



Universidade Estadual de Campinas  
Instituto de Computação



Paulo Henrique Carvalho de Moraes

Formulações para o Problema de Alocação de Chaves  
com Incertezas

CAMPINAS  
2023

**Paulo Henrique Carvalho de Moraes**

**Formulações para o Problema de Alocação de Chaves com  
Incertezas**

Dissertação apresentada ao Instituto de  
Computação da Universidade Estadual de  
Campinas como parte dos requisitos para a  
obtenção do título de Mestre em Ciência da  
Computação.

**Orientador: Prof. Dr. Fábio Luiz Usberti**  
**Coorientador: Prof. Dr. Celso Cavellucci**

Este exemplar corresponde à versão final da  
Dissertação defendida por Paulo Henrique  
Carvalho de Moraes e orientada pelo Prof.  
Dr. Fábio Luiz Usberti.

CAMPINAS  
2023

Ficha catalográfica  
Universidade Estadual de Campinas  
Biblioteca do Instituto de Matemática, Estatística e Computação Científica  
Ana Regina Machado - CRB 8/5467

M792f Morais, Paulo Henrique Carvalho, 1995-  
Formulações para o problema de alocação de chaves com incertezas /  
Paulo Henrique Carvalho de Morais. – Campinas, SP : [s.n.], 2023.

Orientador: Fábio Luiz Usberti.

Coorientador: Celso Cavellucci.

Dissertação (mestrado) – Universidade Estadual de Campinas, Instituto de  
Computação.

1. Problema de alocação de chaves. 2. Programação linear inteira mista. 3.  
Programação estocástica. I. Usberti, Fábio Luiz, 1982-. II. Cavellucci, Celso,  
1951-. III. Universidade Estadual de Campinas. Instituto de Computação. IV.  
Título.

Informações Complementares

**Título em outro idioma:** Formulations for the switch allocation problem with uncertainties

**Palavras-chave em inglês:**

Switch allocation problem

Mixed-integer linear programming

Stochastic programming

**Área de concentração:** Ciência da Computação

**Titulação:** Mestre em Ciência da Computação

**Banca examinadora:**

Fábio Luiz Usberti [Orientador]

Marcos Medeiros Raimundo

Mateus Pereira Martin

**Data de defesa:** 19-12-2023

**Programa de Pós-Graduação:** Ciência da Computação

**Identificação e informações acadêmicas do(a) aluno(a)**

- ORCID do autor: <https://orcid.org/0009-0001-7446-8461>

- Currículo Lattes do autor: <http://lattes.cnpq.br/6535513634351866>



Universidade Estadual de Campinas  
Instituto de Computação



Paulo Henrique Carvalho de Moraes

## Formulações para o Problema de Alocação de Chaves com Incertezas

### Banca Examinadora:

- Prof. Dr. Fábio Luiz Usberti  
Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP)
- Prof. Dr. Marcos Medeiros Raimundo  
Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP)
- Prof. Dr. Mateus Pereira Martin  
Universidade Federal Fluminense (UFF)

A ata da defesa, assinada pelos membros da Comissão Examinadora, consta no SIGA/Sistema de Fluxo de Dissertação/Tese e na Secretaria do Programa da Unidade.

Campinas, 19 de dezembro de 2023

# Agradecimentos

Primeiramente, gostaria de agradecer ao meu orientador, Fábio, e ao meu coorientador, Celso, que jamais desistiram de mim, e sempre me orientaram da melhor forma possível. Foram inúmeras vezes que eles me puxaram de volta para concluir o curso. Só tenho o que agradecer, e tenho orgulho de ser orientado por eles.

Agradeço a minha mãe Silvana, que sempre apoiou minhas decisões. Se não fosse por ela eu nunca teria chegado tão longe, e ela sempre será a minha inspiração; meus irmãos Marcus, Vitor e Carlos por todo o apoio moral; o resto da minha família que sempre disseram terem orgulho de mim.

Agradeço a minha companheira Maria Luísa, que me apoiou e inspirou bastante no final do projeto; meu amigo Rafael por toda ajuda, sou muito grato pela sugestão estudarmos na Unicamp.

Agradeço a minha psicóloga Denise, que manteve minha sanidade mental em dia e me encorajou a enfrentar a minha ansiedade e bloqueios em relação ao projeto; os amigos que fiz no LOCo que me auxiliaram no decorrer do curso.

Agradeço a Secretaria de Pós-Graduação do IC por toda a paciência comigo. Foram vários momentos conturbados desde no começo da matrícula até o final sofrido do metrado.

O presente trabalho foi realizado com apoio da Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior (CAPES).

# Resumo

A energia elétrica se tornou parte fundamental da sociedade moderna. Devido ao seu consumo ininterrupto, empresas provedoras de energia procuram manter a confiabilidade da distribuição a fim de evitar reclamações e multas. A alocação de chaves vem se mostrando uma das maneiras mais eficientes para melhorar a confiabilidade de redes. Chaves são dispositivos que atuam na contenção de uma falha, mas que exigem um alto investimento. Portanto, justifica-se a adoção de métodos para encontrar os melhores pontos de alocação a fim de minimizar as interrupções na rede com custo mínimo. Redes de distribuição costumam mudar suas configurações ao longo do tempo, e as alocações feitas previamente podem não gerar benefícios no futuro. Por esse motivo, este trabalho propõe uma formulação para o problema de alocação de chaves a fim de obter a melhor confiabilidade tanto no presente quanto para cenários futuros com incertezas. Para tal propósito propõe-se um modelo de programação estocástica em dois estágios visando incorporar as incertezas inerentes do futuro. Experimentos computacionais com redes reais mostram que o modelo foi capaz de detectar soluções ótimas em tempos de execução aceitáveis para instâncias relativamente grandes com múltiplos cenários futuros. Além disso, foram avaliados os impactos das realocações e postergações na alocação de chaves. Para instâncias com um número reduzido de chaves, as realocações e postergações foram importantes para uma melhoria significativa da confiabilidade.

# Abstract

Electricity has become a fundamental part of modern society. Due to its uninterrupted consumption, energy providers seek to maintain distribution reliability to avoid complaints and fines. Switch allocation has proven to be one of the most efficient ways to improve network reliability. Switches are devices that act to contain a failure but require a high investment. Therefore, the adoption of methods to find the best allocation points to minimize network interruptions with minimal cost is justified. Distribution networks often change their configurations over time, and previously made allocations may not yield benefits in the future. For this reason, this work proposes a formulation for the switch allocation problem to achieve the best reliability both in the present and for future scenarios with uncertainties. For this purpose, a two-stage stochastic programming model is proposed to incorporate inherent uncertainties of the future. Computational experiments with real networks show that the model was able to detect optimal solutions in acceptable execution times for relatively large instances with multiple future scenarios. Additionally, the impacts of reallocations and postponements on switch allocation were evaluated. For instances with a small number of switches, reallocations and postponements were important for a significant improvement in reliability.

# Lista de siglas

**ACS:** Sistema de Colônia de Formigas

**AHP:** Processo Analítico Hierárquico

**DEC:** Duração Equivalente de Interrupção por Consumidor

**END:** Energia Não Distribuída

**FEC:** Frequência Equivalente de Interrupção por Consumidor

**LCA:** Menor Ancestral em Comum

**PLI:** Programação Linear Inteira

**PLIM:** Programação Linear Inteira Mista

**RCS:** Chaves Controladas Remotamente

**SAIDI:** Duração Média das Interrupções do Sistema

**SAP:** Problema de Alocação de Chaves

# Sumário

<b>1</b>	<b>Introdução</b>	<b>10</b>
<b>2</b>	<b>Revisão Bibliográfica</b>	<b>12</b>
<b>3</b>	<b>Conceitos Fundamentais</b>	<b>15</b>
3.1	Representação em Grafos . . . . .	15
3.2	Chaves e Falhas . . . . .	16
3.3	Índices de Confiabilidade . . . . .	17
3.4	Fluxos de Interrupção . . . . .	18
3.5	Problema de Alocação de Chaves . . . . .	20
3.6	Programação Linear . . . . .	21
3.7	Programação Estocástica . . . . .	21
<b>4</b>	<b>Formulações</b>	<b>23</b>
4.1	Cenários Futuros e Incertezas . . . . .	23
4.2	Problema de Alocação de Chaves com Incertezas . . . . .	24
4.3	Postergação de Chaves . . . . .	25
4.4	Realocação de Chaves . . . . .	26
4.5	Formulação Matemática . . . . .	27
<b>5</b>	<b>Experimentos Computacionais</b>	<b>30</b>
5.1	Instâncias . . . . .	30
5.2	Organização dos Experimentos . . . . .	31
5.3	Resultados para o Grupo 1: Redes Fixas . . . . .	31
5.4	Resultados para o Grupo 2: Redes com Expansão . . . . .	39
<b>6</b>	<b>Considerações Finais</b>	<b>47</b>
	<b>Referências Bibliográficas</b>	<b>48</b>

# Capítulo 1

## Introdução

A energia elétrica é parte fundamental da nossa sociedade, sendo utilizada nas mais diversas atividades humanas. Ela está presente desde os pequenos consumidores residenciais até grandes consumidores compostos pelos polos industriais. Embora haja diferença entre os consumidores, a interrupção do fornecimento de energia é algo indesejado por todos. Transtornos gerados pela interrupção podem variar como mantimentos perdidos devido à variação de temperatura de geladeiras, assim como prejuízos decorrente da parada de máquinas de uma empresa. Devido a esses transtornos, as concessionárias de distribuição de energia recebem reclamações, multas e processos judiciais.

Para evitar tais transtornos, agências reguladoras (no Brasil, representadas pela *Agência Nacional de Energia Elétrica*) impõem exigências às concessionárias de distribuição para manter a confiabilidade do fornecimento de energia. Dentre as formas de avaliar a confiabilidade das redes temos os índices de confiabilidade, métricas que quantificam frequências, durações e volumes de energia associadas às falhas na rede [11]. Podemos destacar a END (Energia Não Distribuída), que avalia o quanto uma rede deixou de fornecer energia durante falhas nas redes ao longo do período.

Devido às imposições das agências reguladoras, as concessionárias procuram formas de melhorar a confiabilidade de suas redes. Dentre muitas técnicas se destaca a alocação de chaves, dispositivos que isolam correntes de curtos-circuitos na rede, evitando que seções importantes sejam afetadas por falhas originadas em outros pontos defeituosos.

Chaves são recursos escassos devido aos seus altos custos, portanto se torna importante escolher os melhores pontos nas redes para alocá-las a fim de otimizar a confiabilidade da rede. O problema de encontrar os melhores pontos de alocação de chaves é chamado de SAP (Switch Allocation Problem, ou Problema de Alocação de Chaves), e faz parte da família de problemas de otimização combinatória. De modo geral, esses problemas são difíceis de serem resolvidos com técnicas de programação matemática quando as instâncias são grandes, sendo necessário recorrer a outras metodologias como heurísticas. Existem vários algoritmos na literatura resolvendo o SAP, dentre eles podemos citar o trabalho de Assis *et al.*[5] que resolveu instâncias reais e de grande porte.

As metodologias existentes visam encontrar os melhores locais para alocação de chaves em uma rede, porém não existem garantias que esses locais continuarão sendo bons no futuro. Redes de distribuição de energia costumam mudar suas estruturas e expandir ao longo do tempo para suprir suas demandas. Portanto, é necessário encontrar formas para manter a confiabilidade das redes através do melhor aproveitamento das chaves disponíveis. Dentre os métodos mais utilizados podemos citar realocações de chaves, que consiste em rearranjar chaves previamente alocadas a fim de prover a melhor confiabilidade após alterações nas redes [14].

Realocações de chaves podem consistir em uma alternativa viável, entretanto elas não podem ser realizadas indiscriminadamente devido a restrições operacionais e de orçamento. Torna-se, portanto, necessário alocar chaves considerando os estados da rede no presente e no futuro, assim como uma quantidade limitada de realocações. Este trabalho propõe um modelo de programação linear inteira mista a fim de encontrar as melhores alocações de chaves nos tempos presente e a partir de cenários futuros de uma rede de distribuição.

No desenvolvimento desta pesquisa, as seguintes questões científicas foram exploradas:

- Quais são as incertezas inerentes do processo de decisão da alocação de chaves?
- Como estender as formulações do problema determinístico visando incorporar as incertezas do problema?
- Há cenários onde não alocar uma chave no presente (postergação) resulta em benefícios em termos de confiabilidade?
- As formulações propostas resultam em metodologias exatas escaláveis para grandes instâncias?

