
Metodologia de Posicionamento de Religadores e Dimensionamento
de Rede de Fibra Óptica para Automação de Sistemas de Energia

Rafael Ribeiro de Carvalho Vaz

**TERMO DE CIÊNCIA E DE AUTORIZAÇÃO PARA DISPONIBILIZAR VERSÕES ELETRÔNICAS
DE TESES E
DISSERTAÇÕES NA BIBLIOTECA DIGITAL DA UFG**

Na qualidade de titular dos direitos de autor, autorizo a Universidade Federal de Goiás (UFG) a disponibilizar, gratuitamente, por meio da Biblioteca Digital de Teses e Dissertações (BDTD/UFG), regulamentada pela Resolução CEPEC nº 832/2007, sem ressarcimento dos direitos autorais, de acordo com a Lei nº 9610/98, o documento conforme permissões assinaladas abaixo, para fins de leitura, impressão e/ou *download*, a título de divulgação da produção científica brasileira, a partir desta data.

1. Identificação do material bibliográfico: Dissertação Tese

2. Identificação da Tese ou Dissertação:

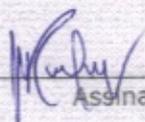
Nome completo do autor: Rafael Ribeiro de Carvalho Vaz

Título do trabalho: Metodologia de Posicionamento de Religadores e Dimensionamento de Rede de Fibra Óptica para Automação de Sistemas de Energia

3. Informações de acesso ao documento:

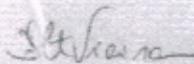
Concorda com a liberação total do documento SIM NÃO¹

Havendo concordância com a disponibilização eletrônica, torna-se imprescindível o envio do(s) arquivo(s) em formato digital PDF da tese ou dissertação.



Assinatura do(a) autor(a)²

Ciente e de acordo:



Assinatura do(a) orientador(a)²

Data: 05 / 09 / 2012

¹ Neste caso o documento será embargado por até um ano a partir da data de defesa. A extensão deste prazo suscita justificativa junto à coordenação do curso. Os dados do documento não serão disponibilizados durante o período de embargo.

Casos de embargo:

- Solicitação de registro de patente
- Submissão de artigo em revista científica
- Publicação como capítulo de livro
- Publicação da dissertação/tese em livro

²A assinatura deve ser escaneada.

Metodologia de Posicionamento de Religadores e Dimensionamento de Rede de Fibra Óptica para Automação de Sistemas de Energia

Rafael Ribeiro de Carvalho Vaz

Orientador: Prof. Dr. Flávio Henrique Teles Vieira

Dissertação apresentada ao Escola de Engenharia Elétrica, Mecânica e de Computação – EMC-UFG, como parte dos requisitos para obtenção do título de Mestre em Engenharia – Elétrica e de Computação. *VERSÃO REVISADA.*

UFG – Goiânia

Agosto de 2017

Ficha de identificação da obra elaborada pelo autor, através do Programa de Geração Automática do Sistema de Bibliotecas da UFG.

Ribeiro de Carvalho Vaz, Rafael
Metodologia de Posicionamento de Religadores e Dimensionamento de Rede de Fibra Óptica para Automação de Sistemas de Energia [manuscrito] / Rafael Ribeiro de Carvalho Vaz. - 2017. 198 f.: il.

Orientador: Prof. Dr. Flávio Henrique Teles Vieira.
Dissertação (Mestrado) - Universidade Federal de Goiás, Escola de Engenharia Elétrica, Mecânica e de Computação (EMC), Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica e de Computação, Goiânia, 2017.

Bibliografia. Apêndice.

Inclui siglas, abreviaturas, algoritmos, lista de figuras, lista de tabelas.

1. Self-Healing. 2. Redes Elétricas Inteligentes. 3. Redes de Fibra Óptica em Malha. 4. Otimização. 5. Indicadores ANEEL. I. Henrique Teles Vieira, Flávio, orient. II. Título.

CDU 621.3

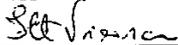


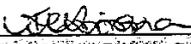
Ata de Defesa de Dissertação de Mestrado

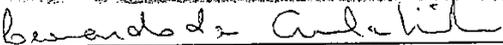
Ata da sessão de julgamento da Dissertação de Mestrado em Engenharia Elétrica e de Computação, área de concentração Engenharia Elétrica, do candidato Rafael Ribeiro de Carvalho Vaz, realizada em 24 de Agosto de 2017.

Aos 27 dias do mês de Agosto de dois mil e dezessete, às 14:00 horas, na sala Sala Pilocarpus Jaborandi Holmes do Laboratório de Engenharia Multimeios (Engemulti), bloco G da Escola de Engenharia Elétrica, Mecânica e de Computação (EMC), Universidade Federal de Goiás (UFG), reuniram-se os seguintes membros da Comissão Examinadora designada pela Coordenadoria do Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica e de Computação: os Doutores Flávio Henrique Teles Vieira – Orientador(a) (EMC/UFG), Telma Woerle de Lima Soares – INF/UFG, Leonardo da Cunha Brito – EMC/UFG e Sérgio Granato de Araújo – EMC/UFG para julgar a Dissertação de Mestrado de Rafael Ribeiro de Carvalho Vaz, intitulada "Metodologia de Posicionamento de Religadores e Dimensionamento de Rede de Fibra Óptica para Automação de Sistemas de Energia", apresentada pelo candidato como parte dos requisitos necessários à obtenção do grau de Mestre, em conformidade com a regulamentação em vigor. O(A) Professor(a) Doutor(a) Flávio Henrique Teles Vieira, Presidente da Comissão, abriu a sessão e apresentou o candidato que discorreu sobre seu trabalho, após o que, foi arguido pelos membros da Comissão na seguinte ordem: Telma Woerle de Lima Soares – INF/UFG, Leonardo da Cunha Brito – EMC/UFG e Sérgio Granato de Araújo – EMC/UFG. A parte pública da sessão foi então encerrada e a Comissão Examinadora reuniu-se em sessão reservada para deliberar. A Comissão julgou então que o candidato, tendo demonstrado conhecimento suficiente, capacidade de sistematização e argumentação sobre o tema de sua Dissertação, foi considerado aprovado e deve satisfazer as exigências listadas na Folha de Modificação, em anexo a esta Ata, no prazo máximo de 60 dias, ficando o professor orientador responsável por atestar o cumprimento dessas exigências. Os membros da Comissão Examinadora descreveram as justificativas para tal avaliação em suas respectivas Folhas de Avaliação, anexas a esta Ata. Nada mais havendo a tratar, o presidente da Comissão declarou encerrada a sessão. Nos termos do Regulamento Geral dos Cursos de Pós-graduação desta Universidade, a presente Ata foi lavrada, lida e, julgada conforme, segue assinada pelos membros da Comissão supracitados e pelo candidato. Goiânia, 24 de Agosto de 2017.

Comissão Examinadora designada:


Flávio Henrique Teles Vieira – Orientador(a) (EMC/UFG) (Avaliação: APROVADO)


Telma Woerle de Lima Soares – Instituto de Informática UFG (Avaliação: Aprovado)


Leonardo da Cunha Brito – EMC-UFG (Avaliação: Aprovado)


Sérgio Granato de Araújo – EMC-UFG (Avaliação: Aprovado)

Candidato(a):


Rafael Ribeiro de Carvalho Vaz

AGRADECIMENTOS

Agradeço aos meus pais que me apoiaram nessa caminhada. Agradeço a Milene Correa Domingues pelos momentos de luta que passamos juntos sempre estando ao meu lado. Registro um agradecimento especial ao Prof. Dr. Colemar Arruda e Prof. Dr. Sérgio Granato que foram fundamentais para o meu crescimento acadêmico, profissional e, principalmente, como pessoa. O Prof. orientador Dr. Flávio Henrique Teles Vieira sem o qual, com toda certeza, esse projeto não seria possível. A toda equipe do P&D 368 pela oportunidade de trabalhar no tema de Redes Elétricas Inteligentes.

RESUMO

VAZ, R. R. C.. **Metodologia de Posicionamento de Religadores e Dimensionamento de Rede de Fibra Óptica para Automação de Sistemas de Energia**. 2017. 192 f. Dissertação (Mestrado em Engenharia – Elétrica) – Escola de Engenharia Elétrica, Mecânica e de Computação (EMC/UFG), Goiânia – GO.

Este trabalho apresenta uma metodologia fim-a-fim para implantação de sistemas *Self-Healing* na rede de distribuição com o objetivo de redução da duração equivalente de interrupção por unidade consumidora em alimentadores. A metodologia desenvolvida consiste na definição dos alimentadores candidatos a receberem os sistemas de *Self-Healing* baseado no desempenho dos mesmos em relação a duração equivalente de interrupção por unidade consumidora. Nesses alimentadores são determinadas as unidades de transferência de carga considerando fluxo de potência pelo método de injeção de correntes e a coordenação da proteção. Uma vez escolhidas essas unidades, é realizada uma classificação dos alimentadores com o intuito de estabelecer uma ordem de prioridade para implantação dos sistemas utilizando teste de hipótese e programação linear binária. Para essa determinação de prioridade, além do DEC, são considerados a quantidade de unidades consumidoras bem como o de cargas críticas. Neste trabalho, o sistema de comunicação considerado para interligar os religadores é baseado em redes de fibra óptica em malha. Com intuito de dimensionar o sistema de comunicação de forma que este seja confiável e de baixo custo, são aplicados algoritmos mono e multiobjetivo para otimização da rede, sendo proposta uma metodologia envolvendo cálculo de confiabilidade da rede

Palavras-chave: *Self-Healing*, Redes Elétricas Inteligentes, Redes de Fibra Óptica em Malha, Otimização, Indicadores ANEEL.

ABSTRACT

VAZ, R. R. C.. **Metodologia de Posicionamento de Religadores e Dimensionamento de Rede de Fibra Óptica para Automação de Sistemas de Energia**. 2017. 192 f. Dissertação (Mestrado em Engenharia – Elétrica) – Escola de Engenharia Elétrica, Mecânica e de Computação (EMC/UFG), Goiânia – GO.

This work presents an end-to-end methodology for the deployment of *Self-Healing* systems in the distribution grid in order to decrease DEC in feeders. The methodology developed consists in choosing feeders to receive *Self-Healing* systems based on their performance in relation to the DEC. It is determined load transfer units considering power flow by the current injection method and protection coordination for these feeders. Once the units are determined, a feeders rank is set to order the system implementation considering hypothesis testing and binary linear programming. For this rank, besides the DEC, the number of customers as well as critical loads are considered. The communication system is based on optical mesh networks where single and multi objective algorithms are applied to optimize the network in order to design a reliable and low cost communication system.

Key-words: Self-Healing, SmartGrid, Meshed Optical Networks, Optimization, ANEEL Metrics.

LISTA DE ILUSTRAÇÕES

Figura 1 – Faixas de tensão em relação a referência.	32
Figura 2 – Mapa de intensidade do DEC ponderado da região metropolitana de Goiânia para o ano de 2014.	36
Figura 3 – Diagrama unifilar	47
Figura 4 – Diagrama unifilar com 3 barras	49
Figura 5 – Componentes Simétricas	53
Figura 6 – Representação da matriz Jacobiana para um sistema de distribuição com geração distribuída.	55
Figura 7 – Disco de indução de um relé eletromecânico.	58
Figura 8 – Esquema de uma chave fusível.	61
Figura 9 – Localização do elo fusível protegido e dos elos fusíveis protetores.	62
Figura 10 – Exemplo de um <i>cluster</i> do tipo 2.5-2.5.	65
Figura 11 – Cluster misto do tipo 1,5-2,5.	66
Figura 12 – Situação demanda de interação de clusters.	66
Figura 13 – Resultado final da interação entre os <i>clusters</i> para o exemplo da Figura 12.	67
Figura 14 – Arquitetura interna do software OpenDSS.	68
Figura 15 – Ilustração do algoritmo de fluxo de potência do OpenDSS.	69
Figura 16 – Fluxograma do software de análise de sistemas de potência desenvolvido para estudos de Fluxo de Potência em <i>clusters</i> de Religadores.	70
Figura 17 – Cluster 3 do piloto de <i>Self-Healing</i> na GUI.	70
Figura 18 – Manobras analisadas no <i>cluster 3</i>	74
Figura 19 – Zonas de medição para os elementos <i>EnergyMeter</i>	75
Figura 20 – Análise pré manobra do fluxo de potência no <i>cluster 3</i>	76
Figura 21 – Perfil de Tensão com tensão na barra <i>swing</i> de 1.0 PU para:	77
Figura 22 – Perfil de Tensão com tensão na barra <i>swing</i> de 1.0 PU para:	78
Figura 23 – Perfil de Tensão com tensão na barra <i>swing</i> de 1.0 PU para:	79
Figura 24 – Caminho entre o religador TIE do <i>cluster 3</i> e as respectivas saídas das SEs	80
Figura 25 – Limiares de tensão e corrente para a manobra 1 do <i>cluster 3</i>	80
Figura 26 – Coordenograma para a manobra 1 do <i>cluster 3</i>	81
Figura 27 – Limiares de tensão e corrente para a manobra 2 do <i>cluster 3</i>	82
Figura 28 – Coordenograma para a manobra 2 do <i>cluster 3</i>	83
Figura 29 – Comparativo entre as posições atuais e sugeridas pelo Algoritmo 3	84
Figura 30 – Árvore de Busca para um problema com 3 variáveis.	87

Figura 31 – Fluxograma do projeto de <i>clusters</i> de religadores para sistemas <i>Self-Healing</i> .	91
Figura 32 – Probabilidade por horário da corrente ultrapassar o limite de operação por NODE e Cluster.	94
Figura 33 – Perfil tridimensional da probabilidade por horário da corrente ultrapassar o pickup por NODE e Cluster.	95
Figura 34 – Probabilidade por horário da corrente ultrapassar o limite de operação por NODE e <i>cluster</i> com destaque por frequência.	95
Figura 35 – Corrente média por Horário, NODE e Cluster.	96
Figura 36 – Ultrapassagem média em relação a máxima corrente de operação por Horário, NODE e Cluster.	97
Figura 37 – Histograma de frequência de ultrapassagem da corrente máxima de operação dos Nodes.	97
Figura 38 – Histograma de frequência de ultrapassagem da corrente máxima de operação dos Nodes no horário de pico (08-19h).	98
Figura 39 – Análise dos indicadores Estatísticos por NODE e Cluster.	99
Figura 40 – Análise sobre o máximo dos indicadores Estatísticos por NODE e Cluster.	100
Figura 41 – Análise sobre a média dos indicadores Estatísticos por NODE e Cluster.	100
Figura 42 – Classificação considerando o máximo dos indicadores estatísticos dos Nodes dentro do Cluster.	101
Figura 43 – Classificação considerando a média dos indicadores estatísticos dos Nodes dentro do Cluster.	101
Figura 44 – Curva de Pareto sobre a probabilidade de ultrapassagem da corrente limite para os <i>clusters</i> escolhidos.	103
Figura 45 – Curva de Pareto sobre a probabilidade de ultrapassagem da corrente limite no horário de pico (08-19h) para os <i>clusters</i> escolhidos.	104
Figura 46 – Estrutura básica de uma rede PON	108
Figura 47 – Estrutura de uma AMI	110
Figura 48 – Ilustração do Funcionamento de uma ROM a) em regime permanente e b) e em situação de contingenciamento.	111
Figura 49 – Arte gráfica para apresentar a Rede <i>MetroGyn</i>	112
Figura 50 – Diagrama lógico da Rede <i>MetroGyn</i>	113
Figura 51 – Proposta da Rede <i>MetroGyn</i> suportando as ROM.	114
Figura 52 – Rede <i>MetroGyn</i> - Destaque para as caixas de emenda.	115
Figura 53 – Religadores do Piloto sobrepostos à <i>MetroGyn</i>	116
Figura 54 – <i>Clusters</i> de Religadores do Piloto sobrepostos à <i>MetroGyn</i>	116
Figura 55 – Exemplo de Árvore Geradora	119
Figura 56 – Exemplos de grafos:	124
Figura 57 – Subrotas no problema TSP	125
Figura 58 – Ilustração do problema de simulação de eventos raros a partir de um grafo	127

Figura 59 – Representação do total de rotas do site do estudo de caso.	132
Figura 60 – Solução do TSP LP sem eliminação de subrotas.	133
Figura 61 – Solução do TSP LP sem subrotas.	134
Figura 62 – Solução do TSP CE.	134
Figura 63 – Evolução dos pesos da matriz P ao longo de cada iteração.	141
Figura 64 – Algoritmo Proposto: TSP via Entropia Cruzada com Determinação de Redundâncias:	142
Figura 65 – Diagrama lógico da ROM.	143
Figura 66 – Algoritmo Genético.	143
Figura 67 – Anel obtido pelo Algoritmo Genético para Solucionar o Problema TSP.	143
Figura 68 – Distância da Melhor Rota obtida como Solução do TSP a cada Geração do Algoritmo Genético.	144
Figura 69 – Solução encontrada considerando 3 enlaces por roteador	144
Figura 70 – Modelo de confiabilidade para componentes arranjados em série.	147
Figura 71 – Modelo de confiabilidade para componentes arranjados em paralelo.	147
Figura 72 – Grafo orientado para estimativa da confiabilidade utilizando simulação Monte Carlo.	152
Figura 73 – Árvore geradora mínima de 72.	152
Figura 74 – Árvore geradora mínima de 72 modificada.	153
Figura 75 – Exemplo de rede para ilustrar o cálculo da confiabilidade com diferentes probabilidades de falha nos enlaces.	154
Figura 76 – Grafo dirigido formado com base nos valores da Tabela 15.	157
Figura 77 – Confiabilidade versus Parâmetro de Robustez	158
Figura 78 – Comparação de curvas de confiabilidade para o método do Parâmetro de Robustez	158
Figura 79 – Esquematização da abordagem 2.	161
Figura 80 – Fronteira de Pareto Ótima.	162
Figura 81 – Procedimento NSGA-II.	165
Figura 82 – Esquema de Seleção do algoritmo NSGA-II.	166
Figura 83 – Distância de Aglomeração para a solução i	167
Figura 84 – Esquemático ilustrando os procedimentos de geração de descendentes adotado no NSGA-II.	170
Figura 85 – Frente de Pareto obtida pelo Algoritmo Proposto de projeto multiobjetivo de ROM.	171
Figura 86 – Otimização Multiobjetivo de ROMs - Solução de	173

LISTA DE ALGORITMOS

Algoritmo 1 – Algoritmo Newton-Rapson para solução do fluxo de potência.	52
Algoritmo 2 – Algoritmo para solução do fluxo de potência desbalanceado utilizando o método de injeção de correntes.	56
Algoritmo 3 – Algoritmo para alocação de chaves de manobra.	72
Algoritmo 4 – Algoritmo para avaliação de manobras.	73
Algoritmo 5 – Algoritmo para alocação de chaves de manobra Generalizado.	74
Algoritmo 6 – Algoritmo CE para otimização combinatória	129
Algoritmo 7 – Algoritmo para evitar o aparecimento de subrotas	131
Algoritmo 8 – Algoritmo para definição de redundâncias na ROM.	132
Algoritmo 9 – Algoritmo CE para otimização combinatória	139
Algoritmo 10 – Cálculo de Confiabilidade da Rede dada uma Matriz de Adjacência A e parâmetro de robustez ρ	150
Algoritmo 11 – Algoritmo para verificação da conexão da matriz de adjacência	150
Algoritmo 12 – Algoritmo de Monte Carlo para Estimação de Confiabilidade utilizando o método PC	151
Algoritmo 13 – Algoritmo para o cálculo de Distância de Aglomeração para uma determinada frente de dominância	168
Algoritmo 14 – Algoritmo de seleção por torneio segundo a Distância de Aglomeração	169
Algoritmo 15 – Algoritmo NSGA-II	169

LISTA DE TABELAS

Tabela 1 – Pontos de conexão em Tensão Nominal para sistemas de distribuição	32
Tabela 2 – Comparação entre arquiteturas de controle para sistemas de <i>Self-Healing</i> . . .	44
Tabela 3 – Correntes de <i>pickup</i> dos religadores das SEs do Piloto	92
Tabela 4 – Clusters <i>Self-Healing</i> Piloto P&D368	93
Tabela 5 – Tipos de <i>clusters</i> do Piloto.	93
Tabela 6 – Análise dos indicadores Estatísticos por NODE e Cluster.	99
Tabela 7 – Variáveis para a PLB.	102
Tabela 8 – Resultado da classificação utilizando PLB.	102
Tabela 9 – Dados da Redecomep	112
Tabela 10 – Rotas estimadas pelo TSP CE ao longo das iterações	135
Tabela 11 – Comparação do tempo de processamento do TSP	135
Tabela 12 – Redundâncias obtidas com o Algoritmo 8	136
Tabela 13 – Comparativo de tempo de execução entre os Algoritmos de Resolução do TSP: TSP CE, TSP PL e TSP AG	139
Tabela 14 – Valores aproximados de DEC por roteador óptico	155
Tabela 15 – Matriz de Adjacência.	156
Tabela 16 – Confiabilidade x Parâmetro de Robustez	156
Tabela 17 – Matriz de Adjacência considerando as taxas de reparo de 14 da rede ROM proposta.	159
Tabela 18 – Matriz de Adjacência considerando as taxas de reparo de 14 da rede em anel.	159
Tabela 19 – Valores dos objetivos por solução para ROM	172

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

ADMS	...	Advanced Distribution Management Systems
AG	Algoritmos Genéticos
AMI	Advanced Metering Infrastructure
ANEEL	..	Agência Nacional de Energia Elétrica
AODV	...	AdhocOn-demand Distance Vector routing
ATM	Asynchronous Transfer Mode
BT	Baixa Tensão
CAPEX	..	Capital expenditures
CE	Cross Entropy
CMC	Crude Monte Carlo
DEC	Duração Equivalente de Interrupção por Unidade Consumidora
DEC	Duração Equivalente de Interrupção por Unidade Consumidora
DEC	Duração Equivalente de Interrupção por Unidade Consumidora
DGA	Distribution Grid Area
DGO	Distribuidor Geral Óptico
DIC	Duração de Interrupção Individual por Unidade Consumidora
DICRI	Duração da Interrupção Individual Ocorrida em Dia Crítico
DICRI	Duração da Interrupção Individual Ocorrida em Dia Crítico
DIO	Distribuidores Internos Ópticos
DMIC	Duração Máxima de Interrupção Contínua por Unidade Consumidora
DMS	Distribution Management Systems
DOE	Department of Energy
DR	Deand Response
DRC	Duração relativa da transgressão de tensão crítica
DRP	Duração relativa da transgressão de tensão precária
EPON	Ethernet PON
EPRI	<i>Electrical Power Resource Institute</i>
ETL	Extract, Transform and Load
FDP	Função Densidade de Probabilidade
FEC	Frequência Equivalente de Interrupção por Unidade Consumidora
FIC	Frequência de Interrupção Individual por Unidade Consumidora

FTTH Fiber-to-the-Home
GPON Gigabit Passive Optical Network
GPRS Global Packet Radio Service
IDGC Indicador de Desempenho Global de Continuidade
IED Intelligent Electronic Devices
IHM Interface Homem Máquina
IS Importance Sampling
LR Likelihood Ratio
LT Linha de Transmissão
MAP Maximum a Posteriori
MCT Ministério da Ciência e Tecnologia
MOGA Multiple Objective Genetic Algorithm
MOO Multiobjective Optimization
MT Média Tensão
MTZ Miller–Tucker–Zemlin
NA Normalmente Aberta
NAN Neighborhood Area Networks
NAP Network Access Point
NF Normalmente Fechada
NPGA Niched-Pareto Genetic Algorithm
NSGA Non-Dominated Sorting Genetic Algorithm
NSGA-II . . . Elitist Non-Dominated Sorting Genetic Algorithm
ODN Rede de Distribuição Óptica
OLT Terminal de Linha Óptica
ONS Operador Nacional do Sistema
ONU Unidade de Rede Óptica
P&D Pesquisa e Desenvolvimento
PC Power Converter
PC Processo Construção
PD Power Delivery
PL Programação Linear
PLB Programação Linear Binária
PLI Programação Linear Inteira
PMD Physical Medium Dependent sublayers
PON Passive Optical Network
POS Passive Optical Splitter
PRODIST Procedimentos de Distribuição de Energia Elétrica no Sistema Elétrico Nacional

QoS Quality Of Service
RD Rede de Distribuição
RF Radio Frequência
RNP Rede Nacional de Ensino e Pesquisa
ROM Rede Ópticas em Malha
ROM Rede Óptica em Malha
RSS Remoção Secessiva de Subrotas
SC Sistema de Comunicação
SCADA .. Supervisory Control and Data Aquisition
SDEE Sistemas de Distribuição de Energia Elétrica
SE Subestação
SEP Sistema Elétrico de Potência
SGT Sistema de Gestão Técnica
SIN Sistema Interligado Nacional
TA Tensão de Atendimento
TL Tensão de Leitura
TR Tensão de Referência
TSP Travelling Salesman Problem
UC Unidades Consumidora
UTR Unidade Terminal Remota
VEGA Vector Evaluated Genetic Algorithm
WAN Wide Area Network

