em um *slot*. Assim, $S_A = [7, \{0, 1, 3\}] = \{0, 1, 3, 7, 8, 10, \dots\}$ e $\vec{S}_A^\theta = [7, \{1, 2, 4\}] = \{1, 2, 4, 8, 9, 11, \dots\}$, $\theta = 1$. Suas representações são mostradas na Figura 2.4. Ainda nesta figura mostramos os alinhamentos dos slots de controle evidenciado pelas

áreas sombreadas indicando os encontros entre S_A e $\vec{S}_A^\theta$ nos *slots* 1 e 8 respectivamente no ciclo 01 e no ciclo 02.

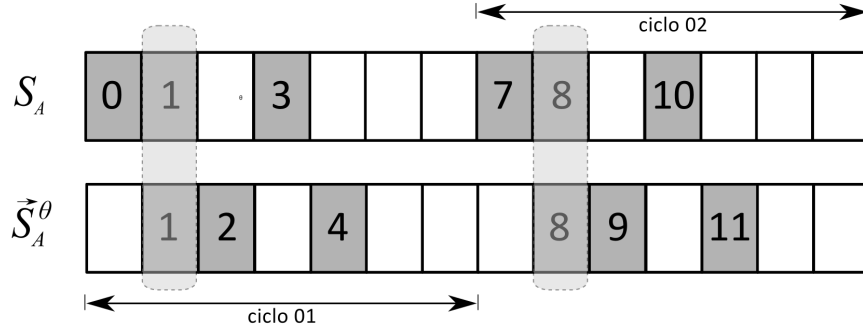


Figura 2.4: Escalonamento $S_A = [7, \{0, 1, 3\}] = \{0, 1, 3, 7, 8, 10, \dots\}$ e sua rotação $\vec{S}_A^1 = [7, \{1, 2, 4\}] = \{1, 2, 4, 8, 9, 11, \dots\}$ e os encontros que se repetem a cada ciclo.

2.7 Rotation Closure Property

O leitor a esta altura já poderá inferir que dois nós cognitivos programados para operar sob o mesmo escalonamento, devido ao assincronismo inerente à baixa precisão de seus relógios, acabarão eventualmente operando na realidade, em rotações de um mesmo escalonamento. Tais rotações serão então, ditadas pelos deslocamentos (*offsets*) de seus relógios, mas para que se dê a troca de mensagens, precisamos garantir que haja encontros entre os seus *slots* de dados ou de controle em algum momento de seus ciclos periódicos. A propriedade que assegura as oportunidades de encontro é a *Rotation Closure Property* (RCP) [56], cuja formalização está na Definição 3.

Definição 3. RCP — Um dado planejamento combinatório apresenta a propriedade de *Rotation Closure* se e somente se, quaisquer rotações de quaisquer de seus escalonamentos têm interseção não nula. Esta propriedade pode ser expressa por: $\forall S_i, S_j : S_i \cap \vec{S}_j^\theta \neq \emptyset, \theta = 0, 1, \dots$

Observe que em todas as definições, figuras e análises apresentadas até aqui, supomos que os *slots* de quaisquer nós A e B estão sempre alinhados (começando e terminando juntos), o que na verdade exigiria sincronização. No entanto, como demonstrado teoricamente em [32], com simulações em [5] e experimentalmente em [8], se um escalonamento satisfaz a RCP, o alinhamento entre os *slots* não é um requisito para as oportunidades de transmissão ocorrerem e que a falta de alinhamento pode alterar as principais métricas de avaliação aplicadas neste trabalho *Time To Rendezvous* (TTR) e *Expected Time To Rendezvous* (ETTR) tanto negativa quanto positivamente, com igual probabilidade, não alterando portanto seus valores médios. Essas métricas serão explicados em detalhes na Seção 2.10.

2.8 *Balanced Incomplete Block Designs* (BIBD)

Alguns autores como [5], [32] e [50] baseiam-se nos sistemas de quorum [55] para construir seus escalonamentos, outros como em [18], [38] e [51] criam suas próprias sequências de salto para alcançar o *rendezvous*. Nós escolhemos os BDs como estrutura de nossa abordagem, porque, diferente dos sistemas de quórum, tem o menor comprimento para uma dada sobrecarga de controle, e com algumas alterações e extensões podem endereçar também o problema do *rendezvous* em múltiplos canais e principalmente, por oferecerem o menor *overhead* para um dado escalonamento, como provado em [40]. Além disso, a escolha cuidadosa de planejamentos combinatórios adequados nos permite a operação de escalonamentos que chegam a taxas de *overhead* da ordem de 1%. A seguir, apresentamos uma definição de um BIBD adaptada a nossa abordagem de *slots* e ciclos¹.

Definição 4. *Block Designs* — Sejam $\{v, k, \lambda\} \in \mathbb{Z}^+ | v > k > \lambda \geq 1$ e $Y = \{0, 1, 2, \dots, v-1\}$. Um *block design* $\{v, k, \lambda\}$ – BD é caracterizado pelos parâmetros $\{v, k, \lambda\}$, onde v representa o comprimento do ciclo em *slots*, k o número de *slots* de controle e λ o número de oportunidades de encontros nos *slots* de controle por ciclo.

Deste modo, a relação entre as entidades: S_A, Y, θ e um BD $\{v, k, \lambda\}$, pode ser exemplificada com o caso particular abaixo, cuja representação pictórica está na Figura 2.4. A partir de agora por concisão passaremos a expressar os BIBD por BD $\{v, k, \lambda\}$ e ocasionalmente apenas como $\{v, k, \lambda\}$;

- Exemplo: dado um conjunto $Y = \{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6\}$ existe, por exemplo, um *block design* $\{7, 3, 1\}$, corresponde ao escalonamento $S_A = [7, \{0, 1, 3\}]$, cujo 1º ciclo possui 3 *slots* de controle alocados nos *slots* $\{0, 1, 3\}$ e seus *slots* de dados em $\{2, 4, 5, 6\}$, tendo $\lambda = 1$ *slot* de interseção entre S_A e $\vec{S}_A^\theta$, para todo θ (ver Figura 2.6).

Tabela 2.1: Alguns escalonamentos conhecidos baseados em *Block Designs*.

<i>BDs</i>	Escalonamentos
$\{15, 7, 3\}$	$S = [15, \{0, 1, 2, 4, 5, 8, 10\}]$
$\{19, 9, 4\}$	$S = [19, \{1, 4, 5, 6, 7, 9, 11, 16, 17\}]$
$\{4369, 273, 17\}$	$S = [4369, \{1, 2, 46, 55, 112, 123, \dots, 4344, 4356, 4362\}]$

Note ainda, que há muitos outros *Block Designs* e escalonamentos possíveis. Alguns um pouco mais elaborados com 3, 4 e 17 encontros são mostrados na Tabela 2.1.

¹Os *Block Designs* oriundos da teoria dos planejamentos combinatórios possuem uma formalização própria ligeiramente diferente da aqui empregada devido à natureza mais geral daqueles experimentos.

Discussão: Observe que os trabalhos voltados para *Wireless Sensor Networks* (WSNs), como em [8] e [35], têm entre seus principais propósitos operar no menor *duty cycle*, isso significa manter o rádio ligado o menor tempo possível (conservando inativos tantos *slots* quanto possíveis) e proporcionar o encontro ou descoberta de vizinhança em apenas uma frequência de operação. Diferente das WSNs, no cenário de *rendezvous* em rádios cognitivos, os nós podem operar em frequências diferentes e o seu encontro não se dá apenas no tempo, mas no tempo e na frequência (diversidade temporal e espectral). Neste cenário, o rádio nunca será desligado e precisará saltar em frequência, ora para transmitir dados, ora para trocar mensagens de controle, ora para varrer o espectro. Devido a estes e outros motivos que serão expostos adiante, nossa abordagem não quer apenas garantir um encontro em um canal, mas pelo menos um encontro em cada canal, em cada ciclo.

2.9 Saltos em Frequência, Mapeamento dos Canais e Múltiplos Encontros

Em nosso cenário, um número de rádios $R : R \geq 2$ coexistem e compartilham uma faixa de frequência licenciada com PUs, sejam estas Estações Rádio-Base (ERBs), clientes móveis ou não. A faixa de frequência será dividida em n canais de controle $C_{ci}, i = 1, 2, \dots$ e um canal de dados C_d . A Figura 2.5 ilustra o cenário descrito.

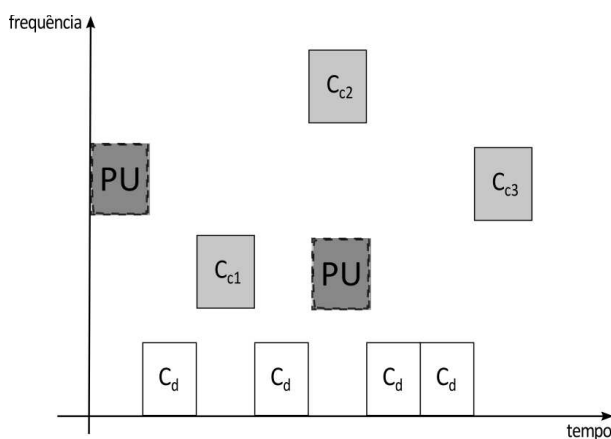


Figura 2.5: A Figura mostra os canais de dados C_d , de controle C_{c1}, C_{c2} e C_{c3} em um modelo de alocação de frequências no espectro.

Nossas sequências de salto percorrerão o espectro de frequências compartilhadas, em *slots* fixos de tempo. Tais *slots* representam a porção de tempo de permanência em um canal, seja no canal de controle ou no de dados. Os rádios não terão relógios internos necessariamente sincronizados e operam em uma sequência de saltos ditada por um escalonamento previamente definido. Com ciclos de duração de v *slots*, com k *slots* de controle, $v - k$ *slots* de dados e λ

encontros por canal por ciclo.

Assim, cada nó da rede está equipado com uma única interface de rádio cognitivo *half-duplex* que pode varrer a faixa G de maneira oportunista, em busca de um canal de dados C_d ocioso e de um ou mais canais de controles C_{ci} dentro do número de encontros previstos.

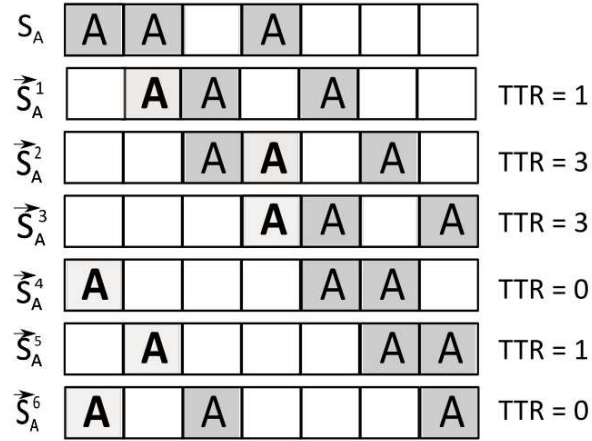


Figura 2.6: Exemplos de um nó operando sob um escalonamento $S_A = [7, \{0, 1, 3\}]$ e todas as suas rotações, evidenciando os encontros das rotações com o escalonamento original (em cinza claro com a letra **A** grifada em negrito) e seus respectivos TTRs.

Na Figura 2.6 mostramos um escalonamento $S_A = [7, \{0, 1, 3\}]$ construído a partir de um BD $\{7, 3, 1\}$. Seu primeiro ciclo é mostrado em S_A , passando então por todas as suas rotações possíveis, até $\vec{S}_A^6$. Neste cenário (com apenas um canal de controle) sempre haverá um encontro (*slots* destacados em cinza mais claro com a letra **A** grifada em negrito) entre S_A e $\vec{S}_A^\theta$, seja qual for o θ . Um nó operando neste escalonamento em particular, sempre garantirá um encontro ($\lambda = 1$) com outro nó programado com o mesmo escalonamento, independente do *offset* entre os rádios.

2.10 Métricas

Novos mecanismos com novas abordagens precisam ser avaliados sob critérios e métricas eventualmente também novos, mas que sejam universais e garantam uma comparação justa com outros mecanismos similares. Nesta seção discutiremos algumas das métricas para *rendezvous* presentes na literatura.

2.10.1 TTR e ETTR

A primeira métrica que introduziremos é o TTR, expresso em *slots* e que pode ser definido como o tempo para o *rendezvous* entre dois escalonamentos escolhidos, isto é, se há dois rádios operando sob estes dois escalonamentos, eles coincidirão em *slots* na mesma frequência em algum instante t , e dadas θ rotações, ocorrerão m encontros e um primeiro encontro, ver Figura 2.6. Chamaremos de TTR, o tempo em *slots* até a ocorrência deste primeiro encontro.

Dados dois nós A e B operando sob um mesmo escalonamento, diversos serão os encontros, e a cada possível *offset* entre os rádios, teremos um novo primeiro encontro, portanto deveremos também definir um TTR esperado (ETTR).

Definição 5. TTR esperado — *Dados dois nós A e B operando sob escalonamentos que satisfazem a RCP. Assumindo que tais escalonamentos estejam defasados em θ slots um do outro ($S_B = \vec{S}_A^\theta$), onde θ pode ser qualquer número de slots com igual probabilidade. O TTR esperado ou ETTR será o número s de slots transcorridos até cada primeiro encontro, ponderados todos os v offsets.*

2.10.2 MTTR

Enquanto ETTR quer expressar o tempo médio até cada primeiro encontro dadas as possíveis rotações dos escalonamentos, o *Maximum Time To Rendezvous* (MTTR) representa o maior TTR em *slots*, entre todos os TTRs ponderados.

Discussão: O MTTR nos indica o pior caso do TTR, ou seja, o tempo máximo em *slots* que dois rádios operando em um mesmo escalonamento, demorariam para notificar um outro rádio da presença do PU. Em ambos os casos, ETTR e MTTR, queremos tornar esse tempo o menor possível.

2.10.3 $ETTR_A$ e $MTTR_A$

Até agora fizemos nossas análises para o caso em que há encontros em apenas um canal de controle, mas a nossa proposta é alcançar encontros em múltiplos canais de controle. Para tanto vamos introduzir O $ETTR_A$ e o $MTTR_A$, que são na realidade médias calculadas ponderados todos os ETTRs e MTTRs de cada canal de controle de um dado escalonamento. Uma maneira mais clara de ilustrar esse conceito é através da Tabela 2.2 que lista os valores de TTR e MTTR computados em nosso mecanismo para cada canal de controle ($1 \leq N \leq 6$) gerado através do BD {21, 5, 1}. Enquanto a duração do ciclo, que é uma função do número de canais de controle,

tem um impacto direto sobre ETTR e MTTR, esses valores variam pouco (ETTR) ou nada no caso do MTTR entre os valores computados para os diferentes canais de controle, para um determinado escalonamento.

Tabela 2.2: ETTR, MTTR e outras propriedades para nossos escalonamentos obtidos a partir do BD $\{21, 5, 1\}$ para $1 \leq N \leq 6$

Propriedade	Número de canais de controle					
	1	2	3	4	5	6
Comprimento do ciclo	21	126	315	504	735	1008
ETTR _A	10,95	57,14	143,20	238,01	347,21	478,49
ETTR _{C1}	10,95	57,14	145,12	239,61	350,43	471,33
ETTR _{C2}	-	57,14	144,98	233,85	350,01	481,30
ETTR _{C3}	-	-	139,49	238,83	338,06	482,15
ETTR _{C4}	-	-	-	239,73	354,37	477,10
ETTR _{C5}	-	-	-	-	343,16	481,96
ETTR _{C6}	-	-	-	-	-	477,11
MTTR _{C1}	20	125	314	503	734	1007
MTTR _{C2}	-	125	314	503	734	1007
MTTR _{C3}	-	-	314	503	734	1007
MTTR _{C4}	-	-	-	503	734	1007
MTTR _{C5}	-	-	-	-	734	1007
MTTR _{C6}	-	-	-	-	-	1007

Note que ao segregarmos o tráfego de dados do tráfego de controle, surge a necessidade de minimizar o *overhead* de controle associado, tópico de nossa próxima subseção.

2.10.4 *Overhead*

Esta proposta atende também cenários em que não seja necessário segregar dados de controle para fomentar múltiplos encontros. No entanto, nossa solução se concentra predominantemente nos casos onde essa segregação seja necessária, por exemplo, cenários que demandem a necessidade de colaboração, admissão de novos nós, tráfego de sinalização em bandas mais estreitas ou canais mais robustos. Sabemos que uma desvantagem surge ao separarmos *slots* para tráfego de controle, que é o *overhead* de controle introduzido. Portanto, vamos definir com mais rigor os componentes do *overhead* no ambiente de rádios cognitivos. Podemos definir *overhead* cognitivo como a percentagem do tempo total de operação em que os rádios cognitivos permanecem fora

dos canais de dados, seja por estarem:

1. varrendo o espectro em busca da presença de PUs;
2. em seus *slots* de controle;
3. em período de contenção, como por exemplo nos mecanismos do *Carrier Sense Multiple Access* (CSMA), *Request To Send* (RTS) e *Clear To Send* (CTS);
4. saltando em frequência.

O *overhead* em qualquer dos casos afeta a vazão da rede, tanto quanto maior for seu valor, e embora o *overhead* cognitivo contenha todas as componentes mencionadas acima, neste trabalho, estamos interessados em reduzir apenas o *overhead* de controle. Importante ressaltar compromisso entre o baixo *overhead* e o comprimento do ciclo. Estas grandezas são inversamente proporcionais e o encontro do equilíbrio entre elas dependerá de uma análise prévia para antecipar quais os escalonamentos são mais adequados ao cenário pretendido.

No Capítulo 6, de resultados, apresentamos escalonamentos com taxas de *overheas* da ordem de 1% para múltiplos encontros em múltiplos canais.

Capítulo 3

O Canal de Controle e o Rendezvous

Neste capítulo discutiremos os diversos elementos envolvidos na implementação e operação do canal de controle e do *rendezvous* propriamente dito.

3.1 O Canal de Controle Comum (CCC)

Os canais de controle no ambiente de redes cognitivas são porções espectro temporariamente alocadas e comumente disponíveis para os usuários secundários para o tráfego de mensagens de controle. Sem uma infraestrutura ou um controlador mestre disponível, os nós cognitivos devem, idealmente, cooperar para realizar funções de gestão do espectro. Este recurso e como ele é aproveitado são fundamentais para definir parâmetros eficientes para o *rendezvous*, mas antes de seguirmos no detalhamento das abordagens de CCC presentes na literatura, faremos na próxima subseção uma introdução para compreensão do seu modo mais básico de operação: o CCC dedicado.

3.1.1 Operação Básica de um Canal de Controle Dedicado

Neste modo de operação, quando um SU quer iniciar a comunicação, ele primeiro comuta para o CCC durante o intervalo de controle e tenta negociar com o receptor o canal pretendido. Após a negociação, a comunicação de dados pode ser realizada durante o intervalo de dados, através de outros canais disponíveis, conhecidos como canais de dados. Veja que tal abordagem depende que os SUs possam se encontrar no CCC, durante o intervalo de controle.

Cada SU, no entanto, possui uma visão local do espectro que pode ou não ser igual a do seu vizinho. Assim, seria ideal que eles pudessem cooperar para determinar quais, dentre os possíveis canais vagos, são os melhores disponíveis para alocação, mas note, que em um cenário

como este, a comunicação entre os usuários secundários padece de um problema similar ao do ovo e da galinha [3]. Os terminais cognitivos precisam cooperar para encontrar um canal livre, mas, por sua vez, tais terminais antes precisam encontrar um canal livre, para só então cooperar. Adicione a isso os problemas da diversidade espacial, temporal e em frequência e teremos uma lista dos principais obstáculos para o *rendezvous* nas *Cognitive Radio Ad Hoc Networks* (CRAHNS).

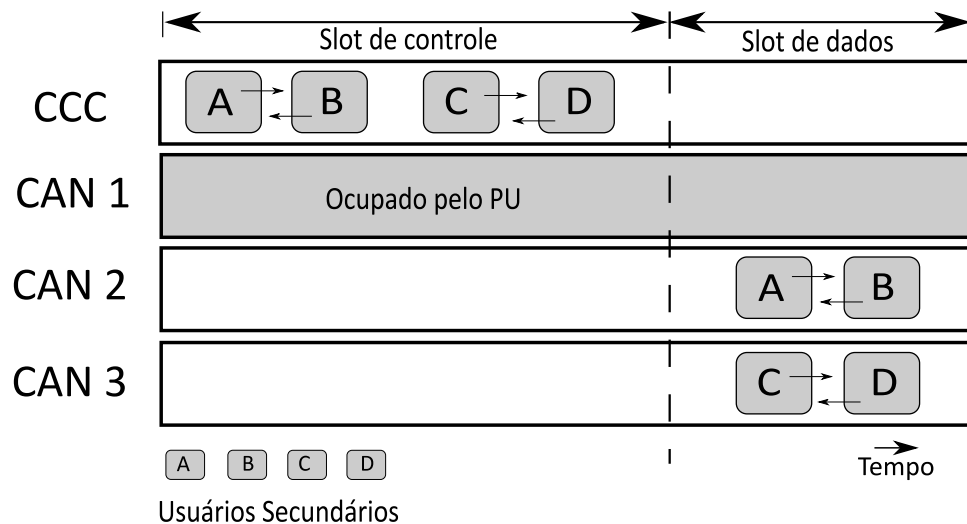


Figura 3.1: Operação básica de um canal de controle comum (adaptada de [31]).

A Figura 3.1 mostra a operação básica de um mecanismo, onde os nós secundários A, B, C e D, após encontro no canal de controle durante o intervalo de controle voltam aos canais CAN 2 e CAN 3, para troca de informação útil. Já CAN 1, permanece durante ambos os intervalos, de dados e de controle, ocupado pelo PU.

Discussão: Fácil perceber que uma maneira simples de resolver o problema do *rendezvous* é empregar um CCC único e dedicado. Alguns protocolos *Medium Access Control* (MAC) para redes cognitivas foram projetados assumindo a existência de um CCC previamente acordado [36, 59] (sem DSA), mas essa suposição implica outra perigosa, a de que estes canais acordados estarão sempre ociosos nas proximidades dos terminais e do PUs. O que nos leva a reflexão de que um CCC estático deveria estar sempre disponível, sob pena de *a)* não haver encontro inicial ou *b)* havendo um primeiro, novos encontros não sejam possíveis. E efetivamente não há garantias desse cenário ideal.