## Capítulo 2

# Revisão Bibliográfica

Billinton e Allan [11] descrevem a importância da confiabilidade de redes de distribuição de energia, e apresentam o conceito de índices de confiabilidade, os quais são formas de estimar a confiabilidade de redes. Dentre os índices apresentados estão END (*Energia Não Distribuída*), DEC (*Duração Equivalente de Interrupção por Consumidor*), FEC (*Frequência Equivalente de Interrupção por Consumidor*). Tais índices de confiabilidade são amplamente usados na literatura e por concessionárias para avaliar soluções propostas que visam melhorar a confiabilidade das redes. Esses índices serão explicados em maiores detalhes na Seção 3.3.

Levitin, Mazal-Tov e Elmakis [8] introduziram o *Problema de Alocação de Chaves* (SAP). O trabalho contém uma modelagem matemática para o SAP e realizou experimentos usando algoritmos genéticos devido a sua natureza combinatória e difícil solução exata. A instância utilizada nos experimentos é de uma rede real localizada na zona rural com 96 nós. Os resultados apresentados mostraram que o algoritmo genético gerou soluções de boa qualidade.

Teng e Lu [14] explicam que redes podem mudar ao longo do tempo, gerando a necessidade de reavaliar a confiabilidade das redes. Devido a essas mudanças, uma solução ótima para o SAP pode se tornar obsoleta se não passar por adaptações. Teng e Lu apresentam o conceito de realocação de chaves a fim de reaproveitar chaves previamente utilizadas na rede para gerar uma nova solução ótima para o SAP. Para resolver o problema de realocação, o artigo descreve um algoritmo usando heurísticas em conjunto com métodos analíticos. Para os experimentos foram apresentados resultados de duas redes, uma delas de grande porte e prevendo a expansão de distribuição de energia. Os resultados mostraram reduções nos custos de interrupção dos clientes.

Teng e Liu [13] criaram um algoritmo de otimização baseado em *Sistema de Colônia de Formigas* (ACS, do inglês, Ant Colony Optimization) para resolver o problema de realocação de chaves. Os algoritmos ACS são conhecidos por gerar feedback positivo, computação distribuída, e o uso de heurística gulosa construtiva. Os resultados mostraram que o algoritmo ACS consegue encontrar boas soluções em tempo computacional razoável. Também foram realizadas comparações entre os algoritmos propostos com um método baseado em

algoritmo genético, e os resultados gerados pelo ACS mostraram-se confiáveis.

Carvalho, Ferreira e Silva [4] elucidaram uma abordagem de decomposição para a alocação ótima de *Chaves Controladas Remotamente* (RCS), as quais provêm melhor confiabilidade e são mais caras em relação às chaves convencionais. Os propuseram um método para definir a quantidade ótima de RCS e pontos de alocação a fim de maximizar a compensação entre os custos da END e os custos de investimentos. Foram propostos dois algoritmos: um algoritmo de tempo polinomial para partição da solução em múltiplos subproblemas; um algoritmo de otimização convexa para resolver a otimização de cada subproblema. A união dos dois algoritmos permitiram a redução significativa da quantidade de avaliações de subproblemas das instâncias testadas.

Moradi e Fotuhi-Firuzabad [9] projetaram um algoritmo de otimização por enxame de partículas multi-estado para encontrar a quantidade ótima de chaves e os melhores lugares para alocá-las. A novidade do algoritmo é considerar simultaneamente tanto chaves seccionadoras e disjuntoras. Para os experimentos foram utilizadas duas redes, onde a primeira é um recorte de um centro urbano e a segunda é um sistema de grande porte com 128 nós. Os resultados mostram o quanto a confiabilidade de sistemas e custos são afetados pelas chaves seccionadoras e disjuntoras e suas localizações.

Bernardon *et al.* [2] definiram um algoritmo multi-critério para a alocação de RCS usando *Processo Analítico Hierárquico* (AHP, do inglês, *Analytic Hierarchy Process*). O método AHP foi desenvolvido para auxiliar na tomada de decisões onde existem critérios de avaliação conflitantes ou competindo entre si. O algoritmo proposto foi desenvolvido para ser configurado conforme as necessidades das empresas de distribuição de energia. A metodologia se mostrou fácil de usar, confiável e obteve resultados de até 30% de redução do índice SAIDI anual de uma rede de distribuição de energia.

De Assis *et al.* [5] propuseram uma meta-heurística baseada em algoritmos meméticos para encontrar boas soluções globais para redes de larga escala. A relevância deste trabalho é devido às metodologias da época não explorarem redes de grande porte. Para os experimentos foram usadas redes reais variando entre otimizações globais, parciais e expansão das redes. Os resultados obtidos foram promissores, mantendo a confiabilidade das redes e reduzindo até 60% dos custos em relação a outras metodologias.

Shahsavari, Fereidunian e Mazhari [12] formularam um modelo para a alocação de chaves manuais e automáticas considerando as probabilidades de sequências de controles viáveis sob contingências. Tais sequências de controles são ações executadas durante falhas na rede, como restaurações automáticas/manuais e em dois estágios. Para os experimentos, um algoritmo de colônia de abelhas foi desenvolvido e comparado com soluções usando algoritmos genéticos e enxame de partículas. O algoritmo colônia de abelhas obteve tempo de processamento maior, com resultados competitivos às outras abordagens.

Farajollahi, Fotuhi-Firuzabad e Safdarian [6] apresentaram um modelo de Programação

Linear Inteira Mista para alocação de chaves considerando a probabilidade das chaves falharem. Geralmente na literatura é considerado que as chaves sempre irão funcionar corretamente durante uma falha na rede. Entretanto, em cenários reais, chaves também podem falhar deixando de isolar as falhas. Os resultados mostraram que falhas nas chaves podem impactar na confiabilidade das redes e que há um benefício em incorporá-las em decisões de alocação de chaves.

Rodrigues, Araujo e Penido [10] definiram um algoritmo genético para resolver o SAP seguindo dois princípios. O primeiro é a possibilidade de alocação de chaves em ambos os lados de uma seção do ponto de carga. Essa mudança aumenta o número de possibilidades de alocação de chaves, mas em compensação pode melhorar ainda mais a confiabilidade da rede ao isolar com maior precisão certas seções. O segundo princípio é a variação no cálculo do custo de interrupção dependendo da finalidade e do local do ponto de carga, seguindo um modelo mais próximo da realidade. O modelo teve um acréscimo de tempo computacional em relação a outros trabalhos da literatura devido ao aumento do espaço de busca. Por outro lado, a metodologia mostrou-se uma opção viável para melhorar a confiabilidade da rede.

Usberti *et al.* [15] propuseram um modelo de *Programação Linear Inteira Mista* para calcular a END utilizando um conjunto de variáveis chamadas de *fluxos de interrupção*. Fluxo de interrupção consiste na duração esperada de interrupções que um ponto de carga sofrerá devido a falhas à jusante. Os fluxos de interrupção serão explicados em maiores detalhes na Seção 3.6. Os experimentos usando esse modelo mostraram que ele consegue encontrar soluções exatas para instâncias de grande porte com mais de 800 nós.

A contribuição deste trabalho reside em considerar incertezas de possíveis cenários futuros de redes para o Problema de Alocação de Chaves. Para isso, será proposto um modelo matemático visando auxiliar na melhoria da confiabilidade de redes de distribuição a longo prazo. Será realizada uma análise do impacto que postergação e realocação de chaves provocam na END resultante.

## Capítulo 3

### Conceitos Fundamentais

#### 3.1 Representação em Grafos

Em terminologia de grafos, uma rede de distribuição de energia operada radialmente pode ser representada como uma árvore orientada  $G(V, A)$  enraizada na subestação (Ahuja, Magnanti, and Orlin [1]). Os conjuntos  $V$  e  $A$  incluem os nós e arestas da árvore, respectivamente. Cada nó  $i \in V$  representa um ponto de carga ou bifurcação o qual está associado um par  $(\theta_i, l_i)$ , onde  $\theta_i$  é a duração média de falhas (*horas/ano*) e  $l_i$  é a carga média consumida (*kW*). As arestas  $(i, j) \in A$ ,  $i, j \in V$ ,  $i \neq j$ , representam os cabos da rede, os quais são orientados na mesma direção da corrente elétrica. A Figura 3.1 mostra a representação de uma rede de distribuição em um grafo contendo 6 nós e 5 arestas.

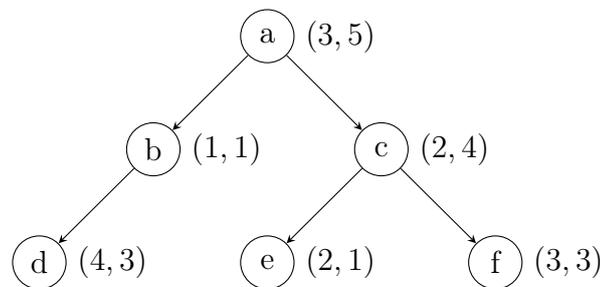


Figura 3.1: Representação de uma rede de distribuição em grafo.

Existe no máximo um único caminho direcionado conectando quaisquer dois nós  $i, j \in V$ , dado que  $G$  é uma árvore. O conjunto de nós que estão no caminho direcionado conectando dois nós  $i$  e  $j$  é representado por  $path(i, j)$ . Caso não exista caminho entre  $i$  e  $j$ , então  $path(i, j) = \emptyset$ . O caminho de  $i$  para ele mesmo é  $path(i, i) = \{i\}$ . Exemplos:  $path(a, f) = \{a, c, f\}$ ,  $path(b, c) = \emptyset$  e  $path(a, a) = \{a\}$ .

Para cada par de nós distintos  $i$  e  $j$ , se  $path(i, j) \neq \emptyset$  então  $i$  é *ancestral* de  $j$  e  $j$  é *descendente* de  $i$ . O conjunto de nós descendentes de  $i$  é representado pelo conjunto  $V_i$ . Se  $V_i = \{i\}$ , então o nó  $i$  é uma folha.  $LCA(i, j)$  corresponde ao *Menor Ancestral em Comum* (LCA, do inglês, *Lowest Common Ancestor*) entre  $i$  e  $j$  em  $G$ . Exemplos:  $V_c = \{c, e, f\}$ ,

$V_d = \{d\}$ ,  $LCA(c, f) = c$  e  $LCA(d, e) = a$ .

Por fim, definimos  $\tilde{l}_i$  como a carga acumulada de um nó  $i$ , a qual é a soma das cargas dos nós descendentes de  $i$  conforme definida na Equação 3.1. Exemplos:  $\tilde{l}_a = 17$ ,  $\tilde{l}_c = 8$  e  $\tilde{l}_d = 3$

$$\tilde{l}_i = \sum_{j \in V_i} l_j \quad (3.1)$$

## 3.2 Chaves e Falhas

As chaves são dispositivos que isolam falhas em uma rede de distribuição de energia. O papel das chaves é abrir quando correntes de curto-circuito passam por elas. A Figura 3.2 mostra os impactos alocação de chaves, onde os nós com coloração vermelha estão defeituosos, os nós com coloração cinza e riscados foram afetados devido às falhas ocorridas, e as chaves são círculos na cor verde sobre as arestas. Chaves não impedem que nós descendentes de nós defeituosos sejam afetados por falhas, como mostrado na Figura 3.2a. Entretanto, como pode ser visualizado na Figura 3.2b, as chaves isolam as correntes de curto-circuito vindas de nós descendentes, assim evitando que nós ancestrais sejam afetados pelas falhas.



Figura 3.2: Situações de falhas em redes com chaves alocadas.

Quando um nó falha, ele e outros nós podem ser interrompidos por meio de um efeito cascata. Isto acontece devido à propagação das correntes de curto-circuito geradas pelos nós defeituosos. Dados dois nós  $i, j \in V$ ,  $i \neq j$ , a falha do nó  $i$  implicará na falha do nó  $j$  em duas situações descritas a seguir:

- Situação 1:  $i$  é ancestral de  $j$ ;
- Situação 2:  $i$  não é ancestral de  $j$  e não há chaves em  $path(LCA(i, j), i)$ .

Definimos  $U_i$  o conjunto de nós cujas falhas afetam o nó  $i$ , e  $A' \subseteq A$  o conjunto de arestas que possuem chaves. A Equação 3.2 define  $U_i$  como o conjunto de nós que atendem pelo menos uma das duas situações.

$$U_i = \{u \in V : path(u, i) \neq \emptyset \vee path(LCA(u, i), u) \cap A' = \emptyset\} \quad (3.2)$$

A Figura 3.3 mostra o exemplo destas duas situações. A Figura 3.3a representa uma situação onde o nó  $a$  falha e conseqüentemente seus descendentes  $b$  e  $c$  são afetados. Já a Figura 3.3b apresenta uma situação onde os nós  $a$  e  $c$  são afetados pela falha de  $b$ , pois não existem chaves que isolem a falha.



Figura 3.3: Situações de nós afetados por falhas em outros nós.

