

# Sobre o Desempenho de Escalonadores para Encontros Multicanais em Redes Cognitivas

Cledson Sousa, Diego Passos, Ricardo Carrano e Célio Albuquerque

**Resumo**—O rápido crescimento das tecnologias de rede sem fio e o surgimento de vários novos dispositivos que oferecem ou precisam de interconexão de Internet aumenta o problema do esgotamento do espectro de frequência nos serviços de telecomunicações. Um uso mais eficiente do espectro passa por algumas soluções, incluindo implantações e melhorias das redes de rádios com capacidade cognitiva que poderiam se encontrar em suas áreas ociosas. O encontro em apenas um canal tornaria este canal um ponto único de falha. Neste artigo mostramos que nosso mecanismo supera outros trabalhos recentes sobre encontros multicanais, em termos de tempo médio até o encontro e tempo máximo até o encontro com mínima sobrecarga tráfego de controle, para encontro contínuo multicanais em redes cognitivas.

**Palavras-Chave**—Rendezvous, reuso espectral, escassez espectral.

**Abstract**—The rapid growth of wireless networking technologies, the emergence of several new devices that offer or need Internet interconnection bump on the problem of the frequency spectrum exhaustion for telecommunications services. A more efficient use of the spectrum goes through some solutions, including deployments and enhancements of cognitive networks whose nodes could rendezvous in idle frequencies. The meeting in just one channel would make this channel a single point of failure. We show in this paper that our mechanism overcomes existing multiple rendezvous solutions in terms of expected time to rendezvous, maximum time to rendezvous with minimum control overhead for continuous multi rendezvous in cognitive networks.

**Keywords**—Rendezvous, spectrum reuse, spectrum scarcity.

## I. 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, seja devido ao rigor dos órgãos de regulação, seja pela poluição do espectro nas faixas não licenciadas. Além disso, enquanto padrões como o IEEE 802.11 e suas emendas a, b, g, n e ac não apresentam características de rádio-propagação adequadas para atender grandes distâncias, o espectro de MHz, como o usado para transmissão de TV, é capaz de viajar longas distâncias e apresenta melhor penetração em obstáculos. No entanto, estas faixas já estão completamente alocadas e o desenvolvimento dos rádios cognitivos e suas aplicações pode ser parte da solução desse problema, uma vez que permite o reuso espectral e a coexistência nessas frequências mais baixas entre os dois tipos de usuários: licenciados e os não licenciados.

Rádios cognitivos podem operar em uma ampla gama de frequências, trazendo algumas funções de operação como a modulação e o processamento do sinal para a camada de software, tornando-os mais flexíveis que os rádios tradicionais.

Cledson Sousa, Instituto de Computação, UFF, e-mail: cledson@midia.com.uff.br. Este trabalho foi parcialmente financiado por Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior - Brasil (CAPES) - Código de Financiamento 001.

Para tirar proveito destas faixas ociosas do espectro licenciado ou pouco utilizadas é necessário que os *Secondary Users* (SUs) (aqueles que não detêm a licença para operar) concordem sobre 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 tal rede. Por exemplo: como dois usuários secundários independentes vão se encontrar numa dada frequência ainda não definida?

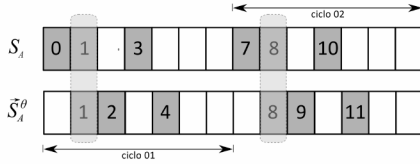
O *Bi-dimensional Rendezvous Design* (BiRD) e os *D-designs*, apresentados em [1], exibem uma solução para o problema de como dois dispositivos de comunicação, geralmente sem sincronização ou prévio conhecimento da presença um do outro, podem se encontrar no tempo e na frequência em múltiplos canais de maneira garantida para construção de um canal que permita a troca de mensagens de dados e controle. Qualquer mecanismo que contemple o cenário de encontros em múltiplos canais pode ou não segregar os canais entre controle ou dados, mas a maioria dos trabalhos como em [2] e [3], trata do *rendezvous* sem fazer tal distinção. Para casos em que tal distinção seja útil, a redução do *overhead* será um fator determinante para melhorar a vazão da rede. Dentro deste escopo é que comparamos o desempenho da nossa proposta frente a dois outros mecanismos de múltiplos encontros.