Após o entendimento do funcionamento da forma mais simples de operação de um canal comum, vamos nos aprofundar neste conceito lançando mão da taxonomia introduzida em [39], mostrada na Figura 3.2, para, a partir dela, discutir as questões associadas à construção de um CCC, com foco nas redes *overlay*, ramo da classificação onde nossa proposta se vê inserida.

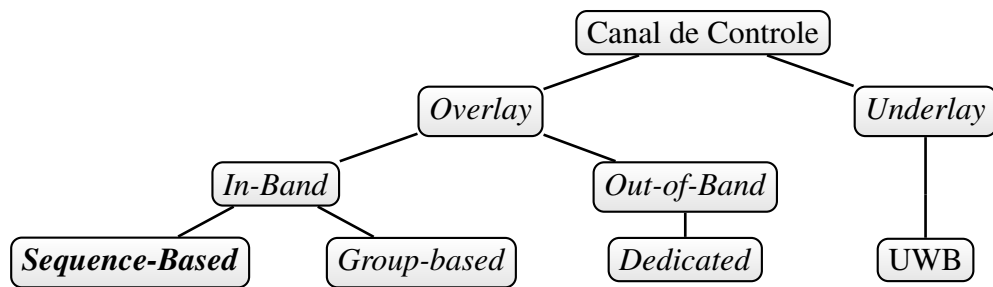


Figura 3.2: Taxonomia das técnicas de construção do Canal de Controle. Nosso mecanismo está classificado no ramo *in-band* no bloco grifado em negrito.

Em oposição às redes *overlay*, o CCC, em abordagens *underlay*, pode ser atribuído mesmo em presença do PU à mesma banda utilizada pelos PUs, empregando técnicas FHSS para envio de mensagens de controle em baixa potência, através de pulsos curtos espalhados por uma grande largura de banda. De tal modo, que a transmissão pareça ao PU apenas um ruído. Embora as mensagens de controle e dados sejam transmitidos ao mesmo tempo em um espectro licenciado, a abordagem do CCC *underlay* pode ser considerada como um CCC dedicado que praticamente não afeta ou é afetado pela atividade do PU [26].

Já em abordagens *overlay*, como a nossa, o CCC está permanente ou temporariamente atribuído a canais ociosos na mesma faixa de frequência utilizada pelo PU. Quando os CCs são afetados pela atividade do PU, os usuários secundários devem abandonar este canal e restabelecer um novo CCC em outra faixa disponível ou já se antecipar construindo múltiplos canais de controle para o caso de falha em um ou mais canais de controle.

3.1.2 Abordagem *Overlay*

Dedicaremos algumas seções ao estudo dos CCC *overlay*, já que são mais realistas e abrangem um maior número de cenários possíveis. Seguindo ainda a taxonomia apresentada na Figura 3.2, podemos dividir estas redes quanto à presença ou não de PUs no canal de controle como *In-band* ou *Out-of-Band*.

3.1.3 *In-Band* ou *Out-of-Band*

Os canais de controle podem ser classificados como *In-Band*, quando alocados nas faixas de frequência do PU, ou *Out-of-Band*, quando alocados em faixas não licenciadas ou no espectro licenciado especificamente para operação de uma rede de *Cognitive Radios* (CRs).

Essa decisão está profundamente relacionada à cobertura a ser alcançada. Tal cobertura refere-se à área onde os nós CR irão trocar as mensagens de controle e/ou se há um ou mais saltos

sem troca de canal. Já que os CCs *In-band* são suscetíveis à atividade do PU, que pode variar de região para região, sua cobertura é local. Por outro lado, nos CCs *Out-of-band*, a cobertura é geralmente considerada global, o que facilita coordenação de toda a rede, sem a latência de comutação de canais ou necessidade de múltiplos saltos.

As soluções de CCC *Out-of-band* geralmente não são afetadas pela atividade do PU, já que todos os usuários CRs sabem que os CCCs estarão sempre disponíveis no espectro alocado. No entanto, se alocadas *Out-of-band* em faixas não licenciadas, a confiabilidade não pode ser garantida, devido à interferência de outros serviços sem fio naquela faixa. Por outro lado, se alocados em bandas licenciadas para operadores de rede de CR, isto desafiaria os princípios de acesso dinâmico do espectro (DSA) onde a atribuição flexível de frequência é necessária para melhorar a eficiência da sua utilização. Sem mencionar o custo para os operadores e a quebra do paradigma inicial de concessão.

Os CCCs *In-band* são naturalmente afetados pelo comportamento do PU. Como resultado, o principal desafio desta abordagem é restabelecer os CCCs sempre que algum PU surja nestes canais. Para alcançar uma vazão aceitável, a sobrecarga (*overhead*) de mensagens de controle e o tempo de permanência nos canais de controle também devem ser minimizados.

Discussão: Note que a cobertura também é limitada pela frequência escolhida, já que frequências não licenciadas, como as de operação das redes ISM, têm seus limites de potência de operação bastante restritos, o que afeta seu alcance. O nosso mecanismo ajuda a endereçar esses problemas, usando a alternativa *In-band*, mas podendo alocar, por exemplo, os canais de controle em bandas com frequências que oferecem menores taxas, já que o tráfego de controle tende a ser menos exigente nesta métrica.

Group-based CCC: na abordagem *group-based* um canal de controle pode ser selecionado a partir de canais comuns disponíveis para os SUs formando um grupo ou *cluster* [11]. Isso é aplicável desde que tais usuários observem a mesma disponibilidade espectral. Ao agrupar os nós que utilizam um canal comum, o tráfego das mensagens de controle seria facilitado.

Discussão: neste caso a chance de saturação do canal de controle poderia ainda ocorrer se a densidade do grupo for alta. Grandes coberturas exigiram mais saltos o que demandaria alguma coordenação para o roteamento. Além disso, garantir um *cluster* cujos membros tenham visões similares do espectro, exigiria um dispositivo com capacidade de geo-localização, o que demandaria maior potência da bateria, reduzindo o tempo de vida total da rede e encarecendo o custo do nó. Neste caso, possibilitar encontros em múltiplos canais de controle ajudaria na redução no tráfego de controle por canal, na redução da saturação e possivelmente reduziria

também o número de saltos. E com a garantia de múltiplos encontros, um nó não precisaria necessariamente contar com a mesma visão do espectro que os outros, bastaria haver alguma interseção de canais entre cada par de nós.

Sequence-Based: na abordagem baseada em sequência, os canais são alocados de acordo com uma sequência de saltos aleatória [17] ou predeterminada, porém dinâmica (já que muda a cada varredura) [5, 20, 46]. O principal objetivo desta abordagem é diversificar a alocação dos canais de controle a fim de minimizar o impacto na atividade PU. Como os nós CR podem utilizar diferentes sequências, diferentes pares de vizinhos podem se comunicar em diferentes canais de controle. Como resultado, esta abordagem é também conhecida como CC múltiplos canais de controle ou *Multiple Rendezvous Control Channel* (MRCC) [45]. Nessa concepção de CCC baseada no salto de canais, a sequência de saltos é o elemento chave para o acesso ao canal dinâmico, mas múltiplos canais de controle exigem múltiplos *rendezvous*.

Discussão: quando um SU quer comunicar-se com um vizinho também secundário, deve comutar de um canal de controle para outro, até encontrá-lo. Dentro desta abordagem, a descoberta de vizinhança poderia se dar da seguinte forma: quando o SU muda para um canal disponível, ele varre o espectro buscando a presença de PUs ou outras transmissões de SUs. Se detecta o canal livre, ele irá transmitir um *beacon* na frequência de controle escolhida. Observe que o *beacon* é uma mensagem de sondagem, e pode ser um pequeno pacote ou sinal que indicaria a presença do SU.

Diferentes tipos de pacotes de controle são utilizados em diversos protocolos MAC, como um *beacon* em [54], ou um RTS em [2]. No entanto, o objetivo principal é tomar conhecimento da presença de um SU que está disposto a se comunicar, para que, se o destinatário estiver naquele mesmo canal, receba o sinal. Ele, então, responderia com uma mensagem de confirmação ou um *Acknowledgement* (ACK). Uma vez que estes dois entes tenham trocado os pacotes de controle em um canal de controle, o encontro foi realizado. Caso contrário, o SU deverá mudar para outro canal, seguindo a sequência de saltos e transmitindo a mensagem de *beacon*. Este processo é repetido, até que o SU (remetente) reúne-se com seu vizinho pretendido (receptor).

Quando dois SUs têm um encontro em um canal disponível eles podem negociar a comunicação de dados, sincronizar seus relógios, determinar novos encontros *etc.* A Figura 3.3 mostra a operação básica de um canal de controle baseado em saltos de frequências, onde os *slots* numerados são os canais de controle em diferentes frequências (1 e 2), os não numerados, em branco, representam o canal de dados. A Figura mostra ainda dois outros conceitos importantes: o encontro em um canal de controle do SU1 com o SU2 na frequência 2 e o TTR, que exprime o

tempo em *slots* até o primeiro encontro.

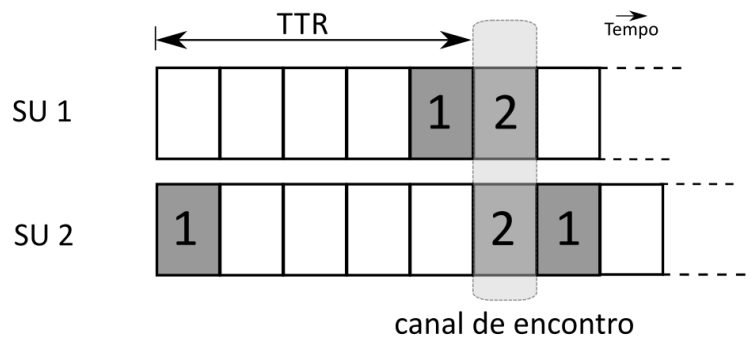


Figura 3.3: A operação básica de um canal de controle com dois canais diferentes, 1 e 2, evidenciando o *rendezvous* no canal 2 e a visão pictórica do TTR.

Saltos em Frequência: algoritmos de saltos em frequência conferem aos rádios cognitivos diversas aplicações em telecomunicações, desde a segurança, para evitar que terceiros tenham acesso ao conteúdo da informação, passando pela redução de interferência como no FHSS, até o uso aplicado ao nosso cenário, que além dos encontros é a coexistência sem interferência. Os saltos em frequência em nossos cenários cumprem três papéis:

1. varrer o espectro;
2. ir e votar ao canal de controle, para o encontro ou para evitar interferência;
3. ir e voltar ao canal de dados para transmitir.

3.2 O Rendezvous

O *rendezvous* ou encontro entre dois rádios em um dado instante em uma mesma frequência é a condição inicial para que a rede de rádios cognitivos entre em operação. Muitos são os métodos possíveis de se promover o *rendezvous*. Contudo, devemos lembrar que estamos operando em uma frequência já cedida a terceiros, e devemos coexistir seguindo estritas regras de convivência. Os CRs devem abster-se de transmitir nos canais onde o usuário principal opera e se os PUs são detectados, os SUs devem parar de operar naquela frequência tão rápido quanto possível. Além disso, a possibilidade do aparecimento e desaparecimento repentino do PU torna o espectro muito dinâmico, e em razão da mobilidade e das condições de propagação, um deslocamento de poucos metros ou o surgimento de um obstáculo pode fazer grande diferença no desempenho de um mecanismo de encontros. Para garantir os encontros, podemos divisar várias abordagens e o faremos seguindo a taxonomia introduzida em [54], pictoricamente representada na Figura 3.4.

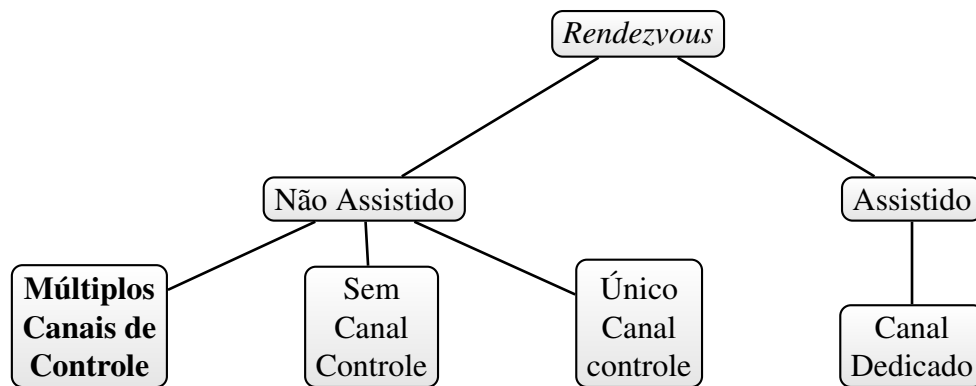


Figura 3.4: Classificação das técnicas de *rendezvous*. Nosso mecanismo está classificado no bloco grifado em negrito.

3.2.1 *Rendezvous* Assistido

Se existe alguma entidade centralizadora que conhece a atividade do PU, podemos assumir que, ainda que periodicamente, algum *beacon* possa ser enviado contendo, por exemplo, a sequência de saltos, frequências de operação, posição geográfica e outras informações relevantes para os nós cognitivos. E em algum momento do ciclo de operação, os CRs enviam alguma requisição para operar. Uma infraestrutura centralizadora manteria um banco de dados contendo tais informações para sua própria consulta e/ou dos CRs entrantes. Isso garantiria um controle preciso de admissão da rede. Apesar de simples, essa solução não é flexível, escalável ou robusta, já que tal entidade precisaria operar em uma frequência diferente do PU para evitar a interferência, seria limitada em alcance e seus clientes estariam sujeitos, entre outros, ao problema do terminal escondido e do ponto único de falha.

3.2.2 *Rendezvous* não Assistido

No ramo esquerdo do diagrama presente na Figura 3.4 estão os mecanismos não assistidos ou sem coordenação, neste caso os próprios nós cognitivos são responsáveis por encontrar uma faixa comum no espectro. Aqui, temos três grandes subgrupos: mecanismos que podem ter um único canal de controle, ter múltiplos canais de controle ou nenhum canal de controle. O primeiro caso, embora não empregue uma entidade centralizadora, traz consigo o problema de uma possível saturação do canal e do ponto único de falha. Por outro lado, operando com múltiplos canais de controle, os rádios podem se encontrar em mais de um, entre os canais definidos para iniciarem as negociações. Por último, a operação inicia sem canais de controle.

Nessa classificação, o autor em [54] está interessado apenas no primeiro encontro que chamamos de *blind rendezvous*. Muito embora nosso mecanismo possa operar sem diferenciar

controle e dados, estamos especialmente interessados no cenário em que um primeiro *rendezvous* já ocorreu e estamos agora operando em regime, preocupados com um possível retorno ao canal de controle para, entre outras coisas, admitir novos nós. Assim, nosso cenário prevê uma alocação dinâmica de múltiplos canais de controle.

3.3 Desafios da Operação com Canal de Controle e do *Rendezvous*

Já de posse dos argumentos e técnicas mais comuns de construção de canais de controle em redes cognitivas e de suas taxonomias, discutiremos nesta seção, desafios e parâmetros importantes para comparação das abordagens de operação com canal de controle e do *rendezvous*.

3.3.1 Desafios do Canal de Controle

Entre os desafios de construção do Canal de Controle, estão: a robustez de um CCC frente a ataques ou falhas, a possibilidade de saturação desse canal, a cobertura, as limitações e vantagens de cada abordagem: a de canal dedicado e a de múltiplos canais.

Saturação: o princípio da abordagem dedicada obriga os SUs a transmitir todos os pacotes de controle sobre um único CCC. Assim, a taxa de colisão de pacotes de controle tenderá a aumentar quando o número de usuários da rede crescer. Esta situação obviamente degrada a vazão geral da rede. Nosso mecanismo prevê o encontro em múltiplos canais, o que reduz a densidade de ocupação de cada canal.

Robustez: a principal desvantagem ao utilizar a abordagem com CCC único é sua suscetibilidade à dinâmica dos rádios primários, mas note que a presença do PU pode não apenas degradar a vazão geral da rede secundária. Se o período de transmissão do PU for significativamente alto, a presença do PU pode chegar a bloquear o acesso ao canal para os SUs. Além disso, os canais disponíveis mudam em redes CR, incluindo o CCC. Esse comportamento dificulta o novo estabelecimento da comunicação. Nosso mecanismo endereça esta questão empregando uma seleção dinâmica para montagem do canal de controle. Note que não precisamos, para sinalização ou *rendezvous*, de taxas altas ou canais de faixa larga. Estudos recentes em [13] e [58] mostram que tal técnica não é apenas promissora, mas factível, empregando em [13], por exemplo bandas de 0,5 a 1 MHz.

Discussão: a seleção de múltiplos canais de controle para promover o *rendezvous*, aumenta a resiliência do mecanismo, já que quaisquer faixas de frequências podem sofrer interrupção por interferência, poluição espectral ou mesmo *jamming* [19]. Além disso, um possível resultado do DSA é que, em um dado período, podem haver múltiplos canais vagos em uma CRAHN. Neste sentido, se cada nó escolhe seu próprio canal de controle dentre muitos, desconhecendo as escolhas dos outros nós ou um limite pré-definido de canais, a rede pode ser particionada em muitos pequenos segmentos, cada um em um canal dinâmico diferente, dificultando assim a comunicação eficaz. Podemos, como uma premissa inicial, limitar a escolha a um subconjunto de canais já pré-selecionados no primeiro *blind rendezvous* ou usar as bandas do dividendo digital¹, para aumentar a probabilidade de escaparmos deste cenário negativo. Assim, múltiplas possibilidades, porém limitadas a um teto razoável de encontros em diferentes canais, mitigam esse problema.

Segurança: A interferência no canal de controle é um dos caminhos mais fáceis de se interromper a operação de uma rede sem fio. O atacante precisa simplesmente injetar um sinal potente interferente na frequência do CCC, para impedir qualquer troca de pacotes de controle impedindo o encontro. Essa vulnerabilidade traz consigo a existência de um ponto único de falha dentro da rede e tais ataques podem ser propositais ou não [19].

Cobertura: ao usar a abordagem *In-Band* para a construção do canal de controle ao invés da *Out-of-Band*, temos um ganho imediato de cobertura, já que, em tese, teremos até o mesmo alcance do transmissor primário. Com o uso de múltiplos canais, ganhamos a possibilidade de encontrar vizinhos que estejam em canais diferentes e com visões diferentes do espectro, aumentando a cobertura com menores chances de incorrer na saturação.

Tempo de Evasão do Canal: para evitar a interferência, o SU deve deixar o canal ao detectar a presença do PU no mesmo canal, e o tempo de evasão é a diferença entre o tempo de detecção do PU e o tempo em que os SUs cessam suas transmissões. Em [43], o tempo defendido como meta para o abandono do canal é de 500 ms, em [25] a primeira busca pelo PU deve perdurar por 30 s antes de determinar sua disponibilidade e uma vez que esse canal seja alocado pelo SU, a busca deve ser executada pelo menos uma vez a cada 60 s, e em caso de detecção, o canal deve ser desocupado dentro de 2 s. Vemos por estes exemplos que ainda não há consenso na literatura sobre o tempo ideal para evasão do canal, intervalo de varredura e quando

¹O termo dividendo digital refere-se a faixa que se estende de 200 MHz a 1 GHz, liberada com a substituição do sinal analógico pelo sinal digital na transmissão de TV, visando o melhor reuso do espectro.

podemos considerar um canal livre.

Discussão: importante salientar aqui que ambos PU e SU podem ser móveis e que confiar na visão local do espectro de apenas um CR não é suficiente para assumir que há ou não o surgimento de um PU na vizinhança. Devemos supor que todos os CRs nas proximidades são possíveis terminais interferentes na transmissão do PU. Assim, em um cenário em que a coordenação para evasão do canal for uma restrição importante, é interessante contar com canais de controle de baixo *overhead* para acelerar a inundação da rede sobre as condições dos canais de dados e a possível presença do PU, limitando o número de canais varridos na fase de DSA.

Sincronização: não é trivial alcançar uma sincronização global em redes *ad hoc* [31]. Por isso, na maioria dos cenários, mecanismos assíncronos se tornam mais apropriados. No entanto, a natureza assíncrona da nossa solução e a necessidade de dois tipos distintos de canais: um de controle e outro de dados, nos impõe algumas restrições. Entre elas o compromisso entre o número de canais dedicados ao envio de dados e o número de canais dedicados ao controle. Uma maior quantidade do primeiro reduz a quantidade de encontros o que implica maior probabilidade de interferência no PU, pois aumenta a latência do tempo de evasão do canal. Por outro lado, o aumento do número de canais de controle aumenta o *overhead* e diminui a vazão total da rede. Portanto, entre as tarefas que nos impõem para a construção de um mecanismo que opere em regime de saltos entre canais de controle e de dados, está a de reduzir o *overhead*, principalmente nos cenários em que há a possibilidade de operar em cenários com múltiplos canais de controle.

3.3.2 Requisitos da nossa Solução

Para tornar melhor a compreensão dos desafios e obstáculos da construção de um mecanismo de *rendezvous*, vamos introduzir os requisitos discutindo nossa abordagem.

Ausência de Controladores Centralizados Um controlador central facilita a coordenação e retira dos terminais a necessidade de varrer o espectro. No entanto, essa solução traz consigo o problema ponto único de falha, e limita também o alcance da rede, que fica restrito ao alcance do controlador central. Nossa proposta não exige controladores centralizados.

Múltiplos Canais Nossa proposta prevê o uso de múltiplos canais de controle para mitigar este problema. O uso de um número limitado de bandas, também reduz a necessidade de longos períodos varrendo o espectro em busca de frequências ociosas o que reduz a latência da rede, o tempo de evasão e aumenta a probabilidade do encontro entre os nós.

Sincronização dos Nós Alcançar a sincronização global em uma rede, além de não ser trivial, encarece o hardware, pois exige relógios de alta precisão. Neste aspecto, nos alinhamos com os autores em [31], pois que em CRAHNs não há forma prática de considerar que dois SUs estão sincronizados e iniciar a descoberta de vizinhança ao mesmo tempo. Nosso mecanismo, por isso, emprega uma abordagem assíncrona.

Determinismo dos Encontros Alguns trabalhos como [4] e [48] promovem o encontro com uma alta probabilidade de sucesso. No entanto, não conseguem garantir múltiplos encontros em um tempo finito. Nossa proposta garante o alinhamento dos *slots* de controle de terminais cognitivos em múltiplos canais de maneira determinística.