Os benefícios advindos da alocação de chaves permite concluir que o ideal seria alocá-las em todas as arestas da rede. Na prática, por questões econômicas, a quantidade de chaves é limitada, sendo necessário escolher, seguindo critérios de custo benefício, definindo as melhores arestas para alocar chaves. A seguir, apresentamos índices de confiabilidade que permitem quantificar os impactos das falhas em uma rede.

### 3.3 Índices de Confiabilidade

Agências reguladoras adotam índices de confiabilidade definindo os níveis mínimos de confiabilidade das redes, cuja violação pode levar à imposição de multas às concessionárias [15]. Dentre os índices de confiabilidade podemos citar a END.

A END é um dos índices mais conhecidos, e será usada neste trabalho para avaliar a confiabilidade das redes. O resultado da END é obtido por meio da somatória das ENDS de cada nó  $i \in V$ , representados como  $END_i$ .

$$END = \sum_{i \in V} END_i \quad (3.3)$$

A END de um nó  $i$  ( $END_i$ ) é calculada utilizando a carga que  $i$  deixará de distribuir ao ser afetado por falhas na rede. A Equação 3.4 mostra o cálculo da  $END_i$ , onde a somatória contabiliza o tempo de falha de todos os nós que afetam  $i$  multiplicado pela carga de  $i$ .

$$END_i = l_i \sum_{j \in U_i} \theta_j \quad (3.4)$$

Para exemplificar o cálculo da END, a Figura 3.4a mostra uma rede com duas chaves alocadas nas arestas  $(a, b)$  e  $(c, f)$ , onde o tempo esperado de falhas e a demanda são apresentados para cada nó. A Figura 3.4b mostra o valor da  $END_i$  para cada nó  $i$  e

com base nesses resultados podemos calcular a END da rede, cujo valor resultante é 148 kWh/ano. A Tabela 3.1 mostra o  $U_i$  e o cálculo  $END_i$  de cada nó da Figura 3.4b.

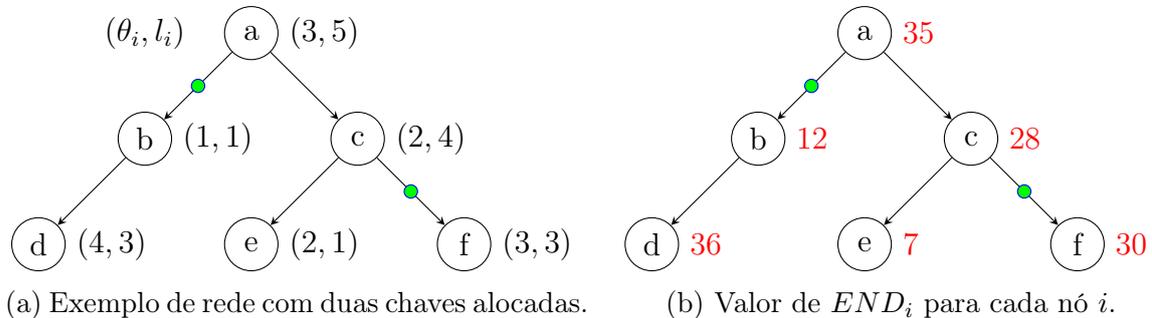


Figura 3.4: Cálculo de END de uma rede.

Tabela 3.1:  $END_i$  dos nós da árvore da Figura 3.4b

Nó	$U_i$	$END_i$ (Eq. 3.4)
a	{a, c, e}	$5 * (3 + 2 + 2) = 35$
b	{a, b, c, d, e}	$1 * (3 + 1 + 2 + 4 + 2) = 12$
c	{a, c, e}	$4 * (3 + 2 + 2) = 28$
d	{a, b, c, d, e}	$3 * (3 + 1 + 2 + 4 + 2) = 36$
e	{a, c, e}	$1 * (3 + 2 + 2) = 7$
f	{a, c, e, f}	$3 * (3 + 2 + 2 + 3) = 30$

### 3.4 Fluxos de Interrupção

Segundo Usberti *et al.* [15], o fluxo de interrupção  $f_{ij}$ , ou *iflow* (do inglês, *Interruption Flow*), de um nó  $j$  para um nó  $i$  (orientação inversa da aresta) é o tempo esperado que o nó  $i$  será interrompido devido a falhas originadas nos nós  $k \in V_j$ . O cálculo do fluxo de interrupção  $f_{ij}$  para uma aresta  $(i, j)$  pode ser representado pela Equação 3.5:

$$f_{ij} = \begin{cases} 0 & \text{se } (i, j) \in A' \\ \theta_j + \sum_{(j,k) \in A} f_{jk} & \text{caso contrário.} \end{cases} \quad (3.5)$$

Conforme a Equação 3.5, dada uma aresta qualquer  $(i, j)$ , seu iflow será 0 caso ele possua alguma chave alocada. Caso contrário, seu iflow será o tempo de interrupção do nó  $j$  somado aos fluxos de interrupção das arestas saindo de  $j$ , em outras palavras, a jusante do nó  $j$ .

A Figura 3.5 mostra os resultados dos cálculos do iflow de cada aresta, com base na Equação 3.5. Observe que a presença de chaves nas arestas zeram o iflow das arestas em

correspondentes.

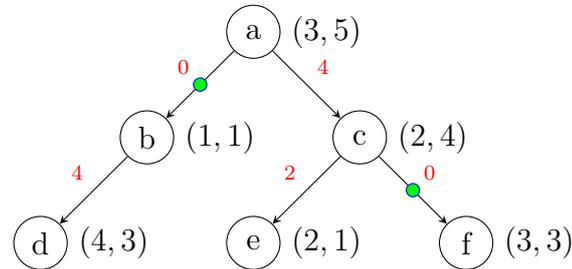


Figura 3.5: Iflows calculados para cada aresta (vermelho).

Dada a equação para calcular iflows, é possível determinar a END de uma rede conforme o Teorema 1. Experimentos mostraram que o cálculo da END usando iflows se mostrou eficiente para grandes instâncias e em tempo linear [15]. Devido a essas vantagens, o modelo matemático proposto neste trabalho usará iflows.

**Teorema 1: (Usberti *et al.* [15])**

A END pode ser expressa pelas variáveis de iflows, conforme a Equação 3.6.

$$END = \sum_{(i,j) \in A} (\tilde{l}_i - \tilde{l}_j) f_{ij} + \sum_{i \in V} \theta_i \tilde{l}_i \quad (3.6)$$

A Figura 3.6 mostra as parcelas de cada nó ( $\sum_{i \in V} \theta_i \tilde{l}_i$ ) e aresta ( $\sum_{(i,j) \in A} (\tilde{l}_i - \tilde{l}_j) f_{ij}$ ) da rede (Figura 3.5) para o resultado da END, que assim como o da Seção 3.3 também é 148 kWh/ano. As Tabelas 3.2 e 3.3 mostram os cálculos de cada nó e aresta da Figura 3.6, respectivamente.

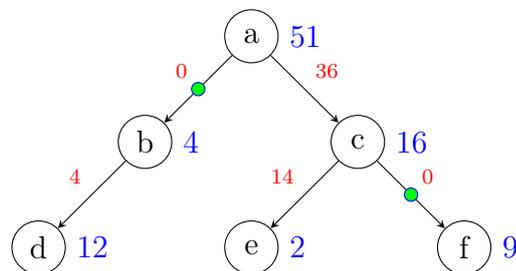


Figura 3.6: Parcelas da END de cada nó (azul) e de cada aresta (vermelho).

Tabela 3.2: Resultados da equação  $\theta_i \tilde{l}_i$  de cada nó da Figura 3.6

Nó	$V_i$	$\theta_i \tilde{l}_i$
a	{a, b, c, d, e, f}	$3 * (5 + 1 + 4 + 3 + 1 + 3) = 51$
b	{b, d}	$1 * (1 + 3) = 4$
c	{c, e, f}	$2 * (4 + 1 + 3) = 16$
d	{d}	$4 * (3) = 12$
e	{e}	$2 * (1) = 2$
f	{f}	$3 * (3) = 9$

Tabela 3.3: Resultados da equação  $(\tilde{l}_i - \tilde{l}_j) f_{ij}$  de cada aresta da Figura 3.6

Aresta	$(\tilde{l}_i - \tilde{l}_j) f_{ij}$
(a, b)	$(17 - 1) * 0 = 0$
(a, c)	$(17 - 8) * 4 = 36$
(b, d)	$(4 - 3) * 4 = 4$
(c, e)	$(8 - 1) * 2 = 14$
(c, f)	$(8 - 3) * 0 = 0$

### 3.5 Problema de Alocação de Chaves

Dado o cálculo da END e o impacto de chaves em seu valor, decorre a necessidade de otimizar os benefícios de alocações de chaves em redes. Chaves são recursos que demandam alto investimento, gerando um compromisso entre seus custos e o lucro retornado. Este trabalho considera uma quantidade de chaves fixa.

O SAP consiste em encontrar as melhores arestas para alocar uma quantidade fixa de chaves a fim de obter a END ótima. A Definição 1 apresenta formalmente o conceito do SAP.

#### Definição 1: Problema de Alocação de Chaves

**Entrada:** Um grafo orientado  $G(V, A)$ , com uma função carga  $l : V \rightarrow \mathbb{R}^+$  e uma função tempo de falha  $\theta : V \rightarrow \mathbb{R}^+$ , ambas associadas a cada nó. Um número natural  $n \in \mathbb{N}$  correspondente ao número de chaves disponíveis.

**Saída:** Um subconjunto de arestas  $A' \subseteq A$ ,  $|A'| = n$ , tal que a END de  $G$ , calculado pelo Teorema 1, seja mínima.

### 3.6 Programação Linear

Programação linear é uma técnica matemática utilizada para resolver problemas de otimização com o intuito de minimizar ou maximizar uma função linear seguindo certas restrições também lineares. Formalmente podemos descrever *programação linear*, *programação linear inteira* e *programação linear inteira mista* com as seguintes definições:

#### Definição 2: Programação Linear

Sejam  $f$  e  $g_i$ ,  $i = 1, \dots, m$  funções lineares.

Um problema de programação linear é encontrar  $x \in \mathbb{R}_+^n$  para

$$\text{minimizar } f(x)$$

sujeito a

$$g_i(x) \geq 0, i = 1, \dots, m$$

#### Definição 3: Programação Linear Inteira

Um problema de programação linear inteira é um problema de programação linear com restrições adicionais em que todas as variáveis precisam assumir valores inteiros.

#### Definição 4: Programação Linear Inteira Mista

Um problema de programação linear inteira mista é um problema de programação linear com restrições adicionais em que apenas algumas variáveis precisam assumir valores inteiros.

### 3.7 Programação Estocástica

De acordo com Birge e Louveaux[3], *programação estocástica* trata-se de modelagem matemática para o estudo de decisões ótimas feitas sob incertezas. Diferente da programação determinística onde os parâmetros são conhecidos, na programação estocástica um ou mais parâmetros são incertos.

*Programação estocástica em dois estágios* consiste em dividir problemas em duas etapas:

- A primeira etapa consiste na otimização com dados disponíveis no momento. Esta etapa é onde as variáveis representam decisões do tipo “aqui e agora” antes da introdução de incertezas ao problema;
- A segunda etapa realiza a otimização considerando as decisões tomadas no primeiro estágio e também considerando um conjunto finito de cenários futuros, cada um com uma certa probabilidade de realização.

Podemos descrever a programação estocástica em dois estágios usando a seguinte definição:

**Definição 5: Programação Estocástica Em Dois Estágios**

Seja  $x \in \mathbb{R}^n$  variáveis de decisão do primeiro estágio;  $y \in \mathbb{R}^m$  variáveis de decisão do segundo estágio;  $c, A, b$  são dados inerentes ao problema do primeiro estágio;  $\xi(q, T, W, h)$  contém os dados com incertezas do problema do segundo estágio.

Um problema de programação estocástico em dois estágios visa encontrar  $x$  e  $y$  para

$$\text{minimizar } g(x) = c^T x + E_\xi[Q(x, \xi)]$$

sujeito a

$$Ax \geq b$$

$$x \geq 0$$

Onde  $Q(x, \xi)$  é o valor ótimo do problema do segundo estágio

$$\text{minimizar } Q(x, \xi) = q^T y$$

sujeito a

$$Tx + Wy \geq h$$

$$y \geq 0$$

# Capítulo 4

## Formulações

### 4.1 Cenários Futuros e Incertezas

Redes de distribuição de energia estão em constantes mudanças e seus pontos de cargas e bifurcações podem ter duração de falhas e cargas alteradas. Em virtude disso, a melhor solução do SAP no presente pode não ser a ideal no futuro. A Figura 4.1 mostra um exemplo de rede no presente e futuro onde alguns nós da rede sofreram alterações nas duração de falhas e cargas. Considerando que existe uma única chave disponível para alocação e avaliando apenas o resultado no presente, a aresta  $(a, b)$  é a melhor opção para alocação de uma chave em comparação às outras, gerando uma END de 7 kWh/ano (calculado a partir do Teorema 1). Por outro lado, a alocação de chave na aresta  $(a, c)$  resulta em END de 9 kWh/ano. Ao avaliar a adição do cenário futuro, a alocação da chave na aresta  $(a, c)$  resulta em uma END de 22 kWh/ano, contrapondo os 23 kWh/ano ao alocar a chave na aresta  $(a, b)$ .