SUMÁRIO

1	INTRODUÇÃO	23
2	REGULAÇÃO E AUTOMAÇÃO DE SISTEMAS DE DISTRIBUIÇÃO DE ENERGIA ELÉTRICA	27
2.1	Indicadores ANEEL	27
2.2	Indicadores de Continuidade	28
2.2.1	<i>Indicadores de Continuidade Individuais de Unidades Consumidoras</i>	29
2.2.2	<i>Indicadores de Continuidade de Conjunto de Unidades Consumidoras</i>	30
2.2.3	<i>Indicador de Desempenho Global de Continuidade</i>	30
2.3	Indicadores de Conformidade	31
2.4	Aplicação das Compensações	33
2.5	Definição de Alimentadores Críticos em Termos dos Indicadores de Continuidade de Conjunto	34
2.6	Sistemas de Automação para Rede Elétrica	35
2.7	Sistemas <i>Self-Healing</i>	42
3	POSICIONAMENTO DE RELIGADORES BASEADOS EM CLUSTERIZAÇÃO PARA APLICAÇÕES DE <i>SELF-HEALING</i>	45
3.1	Fluxo de Potência	46
3.1.1	<i>Algoritmos para Solução do Fluxo de Potência</i>	48
3.1.2	<i>Fluxo de Potência para Sistemas Desbalanceados</i>	52
3.2	Coordenação da Proteção de Sistemas de Distribuição de Energia Elétrica	55
3.2.1	<i>Dispositivos de Proteção na Rede Elétrica</i>	58
3.3	Clusterização de Religadores	64
3.4	OPENDSS	68
3.5	Estudo de Caso	73
4	METODOLOGIA DE ESCOLHA DE <i>CLUSTERS</i> DE RELIGADORES PARA <i>SELF-HEALING</i>	85
4.1	Programação Linear Binária (PLB)	85
4.2	Testes de Hipóteses e Teoria da Decisão	87
4.3	Algoritmo Proposto para Escolha de <i>Clusters</i>	89
4.4	Estudo de Caso	91

5	REDES DE FIBRA ÓPTICA	105
5.1	Redes de Fibra Óptica	106
5.2	Arquitetura PON - Passive Optical Network	107
5.3	Rede Óptica em Malha (ROM)	110
5.4	Rede Metropolitana de Goiânia	111
5.5	Proposta de ROM para Redes Elétricas Inteligentes Utilizando a Redecomep - <i>MetroGyn</i>	113
6	DIMENSIONAMENTO DE REDE ÓPTICA BASEADA NA SOLUÇÃO DO PROBLEMA DO CAIXEIRO VIAJANTE	117
6.1	Conceitos da Teoria dos Grafos	117
6.2	Algoritmos de Minimização de Rede	119
6.3	Algoritmos de Menor Caminho	120
6.4	Otimização de ROM Utilizando TSP	123
6.4.1	<i>O Problema do Caixeiro Viajante (TSP)</i>	123
6.4.2	<i>Resolução do TSP Via Método de Entropia Cruzada</i>	126
6.4.3	<i>Entropia Cruzada (CE) para Solução do TSP</i>	129
6.4.4	<i>Estudo de Caso</i>	132
6.4.5	<i>Algoritmos Genéticos - AG</i>	136
6.4.6	<i>AG Proposto para Otimização de ROM Baseado em Distâncias</i>	138
7	DIMENSIONAMENTO DE REDE ÓPTICA EM MALHA CONSIDERANDO CONFIABILIDADE	145
7.1	Confiabilidade de Redes	145
7.2	Modelagem da Confiabilidade da Rede	146
7.3	Algoritmos para Estimação de Confiabilidade	148
7.3.1	<i>Método baseado no Parâmetro de Robustez</i>	149
7.3.2	<i>Método Processo Contrução - PC</i>	150
7.3.3	<i>Algoritmo para Estimação de Confiabilidade Considerando Diferentes Probabilidades de Falha de Enlace</i>	152
7.4	Aplicação dos Algoritmos de Estimação da Confiabilidade para ROM do piloto	155
7.5	Otimização Multiobjetivo para o Projeto de ROMs	159
7.5.1	<i>Dominância e Soluções Pareto Ótimas</i>	161
7.5.2	<i>Algoritmos Genéticos MultiObjetivo</i>	163
7.6	Aplicação do algoritmo NSGA-II para o projeto de ROM	170
8	CONSIDERAÇÕES FINAIS	175
	REFERÊNCIAS	179

APÊNDICE A	RESOLUÇÃO DO PROBLEMA DE FLUXO DE POTÊNCIA PELO MÉTODO DE INJEÇÃO DE CORRENTES	187
-------------------	---	------------

Lista de Publicações

1. Vaz, R. R. C. Vieira, Flávio H. T. De Deus Júnior, G. A. Araújo, S. G. Queiroz, P. Aplicação do Método de Entropia Cruzada para Projeto de Redes Ópticas em Malha via Resolução do TSP. In: Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional, 2016, Vitória ES. Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional. Vitória ES: SBPO 2016, 2016;
2. Vaz, R. R. C. Vieira, Flávio H. T. Araújo, S. G. Castro, M. S. Franco, R. A. P. de Deus Júnior, G. A. Determinação de Prioridade na Escolha de Religadores para Self-Healing Utilizando Programação Inteira e Análise Probabilística de Corrente. In: Simpósio Brasileiro de Sistemas Elétricos, 2016, Natal RN. SBSE 2016;
3. Rafael R. C. Vaz, Ricardo A. P. Franco, Flávio H. T. Vieira, Sérgio G. Araújo, Marcelo S. Castro, Getúlio A. D. Júnior, Algoritmo Baseado Em Programação Inteira e Análise Estatística de Corrente para Escolha de Religadores em Sistemas com Self-Healing, CBA 2016;
4. Vaz, R. R. C. Vieira, Flávio H. T. Araújo, S. G. Dimensionamento Ótimo da Infraestrutura de uma Smart Grid Baseada em rede mesh e PLC Utilizando Simulated Anneling, WmiMo Catalão, novembro 2015;

INTRODUÇÃO

O Sistema Elétrico de Potência (SEP), em sentido amplo, compreende o conjunto de todas as instalações e equipamentos destinados à geração, transmissão e distribuição de energia elétrica. O sistema de geração de energia elétrica do Brasil é um sistema hidro-termo-eólico de grande porte com predominância de usinas hidrelétricas e múltiplos proprietários. Os sistemas de transmissão são responsáveis por escoar a produção de energia, geralmente, por linhas aéreas onde a energia é transportada em níveis de tensão iguais ou superiores a 230 kV. Essa energia chega ao sistema de distribuição através das subestações rebaixadoras.

O SEP brasileiro apresenta como particularidade grandes extensões de linhas de transmissão e um parque produtor de geração predominantemente hidráulico. No Brasil adota-se um modelo que busca a formação de um sistema interligado, sendo possível o aproveitamento e consumo da energia convertida pelas empresas de geração em qualquer ponto desse sistema interligado. Esse sistema é conhecido como Sistema Interligado Nacional (SIN) e é responsável por atender mais de 98% do mercado brasileiro de energia elétrica. As instalações de transmissão em tensão igual ou superior a 230kV formam a Rede Básica de responsabilidade do Operador Nacional do Sistema (ONS).

A fronteira entre a rede básica e o Sistema de Distribuição é demarcada pela subestação de distribuição. A partir desse ponto o sistema de distribuição pode ser subdividido, em função da tensão de operação, em rede de alimentação primária em Média Tensão (MT) e rede de alimentação secundária em Baixa Tensão (BT). Às concessionárias ou permissionárias de energia cabe a operação dos sistemas de distribuição.

Sistemas de Distribuição de Energia Elétrica (SDEEs) são responsáveis pela administração do fornecimento de energia aos centros urbanos e às áreas rurais, atendendo desde consumidores residenciais a grandes indústrias. Eles são constituídos por Subestações (SEs), alimentadores ou Redes de Distribuição (RDs), transformadores, equipamentos de proteção, equipamentos de manobra, dentre outros.

A rede de distribuição de energia tem característica radial com predominância aérea sendo susceptível à diversos agentes que podem comprometer o fornecimento de energia elétrica como quedas de árvores, acidentes automobilísticos, vandalismo e intempéries. Tais falhas podem acarretar na interrupção de grandes blocos de carga causando prejuízos financeiros e sociais aos clientes.

Os sistemas de distribuição possuem um nível de automação aquém do que se observa nos sistemas de geração e transmissão sendo muitas vezes restrito ao uso de religadores automáticos com o intuito de eliminar faltas transitórias. As concessionárias de energia elétrica têm sofrido com o aumento da exigência da qualidade do serviço por elas prestado tando do órgão regulador como de seus clientes. O aumento do nível de automação na rede de distribuição se torna um grande aliado no que tange ao reestabelecimento de forma rápida e segura do suprimento de energia elétrica à trechos de rede sobre falta.

As concessionárias de distribuição de energia elétrica devem fornecer energia elétrica aos consumidores com um alto nível de confiabilidade. Um dos parâmetros utilizados para aferir tal nível são as interrupções do fornecimento de energia. As concessionárias devem suprir a demanda de seus clientes com o menor número possível de interrupções e, quando da ocorrência dessas, o menor número possível de Unidades Consumidoras (UCs) deve ser atingido. Para a concessionária isso se traduz tanto como economia de capital quanto como excelência na prestação dos serviços.

A Agência Nacional de Energia Elétrica (ANEEL) é o órgão responsável por acompanhar, regular e fiscalizar as atividades das concessionárias de energia elétrica. Ela afere a qualidade do serviço prestado pelas empresas por meio de Indicadores de Continuidade e Conformidade do Serviço de Distribuição de Energia Elétrica. As concessionárias que não cumprirem as metas estabelecidas estão sujeitas a sanções, tais como o pagamento de compensações financeiras (multas). A cada ano, as metas se tornam mais exigentes, obrigando as empresas a realizar investimentos cada vez maiores na rede de distribuição (ZAMBON, 2006) (MELO; SILVA; VAZ, 2011). Para tanto as concessionárias têm investido na automação da rede de distribuição.

Os investimentos das concessionárias de energia na automação da rede de distribuição são crescentes, pois no contexto competitivo e regulamentado do mercado, a automação da rede de distribuição surge como um recurso para reduzir os custos operacionais e diminuir o tempo de descontinuidade de fornecimento de energia elétrica (aO, 2012).

As intervenções e contingências não programadas na rede de distribuição acontecem a todo momento e causam prejuízos para as concessionárias tanto com as perdas de faturamento pelo não fornecimento de energia como em multas impostas pelo órgão regulador. Não obstante para a sociedade tais intervenções e contingências, podem acaretar em avarias em equipamentos, transtornos em hospitais, trânsito, e perda de produção em indústrias, entre outros (TONELLI, 2015).

Dentro desta perspectiva, faz-se necessário, então, desenvolver um sistema integrado, combinando aquisição, processamento e análise de dados com o propósito de proporcionar a assistência necessária para realizar a automação, o controle e a tomada de decisão no ambiente de subestações de distribuição de energia elétrica (NORTHCOTE-GREEN; WILSON, 2006). Sendo assim, com o objetivo maximizar as condições operativas do sistema de distribuição, a automação desse sistema deve formar uma rede inteligente ou *Smart Grid*.

Uma das alternativas para melhorar os indicadores de continuidade é o uso de sistemas *Self-Healing*. Da ocorrência de um desligamento total ou parcial no fornecimento de energia elétrica, esses sistemas são capazes de reestabelecer o fornecimento de forma rápida e segura ao maior número possível de UCs afetadas inicialmente pela falta (VAZ *et al.*, 2013).

Este trabalho propõe uma metodologia fim-a-fim para implantação de sistemas *Self-Healing* na rede de distribuição com o objetivo de redução da Duração Equivalente de Interrupção por Unidade Consumidora (DEC) em alimentadores. A metodologia consiste na definição dos alimentadores nos quais se deseja implantar sistemas de *Self-Healing*, clusterização de religadores em alimentadores da rede de distribuição de modo a estabelecer unidades de transferência de carga que não ultrapassem os limites seguros para operação dos sistemas de distribuição de energia visando minimizar o número de UCs impactadas por uma falta - Capítulo 3, ranqueamento dos *clusters* a fim de estabelecer uma lista de prioridades para implantação dos mesmos utilizando teste de hipótese e programação linear - Capítulo 4 e, por fim, o projeto de uma rede óptica na topologia em malha para suportar o sistema de comunicação necessário para a supervisão e controle - Capítulos 6 e 7. Estudos de caso são realizados com base no piloto de *Self-Healing* do projeto de P&D368 ANEEL-CELG-UFG. A metodologia geral é descrita abaixo:

1. Mensurar os DECs ponderados dos alimentadores utilizando a Equação 2.16 - Capítulo 2;
2. Aplicar o **Algoritmo 5** - Capítulo 3 para o posicionamento de religadores baseados em clusterização de modo a não infringir os limites que garantem a operação segura dos SDEEs;
3. Ranqueamento dos *clusters* de religadores utilizando programação linear binária e teste de hipótese considerando a corrente pós-manobra, o número de unidades consumidoras e cargas críticas e do DEC ponderado nos *clusters* de religadores;
4. Executar o Algoritmo de otimização multiobjetivo NSGA-II (DEB *et al.*, 2002) - Capítulo 7 para o projeto de Redes Ópticas em Malha (ROMs) a fim de definir a frente de pareto em termos da confiabilidade dos enlaces e da distância de fibra óptica lançada.

A divisão dos capítulos é apresentada da seguinte forma:

- Capítulo 2 descreve a regulação dos SDEEs no âmbito dos indicadores da ANEEL dando subsídios para o projeto de *clusters* de religadores bem como a priorização de implantação de sistemas de *Self-Healing*. Neste mesmo capítulo são também abordados os sistemas de automação da distribuição como uma alternativa para redução dos indicadores ANEEL.
- Capítulo 3 descreve a metodologia de clusterização de religadores desenvolvida nesse trabalho. São apresentados os conceitos de clusterização, coordenação da proteção e fluxo de potência. A metodologia de clusterização propõe a aplicação do algoritmo de fluxo de potência de injeções de corrente e da coordenação da proteção a fim de estabelecer unidades de transferência de carga que não infrinjam os limiares estabelecidos no Capítulo 2.
- Capítulo 4 trata da metodologia de ranqueamento dos *clusters* de religadores voltados para sistemas de *Self-Healing*. A metodologia de ranqueamento se baseia na análise estatística de correntes e no uso da programação linear binária para avaliação dos *clusters* do ponto de vista dos indicadores de continuidade e unidades consumidoras.
- Capítulo 5 aborda os conceitos de redes de fibra óptica. Destaca-se o uso de redes de fibra óptica em malha como uma alternativa confiável e de com elevada taxa de transmissão de dados propiciando um cenário escalável para a concepção de um ambiente de comunicação propício a implantação de sistemas de monitoração e controle na rede de distribuição dentre eles os sistemas de *Self-Healing*. Neste capítulo, como estudo de caso, é também introduzido a rede MetroGyn que serve de *backhaul* para o escoamento do tráfego de redes em malha capilarizadas.
- Capítulo 6 apresenta uma metodologia de otimização de redes de fibra óptica em malha baseadas na solução do problema do caixeiro viajante no intuito de minimizar a distância lançada de fibra para iluminar os *clusters* de religadores. São avaliadas as seguintes técnicas para a otimização da rede de fibra óptica em malha: Programação Linear Binária, Entropia Cruzada e Algoritmo Genético.
- Capítulo 7 aborda o conceito de confiabilidade de redes. São apresentados métodos de estimação da confiabilidade de redes e proposto um algoritmo para a estimação de confiabilidades aplicado a redes de fibra óptica em malha com diferentes probabilidades de falha dos enlaces. É também realizado um estudo de otimização multiobjetivo baseado no algoritmo genético NSGA-II.
- Capítulo 8 trata das considerações finais do trabalho.

REGULAÇÃO E AUTOMAÇÃO DE SISTEMAS DE DISTRIBUIÇÃO DE ENERGIA ELÉTRICA

Por meio do PRODIST, especificamente o Módulo 8 ([ANEEL, 2016b](#)), a ANEEL estabelece os procedimentos relativos à qualidade do serviço prestado pelas distribuidoras além dos índices de confiabilidade. Neste capítulo é realizada uma explanação de tais indicadores aferidos pela ANEEL. Também são apresentados os conceitos de automação da distribuição como uma alternativa para mitigar, principalmente, os indicadores de continuidade.

2.1 Indicadores ANEEL

Os indicadores estabelecidos pela ANEEL com o intuito de mensurar a eficiência das distribuidoras de energia elétrica podem ser de dois tipos: Indicadores de Continuidade e Indicadores de Conformidade. Os indicadores de continuidade estão relacionados com a qualidade do serviço prestado pelas concessionárias enquanto os de conformidade expressão a qualidade do produto entregue aos consumidores.

A ANEEL entende o conceito de interrupção como descontinuidade parcial ou total do fornecimento de energia elétrica a uma determinada unidade consumidora, provocada por falha de dimensionamento ou dos componentes do sistema. Segundo o módulo 8 do PRODIST, considera-se que há interrupção sempre que a tensão de fornecimento for igual ou inferior a 70% (setenta por cento) da tensão nominal. Dentro do conceito de interrupção a ANEEL segmenta-os no Módulo 1 do PRODIST em ([ANEEL, 2016a](#)):

- **Interrupção momentânea de tensão:** Toda interrupção do sistema elétrico com duração menor ou igual a 3 (três) segundos.
- **Interrupção temporária de tensão:** Toda interrupção do sistema elétrico superior a 3 (três) segundos e inferior a 3 (três) minutos.

- **Interrupção de longa duração:** Toda interrupção do sistema elétrico com duração maior ou igual a 3 (três) minutos.
- **Interrupção de Emergência:** Desligamento manual de equipamento ou linha quando não há tempo hábil para comunicação com o centro de operação, realizado para evitar danos ao equipamento ou à linha e risco para a integridade física de pessoas, para a instalação, para o meio ambiente ou para o sistema.
- **Interrupção de fornecimento de caráter sistêmico:** Interrupção de fornecimento de energia elétrica que cause elevada concentração de chamadas junto à central de atendimento da distribuidora e que caracterize o respectivo dia ou período como atípico.
- **Interrupção do fornecimento:** Desligamento temporário da energia elétrica para conservação e manutenção da rede elétrica e em situações de casos fortuitos ou de força maior.
- **Interrupção em situação de emergência:** Interrupção motivada por caso fortuito ou de força maior, a ser comprovada documentalmente pela distribuidora.
- **Interrupção não programada:** Interrupção do fornecimento de energia elétrica aos consumidores motivada por desligamentos não programados de componentes do sistema elétrico.
- **Interrupção programada:** Interrupção antecedida de aviso prévio, por tempo preestabelecido, para fins de intervenção no sistema elétrico da distribuidora ou transmissora. A apuração dos indicadores de continuidade individuais deve considerar, obrigatoriamente, as interrupções de longa duração registradas pelo sistema de medição ininterrupta.

2.2 Indicadores de Continuidade

A Aneel exige que todas as distribuidoras certifiquem o processo de coleta e apuração dos indicadores de continuidade, com base nas normas da Organização Internacional para Normalização (do inglês - *International Organization for Standardization*) ISO 9000.

Outro ponto importante se refere às distribuidoras que suprem cargas localizadas em sistemas elétricos isolados, ou seja, não conectados ao SIN. Para essas distribuidoras, há critérios diferenciados de definição de limites dos indicadores Duração Equivalente de Interrupção por Unidade Consumidora (DEC) e Frequência Equivalente de Interrupção por Unidade Consumidora (FEC), frente às particularidades relacionadas ao difícil acesso e à dispersão dos consumidores, conforme metodologia estabelecida pela Aneel.

Os índices de confiabilidade são agrupados em indicadores individuais e indicadores de conjunto (coletivos). Eles são calculados para períodos de apuração mensais, trimestrais e anuais

com exceção do indicador Duração da Interrupção Individual Ocorrida em Dia Crítico (DICRI), que é apurado por interrupção ocorrida em dia crítico. Tais indicadores são definidos a seguir.

2.2.1 Indicadores de Continuidade Individuais de Unidades Consumidoras

Os indicadores individuais são apurados para todas as unidades consumidoras. Os indicadores são:

- Duração de Interrupção Individual por Unidade Consumidora (DIC) expresso em horas e centésimos de hora;
- Frequência de Interrupção Individual por Unidade Consumidora (FIC) expresso em número de interrupções, e;
- Duração Máxima de Interrupção Contínua por Unidade Consumidora (DMIC) expresso em horas e centésimos de hora.

A ANEEL define o DIC, o FIC e o DMIC como (ANEEL, 2016b):

$$DIC = \sum_{i=1}^n t(i) \quad (2.1)$$

$$FIC = n \quad (2.2)$$

$$DMIC = \max[t(i)] \quad (2.3)$$

onde i é o índice de interrupções da unidade consumidora no período de apuração, variando de 1 a n ; n o número de interrupções da unidade consumidora considerada, no período de apuração; $t(i)$ o tempo de duração da interrupção i da unidade consumidora considerada ou ponto de conexão, no período de apuração, e; $\max[t(i)]$ o valor correspondente ao tempo da máxima duração de interrupção contínua i , no período de apuração, verificada na unidade consumidora considerada, expresso em horas e centésimos de horas.

Outro indicador individual é a Duração da Interrupção Individual Ocorrida em Dia Crítico (DICRI). Este representa o valor, expresso em horas e centésimos de hora, em que a unidade consumidora ou ponto de conexão ficou sem energia em dia crítico e é dado por:

$$DICRI = t_{\text{crítico}} \quad (2.4)$$

onde $t_{\text{crítico}}$ é duração da interrupção ocorrida em dia crítico.

Os limites dos indicadores DIC e FIC são definidos para períodos mensais, trimestrais e anuais. O limite do indicador DMIC é definido para períodos mensais. O limite do indicador DICRI é definido para cada interrupção em dia crítico. O dia crítico é definido como aquele no qual a quantidade de ocorrências emergenciais em um conjunto elétrico ultrapasse determinado limite, estabelecido como a média mais três desvios padrões, dos valores diários verificados nos 24 meses do ano anterior (ANEEL, 2016b).

2.2.2 Indicadores de Continuidade de Conjunto de Unidades Consumidoras

A continuidade do fornecimento é avaliada pela ANEEL através de subdivisões das distribuidoras, denominadas Conjuntos Elétricos. Existem limites para indicadores associados a cada conjunto sendo que o conjunto elétrico pode ter abrangência variada. Conjuntos grandes podem abranger mais de um município, ao mesmo tempo que alguns municípios podem possuir mais de um conjunto. Os indicadores de continuidade de conjunto de unidades consumidoras são apurados por agrupamento de UCs e permitem uma visão setorizada do que acontece em cada conjunto. Os indicadores são:

- DEC: Duração Equivalente de Interrupção por Unidade Consumidora, expressa em horas e centésimos de hora;
- FEC: Frequência Equivalente de Interrupção por Unidade Consumidora, expressa em número de interrupções e centésimos do número de interrupções

A ANEEL define o DEC e o FEC como (ANEEL, 2016b):

$$DEC = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n DIC(i) \quad (2.5)$$

$$FEC = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n FIC(i) \quad (2.6)$$

onde i é índice de unidades consumidoras atendidas em baixa tensão (BT) ou média tensão (MT) faturadas do conjunto, n o número total de unidades consumidoras faturadas do conjunto no período de apuração, atendidas em BT ou MT.

2.2.3 Indicador de Desempenho Global de Continuidade

O Indicador de Desempenho Global de Continuidade (IDGC) é um indicador com periodicidade anual calculado através dos indicadores de conjunto de acordo com as seguintes etapas:

1. Cálculo dos indicadores anuais globais DEC e FEC da distribuidora, tanto dos valores apurados quanto dos limites;
2. cálculo do desempenho relativo anual para os indicadores DEC e FEC, que consiste na razão do valor apurado pelo limite dos indicadores;
3. cálculo do desempenho relativo global, que consiste na média aritmética simples entre os desempenhos relativos anuais dos indicadores DEC e FEC, com duas casas decimais; e
4. apuração do indicador de desempenho global de continuidade, obtido após a ordenação, de forma crescente, dos desempenhos relativos globais das distribuidoras.

O IDGC visa comparar o desempenho entre as distribuidoras. Este indicador permite avaliar o nível da continuidade do serviço prestado pela distribuidora em relação as metas estabelecidas para a sua área de concessão.

O cálculo do desempenho relativo global, que consiste na média aritmética simples entre os desempenhos relativos anuais dos indicadores DEC e FEC, dado por (ANEEL, 2016b):

$$DGC = \frac{\left(\frac{DEC_v}{DEC_p} + \frac{FEC_v}{FEC_p} \right)}{2} \quad (2.7)$$

onde DGC é o desempenho global de continuidade, DEC_v é o valor DEC por unidade consumidora apurado anualmente, DEC_p é o valor da meta anual do DEC unidade consumidora, FEC_v é o valor FEC por unidade consumidora apurado anualmente e FEC_p é o valor da meta anual do FEC unidade consumidora.