Naturalmente, mesmo que haja alinhamento nos *slots*, estamos lidando aqui com o meio sem fio, este sujeito às questões de propagação, tais como: desvanecimento, interferência, ruídos e até obstáculos físicos como paredes ou árvores, além, é claro, da mobilidade. Assim, em um cenário real, por razões de propagação e/ou colisões, há sempre uma probabilidade de insucesso na entrega das mensagens, mesmo havendo o alinhamento de *slots*. Mais adiante, no Capítulo 5, aplicaremos o conceito de probabilidade de sucesso na entrega de um *beacon*, e avaliamos numericamente um canal não ideal.

Neste ponto, o leitor pode perceber que a escolha de como construir o canal de controle não pode ser dissociada do *rendezvous*. Elas são tão entrelaçadas que seu significado algumas vezes até se confunde como em [44] e [45]. Mas é o tipo de mecanismo de *rendezvous* escolhido que dita parâmetros importantes da operação, como por exemplo: o ETTR, o MTTR e o *overhead* de controle. Com esses parâmetros em mente avançaremos para o Capítulo 4, investigando como outros pesquisadores têm tratado essas questões e comparando algumas daquelas abordagens com a nossa.

Capítulo 4

Trabalhos Relacionados

Este trabalho está interessado, em última análise, em contribuir apresentando uma nova solução para construção de uma rede de terminais munidos de rádios inteligentes (cognitivos), capazes de observar a ociosidade de uma faixa do espectro, e oportunisticamente trocar mensagens nessas faixas, o que chamamos de reuso do espectro. Para isso, forçosamente, é necessário promover o encontro destes dispositivos em uma ou várias frequências disponíveis. Para promover tais encontros, alguns autores exploraram o conceito de quórum e suas derivações, como em [5], [10] e [48]. Neste capítulo, vamos introduzir o conceito computacional de *quórum*, apresentando alguns trabalhos que empregam essa técnica.

A palavra quórum tem origem latina e vem do genitivo plural de *qui* (que), que pode se traduzir para “dos quais” ou “de quem”. Esta palavra tem sido usada há séculos com o significado de maioria ou presença em processos eleitorais. Esse uso histórico inspirou seu emprego em Computação, principalmente em sistemas distribuídos, com o significado de agrupamentos com certas características, isto é, dado um conjunto de entidades (nós de uma rede ou processos de um sistema operacional), um sistema baseado em quórum é uma coleção de subconjuntos de elementos que necessariamente se intersectam [55].

Em alguns cenários de redes de computadores, o encontro pode se dar apenas no domínio do tempo como em [8] e [35]. Nesses casos mais simples, os nós operam sempre na mesma frequência, buscando um encontro no tempo, mas há cenários, como nas redes de rádios cognitivos, em que os nós podem operar em canais diferentes em instantes diferentes. Portanto, para que haja uma oportunidade de transmissão, é necessário haver uma sobreposição de operação entre os nós no tempo e na frequência (diversidade temporal e espectral). Na próxima seção analisaremos alguns mecanismos que fazem uso de sistemas baseados em quórum para promover o *rendezvous* nas *Cognitive Radio Networks* (CRNs) com a finalidade de discutir vantagens e desvantagens dessas primeiras abordagens assíncronas.

4.1 Sistemas de Quórum Baseados em *Grids*

Um sistema baseado em quórum pressupõe que a interseção entre elementos de dois subconjuntos seja não nula. Vamos brevemente apresentar sua formalização matemática e em seguida apresentaremos alguns exemplos de mecanismos que fazem uso dessa técnica.

Definição 6. Quórum— *Dado um sistema quórum Q sobre um conjunto universo $U = \{e_0, e_1, \dots, e_n\}, n \geq 1$. Ele só um sistema de quórum se e somente se $Q_1, Q_2 \in Q : Q_1 \cap Q_2 \neq \emptyset$*

4.1.1 Grid Legal

Muitas podem ser as leis de formação para construção de um Sistema de Quórum. Começemos por um dos mais simples, definido em [46] como *Grid Legal*. Para definir a sequência de numeração dos *slots*, cada ciclo deve ser mapeado a partir de uma matriz bidimensional $n \times n$, onde cada posição da matriz representa um *slot*. O primeiro *slot* representado pelo elemento (0,0) (linha = 0, Coluna = 0), o segundo *slot*, o elemento seguinte da linha zero, representado por (0,1) e assim sucessivamente, linha a linha do *grid*. Em um escalonamento baseado em *Grid Legal*, os *slots* de controle serão os representados em cinza. Esse mecanismo, como todos os outros desta seção, também emprega saltos em frequência segundo a natureza do *slot*.

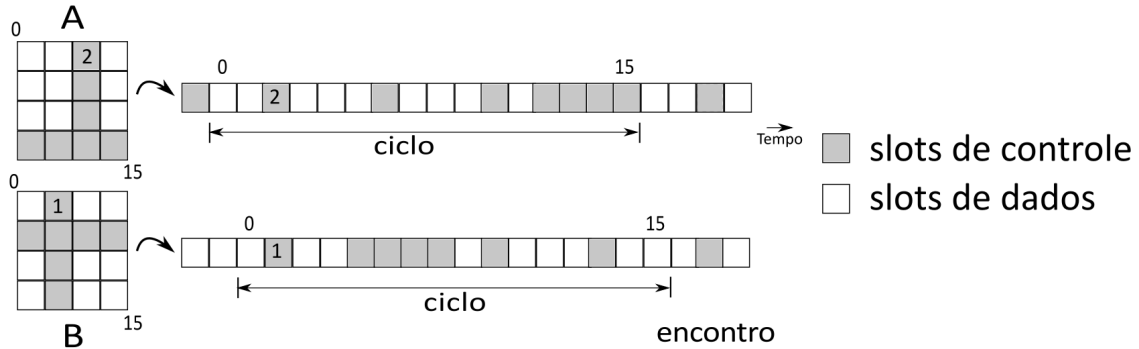


Figura 4.1: Representação de dois nós operando sob dois escalonamentos A e B baseados em *Grid Legal*.

A Figura 4.1 apresenta dois escalonamentos¹ A e B *Grid Legal* baseados em uma matriz 4×4 . Pode-se inferir pela Figura 4.1 que este mecanismo não exige que dois nós A e B sigam o mesmo escalonamento para que haja encontros. Os escalonamentos sugeridos na figura, seguindo a notação adotada neste trabalho, representam os escalonamentos $S_A = [16, \{2, 6, 10, 12, 13, 14, 15\}]$ e $S_B = [16, \{1, 4, 5, 6, 7, 9, 13\}]$. Ainda na mesma figura, podemos notar um deslocamento de

¹Apresentamos duas figuras diferentes de cada escalonamento, para facilitar o entendimento do leitor sobre sua formação.

$\theta = 1 \text{ slot}$, representando o *offset*, em *slots*, entre os relógios dos dois nós. Cabe aqui a ressalva que apresentamos dois exemplos de escalonamentos, apenas para que o leitor compreenda mais facilmente a lei de formação do conjunto de controle.

4.1.2 Grid Diagonal

O uso do *Grid Diag* (formado a partir da diagonal positiva) proposto por estes mesmos autores em [46] tem a seguinte lei de formação:

$$f(x, y) = ((y \times v) - ((v - 1) \times x)) \text{ modulo } (v \times v), \quad (4.1)$$

onde $x = \{0, 1, \dots, v - 1\}$ e $y = \{0, 1, \dots, v - 1\}$

Observe, na Figura 4.2, que a numeração dos *slots* não segue a mesma ordem do *Grid Legal* (veja seta acima da diagonal principal de A). Essa formação é uma evolução do *Grid Legal*, pois reduz o surgimento de *slots* de controle consecutivos, provocando um melhor balanceamento dos blocos, posicionando-os em *slots* em posições de menor e de maior valor dentro do ciclo.

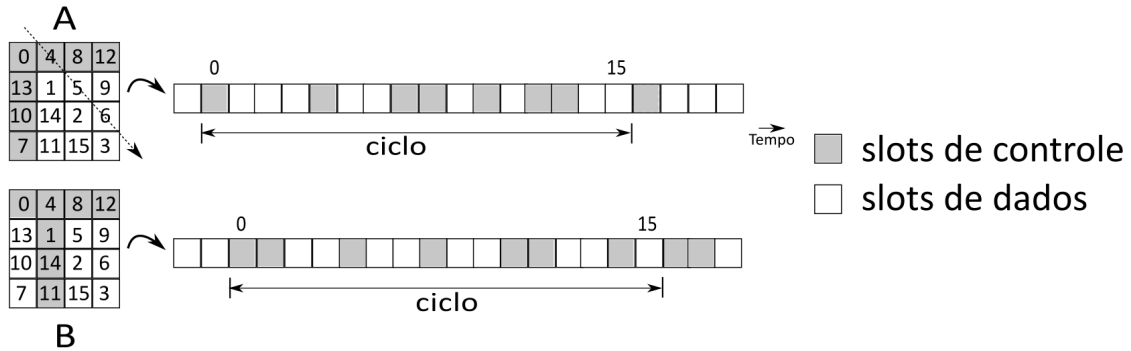


Figura 4.2: Representação de dois nós operando sob dois escalonamentos A e B baseados em Grid Diag.

4.1.3 Torus

Um outro tipo de sistema baseado em quórum é o Torus [46], também uma evolução do *Grid Legal*. Esse sistema satisfaz a RCP, porém sem preencher completamente o par (linha, coluna) do *grid* como *Grid Legal* e *Grid Diag*, o que, em última análise, garante o uso de um menor número de *slots* de controle por ciclo.

Sendo r o número de linhas e s o número de colunas de uma matriz, o Torus é composto por uma coluna, mas ao invés de preencher uma linha completa, seleciona-se apenas um *slot* em

cada coluna c_j , ($j = 0, 1, 2, \dots, \lfloor s/2 \rfloor$). Nessa conformação, uma coluna c_j inteira é chamada de cabeça do quórum e o resto dos elementos ($\lfloor s/2 \rfloor$), de cauda.

Na Figura 4.3, vemos dois exemplos de escalonamentos A e B diferentes usando o *Grid Torus*. Note que, da mesma forma que nos outros sistemas baseados em matrizes, o mapeamento dos *slots* pode seguir outras leis de formação, que garantam maior balanceamento na alocação dos *slots* de controle, espalhando-os de maneira mais homogênea ao longo do ciclo, buscando com isso mecanismos mais eficientes.

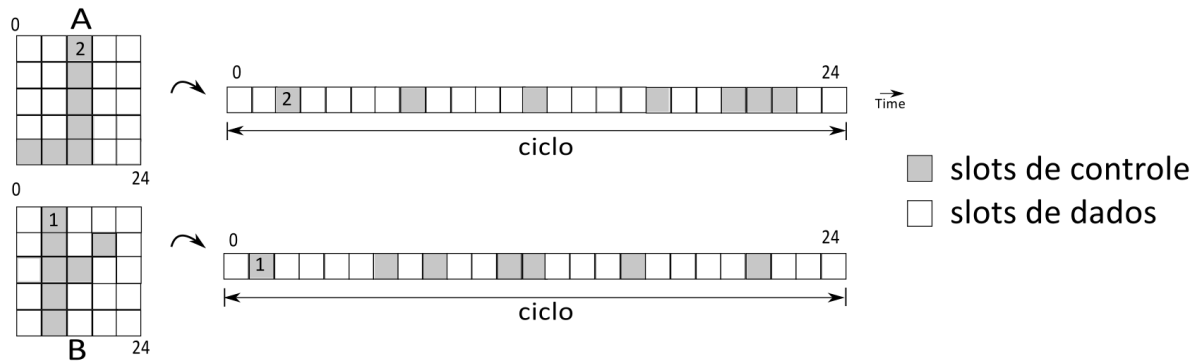


Figura 4.3: Representação de dois nós operando sob dois escalonamentos A e B baseados em Torus.

Embora estas diferentes alocações promovam alguns ganhos no número de encontros, TTR e MTTR, em algumas rotações em particular, esses mecanismos ainda não conseguem garantir múltiplos encontros para todos os *offsets*, o que significa que dois nós a poucos centímetros um do outro podem ficar indefinidamente buscando uma oportunidade de transmissão sem sucesso.

Na próxima seção, vamos abordar os mecanismos determinísticos que oferecem garantia de múltiplos encontros em tempo finito e possibilidade de menor *overhead* de controle.

4.2 Mecanismos Determinísticos

Já vimos em seções anteriores que as técnicas que baseadas em *grid* [46, 47, 48] não garantem encontros em múltiplos canais em tempo finito, não sendo portanto, adequadas para o nosso propósito. Outros trabalhos preconizam outras abordagens, em [2] encontramos pela primeira vez a aplicação de Planejamento Combinatórios para a construção de um mecanismo de múltiplos encontros em redes de rádios cognitivos.

4.2.1 *Single Sequence MAC Protocol e Multi-sequence MAC Protocol*

Os autores em [2] propõem dois mecanismos: o *Single-Sequence MAC Protocol* e o *Multi-Sequence MAC Protocol*, o primeiro, projetado para atender o cenário onde se deseja apenas mapear os canais a duas frequências distintas. Para isso os autores dividem o espectro em C canais de mesma largura de banda. Mapeando os C canais entre $C1$, ao que nomeiam de BIBD ativos e $C2$ de BIBD inativos. O que os autores em [2] chamam de BIBD ativos (em nossa proposta chamamos de *slots* de controle) são os elementos do conjunto de *slots* em que são garantido exatos λ encontros por ciclo. Apresentamos na Figura 4.4 os *slots* do BD $\{7, 3, 1\}$, que representa o escalonamento para dois canais deste mecanismo.

		Slots de Tempo						
		1	2	3	4	5	6	7
Blocos	1	C1	C1	C2	C1	C2	C2	C2
	2	C2	C1	C1	C2	C1	C2	C2
	3	C2	C2	C1	C1	C2	C1	C2
	4	C2	C2	C2	C1	C1	C2	C1
	5	C1	C2	C2	C2	C1	C1	C2
	6	C2	C1	C2	C2	C2	C1	C1
	7	C1	C2	C1	C2	C2	C2	C1

Figura 4.4: Representação do *Single-Sequence MAC Protocol* obedecendo o BD $\{7, 3, 1\}$.

Note que apesar de aplicar o uso de BIBDs para garantir o encontro, os autores não fazem uso de um canal de controle e encaram tanto o canal $C1$ como $C2$ como oportunidades tanto para a troca de mensagens para viabilizar o encontro como para transmissão de dados.

O segundo protocolo proposto, o *Multi-Sequence MAC Protocol*, considera a existência de múltiplos canais, assumindo agora que C canais são particionados em dois grupos adjacentes, fazendo o grupo 1 como $G1 = \{1, 2, \dots, C/2\}$ e o grupo 2, $G2 = \{C/2 + 1, C/2 + 2, \dots, C\}$. A cada grupo é mapeado um estado do BIBD (0 ou 1), ou seja, dado um $BIBD = \{1, 1, 0, 1, 0, 0, 0\}$, uma sequência seria $H = \{G1, G1, G2, G1, G2, G2, G2\}$. Dois subgrupos são então criados. Assim, $G1 = \{G1.1, G1.2\}$ e $G2 = \{G2.1, G2.2\}$ e, então, cada subgrupo seria mapeado também a dois diferentes estados do BIBD (0,1), levando a formação onde dentro de $G1$ há $\{G1.1, G1.1, G1.2, G1.1, G1.2, G1.2, G1.2\}$, e em $G2$, $\{G2.1, G2.1, G2.2, G2.1, G2.2, G2.2, G2.2\}$. Isso é repetido até terminarem os canais existentes.

As propostas dos autores: *Single Sequence MAC Protocol* e *Multi-sequence MAC Protocol* não preveem o uso canais de controle e se restringem ao emprego somente dos escalonamentos baseados em *Block Designs* em seus aninhamentos. Essa opção de projeto eleva demasiado o TTR e o MTTR, já que os BIBD são mais longos que os usados na segunda dimensão de nossa abordagem, outra desvantagem é que enquanto MTTR do mecanismo proposto nesta tese é da ordem do tamanho do ciclo, o MTTR equivalente de [2] para multicanais é de $v^{\log_2 C}$, onde C é o número de canais de encontro.

4.2.2 Channel Rendezvous Sequence (CRSEQ)

Em [51] os autores promovem múltiplos encontros em tempo finito sem diferenciar *slots* de dados de controle, usam um modo assíncrono e definem uma sequência que garante de maneira determinística o *rendezvous* entre dois nós cognitivos para múltiplos canais. O algoritmo gerador das sequências é baseado nas propriedades dos números triangulares, $T_n = \frac{n(n+1)}{2}$, sendo n inteiro. Neste trabalho, para N canais, a alocação de *slots* é dividida em N subsequências. A j -ésima subsequência começa com o valor de T_j e terá $3N - 1$ *slots*. O l -ésimo elemento dos primeiros $2N - 1$ *slots* são alocados segundo $(T_j + l) \bmod N + 1$ e os *slots* restantes segundo a fórmula $j + 1$. Essa construção garante a RCP para múltiplos canais para M slots, onde $M = N(3N-1)$. Sendo $\mathbf{N}$ (em negrito)² o menor número primo maior ou igual que N .

Note que no CRSEQ a escolha de um número primo maior que um valor ótimo para geração de um mínimo de *slots* necessários para a RCP introduz uma perda que se reflete em mais *slots* que o necessário, o que por sua vez aumenta o tamanho do ciclo, culminando em maiores valores de MTTR. Veja na Figura 4.5, que o CRSEQ emprega 24 *slots* (enquanto o nossa solução precisa somente de 15) para alcançar encontro em três canais. Importante ressaltar que o CRSEQ emprega diferentes números de *slots* para cada canal, o que confere a ele maiores MTTRs e um desbalanceamento intrínseco (diferente número de *slots* para cada canal) entre os canais.

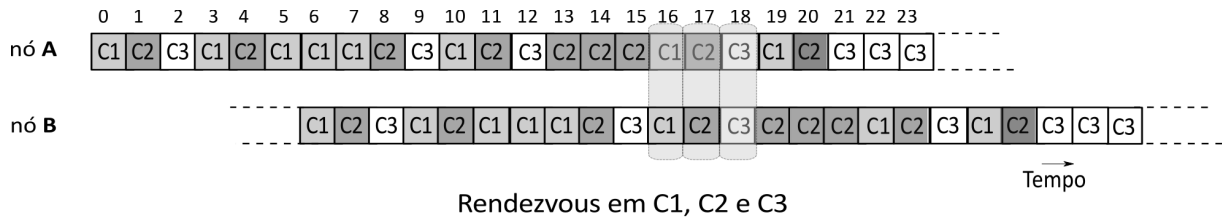


Figura 4.5: Exemplos de dois nós **A** e **B** operando sob um escalonamento CRSEQ para três canais, estando o nó **B** com um *offset* de $\theta = 6$.

²Notação de [51]

4.2.3 *Disjoint Relaxed Difference Sets (DRDS)*

Os autores em [28] apresentam o *Disjoint Relaxed Difference Set (DRDS)*, um escalonamento que emprega uma teoria relacionada aos planejamentos combinatórios [30]. Eles apresentam um algoritmo de *rendezvous* para N canais que encontra N conjuntos disjuntos subótimos de mesmo comprimento que satisfazem a RCP. Os escalonamentos do DRDS são subótimos porque seu comprimento de ciclo é da ordem de $3P^2$, onde P é o menor número primo tal que $P \geq N$. Assim como o seu similar CRSEQ, a escolha deste valor leva ao emprego de mais *slots* que o mínimo necessário para satisfazer a RCP. O exemplo dado pelos autores para encontros em 3 canais distintos usa 27 *slots* enquanto, como mostraremos no Capítulo 5, nossa proposta precisa de somente 15. Escalonamentos menores em última análise tendem a menores valores de ETTR e MTTR para um mesmo número de canais de encontro. No Algoritmo 1, reproduzimos de [28] o passo-a-passo da obtenção computacional das sequências do DRDS. Seguindo a notação presente em [28], Z_n representa os inteiros menores ou iguais a n , e P é um número primo.

Algoritmo 1 – Construção das sequências do DRDS

```

1:  $S \leftarrow \emptyset$ ;
2: for  $i = 0$  to  $P - 1$  do
3:    $D_i \leftarrow (Z_{(3P_i+P)} \setminus Z_{3P_i})$ ;
4:   for  $j = 0$  to  $P - 1$  do
5:      $q_j \leftarrow j^2, p_{ij} \leftarrow \frac{(i - q_j)(P + 1)}{2} \bmod P$ ;
6:      $t_{j0} \leftarrow 3Pj + P + p_{ij}$ ;
7:      $t_{j1} \leftarrow 3Pj + 2P + p_{ij}$ ;
8:      $D_i \leftarrow D_i \cup \{t_{j0}, t_{j1}\}$ ;
9:   end for
10:   $S \leftarrow S \cup \{D_i\}$ ;
11: end for

```

4.2.4 *M-designs e H-designs*

Apesar dos BIBD serem empregados na descoberta de vizinhança (equivalente ao *rendezvous* para CRAHNs), em redes de sensores sem fio, sua aplicabilidade para escalonamentos multicanais não é trivial. De modo a adaptar os planejamentos combinatórios para este tipo de cenário, propusemos em [20] um conjunto de heurísticas que originam novos planejamentos combinatórios adequados ao *rendezvous* multicanal. Empregando sistematicamente novas heurísticas, obtivemos três novos tipos de planejamentos, chamados *C-design*, *M-design* e *H-design*. O primeiro surge a partir a aplicação do que chamamos de Engenharia Reversa (ER), enquanto o segundo explora o conceito da soma construtiva (SC), nossa extensão do teorema da soma

construtiva em [21], e uma terceira (*Hybrid Design*) que combina os dois primeiros. Também criamos novas funções de mapeamento $\mathcal{M}$, que coordenam quais e como estes canais serão alocados para os *slots* de controle do escalonamento. O nosso principal propósito nesse artigo foi o de encontrar novos planejamentos com taxas de *overhead* de controle próximos a 10%.