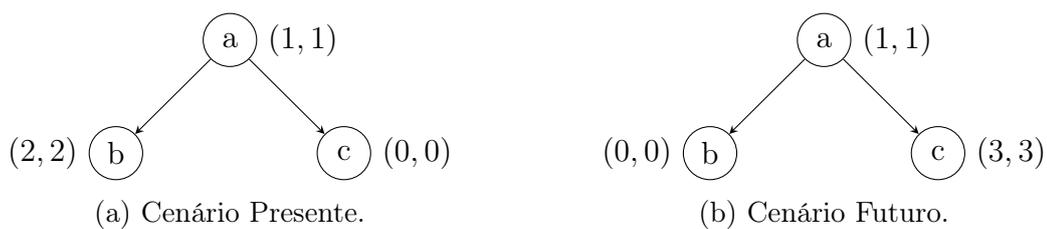


Figura 4.1: Exemplo de rede com possível cenário futuro.

Prever o estado de uma rede no futuro é uma tarefa com muitas incertezas devido às possibilidades de alterações nas duração de falhas e cargas. Este trabalho considera essas incertezas a partir da modelagem estocástica em 2 estágios. Para isso, definimos:

- Estágio presente: Representa o estado atual da rede retratado por  $s^0$ .
- Estágio futuro: É o conjunto de possíveis cenários futuros da rede representados por  $F$ . Cada possível cenário futuro  $s \in F$  tem uma probabilidade de realização  $p^s$ , tal que  $\sum_{s \in F} p^s = 1$ .

O conjunto  $S = \{s^0\} \cup F$  é a união do cenário presente com os possíveis cenários futuros. A END do cenário presente é representada por  $END^0$  e pode ser calculado usando a Equação 3.6. Por sua vez, a END do segundo estágio é representada por  $END^s$  onde cada  $s \in F$  é um possível cenário futuro e pode ser calculado como mostrado na Equação 4.1. A  $END_{total}$  é a END esperada pela soma dos estágios presente e futuro (Equação 4.2).

$$END^s = \sum_{(i,j) \in A} (\tilde{l}_i^s - \tilde{l}_j^s) f_{i,j}^s + \sum_{i \in V} \theta_i^s \tilde{l}_i^s \quad : \quad \forall s \in S \quad (4.1)$$

$$END_{total} = END^0 + \sum_{s \in F} p^s END^s \quad (4.2)$$

## 4.2 Problema de Alocação de Chaves com Incertezas

Em redes de distribuição de energia reais, determinados nós podem ter um acréscimo da demanda devido à implantação de indústrias e comércios. O contrário também pode acontecer, onde a demanda diminui devido fechamento de fábricas de uma região. Portanto, é necessário decidir criteriosamente onde alocar chaves para no futuro continuar gerando bons índices de confiabilidade, além de evitar o desperdício de investimentos em soluções temporárias.

Entretanto, considerar os cenários futuros da rede pode gerar incertezas no processo de alocação de chaves. Como apresentado na Seção 4.1, alocações de chaves visando o cenário presente pode não gerar o melhor índice de confiabilidade considerando os cenários futuros. Além disso, nem todos os cenários futuros possuem as mesmas probabilidades de acontecerem, o que deve ser ponderado nas decisões de alocações.

Neste projeto, define-se o *Problema de Alocação de Chaves com Incertezas* como segue.

### Definição 6: Problema de Alocação de Chaves com Incertezas

**Entrada:** Um grafo  $G(V, A)$  e um conjunto de cenários  $S$  contendo o cenário presente  $s^0$  e o conjunto de cenários futuros  $F$ . Cada cenário futuro  $s \in F$  está associado a uma probabilidade  $p$ , onde  $\sum_{s \in F} p^s = 1$ . Cada par nó e cenário possui uma função carga  $l : V \times S \rightarrow \mathbb{R}^+$  e uma função tempo de falha  $\theta : V \times S \rightarrow \mathbb{R}^+$ . Números naturais  $n \in \mathbb{N}$  e  $r \in \mathbb{R}$  correspondentes ao número de chaves e realocações (descrita em detalhes na Seção 4.4) disponíveis, respectivamente.

**Saída:** Um conjunto de arestas  $A'_s$  para cada cenário  $s \in S$ , tal que  $A'_s \subseteq A$ ,  $|A'_s| \leq n \quad \forall s \in S$ ,  $|A'_0 \cap A'_s| \geq n - r \quad \forall s \in F$ . A  $END_{total}$  resultante, conforme calculada em 4.2, deve ser mínima.

Além da alocação de chaves, existem outras duas estratégias para minimizar a  $END_{total}$ : postergação e realocação de chaves. Cada uma dessas estratégias será descrita nas seções seguintes.

### 4.3 Postergação de Chaves

Postergar chaves implica na decisão de deixar de alocar chaves no cenário presente para escolher as melhores arestas para alocá-las nos cenários futuros. Considere a Figura 4.2 que mostra uma rede com cenário presente e dois possíveis cenários futuros:

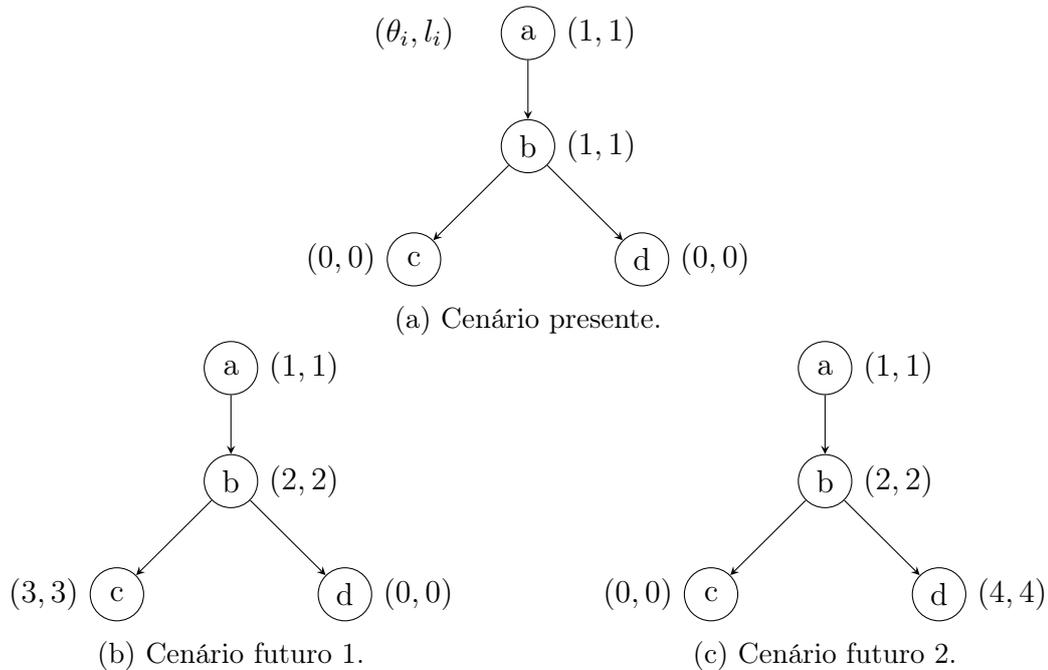


Figura 4.2: Exemplo de rede com dois possíveis cenários futuros.

Caso exista apenas uma chave disponível para alocação, a aresta  $(a, b)$  é a melhor opção para alocá-la, gerando uma  $END_{total}$  de 44 kWh/ano. Caso exista a possibilidade de postergar a alocação da chave, ou seja, deixar de alocar a chave no presente e alocar a chave nas arestas  $(b, c)$  no cenário 1 e  $(b, d)$  no cenário 2 (Figura 4.3), essa decisão irá gerar uma  $END_{total}$  de 41 kWh/ano, mostrando que postergar a alocação da chave é uma estratégia melhor que alocar a chave no estágio presente para essa rede.

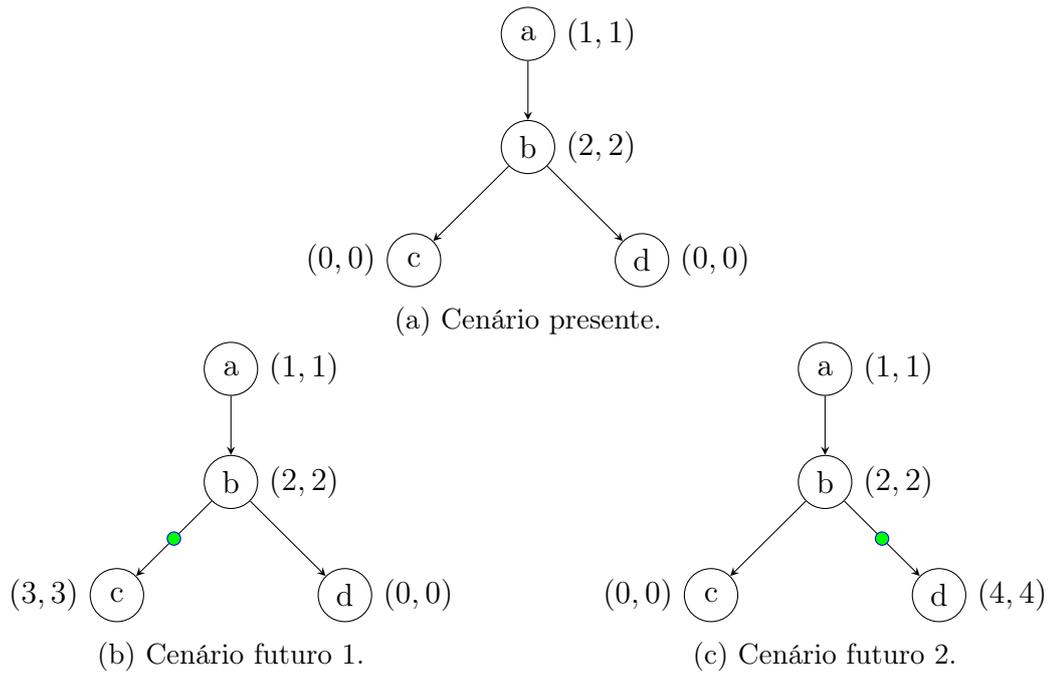


Figura 4.3: Exemplo de postergação de chaves.

## 4.4 Realocação de Chaves

A realocação de chaves consiste em mudar a posição de chaves previamente alocadas no estágio presente. O processo de remoção de chaves depende de mão-de-obra, que muitas vezes pode ser limitada. Neste trabalho consideramos uma quantidade fixa de realocações disponíveis. Considerando as redes da Figura 4.2, com a possibilidade de realizar uma realocação de chave, é vantajoso alocar a chave na aresta  $(a, b)$  no cenário presente e realocá-la nos cenários futuros (Figura 4.4) gerando uma  $END_{total}$  de 39 kWh/ano.

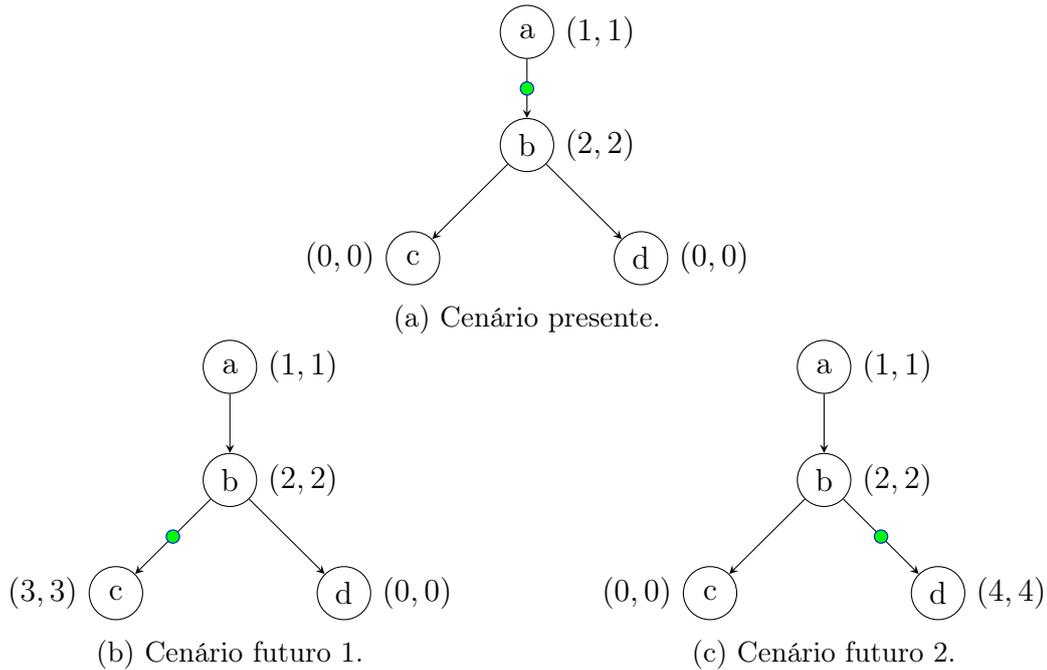


Figura 4.4: Exemplo de realocação de chaves.