## II. CONCEITOS E ABSTRAÇÕES

Para comunicação ocorrer, os rádios devem primeiro encontrar uns aos outros dentro da faixa de espectro disponível. Os nós cognitivos devem então varrer o espectro dinamicamente, *Dynamic Spectrum Access* (DSA), em busca de canais ociosos ou subutilizados e somente após encontrarem uns aos outros, poderão dar início a comunicação. Neste contexto, a detecção do surgimento do *Primary User* (PU) também é mandatória já que a coexistência é obrigatória para a operação.

### A. Escalonamentos e suas Rotações

Através dos planejamentos combinatórios (que é o estudo da organização dos elementos de um conjunto finito em padrões, geralmente subconjuntos ou blocos, de acordo com regras pré-definidas.) podemos modelar o tempo de operação de um rádio em um conjunto de *slots* com dois subconjuntos distintos de dados e controle como em [4] e em [5] e com a garantia que, saltando em frequência segundo estes planejamentos, sempre ocorrerá o *rendezvous*. Ainda, 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, contendo *slots* cujas posições no ciclo obedecem a um escalonamento preestabelecido por um desses planejamentos. A Figura 1 ilustra esse cenário.



**Fig. 1:** 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 por ciclo. Ainda evidenciado Escalonamento  $S_A = [7, \{0, 1, 3\}] = \{0, 1, 3, 7, 8, 10, \dots\}$  sua rotação  $S_A^\theta = [7, \{1, 2, 4\}] = \{1, 2, 4, 8, 9, 11, \dots\}$ ,  $\theta = 1$  e os encontros a cada ciclo.

Ainda sobre a Figura 1, note, que se houver uma propriedade tal que garanta deterministicamente que dado dois nós operando nestes ciclos, mesmo deslocados temporalmente um do outro, sempre haverá alinhamentos (*rendezvous*) de elementos de ambos os subconjuntos de *slots* (brancos e cinzas) a cada ciclo. 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, significam um encontro ou oportunidades de transmissão, seja de dados ou controle. A cada uma dessas possíveis sequências podemos dar o nome de escalonamento.

Ao dividirmos o tempo de operação desses rádios em *slots* de duração fixa  $t$ , definindo uma sequência cíclica de *slots* que determine seu regime de operação, poderíamos então programar dois nós, um ao alcance do outro, saltando de frequência em seus canais segundo a natureza do *slot*.

A esta altura, já podemos inferir que dois nós cognitivos programados para operar sob o mesmo escalonamento, devido ao assincronismo, acabarão operando na realidade, em rotações de um mesmo escalonamento. Tais rotações são ditadas pelos *offsets* de seus relógios, mas para que se dê o encontro em vários canais, um dado escalonamento  $S_A$  deve promover o encontro em cada um dos seus múltiplos canais em cada ciclo e em cada diferente *offset* ou rotação de um escalonamento. A Figura 1 explica um caso particular do escalonamento  $S_A = [7, \{0, 1, 3\}]$  e suas rotação  $S_A^\theta$ , onde 7 é o comprimento do ciclo e  $\{0, 1, 3\}$  são os *slots* de controle.

### III. MÉTRICAS E TRABALHOS RELACIONADOS

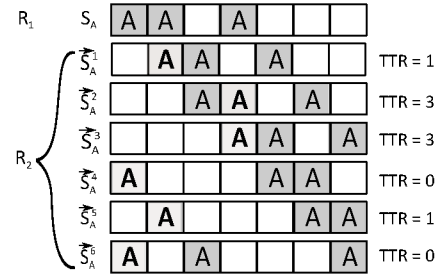
Nesta seção, discutiremos algumas das métricas para o *rendezvous* e outras propostas presentes na literatura.