Entre as principais contribuições obtidas neste trabalho estão os resultados com o *M-design* e o *H-design*. A ideia por trás desses planejamentos é a de encontrar entre os BDs existentes aqueles com famílias diferenças disjuntas e promover uma união (*M-design*) quando possível e quando não, combinar dois ou mais destes planejamentos para formar um novo planejamento (*H-design*) que atendesse o encontro em múltiplos canais. Encontramos dois novos planejamentos com sobrecarga de controle abaixo de 20% ainda não presentes nas listas mais conhecidas na literatura [27], [53] ou [41]: o *MD* {553, 48, (1, 1)}, o *MD* {871, 60, (1, 1)} e o *HD* {871, 147, (1, 1, $\exists 1$)}³. Descobrimos durante a consecução desse trabalho que seria possível criar uma segunda dimensão de *subslots* mais eficientes aninhados nos *slots* k dos BDs, e assim alcançar taxas de *overhead* da ordem de 1%.

Tabela 4.1: Tabela mostrando os resultados dos novos planejamentos criados pela heurística da soma construtiva.

Tipo	v	k	λ	<i>overhead</i>	$\overline{\mathcal{R}_{C_{c1}}}$	ETTR C_{c1}	MTTR C_{c1}	$\overline{\mathcal{R}_{C_{c2}}}$	ETTR C_{c2}	MTTR C_{c2}	$\overline{\mathcal{R}_{C_{c3}}}$	ETTR C_{c3}	MTTR C_{c3}
HD	871	147	(1, 1, $\exists 1$)	0.16	1	434.53	870	1	434.53	870	8.68	46.11	805
MD	553	48	(1, 1)	0.08	1	275.54	552	1	275.54	552	–	–	–
MD	871	60	(1, 1)	0.06	1	434.53	0	1	434.53	870	–	–	–

A Tabela 4.1 ilustra os valores de v , k e λ e as taxas de *overhead* associadas a cada planejamento. As colunas $\overline{\mathcal{R}_{C_{cn}}}$ denotam o número de encontros médios por canal, e as restantes, os valores de ETTR e MTTR também estratificados por canal. Note que naquele estágio da nossa pesquisa chegamos a resultados que alcançam somente encontros para até 3 canais distintos.

4.3 Planejamentos Combinatórios, Conjuntos Diferença e Disjunções

Nesta tese, estabeleceremos comparações dos *D-designs* (Dd) e *Bi-dimensional Rendezvous Design* (BiRD) com os mecanismos CRSEQ e DRDS, já que todos satisfazem a RCP e alcançam encontros determinísticos em múltiplos canais fazendo uso em algum grau de conceitos similares a família diferença e disjunção de conjuntos. Assim, nesta seção faremos uma breve abordagem

³A notação $\exists 1$ indica que no escalonamento gerado por esse planejamento existe pelo menos um encontro no canal 3 em cada ciclo.

dos conceitos de *difference sets*, *difference family* e conjuntos disjuntos, o que eles representam e como tais entidades se relacionam. Primeiro uma definição sintética do conceito de conjuntos diferença (*difference sets*).

Definição 7. Conjunto Diferença — Um subconjunto $D = \{d_1, \dots, d_k\}$ de cardinalidade $k \subseteq \mathbb{Z}$ é chamado um conjunto diferença (v, k, λ) se $2 \geq k \leq v$, $\lambda > 0$ e todo elemento não nulo $d \in \mathbb{Z}$ puder ser expresso na forma $d = (d_i - d_j) \bmod v$ para exatamente λ pares (i, j) , $i, j \in \{1, 2, \dots, k\}$.

Note que sendo $D = \{d_1, d_2, d_3, \dots, d_k\}$ um conjunto diferença, chamamos $a + D = \{a + d_1, a + d_2, \dots, a + d_k\}$ formalmente de uma *tradução* de D . Assim, se aplicarmos uma rotação (nosso equivalente de tradução), de $\theta = 1$ ao escalonamento $S = [11, \{0, 1, 3, 4, 5, 9\}]$ com $a = 1$, obteremos um novo $\vec{S}^1 = [11, \{1, 2, 4, 5, 6, 10\}]$ que é na verdade apenas um deslocamento de $a = 1$ de S .

Além disso, há ainda o que chamamos de família diferença: são outros possíveis escalonamentos de cardinalidade também k de um mesmo BD, que não se caracterizam rotações de outros escalonamentos.

Uma família diferença é expressa por uma coleção de conjuntos $D_1, \dots, D_n$, onde cada D_j obedece a Definição 7, que conta com escalonamentos que não são rotações uns dos outros. Por exemplo o $BD\{13, 4, 1\}$ gera os escalonamentos $S_1 = [13, \{0, 1, 3, 9\}]$ e $S_2 = [13, \{0, 2, 7, 9\}]$. Assim, como $S_3 = [13, \{0, 1, 4, 9\}]$ e $S_4 = [13, \{0, 2, 7, 10\}]$ que também não são rotações um do outro, formando o que chamamos de famílias diferença do $BD\{13, 1, 4\}$ [15].

Por exemplo, podemos ver na Tabela 4.2 que todo elemento não nulo de $\mathbb{Z}_{11}$ pode ser expresso como a diferença $d = (d_i - d_j) \bmod v$ de exatos 3 pares (i, j) . D é um conjunto diferença $(11, 6, 3)$ e $(1, 2, 4, 5, 6, 10)$, $(0, 2, 3, 5, 6, 7)$... são traduções ou na nossa notação: rotações de $(0, 1, 3, 4, 5, 9)$ ⁴.

Tabela 4.2: Seja $D = \{0, 1, 3, 4, 5, 9\} \subseteq \mathbb{Z}_{11}$ da Tabela:

$(d_i - d_j) \bmod v$	d_j					
	0	1	3	4	5	9
0	0	10	8	7	6	2
1	1	0	9	8	7	3
3	3	2	0	10	9	5
4	4	3	1	0	10	6
5	5	4	2	1	0	7
9	9	8	6	5	4	0

⁴Notação de [15]

Importante notar, que tanto para o caso particular das traduções (rotações) de D como para as famílias diferenças do $BD\{13, 1, 4\}$, sempre há um ou mais elementos de interseção entre seus conjuntos, ou seja, tais conjuntos não são disjuntos. Essa é uma característica negativa para os nossos propósitos, pois já que queremos promover múltiplos encontros a cada rotação, os escalonamentos resultantes das traduções ou rotações deste tipo de famílias diferença não permitem N conjuntos disjuntos, o que em última análise violaria a RCP para um ou mais canais.

Para nosso propósito de encontros multicanal, é necessário que mais uma propriedade, além das anteriores, seja satisfeita, que tais conjuntos sejam também disjuntos. Este é um caso especial das famílias diferença chamado de *Partial Parallel Class* (PPC) [15] ou classes paralelas parciais.

Um PPC de um planejamento combinatório é uma coleção de conjuntos disjuntos de D . Um exemplo destes conjuntos disjuntos que preservam a propriedade RCP é o fornecido pelo DRDS para o caso para $\mathbb{Z}_{27}$ e $N = 3$. Os conjuntos $D_1 = (0, 1, 2, 3, 6, 13, 16, 22, 25)$, $D_2 = (4, 7, 14, 17, 18, 19, 20, 23, 26)$, $D_3 = (5, 8, 9, 10, 11, 12, 15, 21, 24)$ são famílias diferença, são disjuntos e obedecem a RCP, porém não são ótimos. Uma das contribuições do nosso trabalho é encontrar tais conjuntos que satisfaçam tais propriedades e sejam ótimos.

4.4 Discussão

Ao abandonar os mecanismos que não promovem encontros em tempo finito, estamos descartando os mecanismos baseados em quórum de nossos testes e comparações. A proposta presente em [2] *Single Sequence MAC Protocol* e *Multi-sequence MAC Protocol* também não fará parte ne nossas comparações, já que essa solução não escala bem para múltiplos canais pois alcança altos MTTRs da ordem de $v^{\log_2 C}$. Desta maneira usaremos para as nossas comparações neste trabalho os que mais se assemelham à nossa abordagem: o DRDS [28] e o CRSEQ [51].

Apresentamos na Tabela 4.3 uma comparação das principais características dos trabalhos apresentados nesse capítulo.

Tabela 4.3: Tabela comparativa das principais características avaliadas

	Determinístico para Multicanais	Assíncrono	Balanceado	Adaptável	Escalável
Quórum	Não	Sim	Não	Não	Não
SMAC	Sim	Sim	Sim	Não	Não
<i>M-designs</i>	Sim	Sim	Sim	Não	Não
<i>H-design</i>	Sim	Sim	Sim	Não	Não
DRDS	Sim	Sim	Sim	Sim	Sim
CRSEQ	Sim	Sim	Não	Sim	Sim
BIRD	Sim	Sim	Sim	Sim	Sim

O uso das propriedades matemáticas dos *Blocks Designs*, como a RCP, nos garante o determinismo dos encontros, mas como assegurar que tais canais de controle estarão em condições de propagação boas o suficiente para a troca de mensagens? O uso de *slots* de controle nos permite por exemplo operar em frequências mais baixas com menor vazão, estas por sua vez menos poluídas e menos sujeitas a interferências. Ao propor mais de um canal de controle, reduzimos a probabilidade de saturação do canal e ao mesmo tempo aumentamos a robustez da rede, somando um ganho em segurança, já que cresce a resiliência a ataques de *jamming* por exemplo. No entanto, como mapear os *slots* que se sobrepõem, à frequências, de maneira que haja frequências coincidentes nos *slots* sobrepostos em qualquer *offset* entre os rádios e com baixo *overhead*? No Capítulo 5, apresentamos nossa proposta: BiRD – Uma Abordagem Bidimensional para *Rendezvous* Contínuo multicanal em redes cognitivas, que contempla todas essas questões.

Capítulo 5

BiRD – Uma Abordagem Bidimensional Assíncrona para Rendezvous Multicanal para Redes Cognitivas

O *blind rendezvous* é um problema já bem estudado, como visto em [18, 28, 37] e [51]. No entanto, o *rendezvous* contínuo multicanal é raramente tratado na literatura. Por exemplo, é apenas mencionado em [5] e só recentemente abordado em [12]. Por *rendezvous* contínuo, queremos dizer que mesmo depois de dois nós descobrirem um ao outro e serem finalmente capazes de se comunicar, eles ainda precisarão periodicamente, entre outras coisas, reservar tempo para varredura espectral (DSA), compartilhar informações sobre a presença do PU, coordenar a migração para novos canais e permitir o ingresso de novos nós de rede.

Neste capítulo propomos o BiRD, um mecanismo assíncrono, bidimensional, flexível e de sobrecarga de controle arbitrária. Essa abordagem se baseia em planejamentos combinatórios para construir escalonamentos que atinjam *rendezvous* contínuo determinístico em múltiplos canais em redes cognitivas. O BiRD é assíncrono e não depende de um relógio central ou osciladores de cristal precisos nos nós participantes. É bidimensional pois emprega uma dimensão externa e outra interna de escalonamentos para atingir o alinhamento de *slots*, tanto no tempo como em frequência. É flexível, porque pode empregar qualquer mecanismo assíncrono de encontro em sua operação e é determinístico pois alcança o *rendezvous* em múltiplos canais em tempo finito. O BiRD também inova, transformando a questão do *rendezvous* e do *overhead* em problemas ortogonais, isto é, o pesquisador interessado poderá arbitrar diferentes taxas de *overhead*, independente do número de canais em que deseja alcançar o encontro.

Nossa proposta pode combinar quaisquer dois escalonamentos que satisfaçam a RCP. Neste cenário, um é usado como um escalonamento externo, este responsável por garantir que quaisquer

dois nós vão se alinhar temporalmente. Um segundo, chamado de escalonamento interno, garante que quaisquer dois rádios operando esse mecanismo terão *slots* em comum em cada um dos múltiplos canais de controle escolhidos. Ao reunir estas duas abordagens, o interessado poderá escolher, entre as várias combinações possíveis, aquelas que melhor atendem à relação entre números de canais de encontro, TTR, MTTR e *overhead* de controle, podendo inclusive escolher se irá ou não segmentar seu tráfego entre dados e controle.

Qualquer escalonamento que satisfaça a RCP pode ser escolhido como escalonamento externo de acordo com o especificidades do cenário à mão. Para o nosso propósito, escolhemos os BIBDs, já que estes satisfazem a RCP e conforme demonstrado em [40], representam os planejamentos combinatórios com os ciclos mais curtos para um determinado *overhead*. Para os escalonamentos internos, que devem fornecer os alinhamentos em frequência, podemos empregar qualquer escalonamento que satisfaça a RCP e ofereça suporte aos N canais de controle previstos naquele cenário. No entanto, propusemos os *D-designs*, explicados em detalhes mais adiante, já que fornecem escalonamentos ótimos em relação ao tamanho do ciclo, resultando em valores tipicamente menores de ETTR e MTTR. Estes escalonamentos, dada sua maior uniformidade e balanceamento na alocação de *slots* também apresentam o menor coeficiente de variação (COV) entre os três mecanismos comparados (ver Capítulo 6).

Em resumo: o escalonamento externo é uma sequência que satisfaz a RCP e comanda o *overhead* de controle, enquanto o escalonamento interno também deve satisfazer RCP e provê o encontro nos múltiplos canais. A Figura 5.1 mostra em uma descrição pictórica a construção do BiRD e como essas entidades: BIBD como geradores dos escalonamentos externos e os Dd como escalonamentos internos, interagem para atingir o *rendezvous* multicanal em dois canais $C1$ e $C2$ e claro reservando encontros também no *slots* de dados.

Para denotar a nosso planejamento bidimensional, estendemos a nomenclatura usada em [8] e introduzimos a notação $BiRD\{v_o, k_o\} \# \{v_i, N\}$, que expressa inteiramente um escalonamento construído pelo BiRD. O produto¹ $v_o.v_i$ representa o comprimento do escalonamento completo em *slots*, N é o número de canais de controle e também o número garantido de encontros por ciclo nos canais de controle, $k_o.v_i$ é o número total de *slots* de controle por ciclo, o que implica uma sobrecarga de $\frac{k_o}{v_o}$, i.e., a sobrecarga depende apenas do escalonamento externo. Então, independentemente do número desejado de canais de controle, pode-se alterar a sobrecarga da sequência de salto de frequência simplesmente substituindo a programação externa por outra com uma sobrecarga menor ou maior.

Na Figura 5.1 apresentamos uma visão geral de uma formação BiRD. O escalonamento

¹Nos índices de v_o e v_i "o" representa *outer* e "i" *inner*.

é o $BiRD\{7, 3\} \# \{6, 2\}$, significando que o escalonamento externo é formado por sete super *slots* que consistem de seis *slots* internos cada. Os três super *slots* de controle terão seis *slots* de controle cada, de acordo com o planejamento interno $Dd\{6, 2\}$. Neste exemplo, existem 3×6 *slots* de controle internos em um ciclo de 7×6 *slots* para garantir o *rendezvous* em $N = 2$ canais em cada ciclo.

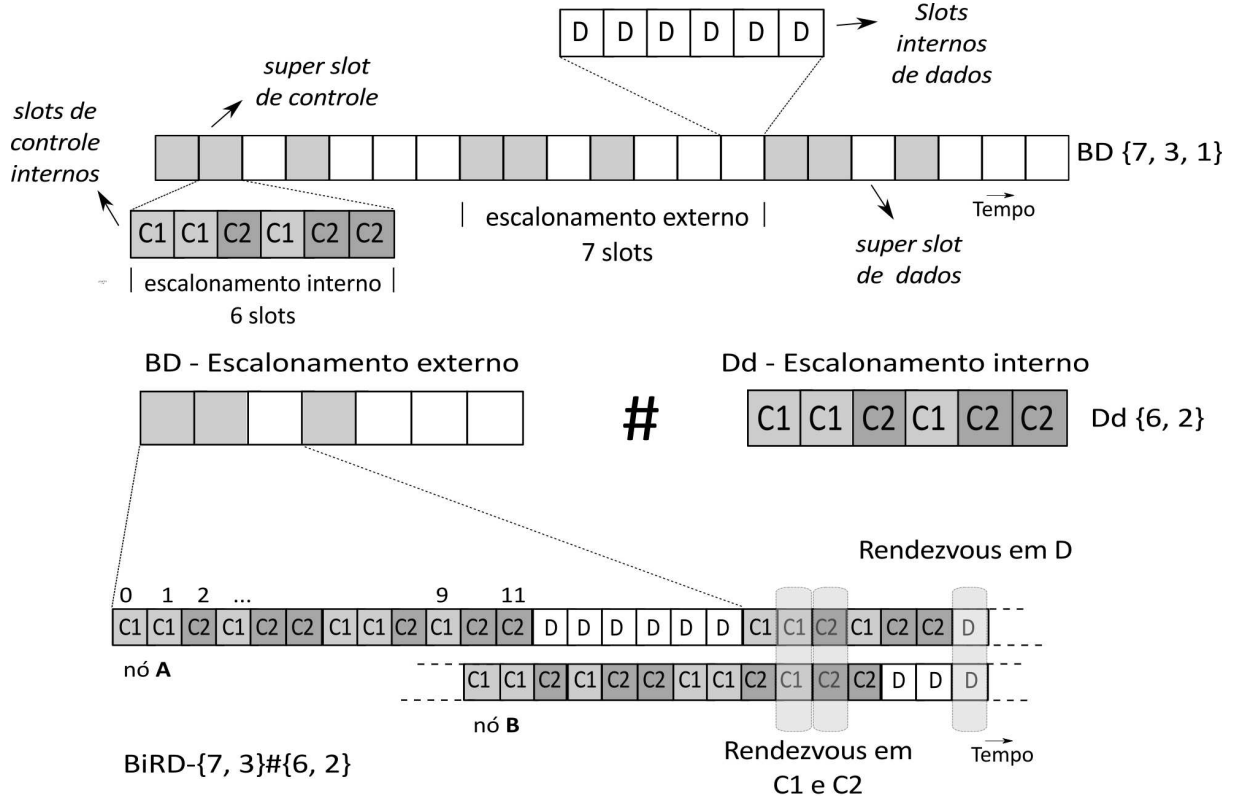


Figura 5.1: Esta figura apresenta uma visão geral da abordagem bidimensional do BiRD, que mostra um exemplo de *rendezvous* em dois canais entre dois nós. Um $BD\{7, 3, 1\}$ é usado como gerador de um escalonamento externo e um $D\text{-design}\{6, 2\}$ como gerador do escalonamento interno, que combinados formam o $BiRD\{7, 3\} \# \{6, 2\}$. Na parte de baixo, na figura, dois nós A e B operam sob esse mesmo escalonamento, mas com um atraso de $\theta = 10$ slots. O escalonamento baseado no BiRD+Dd tem um total de 42 slots, com 18 slots de controle.

Provamos agora a correção do BiRD, i.e., que os escalonamentos gerados com o BiRD de fato garantem pelo menos um encontro em cada canal – tanto para os canais de dados quanto de controle – a cada ciclo independentemente da diferença de *offset* entre dois CRs. Para isso primeiro abordamos os canais de controle e, começando por alguns passos auxiliares, apresentamos o Lema 1.

Lema 1. Seja $S = \{v_o, k_o\} \# \{v_i, N\}$ um escalonamento BiRD e A e B e dois rádios cognitivos operando sob um mesmo escalonamento S. Seja θ o atraso em slots entre os relógios internos de A e B. Então, A e B terão pelo menos v_i slots por ciclo nos quais ambos estarão simultaneamente nos canais de controle.

Demonstração. Existem três casos possíveis dependendo do valor de θ , dois dos quais são triviais:

1. Se $\theta \equiv 0 \pmod{v_o.v_i}$, então os escalonamentos de A e B estão perfeitamente alinhados tendo assim todos os super *slots* de controle em comum.
2. Por outro lado, se $\theta \equiv 0 \pmod{v_i}$, então os *superslots* do escalonamento externo estão alinhados. Uma vez que, por construção, a programação externa deve apresentar a RCP para os super *slots* de controle, há pelo menos um super *slot* de controle completo em comum entre A e B conforme declarado pelo Lema 1.

Vamos nos concentrar agora no caso não trivial onde $\theta \not\equiv 0 \pmod{v_i}$. Seja θ_{inf} o maior número inteiro menor que θ , de forma que $\theta_{inf} \equiv 0 \pmod{v_i}$. Por outro lado, defina θ_{sup} como o menor inteiro maior que θ , de modo que $\theta_{sup} \equiv 0 \pmod{v_i}$. Seja $\Delta = \theta - \theta_{inf}$. Claramente, $\theta_{sup} = \theta_{inf} + v_i$ o que implica $\theta_{sup} = \theta + (v_i - \Delta)$.

Devido à RCP, a interseção entre S e ele próprio atrasado em θ_{inf} *slots* conterá pelo menos um super *slot* de controle. Então, faça s_{inf} denotar o índice do primeiro *slot* em um super *slot* de controle comum do ponto de vista de A . Então, $s_{inf} + 1, s_{inf} + 2, \dots, s_{inf} + v_i - 1$ são os outros *slots* desse super *slot* e portanto, todos pertencem ao conjunto de *slots* de controle comuns entre A e B . Se aumentarmos o deslocamento para $\theta_{inf} + 1$ *slots*, desalinhamos a interseção dos super *slots*, o que potencialmente remove o *slot* s_{inf} desse conjunto. Entretanto, $s_{inf} + 1, s_{inf} + 2, \dots, s_{inf} + v_i - 1$ ainda pertencerão ao conjunto. Generalizando mais, se aumentarmos o *offset* para $\theta_{inf} + \Delta$, então $\theta_{inf} + \Delta$, então $s_{inf} + \Delta, s_{inf} + \Delta + 1, \dots, s_{inf} + v_i - 1$ ainda serão $v_i - \Delta$ *slots* de controle neste conjunto.

Da mesma forma, a intersecção entre S e ele próprio atrasado de θ_{sup} conterá pelo menos um super *slot* de controle. Seja s_{sup} o índice do último *slot* em um desses super *slots* comuns do ponto de vista de A . Portanto, $s_{sup} - 1, s_{sup} - 2, \dots, s_{sup} - v_i + 1$ são os outros *slots* desse super *slot* de forma que todos pertencem ao conjunto de *slots* de controle comuns entre A e B . Se diminuirmos o deslocamento para $\theta_{sup} - 1$ então, s_{sup} pode não ser mais parte desse conjunto, mas $s_{sup} - 1, s_{sup} - 2, \dots, s_{sup} - v_i + 1$ certamente serão. Em geral, se diminuirmos o deslocamento para $\theta_{sup} - (v_i - \Delta)$ então $s_{sup} - (v_i - \Delta), s_{sup} - (v_i - \Delta) - 1, \dots, s_{sup} - v_i + 1$ ainda serão responsáveis pelos Δ *slots* de controle em comum na interseção.