Realocação de chaves é mais vantajoso que postegar, pois não deixa chaves ociosas no cenário presente. Porém, a quantidade de realocações pode ser limitada, o que motiva considerar ambas estratégias (realocação e postergação) para minimizar a  $END_{total}$ .

## 4.5 Formulação Matemática

A seguinte formulação PLIM é proposta para o SAP com incertezas. A versão determinística do SAP pode ser consultada no artigo *Interruption flows for reliability evaluation of power distribution networks* [15]. Denotamos  $n$  o número de chaves,  $r$  o número de realocações, e  $M$  um valor suficientemente grande.  $F$  e  $S$  são os conjuntos de cenários futuros e o conjunto de todos os cenários (incluindo o estágio presente), respectivamente. A formulação inclui as seguintes variáveis de decisão:  $f_{ij}^s \in \mathbb{R}^+$  é o fluxo de interrupção na aresta  $(i, j)$  para o cenário  $s$ ;  $x_{ij}^s$  representa se uma aresta  $(i, j) \in A$  possui uma chave (1) ou não (0) no cenário  $s$ ;  $z_{ij}^s$  representa se houve mudança de alocação de chave em uma aresta  $(i, j) \in A$  no cenário futuro  $s \in F$  com relação ao presente.

(SAP)

$$\text{MIN } END_{total} = END^0 + p^s \sum_{s \in F} END^s, \quad (4.3)$$

sujeito a

$$\sum_{\forall (i,j) \in A} x_{ij}^s \leq n \quad \forall s \in S, \quad (4.4)$$

$$\sum_{\forall (i,j) \in A} z_{ij}^s \leq 2r + (n - \sum_{\forall (i,j) \in A} x_{ij}^0) \quad \forall s \in F, \quad (4.5)$$

$$z_{ij}^s + x_{ij}^s \geq x_{ij}^0 \quad \forall (i,j) \in A, \forall s \in F, \quad (4.6)$$

$$z_{ij}^s + x_{ij}^0 \geq x_{ij}^s \quad \forall (i,j) \in A, \forall s \in F, \quad (4.7)$$

$$f_{ij}^s \geq \theta_i^s + \sum_{(j,k) \in A} f_{jk}^s - Mx_{ij}^s \quad \forall (i,j) \in A, \forall s \in S, \quad (4.8)$$

$$f_{ij}^s \in \mathbb{R}^+ \quad \forall (i,j) \in A, \forall s \in S, \quad (4.9)$$

$$x_{ij}^s \in \{0, 1\} \quad \forall (i,j) \in A, \forall s \in S, \quad (4.10)$$

$$z_{ij}^s \in \{0, 1\} \quad \forall (i,j) \in A, \forall s \in F \quad (4.11)$$

A função objetivo (4.3) minimiza a  $END_{total}$ . A restrição (4.4) garante que cada cenário  $s \in S$  aloque no máximo  $n$  chaves. A restrição (4.5) garante que cada cenário  $s \in F$  tenha no máximo  $r$  realocações e  $n$  chaves postergadas. Uma representação equivalente da restrição (4.5) é dada pela restrição (4.12). A quantidade de realocações é representada por  $2r$  pois contabiliza duas alterações na rede, a remoção de chave em uma aresta para alocação em outra aresta. A quantidade de chaves postergadas é denotada por  $n - \sum_{\forall (i,j) \in A} x_{ij}^0$ , onde a quantidade total de chaves ( $n$ ) é subtraída pela quantidade de chaves alocadas no cenário presente ( $\sum_{\forall (i,j) \in A} x_{ij}^0$ ). Concluindo, a quantidade de alterações em cada cenário futuro ( $\sum_{\forall (i,j) \in A} z_{ij}^s$ ) deve ser menor ou igual à quantidade de realocações e chaves postergadas.

$$\sum_{\forall (i,j) \in A} (z_{ij}^s + x_{ij}^0) \leq 2r + n, \quad \forall s \in F \quad (4.12)$$

As restrições (4.6) e (4.7) garantem que  $z_{ij}^s$  será 1 caso  $x_{ij}^0$  seja diferente de  $x_{ij}^s$ . Essas restrições devem ser analisadas em conjunto, por terem como finalidade definir postergações e realocações de chaves. A variável  $z_{ij}^s$  será igual 1 caso uma chave esteja alocada no presente ( $x_{ij}^0 = 1$ ) e removida no futuro ( $x_{ij}^s = 0$ ), ou deixada de ser alocada no presente ( $x_{ij}^0 = 0$ ) e seja alocada no futuro ( $x_{ij}^s = 1$ ) devido à realocação ou postergação.

As restrições (4.8) garantem que o iflow  $f_{ij}$  será 0 se a aresta  $(i, j) \in A$  possui uma chave, caso contrário será o valor previsto pela Equação 3.5 conforme demonstrado em [15].

As restrições (4.9) determinam que o iflow deve assumir números reais não-negativos como

valores. As restrições (4.10) e (4.11) asseguram que as variáveis  $x_{ij}^s$  e  $z_{ij}^s$  terão valores (1) ou (0) para representar a presença ou ausência de alocação e realocação, respectivamente.

Os experimentos das Seções 5.3 e 5.4 possuem algumas variações das instâncias onde não há postergações. Para permitir isso, é necessário remover a expressão  $(n - \sum_{\forall(i,j) \in A} x_{ij}^0)$  da restrição (4.5).

## Capítulo 5

# Experimentos Computacionais

Todos os experimentos foram conduzidos em uma máquina com processador Intel Core i7 2.50GHz, 8.0 GB de RAM, rodando Ubuntu 20. Os algoritmos foram desenvolvidos em Java usando a biblioteca do Gurobi v11.0 como o solver de programação linear inteira mista usando um tempo limite de 10 minutos.

### 5.1 Instâncias

Os experimentos computacionais usaram cinco redes de distribuição disponíveis na literatura ([7]), cujas informações são apresentadas na Tabela 5.1.

Tabela 5.1: Instâncias utilizadas nos experimentos.

Instância	Número de nós	Número de arestas
<i>bus_32_1.pos</i>	33	32
<i>bus_83_11.pos</i>	94	83
<i>bus_135_8.pos</i>	143	135
<i>bus_201_3.pos</i>	204	201
<i>bus_873_7.pos</i>	880	873

O motivo de nem todas as instâncias terem a quantidades de arestas iguais aos números de nós menos um é devido ao grafo não ser totalmente conectado. Isso acontece porque uma instância pode conter múltiplas subestações, as quais são raízes de árvores não conectadas. A fim do modelo resolver uma única árvore, é feito um pré-processamento na instância onde uma raiz é adicionada com arestas conectando-a com todas as subestações (Figura 5.1). É importante destacar que essa raiz auxiliar não contém cargas e duração de falhas, assim como suas arestas não recebem chaves para não impactar na END resultante.

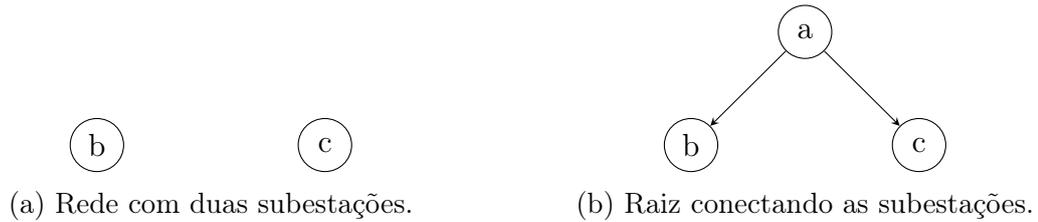


Figura 5.1: Pré-processamento da instância.

## 5.2 Organização dos Experimentos

Para gerar os dados estocásticos para os experimentos, cada rede foi associada a cinco possíveis futuros cenários. Cada um destes cenários futuros tiveram suas duração de falhas e cargas multiplicadas por valores aleatórios uniformemente distribuídos nos intervalos  $[0.8, 1.2]$  e  $[0.5, 1.5]$ , respectivamente. Essas mudanças tentam simular alterações possíveis na rede ao longo do tempo. Além disso, para representar locais com expansão da demanda devido à abertura de comércios ou outros motivos, foram escolhidos 10% dos nós em cada cenário futuro para que suas cargas tenham um aumento mais significativo, e para isso elas foram multiplicadas por um valor aleatório entre  $[1, 2]$ .

Cada experimento foi executado considerando a quantidade  $n$  de chaves em relação à porcentagem de arestas  $\{20\%, 40\%, 50\%, 60\%, 80\%, 100\%\}$ , quantidade de realocações  $r$  em relação à porcentagem de chaves  $n$   $\{0\%, 10\%, 30\%, 50\%, 100\%\}$  e opção de postergar ou não chaves para os cenários futuros. Por questões de brevidade, as tabelas desta seção mostrarão os resultados para  $n$  em  $\{20\%, 40\%, 60\%\}$ , com ou sem a possibilidade de postergar chaves, 30% de realocações. Os experimentos completos poderão ser acessados a partir de um repositório público.<sup>1</sup>

Os experimentos foram separados em dois grupos, onde o primeiro grupo representa redes que mantiveram suas estruturas fixas e o segundo grupo representa redes com expansões.

## 5.3 Resultados para o Grupo 1: Redes Fixas

Esta seção contém as tabelas de resultados das instâncias do Grupo 1, que compõe redes tal que os cenários presente e futuros mantêm as mesmas quantidades de nós e arestas. Cada tabela está estruturada de forma que horizontalmente contém a variação da quantidade de chaves, e verticalmente a quantidade de realocações e a possibilidade ou não de postergações. Cada combinação de variação contém o resultado da END, o desvio de otimalidade (GAP), e o tempo de execução. A seguir temos a explicação dos resultados das tabelas presentes nesta seção.

A seguir são apresentadas análises similares para as redes *bus\_32\_1.pos* (Tabela 5.2), *bus\_83\_11.pos* (Tabela 5.3), *bus\_135\_8.pos* (Tabela 5.4), *bus\_201\_3.pos* (Tabela 5.5)

<sup>1</sup><https://www.ic.unicamp.br/~fusberti/problems/ssap>

e *bus\_873\_7.pos* (Tabela 5.6).

A Tabela 5.2 mostra os resultados para a rede *bus\_32\_1.pos*. A média da END registrou uma redução de 1,2% quando há a opção de postergar alocações de chaves e uma diminuição de 2,7% quando a realocação de todas as chaves é possível. Ao comparar os resultados obtidos com 20% de chaves disponíveis em contraste com 80%, observa-se uma queda de 16,4%.

A Tabela 5.3 mostra os resultados para a rede *bus\_83\_11.pos*. A média da END registrou uma redução de 0,7% quando há a opção de postergar alocações de chaves e uma diminuição de 1,1% quando a realocação de todas as chaves é possível. Ao comparar os resultados obtidos com 20% de chaves disponíveis em contraste com 80%, observa-se uma queda de 5,2%.

A Tabela 5.4 mostra os resultados para a rede *bus\_135\_8.pos*. A média da END registrou uma redução de 1,7% quando há a opção de postergar alocações de chaves e uma diminuição de 3,2% quando a realocação de todas as chaves é possível. Ao comparar os resultados obtidos com 20% de chaves disponíveis em contraste com 80%, observa-se uma queda de 16,1%.

A Tabela 5.5 mostra os resultados para a rede *bus\_201\_3.pos*. A média da END registrou uma redução de 0,9% quando há a opção de postergar alocações de chaves e uma diminuição de 1,4% quando a realocação de todas as chaves é possível. Ao comparar os resultados obtidos com 20% de chaves disponíveis em contraste com 80%, observa-se uma queda de 8,1%.

A Tabela 5.6 mostra os resultados para a rede *bus\_873\_7.pos*. A média da END registrou uma redução de 1,0% quando há a opção de postergar alocações de chaves e uma diminuição de 1,2% quando a realocação de todas as chaves é possível. Ao comparar os resultados obtidos com 20% de chaves disponíveis em contraste com 80%, observa-se uma queda de 7,6%.