Veja na Figura 2, dois rádios operam em um escalonamento que satisfaz a RCP coincidirão em *slots* na mesma frequência em algum instante  $t$ , e dadas  $\theta$  rotações, ocorrerão  $m$  encontros e um primeiro encontro. Chamaremos de *Time To Rendezvous* (TTR), o tempo em *slots* até a ocorrência deste primeiro encontro. A fim evidenciar as rotações, o rádio  $R_2$  inicia sua operação em diferentes *offsets*.

Depois desse primeiro encontro, diversos poderão ser os encontros a cada possível *offset* entre os rádios. Assim, teremos um novo primeiro encontro a cada *offset*, portanto deveremos também definir um TTR esperado (ETTR).

Enquanto o *Expected Time To Rendezvous* (ETTR) expressa 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*, tomados todos

os *offsets*. No exemplo da Figura 2, em que há seis rotações, podemos verificar que o pior caso entre os TTR é o MTTR = 3.



**Fig. 2:** Nós  $R_1$  e  $R_2$  operando em um escalonamento  $S_A$ , com  $R_2$  variando seus *offsets*, evidenciando os encontros (*slots* com a letra **A** grifada em negrito) com os TTRs para cada *offset* em relação a  $S_A$ .

No cenário da Figura 2, estamos trabalhando com um encontro por canal por ciclo, mas para múltiplos canais precisamos definir o  $ETTR_A$  como o ETTR médio, tomados todos os  $N$  canais de controle. Da mesma forma,  $MTTR_A$  representa o MTTR médio para todos os canais de controle.

**Overhead:** sabemos que um grande obstáculo ao separarmos *slots* para tráfego de controle é o *overhead* de controle introduzido. O *overhead* afeta a vazão da rede, tanto quanto maior for seu valor. Neste trabalho, estamos interessados em avaliar o *overhead* de controle (fração do tempo que o rádio passa nos *slots* de controle) frente a outras propostas. **Assincronicidade:** em todas as definições, figuras e análises apresentadas, supomos que os *slots* dos nós estão sempre alinhados (começando e terminando no mesmo instante), o que na verdade exigiria sincronização. No entanto, como demonstrado teoricamente em [6] e experimentalmente em [7], o alinhamento entre os *slots* não é um requisito para as oportunidades de transmissão ocorrerem, e a falta de alinhamento pode alterar o TTR tanto negativa quanto positivamente com igual probabilidade, não alterando, portanto seus valores médios.

O *Channel Rendezvous Sequence* (CRSEQ) [8] também divide o tempo em *slots*, porém sem diferenciar dados de controle, usa o modo assíncrono, definindo uma sequência que garante de maneira determinística o *rendezvous* entre dois nós cognitivos para múltiplos canais. O algoritmo gerador das suas sequências é baseado nas propriedades dos números triangulares,  $T_n = n(n+1)/2$ , sendo  $n$  é inteiro. Nesse 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* é alocado segundo  $(T_j + l) \bmod N + 1$  e os *slots* restantes segundo a fórmula  $j+1$ . Esta construção garante a RCP para  $N$  canais para  $M$  *slots*, onde  $M = \mathbf{N}(3N-1)$ , mas introduz um desbalanceamento intrínseco (diferente número de *slots* pra cada canal) entre os canais. O  $\mathbf{N}$  (em negrito) é o menor número primo maior ou igual que  $N$ . 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. O CRSEQ exige 24 *slots* (enquanto o *D-design* precisa somente de 15) para alcançar encontro em três canais, com diferentes números de *slots* para cada canal, o que confere a ele maiores MTTRs.