2.3 Indicadores de Conformidade

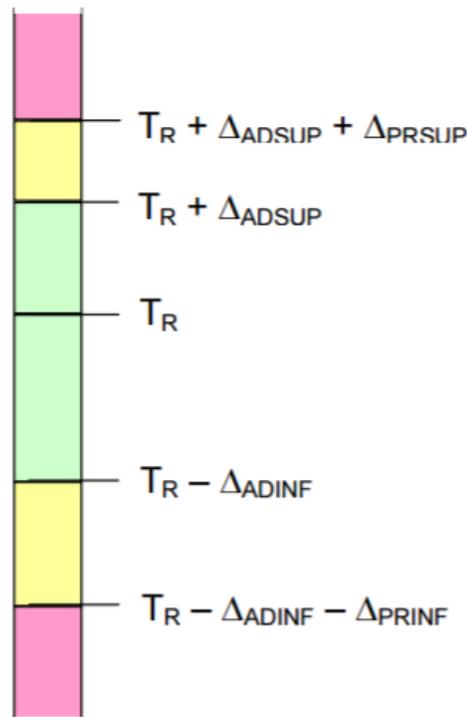
Os indicadores de conformidade atestam a qualidade do produto. A conformidade de tensão em regime permanente e as perturbações na forma de onda de tensão são utilizados como parâmetros de qualidade onde são gerados os indicadores.

Os indicadores de tensão em regime permanente são apurados trimestralmente, a partir de medições amostrais realizadas pelas distribuidoras em unidades consumidoras sorteadas dentro de sua área de concessão. As faixas de valores permitidas são apresentadas na Figura 1.

Na Figura 1 TR é a tensão de referência, Δ_{ADSUP} e Δ_{ADINF} correspondem respectivamente à variação máxima permitida em relação a TR superior e inferior sem violar a zona de tensão adequada. Δ_{PRSUP} e Δ_{PRINF} correspondem respectivamente a variação máxima permitida em relação ao limite da tensão superior e inferior sem violar a zona de tensão precária. A Tabela 1 ilustra os limites para os sistemas de distribuição.

Para cada unidade consumidora a tensão é medida ao longo de uma semana. A partir desses valores aferidos de tensão são apurados os indicadores Duração relativa da transgressão de

Figura 1 – Faixas de tensão em relação a referência.



Fonte: ANEEL (2016b).

Tabela 1 – Pontos de conexão em Tensão Nominal para sistemas de distribuição

Tensão de Atendimento (TA)	Faixa de Variação da Tensão de Leitura (TL) em Relação à Tensão de Referência (TR)
Adequada	$0.93TR \leq TL \leq 1.05TR$
Precária	$0.90TR \leq TL < 0.93TR$
Crítica	$0.90TR < TL \vee TL > 1.05TR$

Fonte: ANEEL (2016b).

tensão precária (DRP) e Duração relativa da transgressão de tensão crítica (DRC), que expressam o percentual do tempo no qual a unidade consumidora permaneceu com tensão precária e com tensão crítica (ANEEL, 2016b).

A ANEEL estabelece limites para os indicadores de tensão em regime permanente. Esses limites são de 3% (Duração relativa da transgressão de tensão precária máxima DRP_M) para o DRP e 0,5% (Duração relativa da transgressão de tensão crítica máxima DRC_M) para o DRC.

Quando há transgressão desses limites, a distribuidora tem um prazo de 90 dias para regularizar a tensão do consumidor, no caso de violação do DRP, e de 15 dias, no caso de violação do DRC. Caso não haja a regularização no prazo, a distribuidora deve compensar financeiramente o consumidor. A compensação é automática, e deve ser paga até que a distribuidora regularize a tensão fornecida ao consumidor.

A partir dos indicadores DRP e DRC das unidades consumidoras, são apurados os indicadores coletivos, DRP_e e DRC_e , que expressam a média dos indicadores individuais DRP e DRC dados por:

$$DRP[\%] = 100 * \frac{nlp}{1008} \quad (2.8)$$

$$DRC[\%] = 100 * \frac{nlc}{1008} \quad (2.9)$$

onde nlp e nlc representam o maior valor entre as fases do número de leituras situadas nas faixas precária e crítica, respectivamente.

2.4 Aplicação das Compensações

Como apresentado, a continuidade e a conformidade no fornecimento de energia elétrica são avaliadas pela ANEEL através de subdivisões das distribuidoras, denominadas Conjuntos Elétricos. Ressalta-se que o conjunto elétrico pode ter abrangência variada. Conjuntos grandes podem abranger mais de um município, ao mesmo tempo que alguns municípios podem possuir mais de um conjunto.

Desde a revisão 1 do PRODIST, a compensação paga aos consumidores devido a transgressão dos indicadores de continuidade e conformidade são feitas por meio de descontos na fatura de energia do mês subsequente à apuração dos indicadores. O cálculo do valor pago de compensações aos consumidores é dado pela seguinte equação, expressa em R\$:

$$Valor_{IND} = \frac{\left(\frac{IND_v}{IND_p} - 1\right) * IND_p * \overline{EUSD}}{730 * kei} \quad (2.10)$$

onde IND é o indicador de continuidade individual por UC ou ponto de conexão, IND_v é o valor apurado de IND , IND_p é o valor da meta de IND e \overline{EUSD} a média aritmética dos encargos de uso do sistema de distribuição correspondentes aos meses do período de apuração do indicador dado por:

$$\overline{EUSD} = TUSD * kWh \quad (2.11)$$

onde TUSD é a Tarifa de Uso do Sistema de Distribuição dado em R\$/kWh e kWh o consumo total da unidade consumidora no período em kWh calculada anualmente pela ANEEL (ANEEL, 2005), e kei o coeficiente de majoração adimensional cujo valor deve ser fixado em:

1. 15 (quinze), para UC ou ponto de conexão atendidos em BT;
2. 20 (vinte), para UC ou ponto de conexão atendidos em MT;

3. 27 (vinte e sete), para UC ou ponto de conexão atendidos em AT.

Os limites dos indicadores DIC , DIC_p , e FIC , FIC_p , são definidos para períodos mensais, trimestrais e anuais. O limite do indicador $DMIC$, $DMIC_p$, é definido para períodos mensais. O limite do indicador $DICRI$, $DICRI_p$, é definido para cada interrupção em dia crítico. Os valores vigentes das metas dos indicadores estabelecidos pela ANEEL podem ser verificados nas Tabelas 2 a 5 do anexo I do módulo 8 do PRODIST (ANEEL, 2016b).

O cálculo da compensação da transgressão dos indicadores de conformidade é dado em R\$ por (ANEEL, 2016b):

$$Valor = \left[\left(\frac{DRP - DRP_M}{100} \right) * K_1 + \left(\frac{DRC - DRC_M}{100} \right) * K_2 \right] * EUSD \quad (2.12)$$

onde DRP é o valor do DRP expresso em %, apurado na última medição, DRC é o valor do DRC expresso em %, apurado na última medição, $EUSD$ valor do encargo de uso do sistema de distribuição correspondente ao mês de referência da última medição e K_1 e K_2 constantes dados respectivamente por:

$$K_1 = \begin{cases} 0, & \text{se } DRP \leq DRP_M \\ 3, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (2.13)$$

$$K_2 = \begin{cases} 0, & \text{se } DRC \leq DRC_M \\ 7, & \text{se } DRC > DRC_M \wedge UC \text{ atendido em BT} \\ 5, & \text{se } DRC > DRC_M \wedge UC \text{ atendido em MT} \\ 3, & \text{se } DRC > DRC_M \wedge UC \text{ atendido em AT} \end{cases} \quad (2.14)$$

2.5 Definição de Alimentadores Críticos em Termos dos Indicadores de Continuidade de Conjunto

Os Conjuntos Elétricos são definidos pela concessionária e aprovados pela ANEEL. Os critérios de agrupamento das UCs nos conjuntos são definidos de acordo com a topologia, ou seja, o alimentador pela qual são supridas. A distribuição dos alimentadores nos conjuntos por sua vez depende também de fatores topológicos como o transformador de subestação no qual estão conectados. Outros fatores determinantes são a localização geográfica e o perfil de consumo das UCs.

Para obter os indicadores do conjunto, faz-se a média aritmética simples dos indicadores dos alimentadores pertencentes àquele conjunto de acordo com as Equações 2.5 e 2.6. Sendo assim, é possível que haja um alimentador crítico no conjunto, mas não necessariamente o conjunto em si tenha grandes transgressões das metas.

A fim de apontar os alimentadores críticos dos conjuntos em termos dos indicadores, ou seja, aqueles que permanecem maior tempo fora dos valores estabelecidos como meta para cada indicador, propõe-se dois modelos: o valor normalizado de compensações totais e os indicadores de continuidade ponderados dados respectivamente por:

$$\overline{C}_a = \frac{C_a}{kei \cdot N} = \frac{C_a}{kei \cdot [n_{aA}n_{aM}n_{aB}]} \quad (2.15)$$

$$\overline{IND} = \frac{(IND_c - IND_p)}{IND_p \cdot n_c} n_a \quad (2.16)$$

onde \overline{C}_a é o valor normalizado das compensações por alimentador e \overline{I} o indicador ponderado. C_a é o valor das compensações do alimentador, n_{aA} o número de UCs atendidas em alta tensão no alimentador, n_{aM} o número de UCs atendidas em média tensão no alimentador, n_{aB} o número de UCs do grupo B no alimentador, kei o vetor com os coeficientes de majoração para compensação por grupo de consumo, N o vetor com o número de unidades consumidoras por grupo de consumo, n_a o número total de UCs no alimentador do circuito, n_c o número de UCs do conjunto, IND_p a meta do indicador e IND_c o valor do indicador para o conjunto.

Por meio as equações 2.15 e 2.16 é possível analisar separadamente os valores de compensações e os indicadores dentro do mesmo alimentador através das metas e indicadores oficiais das ANEEL e do número de UCs em cada alimentador.

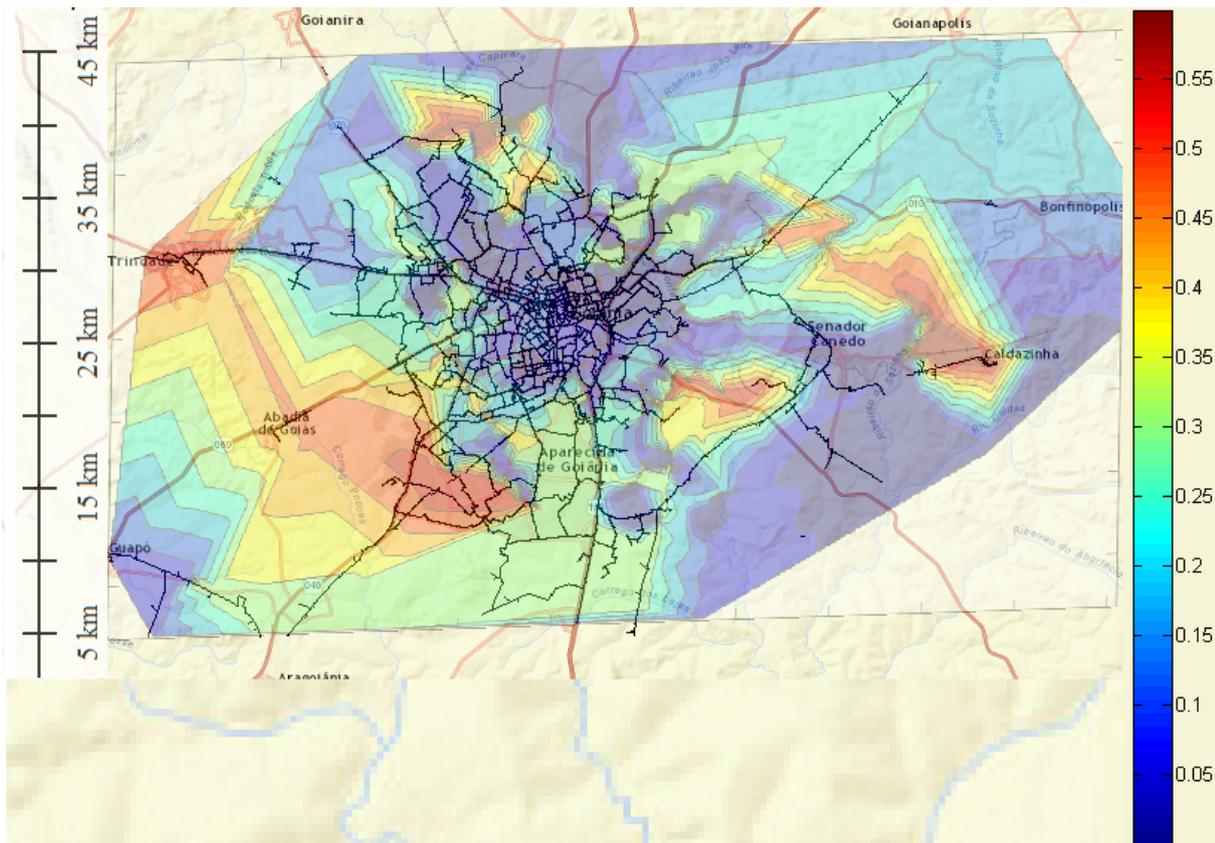
Pela Equação 2.15 é possível visualizar as compensações por unidade consumidora. Foi aplicado o fator kei com o intuito de ponderar sobre as unidades consumidoras do grupo A presentes no alimentador. A Equação 2.16 permite distribuir de forma ponderada os indicadores aferidos no conjunto pelo número de unidades consumidoras do mesmo. Como os indicadores não são influenciados pelo grupo de consumo das UCs não é necessário o uso do fator kei . A Figura 2 ilustra o DEC ponderado da região metropolitana de Goiânia para o ano de 2014.

Na Figura 2 as regiões mais escuras representam as zonas de menor valor do DEC. Nota-se que a região central em detrimento das regiões periféricas possui uma maior continuidade do serviço proporcionalmente ao número de UCs.

2.6 Sistemas de Automação para Rede Elétrica

A automação do sistema elétrico é formada pela integração entre os dispositivos de controle, medição, sensoriamento através de sistemas de comunicação e de computação que são responsáveis pelo controle e supervisão de um sistema de distribuição e transmissão de energia. Os sistemas SCADA (do inglês - *Supervisory Control and Data Aquisition*) são os responsáveis pela supervisão e controle, cujo objetivo é o aperfeiçoamento da operação do sistema elétrico visando a redução de custos operativos.

Figura 2 – Mapa de intensidade do DEC ponderado da região metropolitana de Goiânia para o ano de 2014.



Fonte: Dados da pesquisa.

Em sistemas de distribuição, o SCADA é o responsável pela integração dos principais componentes da infraestrutura de automação. Dentre estes destacam-se:

- **Estação mestre** é um termo que se refere aos equipamentos responsáveis pela aquisição e formação de um banco de dados com as informações coletadas pelos equipamentos de campo, como as UTRs. O número de estações mestre varia de acordo com o tamanho do sistema SCADA.
- **Interface Homem Máquina (IHM)** equipamento utilizado para visualizar dados de medição, estados das chaves e disjuntores e efetuar comandos, sendo responsável pela interação entre o operador e o sistema controlado.
- **Unidade Terminal Remota (UTR)** equipamento responsável pela aquisição de todos os dados de campo, repassando as informações para a estação mestre. Além disso, distribui os sinais de comando enviados pela estação mestre.
- **Sistema de Comunicação** termo utilizado para designar os diversos canais de comunicação entre a estação mestre e as unidades terminais remotas.

As UTRs são responsáveis pela aquisição e envio de informações dos ativos do SEP para o banco de dados que armazena as informações de maneira seletiva e ordenada através da rede de comunicação a fim de disponibilizar os dados para a IHM.

Para o desenvolvimento da automação do sistema de distribuição a capacidade de comunicação entre as subestações e os equipamentos de proteção e controle instalados é fundamental. Isto é, a disponibilidade e transferência dos dados e a operação dos equipamentos em tempo real é fator determinante no nível de automação desejado. A comunicação deve ter um nível de confiabilidade alto, visando que as informações tenham, de maneira confiável e rápida, condições necessárias para a operação do sistema elétrico. Com a junção das funções inerentes aos equipamentos locais a tomada de decisão, pode-se criar ferramentas de operação automática do sistema de distribuição.

Ainda sobre o sistema de comunicação é de suma importância que os dados possam trafegar de forma segura sendo, portanto necessária a implantação de procedimentos de controle de acesso uma vez que nesta rede estão os dados de controle e de medições dos equipamentos eletrônicos inteligentes (IEDs do inglês *Intelligent Electronic Devices*). De acordo com a norma técnica IEC 61850-1, um IED é qualquer dispositivo que incorpore um ou mais processos com a capacidade de receber e enviar dados para uma fonte externa (TIMOSSI, 2014).

A automação do sistema de distribuição pode ser dividida em: automação das redes de distribuição de média tensão e subestações de distribuição de energia. Com relação à automação das subestações, os equipamentos de proteção e controle estão situados dentro da subestação e são responsáveis por executar funções de maneira automática de proteção e controle.

Os equipamentos também podem ser controlados através da utilização de um sistema SCADA instalado localmente na subestação e também a partir de um centro de operação da distribuição, o qual possui uma visão mais abrangente do sistema. Já com relação à rede de distribuição, nota-se que os equipamentos estão distribuídos pelos alimentadores nos troncos e derivações. Estes equipamentos devem ser dispostos não somente a fim de desempenhar as funções primárias de proteção e manobra, mas também de forma a atender os requisitos de comunicação, propiciando agilidade e segurança na operação e controle do sistema em casos de perturbação e do restabelecimento do fornecimento de energia.

Entre os principais equipamentos do sistema de distribuição que são responsáveis pelo controle e proteção da rede de distribuição pode-se destacar os seguintes:

- **Religador Automático**

O religador é um equipamento de proteção que possui a capacidade de abertura e posterior fechamento de seus contatos automaticamente, isso ocorre a partir da detecção de um curto circuito no circuito em que esteja instalado, sendo capaz de repetir a operação inúmeras vezes. Ele é projetado para atuar abrindo seus contatos em curto circuito ou sob carga,

sendo comandado através das funções instantânea de proteção de sobrecorrente fase ou neutro e também pela função temporizada.

O equipamento também possui a função de religamento automático. Além disso, existe a possibilidade de enviar comandos para o equipamento através de uma estação mestre do sistema SCADA. O religador pode ser utilizado para proteção dos troncos alimentadores podendo ser instalado na saída do circuito na subestação e também posicionado ao longo do tronco alimentador, proporcionando seletividade na proteção da rede de distribuição.

- **Seccionalizador**

O seccionalizador é um dispositivo de proteção automático, utilizado em sistemas de distribuição sempre em conjunto com outro equipamento de proteção, normalmente um religador. Porém, não é capaz de interromper correntes de curto circuito, embora possa interromper correntes até a sua corrente nominal, ou seja, o seccionalizador não é feito para operar sob falta (SILVEIRA; GALVANI; SOUZA, 2011). Portanto um seccionalizador automático é basicamente uma chave a óleo com capacidade de fechamento e abertura em carga possuindo assim as características de um equipamento de manobra.

Ao ser sensibilizado (normalmente por uma sobrecorrente) o seccionalizador prepara-se para contar a quantidade de desligamentos do circuito elétrico. Quando esta contagem atingir um valor pré-programado, o equipamento abre, interrompendo o circuito.

- **Chaves seccionadoras motorizadas**

As chaves de operação seccionadoras motorizadas já dotadas de telecomando ou por procedimentos pré-determinados via programação são equipamentos que aumentam a eficiência dos chaveamentos que são solicitados na rede de distribuição. As chaves de manobra devem possuir a capacidade de manobra em carga e de operação telecomandada. Para realizar as operações com carga, este dispositivo de seccionamento deve ser dotado de método de interrupção semelhante ao dos encontrados nos disjuntores. Para operação com carga, de uma maneira geral, os dispositivos de chaveamento/seccionamento dependem de um método de interrupção de corrente.

Um dos sistemas mais utilizados para a extinção do arco elétrico e a isolação pelo gás SF₆, pelo fato de trabalhar com distâncias menores, reduzindo o tamanho do equipamento final. Em aplicações como a rede de distribuição aérea, a utilização destas chaves montadas em postes, tem apresentado alta confiabilidade operando em climas adversos e proporcionando baixo índice de manutenção.

- **Banco de capacitores**

Equipamentos que proporcionam a redução das perdas de energia e elevação da tensão do sistema. Esses equipamentos proporcionam ao sistema uma melhor regulação do sistema elétrico, redução de perdas, correção do fator de potência, redução de perdas por efeito

Joule. O controle de atuação de um banco de capacitor pode ser através de um comando direto de operação de uma estação mestre do sistema SCADA, ou através de controle automático sendo ajustado para que atue observando o nível de tensão ou pelo nível de potência reativa capacitiva do circuito.

- **Reguladores de tensão**

Equipamento cuja função principal é controlar os níveis de tensão em patamares adequados através da comutação de *taps* dos transformadores. A grande importância está na qualidade do fornecimento de energia elétrica.

A automação do sistema de distribuição pode ser dividida em níveis (SPERANDIO, 2008): Nível 1 - Automação da Subestação, Nível 2 - Chaves de manobra e Nível 3 - Sistema de Gerenciamento Automático da Distribuição.

Com a incorporação dos IEDs e equipamentos de atuação motorizada ou pneumática nas subestações possibilita a realização de uma série de automatismos de Nível 1. Alguns exemplos desses automatismos são: o controle automático de barramento, monitoramento de tensão e corrente possibilitando a atuação dos sistemas de proteção e de controle como banco de capacitores e ajuste de *taps* dos transformadores de distribuição. O uso dos IEDs também propicia a incorporação de equipamentos com religamento automático a fim de eliminar as faltas transitórias em alimentadores impactando diretamente na melhoria da qualidade do serviço prestado pelas concessionárias.

Contudo a restrição da automação ao Nível 1 não garante que falhas de coordenação possam atingir o alimentador como um todo abrindo o disjuntor da saída da subestação. No Nível 2, a distribuição de religadores no decorrer do alimentador permite a extinção de faltas temporárias sem afetar o alimentador por completo e isolar um trecho menor sob defeito. As chaves automáticas podem abrir e fechar o circuito local ou remotamente, sendo que muitas já possuem IEDs que permitem a aferição de parâmetros de rede que são transmitidos ao COD pelas UTRs.

A automação de circuitos em anel aberto é o tipo mais comumente empregado de automação Nível 2. Nesse tipo de sistema dois alimentadores são interligados por uma chave Normalmente Aberta (NA) precedida de chaves normalmente fechadas (NFs) a montante de forma a suprir a demanda do outro em caso de contingenciamento.

As chaves automáticas possuem relés de detecção de sobrecorrente e de falta de tensão, e podem trabalhar tanto normalmente fechadas quanto normalmente abertas. Dependem de um meio de comunicação para coordenarem a configuração das chaves mais adequadas a cada situação, e efetuar a isolação do trecho com falha e recomposição dos trechos sob falta. A topologia de comunicação pode ser variada, assim como o gerenciamento do sistema, que pode ser centralizado, distribuído ou misto.

Por fim o Nível 3 incorpora um sistema integrado de gerenciamento automático dos elementos de distribuição possibilitando a integração de manobras entre vários sites em anel garantindo assim a transferência de carga em situações diversas de carregamento. A automação Nível 3 possibilita também a incorporação de controle de tensão através do gerenciamento e controle de bancos de capacitores e reguladores de tensão. A automação possibilita a operação muito mais segura de alimentadores com geração distribuída.

Em uma situação de desligamento de um trecho da rede, é necessário deslocar equipes de manutenção, que devem percorrer todo o trecho do alimentador, identificando o defeito, isolando-o e reenergizando os trechos possíveis. Esse processo é relativamente demorado sendo da ordem de 30 à 50 minutos (STASZESKY; CRAIG; BEFUS, 2005) comparando-se com o tempo máximo para religamento do sistema sem que sejam computadas punições para a concessionária (ANEEL, 2016b). Para que estes indicadores possam ser cumpridos, algumas ações vêm sendo tomadas, como a modernização de equipamentos instalados na rede de distribuição de energia, na qual as concessionárias têm buscado automatizar algumas destas tarefas.

O segmento da distribuição de energia, além de realizar a interface entre o sistema de transmissão e a geração distribuída, possui a maior malha de circuitos que proporcionam o atendimento aos consumidores finais. É neste segmento que estão as maiores mudanças e oportunidades de implantação das redes elétricas inteligentes (do inglês - *Smart Grids*). Esta arquitetura permite a estruturação de uma integração plena entre as subestações, redes elétricas de média e baixa tensão, equipamentos elétricos da rede como: transformadores, reguladores de tensão, banco de capacitores, chaves, religadores, relés de proteção além dos centros de operação e controle.

A interoperabilidade entre a tecnologia da informação e o sistema elétrico de potência juntamente com sistemas de comunicação e toda a estrutura de uma rede de distribuição automatizada apresenta a essência do significado do termo *Smart Grid*.

Dentre as ferramentas das *Smart Grids* que visam a melhoria da qualidade do serviço prestado destacam-se os sistemas autorregeneráveis ou auto recuperáveis (*Self-Healing*) onde assume-se que os componentes da rede são agentes independentes dotados de inteligência, competindo e cooperando a fim de alcançar os objetivos gerais da rede elétrica.

Define-se um sistema *Self-Healing* como aquele capaz de detectar, analisar, responder e restaurar falhas na rede de energia elétrica de forma automática. Tais sistemas utilizam informação em tempo real gerada por sensores dispostos na rede de distribuição para responder de modo reativo (quando já ocorreu degradação do serviço) ou proativo (ainda sem restrição ao serviço contratado) a problemas da rede, evitando ou mitigando automaticamente quedas de energia, problemas com a qualidade de energia e a descontinuidade de serviços (VIEIRA J. G.; GRANATO, 2011).