Comparando os resultados de postergação com realocação, podemos afirmar que: postergação tem um impacto na END 10% maior que a realocação, sendo uma alternativa particularmente interessante quando o número de realocações é baixo. Essa situação muda a partir de 30% de realocações quando os resultados mostraram uma melhoria marginal a partir da postergação. A partir de 60% de realocações, postergação de chaves se mostrou praticamente irrelevante.

Embora os experimentos tenham utilizado uma tolerância de otimalidade na escala de  $10^{-9}$ , não foi possível evitar alguns erros de aproximação numérica. Podemos citar a instância *bus\_873\_7.pos* (Tabela 5.6) considerando  $n = 60$  e  $r = 30\%$ , onde a variação sem postergações ( $END = 18793291$ ) se mostrou mais eficiente que a variação com postergações ( $END = 18793317$ ), o que não é possível de acordo com o modelo.

Tabela 5.2: Resultados Computacionais de *bus\_32\_1.pos* sem Expansão de Rede

<i>bus_32_1.pos</i>																	
		n = 20			n = 40			n = 50			n = 60			n = 80			END médio
r	p	END	GAP	temp	END	GAP	temp	END	GAP	temp	END	GAP	temp	END	GAP	temp	
0	F	37776.2	0.0000	< 1	32549.4	0.0000	< 1	31188.0	0.0000	< 1	30760.9	0.0000	< 1	30492.9	0.0000	< 1	32553.4
	T	37209.9	0.0000	1	31258.9	0.0000	1	30781.7	0.0000	1	30622.1	0.0000	2	30476.2	0.0000	2	32069.7
10	F	37776.2*	-	-	31409.4	0.0000	4	30791.4	0.0000	2	30622.0	0.0000	5	30467.4	0.0001	29	32213.2
	T	37209.9*	-	-	31120.3	0.0000	3	30734.9	0.0001	11	30601.8	0.0000	5	30467.4	0.0001	30	32026.8
30	F	36176.7	0.0000	7	30997.2	0.0000	3	30691.6	0.0011	600	30579.1	0.0011	600	30467.4	0.0004	600	31782.4
	T	36143.4	0.0000	8	30997.5	0.0000	4	30692.0	0.0010	600	30579.1	0.0023	600	30467.4	0.0001	505	31775.8
50	F	35251.3	0.0000	15	30985.4	0.0001	279	30691.5	0.0013	600	30579.1	0.0023	600	30467.4	0.0001	318	31594.9
	T	35251.3	0.0000	11	30985.4	0.0001	186	30691.5	0.0007	600	30579.1	0.0014	< 1	30467.4	0.0001	266	31594.9
100	F	35160.9	0.0000	8	30985.4	0.0001	97	30691.5	0.0000	< 1	30579.1	0.0000	< 1	30467.4	0.0000	< 1	31576.8
$END^-$		36439.5			31254.3			30772.6			30611.3			30471.2			

$n$  – porcentagem de chaves em relação ao total de arestas

$p$  – postergar chaves (T) ou não (F)

$r$  – porcentagem de realocações em relação à quantidade chaves

\* – resultado igual a quando não há realocações, devido à quantidade de realocações calculada  $r$  ser inferior a 1

$END$  – energia não distribuída ( $kWh$ /ano)

$END^-$  – média das energias não distribuídas ( $kWh$ /ano)

$Gap = (UB - LB)/UB$ .

$temp$  – tempo computacional em segundos

Tabela 5.3: Resultados Computacionais de *bus\_83\_11.pos* sem Expansão de Rede

<i>bus_83_11.pos</i>																	
		n = 20			n = 40			n = 50			n = 60			n = 80			$END^-$
r	p	END	GAP	temp	$END^-$												
0	F	12629.7	0.0000	< 1	11850.2	0.0000	3	11739.8	0.0000	3	11676.9	0.0000	< 1	11648.0	0.0000	< 1	11908.9
	T	12335.7	0.0000	3	11767.9	0.0001	320	11686.8	0.0001	369	11655.1	0.0000	< 1	11648.0	0.0000	< 1	11818.7
10	F	12424.0	0.0000	15	11742.4	0.0029	600	11675.6	0.0010	600	11653.0	0.0001	< 1	11648.0	0.0000	< 1	11828.6
	T	12293.9	0.0000	13	11742.4	0.0028	600	11675.6	0.0009	600	11653.0	0.0001	< 1	11649.0	0.0000	< 1	11802.7
30	F	12201.6	0.0001	190	11735.1	0.0042	600	11675.6	0.0009	600	11653.0	0.0001	< 1	11648.0	0.0000	< 1	11782.6
	T	12201.6	0.0001	303	11735.1	0.0042	600	11675.6	0.0010	600	11653.0	0.0001	< 1	11648.0	0.0000	< 1	11782.6
50	F	12167.9	0.0043	600	11735.1	0.0041	600	11675.6	0.0010	600	11653.0	0.0001	< 1	11648.0	0.0000	< 1	11775.9
	T	12167.9	0.0045	600	11735.1	0.0042	600	11675.6	0.0009	600	11653.0	0.0001	< 1	11648.0	0.0000	< 1	11775.9
100	F	12167.6	0.0040	600	11735.1	0.0000	< 1	11676.3	0.0000	< 1	11653.1	0.0000	< 1	11648.0	0.0000	< 1	11776.0
$END^-$		12287.7			11753.1			11684.0			11655.9			11648.1			

$n$  – porcentagem de chaves em relação ao total de arestas

$p$  – postergar chaves (T) ou não (F)

$r$  – porcentagem de realocações em relação à quantidade chaves

END – energia não distribuída ( $kWh/ano$ )

$END^-$  – média das energias não distribuídas ( $kWh/ano$ )

$Gap = (UB - LB)/UB$ .

$temp$  – tempo computacional em segundos

Tabela 5.4: Resultados Computacionais de *bus\_135\_8.pos* sem Expansão de Rede

<i>bus_135_8.pos</i>																	
		n = 20			n = 40			n = 50			n = 60			n = 80			$END^-$
r	p	END	GAP	temp	$END^-$												
0	F	40243.0	0.0000	6	32841.1	0.0257	600	32059.7	0.0147	600	31646.4	0.0055	600	31387.1	0.0000	< 1	33635.4
	T	38575.3	0.0182	600	32142.9	0.0160	600	31697.1	0.0086	600	31495.5	0.0033	600	31379.9	0.0000	< 1	33058.1
10	F	38267.6	0.0301	600	32089.6	0.0193	600	31634.4	0.0077	600	31461.6	0.0026	600	31378.9	0.0000	< 1	32966.4
	T	37715.8	0.0251	600	32007.0	0.0156	600	31626.5	0.0075	600	31461.4	0.0025	600	31379.2	0.0000	< 1	32837.9
30	F	36502.8	0.0272	600	31907.3	0.0137	600	31599.0	0.0066	600	31460.7	0.0025	600	31379.8	0.0000	< 1	32569.9
	T	36502.8	0.0274	600	31907.3	0.0141	600	31599.0	0.0068	600	31460.3	0.0024	600	31378.6	0.0000	< 1	32569.6
50	F	36292.4	0.0225	600	31907.3	0.0135	600	31598.8	0.0066	600	31460.0	0.0023	600	31379.3	0.0000	< 1	32527.5
	T	36292.4	0.0226	600	31907.3	0.0137	600	31598.8	0.0067	600	31460.0	0.0023	600	31379.6	0.0000	< 1	32527.6
100	F	36292.4	0.0222	600	31907.3	0.0134	600	31598.8	0.0001	49	31460.0	0.0001	11	31376.9	0.0000	< 1	32527.0
$END^-$		37409.3			32068.5			31668.0			31485.1			31379.9			

$n$  – porcentagem de chaves em relação ao total de arestas

$p$  – postergar chaves (T) ou não (F)

$r$  – porcentagem de realocações em relação a quantidade chaves

END – energia não distribuída ( $kWh/ano$ )

$END^-$  – média das energias não distribuídas ( $kWh/ano$ )

$Gap = (UB - LB)/UB$ .

$temp$  – tempo computacional em segundos

Tabela 5.5: Resultados Computacionais de *bus\_201\_3.pos* sem Expansão de Rede

<i>bus_201_3.pos</i>																	
		n = 20			n = 40			n = 50			n = 60			n = 80			<i>END</i> <sup>-</sup>
r	p	END	GAP	temp	<i>END</i> <sup>-</sup>												
0	F	30326.3	0.0541	600	26893.3	0.0078	600	26652.5	0.0001	357	26608.6	0.0001	1	26596.7	0.0000	< 1	27415.4
	T	29244.1	0.0602	600	26680.8	0.0028	600	26623.5	0.0009	600	26603.4	0.0002	600	26596.7	0.0000	< 1	27149.7
10	F	29098.0	0.0621	600	26660.5	0.0021	600	26616.4	0.0007	600	26601.4	0.0001	600	26596.7	0.0000	< 1	27114.6
	T	28863.2	0.0589	600	26657.6	0.0021	600	26616.4	0.0007	600	26601.4	0.0001	600	26597.2	0.0000	< 1	27067.1
30	F	28613.3	0.0517	600	26650.8	0.0017	600	26616.3	0.0007	600	26601.4	0.0001	600	26596.7	0.0000	< 1	27015.7
	T	28608.6	0.0514	600	26650.8	0.0017	600	26616.3	0.0006	600	26601.3	0.0001	600	26596.7	0.0000	< 1	27014.7
50	F	28602.9	0.0514	600	26650.8	0.0018	600	26616.3	0.0007	600	26601.3	0.0001	600	26596.7	0.0000	< 1	27013.6
	T	28602.8	0.0494	600	26650.8	0.0017	600	26616.3	0.0006	600	26601.3	0.0001	600	26596.7	0.0000	< 1	27013.5
100	F	28602.9	0.0500	600	26650.8	0.0017	600	26616.3	0.0003	600	26601.4	0.0000	37	26596.7	0.0000	< 1	27013.6
<i>END</i> <sup>-</sup>		28951.3			26682.9			26621.1			26602.3			26596.7			

*n* – porcentagem de chaves em relação ao total de arestas

*p* – postergar chaves (T) ou não (F)

*r* – porcentagem de realocações em relação à quantidade chaves

END – energia não distribuída (*kWh*/ano)

*END*<sup>-</sup> – média das energias não distribuídas (*kWh*/ano)

*Gap* =  $(UB - LB)/UB$ .

*temp* – tempo computacional em segundos

Tabela 5.6: Resultados Computacionais de *bus\_873\_7.pos* sem Expansão de Rede

<i>bus_873_7.pos</i>																	
		n = 20			n = 40			n = 50			n = 60			n = 80			$END^-$
r	p	END	GAP	temp													
0	F	21077834	0.0654	600	19068404	0.0140	600	18875593	0.0044	600	18811636	0.0010	600	18793376	0.0000	10	19325368
	T	20358355	0.0510	600	18835164	0.0022	600	18807793	0.0008	600	18798215	0.0003	600	18793398	0.0000	159	19118585
10	F	20409094	0.0561	600	18835423	0.0023	600	18803831	0.0006	600	18797414	0.0003	600	18792563	0.0000	38	19127665
	T	20259962	0.0507	600	18824093	0.0015	600	18804043	0.0006	600	18796653	0.0002	600	18792455	0.0000	24	19095441
30	F	20214538	0.0483	600	18816591	0.0012	600	18802274	0.0005	600	18796300	0.0002	600	18792554	0.0000	32	19084451
	T	20215187	0.0482	600	18816671	0.0011	600	18802029	0.0005	600	18796254	0.0002	600	18793470	0.0000	31	19084722
50	F	20214012	0.0480	600	18816363	0.0011	600	18802022	0.0005	600	18796169	0.0002	600	18793291	0.0000	15	19084371
	T	20214494	0.0480	600	18816675	0.0011	600	18801934	0.0005	600	18796168	0.0002	600	18793317	0.0000	20	19084517
100	F	20213755	0.0476	600	18816428	0.0012	600	18801448	0.0004	600	18796110	0.0000	2	18792476	0.0000	7	19084043
$END^-$		20353025			18849534			18811218			18798324			18792988			

$n$  – porcentagem de chaves em relação ao total de arestas

$p$  – postergar chaves (T) ou não (F)

$r$  – porcentagem de realocações em relação à quantidade chaves

END – energia não distribuída ( $kWh$ /ano)

$END^-$  – média das energias não distribuídas ( $kWh$ /ano)

Gap =  $(UB - LB)/UB$ .

temp – tempo computacional em segundos

Os gráficos apresentados nesta seção utilizam os resultados com diferentes porcentagens de chaves disponíveis. A porcentagem de chaves e realocações estão associados à quantidade de arestas e de chaves disponíveis, respectivamente.