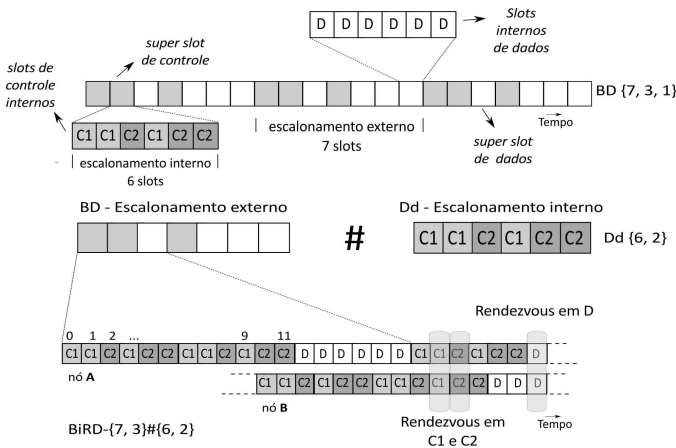
O *Disjoint Relaxed Difference Sets* (DRDS) [2] cria um escalonamento de modo similar aos planejamentos combinatórios: os conjuntos diferença [9]. Eles apresentam um algoritmo que encontra  $N$  conjuntos disjuntos subótimos de mesmo comprimento que satisfazem a RCP. O DRDS é sub-ótimo porque seu comprimento de ciclo é da ordem de  $3P^2$  onde  $P$  é o menor número primo tal que  $P \geq N$ . Assim como o CRSEQ, a escolha deste valor leva ao emprego de mais *slots* que o mínimo necessário para satisfazer a RCP multicanais.

#### IV. Bi-dimensional Rendezvous Design (BiRD)

Nesta seção, explicamos o funcionamento do BiRD [1], um mecanismo bidimensional que separa de maneira ortogonal o problema do encontro e do *overhead*.

Sua dimensão externa é responsável por garantir que quaisquer dois nós vão se alinhar temporalmente e controlar o *overhead*. Um segundo, chamado de escalonamento interno, garante que quaisquer dois rádios operando esse mecanismo sempre terá *slots* em comum em cada um dos  $N$  canais de controle escolhidos. Ao reunir estas duas abordagens, o interessado poderá escolher, entre as várias combinações possíveis, aquela que melhor atenda a relação entre números de canais de encontro, TTR, MTTR e *overhead* de controle.

Para o nosso propósito, escolhemos os *Balanced Incomplete Block Designs* (BIBDs) para o escalonamento externo, pois apresentam os planejamentos com os ciclos mais curtos para um determinado *overhead* [10]. Para os escalonamentos internos, que devem fornecer os alinhamentos em frequência, podemos empregar qualquer escalonamento e que atenda a RCP e ofereça suporte a todos os  $N$  canais de controle previstos naquele cenário. Aqui empregamos os *D-designs*, explicados mais adiante, já que fornecem escalonamentos ótimos em relação ao tamanho do ciclo, resultando em valores menores de ETTR e MTTR.



**Fig. 3:** 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.

A notação  $BiRD\{v_o, k_o\}\#\{v_i, N\}$  expressa um escalonamento construído pelo BiRD. O produto  $v_o \cdot v_i$

representa o comprimento do escalonamento em *slots*,  $N$  é o número de canais de encontro e também o número garantido de encontros por ciclo nos canais de controle, enquanto  $k_o \cdot v_i$  é o número total de *slots* de controle por ciclo, o que implica uma sobrecarga de  $k_o/v_o$ , i.e., o *overhead* depende apenas do escalonamento externo.

Na Figura 3, apresentamos a construção do BiRD usando o *D-design* (Dd). O planejamento 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  $3 \times 6$  slots de controle internos em um ciclo de  $7 \times 6$  slots para garantir o *rendezvous* em  $N = 2$  canais em cada ciclo.

#### A. Balanced Incomplete Block Designs

Escolhemos os BIBDs [11], ou por concisão BDs, como estrutura de nossa abordagem, porque estes garantem o encontro de maneira determinística, por oferecer o menor *overhead* para um dado escalonamento como provado em [10].