Segundo o *Department of Energy - USA (DOE)*, o conceito de *Self-Healing* refere-se à

capacidade da rede, frente a um distúrbio de (OHARA, 2009):

- Isolar o problema;
- Reduzir ao máximo o número de clientes afetados;
- Retornar ao seu estado normal.

Esses procedimentos devem ocorrer de forma autônoma, com uma menor intervenção humana, de forma a minimizar o tempo de deslocamento de equipes de manutenção, através dos elementos automatizados da rede de distribuição. O objetivo de tais ações é minimizar o impacto de um evento ao menor número de clientes possível, com uma função automática capaz de antecipar os potenciais problemas, reduzindo o tempo de recuperação quando distúrbios inesperados ocorrem, e melhorar o desempenho de operações normais.

A realização de manobras na rede devido a situações de contingência caracteriza regime de operação emergencial. A definição de operação em emergência encontra-se em (ABNT, 1985) e é definida como a situação em que a linha transporta corrente acima do valor nominal do projeto, durante períodos de tempo considerados curtos em relação ao período anual de operação.

Também em (ABNT, 1985) são caracterizadas as condições de emergência que devem obedecer aos seguintes critérios:

1. Ter duração inferior a 4 dias, e
2. O somatório das emergências em base anual não deve exceder a 5% do total de horas em regime normal de operação (aproximadamente 432 horas).

O carregamento de linhas de transmissão (LTs) e RDs, nestas condições, não deve violar os dispositivos contidos na (ABNT, 1985). Assim, os condicionantes a serem observados na definição dos limites de carregamento de curta duração são:

1. A corrente em condição de emergência deve ser um valor superior à corrente normal, limitada em sua duração; e
2. As distâncias de segurança em condições de emergência devem ser respeitadas durante a operação nestas condições.

A capacidade de corrente ou capacidade de transporte de um fio ou cabo isolado é determinada pela temperatura suportada pelo material isolante, que resulta do aquecimento produzido pela energia calorífica decorrente do efeito joule. Isto ocorre porque a temperatura que degrada as propriedades do material isolante é inferior àquela suportada pelo metal condutor.

O condutor dos fios e dos cabos é caracterizado pela sua seção reta nominal, em escala milimétrica. Historicamente há outras unidades de seção que estão gradativamente sendo abandonadas, como AWG (*American Wire Gauge*) e o CM (Circular Mil), que tem com unidade a área de um círculo de 1 milésimo de polegada de diâmetro.

2.7 Sistemas *Self-Healing*

Nos sistemas de *Self Healing* os pontos de manobra podem ser subdivididos em 2 tipos: elementos *Grid* e *Tie*. Os elementos *Grid* se encontram no caminho do alimentador ou nas saídas das subestações e têm o estado normalmente fechado. Já os elementos *Tie* se encontram na conexão entre dois circuitos de uma mesma ou diferentes subestações e têm o estado normalmente aberto. Para a concepção dos sistemas de *Self Healing* é necessário, ao menos, a abertura de um elemento *Grid* e o fechamento de um elemento *Tie* envolvendo dois circuitos distintos não obrigatoriamente da mesma SE.

A decisão sobre o controle dos sistemas de *Self-Healing* pode ser feita de três maneiras (SOUZA *et al.*, 2015):

- *Self-Healing* Distribuído: nesse caso, a lógica de recomposição é alocada nos controladores dos religadores espalhados pela rede de distribuição;
- *Self-Healing* Semi-centralizado: a lógica de recomposição do sistema elétrico fica alocada no servidor de *Self-Healing*, que pode ser instalado na subestação de energia da região.
- *Self-Healing* Centralizado: sistema que reside no Centro de Controle regional da empresa de distribuição de energia elétrica.

Segundo (BERNARDO A., 2011); (MOREIRA, 2011) os modelos de *Self-Healing* são caracterizados por:

- Centralizado
 - Inteligência concentrada no Centro de Comando, em sistemas SCADA/(DMS do inglês *Distribution Management Systems*);
 - Informação topológica de toda a rede;
 - Permite o processo de minimização de perdas na rede de forma mais eficaz que os outros modelos;
 - Consegue lidar com múltiplas falhas simultâneas; É dos três modelos aquele com maior dependência em redes de comunicação;
- Distribuído

- Dissemina toda a inteligência pelos equipamentos telecomandados, espalhados pela rede;
 - Elevada eficiência com baixo número de equipamentos comunicantes;
 - Dada a sua reduzida área de atuação não considera a Geração Distribuída nem a integração do veículo elétrico na rede;
 - Como desvantagem em relação à solução Centralizada, não consegue lidar com múltiplas falhas simultâneas
- Semi-Centralizado
 - Dissemina a inteligência pelas subestações, criando áreas de controle limitadas (DGA do inglês *Distribution Grid Area*);
 - Necessita de redes de comunicação locais, entre subestação e equipamentos dentro da sua DGA;
 - Permite a redução das perdas na rede;
 - Considera a integração do veículo elétrico na rede assim como a Geração Distribuída;
 - Controle pode ser implementado tanto na subestação como pelo centro de comando.

A Tabela 2 mostra um comparativo quanto a implantação dos sistemas de controle de *Self-Healing*.

Tabela 2 – Comparação entre arquiteturas de controle para sistemas de *Self-Healing*

	Self-Healing Distribuído	Self-Healing Semi Centralizado	Self-Healing Centralizado
Princípio de Funcionamento	A lógica de recomposição é alocada nos controladores dos religadores espalhados pela rede de distribuição	A lógica de recomposição do sistema elétrico fica alocada no servidor de <i>Self-Healing</i> , que pode ser instalado na subestação de energia da região	O sistema reside no Centro de Controle regional da empresa de distribuição elétrica
Tempo de reconfiguração da Rede Aérea de Distribuição	Inferior a 10 segundos (depende do meio de comunicação)	Inferior a 1 minuto	Inferior a 3 minutos (depende do meio de comunicação)
Pode ser implementado usando o controlador padrão do religador – Base instalada?	Normalmente não, é necessário um IED que tenha IEC-61850 com mensagens GOOSE	Sim, desde que controlador do religador se comunique via protocolo aberto (e.x. DNP 3.0)	Sim, desde que controlador do religador se comunique via protocolo aberto (e.x. DNP 3.0)
Característica do Sistema de Telecomunicações	Exige um sistema de comunicação que permita a troca de dados entre os controladores dos religadores	Requer uma infraestrutura de telecomunicação mais simples do que o SelfHealing distribuído, pois não há necessidade de troca de telegramas entre os controladores dos religadores	Requer uma infraestrutura de telecomunicação mais simples do que o SelfHealing distribuído, pois não há necessidade de troca de telegramas entre os controladores dos religadores
Sistemas de Telecomunicação aptos a trafegar os dados	WiMax, Fibra Óptica, RF MESH	GPRS, 3G, WiMax, Fibra Óptica, RF MESH	GPRS, 3G, WiMax, Fibra Óptica, RF MESH
Exige um sistema de telecomunicações robusto entre a Subestação e o Centro de Controle Central?	Não	Não	Sim
Pode operar como Gateway do sistema de automação da Subestação na região do <i>Self-Healing</i> ?	Não	Sim	Não
Custo de Implementação (comparativamente entre as opções)	\$\$	\$	\$\$

Fonte: Souza *et al.* (2015).

POSICIONAMENTO DE RELIGADORES BASEADOS EM CLUSTERIZAÇÃO PARA APLICAÇÕES DE *SELF-HEALING*

Uma arquitetura *Smart Grid* ajuda a resolver problemas com vários agentes perturbadores que possam interferir em um sistema de distribuição. Os conceitos relacionados a *Smart Grid* se destinam a assegurar um fluxo confiável e contínuo de energia e informação ao consumidor final. Mesmo em uma situação de perturbação local, o fluxo principal do sistema todo não pode ser afetado por isso. A fim de realizar essa tarefa, um sistema de gerenciamento de fluxo inteligente deve ser implementado.

Este sistema inteligente deve trabalhar de forma a isolar o problema e não interromper tal fluxo principal. Para isso, deverá existir um sistema que possa minimizar o número de clientes afetados quando a rede de distribuição é afetada. Uma solução possível são os sistemas *Self-Healing*.

No intuito de desenvolver uma metodologia chave na mão (do inglês - *turnkey*) escalável para o projeto de sistemas *Self-Healing* há de se estabelecer as condições para alocação dos religadores nos alimentadores que tornem possível e segura a transferência de carga. Neste trabalho propõe-se uma metodologia de projeto de sistemas *Self-Healing* para a rede de distribuição de energia baseado em *clusters* de religadores.

Um dos fatores impeditivos para a definição dos *clusters* é justamente o total de carga a ser transferido em uma situação de contingência. Outro ponto de atenção do posicionamento dos religadores reside na coordenação da proteção.

Este capítulo aborda os conceitos de fluxo de potência, coordenação e seletividade da proteção e clusterização no intuito de criar subsídios para a alocação dos pontos manobráveis remotamente na rede de distribuição. São realizados estudos de casos visando comprovar a

eficácia da metodologia proposta.

3.1 Fluxo de Potência

O problema do fluxo de potência é bastante conhecido no campo dos sistemas elétricos de potência onde a magnitude e o ângulo da tensão de um conjunto de barras é desejado, dado o conhecimento prévio dessas grandezas em outro conjunto de barras bem como a configuração da rede do ponto de vista de cargas e condutores. A solução do fluxo de potência resulta na informação sobre a magnitude e ângulo da tensão em cada barra. A partir dessa informação, pode-se computar tanto a geração de potência ativa e reativa como os fluxos dessas potências no circuito. A operação de um sistema é considerada adequada quando os níveis de tensão permanecem dentro de determinadas faixas. Conforme apresentado na Tabela 1, a ANEEL estabelece que valores de tensão adequados para sistemas de distribuição devem estar entre 0,93 pu e 1,05 pu.

As equações de fluxo de potência podem ser expressas como (ARRUDA, 2007):

$$[y_k][v_k] = [i_k] = \begin{bmatrix} s_k^* \\ v_k^* \end{bmatrix} \quad (3.1)$$

onde $[y]$ é a matriz de admitância nodal, $[v]$ é o vetor das tensões e $[i]$ o vetor das correntes de injeções nodais onde a corrente de cada nó é dado pelo conjugado da divisão da potência total pela tensão. Essa formulação pode ter características lineares ou não lineares dependendo do modelo das potências nas barras ou de hipóteses simplificadoras.

Um sistema de potência normalmente contém barras de carga e barras de geração. Ao se resolver as equações de fluxo de potência, normalmente adotam-se uma barra como referência também conhecida como barra de *swing* ou barra infinita. O nome de barra infinita vem do fato de que a tensão permanece constante independentemente do valor de corrente ou potência. O valor da tensão e do defasamento angular da barra de referência são conhecidos. O mais comum é adotar uma barra de geração como referência.

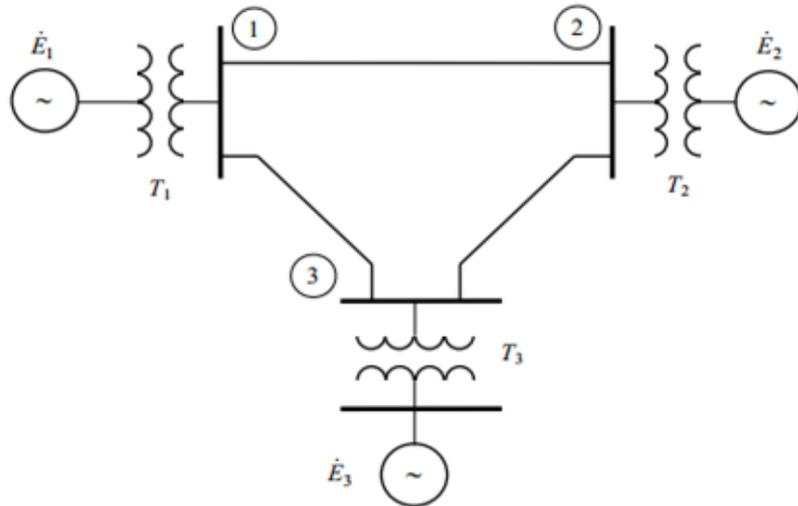
Uma outra denominação para as barras é classificá-las como barras PQ ou barras PV. Denominam-se barras PQ as barras onde os valores da potência ativa (P) e potência reativa (Q) são conhecidos, tanto as barras de geração quanto as barras de carga podem ser do tipo PQ. Nas barras do tipo PQ as correspondentes tensões e defasamentos angulares são incógnitas nas equações de fluxo de potência. A barra PV é um tipo de barra com tensão controlada ou em outras palavras, a barra onde se conhece tensão e esta é mantida constante, através de injeções de reativos. Na barra PV a potência ativa (P) e o módulo da tensão são conhecidos e a potência reativa (Q) e o defasamento angular da tensão são incógnitas (MCCALLEY, 2015).

Os elementos da rede são geralmente representados através de admitâncias. Na modelagem do circuito temos as admitâncias das linhas que conectam duas barras e as admitâncias

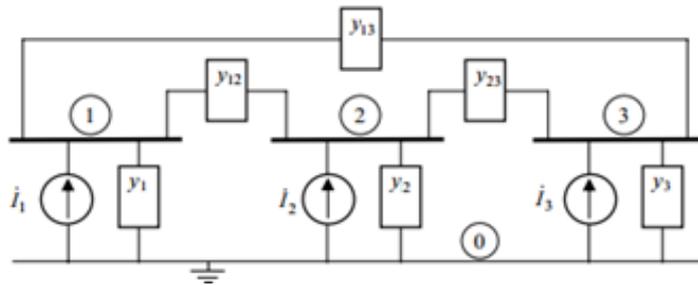
shunt que conectam a barra à referência. A Figura 3 mostra a representação do diagrama unifilar de um circuito por meio de admitâncias.

Figura 3 – Diagrama unifilar

a) modelo.



b) por meio de admitâncias.



Através da lei de *Kirchoff* das correntes e da lei de Ohm, podemos escrever a matriz de admitância para o diagrama da Figura 3 como:

$$Y = \begin{bmatrix} y_1 + y_{12} + y_{13} & -y_{12} & -y_{13} \\ -y_{21} & y_2 + y_{21} + y_{23} & -y_{23} \\ -y_{31} & -y_{32} & y_3 + y_{31} + y_{32} \end{bmatrix} \quad (3.2)$$

A matriz de admitância tem as seguintes características:

- A matriz é simétrica, ou seja, $y_{ij} = y_{ji}$
- Os elementos da diagonal principal são obtidos pela soma das admitâncias conectadas a cada barra i incluindo os elementos shunts, ou seja, $Y_{ii} = y_i + \sum_{k=1, k \neq i}^N y_{ik}$
- Os elementos fora da diagonal principal são os negativos das admitâncias que conectam as barras i e j , $Y_{ij} = -y_{ji}$

A injeção de corrente na barra k em um sistema equilibrado pode ser expressa por:

$$I_k = \sum_{j=1}^N Y_{kj} V_j \quad (3.3)$$

onde V_j é a tensão na barra j .

Substituindo 3.3 em 3.1 obtém-se a potência em cada barra dada por:

$$S_k = V_k \left(\sum_{j=1}^N Y_{kj} V_j \right)^* = V_k \sum_{j=1}^N Y_{kj}^* V_j^* \quad (3.4)$$

Reescrevendo a Equação 3.4 na forma polar obtém-se:

$$S_k = \sum_{j=1}^N [|V_k| |V_j| \angle(\theta_k - \theta_j)] (G_{kj} - iB_{kj}) \quad (3.5)$$

onde G_{kj} é a condutância e B_{kj} a susceptância, parte real e imaginária respectivamente da admitância Y_{kj} .

Através das relações de *Eüler* para representação de fasores como soma de senos definimos a potência total como:

$$S_k = \sum_{j=1}^N |V_k| |V_j| [\cos(\theta_k - \theta_j) + i \operatorname{sen}(\theta_k - \theta_j)] (G_{kj} - iB_{kj}) \quad (3.6)$$

Pode-se então escrever a potência ativa e reativa respectivamente como:

$$P_k = \sum_{j=1}^N |V_k| |V_j| [G_{kj} \cos(\theta_k - \theta_j) + B_{kj} \operatorname{sen}(\theta_k - \theta_j)] \quad (3.7)$$

$$Q_k = \sum_{j=1}^N |V_k| |V_j| [G_{kj} \operatorname{sen}(\theta_k - \theta_j) - B_{kj} \cos(\theta_k - \theta_j)] \quad (3.8)$$

A formulação do problema do fluxo de potência consiste em:

Dado um conjunto de N barras das quais uma delas é a *swing*, $N_G - 1$ são barras PV e $N - N_G$ barras PQ, pretende-se encontrar:

- Os ângulos para o fasor de tensão em todas as barras exceto a *swing* que é fixada em 0° .
- A magnitude do fasor de tensão em todas as barras PQ.

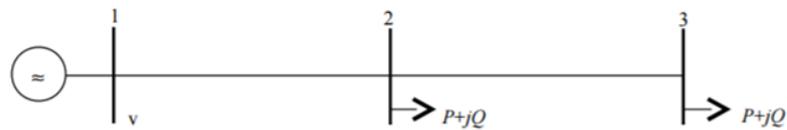
3.1.1 Algoritmos para Solução do Fluxo de Potência

As equações de fluxo de potência são não lineares e não tem solução analítica. A forma de solução dessas é através de processos iterativos. Existem diversos métodos iterativos para

resolver equações não lineares. Os métodos mais empregados em fluxo de potência são o de *Gauss - Seidel* e o de *Newton - Raphson* (ARRUDA, 2007).

O método de *Gauss - Seidel* é de concepção mais simples, entretanto sua aplicação é mais trabalhosa, pois a convergência do processo é lenta. O método de *Newton Raphson* é de concepção mais complexa, entretanto os resultados são alcançados com poucas iterações. Dentre os dois métodos, o de *Gauss - Seidel* muitas vezes não alcança soluções que podem ser obtidas pelo de *Newton - Raphson*. O sistema mostrado na Figura 4 pode ser utilizado para desenvolver o método iterativo de *Gauss - Seidel*.

Figura 4 – Diagrama unifilar com 3 barras



O método de *Gauss-Seidel* clássico utiliza a Equação 3.3 separadamente. A avaliação da tensão de cada nó corresponde ao termo da diagonal. Por exemplo, para avaliar a tensão da barra 2 utiliza-se:

$$-y_{21}v_1 + y_{22}v_2 - y_{23}v_3 = \left(\frac{s_2}{v_2}\right)^* \quad (3.9)$$

Isolando v_2 obtém-se:

$$v_2 = \frac{\left(\frac{s_2}{v_2}\right)^* + y_{21}v_1 + y_{23}v_3}{y_{22}} \quad (3.10)$$

Em termos do processo iterativo pode-se adaptar a Equação 3.10 como:

$$v_2^t = \frac{\left(\frac{s_2}{v_2^{t-1}}\right)^* + y_{21}v_1^{t-1} + y_{23}v_3^{t-1}}{y_{22}} \quad (3.11)$$

No processo de *Gauss-Seidel* clássico repete-se a avaliação da Equação 3.10 para cada barra. Se os valores das tensões não atingiram a precisão desejada, repete-se o processo até que o critério de parada seja alcançado. Se o somatório das potências é menor que uma tolerância, por exemplo, no caso de potências ativas 0,01MW, os resultados são considerados como precisos. Isto demonstra que o processo é simples mas requer uma quantidade enorme de cálculos repetitivos.

Para o entendimento da aplicação do algoritmo de *Newton - Raphson* aplicado à solução do fluxo de potência parte-se primeiramente do caso escalar. O algoritmo encontra soluções de equações $f(x) = 0$ partindo de um palpite de solução $x(0)$ no qual, na imensa maioria dos casos

implica em $f(x^{(0)}) \neq 0$. Todavia, existe um incremento no palpite inicial que culmina na solução buscada $f(x^{(0)} + \Delta x^{(0)}) = 0$. Expandindo $f(x)$ em série de Taylor tem-se:

$$f(x^{(0)} + \Delta x^{(0)}) = f(x^{(0)}) + f'(x^{(0)})\Delta x^{(0)} + \frac{f''(x^{(0)})(\Delta x^{(0)})^2}{2} + \dots = 0 \quad (3.12)$$

A solução da Equação diferencial 3.12, desprezando os termos de maior ordem, é dada por:

$$\Delta x^{(0)} = \frac{-f(x^{(0)})}{f'(x^{(0)})} \quad (3.13)$$

Logo, as soluções futuras podem ser encontradas iterativamente por:

$$x^{(j+1)} = x^{(j)} + \Delta x^{(j)} = x^{(j)} + \frac{-f(x^{(j)})}{f'(x^{(j)})} \quad (3.14)$$

Assumindo agora que temos n equações e n incógnitas, a derivada da função objetivo é dada pelo Jacobiano como:

$$J = \begin{bmatrix} \frac{\partial f_1(x^{(0)})}{\partial x_1} & \frac{\partial f_1(x^{(0)})}{\partial x_2} & \dots & \frac{\partial f_1(x^{(0)})}{\partial x_n} \\ \frac{\partial f_2(x^{(0)})}{\partial x_1} & \frac{\partial f_2(x^{(0)})}{\partial x_2} & \dots & \frac{\partial f_2(x^{(0)})}{\partial x_n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ \frac{\partial f_n(x^{(0)})}{\partial x_1} & \frac{\partial f_n(x^{(0)})}{\partial x_2} & \dots & \frac{\partial f_n(x^{(0)})}{\partial x_n} \end{bmatrix} \quad (3.15)$$

Pode-se reescrever a Equação 3.15 em termos do Jacobiano como:

$$\Delta x^{(0)} = - \left\{ f'(x^{(0)}) \right\}^{-1} f(x^{(0)}) = -J^{-1} f(x^{(0)}) \quad (3.16)$$

que resulta em:

$$x^{(i+1)} = x^{(i)} + \Delta x^{(i)} = x^{(i)} - J^{-1} f(x^{(i)}) \quad (3.17)$$

A formulação do problema do fluxo de potência consiste na solução da equação matricial

a seguir:

$$f(x) = \begin{bmatrix} f_1(x) \\ \vdots \\ f_{N-1}(x) \\ \hline f_N(x) \\ \vdots \\ f_{2N-N_{c-1}}(x) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} P_2(x) - P_2 \\ \vdots \\ P_N(x) - P_N \\ \hline Q_{N_{c+1}}(x) - Q_{N_{c+1}} \\ \vdots \\ Q_N(x) - Q_N \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \Delta P_2 \\ \vdots \\ \Delta P_N \\ \hline \Delta Q_{N_{c+1}} \\ \vdots \\ \Delta Q_N \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \Delta P \\ \Delta Q \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \end{bmatrix} \quad (3.18)$$

com o vetor de soluções:

$$x = \begin{bmatrix} \theta \\ |V| \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \theta_2 \\ \theta_3 \\ \vdots \\ \theta_N \\ |V_{N_{G+1}}| \\ |V_{N_{G+2}}| \\ \vdots \\ |V_N| \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \\ \vdots \\ x_{N-1} \\ x_N \\ x_{N+1} \\ \vdots \\ x_{2N-N_{G-1}} \end{bmatrix} \quad (3.19)$$

A matriz Jacobiana geralmente é dividida em 4 submatrizes: $J_{P\theta}$, $J_{Q\theta}$, J_{PV} , J_{QV} como:

$$\begin{bmatrix} J^{P\theta} & J^{PV} \\ J^{Q\theta} & J^{QV} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \Delta \theta \\ \Delta |V| \end{bmatrix} = - \begin{bmatrix} \Delta P \\ \Delta Q \end{bmatrix} \quad (3.20)$$

onde:

$$J_{jk}^{P\theta} = \frac{\partial P_j(x)}{\partial \theta_k} = |V_j| |V_k| [G_{jk} \text{sen}(\theta_j - \theta_k) - B_{jk} \text{cos}(\theta_j - \theta_k)] \quad (3.21)$$

$$J_{jk}^{Q\theta} = \frac{\partial Q_j(x)}{\partial \theta_k} = -|V_j| |V_k| [G_{jk} \text{sen}(\theta_j - \theta_k) + B_{jk} \text{cos}(\theta_j - \theta_k)] \quad (3.22)$$

$$J_{jk}^{PV} = \frac{\partial P_j(x)}{\partial |V_k|} = |V_j| [G_{jk} \text{cos}(\theta_j - \theta_k) + B_{jk} \text{sen}(\theta_j - \theta_k)] \quad (3.23)$$

$$J_{jk}^{QV} = \frac{\partial Q_j(x)}{\partial |V_k|} = |V_j| [G_{jk} \text{sen}(\theta_j - \theta_k) - B_{jk} \text{cos}(\theta_j - \theta_k)] \quad (3.24)$$

$$J_{jj}^{P\theta} = \frac{\partial P_j(x)}{\partial \theta_j} = -Q_j(x) - B_{jj} |V_j|^2 \quad (3.25)$$

$$J_{jj}^{Q\theta} = \frac{\partial P_j(x)}{\partial \theta_j} = P_j(x) - G_{jj}|V_j|^2 \quad (3.26)$$

$$J_{jj}^{PV} = \frac{\partial P_j(x)}{\partial |V_j|} = \frac{P_j(x)}{|V_j|} + G_{jj}|V_j| \quad (3.27)$$

$$J_{jj}^{QV} = \frac{\partial Q_j(x)}{\partial |V_j|} = \frac{Q_j(x)}{|V_j|} - B_{jj}|V_j| \quad (3.28)$$

O algoritmo para resolução do fluxo de potência utilizando o método de *Newton-Rapshon* é definido no Algoritmo 1

Algoritmo 1: Algoritmo Newton-Rapson para solução do fluxo de potência.