Desde que $\theta_{inf} + \Delta = \theta = \theta_{sup} - (v_i - \Delta)$, o número total de *slots* comuns na interseção de S com ele mesmo atrasado em θ *slots* serão pelo menos $(v_i - \Delta) + \Delta = v_i$, o que conclui a prova.

□

Corolário 1. Dentro da sequência de *slots* de controle comuns na interseção dos escalonamentos seguidos por A e B , há pelo menos uma subsequência de Δ *slots* na qual A segue os primeiros Δ *slots* do escalonamento interno e B segue os Δ últimos *slots* do escalonamento interno. Por outro lado, há pelo menos uma subsequência de $v_i - \Delta$ *slots*, na qual A segue os últimos $v_i - \Delta$ e B os primeiros $v_i - \Delta$ *slots* do escalonamento interno.

Demonstração. Novamente, concentremos no caso não trivial onde $\theta \not\equiv 0 \pmod{v_i}$. Note que na prova do Lema 1, s_{inf} necessariamente corresponde ao primeiro *slot* do escalonamento interno, pois para um atraso de θ_{inf} os super *slots* estão alinhados. Se, pelo contrário, nós aumentarmos o atraso para $\theta_{inf} + \Delta$, então aquela parte da interseção entre os escalonamentos correspondem a $(v_i - \Delta)$ últimos *slots* do escalonamento interno do ponto de vista de A e aos primeiros $(v_i - \Delta)$ *slots* do ponto de vista de B . De maneira similar, quando consideramos um atraso de $\theta_{sup} - (v_i - \Delta)$, então aquela porção da interseção conterá os primeiros Δ *slots* do escalonamento interno como vistos por A e os últimos Δ *slots* como vistos por B .

□

Lema 2. Um escalonamento BiRD garante pelo menos um encontro por ciclo a cada canal de controle.

Demonstração. Por construção, o escalonamento interno usado pelo BiRD possui RCP em relação a todos os canais de controle. Em particular, para cada canal de controle, há pelo menos um *slot* comum na interseção entre o escalonamento interno e ele próprio girado por Δ *slots* à direita — independentemente de Δ . Isso significa que, para um determinado canal de controle, existe um *slot* comum na interseção entre o primeiros e os últimos Δ *slots*, ou na interseção entre os primeiros e os últimos $v_i - \Delta$ *slots*. Juntamente com o Corolário 1, isso garante que haverá pelo menos um *slot* em comum em cada canal de controle, independentemente do deslocamento relativo entre dois CRs operando em um mesmo escalonamento do BiRD.

□

Lema 3. Seja $S = \{v_o, k_o\} \# \{v_i, N\}$ um escalonamento BiRD e A e B dois rádios cognitivos operando sob um mesmo S . Seja θ o deslocamento de tempo, em *slots*, entre os relógios internos de A e B . Então, A e B terão pelo menos v_i *slots* por ciclo em que ambos estarão simultaneamente em canais de dados.

Demonstração. Uma vez que a escalonamento externo do BiRD deve apresentar RCP para super *slots* de dados, este lema pode ser provado usando um raciocínio semelhante ao usado na prova

de Lema 1, mas substituindo os super *slots* de controle em comum por super *slots* de dados em comum. $\square$

Em conjunto os Lemas 2 e 3 implicam a correção do BiRD, uma vez que estabelecem que seus escalonamentos sempre satisfazem a RCP para o canal de dados, assim como cada canal de controle.

É importante ressaltar que o BiRD é muito flexível e pode trabalhar com quaisquer mecanismos geradores tanto de escalonamentos externos quanto internos, desde que estes garantam a RCP. Neste trabalho, no entanto, optamos por empregar os BIBD como planejamentos externos pois eles fornecem os planejamentos mais curtos para uma determinada sobrecarga como demonstrado em [40]. Já para os escalonamentos internos propomos os *D-designs*, explicados mais adiante neste capítulo, que fornecem escalonamentos mais curtos do que [28] e [51], resultando em valores TTR e MTTR mais baixos, conforme mostraremos no Capítulo 6. Nas seções a seguir, detalhamos um possível cenário de operação, os BIBD e os *D-designs*.

5.1 Cenário de Operação

Em nosso cenário de operação, dois rádios R1 e R2, equipados com uma única interface de rádio *Half-duplex* e programados com o mesmo escalonamento S coexistem e compartilham a mesma banda licenciada. O espectro licenciado é dividido em um conjunto de frequências G de canais ortogonais, com N daqueles sendo canais de controle, enquanto um é escolhido como um canal de dados dedicado. Nosso escalonamento irá percorrer os canais do conjunto G em intervalos de tempo de tamanho fixo. Todos os rádios operam sob o mesmo escalonamento S , que é uma sequência de *slots* v , dos quais k são *slots* de controle. Observe que, embora todos nós operem sob o mesmo escalonamento, devido a falta de sincronismo, em um dado momento do tempo, os nós podem estar em diferentes *off-sets* e, portanto, em diferentes canais. Assim, dois nós operando sob o mesmo escalonamento provavelmente não se encontrarão em todos os *slots* de controle de um ciclo. Definimos o número de *slots* de controle em que há oportunidades de encontros de dois nós em cada ciclo como λ .

Na Figura 5.1, empregando o $BiRD\{7, 3\}\#\{6, 2\}$ provemos o encontro dos dois rádios em dois *slots* de controle de cores diferentes (cinza claros e cinza escuros) a cada ciclo.

5.2 *Balanced Incomplete Block Designs*

Muitos são os BIBD existentes, para diversos λ diferentes. Nós estamos interessados nos chamados planos projetivos (planejamentos com $\lambda = 1$) e em sua característica principal, eles proveem escalonamentos ótimos em relação ao que definimos como *overhead* de controle, o que significa que dado um número fixo de *slots* de tempo, o plano projetivo gerará um escalonamento com a menor relação entre *slots* de controle e *slots* de dados que satisfaça a RCP. Como nós veremos, esta propriedade coloca os BIBDs em uma posição única entre todos os escalonamentos assíncronos. A Tabela 5.1 mostra todos os *Block Designs* empregados neste trabalho, seus *overheads* e uma coluna em especial, a de MTTR, procura mostrar o compromisso entre baixo *overhead* e o MTTR. Naturalmente não é uma lista exaustiva, mas o conjunto de valores escolhidos atende a ambos nossos interesses: tamanho da amostragem, já que cada BD originará pelo menos outros $N = 8$ escalonamentos e comprimento dos ciclos, o que nos levou a analisar ciclos da ordem de dezenas de *slots* até centenas de milhares deles. Na próxima subseção apresentaremos uma breve análise qualitativa da construção e aplicação dos BIBDs com $\lambda = 1$.

Tabela 5.1: BIBDs empregados, as taxas de *overhead* de controle associadas e o MTTR para escalonamentos para encontro em seis canais.

v	k	λ	overhead	MTTR ($N = 6$)	v	k	λ	overhead	MTTR ($N = 6$)
7	3	1	42.86%	336	1057	33	1	3.12%	50736
13	4	1	30.77%	624	1407	38	1	2.70%	67536
21	5	1	23.81%	1008	2257	48	1	2.13%	108336
31	6	1	19.35%	1488	2451	50	1	2.04%	117648
73	9	1	12.33%	3504	2863	54	1	1.89%	137424
133	12	1	9.02%	6384	3783	62	1	1.64%	181584
183	14	1	7.65%	8784	3541	60	1	1.69%	169968
273	17	1	6.23%	13104	4557	68	1	1.49%	218736
381	20	1	5.25%	18288	5113	72	1	1.41%	245424
553	24	1	4.34%	26544	6321	80	1	1.27%	303408
651	26	1	3.99%	31248	6643	82	1	1.23%	318864
757	28	1	3.70%	36336	6973	84	1	1.20%	334704
871	30	1	3.44%	41808	8011	90	1	1.12%	384528
993	32	1	3.22%	47664	9507	98	1	1.03%	456336

5.2.1 Análise Qualitativa dos BIBDs

Nas Figuras 5.2a, 5.2b, 5.2c e 5.2d acompanhamos quatro gráficos que mostram o comportamento das principais métricas TTR e MTTR, estratificadas aqui em função do comprimento do ciclo e do *overhead* de controle associado. O crescimento linear do MTTR e TTR em função do comprimento do ciclo nos garante a vantagem de um crescimento lento do MTTR em função

do tamanho do ciclo. Esse comportamento se contrapõe ao crescimento do TTR e do MTTR com o inverso do quadrado do *overhead*. É possível acompanhar claramente nas Figuras 5.2c e 5.2d que a maior quantidade de planejamentos se concentra em nossa faixa de *overhead* de interesse: menores que 10%, o que para nós se apresenta também como vantagem. Assim, essas características se mantêm para qualquer BiRD que use os BIBDs como planejamento base.

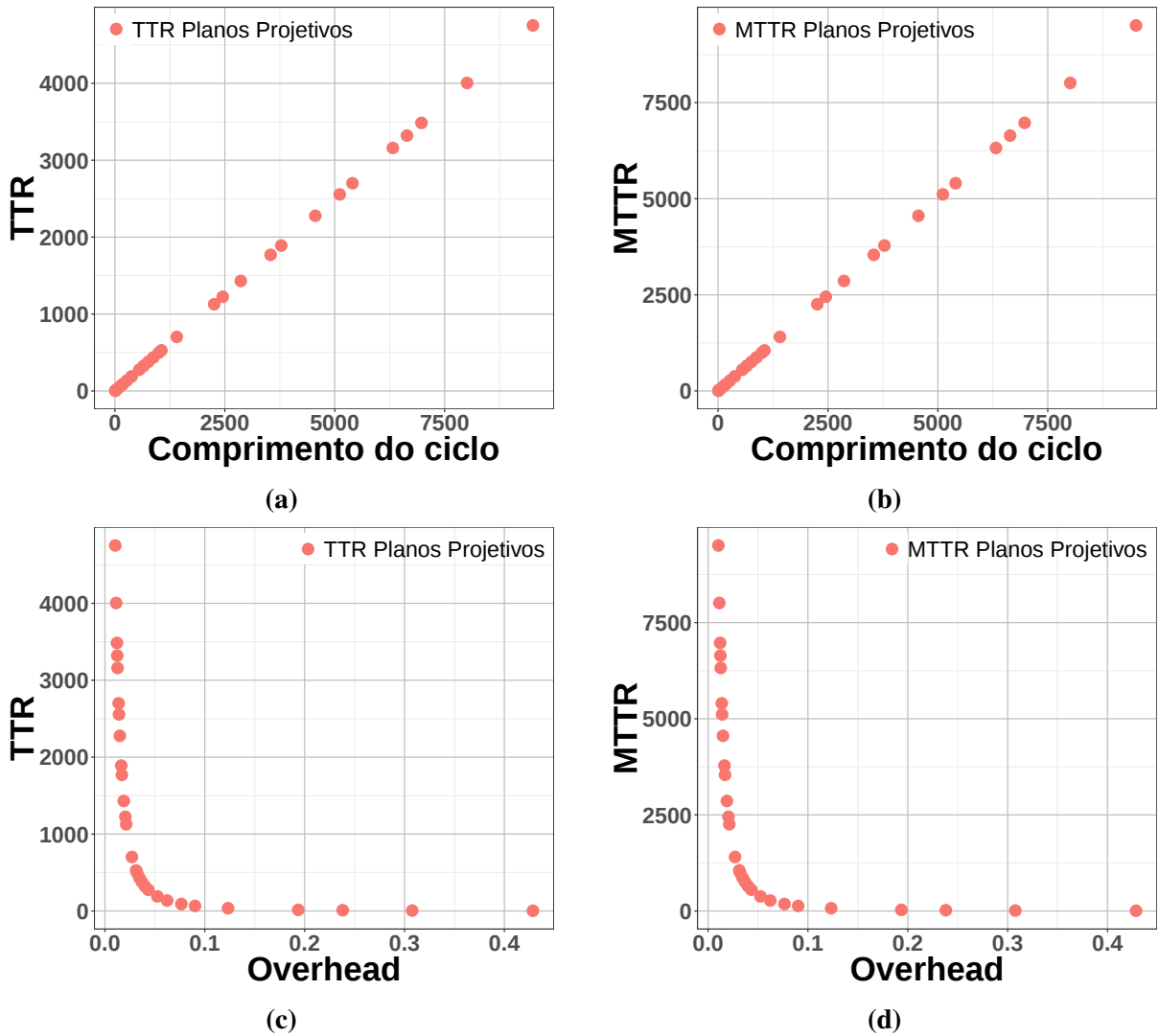


Figura 5.2: As Figuras a e b mostram o comportamento linear do ETTR e MTTR em relação ao comprimento do ciclo, enquanto c e d mostram a variação destas grandezas com o inverso do quadrado do *overhead*

5.3 Por que Duas Dimensões?

Como mencionado ao longo deste trabalho, há muitos *Block Designs* com $\lambda > 1$ e *overhead* abaixo de 10%. No entanto, a natureza destas formações não se adéqua a múltiplos encontros em canais diferentes. Os escalonamentos gerados por estes planejamentos, alguns deles visíveis

na Tabela 5.2, conseguem promover múltiplas oportunidades de encontro desde que todos os canais de controle estejam na mesma frequência. Deste modo, sua aplicação direta seria inviável para os nossos propósitos.

Tabela 5.2: Alguns BIBDs e suas taxas de *overhead* de controle associadas.

v	k	λ	<i>overhead</i>	v	k	λ	<i>overhead</i>
11	5	2	45.45%	901	225	56	24.97%
19	9	4	47.37%	781	156	31	19.97%
15	7	3	46.67%	4369	273	17	6.25%

Podemos ver na Figura 5.3 um escalonamento baseado no $BD\{19, 9, 4\}$ usando uma alocação direta de 2 canais diferentes a cada 2 *slots* de controle simultâneos, em que após uma simples rotação de um *slot*, já não promove sequer um encontro em qualquer dos dois canais C1 e C2 alocados alternadamente nos *slots* de controle.

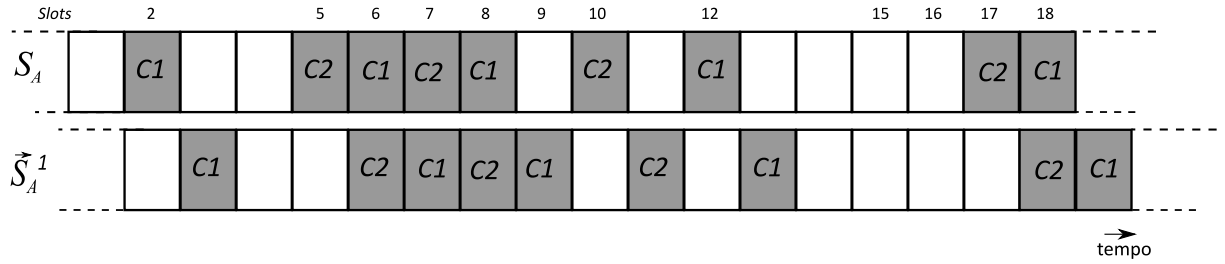


Figura 5.3: Dois nós operando sob o escalonamento baseado no $BD\{19, 9, 4\}$, deslocados de um *slot* usando uma função de mapeamento que alterna consecutivamente dois canais de controle distintos, evidenciando a falta de encontros neste ciclo, o que viola as restrições deste trabalho.

Muito difícil, e em alguns casos impossível, conseguir uma função de mapeamento que aloque os canais de maneira que a RCP seja satisfeita em todos os ciclos em todos os canais. Nosso trabalho anterior em [20] mostrou que há planejamentos em que é possível conseguir tais BIBDs, mas apenas para os raros casos em que há famílias diferenças com conjuntos disjuntos de *slots* de controle.

Desta forma criamos uma segunda dimensão de planejamentos para contemplar a necessidade do encontro multicanal, e apesar de podermos empregar quaisquer planejamentos que satisfaçam a RCP para múltiplos canais, criamos novos planejamentos ótimos, os *D-designs*, que aninhados nos super *slots* de controle dos *Block Designs*, formam a construção que chamamos BiRD+Dd.

5.4 *D*-designs

Como uma das contribuições desta tese, introduzimos os *D*-designs, que podem ser usados como escalonamentos internos para o BiRD, cuja construção, diferentemente dos escalonamentos externos, se dá pelo emprego apenas de *slots* de controle.

Um *D*-design para N canais é o escalonamento interno de menor comprimento que satisfaz a RCP para N canais de controle. Enquanto construção, os *D*-designs são um complexo problema da área de planejamento combinatório (até onde sabemos, ainda sem solução), e por meio de busca exaustiva fomos capazes de encontrar *D*-designs para $2 \leq N \leq 8$. Uma definição simples para os *D*-designs é apresentada a seguir.

Definição 8. *D*-designs — Um *D*-design $\{v_i, N\}$ é formado por um escalonamento $S = [v_i, I]$ com comprimento $v_i = k_i$ slots de controle e $I = \{I_1, I_2, \dots, I_n\}$ são uma família de N conjuntos de controle disjuntos, todos com a mesma cardinalidade, de maneira que cada conjunto de controle individualmente satisfaça a RCP.

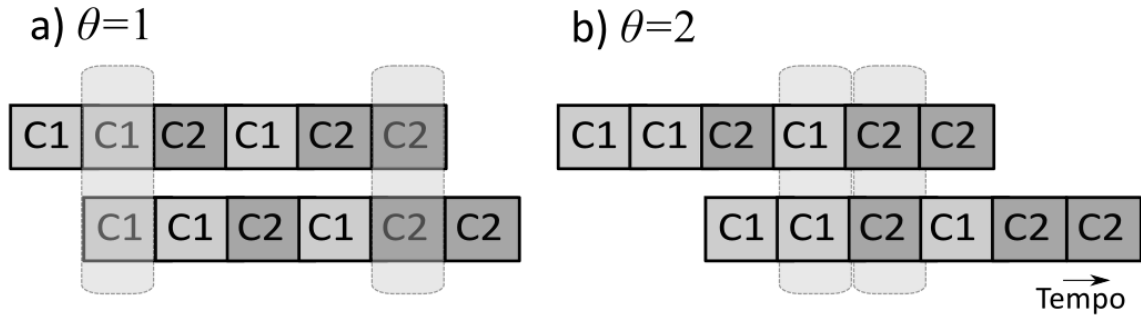


Figura 5.4: Exemplo de escalonamento interno baseado em *D*-designs para $N = 2$, com um ciclo periódico de seis *slots* que satisfaz a RCP. Esse escalonamento específico garante um encontro por canal por ciclo. O *rendezvous* é evidenciado aqui para dois diferentes deslocamentos: $\theta = 1$ e $\theta = 2$, respectivamente, nos casos a) e b).

A Figura 5.4 ilustra um *D*-design para dois canais. $I_1 = [0, 1, 3]$ representa as posições dos *slots* alocados para o canal C1 e $I_2 = [2, 4, 5]$ os *slots* alocados para o canal C2. Portanto, este escalonamento usa exatamente 3 *slots* para cada canal e provê um encontro por canal por ciclo, para qualquer θ .

De qualquer maneira, se quisermos alcançar maiores valores de N é possível definir um limite superior e um inferior ao comprimento do ciclo de um *D*-design como uma função do número de canais de controle, como podemos acompanhar na demonstração a seguir.

Lema 4. Um *D*-design para N canais de controle tem um ciclo de pelo menos $N(N + 1)$ para $N \geq 2$.

Demonstração. Vamos denotar o comprimento do ciclo do canal N de um D -design. Como as cardinalidades de todos os conjuntos de controle em um D -design são iguais, o número de *slots* atribuídos a cada canal são $k = \frac{c}{N}$. Assim, o comprimento do ciclo é um número da forma $c = k \cdot N$, onde $k \geq 1$ é inteiro.

Por definição um D -design deve apresentar RCP para todos os canais de controle. Assim, para qualquer $0 \leq i < N$ e para qualquer *offset* inteiro θ deve haver um ou mais *slots* comuns atribuídos ao canal C_i na interseção entre o escalonamento do D -design e ele próprio rotacionado por θ *slots*. Isso acontece se e somente se houver dois slots s_k e s_l atribuídos a C_i de forma que:

$$s_k - s_l \equiv \theta \pmod{c}. \quad (5.1)$$

Se $\theta \equiv 0 \pmod{c}$, então a equação é trivialmente satisfeita escolhendo $s_k = s_l$ (i.e., se houver pelo menos um *slot* de controle atribuído ao canal C_i). Caso contrário, deve haver pelo menos um par de *slots* diferentes atribuídos a C_i que satisfaça a equação quando $\theta \equiv 0, 1, 2, \dots, c-1$. Para que isso seja possível, o número de *slots* atribuídos a cada canal deve ser suficiente para gerar pelo menos $c-1$ arranjos diferentes. Portanto:

$$\frac{c}{N} \cdot \left(\frac{c}{N} - 1 \right) \geq c - 1. \quad (5.2)$$

Assim,

$$c \leq N \cdot \left(\frac{N+1 - \sqrt{(N+3)(N-1)}}{2} \right) \quad (5.3)$$

ou

$$c \geq N \cdot \left(\frac{N+1 + \sqrt{(N+3)(N-1)}}{2} \right). \quad (5.4)$$

Note que, para $N \geq 2$, $N^2 < (N+3)(N-1)$. Assim, podemos reescrever a Inequação 5.3 como:

$$c \leq N \cdot \left(\frac{N+1 - \sqrt{N^2}}{2} \right) \quad (5.5)$$

$$c \leq N \cdot \left(\frac{N+1 - N}{2} \right) \quad (5.6)$$

$$c \leq \frac{N}{2}, \quad (5.7)$$

que não produz qualquer solução válida para c , porque $k \geq 1$.

Similarmente, a Equação 5.4 pode ser reescrita como:

$$c \geq N \cdot \left(\frac{N + 1 + \sqrt{N^2}}{2} \right) \quad (5.8)$$

$$c \geq N \cdot \left(\frac{2N + 1}{2} \right). \quad (5.9)$$

Desde que $c = k \cdot N$,

$$k \geq \frac{2N + 1}{2} \quad (5.10)$$

$$k \geq N + \frac{1}{2}. \quad (5.11)$$

Mas k deve ser inteiro, então:

$$k \geq N + 1. \quad (5.12)$$

Assim, $c \geq N(N + 1)$. □

Um limite superior para o comprimento do ciclo de um *D*-design pode ser definido recursivamente:

Lema 5. Um *D*-design para N canais de controle tem um ciclo de no máximo $3N^2$, se N é um primo maior que 2. Se N é composto, então o comprimento do ciclo não é maior que o produto dos comprimentos de ciclo dos *D*-designs para a e b , tal que $N = a \times b$.