Um BD  $\{v, k, \lambda\}$  pode ser mapeado diretamente a um escalonamento externo do BiRD como segue. Começamos gerando uma sequência de  $v$  super *slots* rotulados de 0 a  $v - 1$ , todos serão marcados inicialmente como super *slots* de dados. Assim, sem perda de generalidade, assumimos que  $V = \{0, 1, 2, \dots, v - 1\}$ . Tomamos então cada bloco de um BD e para cada elemento do bloco marcamos o correspondente super *slot* como um super *slot* de controle. Considerando esse mapeamento, é possível demonstrar que qualquer bloco de um BD corresponde a uma simples rotação de um escalonamento obtido de qualquer outro bloco do mesmo BD [12]. Devido à propriedade da interseção entre dois blocos de um BD, é possível concluir que a interseção entre um escalonamento obtido de um BD  $\{v, k, \lambda\}$  e quaisquer de suas rotações resultarão em exatamente  $\lambda$  slots de controle em comum.

Como um exemplo, na Figura 3, o escalonamento externo corresponde ao BD  $\{7, 3, 1\}$ , que contém  $v = 7$  super *slots*,  $k = 3$  que são *slots* de controle alocados nas posições  $\{0, 1, 3\}$ . Rotações desse escalonamento correspondem a diferentes blocos de um mesmo *Block Design*. Para o BD  $\{7, 3, 1\}$ , há o seguinte conjunto de blocos:  $\{\{0, 1, 3\}, \{1, 2, 4\}, \{2, 3, 5\}, \{3, 4, 6\}, \{4, 5, 0\}, \{5, 6, 1\}, \{6, 0, 2\}\}$  e tomando-os dois a dois, verificamos que a interseção resulta sempre em  $\lambda = 1$  elementos. Para o escalonamento externo, essa interseção corresponde a um super *slot* de controle.

Outra propriedade dos *Block Designs* é que um complemento de um BD é também um BD, com diferentes parâmetros:  $k'$  e  $\lambda'$  [13]. Isto garante que também haverá interseções de super *slots* de dados, independentemente do *offsets* entre dois nós.

#### B. D-designs

Os *D-designs* [1] podem ser usados como escalonamentos internos para o BiRD, e diferente dos escalonamentos externos, sua construção se dá pelo emprego apenas de *slots* de controle.

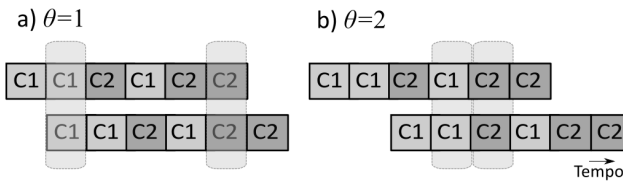
Um *D-design* para  $N$  canais é o escalonamento interno balanceado de menor comprimento que satisfaz a RCP para  $N$  canais de controle. Enquanto construção, os *D-designs* são um complexo problema da área de planejamento combinatório (até onde sabemos ainda sem solução). Por meio de busca

exaustiva fomos capazes de encontrar  $D$ -designs para  $2 \leq N \leq 6$  mostrados na Tabela I.

**TABELA I:**  $D$ -designs obtidos e seus escalonamentos.

$N$	Dd	Escalonamentos $\{v_i, \{I_1, I_2, \dots, I_N\}\}$
2	{6, 2}	[6, {[0, 1, 3], [2, 4, 5]}]
3	{15, 3}	[15, {[0, 1, 2, 5, 10], [4, 6, 7, 9, 13], [3, 8, 11, 12, 14]}]
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]}]
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]}]
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, 36, 39, 43, 44], [4, 10, 21, 24, 25, 29, 34, 36], [0, 16, 18, 23, 27, 28, 31, 42]}]