Input: Matriz de Admitâncias do sistema

Input: P_d e Q_d para todas as barras

Input: P_g e $|V|$ para todas as barras PV

Input: $|V|$ para barra swing com $\theta = 0^\circ$

1 A partir de x^j encontrar a solução da Equação 3.19

2 **repeat**

3 Encontrar uma solução melhorada como:

4 Verificar o Jacobiano J para $x^j J^j$

5 Encontrar Δx^j para:

$$6 \quad J^j \Delta x^j = - \begin{bmatrix} \Delta P \\ \Delta Q \end{bmatrix}$$

7 $x^{j+1} \leftarrow x^j + \Delta x^j$

8 $j \leftarrow j + 1$

9 **until** $|\Delta P_k| < \varepsilon_P$ para todas barras PQ e PV e $|\Delta Q_k| < \varepsilon_Q$ para todas barras PQ;

3.1.2 Fluxo de Potência para Sistemas Desbalanceados

Os sistemas desequilibrados são aqueles onde as tensões e correntes de cada fase tem a mesma amplitude e estão defasadas de 120° entre si. Para quantificar um desequilíbrio na tensão ou corrente de um sistema trifásico é utilizado o teorema de *Fortescue* ou Componentes Simétricas (DRIESEN; CRAENENBROECK, 2002). O sistema trifásico (a,b,c) pode ser decomposto em componentes de Sequência: direta ou positiva (1), sequência inversa (2) ou negativa e homopolar ou de sequência zero (0) (DRIESEN; CRAENENBROECK, 2002).

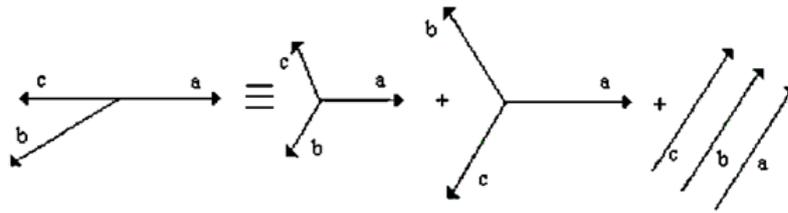
O trabalho de *Fortescue* mostra que um sistema trifásico desequilibrado pode ser decomposto em 3 sistemas distintos e equilibrados com as seguintes características (FORTESCUE, 1918):

- Componentes de sequência positiva, consistindo de três fasores iguais em módulo, 120° defasados entre si, e tendo a mesma sequência de fase que os fasores originais.

- Componentes de sequência negativa, consistindo de três fasores iguais em módulo, 120° defasados entre si, e tendo a sequência de fase oposta à dos fasores originais.
- Componentes de sequência zero, consistindo de três fasores iguais em módulo e com defasagem nula entre si.

A Figura 5 ilustra a decomposição em componentes simétricas.

Figura 5 – Componentes Simétricas



As componentes simétricas são calculadas de acordo com:

$$\begin{bmatrix} U_0 \\ U_1 \\ U_2 \end{bmatrix} = \frac{1}{3} \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 \\ 1 & a & a^2 \\ 1 & a^2 & a \end{bmatrix} \begin{bmatrix} U_a \\ U_b \\ U_c \end{bmatrix} \quad (3.29)$$

onde a é igual a $e^{j\frac{2\pi}{3}}$.

A transformada inversa da Equação 3.29 é dada por:

$$\begin{bmatrix} U_a \\ U_b \\ U_c \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 \\ 1 & a & a^2 \\ 1 & a^2 & a \end{bmatrix} \begin{bmatrix} U_0 \\ U_1 \\ U_2 \end{bmatrix} \quad (3.30)$$

Da Equação 3.29 temos que a componente de sequência zero é igual a $\frac{1}{3}$ da corrente de neutro. Quanto aos harmônicos, apenas os ímpares contribuem para as componentes de sequência: Os harmônicos de 3^a ordem influenciam nas componentes de sequência zero, os de 5^a ordem nos de sequência positiva e os de 7^a ordem nos de sequência negativa.

O desequilíbrio tem consequências de perda de rendimento em máquinas de indução e máquinas síncronas, aquecimento do condutor neutro e redução da capacidade de transformadores e cabos.

Na operação de sistemas de distribuição trifásicos as correntes e tensões não são simétricas. As concessionárias procuram garantir a tensão balanceada planejando a conexão das unidades consumidoras da forma mais uniforme possível dentre as fases. Todavia, devido a ramais monofásicos de característica rural, crescimento da mini e micro geração fotovoltaica

e cargas não lineares e até mesmo variações nas impedâncias dos condutores devido à disposição não uniforme dos condutores de cada fase não é incomum encontrarmos alimentadores desequilibrados.

Para mensurar o desequilíbrio pode-se utilizar a formulação abaixo (ANEEL, 2016b):

$$FD\% = 100 \frac{U_1}{U_2} \quad (3.31)$$

onde FD é o fator de desequilíbrio em porcentagem. Uma forma equivalente de representação do fator de desequilíbrio é dada por:

$$FD\% = 100 \sqrt{\frac{1 - \sqrt{3 - 6\beta}}{1 + \sqrt{3 - 6\beta}}} \quad (3.32)$$

onde β é dado por

$$\beta = \frac{U_{ab}^4 + U_{bc}^4 + U_{ca}^4}{(U_{ab}^2 + U_{bc}^2 + U_{ca}^2)^2} \quad (3.33)$$

Segundo a ANEEL o valor de referência nas barras para o FD deve ser menor ou igual a 2% (ANEEL, 2016b).

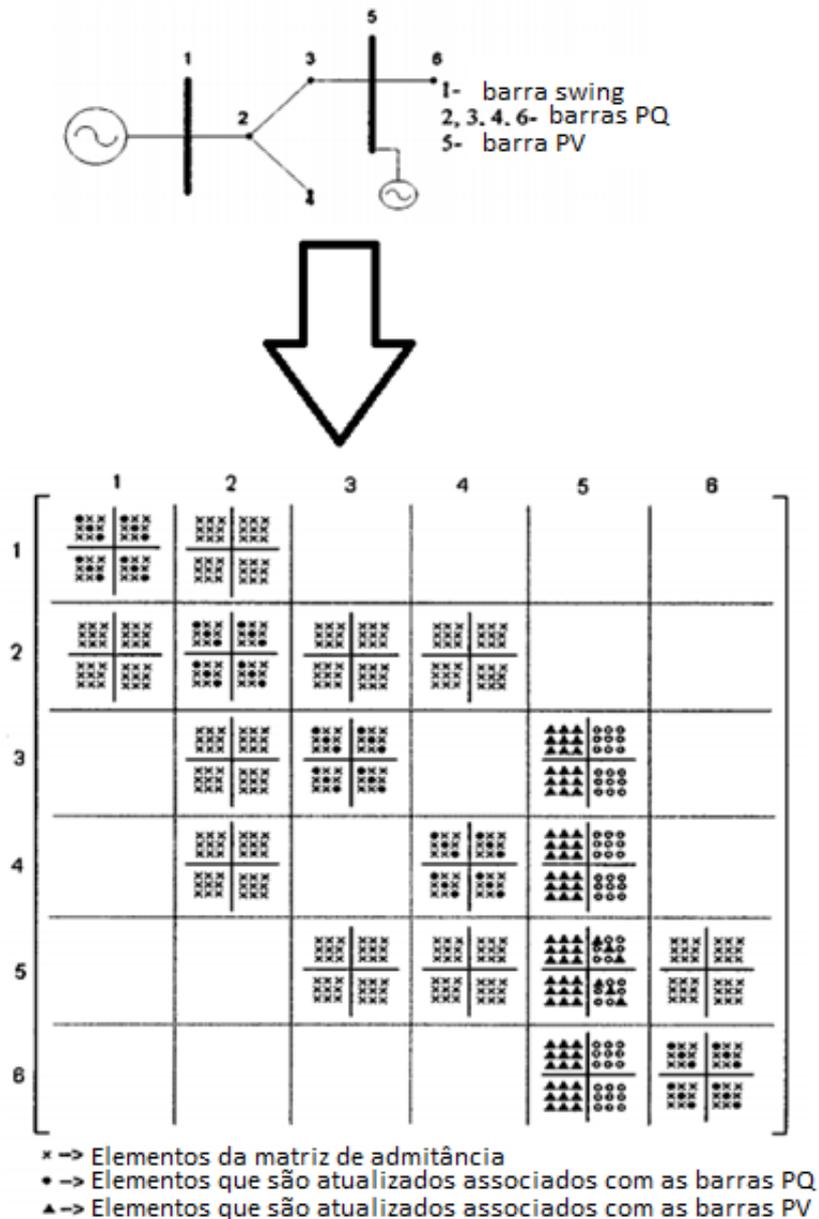
Diante do cenário de sistemas desequilibrados se faz necessário aplicar métodos de fluxo de potência que possam estimar as tensões e correntes nesse ambiente para que a concessionária possa tomar as decisões de planejamento e operação com base em representações mais próximas ao cenário real.

Uma ferramenta largamente utilizada para resolução do problema de fluxo de potência em sistemas desbalanceados é o método das injeções de corrente. Na formulação do método de injeções de corrente, as equações são escritas em coordenadas retangulares e a ordem da matriz de admitância é de 2^n , onde n é o número de fases, composta de submatrizes 2×2 . A formulação do problema para resolução do fluxo de potência pelo método de injeção de correntes é descrita no Apêndice A.

Uma grande vantagem do método de injeções de corrente é que a matriz Jacobiana tem elementos idênticos a matriz de admitância nodal, o que implica na redução do custo computacional uma vez que menos elementos tem de ser recalculados a cada iteração. Para um sistema radial contendo uma barra *swing* e as demais do tipo PQ, somente os elementos da diagonal principal das submatrizes 6×6 precisam ser atualizados. Para o sistema da Figura 6, vemos que apenas metade dos elementos não nulos da coluna 5 precisam ser atualizados.

O algoritmo das injeções de corrente é ilustrado no algoritmo 2.

Figura 6 – Representação da matriz Jacobiana para um sistema de distribuição com geração distribuída.



Fonte: Adaptada de Jr., Pereira e Garcia (2000).

3.2 Coordenação da Proteção de Sistemas de Distribuição de Energia Elétrica

Uma vez definidos os *clusters* que farão parte do sistema de *Self-Healing* é primordial que os religadores que os compõem estejam coordenados entre si. A coordenação deve ser respeitada tanto do regime normal de operação quanto de uma situação de manobra.

Vários agentes como fatores climáticos, objetos estranhos nos fios como vegetação, colisão de carro com a rede de distribuição podem comprometer o fornecimento de energia elétrica. É importante salientar que a maior parte das falhas em um sistema de distribuição de

Algoritmo 2: Algoritmo para solução do fluxo de potência desbalanceado utilizando o método de injeção de correntes.

- 1 Inicializar o contador de iterações e as tensões nas barras
 - 2 Calcular as injeções trifásicas de potência ativa e reativa segundo as Equações A.26 e A.27
 - 3 Calcular as diferenças de potências segundo as equações A.24 e A.25
 - 4 Testar a convergência: Se $\max|(\Delta P_k^s)^h| \leq \epsilon_p$ e $\max|(\Delta Q_k^s)^h| \leq \epsilon_q$, se não vá para o próximo passo
 - 5 Calcular a Matriz jacobiana
 - 6 Resolver a Equação A.30 para os incrementos de tensão
 - 7 Atualizar os valores de tensão de acordo com a Equação A.28 e voltar para o passo 2
-

energia tem uma característica temporária (cerca de 80 a 90%) e o fluxo de energia elétrica não deve ser interrompido nessas situações. Não obstante, tal sistema deve cooperar em situações onde há intervenções necessárias na rede para se garantir a segurança do técnico responsável pela manutenção.

Para tanto, a fim de evitar que o sistema inteiro pare de funcionar, os dispositivos de proteção devem atuar sobre a rede de distribuição de forma automatizada. Vários dispositivos são inseridos no sistema de distribuição elétrica e cada dia nas concessionárias de todo o mundo o número de equipamentos está aumentando para atender a demanda crescente de energia elétrica, em paralelo ao aumento de confiabilidade do sistema.

Um dos maiores desafios enfrentados em cada projeto de proteção de sistemas de distribuição radiais é coordenar todos os dispositivos de modo que eles fiquem funcionais e operem na sequência ideal. Pode ocorrer de longas linhas de distribuição apresentarem correntes de curto circuito com baixos valores não sendo suficientes para sensibilizar a proteção em um tempo seguro. Outro desafio é em relação aos altos níveis de corrente de falta e também equipamentos em série muito próximos onde os mesmos podem operar sem coordenação deixando mais consumidores do que o planejado sem energia elétrica durante uma situação de contingência.

Para resolver este problema, as concessionárias normalmente propõem uma abordagem tradicional, consistindo em aumentar o tempo de abertura do religador à montante. Mas, se por um lado resolve o problema de coordenação, por outro lado, por vezes, este tempo de abertura deve ser ajustado tão alto que excede um intervalo de tempo seguro. Esta solução revela-se ainda mais impraticável quando mais de dois religadores estão em série na rede, o que é uma situação comum na abordagem de redes inteligentes.

Neste trabalho é feito um levantamento de soluções para coordenação da proteção em sistemas de distribuição utilizando lógicas centralizadas e descentralizadas com Sistema de Comunicação (SC), aumentando a confiabilidade e a eficiência da coordenação convertendo-se em ganho para a concessionária.

As faltas transitórias são aquelas que afetam o circuito temporariamente, ou seja, após a operação de um dos equipamentos de proteção, ou até mesmo antes desta, ocorre o religamento

do circuito e a falha é eliminada. As causas mais comuns das falhas transitórias são:

- Contato momentâneo entre os cabos condutores
- Descargas atmosféricas
- Abertura de arco elétrico
- Isolação precária dos materiais
- Galhos de árvores que tocam os cabos condutores que são rapidamente incinerados.

Faltas permanentes são aquelas que necessitam da intervenção do homem para a correção da falha, antes do religamento do circuito. Eventualmente uma falha transitória pode virar uma falta permanente. Algumas causas das falhas permanentes são:

- Queda de uma árvore em cima da linha de distribuição
- Acidentes de trânsito envolvendo postes de energia elétrica
- Atos de vandalismo.

As faltas causam curto circuitos na rede elétrica que põem em risco tanto os ativos da distribuidora de energia como aqueles que estão dentro da zona de atuação do defeito inserindo risco sérios a saúde dos mesmos. Os tipos de curto circuito são: curto circuito monofásico, curto circuito bifásico, curto circuito trifásico. O objetivo de um sistema de proteção e de distribuição de energia elétrica é isolar o mais rápido possível um trecho onde ocorrer uma anomalia. (MAMEDE, 2011a). Para que um sistema de proteção seja eficaz é necessário possuir seis requisitos básicos, que são: seletividade, coordenação, velocidade, sensibilidade, confiabilidade e automação.

O objetivo da seletividade é fazer com que o dispositivo de proteção mais próximo da falha opere, independente da falta ser permanente ou transitória (MAMEDE, 2011a). A seletividade é uma técnica empregada no estudo de proteção e coordenação, na qual somente o elemento de proteção, mais próximo de onde ocorreu a falha, acione, desacoplando o sistema elétrico defeituoso (MAMEDE, 2011b). Coordenação é a condição que se dá a dois ou mais equipamentos de proteção operarem numa determinada sequência, previamente definidas, quando em condição de falta no sistema (LEME *et al.*, 2013).

A coordenação tem por objetivo fazer com que a menor parte da rede afetada fique desativada e evitar que os equipamentos de proteção que não possuem religamento automático acionem em faltas transitórias. É de extrema importância que exista a coordenação e seletividade entre os dispositivos de proteção, sendo assim, na ocorrência de uma anomalia o equipamento de proteção mais próximo do local de ocorrência da mesma deverá atuar evitando que os demais circuitos que compõem o sistema elétrico de distribuição sejam desativados.

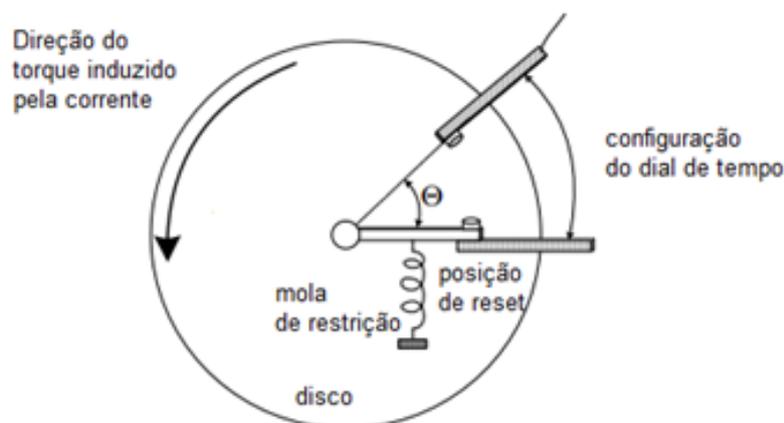
3.2.1 Dispositivos de Proteção na Rede Elétrica

Dispositivos de proteção devem interromper o fluxo de energia elétrica a um trecho defeituoso para não prejudicar a continuidade do serviço para todo o sistema. É essencial que a proteção isole a seção problemática o mais próximo possível da falha e no mais curto intervalo de tempo possível. Em uma situação ideal, este tempo não pode passar de mais de 10 ciclos (0,2 s com uma frequência de 60Hz), no entanto, este intervalo pode ser um objetivo muito dispendioso para se alcançar e por vezes inatingível principalmente no que tange aos SDEEs. Na prática, o que se observa é que este tempo não pode exceder 2s (JONATHAN W.; STAHLHUT, 2008).

O desenvolvimento da tecnologia possibilita trabalhar com equipamentos de proteção muito mais sensíveis a falhas, precisos e programáveis sobre sua rotina de atuação. Uma vez que as concessionárias só tinham fusíveis e para-raios a um tempo atrás, não se tinha o conhecimento necessário para aplicar um conceito de *Smart Grid* em SDEEs. Todavia, através deste desenvolvimento, dispositivos de proteção podem trabalhar remotamente e com sistemas micro processados que comandam a unidade. Atualmente este conceito é uma possibilidade real. O foco desta secção está na coordenação de religadores em sistemas de *Self-Healing*, uma vez que são equipamentos comuns para os modernos sistemas elétricos e cruciais para um esquema de proteção satisfatória.

Os relés eletromagnéticos do tipo disco, doravante muito utilizados na proteção de LDs e RDs, consistem de um disco condutor que se movimenta por indução dentro do entreferro de um núcleo magnético excitado pela corrente que circula na bobina do núcleo como na Figura 7.

Figura 7 – Disco de indução de um relé eletromecânico.



Em geral, solidário com o disco, existe um contato móvel para comando da abertura do disjuntor. É possível modificar o tempo de fechamento dos contatos modificando o tempo de percurso total do contato móvel e ajustando a mola de restrição. O comportamento de um relé de

disco de indução pode ser modelado de acordo com:

$$T = \tau_s \left[\left(\frac{I}{I_{pickup}} \right)^2 - 1 \right] - K_d \left(\frac{\partial \theta}{\partial t} \right) \quad (3.34)$$

onde T é o torque resultante do disco de indução, τ_s é o coeficiente de retenção da mola, I é a corrente de entrada, I_{pickup} é a corrente de partida, K_d é o fator de amortecimento do disco e θ é o ângulo da rotação do disco.

A primeira parcela da Equação 3.34 pode ser entendida como o Torque Operacional e a segunda parcela como a Restrição ao Torque. Igualando as parcelas e integrando ambos os lados, podemos encontrar o tempo que leva para o relé abrir (do inglês - *Trip Time*) como:

$$TT = \frac{\theta_2 - \theta_1}{\frac{\tau_s}{K_d} \left[\left(\frac{I}{I_{pickup}} \right)^2 - 1 \right]} \quad (3.35)$$

Um relé digital produz uma característica de tempo de corrente inversa, que simula o comportamento de um disco de indução de relés eletromecânicos integrando uma função F em relação ao tempo como:

$$\int F(I) dt = \int_0^{TT} \left[TD \left(\frac{A}{M^p - 1} \right) + B \right]^{-1} dt \quad (3.36)$$

onde TT é o tempo até o *trip* em segundos, TD é a configuração do dial de tempo, p é o expoente constante de M que representa a característica inversa da curva, B representa a inercia do disco, A é função de τ_s e K_d e M é o múltiplo da corrente de *pickup* dados respectivamente por:

$$A = \frac{K_d}{\tau_s} \quad (3.37)$$

$$M = \frac{I}{I_{pickup}} \quad (3.38)$$

A integral de $F(I)$ acima de uma entrada de corrente pré-determinada é positiva e negativa abaixo deste valor de corrente. Esta corrente é conhecida por corrente de *pickup*. Corrente de *pickup* é, portanto, a corrente na qual a integração começa positivamente e o relé produz uma saída elevada quando o integrando atinge o valor pré-determinado (por exemplo, 1), que altera o estado normal de operação do religador (CARVALHO *et al.*, 2013). Os valores das constantes que formam as características das curvas são definidos por padrões internacionais se destacando os padrões: ANSI/IEEE Std C37.2 e IEC 60255.

Tradicionalmente as funções de proteção ANSI habilitadas nos sistemas de distribuição das concessionárias são:

- 50 - sobrecorrente instantâneo
- 51 - sobrecorrente temporizado (tempo definido ou curvas inversas)
- 50N - sobrecorrente instantâneo de neutro
- 51N - sobrecorrente temporizado de neutro (tempo definido ou curvas inversas)
- 50G - sobrecorrente instantâneo de terra (comumente chamado 50GS)
- 51G - sobrecorrente temporizado de terra (comumente chamado 51GS e com tempo definido ou curvas inversas)
- 79 – Relé de Religamento

As chaves fusíveis são dispositivos passivos e eletromecânicos de proteção utilizados em larga escala na proteção de sistemas de energia elétrica. São equipamentos bem mais simples e mais baratos quando comparadas aos religadores. A Figura 8 ilustra as especificações técnicas de uma chave fusível base tipo C segundo NTC-12 rev3 da CELG-D.

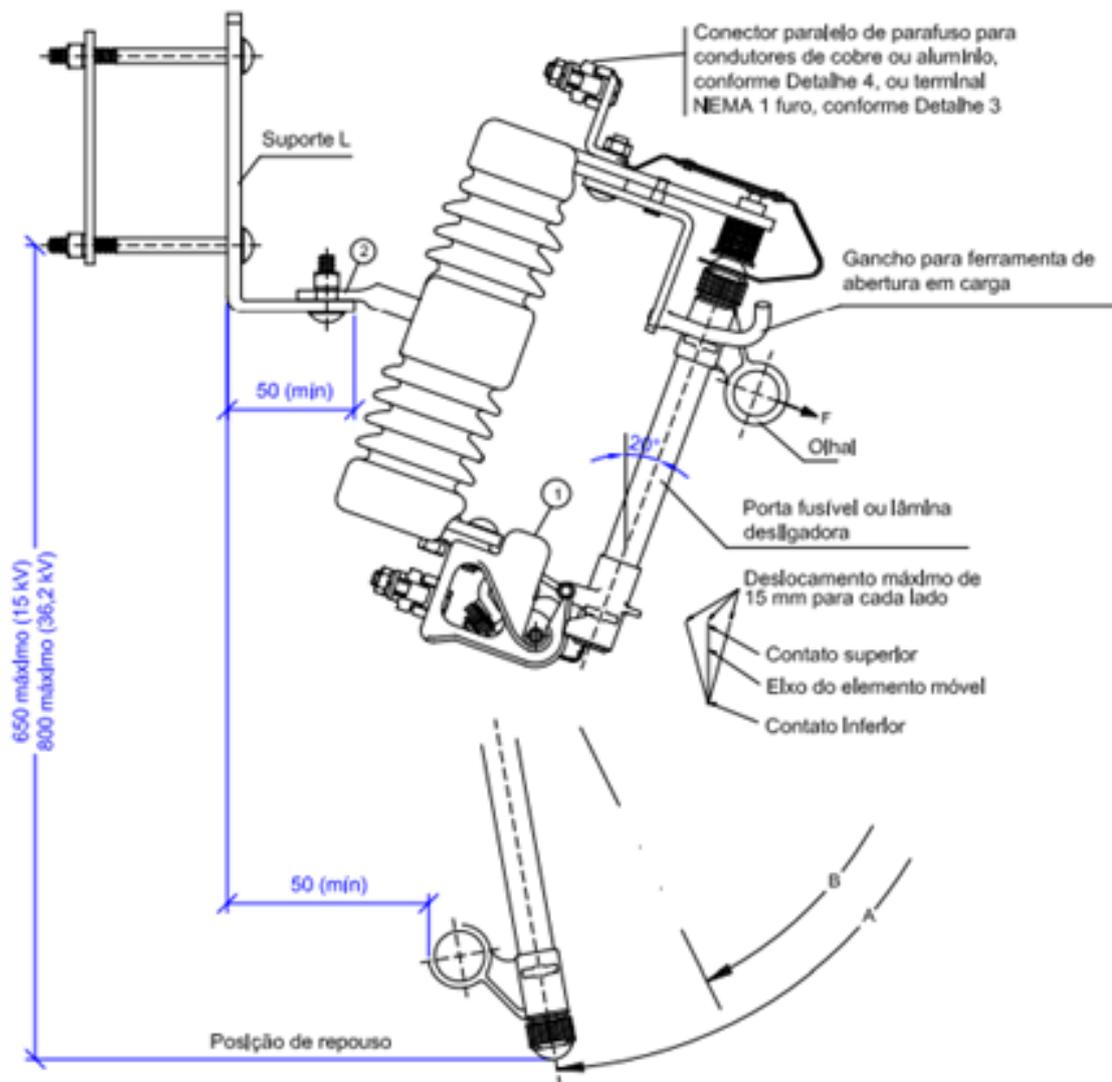
A atuação de uma chave fusível ocorre quando há uma perturbação no ponto da rede onde ela está localizada que provocando um valor de corrente elétrica superior à nominal. Essa sobrecorrente faz com que o elemento fusível se funda devido ao efeito térmico causando o interrompendo do fornecimento de energia aos consumidores ligados a jusante dela. Entre as principais causas de atuação destas chaves se destacam as descargas atmosféricas e os curtos-circuitos na rede, provenientes de galhos de árvores que tocam nos cabos.