Demonstração. Se N é um primo maior que 2, então existe um escalonamento balanceado (isto é, com o mesmo número de *slots* para cada canal) com $3N^2$ *slots* que garante RCP para todos os canais. Esse escalonamento pode ser construído usando o algoritmo do DRDS [28], presente na Seção 4.2.3.

Se N é composto, podemos construir um escalonamento com as mesmas características usando o seguinte procedimento para criar o que chamamos de Sub-Dd, que são escalonamentos subótimos derivados de *D*-designs menores:

1. Encontre um valor inteiro positivo a e b de modo que $N = a \times b$.
2. Determine um *D*-design D_a para a canais e D_b para b canais.
3. Para cada *slot* atribuído ao canal $0 \leq i < a$ do escalonamento D_a faça:
 - (a) Trate-o como um super *slot* e preencha-o com o escalonamento D_b .
 - (b) Para cada *slot* atribuído ao canal $0 \leq j < b$ dentro deste super *slot* reatribua-o ao canal $i \times b + j$.

O escalonamento resultante, cujo o comprimento será $D_a \times D_b$, é claramente balanceado porque cada canal pode ser identificado por um único par (i, j) de canais dos escalonamentos originais para D_a e D_b . Além disso, a RCP é garantida para cada canal, porque podemos aplicar os mesmos argumentos usados para provar os Lemas 1 e 2, substituindo os escalonamentos internos e externos pelos escalonamentos D_a e D_b respectivamente.

□

Tabela 5.3: *D*-designs obtidos, seus escalonamentos, Limites Inferiores (LI) e Limites Superiores (LS).

N	Dd	Escalonamentos	LI	LS
2	{6, 2}	[6, {[0, 1, 3], [2, 4, 5]}]	6	NA
3	{15, 3}	[15, {[0, 1, 2, 5, 10], [4, 6, 7, 9, 13], [3, 8, 11, 12, 14]}]	12	27
4	{24, 4}	[24, {[0, 1, 2, 3, 7, 15], [4, 5, 6, 8, 17, 22], [9, 10, 16, 18, 20, 21], [11, 12, 13, 14, 19, 23]}]	20	36
5	{35, 5}	[35, {[0, 1, 2, 3, 8, 12, 21], [4, 5, 6, 7, 25, 29, 34], [9, 10, 19, 22, 23, 28, 30], [11, 14, 16, 20, 24, 31, 32], [13, 15, 17, 18, 26, 27, 33]}]	30	75
6	{48, 6}	[48, {[2, 3, 11, 19, 26, 37, 45, 47], [1, 5, 7, 14, 15, 33, 38, 41], [8, 9, 13, 17, 20, 22, 40, 46], [6, 12, 30, 32, 35, 39, 43, 44], [4, 10, 21, 24, 25, 29, 34, 36], [0, 16, 18, 23, 27, 28, 31, 42]}]	42	90
7	{63, 7}	[63, {[0, 1, 3, 4, 10, 19, 27, 32, 52], [2, 5, 6, 8, 15, 26, 34, 48, 53], [7, 9, 11, 16, 37, 38, 56, 59, 62], [12, 13, 22, 36, 39, 44, 51, 55, 57], [14, 17, 21, 24, 29, 30, 35, 58, 60], [18, 23, 31, 40, 46, 47, 49, 50, 61], [20, 25, 28, 33, 41, 42, 43, 45, 54]}]	56	147
8	{88, 8}	[88, {[0, 1, 3, 4, 5, 12, 26, 50, 56, 60, 73], [2, 6, 7, 8, 9, 15, 28, 53, 63, 67, 79], [7, 9, 11, 16, 37, 38, 56, 59, 62], [16, 17, 19, 22, 31, 32, 57, 65, 76, 83, 87], [18, 34, 37, 45, 49, 51, 58, 68, 80, 81, 86], [21, 24, 25, 33, 38, 40, 46, 48, 66, 77, 78], [23, 30, 36, 39, 43, 44, 47, 62, 72, 74, 84], [29, 41, 42, 52, 54, 55, 61, 69, 70, 75, 85]}]	72	144

Os *D*-designs obtidos, seus escalonamentos, Limites inferiores (LI) e Limites Superiores (LS) estão listados na Tabela 5.3. Enquanto *D*-designs para mais canais de controle podem ser computados, argumentamos que na prática o uso de um grande número de canais de controle (digamos $N > 5$) não é desejável, já que isso exigiria escalonamentos muito longos. No entanto, para maiores números de canais, podemos compor novos escalonamentos usando o procedimento

enunciado no Lema 5. Estes novos escalonamentos, apesar de não serem ótimos, terão ciclos mais curtos que os encontrados pelo DRDS ou o CRSEQ, como mostraremos no capítulo de resultados.

5.5 Canais de Dados como Novas Oportunidades de Encontros: $\overline{BiRD}$

Até agora falamos apenas dos encontros nos canais de controle, mas o BiRD é suficientemente flexível para ser usado como mecanismo para o encontro em qualquer canal, para isso podemos desconsiderar a diferença entre canal de dados e controle e neste caso, o antigo canal de dados pode ser usado agora também como oportunidade para um primeiro encontro. Neste caso, usaríamos o BiRD separando o canal $N + 1$ para um propósito especial em que precisemos, por alguma restrição de cenário, de menores ETTRs.

Ao optar por esse cenário, passaremos a trabalhar com N escalonamentos balanceados e um escalonamento desbalanceado, mas em contrapartida teremos ganhos elevados tanto no TTR como no MTTR neste último canal. Uma outra aplicação, além do *blind rendezvous* para o uso dos antigos canais dedicados a dados, é que podemos usá-los para qualquer tarefa prioritária que exija mais encontros, por exemplo no DSA, para busca de canais melhores, ou no caso do nó não estar transmitindo, esse canal especial passaria a ser usado como canal prioritário para notificação da presença do PU. Através desse novo canal com ETTRs e MTTRs reduzidos, por exemplo, o tempo de inundação da rede também seria também reduzido.

Desse modo, podemos criar um BiRD complementar ($\overline{BiRD}$) a partir de um BD complementar ($\overline{BD}$), empregando os antigos *slots* de dados agora também como oportunidades de encontro. Dessa forma, usando como exemplo o planejamento para um encontro do $BD\{7, 3, 1\}$, se passarmos a usar os *slots* de dados como oportunidade para um primeiro encontro, passaríamos a ter um segundo canal agora com 2 encontros por ciclo. A partir desse exemplo, podemos então desenvolver um BiRD complementar a partir de um BIBD complementar.

Definição 9. $\overline{BD}\{v_c, k_c, \lambda_c\}$ — dada a existência de um $BD\{v, k, \lambda\}$, também existirá um $\overline{BD}\{v_c, k_c, \lambda_c\} \mid v_c = v, k_c = v - k, \lambda_c = v + 1 - 2k$.

A Figura 5.5 mostra os encontros (oriundos do $\overline{BD}\{7, 4, 2\}$), agora levando em consideração os *slots* brancos (antes de dados) e grifados com a letra **B**, que evidenciam os encontros dos *slots* nas demais rotações em relação ao escalonamentos S_A . O número de *slots* usados para os encontros aumenta substancialmente e o número de *rendezvous* por ciclos se altera naquele canal

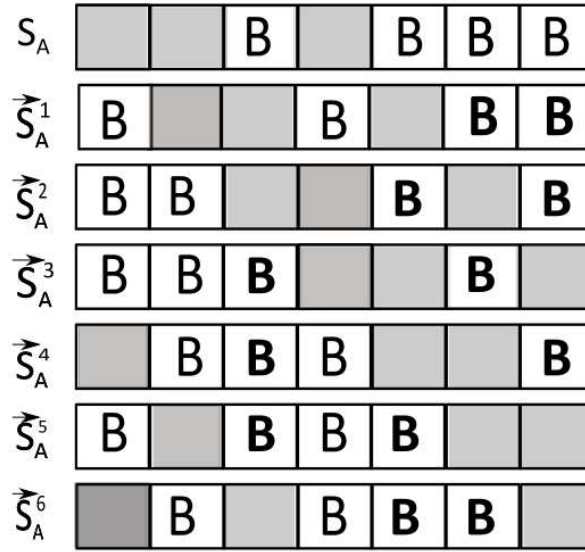


Figura 5.5: Exemplos de um nó operando em um escalonamento $S_A = [7, \{2, 4, 5, 6\}]$ e todas as suas rotações, evidenciando os encontros (em cinza com a letra **B** grifada em negrito) das rotações com o escalonamento original S_A .

para um novo valor de $\lambda = v + 1 - 2k$, isso aumenta a robustez do mecanismo. Essa característica nos permite empregar o antigo canal de dados como canal prioritário em ambientes onde as perdas por colisão ou por razões de propagação reduzam a *Packet Success Rate* (PSR), que é a relação entre o número de pacotes entregues com sucesso e o número total de pacotes transmitidos ao longo de um determinado tempo. Mais adiante no capítulo de resultados, apresentaremos o desempenho desse novo cenário.

5.6 Discussão

Algumas questões são trazidas à tona quando analisamos o resultado dos planejamentos combinatórios de um modo geral, sejam os propostos ou os existentes.

Dois escalonamentos com o mesmo tamanho de ciclo não necessariamente redundam em um mesmo ETTR. Assim, minimizar o ETTR para um certo canal faz sentido. No entanto, ao fazê-lo, devemos levar em conta o cenário real em que esses nós operam. Sem observar algum parâmetro de qualidade dos enlaces na modelagem, como a probabilidade de sucesso da entrega de um pacote, um mecanismo superior num cenário ideal pode se tornar pior se a probabilidade de entrega do enlace cair.

Se de um lado o desbalanceamento entre os conjuntos de *slots* alocados para cada canal interfere na obtenção de um TTR mínimo, por outro lado, como opção para um cenário onde

o ambiente sem fio exibe perdas maiores que o desejado, podemos usar essa característica do $\overline{BiRD}$ como vantagem, ao priorizar um canal com mais de um encontro por ciclo, já que nesse canal o transmissor terá mais chances de entregar sua mensagem.

O MTTR para mecanismos bem balanceados e ótimos como os Dd tende a respeitar a forma $MTTR = v - 1$. No entanto, à medida que aumentamos os *slots* para este ou aquele canal, tal desbalanceamento faz com que o pior caso do TTR, que é o MTTR, passe a ocorrer em *slots* mais internos e distantes do último *slot*, como poderemos ver no Capítulo 6.

Capítulo 6

Resultados

O BiRD é uma solução flexível para o problema do *rendezvous* contínuo multicanal, já que suporta múltiplas combinações entre diferentes fontes geradoras de escalonamentos internos e externos. Nesta seção avaliaremos o desempenho de algumas possíveis combinações. Para este propósito avaliaremos uma proposta de aplicação empregando o BiRD usando *Block Designs* como escalonamentos externos e os *D-designs* como escalonamentos internos (doravante chamado de BiRD+Dd). Avaliaremos o BiRD+Dd em termos de ETTR, $ETTR_A$, $MTTR_A$ em função do comprimento do ciclo e do *overhead* de controle. Em particular, compararemos BiRD+Dd com outras aplicações do BiRD: BiRD+DRDS (i.e., BiRD combinando *Block Designs* e escalonamentos internos multicanais gerados pelo DRDS) e BiRD+CRSEQ (i.e., BiRD combinando *Block Designs* e escalonamentos internos multicanais gerados pelo CRSEQ). Avaliaremos ainda o desempenho do cenário empregando também os canais de dados como oportunidades para o encontro e em cenários com perdas. Também avaliaremos o comportamento do emprego de uma fração dos canais do DRDS e CRSEQ para dados, reservando o restante para controle.

Para este fim, desenvolvemos um simulador numérico para gerar os escalonamentos baseados em *Block Designs*, *D-designs*, CRSEQ, DRDS, assim como suas combinações com o BiRD. Estamos especialmente interessados nos *Block Designs* com $\lambda = 1$ disponíveis nos seus principais repositórios [27] e [53] e naqueles com *overhead* $< 10\%$.

6.1 Simulador Numérico

Para verificar a viabilidade de nossas sequências de salto, construímos um simulador numérico que gera os planejamentos, os escalonamentos e suas rotações e testa entre outras coisas se aquele escalonamento satisfaz a RCP para cada ciclo em cada diferente *offset*.

Tabela 6.1: Alguns dos parâmetros de nosso simulador.

Campo	Descrição
Tipo	Tipo do Planejamento, Dd, DRDS, CRSEQ
v	Comprimento do ciclo.
k	Número de canais de controle.
λ	Quantidade de encontros para escalonamento.
<i>overhead</i>	Porcentagem de <i>slots</i> usados para controle (k/v).
$\mathcal{R}_{C_n}$	Número de <i>Rendezvous</i> em um dado canal.
$ETTR\ C_n$	ETTR em um dado canal.
$MTTR\ C_n$	MTTR em um dado canal.

Nosso simulador, além de gerar as rotações e os escalonamentos baseados nos planejamentos com os quais estamos comparando os *D-designs* e o BiRD, também computa, para cada mecanismo comparado, os parâmetros apresentados na Tabela 6.1.

Algoritmo 2 – Cálculo do ETTR

```

1: TTR  $\leftarrow$  0;
2: for  $\theta = 0$  to  $v - 1$  do
3:   ( $TTR \leftarrow \text{Min}(\vec{S}^\theta \cap \vec{S}^{\theta+1}$ );
4:   for  $t_0 = 0$  to  $v - 1$  do
5:     calcule  $TTR_\theta$  para  $\vec{S}^\theta$ ;
6:   end for
7:   TTR  $\leftarrow$  TTR +  $TTR_\theta$ ;
8: end for
9: ETTR  $\leftarrow$  TTR/ $v$ ;

```

Também estão presentes em nosso simulador rotinas que implementam as nossas heurísticas de busca por novos *D-designs*. Embora nosso problema envolva múltiplos encontros, vale ressaltar que os nossos resultados obtidos para os BIBD e escalonamentos para um canal ($\lambda = 1$) confirmam e são consistentes com os resultados obtidos em [7] para um canal. O Algoritmo 2, de complexidade $O(v^2)$, sintetiza os passos.

Observe ainda que todos os mecanismos encontrados na literatura consideram, em seus cenários, a probabilidade de sucesso $p = 1$ para entrega de pacotes quando há encontro, sem levar em conta os problemas do canal sem fio em um cenário real, como a taxa de colisão, perdas por desvanecimento, interferência, etc. Assim introduzimos em nossa análise um fator $p \leq 1$ e computamos a partir da metodologia genérica apresentada em [7] novas simulações numéricas em que podemos optar, segundo o cenário em mãos, entre valores discretos de $0,05 \leq p \leq 1$ com passo de $0,05$ para cada um dos mecanismos avaliados.

6.2 Comprimento do Ciclo e o TTR

Observe que as três principais aplicações do BiRD consideradas nessa avaliação diferem apenas pelos seus escalonamentos internos. Assim, como ponto de partida para a apresentação dos resultados, nós analisamos o comprimento dos escalonamentos internos gerados pelos D-designs, CRSEQ e DRDS. A Figura 6.1 mostra essa comparação para até 6 canais. Para $N = 2$ canais de controle DRDS e *D-designs* resultam em escalonamentos internos de mesmo comprimento, enquanto CRSEQ alcança um número um pouco maior. A medida que o número de canais aumenta, ambos CRSEQ e DRDS geram escalonamentos com valores cada vez mais distantes do ótimo.

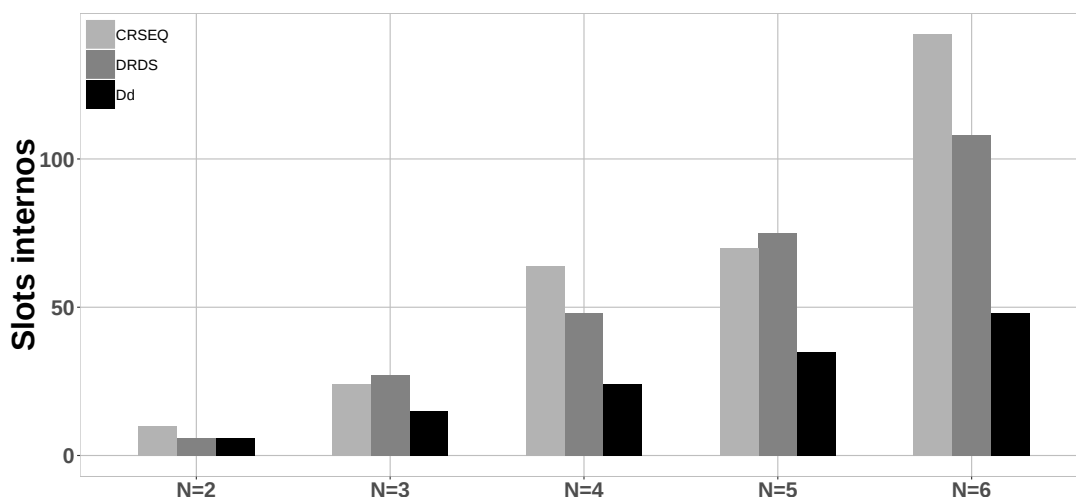


Figura 6.1: Número de *slots* de controle internos dos escalonamentos gerados pelos planejamentos CRSEQ, DRDS e Dd.

A diferença no número de *slots* internos leva, em última análise, a valores diferentes de ETTR. Para ilustrar esse comportamento, a Figura 6.2 mostra o $ETTR_A$ versus o comprimento do ciclo, e apesar de pequenas variações estatísticas, existe uma relação quase perfeitamente linear entre essas duas grandezas, e é possível notar que o método usado para gerar os escalonamentos internos exerce pouca influência nessa relação, e que escalonamentos mais curtos quase sempre resultam em menores ETTR, apesar de haver ainda outros fatores como o balanceamento. Note ainda, que quando falamos de BiRD+CRSEQ, BiRD+Dd e BiRD+DRDS estamos falando da combinação das duas dimensões, externa e interna do escalonamento, não apenas dos escalonamentos internos, como é o caso da Figura 6.1.

A Figura 6.3 mostra, para *overhead* de controle inferior a 10%, os ganhos percentuais do BiRD+Dd sobre o BiRD+CRSEQ e BiRD+DRDS, considerados os escalonamentos com 3, 4 e 5 canais de controle. Os ganhos variam de 47.44% para 3 canais de controle na Figura 6.3a até

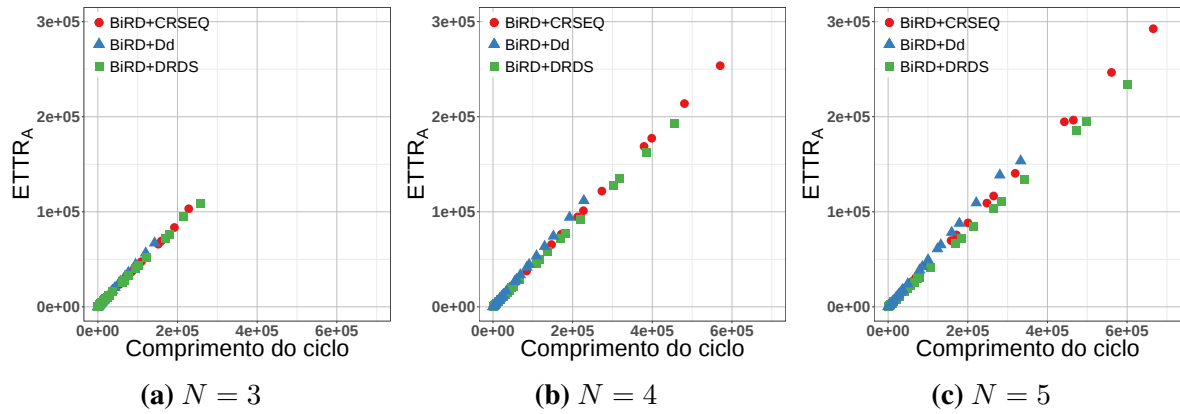


Figura 6.2: $ETTR_A$ versus o comprimento do ciclo para o BiRD+Dd, Bird+CRSEQ e BiRD+DRDS

131.02% para 4 canais na Figura 6.3b. Novamente, o aumento do número de canais de controle acentua o ganho dos *D-designs*. Também é possível observar que o desempenho do CRSEQ é particularmente pior para $N = 4$. A prova desse efeito pode ser acompanhada nas demonstrações presentes no Capítulo 5.

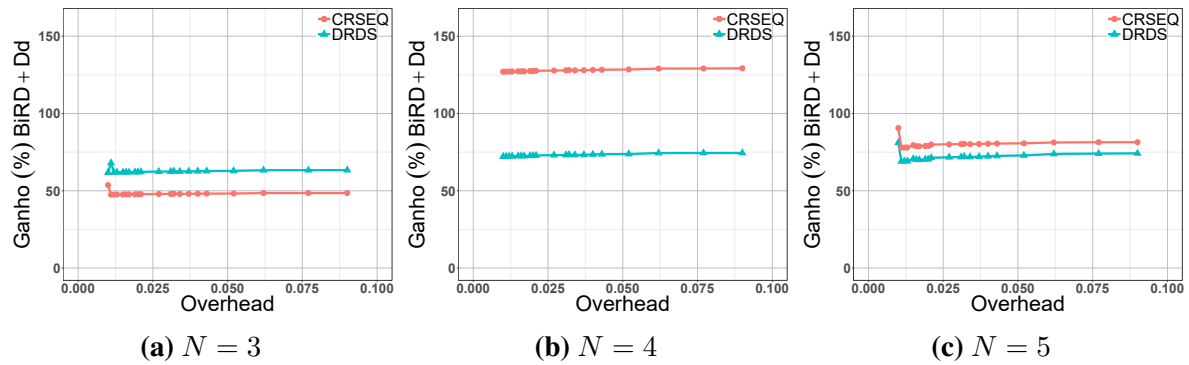


Figura 6.3: Ganho percentual do $ETTR_A$ do BiRD+Dd sobre o CRSEQ e o DRDS.