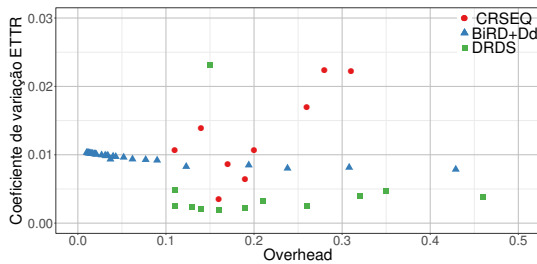
A Figura 4 ilustra um  $D$ -design para dois canais.  $I_1 = \{0, 1, 3\}$  representa as posições dos *slots* alocados para o canal C1 e  $I_2 = \{2, 4, 5\}$  os *slots* alocados para o canal C2. Este escalonamento usa exatamente 3 *slots* para cada canal e provê um encontro por canal por ciclo, para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



**Fig. 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 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).

## V. RESULTADOS

Nesta seção, tomaremos a comparação de escalonamentos BiRD+Dd de *overheads* equivalentes aos alcançados por CRSEQ e DRDS, mas reservando  $N$  canais para controle e deixando os restantes para dados. Essas construções foram criadas para serem empregados em cenários que precisem segregar os *slots* entre dados e controle. Para isso montamos os escalonamentos com os mecanismos CRSEQ e DRDS para  $7 > N > 1$  até um comprimento de ciclo da mesma ordem de grandeza do mais longo BIBD para comparação do ETTR, MTTR,  $ETTR_A$  e  $MTTR_A$ .



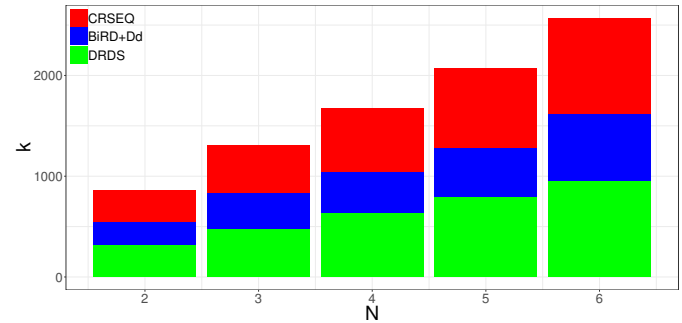
**Fig. 5:** Coeficiente de variação ( $\sigma/\mu$ ) dos ETTRs dos escalonamentos BiRD+Dd, CRSEQ e DRDS demonstrando que a dispersão dos ETTR não excede 3% para qualquer das médias avaliadas.

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 para cada canal de um escalonamento com  $N = 6$  canais de controle, nós medimos o coeficiente de variação (COV) do ETTR para cada um dos diferentes canais de controle (C1, C2, ..., C6). Tal coeficiente é definido como  $COV = \frac{\sigma}{\mu}$ , onde  $\sigma$  é o desvio padrão e  $\mu$  é a média.

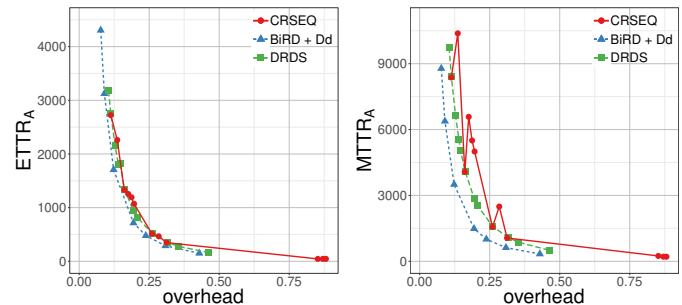
Podemos ver na Figura 5 que em todos os mecanismos avaliados, o ETTR apresenta baixa dispersão e que independentemente do método usado para gerar a os escalonamentos o grau relativo de variação em torno da média nunca excede 3%.

Na Figura 6, tomamos o escalonamento de menor *overhead* para cada mecanismo para cada  $N$ , de modo a mostrar que o BiRD+Dd oferece visivelmente sempre o menor número de *slots* de controle para qualquer número de canais de encontro, motivo pelo qual supera em *overhead* quaisquer dos mecanismos comparados.