A Figura 5.2 ilustra os resultados obtidos para a instância *bus\_135\_1.pos*. Nota-se uma diferença importante entre os resultados de postergação e realocação. A Figura 5.3 mostra os resultados médios para todas as redes. Nesse caso, o efeito da postergação mostrou-se menos expressivo.

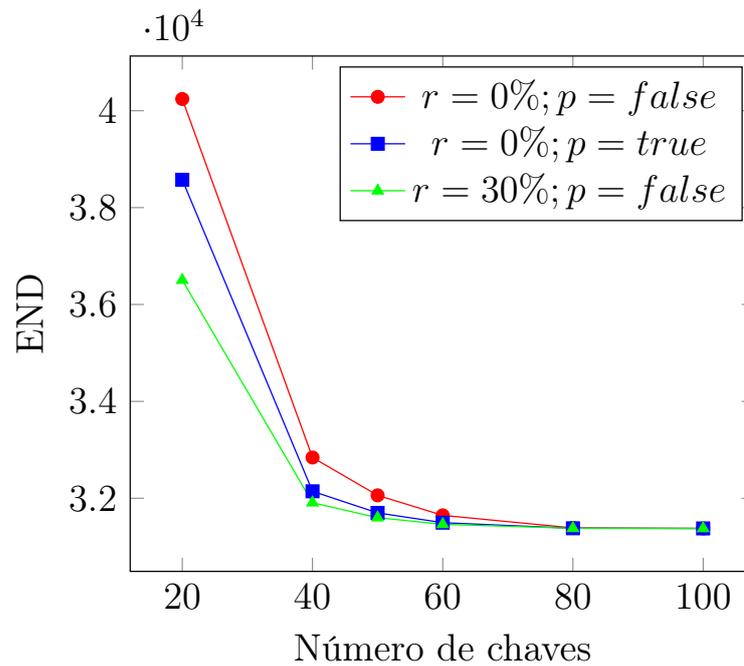


Figura 5.2: END da rede *bus\_135\_1.pos* sem expansão em função da quantidade de chaves.

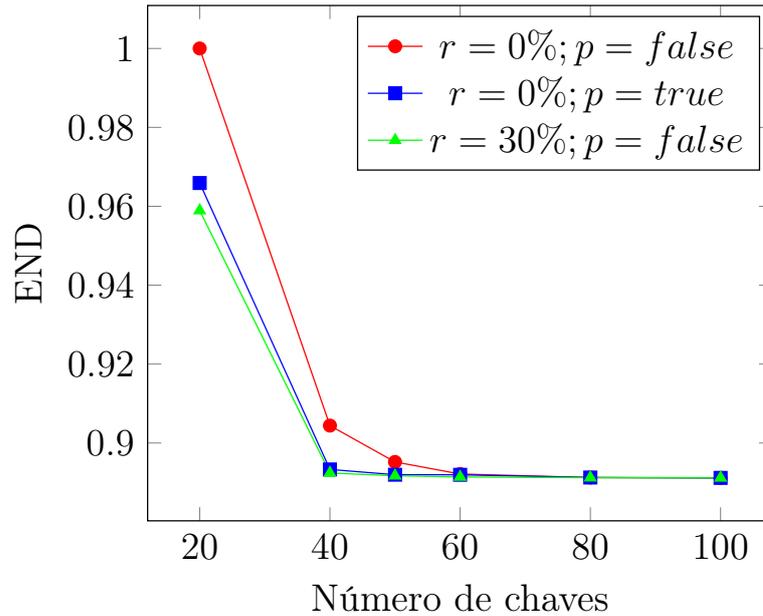


Figura 5.3: Média da END de todas as redes sem expansão em função da quantidade de chaves.

## 5.4 Resultados para o Grupo 2: Redes com Expansão

Os experimentos com o Grupo 2 visam explorar a competência dos modelos para redes cujas topologias se expandem do tempo presente para os cenários futuros. Essa consideração visa a uma melhor aderência do problema com redes reais de distribuição, que sofrem constantes alterações ao longo do tempo.

Para gerar árvores com expansões foi realizado um processamento nas instâncias. Dada uma rede, é feito um podamento das subárvores de um dado tamanho até  $n$ , e a árvore resultante é usada como o cenário presente. Para gerar as árvores dos cenários futuros, cada cenário é a combinação da árvore do cenário presente com  $m$  subárvores do podamento anterior, escolhidas aleatoriamente. Deste modo, os cenários futuros podem ter árvores distintas, representando a possibilidade de cenários terem expansões independentes entre si.

Com o intuito de exemplificar o conceito de expansão de rede, temos a Figura 5.4. São dados  $n = 1$ ,  $m = 1$ , quantidade cenários iguais a 2, e a rede inicial (Figura 5.4a). A Figura 5.4b mostra a árvore resultante do podamento usada como cenário presente. As Figuras 5.4c e 5.4d mostram dois possíveis cenários futuros, cada um incluindo uma das subárvores podadas, escolhidas aleatoriamente.

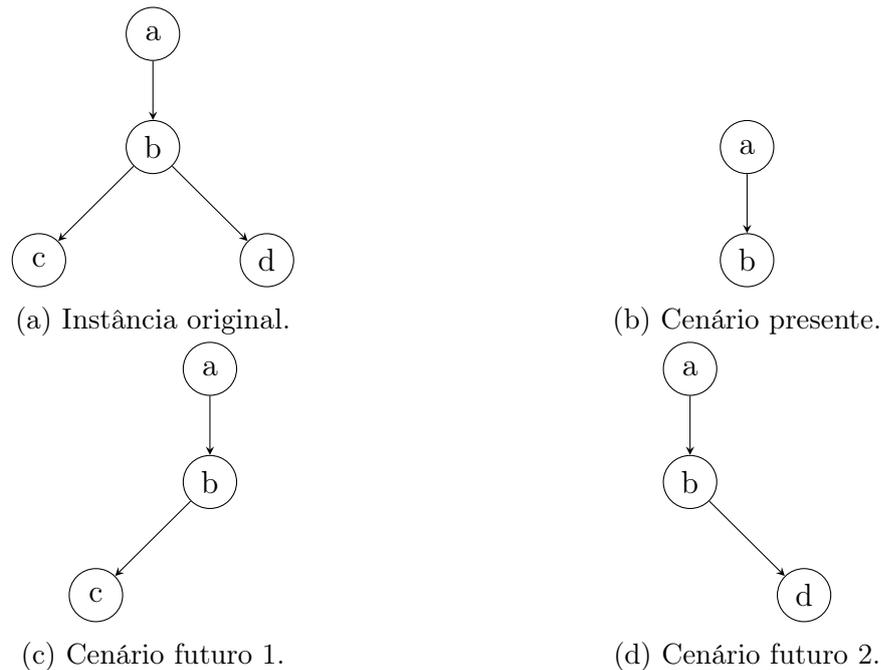


Figura 5.4: Exemplo de realocação de chaves.

Para gerar as instâncias nos experimentos computacionais, foi considerado o podamento de subárvores de tamanho até 5, e cada cenário futuro teve o acréscimo de até 3 subárvores.

A seguir são apresentadas análises similares para as redes *bus\_32\_1.pos* (Tabela 5.7), *bus\_135\_8.pos* (Tabela 5.8), *bus\_201\_3.pos* (Tabela 5.9) e *bus\_873\_7.pos* (Tabela 5.10).

A Tabela 5.7 mostra os resultados para a rede *bus\_32\_1.pos*. A média da END registrou uma redução de 1,2% quando há a opção de postergar alocações de chaves e uma diminuição de 2,7% quando a realocação de todas as chaves é possível. Ao comparar os resultados obtidos com 20% de chaves disponíveis em contraste com 80%, observa-se uma queda de 16,4%.

A Tabela 5.8 mostra os resultados para a rede *bus\_135\_8.pos*. A média da END registrou uma redução de 0,1% quando há a opção de postergar alocações de chaves e uma diminuição de 0,1% quando a realocação de todas as chaves é possível. Ao comparar os resultados obtidos com 20% de chaves disponíveis em contraste com 80%, observa-se uma queda de 39,2%.

A Tabela 5.9 mostra os resultados para a rede *bus\_201\_3.pos*. A média da END registrou uma redução de 0,7% quando há a opção de postergar alocações de chaves e uma diminuição de 0,8% quando a realocação de todas as chaves é possível. Ao comparar os resultados obtidos com 20% de chaves disponíveis em contraste com 80%, observa-se uma queda de 1,2%.

A Tabela 5.10 mostra os resultados para a rede *bus\_873\_7.pos*. A média da END registrou uma redução de 0,5% quando há a opção de postergar alocações de chaves e uma

diminuição de 0,5% quando a realocação de todas as chaves é possível. Ao comparar os resultados obtidos com 20% de chaves disponíveis em contraste com 80%, observa-se uma queda de 0,6%.

Tabela 5.7: Resultados Computacionais de *bus\_32\_1.pos* sem Expansão de Rede

<i>bus_32_1.pos</i>																	
		n = 20			n = 40			n = 50			n = 60			n = 80			$END^-$
r	p	END	GAP	temp	END	GAP	temp	END	GAP	temp	END	GAP	temp	END	GAP	temp	$END^-$
0	F	37776.2	0.0000	< 1	31987.8	0.0000	< 1	31188.0	0.0000	< 1	30760.9	0.0000	< 1	30474.9	0.0000	< 1	32437.5
	T	37209.9	0.0000	1	31074.7	0.0000	< 1	30781.7	0.0000	2	30622.1	0.0000	4	30462.7	0.0001	2	32030.2
10	F	37776.2*	-	-	31212.3	0.0000	4	30791.1	0.0000	1	30622.0	0.0000	3	30454.6	0.0001	31	32171.2
	T	37209.9*	-	-	31002.3	0.0000	5	30734.3	0.0000	4	30601.8	0.0000	8	30454.6	0.0001	50	32000.5
30	F	36176.7	0.0000	6	30902.4	0.0001	12	30692.0	0.0023	600	30579.1	0.0009	600	30454.6	0.0001	84	31760.9
	T	36143.4	0.0000	7	30902.4	0.0001	13	30691.5	0.0005	600	30579.1	0.0022	600	30454.6	0.0001	130	31754.2
50	F	35251.3	0.0001	9	30899.1	0.0001	575	30692.0	0.0016	600	30579.1	0.0010	600	30454.6	0.0001	95	31575.2
	T	35251.3	0.0000	14	30899.1	0.0001	327	30691.5	0.0011	600	30579.1	0.0016	600	30454.6	0.0001	47	31575.1
100	F	35160.9	0.0000	8	30899.1	0.0001	399	30691.5	0.0000	< 1	30579.1	0.0000	< 1	30454.6	0.0000	< 1	31557.0
$END^-$		36439.5			31086.5			30772.6			30611.3			30457.7			

$n$  – porcentagem de chaves em relação ao total de arestas

$p$  – postergar chaves (T) ou não (F)

$r$  – porcentagem de realocações em relação à quantidade chaves

\* – resultado igual a quando não há realocações, devido à quantidade de realocações calculada  $r$  ser inferior a 1

$END$  – energia não distribuída ( $kWh$ /ano)

$END^-$  – média das energias não distribuídas ( $kWh$ /ano)

$Gap = (UB - LB)/UB$ .