Um comportamento similar pode ser visto na Figura 6.4, que mostra os ganhos percentuais do BiRD+Dd para o $MTTR_A$. O ganho vai de 56% para $N = 3$ canais de controle até 1501.9% em $N = 4$. Esse ganho é consistente com a diferença entre BiRD+Dd, BiRD+CRSEQ e BiRD+DRDS em termos de comprimento do ciclo. De fato o $MTTR$ do BiRD+Dd é sempre o comprimento do ciclo menos 1 para todos os escalonamentos.

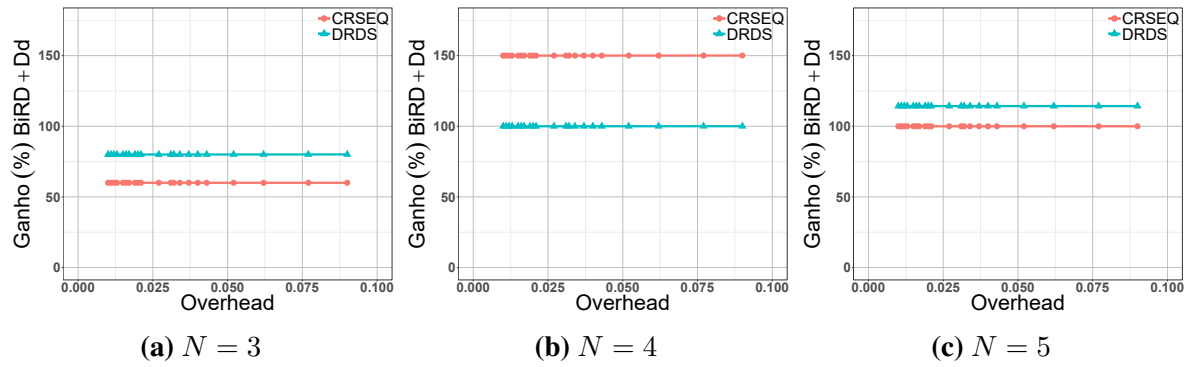


Figura 6.4: Ganho percentual do $MTTR_A$ do BiRD+Dd sobre o BiRD+CRSEQ e o BiRD+DRDS.

6.3 Sobre a Viabilidade de um Escalonamento

Como já discutido na Seção 5.4, na prática o emprego de um número grande de canais de controle pode levar a atrasos inaceitavelmente altos. Para ilustrar esse cenário a Figura 6.5 mostra o MTTR em números absolutos de *slots* obtidos a partir dos BiRD+Dd, BiRD+CRSEQ e BiRD+DRDS como função do *overhead* de controle para $N = 3, 4$ e 5 . Assumindo, por exemplo, que para uma dada aplicação, 5000 *slots* (linha pontilhada) seria o MTTR aceitável e 10% o máximo *overhead* de controle admitido. Poucos escalonamentos seriam considerados viáveis e a maioria deles seriam alcançados somente pelo BiRD+Dd. Ainda, mais canais de controle exigiriam mais *slots* para os escalonamentos internos, o que por sua vez resultaria em maiores ETTR e MTTR. Além disso, não existiriam escalonamentos para $N > 5$ que satisfizessem tal cenário hipotético.

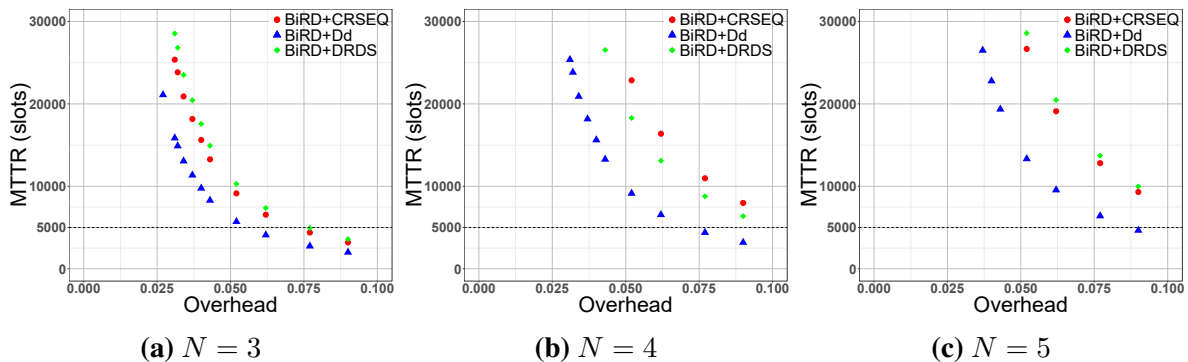


Figura 6.5: $MTTR_A$ para encontros em 3, 4 e 5 canais de controle para *overhead* < 10%, para cada mecanismo avaliado.

Discussão: Quanto à viabilidade ou não de um escalonamento, note que ainda não há consenso na literatura sobre a duração t de um *slot*, o que tem direta relação com o que chamamos de um MTTR aceitável. Em [43] o tempo defendido como meta para o abandono do canal é de 500 *ms*, em [25] a primeira busca pelo PU deve perdurar por 30 *s* antes de determinar sua

disponibilidade e a varredura deve ser executada pelo menos uma vez a cada 60 s , e em caso de detecção, o canal deve ser desocupado dentro de 2 s . Já em [29] e [52] a duração preconizada de um *slot* é $2t$, onde $t = 10\text{ ms}$. Então, para o nosso caso particular onde limitamos o MTTR em 5000 *slots* temos que o pior caso para abandono do canal seria de 100 s , o que preconizamos já ser um tempo muito longo para a operação em regime. Ainda, os autores do DRDS, recentemente em [29] preconizam que não é factível em cenários reais de DSA o emprego de valores muito altos de N , passando a trabalhar em cenários com valores de N próximos aos nossos. De maneira, que concentraremos nossas análises nos escalonamentos que chamamos viáveis.

A despeito das restrições em alguns cenários reais que trariam uma latência muito grande tanto ao DSA como ao tempo de evasão de canal, podem existir cenários em que tais restrições podem ser relaxadas e que seja necessário trabalhar em buscas por muitos canais (digamos > 20). Para essa situação podemos aplicar o procedimento exposto o fim do Capítulo 5 para criar os Sub-Dds, e estes, apesar de serem subótimos, apresentarão sempre ciclos de comprimento menor que o DRDS e o CRSEQ.

Os Sub-Dds também podem ser aplicados indistintamente como outros mecanismos para alcançar o *blind rendezvous*. A Figura 6.6 apresenta o crescimento do comprimento do ciclo em função de N , confirmando os resultados previstos nas demonstrações do capítulo 5, que os escalonamentos Dd e Sub-Dd (para $8 < N < 50$) apresentam menores comprimento de ciclo, o que em última análise, leva a valores menores de MTTR.

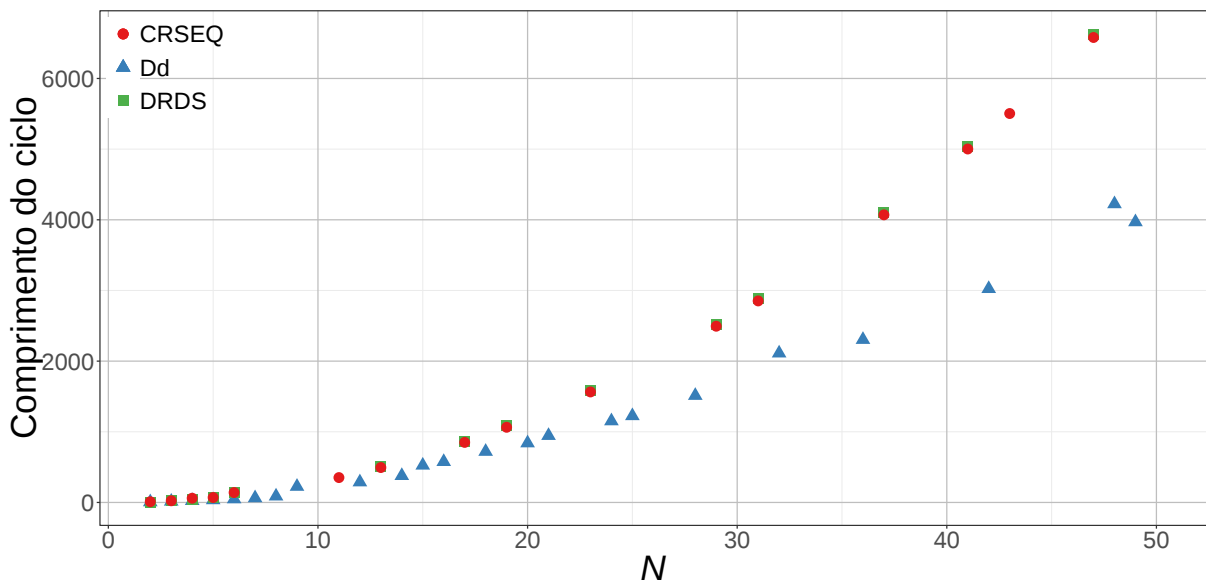


Figura 6.6: Crescimento do comprimento do ciclo em função de N , para os escalonamentos Dd (até $N = 8$) e Sub-Dd para $8 < N < 50$.

6.4 Equidade Entre os Canais de Controle

Até aqui, nós temos tratado o $ETTR_A$ e o $MTTR_A$ como as principais métricas para avaliação do tempo para o encontro para os nossos escalonamentos. Não obstante, o $ETTR_A$ e o $MTTR_A$ são na realidade médias calculadas, ponderados todos os canais de controle de um dado escalonamento. Então, é justo questionar o quanto tais valores de ETTR estão distribuídos em torno da média nos diferentes canais. Assim, dado que uma das razões para usar múltiplos canais de controle é a confiabilidade, é desejado que os valores de ETTR não variem muito entre os diferentes canais de controle, de maneira que a confiabilidade do encontro não esteja mais fortemente dependente de um canal em particular. Para avaliar essa grandeza, nós medimos o coeficiente de variação (COV) do ETTR para cada um dos diferentes canais de controle ($C1, C2, \dots, C6$). Tal coeficiente é definido como $COV = \frac{\sigma}{\mu}$, onde σ é o desvio padrão e μ é a média.

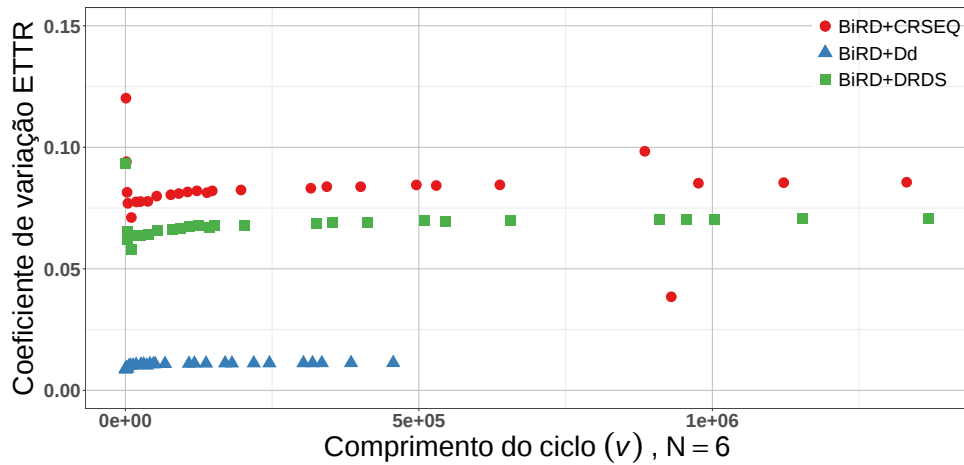


Figura 6.7: Coeficiente de variação (σ/μ) dos ETTRs dos escalonamentos BiRD+Dd, BiRD+CRSEQ e BiRD+DRDS demonstrando que a dispersão dos ETTR não excede 12% para todas as médias avaliadas.

A Figura 6.7 mostra os resultados. Na parte inferior do gráfico podemos ver que o BiRD+Dd gera consistentemente valores de COV mais baixos em comparação com os outros métodos. BiRD+CRSEQ, em particular, parece gerar escalonamentos consideravelmente menos balanceados. Já o BiRD+DRDS, por sua vez, apresenta escalonamentos mais balanceados que o BiRD+CRSEQ, mas ainda com maior dispersão que o BiRD+Dd. No entanto, independentemente do método usado para gerar os escalonamentos internos, o grau relativo de variação em torno da média nunca excede 12%.

Para complementar e facilitar o entendimento do conceito de coeficiente de variação e, por conseguinte, a compreensão gráfico presente na Figura 6.7, a Tabela 6.2 lista os valores de ETTR e MTTR para cada canal para todos os escalonamentos BiRD+Dd gerados a partir do $BD\{21, 5, 1\}$ como escalonamento externo, ponderados $1 \leq N \leq 6$. Note, que o comprimento

Tabela 6.2: ETTR, MTTR e outras propriedades para todos os escalonamentos BiRD+Dd obtidos a partir do $BD \{21, 5, 1\}$, como escalonamento externo e para $1 \leq N \leq 6$ canais de controle.

Propriedade	Número de canais de controle					
	1	2	3	4	5	6
Comprimento do ciclo	21	126	315	504	735	1008
$ETTR_A$	10.95	57.14	143.20	238.01	347.21	478.49
$ETTR_{C1}$	10.95	57.14	145.12	239.61	350.43	471.33
$ETTR_{C2}$	-	57.14	144.98	233.85	350.01	481.30
$ETTR_{C3}$	-	-	139.49	238.83	338.06	482.15
$ETTR_{C4}$	-	-	-	239.73	354.37	477.10
$ETTR_{C5}$	-	-	-	-	343.16	481.96
$ETTR_{C6}$	-	-	-	-	-	477.11
$MTTR_{C1}$	20	125	314	503	734	1007
$MTTR_{C2}$	-	125	314	503	734	1007
$MTTR_{C3}$	-	-	314	503	734	1007
$MTTR_{C4}$	-	-	-	503	734	1007
$MTTR_{C5}$	-	-	-	-	734	1007
$MTTR_{C6}$	-	-	-	-	-	1007

do ciclo, que é função do número de canais de controle, tem impacto direto no ETTR e MTTR, que o ETTR varia muito pouco entre canais enquanto o MTTR nada varia.

6.5 Usando Também o Canal de Dados

Temos preconizado neste trabalho a separação de canais entre dados e controle. No entanto, podem ocorrer cenários em que seja interessante quebrar esta restrição e não distinguir as oportunidades de transmissão entre canais de dados e controle. Por esta razão, avaliamos aqui como os escalonamentos montados a partir do BiRD+Dd se comportam neste cenário. Para este propósito, nós recalculamos o ETTR e o MTTR para todos os escalonamentos avaliados neste trabalho para aquele canal antes reservado somente para dados, tratando essas grandezas agora como: $ETTR_D$ e $MTTR_D$.

Como mostrado na Figura 6.8, ambos ETTR e MTTR tem valores muito menores se o canal de dados for usado para oportunidades de encontro. Note que a escala de dos eixos verticais dos gráficos da Figura 6.8 são ordens de magnitude menores que os presentes nas Figuras 6.2 e 6.5.

Um fato a ser observado é que enquanto $ETTR_A$, considerando apenas os canais de controle, cresce linearmente com o comprimento do ciclo (ver Figura 6.2), mas ao empregarmos o canal de dados o $ETTR_D$ cai com o inverso do seu quadrado. A razão para este comportamento é que, para um número fixo de canais de controle, o comprimento total de um escalonamento é uma

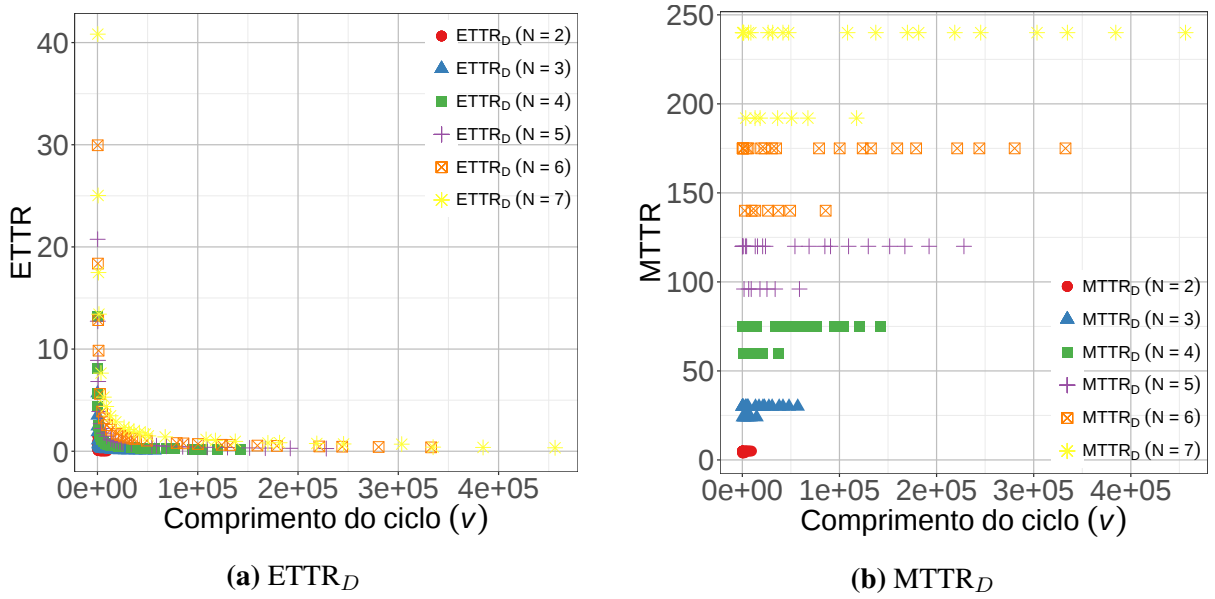


Figura 6.8: ETTR_D e MTTR_D para BiRD+Dd quando o canal de dados também é usado para transmitir informações de controle.

função do *overhead*, i.e., da fração de *slots* alocados para controle. Assim, com a diminuição do *overhead*, o comprimento do ciclo cresce, assim como a proporção de *slots* alocados para o canal de dados. Como consequência, o ETTR_D cai rapidamente. Mais ainda, para muitos escalonamentos com ciclos extensos, ETTR_D atinge valores abaixo de um *slot*. Isto porque, nestes casos, dois nós estarão mais frequentemente em seus canais de dados ao tentar iniciar o rendezvous.

Em termos de MTTR_D, o comportamento também é muito diferente daquele observado ao usar apenas os canais de controle, como mostrado na figura 6.8b. O MTTR_D se alterna entre dois valores discretos, ambos muito menores que o comprimento do ciclo. Novamente, isso ocorre devido a uma maior fração de *slots* alocados ao canal de dados que leva a muito mais oportunidades de encontro por ciclo no canal de dados – mesmo considerando o pior deslocamento possível entre os relógios de dois nós. Assim, o MTTR_D alcança valores que são apenas uma pequena fração do tamanho total do ciclo.

Existe uma sobrecarga inerente ao desalinhamento dos *slots* de dados, aqui nos referimos explicitamente ao tempo em que mesmo um nó estando no canal de dados não há oportunidade de encontro, pois o segundo nó não está em seus *slots* de dados. Esta grandeza pode ser inferida também partir dos dois gráficos presentes na Figura 6.8 que expressam o tempo médio e máximo para o rendezvous no canal de dados. Na próxima seção apresentaremos uma comparação montando um cenário em que contraporemos o BiRD+Dd com as versões originais unidimensionais do CRSEQ e DRDS.

6.6 DRDS e CRSEQ Unidimensionais

Nessa seção tomaremos a comparação do BiRD+Dd com o DRDS e o CRSEQ, estes últimos em suas propostas originais (unidimensionais). Dessa maneira estaremos simulando o CRSEQ e o DRDS em cenários com planejamentos de comprimentos similares aos alcançados com os *Block Designs*, mas agora segregando N canais para controle e deixando os *slots* restantes para dados. Esse cenário foi criado para casos em que haja interesse de aplicar aqueles mecanismos sem contar com o BiRD. Para isso, computamos as sequências mais eficientes em termos de *overhead* do CRSEQ e DRDS até um comprimento de ciclo que alcançasse a mesma ordem de grandeza do maior comprimento de ciclo empregado nos *Block Designs* (~ 10.000 *slots*) e comparamos os $ETTR_A$ dos escalonamentos BiRD+Dd já mostrados em seções anteriores.

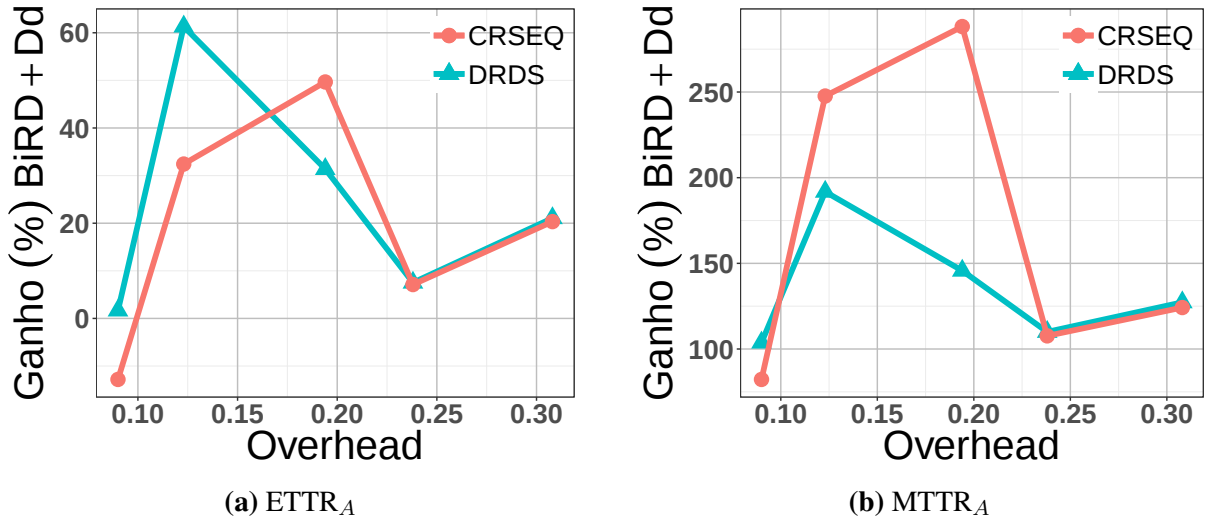


Figura 6.9: Ganhos do $ETTR_A$ e $MTTR_A$ do BiRD+Dd comparados com o CRSEQ e o DRDS, mas agora com suas propostas originais sem aplicá-los em aninhamentos com o BiRD.