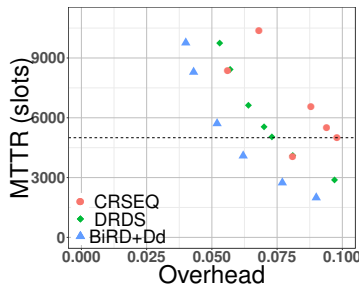
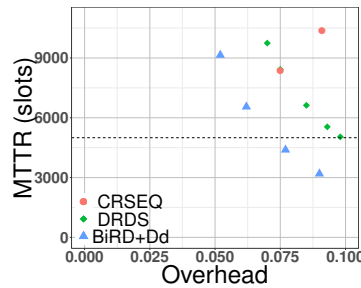
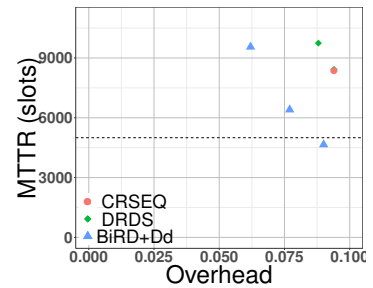
**Fig. 6:** Quantidade de *slots* de controle  $k$  do melhor escalonamento em termos de *overhead* para cada mecanismo para cada  $N$ .

As Figuras 7 e 8 mostram que em nossos cenários o BiRD+Dd alcança ganhos consistentes para qualquer número de canais escolhidos, tanto para o  $ETTR_A$  como quanto para o  $MTTR_A$  para qualquer *overhead*. O comportamento oscilante do  $MTTR_A$  ocorre em função do comprimento de ciclo do CRSEQ, que em contraposição ao comportamento mais uniforme do DRDS e do BiRD+Dd, apresenta em alguns casos, comprimento de ciclos que ora se aproximam e ora se afastam dos comprimentos do DRDS a medida que  $N$  se afasta dos primos.



**Fig. 7:**  $ETTR_A$  do BiRD+Dd versus CRSEQ e e DRDS. **Fig. 8:**  $MTTR_A$  do BiRD+Dd versus CRSEQ e e DRDS.

O emprego de um número grande de canais de controle pode levar a atrasos inaceitavelmente altos para o tempo de evasão do canal, por exemplo. Para ilustrar esse cenário as Figuras 9, 10 e 11 mostram o MTTR em números absolutos de *slots* obtidos a partir dos BiRD+Dd, CRSEQ e DRDS como função do *overhead* de controle para  $N = 3, 4$  e 5. Assumindo,

Fig. 9:  $MTTR_A$  para  $N = 3$ .Fig. 10:  $MTTR_A$  para  $N = 4$ .Fig. 11:  $MTTR_A$  para  $N = 5$ .

por exemplo, que para uma dada aplicação, 5000 *slots* seria o  $MTTR_A$  aceitável (linha pontilhada) e 10% o máximo *overhead* de controle admitido, poucos escalonamentos seriam considerados viáveis e a maioria deles seriam alcançados somente pelo BiRD+Dd. Além disso, não existiria escalonamentos para  $N > 5$  que satisfizesse tal cenário hipotético.

**Discussão:** quanto a 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 o que chamamos de um  $MTTR$  aceitável. Em [14] o tempo defendido como meta para o abandono do canal é de 500 ms, em [15] 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 [3] e [16] a duração preconizada de um *slot* é  $2t$  onde  $t = 10$  ms. Então para o nosso caso particular, limitando o  $MTTR$  em 5000 *slots*, o pior caso para o abandono do canal seria de 100 segundos, o que consideramos já ser um tempo muito longo. Adicionalmente, os autores do DRDS recentemente em [3] também 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.