$temp$  – tempo computacional em segundos

Tabela 5.8: Resultados Computacionais de *bus\_135\_8.pos* sem Expansão de Rede

		<i>bus_135_8.pos</i>															
		n = 20			n = 40			n = 50			n = 60			n = 80			$END^-$
r	p	END	GAP	temp	END	GAP	temp	END	GAP	temp	END	GAP	temp	END	GAP	temp	$END^-$
0	F	12622.2	0.0000	< 1	9082.2	0.0000	< 1	8541.1	0.0000	< 1	8003.5	0.0000	< 1	7684.1	0.0000	< 1	9186.6
	T	12611.1	0.0000	< 1	9065.1	0.0000	< 1	8524.0	0.0000	< 1	7985.8	0.0000	1	7666.3	0.0000	< 1	9170.4
10	F	12622.2*	-	-	9082.2*	-	-	8541.1*	-	-	8003.5*	-	< 1	7669.1	0.0000	1	9183.6
	T	12611.1*	-	-	9065.1*	-	-	8524.0*	-	-	7985.8*	-	< 1	7666.3	0.0000	< 1	9170.4
30	F	12622.2*	-	-	9067.3	0.0000	< 1	8523.4	0.0000	< 1	7985.8	0.0000	< 1	7666.3	0.0000	< 1	9173.0
	T	12611.1*	-	-	9064.5	0.0000	< 1	8523.4	0.0000	< 1	7985.8	0.0000	< 1	7666.3	0.0000	< 1	9170.2
50	F	12607.3	0.0000	< 1	9064.5	0.0000	< 1	8523.4	0.0000	< 1	7985.8	0.0000	< 1	7666.3	0.0000	< 1	9169.4
	T	12607.3	0.0000	< 1	9064.5	0.0000	< 1	8523.4	0.0000	< 1	7985.8	0.0000	< 1	7666.3	0.0000	< 1	9169.4
100	F	12605.1	0.0000	< 1	9064.5	0.0000	< 1	8523.4	0.0001	< 1	7985.8	0.0000	< 1	7666.3	0.0000	< 1	9169.0
$END^-$		12613.2			9068.8			8527.4			7989.7			7668.5			

$n$  – porcentagem de chaves em relação ao total de arestas

$p$  – postergar chaves (T) ou não (F)

$r$  – porcentagem de realocações em relação à quantidade chaves

\* – resultado igual a quando não realocações, devido à quantidade de realocações calculada  $r$  ser inferior a 1

END – energia não distribuída ( $kWh$ /ano)

$END^-$  – média das energias não distribuídas ( $kWh$ /ano)

Gap =  $(UB - LB)/UB$ .

temp – tempo computacional em segundos

Tabela 5.9: Resultados Computacionais de *bus\_201\_3.pos* sem Expansão de Rede

<i>bus_201_3.pos</i>																	
		n = 20			n = 40			n = 50			n = 60			n = 80			$END^-$
r	p	END	GAP	temp	$END^-$												
0	F	11491.1	0.0000	3	11070.7	0.0000	0	11037.4	0.0000	< 1	11029.7	0.0000	< 1	11026.3	0.0000	< 1	11131.0
	T	11118.6	0.0000	67	11032.7	0.0003	600	11037.4	0.0001	477	11026.8	0.0000	< 1	11025.7	0.0000	< 1	11048.2
10	F	11289.2	0.0000	170	11035.7	0.0001	524	11037.4	0.0001	186	11026.6	0.0000	< 1	11025.7	0.0000	< 1	11082.9
	T	11111.3	0.0001	46	11031.7	0.0002	600	11027.4	0.0000	30	11026.6	0.0000	< 1	11025.7	0.0000	< 1	11044.5
30	F	11115.7	0.0001	14	11030.5	0.0001	600	11026.9	0.0001	1	11026.6	0.0000	< 1	11025.7	0.0000	< 1	11045.0
	T	11104.9	0.0003	600	11030.5	0.0002	600	11027.0	0.0000	1	11026.6	0.0000	< 1	11025.7	0.0000	< 1	11042.9
50	F	11101.9	0.0003	600	11030.1	0.0001	600	11026.9	0.0000	1	11026.6	0.0000	< 1	11025.7	0.0000	< 1	11042.2
	T	11101.6	0.0003	600	11030.1	0.0001	600	11027.0	0.0000	1	11026.6	0.0000	< 1	11025.7	0.0000	< 1	11042.2
100	F	11099.5	0.0003	600	11030.1	0.0001	600	11027.2	0.0000	< 1	11026.6	0.0000	< 1	11025.9	0.0000	< 1	11041.8
$END^-$		11170.4			11035.7			11030.5			11026.9			11025.7			

$n$  – porcentagem de chaves em relação ao total de arestas

$p$  – postergar chaves (T) ou não (F)

$r$  – porcentagem de realocações em relação à quantidade chaves

END – energia não distribuída ( $kWh/ano$ )

$END^-$  – média das energias não distribuídas ( $kWh/ano$ )

Gap =  $(UB - LB)/UB$ .

temp – tempo computacional em segundos

Tabela 5.10: Resultados Computacionais de *bus\_873\_7.pos* sem Expansão de Rede

<i>bus_873_7.pos</i>																	
		n = 20			n = 40			n = 50			n = 60			n = 80			$END^-$
r	p	END	GAP	temp	$END^-$												
0	F	3177784	0.0250	600	3095351	0.0018	600	3090966	0.0005	600	3089615	0.0001	600	3088613	0.0000	< 1	3108465
	T	3100829	0.0034	600	3090798	0.0007	600	3089638	0.0004	600	3088905	0.0001	600	3088700	0.0000	6	3091774
10	F	3112284	0.0073	600	3090701	0.0007	600	3089484	0.0003	600	3088827	0.0001	600	3088660	0.0000	6	3093991
	T	3099096	0.0030	600	3090513	0.0006	600	3089451	0.0003	600	3088825	0.0001	600	3088660	0.0000	3	3091309
30	F	3097442	0.0027	600	3090244	0.0005	600	3089293	0.0002	600	3088797	0.0001	600	3088633	0.0000	3	3090881
	T	3097065	0.0025	600	3090362	0.0006	600	3089349	0.0003	600	3088804	0.0001	600	3088633	0.0000	3	3090842
50	F	3096160	0.0020	600	3090282	0.0006	600	3089292	0.0003	600	3088805	0.0001	600	3088667	0.0000	2	3090842
	T	3096229	0.0022	600	3090256	0.0006	600	3089323	0.0003	600	3088800	0.0001	600	3088667	0.0000	3	3090655
100	F	3095950	0.0019	600	3090227	0.0005	600	3089293	0.0000	< 1	3088776	0.0000	< 1	3088475	0.0000	< 1	3090544
$END^-$		3108093			3090970			3089565			3088906			3088634			

$n$  – porcentagem de chaves em relação ao total de arestas

$p$  – postergar chaves (T) ou não (F)

$r$  – porcentagem de realocações em relação à quantidade chaves

END – energia não distribuída ( $kWh/ano$ )

$END^-$  – média das energias não distribuídas ( $kWh/ano$ )

Gap =  $(UB - LB)/UB$ .

temp – tempo computacional em segundos

Os resultados das tabelas presentes nesta seção mostram que o modelo foi competente ao encontrar soluções ótimas, ou muito próximas das soluções ótimas, considerando incertezas nos dados e expansões de redes.

A Figura 5.5 ilustra os resultados para a rede *bus\_873\_7*, onde nota-se que os valores de END com postergação e realocação de chaves são próximos. Por outro lado, os resultados quando não há postergações e realocações se mostraram muito discrepantes quando há poucas chaves. Um possível motivo dessa diferença acentuada se deve a nós com grande cargas e duração de falhas serem adicionados nos cenários futuros. Portanto, postegar e realocar chaves em arestas adicionadas na expansão se mostrou vantajoso.

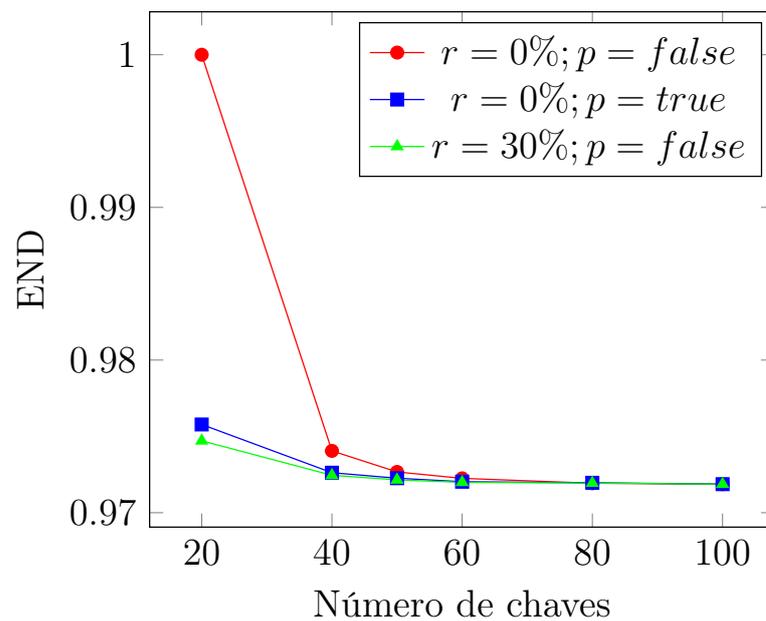


Figura 5.5: END da rede *bus\_873\_7.pos* com expansão em função da quantidade de chaves.

## Capítulo 6

# Considerações Finais

Este trabalho apresenta metodologias para incorporar as incertezas inerentes do processo de decisão da alocação de chaves, utilizando programação estocástica em dois estágios. Fundamentado neste conceito, conseguimos estender o modelo PLIM do problema de alocação de chaves usando iflows a fim de incorporar incertezas dos cenários futuros.

Para examinar os efeitos da alocação de chaves com incertezas, realizamos experimentos em redes com e sem expansão. Observou-se que postergar alocações de chaves é em alguns casos uma alternativa vantajosa para reduzir a END. Mais precisamente, é possível afirmar que a estratégia de postergação permite aprimorar as soluções, em particular nos casos onde o número de realocações é baixo. Porém, esse benefício diminui quando a quantidade de realocações atinge 30% das chaves disponíveis, de modo que a postergação se torna irrelevante nos resultados a partir de 60% de realocações.

A formulação proposta se mostrou escalável para grandes instâncias, conseguindo convergir para soluções ótimas dentro do tempo limite previamente definido. Para trabalhos futuros, há a possibilidade de adicionar outras variáveis como tipos de chaves, o custo de chave e realocações, possibilidade de falha em chaves, dentre outros. Também é possível estender o modelo para aceitar múltiplos estágios futuros, e encontrar os possíveis benefícios de planejamento a longo prazo.

## Referências Bibliográficas

- [1] Ravindra K Ahuja, Thomas L Magnanti, and James B Orlin. *Network flows*. 1988.
- [2] Daniel Pinheiro Bernardon, Mauricio Sperandio, Vinícius Jacques Garcia, Luciane Neves Canha, Alzenira da Rosa Abaide, and Eric Fernando Boeck Daza. Ahp decision-making algorithm to allocate remotely controlled switches in distribution networks. *IEEE Transactions on Power Delivery*, 26(3):1884–1892, 2011.
- [3] John R Birge and Francois Louveaux. *Introduction to stochastic programming*. Springer Science & Business Media, 2011.
- [4] P.M.S. Carvalho, L.A.F.M. Ferreira, and A.J.C. da Silva. A decomposition approach to optimal remote controlled switch allocation in distribution systems. *IEEE Transactions on Power Delivery*, 20(2):1031–1036, 2005.
- [5] Laura Silva de Assis, José Federico Vizcai, Fabio Luiz Usberti, Christiano Lyra, Celso Cavellucci, Fernando J Von Zuben, et al. Switch allocation problems in power distribution systems. *IEEE Transactions on Power Systems*, 30(1):246–253, 2014.
- [6] Mohammad Farajollahi, Mahmud Fotuhi-Firuzabad, and Amir Safdarian. Optimal placement of sectionalizing switch considering switch malfunction probability. *IEEE Transactions on Smart Grid*, 10(1):403–413, 2017.
- [7] Rajesh Kavasseri and Cristinel Ababei. *REDS: REpository of Distribution Systems*, acessado em 24 de Outubro de 2023.
- [8] Gregory Levitin, Shmuel Mazal-Tov, and David Elmakis. Optimal sectionalizer allocation in electric distribution systems by genetic algorithm. *Electric Power Systems Research*, 31(2):97–102, 1994.
- [9] Adel Moradi and M. Fotuhi-Firuzabad. Optimal switch placement in distribution systems using trinary particle swarm optimization algorithm. *IEEE Transactions on Power Delivery*, 23(1):271–279, 2008.
- [10] Fábio Miranda Rodrigues, Leandro Ramos de Araujo, and Débora Rosana Ribeiro Penido. Improvement of reliability indices and costs in distribution systems considering multiple scenarios through switch reallocation. *Journal of Control, Automation and Electrical Systems*, 31(6):1508–1519, 2020.
- [11] Ronald N. Allan Roy Billinton. *Reliability evaluation of power systems*. Springer New York, NY, second edition, 1996.

- [12] Alireza Shahsavari, Alireza Fereidunian, and Seyed Mahdi Mazhari. A joint automatic and manual switch placement within distribution systems considering operational probabilities of control sequences. *International Transactions on Electrical Energy Systems*, 25(11):2745–2768, 2015.
- [13] Jen-Hao Teng and Yi-Hwa Liu. A novel acs-based optimum switch relocation method. *IEEE Transactions on Power Systems*, 18(1):113–120, 2003.
- [14] Jen-Hao Teng and Chan-Nan Lu. Feeder-switch relocation for customer interruption cost minimization. *IEEE transactions on power delivery*, 17(1):254–259, 2002.
- [15] Fábio Luiz Usberti, Celso Cavellucci, and Christiano Lyra. Interruption flows for reliability evaluation of power distribution networks. *Operational Research*, 23(1):4, 2023.