O elo fusível é o componente principal de uma chave fusível, sendo o dispositivo responsável por interromper o circuito elétrico caso uma sobre corrente o percorra. Se estiver funcionando corretamente, ele deverá se romper de forma rápida para que essa perturbação não persista por muito tempo e ocasione desde a queima de equipamentos até o rompimento dos cabos das redes de distribuição.

Cada elo possui uma curva de corrente versus tempo particular na qual são mostradas, para um determinado valor de corrente, o seu tempo de abertura. Eles são ainda classificados em três tipos principais: os elos tipo K de atuação rápida; os tipos T de atuação lenta, e; os tipos H que são elos de alto surto, sendo ideais para proteção de transformadores (MAMEDE, 2011a). Para haver coordenação entre os diversos elos disponibilizados pela indústria eletroeletrônica é necessário que as suas curvas possam ser sobrepostas umas às outras. Mediante este fato, foram criadas duas classes de elos: os preferenciais e os não preferenciais. Os ditos preferenciais para os tipos K e T são os de: 1, 2, 5, 6, 10, 15, 25, 40, 65, 100, 140 e 200A. Já os não preferenciais para os tipos K e T são os de: 8, 12, 20, 30, 50 e 80A. Os elos tipo H são: 1, 2, 3 e 5A.

A fim de estabelecer a coordenação religador-religador algumas questões de segurança devem ser observadas para ter um resultado satisfatório (MAMEDE, 2011b):

Figura 8 – Esquema de uma chave fusível.



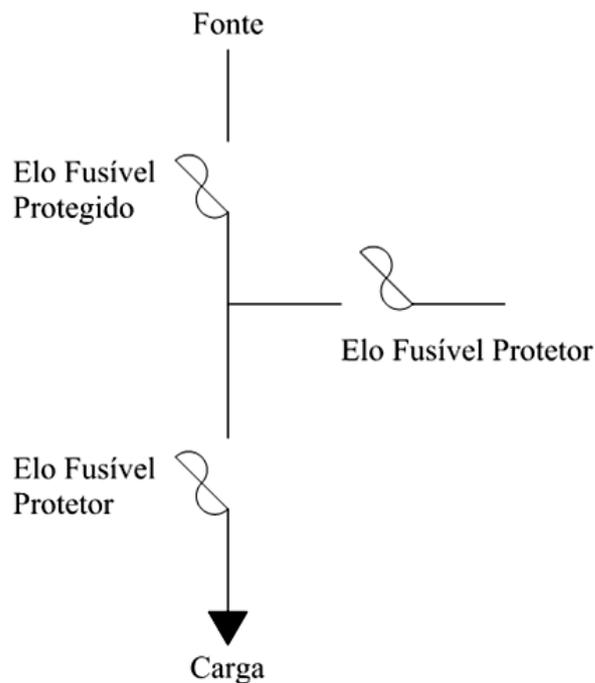
Fonte: CELG (2015).

- O tempo de abertura do religador a jusante na curva de atuação lenta deve ser definido, pelo menos, 0,2 s maior do que seu respectivo religador a montante e assim sucessivamente para o mínimo nível de corrente de curto circuito e máxima comum a ambos os religadores;
- A corrente de pick-up do religador a jusante deve ser definida igual ou inferior a aquela a montante;
- É aceitável que os dois religadores abram ao mesmo tempo durante a sequência de atuação na curva rápida. O religador também deve ser coordenado com o tempo de fusíveis a jusante e a montante. Para garantir isso algumas questões devem ser levadas em consideração:
- O fusível não deve queimar quando o religador atuar sobre as operações de curva rápida, mas deve fazê-lo sobre o funcionamento em curva lenta na primeira atuação;

- O limiar mais elevado de corrente de curto circuito entre o fusível e o religador é definido sobre a intercepção da curva inferior do elo fusível e da curva rápida do religador multiplicado por um fator K devido a possíveis questões térmicas dos elos fusíveis;
- O limiar inferior de corrente de curto circuito é definido na intercepção da curva superior do elo fusível e a curva lenta do religador multiplicada por 0,9, devido a irregularidades na curva do religador, onde não responde como deveria, e deve ser definido 0.2 s maior do que curva de fusão do elo fusível.

Devido às particularidades de cada área de atuação, cada concessionária de distribuição de energia elétrica pratica uma filosofia de proteção e coordenação que ao longo do tempo vem sendo constantemente revisada. Na filosofia de proteção e coordenação da CELG D, um elo não pode atuar com uma corrente menor ou igual a 1,5 vezes a corrente de carga no ponto de instalação e deve atuar no máximo antes de uma corrente igual a $\frac{1}{4}$ da corrente de curto-circuito fase-terra mínimo. Para projetar a coordenação ao longo do alimentador, utiliza-se a tabela de coordenação entre os elos do tipo K e do tipo H. O elo protetor exclusivo de um transformador é definido mediante sua potência nominal aparente e sua tensão de operação. A coordenação entre fusíveis deve obedecer à premissa de que o elo fusível protegido (mais próximo da fonte) deverá coordenar com o elo fusível protetor (mais próximo da carga) conforme a Figura 9.

Figura 9 – Localização do elo fusível protegido e dos elos fusíveis protetores.



Fonte: Melo, Silva e Vaz (2011).

Esse fato deve ocorrer pelo menos para o valor da corrente de curto-circuito fase-terra mínimo no ponto de instalação deste último e seu tempo de fusão deve ser menor que 75% do

tempo de fusão do elo protegido. Para o cálculo da corrente de carga do circuito é feito como abaixo:

$$I_c = \sum_{i=0}^n \frac{KVA_i \cdot cf}{KV\sqrt{3}} \quad (3.39)$$

onde I_c é corrente de carga do circuito KVA_i é potência do transformador i , KV tensão de operação do circuito, e cf é fator de carga do alimentador. A corrente de carga máxima admitida é o valor da corrente de carga do circuito vezes o fator de crescimento, geralmente igual a 1,5. Já a corrente de carga dos ramais pode ser definida como:

$$I_{cmax(ramal)} = K_u KVA_{ramal} \quad (3.40)$$

onde $I_{cm(ramal)}$ é a corrente de carga máxima dos ramais, KVA_{ramal} a soma das potências dos transformadores do ramal e K_u constante de proporcionalidade dado em A/kVA por:

$$K_u = \frac{I_{cm}}{\sum_{i=0}^n KVA_i} \quad (3.41)$$

A corrente de carga do circuito é calculada tendo como base a potência aparente total do alimentador em KVA e a tensão de operação do mesmo em KV. Para calcular o valor do curto-circuito fase-terra mínimo são necessários os valores de impedância de sequência positiva e de sequência zero na barra supridora, localizada na subestação pela qual o circuito a ser analisado é alimentado a fim de se obter um equivalente dos sistemas a montante: outras SEs de retransmissão, linhas de transmissão e geração. Esses valores são calculados pelo setor de proteção da CELG D. Também se utilizam como parâmetros a impedância de contato fase-terra igual a $40 + j0$ ohms.

Na coordenação entre o religador e as chaves fusíveis, estas localizadas a jusante do primeiro, deve-se atender previamente aos seguintes critérios (MAMEDE, 2011a):

- O valor da corrente mínima de curto-circuito entre fases em qualquer ponto a jusante da chave fusível deve ser inferior à corrente de acionamento do religador;
- Para todos os valores de curto-circuito possíveis no trecho do circuito protegido, o tempo mínimo de fusão do elo fusível, para os valores de corrente a jusante do seu ponto de instalação, deve ser superior ao tempo de abertura do religador na curva de característica rápida, e;
- O tempo de abertura do religador na curva de característica retardada, para a condição de ajuste de duas operações rápidas e duas retardadas, deve ser superior ao tempo de abertura da chave (elo) fusível.

Desta forma, cabe a chave fusível a função de interromper a corrente de defeitos em qualquer ponto a jusante de sua instalação.

É fundamental garantir a permanência da coordenação e seletividade ao longo de todo o alimentador também para situações de manobra não só entre relés, mas também entre relés e fusíveis. Na metodologia proposta para alocação dos pontos de manobra restringe-se a mudança dos ajustes de proteção aos religadores fora da SE garantindo que os ajustes pré-estabelecidos pela concessionária para os relés da saída dos alimentadores não sejam alterados. Isto se faz necessário para minimizar o impacto na operação que restringe a mudança de parâmetros a um escopo menor de relés e também evita que os ajustes fornecidos pela ONS para a coordenação com as linhas de alta tensão tenham de ser alterados.

Todavia, a fim de garantir a operação segura, a zona de proteção dos relés dos religadores ao longo do alimentador deve cobrir não somente as barras a montante do primeiro religador a jusante, porém, deve cobrir o maior número possível de barras sem que seja comprometida a coordenação. Essa filosofia de proteção é conhecida como proteção retaguarda e garante que na falta de qualquer religador *GRID* o seu imediato a montante, seja ele um religador *GRID* ou um *TIE* em situação de manobra, é responsável por isolar o menor trecho sob falta (MAMEDE, 2011b).

3.3 Clusterização de Religadores

A técnica de clusterização em sistemas de controle consiste em agrupar nós de forma que trabalhem em conjunto a fim de conceber um sistema robusto. Os *clusters* podem ser divididos em:

- *clusters* de alta performance - são utilizados para gerenciar grandes volumes de carga
- *clusters* de alta disponibilidade - conseguem permanecer ativos por um longo período de tempo e em plena condição de uso mesmo em condições de contingência
- *clusters* para balanceamento de carga - esse tipo de *cluster* tem como função controlar a distribuição equilibrada da carga gerenciada entre os nós.

A clusterização pode ser aplicada também aos sistemas de energia elétrica. Podemos dividir os sistemas de *Self-Healing* em *clusters* por número de elementos a partir da unidade mínima. O tipo do *cluster* é definido como abaixo:

$$TIPO = \left[\left(\sum_{i=1}^n G_{1i} \right) + \frac{1}{2} \right] \cup \left[\left(\sum_{i=1}^m G_{2i} \right) + \frac{1}{2} \right] \quad (3.42)$$

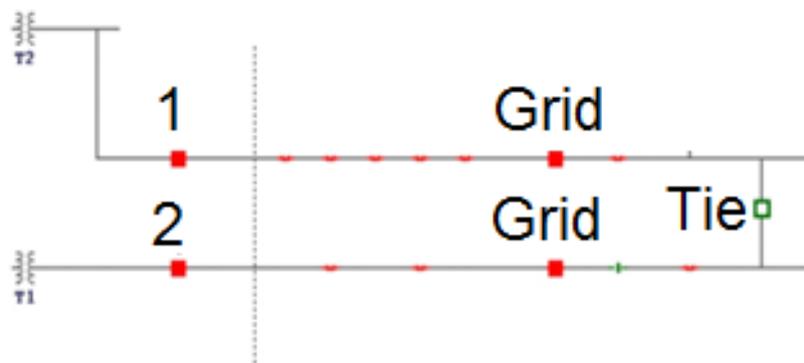
onde n é o número de elementos do tipo Grid no Circuito 1, m é o número de elementos do tipo Grid no Circuito 2 e $G_{\#i}$ é o G -ésimo elemento do tipo Grid do Circuito # contando o religador

da saída do circuito localizado na SE. O valor 0.5, acrescido a cada somatório, representa o elemento *Tie* de forma que somando os números de elementos do *cluster* sempre teremos um número inteiro.

A unidade mínima de um sistema de *Self Healing* é dita *cluster* 1.5-1.5, onde para cada alimentador teremos um elemento *Grid* e um *Tie* conectando-os. Nesse tipo de configuração o elemento *Grid* é, geralmente, o religador da SE. A possibilidade de transferência de carga é bastante limitada nesse tipo de situação uma vez que toda a carga da SE deve ser transferida na ocorrência de uma falta no sistema. Também fica limitada a faltas a montante do religador da SE como por exemplo: falha no sistema de transmissão, falha do transformador ou no barramento em si. Esses tipos de falha a montante do religador da SE, por sua vez, tem incidência bem menor se comparados as faltas em alimentadores.

O tipo de *cluster* mais comumente encontrado é o 2.5-2.5. Nessa configuração, além dos religadores da saída da SE, existe em cada circuito um elemento *Grid* e um elemento *Tie* conectando os circuitos. Geralmente é instalado um elemento *Grid* no ponto médio de cada Circuito. A Figura 10 ilustra um exemplo de *cluster* 2.5-2.5.

Figura 10 – Exemplo de um *cluster* do tipo 2.5-2.5.

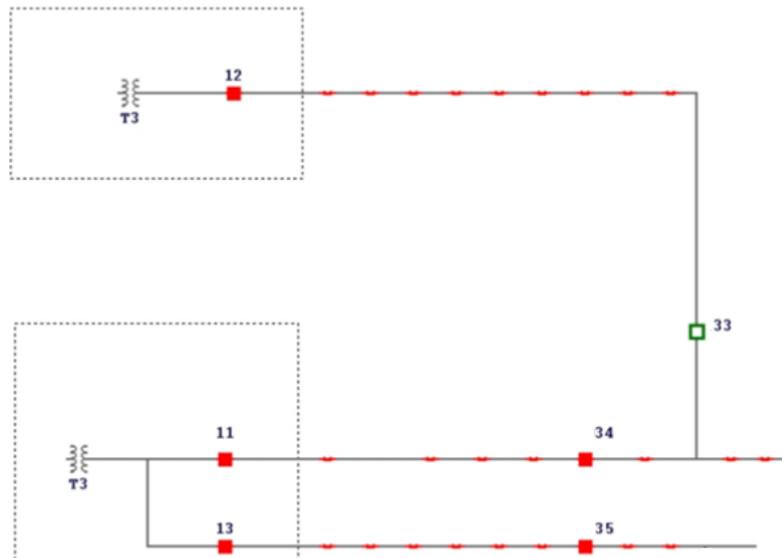


Esse tipo de *cluster*, apesar de possuir maiores Despesas de Capital (do inglês *Capital expenditures* - CAPEX), possibilita a transferência de blocos menores de carga podendo ser ativado mais vezes do que os *clusters* 1,5-1,5. Porém ainda requer margem de manobra considerável entre os circuitos, uma vez que um dos circuitos receberá grande parte da carga do outro.

Os *clusters* do tipo 3,5-3,5 possuem 3 elementos do tipo Grid em cada alimentador. Nesses casos a possibilidade de transferência de carga aumenta bastante sendo que, se projetado corretamente, o sistema pode garantir margem de manobra em qualquer situação. *clusters* de ordem maiores também podem ser definidos, sendo estes utilizados em casos particulares uma vez que o investimento é muito alto para um único circuito.

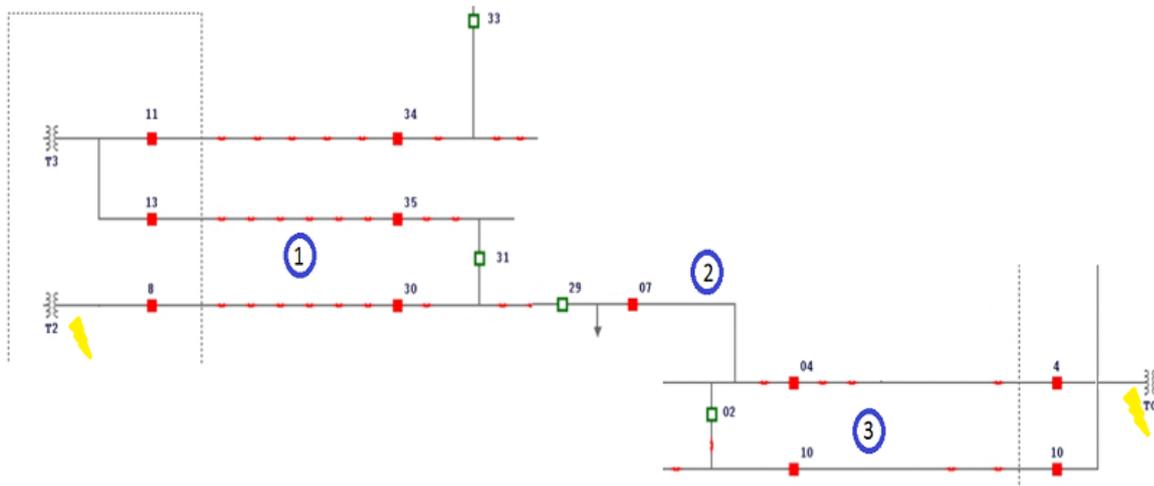
Além dessas situações, existem os *clusters* mistos como, por exemplo, os clusters: 1.5-2.5, 2.5-3.5, entre outros. A Figura 11 ilustra um exemplo de um *cluster* misto do tipo 1,5-2,5.

Figura 11 – Cluster misto do tipo 1,5-2,5.



O conceito de *cluster* definido engloba apenas dois circuitos, porém, podem existir situações onde sejam necessárias manobras envolvendo elementos em mais de dois circuitos. Nesses casos a manobra é feita com iteração de clusters. A Figura 12 mostra um exemplo de situação de contingência onde uma manobra a ser realizada demanda a iteração de clusters.

Figura 12 – Situação demanda de interação de clusters.



A Figura 12 mostra 3 *clusters* distintos. O *cluster* 1 é um *cluster* do tipo 2,5-2,5 onde o elemento *Tie* é o 31. O *cluster* 2 é um *cluster* misto do tipo 2,5-3,5 onde o *Tie* o é 29. Por fim o *cluster* 3 é do tipo 2,5-2,5 com o *Tie* 02. A Figura 13 mostra o resultado final da interação entre os *clusters* para o exemplo da Figura 12.

Da situação de falha no Trafo TC apenas o *cluster* 2 seria ativado onde o elemento 29 mudaria de estado e o 07 ou o 04 abririam dependendo da carga. Porém, se tanto o Trafo TC como T2 falharem o *cluster* 1 deve interagir com o 2 de forma a alimentar a carga entre eles. No

nheiros de proteção das concessionárias. O limite de operação considerado nesse trabalho é de 90% da corrente de *pickup* e é utilizado como parâmetro para as análises de manobras.

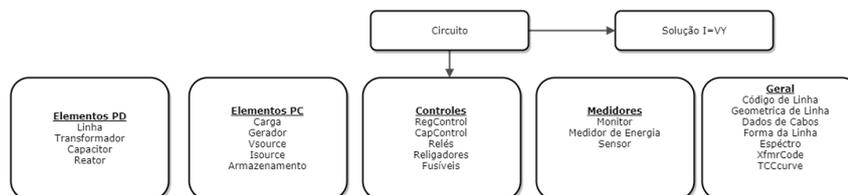
3.4 OPENDSS

Nos modernos SEPs, devido a diversidade das redes de distribuição, se faz necessário trabalhar com um modelo de fluxo de potência que permita análise por fase em sistemas desequilibrados. Para tanto, optou-se pela utilização do software Open Source OpenDSS (EPRI, 2013) desenvolvido pelo *Electrical Power Resource Institute* (EPRI). Este software suporta modelagem de sistemas de distribuição de múltiplas fases balanceados e desbalanceados possibilitando a análise de diversos estudos de caso em sistemas de distribuição como análise de harmônicos e simulações sequenciais de tempo denominadas soluções "*quasi-static*". Esse tipo de simulação permite avaliar períodos diários, anuais, Monte Carlo, ciclos de trabalho e outros modelos onde a carga varia no tempo.

Quando o fluxo de potência é computado, as informações de perda, nível de tensão e fluxo de potência são apresentadas para todo o sistema. O fluxo de potência também pode ser calculado para sistemas em malha.

A arquitetura interna do OpenDSS é apresentada na Figura 14.

Figura 14 – Arquitetura interna do software OpenDSS.



Fonte: EPRI (2013).

O fluxo de potência em regime estacionário é uma ferramenta muito útil para determinação das condições de operação da rede elétrica. O *software* OpenDSS implementa o algoritmo de solução do fluxo de potência através da injeção de correntes. Os elementos de rede são classificados em Power Delivery (PD) que tem a função de transporte de energia de um ponto ao outro como transformadores e linhas de transmissão e Power Converter (PC) que convertem a energia elétrica em outra forma e vice-versa. Os elementos não lineares, em particular Carga e Geradores, são tratados com equivalentes de Norton com impedância constante e injeção de corrente não linear.

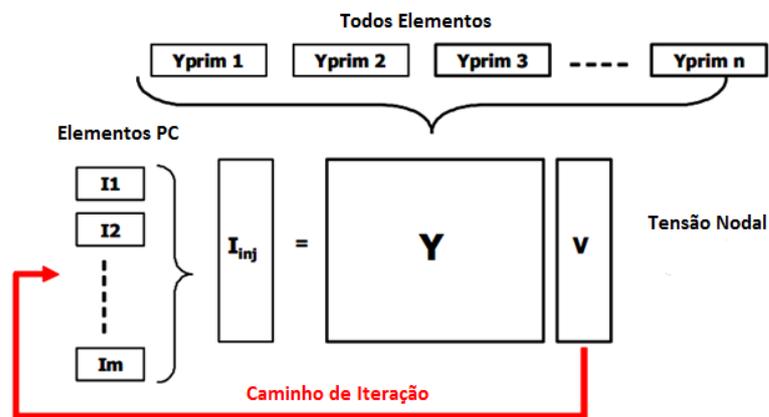
A implementação do fluxo de potência no OpenDSS segue da seguinte forma:

1. Calcula-se o valor inicial da tensão nas barras através da matriz de admitância nodal e desconsiderando qualquer elemento de conversão de potência.

2. Incluem-se os elementos de conversão de potência na rede calculando as injeções de corrente e a nova matriz de admitância de acordo com as tensões nas barras e potências dos elementos de conversão de potência.
3. Atualizam-se as matrizes de injeção de corrente para todos os elementos de conversão de potência. As tensões nas barras podem ser calculadas de acordo com as matrizes de injeção de corrente e de admitância nodal.

A Figura 15 ilustra a implementação do algoritmo.

Figura 15 – Ilustração do algoritmo de fluxo de potência do OpenDSS.



Fonte: EPRI (2013).

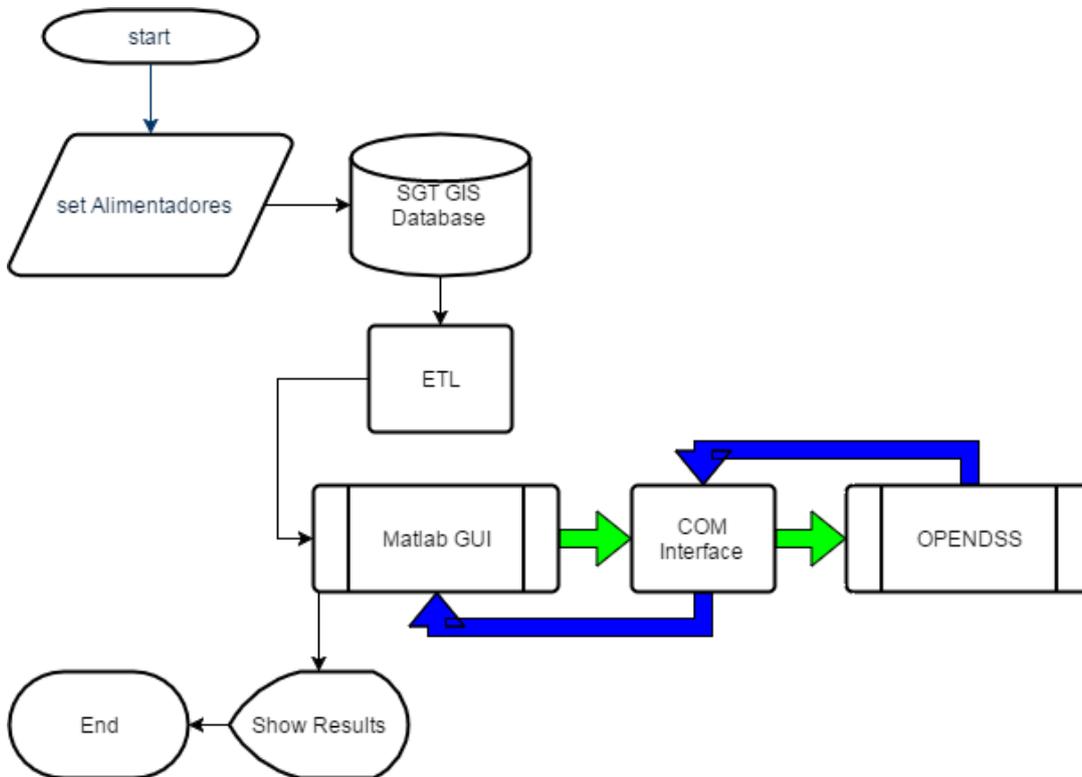
O software também calcula as impedâncias das linhas de distribuição através do modelo de *Carson* e leva em consideração o efeito do solo bem como o efeito peculiar (EPRI, 2013). Para tanto é necessário informar os dados de Resistência por unidade de comprimento, Raio do condutor, Raio médio geométrico, Corrente Nominal e de Emergência, número de condutores e geometria dos condutores nos postes. Foi implementada uma biblioteca de condutores para o OpenDSS com base nos valores disponíveis em (VIEIRA, 2013) onde foram utilizados dados reais dos condutores e postes utilizados na CELG D em redes de distribuição rurais e urbanas.