## VI. CONCLUSÃO

Neste artigo estendemos os resultados alcançados em [1] para cenários comparando o CRSEQ e o DRDS para encontros multi-canais segregando os *slots* entre dados e controle. Neste cenário os menores *overheads* promovidos pelos BDs e os escalonamentos mais curtos dos *D-designs* alcançam valores sensivelmente menores para o  $MTTR$  em qualquer número de canais de encontro para  $1 < N < 7$ . A superioridade para o  $TTR$  é também evidente, apesar de ganhos menores. Isso se deve ao fato de que ao alocarmos mais *slots* para um dado canal também aumentamos a probabilidade de encontro, mas não o suficiente para superar a formação ótima dos *D-designs*. Analisamos também a viabilidade desses escalonamentos em termos de tempo de evasão do canal e defendemos que escalonamentos para  $N \gg 10$  geram  $MTTRs$  proibitivos para *slots* de duração de 10ms. Em trabalhos futuros pretendemos validar estes resultados em cenários com nós reais.

## REFERÊNCIAS

- [1] C. O. de Sousa, D. Passos, H. D. Balbi, R. C. Carrano, and C. Albuquerque. Bird – a novel bi-dimensional design to multi-channel continuous rendezvous in cognitive networks. Manuscript submitted for publication, 2019.
- [2] Z. Gu, Q. Hua, Y. Wang, and F. CM Lau. Nearly optimal asynchronous blind rendezvous algorithm for cognitive radio networks. In *SECON*, pages 371–379, 2013.
- [3] Z. Gu, Y. Wang, Q. Hua, and F. CM Lau. Rendezvous in heterogeneous cognitive radio networks. In *Rendezvous in Distributed Systems*, pages 215–232. Springer, 2017.
- [4] M Altamimi, K. Naik, and X. Shen. Parallel link rendezvous in ad hoc cognitive radio networks. *GLOBECOM*, 2010.
- [5] C O. de Sousa, D Passos, R Carrano, and C. Albuquerque. Multi-channel continuous rendezvous in cognitive networks. In *Proceedings of the 20th ACM MsWIM*, pages 63–70. ACM, 2017.
- [6] J. Jiang, Y. Tseng, C. Hsu, and T. Lai. Quorum-based asynchronous power-saving protocols for IEEE 802.11 ad hoc networks. *Mobile Networks and Applications*, 10(1-2):169–181, 2005.
- [7] R. C Carrano, D. Passos, LCS Magalhães, and C. VN Albuquerque. Nested block designs: Flexible and efficient schedule-based asynchronous duty cycling. *Computer Networks*, 57(17):3316–3326, 2013.
- [8] J. Shin, D. Yang, and C. Kim. A channel rendezvous scheme for cognitive radio networks. *IEEE Communications Letters*, 14(10):954–956, 2010.
- [9] M. Hall. *Combinatorics. NATO Advanced Study Institutes Series*. Springer, 1975.
- [10] Mamoru Maekawa. A  $\sqrt{n}$  algorithm for mutual exclusion in decentralized systems. *ACM Transactions on Computer Systems (TOCS)*, 3(2):145–159, 1985.
- [11] R A Fisher, F Yates, et al. Statistical tables for biological research. *Statistical tables for biological, agricultural and medical research.*, (Ed. 3.), 1949.
- [12] Rong Zheng, Jennifer C Hou, and Lui Sha. Asynchronous wakeup for ad hoc networks. In *Proceedings of the 4th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*, pages 35–45. ACM, 2003.
- [13] Walter Denis Wallis. *Combinatorial designs*. CRC, 1988.
- [14] M Mchenry, E Livsics, T Nguyen, and N Majumdar. Xg dynamic spectrum access field test results [topics in radio communications]. *IEEE Communications Magazine*, 45(6):51–57, 2007.
- [15] C Ghosh, S Roy, and D Cavalcanti. Coexistence challenges for heterogeneous cognitive wireless networks in tv white spaces. *IEEE Wireless Communications*, 2011.
- [16] C. R Stevenson, G. Chouinard, Z. Lei, W. Hu, S. J. Shellhammer, and W. Caldwell. IEEE 802.22: The first cognitive radio wireless regional area network standard. *IEEE communications magazine*, 47(1):130–138, 2009.