As Figuras 6.9a e 6.9b mostram que para esses cenários o BiRD+Dd também mantém ganhos consistentes para qualquer número de canais escolhidos, tanto para o $ETTR_A$ como quanto para o $MTTR_A$. O comportamento oscilante do ganho ocorre em função do desempenho do DRDS e do CRSEQ, que cai à medida que N se afasta dos números primos, o que confirma a tendência evidenciada na Figura 6.1. Além disso, o CRSEQ e DRDS não possuem escalonamentos que alcancem taxas de *overhead* menores que 8%, o que reduz a quantidade de pontos comparáveis.

6.7 *Rendezvous* em Cenários com Perdas Realistas

Como comumente ocorre na literatura, em todos os resultados apresentados até agora consideramos um canal sem fio ideal, onde a probabilidade de sucesso de entrega de um pacote é $p = 1$.

No entanto, o canal sem fio geralmente é propenso a súbitas mudanças nas suas condições de propagação, interferência e poluição espectral, o que dificulta as oportunidades de encontro. Portanto, neste trabalho, nós estendemos e adaptamos o modelo exato apresentado em [7] para considerar enlaces com probabilidade de entrega arbitrária p para avaliar o comportamento dos escalonamentos BiRD em condições não ideais. Em particular, nós consideramos valores discretos de p variando de 0,05 a 1, com incrementos de 0,05.

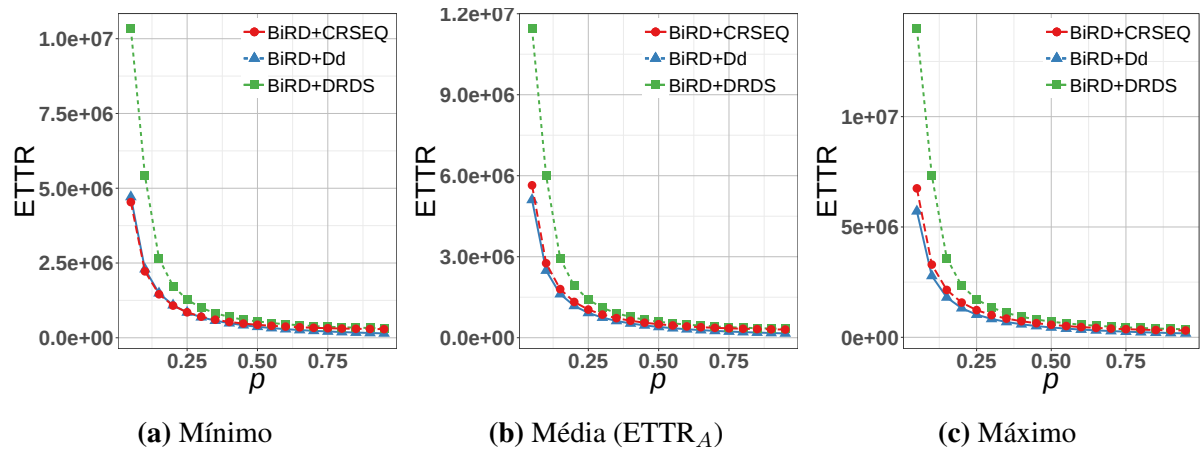


Figura 6.10: ETTR como uma função da probabilidade de entrega p para escalonamentos comparados operando com 5 canais de controle e 1,03% de sobrecarga. Apresentamos três casos: o mínimo, média ($ETTR_A$) e ETTR máxima entre todos os canais de controle.

A Figura 6.10 mostra a relação entre ETTR e p para escalonamentos do BiRD com 5 canais de controle e um overhead de 1,03%. Em particular, a Figura 6.10a mostra o menor valor de ETTR entre todos os canais de controle, enquanto a 6.10b e 6.10c mostram, respectivamente, os valores médios e máximos. Observe que a média, mostrada na 6.10b é simplesmente $ETTR_A$. E em termos de $ETTR_A$, BiRD+Dd ainda apresenta um melhor desempenho que o BiRD+CRSEQ e que o BiRD+DRDS para todos os valores de p . Enquanto, a diferença entre BiRD+Dd e o BiRD+CRSEQ diminui com o decrescimento de p . É importante notar também que a ETTR cresce exponencialmente com a queda de p . Assim, dado o cenário de coexistência, ao levarmos em conta o atraso máximo para deixar o canal quando do surgimento do PU, podemos acompanhar pela Figura 6.10 que enlaces de muito baixa qualidade tornariam qualquer escalonamento inviável.

É ainda interessante observar que o BiRD+Dd resulta em escalonamentos mais equilibrados que seus competidores, que apresentam diferenças muito mais acentuadas entre os valores mínimos e máximos de ETTR entre todos os canais de controle. Esse desbalanceamento é mais forte para o CRSEQ porque tal mecanismo atribui diferentes números de *slots* para N canais distintos, enquanto para o DRDS simplesmente porque a distribuição das posições dos *slots* ao longo dos escalonamentos internos é menos uniforme que o Dd.

Capítulo 7

Conclusão

Nesta tese, fornecemos uma visão geral do estado da arte do encontro multicanal em redes cognitivas, destacando alguns dos desafios relacionados a esse tema. Neste contexto, introduzimos o BiRD um novo mecanismo bidimensional contínuo de encontros multicanal. O BiRD divide o problema de criar uma sequência de saltos de canais para garantir a sobreposição nos *slots* de controle e dados e dentro de tempo finito em dois problemas ortogonais. Para fazer isso, o BiRD usa um escalonamento externo que controla a sobrecarga de controle e um escalonamento interno que define o número de canais de controle. Entre outras vantagens, essa abordagem permite que o BiRD trabalhe com diferentes propostas para gerar estes escalonamentos externos e internos desde que elas satisfaçam a necessária RCP.

Além disso, também introduzimos o conceito de *D-designs* e de Sub-Dd, respectivamente escalonamentos ótimos e sub ótimos, que são adequados para uso como escalonamentos internos do BiRD. Embora encontrar *D-designs* seja uma tarefa computacional dispendiosa, fornecemos conjuntos de controle para *D-designs* de 2 a 8 canais de controle, que são adequados para a maioria das aplicações práticas, pois o uso de mais canais de controle exige alta sobrecarga ou resulta em latências maiores para o primeiro e último encontros. Além disso, fornecemos limites inferiores e superiores para os comprimentos dos *D-designs* e um método para obter, a partir de *D-designs* menores, novos escalonamentos (Sub-Dds) para $N > 8$, que mesmo sub ótimos, superam para qualquer N composto tanto o DRDS quanto o CRSEQ em MTTR.

Nós avaliamos o BiRD — especialmente a aplicação do BiRD com *Block Designs* e *D-designs*, que fornecem os comprimentos mais curtos possíveis para escalonamentos externos e internos respectivamente, calculando os valores exatos de $ETTR_A$ e $MTTR_A$ para um grande número de escalonamentos. Os resultados mostram que o Bird+Dd pode gerar escalonamentos com *overhead* inferior a 10% e MTTR inferiores a 5000 *slots* mesmo para 5 canais de controle. Também mostramos que o uso dos *D-designs* ótimos como escalonamentos internos, ao invés

de abordagens heurísticas como CRSEQ e DRDS, melhora o desempenho global de um escalonamento. Para um projeto com grande número de canais de controle essa pode ser a diferença entre um escalonamento viável e um inviável. Finalmente mostramos que o BiRD também pode funcionar bem em cenários onde o tráfego de controle pode ser enviado pelo canal de dados. Neste caso, tanto o $ETTR_A$ quanto o $MTTR_A$ são muito mais baixos. O $ETTR_A$ em particular cai quadraticamente com a duração do ciclo do escalonamento — e consequentemente com a sobrecarga.

Finalmente, introduzimos uma avaliação do desempenho do BiRD em cenários não ideais, ou seja, cenários nos quais os enlaces são suscetíveis a perdas. Nossos resultados mostram que o ETTR aumenta exponencialmente à medida que a probabilidade de entrega do enlace diminui, o que deve ser levado em consideração nas redes cognitivas. Além disso, nestes cenários, o uso dos *D-designs* mantém sua superioridade sobre o CRSEQ e o DRDS.

Sumarizando, para o problema do encontro entre rádios que não têm conhecimento da presença um do outro ou das suas frequências de operação, criamos uma solução assíncrona e determinística e multicanal que supera suas similares em flexibilidade, em tempo médio até o primeiro encontro, em comprimento de ciclo e tempo de evasão e sobrecarga de controle, além de apresentar duas novas sequências de salto e avaliá-las não somente em cenários ideais, mas também em cenários em que podemos simular diferentes probabilidades de sucesso na entrega de pacotes.

Em futuros trabalhos pretendemos investigar novos métodos para alcançar uma solução para criação dos *D-designs* para $N > 8$ em tempo polinomial, implementar o BiRD em nós reais para avaliar a consistência do modelo probabilístico e investigar maneiras de reduzir razão existente entre baixo *overhead* e ciclos muito longos e introduzir cenários de múltiplos saltos, tendência atual de novos trabalhos.

Referências

- [1] AKYILDIZ, I. F.; LEE, W.-Y.; VURAN, M. C.; MOHANTY, S. NeXt generation/dynamic spectrum access/cognitive radio wireless networks: A survey. *Computer Networks* 50, 13 (sep 2006), 2127–2159.
- [2] ALTAMIMI, M.; NAIK, K.; SHEN, X. Parallel link rendezvous in ad hoc cognitive radio networks. In *GLOBECOM - IEEE Global Telecommunications Conference* (2010).
- [3] ASTERJADHI, A.; BALDO, N.; ZORZI, M. A distributed network coded control channel for multihop cognitive radio networks. *IEEE Network* 23, 4 (2009), 26–32.
- [4] BIAN, K.; PARK, J.-M. Asynchronous channel hopping for establishing rendezvous in cognitive radio networks. In *Proceedings of IEEE INFOCOM 2011* (2011), IEEE, pp. 236–240.
- [5] BIAN, K.; PARK, J.-M.; CHEN, R. A quorum-based framework for establishing control channels in dynamic spectrum access networks. In *Proceedings of the 15th annual international conference on Mobile computing and networking* (2009), ACM, pp. 25–36.
- [6] CANAVERAS, A. M. G. The impact of the TV white space unlicensed spectrum on the wireless industry competition. Dissertação de mestrado, Massachusetts Institute of Technology, 2012.
- [7] CARRANO, R.; PASSOS, D.; MAGALHAES, L.; ALBUQUERQUE, C. An exact model of the neighbor discovery time for schedule-based asynchronous duty cycling. *IEEE Wireless Communications Letters* 2, 6 (2013), 635–638.
- [8] CARRANO, R. C.; PASSOS, D.; MAGALHÃES, L. C.; ALBUQUERQUE, C. V. Nested block designs: Flexible and efficient schedule-based asynchronous duty cycling. *Computer Networks* 57, 17 (2013), 3316–3326.
- [9] CARTER, K. R.; LAHJOUI, A.; MCNEIL, N. Unlicensed Devices and Their Regulatory Issues. *World Wide Web Internet And Web Information Systems*, May (2003), 1–60.
- [10] CHAO, C.-M.; FU, H.-Y. Providing complete rendezvous guarantee for cognitive radio networks by quorum systems and latin squares. In *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2013 IEEE* (2013), IEEE, pp. 95–100.
- [11] CHEN, T.; ZHANG, H.; MAGGIO, G. M.; CHLAMTAC, I. Cogmesh: A cluster-based cognitive radio network. In *DySPAN, 2nd IEEE International Symposium on Dynamic Spectrum Access Networks*. (2007), IEEE, pp. 168–178.
- [12] CHEN, Y.-W.; LIAO, P.-Y.; WANG, Y.-C. A channel-hopping scheme for continuous rendezvous and data delivery in cognitive radio network. *Peer-to-Peer Networking and Applications* 9, 1 (2016), 16–27.

- [13] CHOWDHURY, K. R.; AKYLDIZ, I. F. OFDM-based common control channel design for cognitive radio ad hoc networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing* 10, 2 (2011), 228–238.
- [14] CISCO SYSTEM, INC. Cisco visual networking index: global mobile data traffic forecast update, 2015–2020. Relatório Técnico. c11-520862, Cisco System, Inc., San Jose, CA, February 2016.
- [15] COLBOURN, C. J.; COLBOURN, M. J. *Algorithms in combinatorial design theory*, vol. 26. Elsevier, 1985.
- [16] COLBOURN, C. J.; DINITZ, J. H. *Handbook of combinatorial designs*. CRC press, 2006.
- [17] CORMIO, C.; CHOWDHURY, K. R. Common control channel design for cognitive radio wireless ad hoc networks using adaptive frequency hopping. *Ad Hoc Networks* 8, 4 (2010), 430–438.
- [18] DA SILVA, L. A.; RYAN, T. W. Rendezvous in cognitive radio network. In *Cognitive Radio Technology*, B. Fette, Ed., 2 ed. Elsevier, 2009, pp. 635–644.
- [19] DE SOUSA, C. O.; MOLANO, D. A.; CARRANO, R. C. "Dynamic Spectrum Sensing for IEEE 802.11 Networks". In *III Simpósio Brasileiro de Engenharia de Sistemas Computacionais* (2013), UFF.
- [20] DE SOUSA, C. O.; PASSOS, D.; CARRANO, R. C.; ALBUQUERQUE, C. Multi-channel continuous rendezvous in cognitive networks. In *Proceedings of the 20th ACM International Conference on Modelling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems* (2017), ACM, pp. 63–70.
- [21] DINITZ, J. H.; STINSON, D. R. *Contemporary design theory: A collection of Surveys*, vol. 26. John Wiley & Sons, 1992.
- [22] FEDERAL COMMUNICATIONS COMMISSION. Notice of proposed rulemaking, in the matter of unlicensed operation in the tv broadcast bands (et docket no. 04-186) and additional spectrum for unlicensed devices below 900 MHz and in the 3 GHz band (et docket no. 02-380), fcc 04-113. Relatório Técnico. 02-380 e 04-186, Federal Communication Commission, Washington, DC, 2004.
- [23] FISHER, R. A.; YATES, F., ET AL. Statistical tables for biological, agricultural and medical research. *Statistical tables for biological, agricultural and medical research.*, Ed. 3. (1949).
- [24] FRANCISCO, C.; OLIVEIRA, T.; OLIVEIRA, A. Delineamento experimental em blocos incompletos. In *BOOK OF ABSTRACTS and PROGRAM* (2014), Universidade Aberta, p. 43.
- [25] GHOSH, C.; ROY, S.; CAVALCANTI, D. Coexistence challenges for heterogeneous cognitive wireless networks in tv white spaces. *Wireless Communications, IEEE* 18, 4 (2011), 22–31.
- [26] GOLDSMITH, A.; JAFAR, S. A.; MARIĆ, I.; SRINIVASA, S. Breaking spectrum gridlock with cognitive radios: An information theoretic perspective. *Proceedings of the IEEE* 97, 5 (2009), 894–914.

- [27] GORDON, D. La jolla cyclic difference set repository, July 2018. <http://www.ccrwest.org/diffsets.html>.
- [28] GU, Z.; HUA, Q.-S.; WANG, Y.; LAU, F. C. Nearly optimal asynchronous blind rendezvous algorithm for cognitive radio networks. In (*SECON*), *IEEE Communications Society Conference* (2013), pp. 371–379.
- [29] GU, Z.; WANG, Y.; HUA, Q.-S.; LAU, F. C. Rendezvous in heterogeneous cognitive radio networks. In *Rendezvous in Distributed Systems*. Springer, 2017, pp. 215–232.
- [30] HALL JR, M.; VAN LINT, J. H. *Combinatorics: Proceedings of the NATO Advanced Study Institute Held at Nijenrode Castle, Breukelen, The Netherlands 8–20 July 1974*, vol. 16. Springer Science & Business Media, 2012.
- [31] HTIKE, Z.; HONG, C. S.; LEE, S. The life cycle of the rendezvous problem of cognitive radio ad hoc networks: a survey. *Journal of computing science and engineering* 7, 2 (2013), 81–88.
- [32] JIANG, J.-R.; TSENG, Y.-C.; HSU, C.-S.; LAI, T.-H. Quorum-based asynchronous power-saving protocols for IEEE 802.11 ad hoc networks. *Mobile Networks and Applications* 10, 1-2 (2005), 169–181.
- [33] KIBRIA, M.; KNUDSEN, C. Capital expenditure implications of spectrum assets in semi-rural environments. *Hillsboro, Oregon: Intel 4* (august 2005), 3.
- [34] KOLODZY, P. Spectrum Policy Task Force, ET Docket 02-135. Relatório Técnico. 02-135, Federal Communication Commission, Washington, DC, 2002.
- [35] LAI, S.; RAVINDRAN, B.; CHO, H. Heterogenous quorum-based wake-up scheduling in wireless sensor networks. *IEEE Transactions on computers* 59, 11 (2010), 1562–1575.
- [36] LE, L.; HOSSAIN, E. A MAC protocol for opportunistic spectrum access in cognitive radio networks. In *WCNC 2008. IEEE Wireless Communications and Networking Conference, 2008.* (2008), IEEE, pp. 1426–1430.
- [37] LI, J.; ZHAO, H.; WEI, J.; MA, D.; ZHOU, L. Sender-jump receiver-wait: a simple blind rendezvous algorithm for distributed cognitive radio networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing* 17, 1 (2018), 183–196.
- [38] LIN, Z.; LIU, H.; CHU, X.; LEUNG, Y.-W. Jump-stay based channel-hopping algorithm with guaranteed rendezvous for cognitive radio networks. In *INFOCOM, 2011 Proceedings IEEE* (2011), Citeseer, pp. 2444–2452.
- [39] LO, B. F. A survey of common control channel design in cognitive radio networks. *Physical Communication* 4, 1 (2011), 26–39.
- [40] MAEKAWA, M. A $\sqrt{n}$ algorithm for mutual exclusion in decentralized systems. *ACM Transactions on Computer Systems (TOCS)* 3, 2 (1985), 145–159.
- [41] MANDAL, B. N. *ibid: INCOMPLETE BLOCK DESIGNS*, 2014. R package version 1.2.
- [42] MARCUS, M. J.; KOLODZY, P.; LIPPMAN, A. Why unlicensed use of vacant tv spectrum will not interfere with television reception. *New America Foundation Issue Brief, July* (2006), 22–31.

- [43] MCHENRY, M.; LIVSICS, E.; NGUYEN, T.; MAJUMDAR, N. Xg dynamic spectrum access field test results [topics in radio communications]. *IEEE Communications Magazine* 45, 6 (2007), 51–57.
- [44] PAWEŁCZAK, P.; POLLIN, S.; SO, H.-S. W.; BAHAI, A.; PRASAD, R. V.; HEKMAT, R. Comparison of opportunistic spectrum multichannel medium access control protocols. In *Global Telecommunications Conference, 2008. IEEE GLOBECOM 2008. IEEE* (2008), IEEE, pp. 1–6.
- [45] PAWEŁCZAK, P.; POLLIN, S.; SO, H.-S. W.; MOTAMED, A.; BAHAI, A.; PRASAD, R. V.; HEKMAT, R. State of the art in opportunistic spectrum access medium access control design. In *3rd International Conference on Cognitive Radio Oriented Wireless Networks and Communications, 2008. CrownCom 2008.* (2008), IEEE, pp. 1–6.
- [46] ROMASZKO, S. Making a blind date the guaranteed rendezvous in cognitive radio ad hoc networks. In *European Wireless, 2012. EW. 18th European Wireless Conference* (2012), VDE, pp. 1–9.
- [47] ROMASZKO, S.; MÄHÖNEN, P. Quorum-based channel allocation with asymmetric channel view in cognitive radio networks. In *Proceedings of the 6th ACM workshop on Performance monitoring and measurement of heterogeneous wireless and wired networks* (2011), ACM, pp. 67–74.
- [48] ROMASZKO, S.; MÄHÖNEN, P. Quorum systems towards an asynchronous communication in cognitive radio networks. *Journal of Electrical and Computer Engineering* 2012 (2012).
- [49] SENDRA, S.; PINEDA, M. G.; RIBALTA, C. T.; LLORET, J. WLAN IEEE 802.11 a/b/g/n indoor coverage and interference performance study. In *International Journal on Advances in Networks and Services* (2011), vol. 4, IARIA, pp. 209–222.
- [50] SHEU, J.-P.; SU, C.-W.; CHANG, G.-Y. Asynchronous quorum-based blind rendezvous schemes for cognitive radio networks. *IEEE Transactions on Communications* 64, 3 (2016), 918–930.
- [51] SHIN, J.; YANG, D.; KIM, C. A channel rendezvous scheme for cognitive radio networks. *IEEE Communications Letters* 14, 10 (2010), 954–956.
- [52] STEVENSON, C. R.; CHOUINARD, G.; LEI, Z.; HU, W.; SHELLHAMMER, S. J.; CALDWELL, W. IEEE 802.22: The first cognitive radio wireless regional area network standard. *IEEE Communications Magazine* 47, 1 (2009), 130–138.
- [53] THE SAGE DEVELOPERS. *SageMath, the Sage Mathematics Software System (Version 6.7)*, 2016. <http://www.sagemath.org>.
- [54] THEIS, N. C.; THOMAS, R. W.; DASILVA, L., ET AL. Rendezvous for cognitive radios. *IEEE Transactions on Mobile Computing* 10, 2 (2011), 216–227.
- [55] VUKOLIĆ, M., ET AL. The origin of quorum systems. *Bulletin of EATCS* 2, 101 (2013).
- [56] YATES, F. Incomplete randomized blocks. *Annals of Eugenics* 7, 2 (1936), 121–140.
- [57] YÜCEK, T.; ARSLAN, H. A survey of spectrum sensing algorithms for cognitive radio applications. *IEEE Communications Surveys & Tutorials* 11, 1 (2009), 116–130.

- [58] ZHANG, J.; ZHANG, J.; TAN, K.; YANG, L.; ZHANG, Q.; ZHANG, Y. Turning waste into wealth: Enabling communication in guardband whitespace. In *Proceedings of the 16th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing* (2015), ACM, pp. 37–46.
- [59] ZHANG, X.; SU, H. Cream-mac: Cognitive radio-enabled multi-channel mac protocol over dynamic spectrum access networks. *IEEE Journal of 5 Selected Topics in Signal Processing* 5, 1 (2011), 110–123.