Foram implementadas linhas trifásicas e monofásicas. Apenas o tipo de poste padrão com altura máxima dos condutores de 7,3 metros e tamanho da cruzeta de 2,2m foi considerado uma vez que na base de dados utilizada não há informações sobre a configuração das linhas de distribuição.

As simulações são realizadas no software OpenDSS onde é utilizada a COM interface com o Matlab (MATHWORKS, 2017) no intuito de controlar o OpenDSS através do próprio Matlab. A Figura 16 mostra o fluxograma do software desenvolvido para simulações.

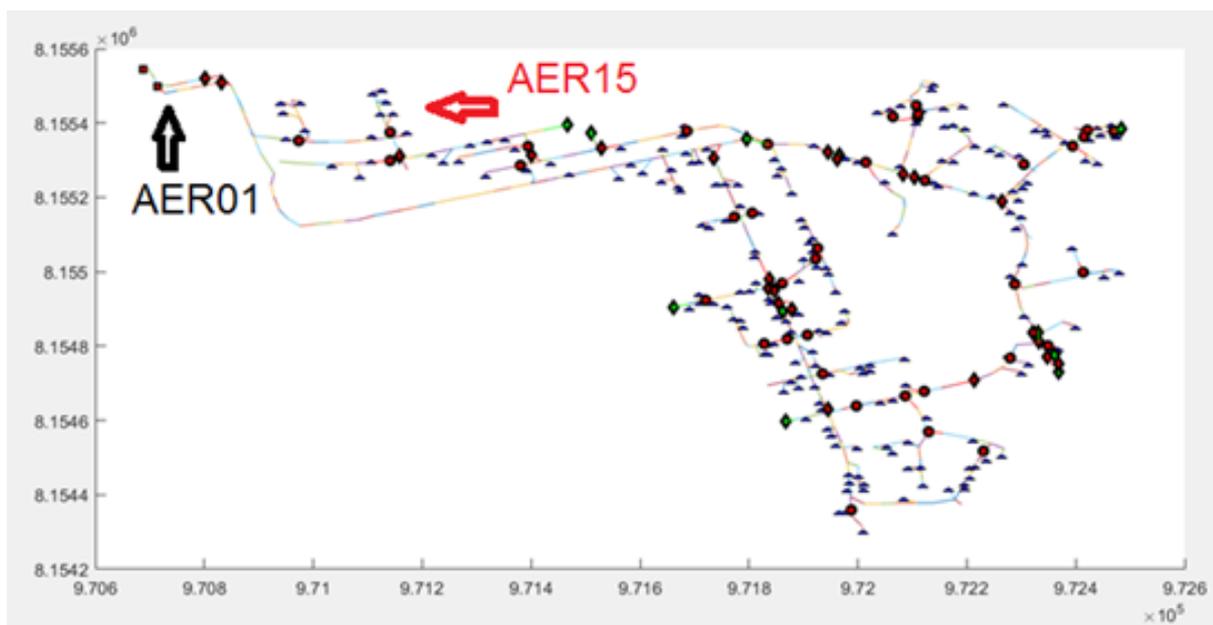
Como pode ser visualizado na Figura 16, o software é integrado com o banco de dados georreferenciado Sistema de Gestão Técnica (SGT) através dos *scripts*. O processo de ETL (do inglês - *Extract, Transform and Load*) implementado consiste em extrair os metadados do banco

Figura 16 – Fluxograma do software de análise de sistemas de potência desenvolvido para estudos de Fluxo de Potência em *clusters* de Religadores.



de dados, transformá-los e organizá-los em informações legíveis e carregá-los em uma interface de usuário. Uma vez dispo do dos dados da rede é possível executar os estudos de fluxo de potência no alimentador. A Figura 17 mostra o *cluster 3* na GUI implementada.

Figura 17 – Cluster 3 do piloto de *Self-Healing* na GUI.



Na Figura 17 os triângulos azuis representam os transformadores de distribuição, os losangos as chaves facas, os quadrados as saídas dos circuitos nas SEs e os círculos as chaves

fusíveis. Os status das chaves são: NA – Verde e NF – Vermelho. A Direção das chaves também é ilustrada na GUI com um traço na mesma cor do status da chave.

Para saber o status atual das tensões e correntes no alimentador propomos um estudo de fluxo de potência. Não são abordados estudos na baixa tensão, apenas na média tensão. De posse dos valores de potência ativa e reativa para cada transformador são calculados o fator de demanda e também o fator de potência pelas Equações 3.45 e 3.46 que servem de entrada para o cálculo do fluxo de potência.

$$FD = \frac{\sqrt{MVA_r^2 + MW^2}}{MVA} \quad (3.45)$$

$$FP = \frac{MW}{\sqrt{MVA_r^2 + MW^2}} \quad (3.46)$$

onde MVA_r é a demanda de reativo do transformador em MVA_r, MW é a demanda de ativo em MW e MVA é a potência nominal do transformador em MVA.

O módulo desenvolvido para análise de manobras recebe como entradas as chaves manobradas e a configuração de cada uma. Como saída é gerado um script que pode ser executado diretamente no OpenDSS ou então através da COM interface. Uma vez montada a configuração da rede são calculadas as correntes e tensões em cada barra e também analisado o perfil de tensão com a distância para antever possíveis violações das tensões de referência descritas no módulo 8 do Prodist (ANEEL, 2016b).

A partir dos valores de fluxo de potência de cada manobra é possível alocar os pontos de manobra de forma a garantir a operação segura em situações de emergência não violando os limites estabelecidos em (ANEEL, 2016b) e (ABNT, 1985).

Nesse trabalho adotam-se as seguintes premissas para o projeto de alocação de chaves:

- Determinar barras candidatas para receber as chaves de manobra;
- Garantir sobrevida ao sistema de modo a acompanhar o crescimento da demanda;
- Minimizar a intervenção na rede como ajustes de proteção e construção de trechos de rede.

A fim de encontrar as barras candidatas para alocação das chaves de manobra e atender as premissas de projeto descritas propõe-se a utilização da metodologia descrita pelo Algoritmo 3.

O Algoritmo 3 para alocação das chaves de manobra proposto visa a criação de *clusters* de religadores voltados para aplicação de sistemas *Self-Healing* em sistemas de distribuição radiais garantindo a operação segura dentro dos limiares de operação e minimizando os impactos tanto nos processos internos da concessionária como da intervenção na rede. Destaca-se que a proposta do algoritmo não é encontrar o ótimo global em termos de manobras em toda a rede de

Algoritmo 3: Algoritmo para alocação de chaves de manobra.

Input: Circuitos i e j
Output: Conjunto pares de barras escolhidas para receber chaves de manobra.

- 1 Abrir todas as chaves NA que interligam os circuitos i e j
- 2 $k \leftarrow$ Conjunto de todas as chaves NA que interligam os circuitos i e j
- 3 Encontrar todas as derivações do tronco dos circuitos i e j
- 4 Alocar chaves NF imediatamente a jusante de cada derivação no sentido do tronco do alimentador
- 5 **repeat**
- 6 Calcular o menor caminho entre k e a chave de saída da SE para ambos i e j .
- 7 $offset_i \leftarrow 0$
- 8 $offset_j \leftarrow 0$
- 9 **repeat**
- 10 chave $i \leftarrow$ posição imediatamente a montante de $k + offset_i$.
- 11 **repeat**
- 12 chave $j \leftarrow$ posição imediatamente a montante de $k + offset_j$.
- 13 Avaliar manobra pelo Algoritmo 4 $offset_j \leftarrow offset_j + 1$
- 14 **until** Para todas as barras de j do conjunto de barras que formam o menor caminho;
- 15 $offset_i \leftarrow offset_i + 1$
- 16 **until** Para todas as barras de i do conjunto de barras que formam o menor caminho;
- 17 **if** Nenhum conjunto de barras k - i - j for encontrado que satisfaça simultaneamente os circuitos i e j **then**
- 18 Encontrar as barras onde os limites de corrente e tensão foram excedidas em até 10% normalizados pelo menor valor encontrado para i e j **repeat**
- 19 **repeat**
- 20 Executar algoritmo 5 para i e j
- 21 **until** Para todas as barras da região de limite de j ;
- 22 **until** Para todas as barras da região de limite de i ;
- 23 **else**
- 24 remover todas as chaves NF que não constam no espaço de solução k - $[i]$ - $[j]$ Dentro as regiões possíveis para alocação das chaves, escolher as que resultam no menor valor de DEC para receber chaves automatizadas
- 25 **until** para todas as barras de k ;

distribuição da concessionária, mas sim suportar a aplicação de soluções de controle remoto de rápida implementação voltados para redução dos indicadores de continuidade.

A fim de garantir a sobrevivência do sistema, as análises são realizadas com um fator de crescimento da demanda de 20% da carga atual. Nota-se também que a alocação das chaves NF é feita, inicialmente, próxima de uma chave NA que se conecta a um outro circuito que não necessariamente pertence ao *cluster* analisado. Sendo assim o algoritmo propõe a alocação de chaves de modo a suportar situações de interação entre *clusters* possibilitando um número maior de chaveamentos na rede e garantindo uma maior disponibilidade mesmo em horários de pico.

Para encontrar a rota entre as chaves NA e as respectivas saídas dos circuitos das SEs

Algoritmo 4: Algoritmo para avaliação de manobras.

Input: Circuitos i e j

- 1 Fechar a chave k e abrir a chave i
- 2 Abrir o disjuntor da saída do circuito i
- 3 Fechar o disjuntor da saída do circuito j
- 4 Calcular o fluxo de potência
- 5 Calcular a coordenação da proteção sem alterar os parâmetros configurados nos disjuntores da saída das SEs.
- 6 Abrir o disjuntor da saída do circuito j
- 7 Fechar o disjuntor da saída do circuito i
- 8 Calcular o fluxo de potência
- 9 Calcular a coordenação da proteção sem alterar os parâmetros configurados nos disjuntores da saída das SEs.
- 10 **if** *Se a menor tensão dos circuitos i ou j violar a tensão de referência ou se a corrente resultante for maior do que a corrente de emergência para qualquer condutor ou se os critérios da coordenação não forem atendidos* **then**
- 11 └ descartar a posição das chaves $k-i-j$ do conjunto de soluções possíveis
- 12 **else**
- 13 └ adicionar a posição das chaves $k-i-j$ do conjunto de soluções possíveis

é utilizado o algoritmo Dijkstra (SOUZA, 2014) de menor caminho. Para as derivações, por sua vez, parte-se da rota de menor caminho. A rota de menor caminho define parte de tronco do alimentador que consiste no caminho de maior fluxo de corrente. O restante de tronco pode ser encontrado justamente seguindo esse caminho. Define-se como o final do tronco quando o somatório das correntes que saem da barra é menor do que 10% da corrente que sai do início do circuito. Se uma barra pertencente a essa rota possuir mais de duas conexões, entende-se que existe uma derivação e então uma possível conexão com algum outro circuito. Nesse caso uma chave NF é adicionada. O processo continua até que todas as derivações tenham sido verificadas.

Ao final da aplicação do Algoritmo 3 encontram-se as barras candidatas que garantem as premissas de projeto e minimizam o valor do DEC em situações de contingência.

3.5 Estudo de Caso

A fim de atestar a eficácia da metodologia proposta para a alocação de religadores para sistemas de *Self-Healing* em ambiente clusterizado, foram definidas duas manobras a serem analisadas que são ilustradas na Figura 18.

O *cluster* representado na Figura 18 é do tipo 2,5-2,5 onde um elemento Grid e o elemento TIE mudam de estado. Nesse *cluster*, por sua vez, já foram alocados os religadores. O objetivo desse estudo de caso é então a verificação do quão assertivo é o estudo para alocação dos pontos de manobra nesse *cluster*. Para tanto, primeiramente são avaliados o fluxo de potência a fim de determinar as tensões e correntes da execução da manobra da Figura 18. Posteriormente

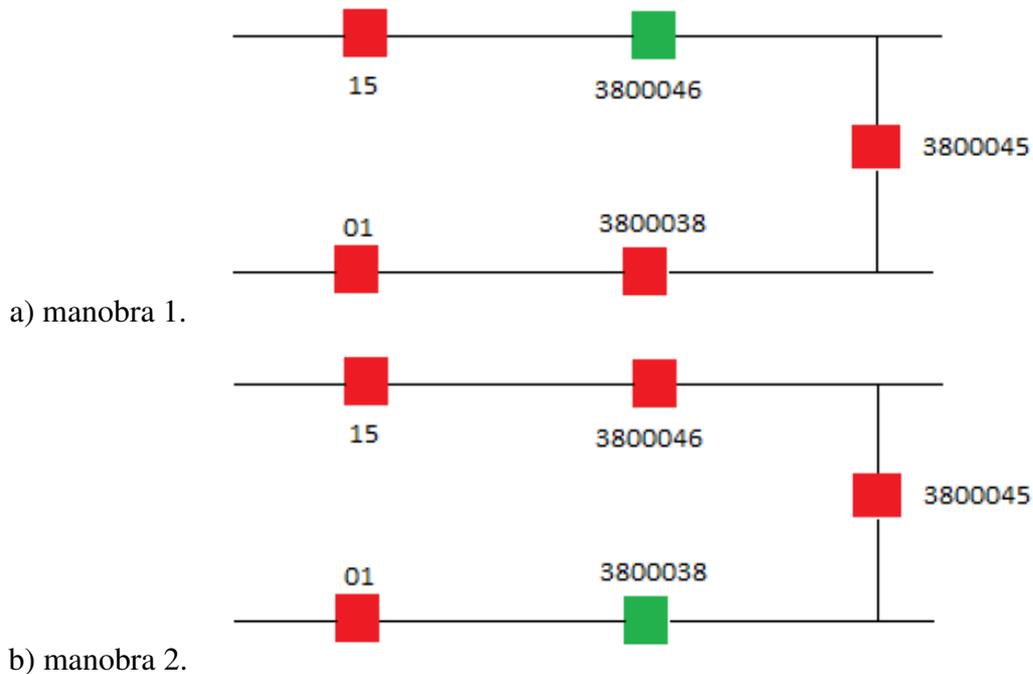
Algoritmo 5: Algoritmo para alocação de chaves de manobra Generalizado.**Input:** resultado do Algoritmo 3

```

1  $i1 \leftarrow$  chave imediatamente a montante de  $i$   $j1 \leftarrow$  chave imediatamente a montante de  $j$ 
  repeat
2    $offset_{i1} \leftarrow 0$ 
3    $offset_{j1} \leftarrow 0$ 
4   repeat
5     chave  $i1 \leftarrow$  posição imediatamente a montante da posição inicial de  $i1 + offset_{i1}$ 
6     repeat
7       chave  $j1 \leftarrow$  posição imediatamente a montante da posição inicial de
           $j1 + offset_{j1}$ 
8       Avaliar manobra pelo Algoritmo 4  $offset_{j1} \leftarrow offset_{j1} + 1$ 
9     until Para todas as barras a montante da região de limite de  $j$ ;
10     $offset_{i1} \leftarrow offset_{i1} + 1$ 
11  until Para todas as barras a montante da região de limite de  $i$ ;
12  if Nenhum conjunto de barras  $k-[i]-[j]$  for encontrado que satisfaça simultaneamente
    os circuitos  $i$  e  $j$  then
13    Encontrar as barras onde os limites de corrente e tensão foram excedidos em até
    10% normalizados pelo menor valor encontrado para  $i1$  e  $j1$  repeat
14    repeat
15      Executar algoritmo 5 para  $i1$  e  $j1$ 
16    until Para todas as barras da região de limite de  $j1$ ;
17    until Para todas as barras da região de limite de  $i1$ ;
18 until para todas as barras de  $k$ ;

```

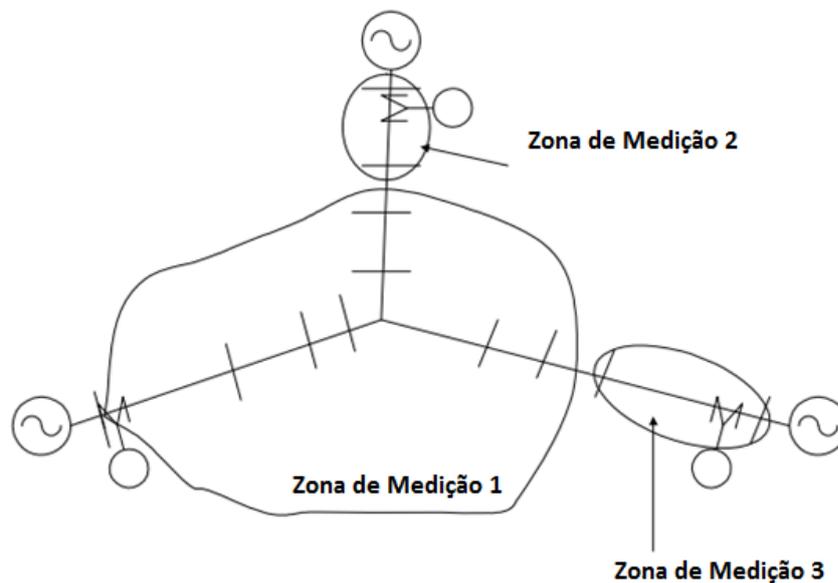
Figura 18 – Manobras analisadas no cluster 3



é aplicado o Algoritmo 3 para verificação do projeto realizado *a priori*.

No script implementado no OpenDSS são adicionados os elementos *EnergyMeter* do próprio OpenDSS. Esses elementos são medidores inteligentes conectados a um elemento do circuito (Linhas, Cargas, Barras entre outros) que permitem acessar valores das grandezas em outros pontos do circuito e não somente onde ele está alocado. Exemplos de algumas grandezas medidas são: Tensão, Corrente, Sobrecarga e Perdas. Nesses medidores podem ser definidas zonas de atuação onde cada medidor registra valores dentro de sua própria zona, permitindo a customização de parâmetros distintos para cada zona. A Figura 19 ilustra o funcionamento dos medidores em zona.

Figura 19 – Zonas de medição para os elementos *EnergyMeter*.

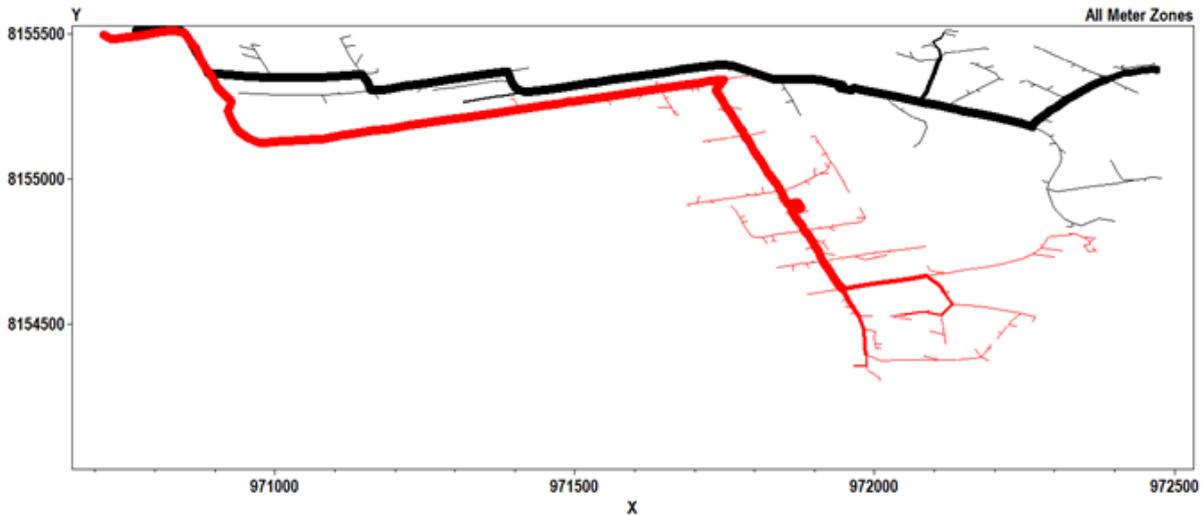


Fonte: EPRI (2013).

Ao *script* de análise das manobras são adicionados medidores nas saídas de cada circuito de forma a analisar o comportamento de cada alimentador individualmente. O status pré manobra pode ser visualizado na Figura 20 onde são destacados nos alimentadores 15 (vermelho) e 01 (preto) o caminho da corrente pela espessura do traço.

Foram realizadas simulações das manobras 1 e 2 ilustradas na Figura 18 para os seguintes perfis de carga: 90%, 100% e 110% da demanda registrada do banco de dados para o circuito. As Figura 21 e 22 apresentam os resultados do perfil de tensão para as simulações das manobras.

Observando os resultados das Figuras 21 e 22 vemos que com o aumento da carga, temos uma redução no nível de tensão ao longo do alimentador o que é esperado para sistemas de distribuição radial. Pode-se observar que mesmo em situações de alta demanda e com a tensão na barra *swing* fixa em 1.0 PU, a tensão durante qualquer manobra não foi inferior à 0.96 PU. Este resultado mostra que o sistema de *Self-Healing*, para o *cluster* 3 pode ser utilizado sem risco de se ultrapassar o limite mínimo de tensão de 0,95 PU. A Figura 23 mostra a corrente

Figura 20 – Análise pré manobra do fluxo de potência no *cluster 3*.

máxima em cada manobra.

Uma vez revisitado o estudo inicialmente proposto para o *cluster 3*, parte-se então para a validação do mesmo utilizando o Algoritmo 3. A Figura 24 mostra o *cluster 3* destacando o caminho (traços azul e verde) entre o religador TIE do *cluster 3* e as respectivas saídas das SEs.

Nota-se na Figura 24 que o algoritmo Dijkstra encontrou o caminho do tronco em ambos os circuitos com sucesso. A Figura 25 ilustra o resultado da aplicação do Algoritmo 3 no *cluster 3* para a manobra 1.

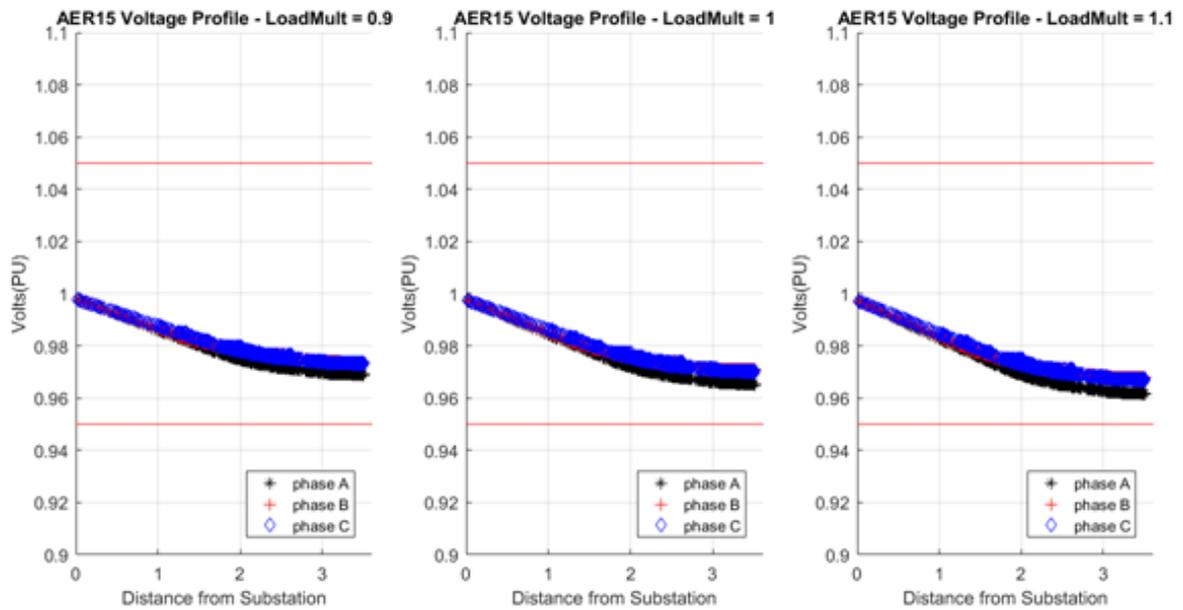
Na Figura 25 as barras são numeradas a partir da saída do circuito (barra 1) até a barra imediatamente após a primeira derivação do religador TIE (barra 94). Nota-se que a medida que o religador GRID se aproxima da barra 94 a porcentagem da corrente na saída do circuito 15 diminui em relação à corrente de emergência do cabo do tronco. O comportamento da tensão é análogo ao da corrente uma vez que a parcela de carga transferida reduz com a proximidade do religador TIE. Nota-se que em nenhum momento a tensão ultrapassa o limite inferior da zona de tensão precária, sendo assim, em uma situação de emergência, é possível transferir todo o circuito 01 para o 15 não ultrapassando os limites de corrente do cabo e nem a tensão na zona precária o que acarretaria em penalidades para a concessionária.

A partir da barra 52 vemos que o nível de tensão é maior do que o limiar de tensão precária. Haja visto o comportamento dinâmico da carga bem como a natureza estocástica do tempo de desligamento, sugere-se que a alocação das chaves de manobra possibilite a transferência sem entrar na zona de tensão precária sempre que possível. Nesse caso recomenda-se a instalação do religador GRID na barra 52 uma vez que tais condições são satisfeitas. A Figura 26 ilustra o coordenograma das proteções de neutro referente a manobra 1 com o religador GRID na barra 52.

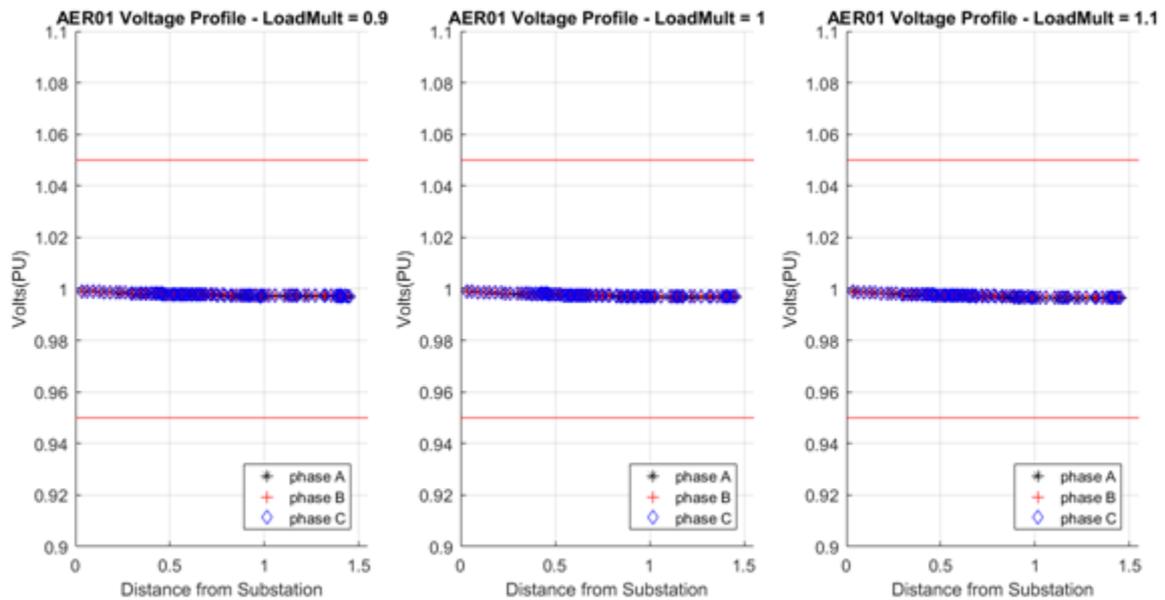
Nota-se pela Figura 26 que as curvas de proteção estão coordenadas. Para o valor de curto

Figura 21 – Perfil de Tensão com tensão na barra swing de 1.0 PU para:

a) Alimentador 15 durante a manobra 1.



b) Alimentador 01 durante a manobra 1.



circuito fase-terra-mínimo de 500A vemos que o religador TIE e o religador GRID protegem o circuito, todavia, com o ajuste inicial do religador da saída da SE não foi alterado, a proteção é pouco sensível a esse tipo de defeito.

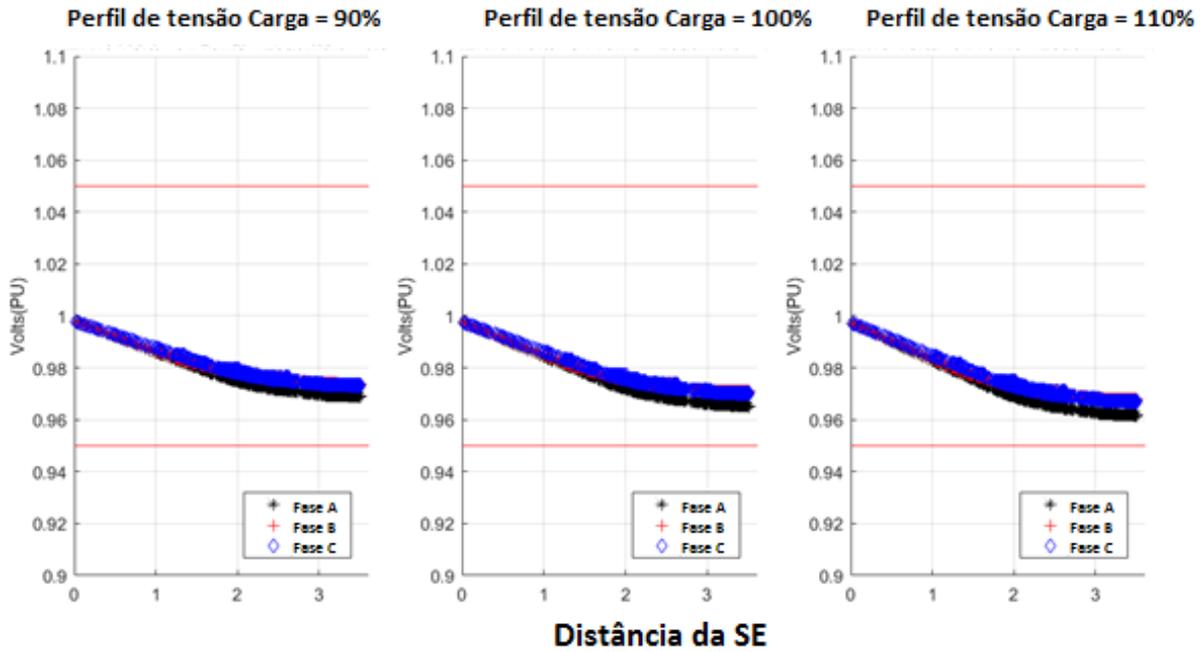
Analogamente ao que foi apresentado para a manobra 1, as Figuras 27 e 28 ilustram respectivamente os limites de tensão e corrente bem como o coordenograma para a situação da manobra 2.

Assim como ocorreu na Figura 26, vemos que a partir da barra 51 temos um valor de

Figura 22 – Perfil de Tensão com tensão na barra *swing* de 1.0 PU para:

a) Alimentador 15 durante a manobra 2.

AER15



b) Alimentador 01 durante a manobra 2.

AER01

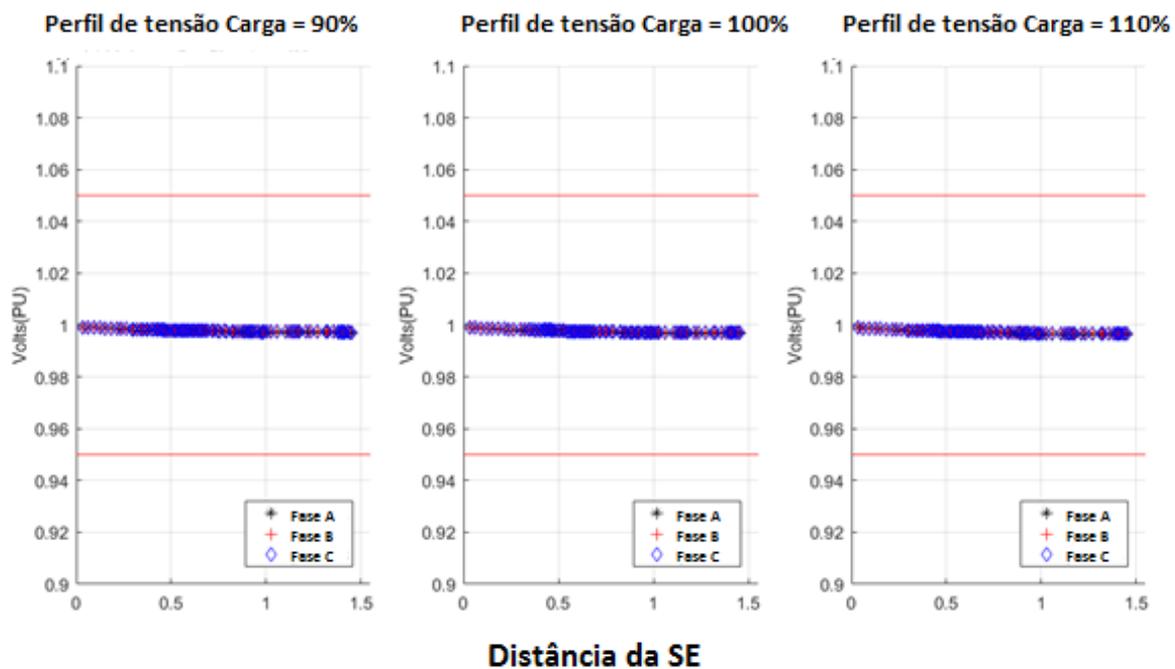
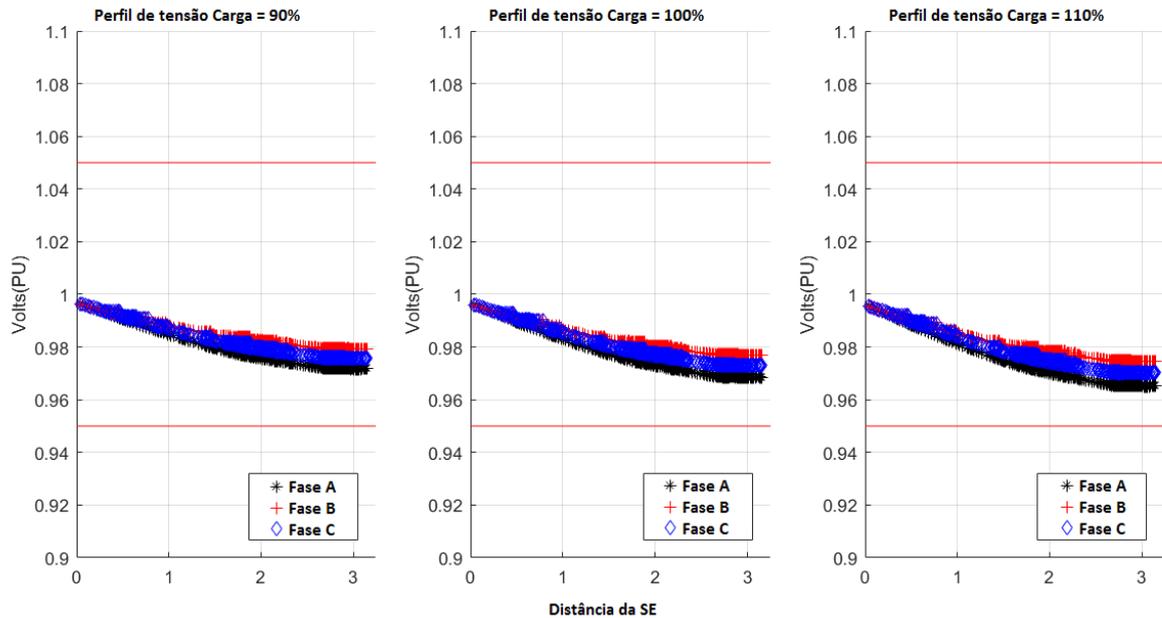


Figura 23 – Perfil de Tensão com tensão na barra swing de 1.0 PU para:

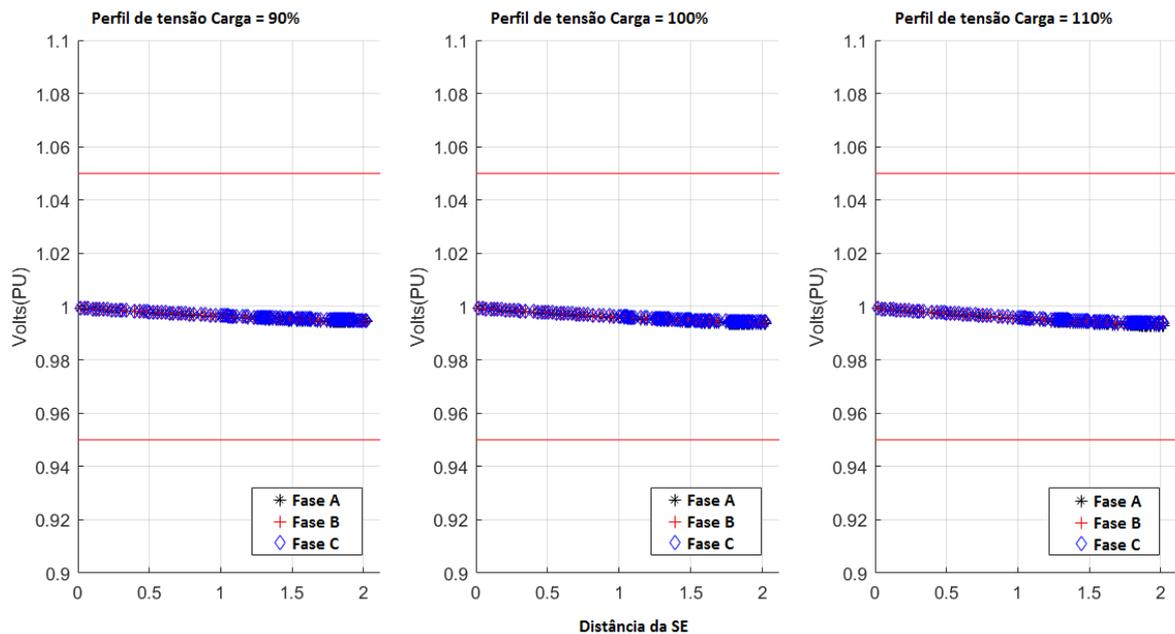
a) Alimentador 01 na Manobra 1.

AER01



b) Alimentador 15 na Manobra 2.

AER15



tensão mínimo maior de que o limiar de tensão precária. Em termos da coordenação da proteção nota-se que a proteção do religador da saída da SE é pouco sensível para defeitos fase-terra-mínimo. A Figura 29 ilustra a configuração escolhida e a configuração atual dos religadores que formam o *cluster* 3.

Figura 24 – Caminho entre o religador TIE do cluster 3 e as respectivas saídas das SEs

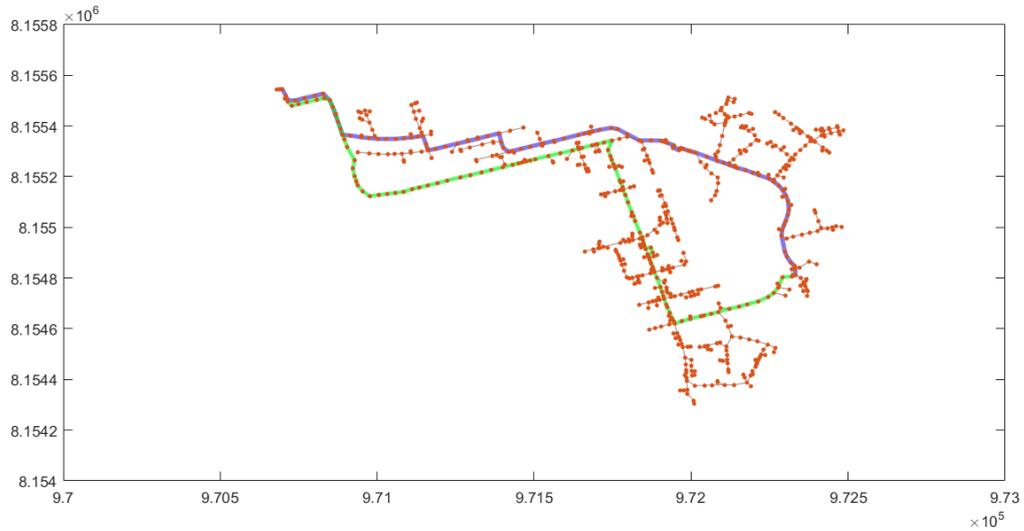
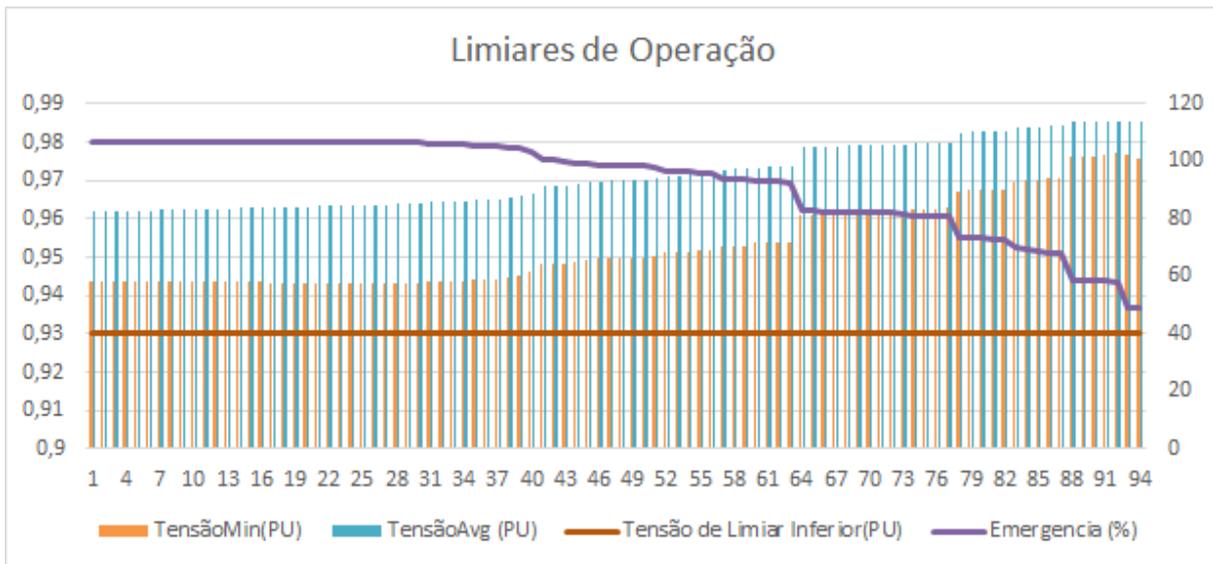


Figura 25 – Limiares de tensão e corrente para a manobra 1 do cluster 3



Pela análise da Figura 29 nota-se que a posição atual dos religadores do cluster 3, levando-se em consideração apenas o bloco de carga transferido e conseqüentemente o DEC, é conservadora. No entanto questões operacionais como a dificuldade de acesso e o uso de chave de manobra manuais influenciaram na decisão sobre o posicionamento atual.

Considerando o uso de chaves de manobra manuais, observa-se pela análise da Figura 29 que, da ocorrência de defeitos a jusante da posição atual do religador 3800046, é possível a transferência da carga a montante deste para o circuito 01 através da conexão entre os circuitos 01 e 15 (verde) a montante do religador 3800046. Como o Algoritmo 3 propõe a implantação da menor unidade dos clusters de religadores e também não leva em consideração o uso de chaves de manobra automatizadas priorizou-se a carga em detrimento de possíveis manobras manuais.

Figura 26 – Coordenograma para a manobra 1 do cluster 3

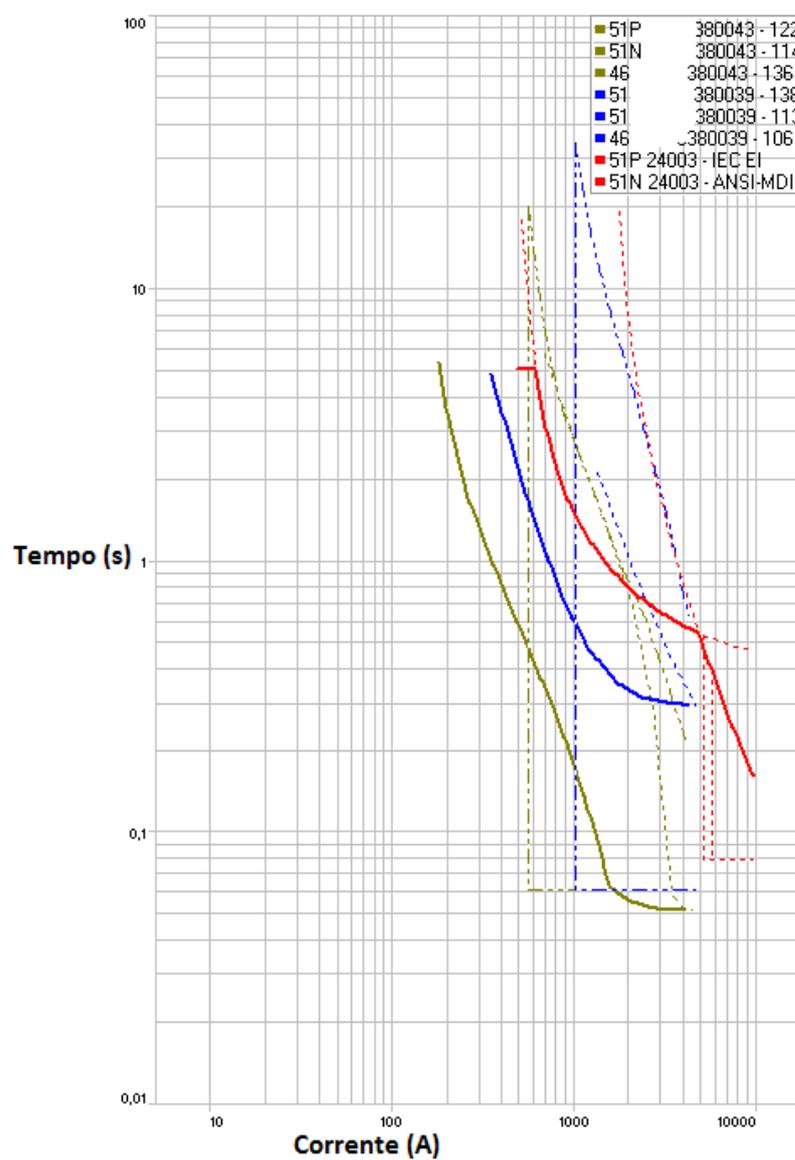


Figura 27 – Limiaries de tensão e corrente para a manobra 2 do *cluster 3*

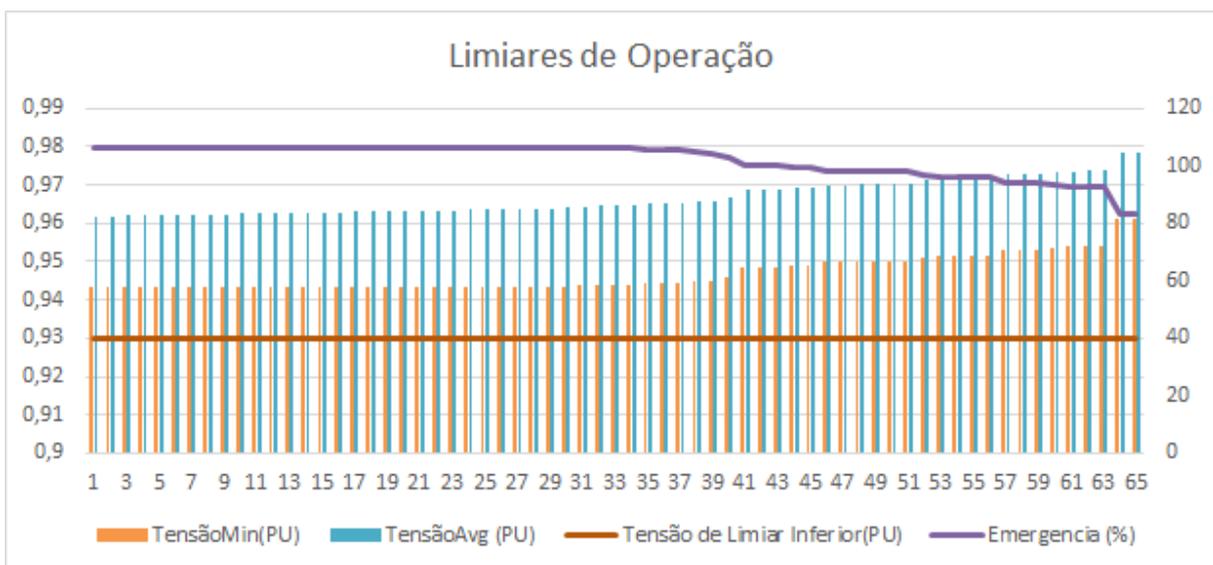


Figura 28 – Coordenograma para a manobra 2 do cluster 3

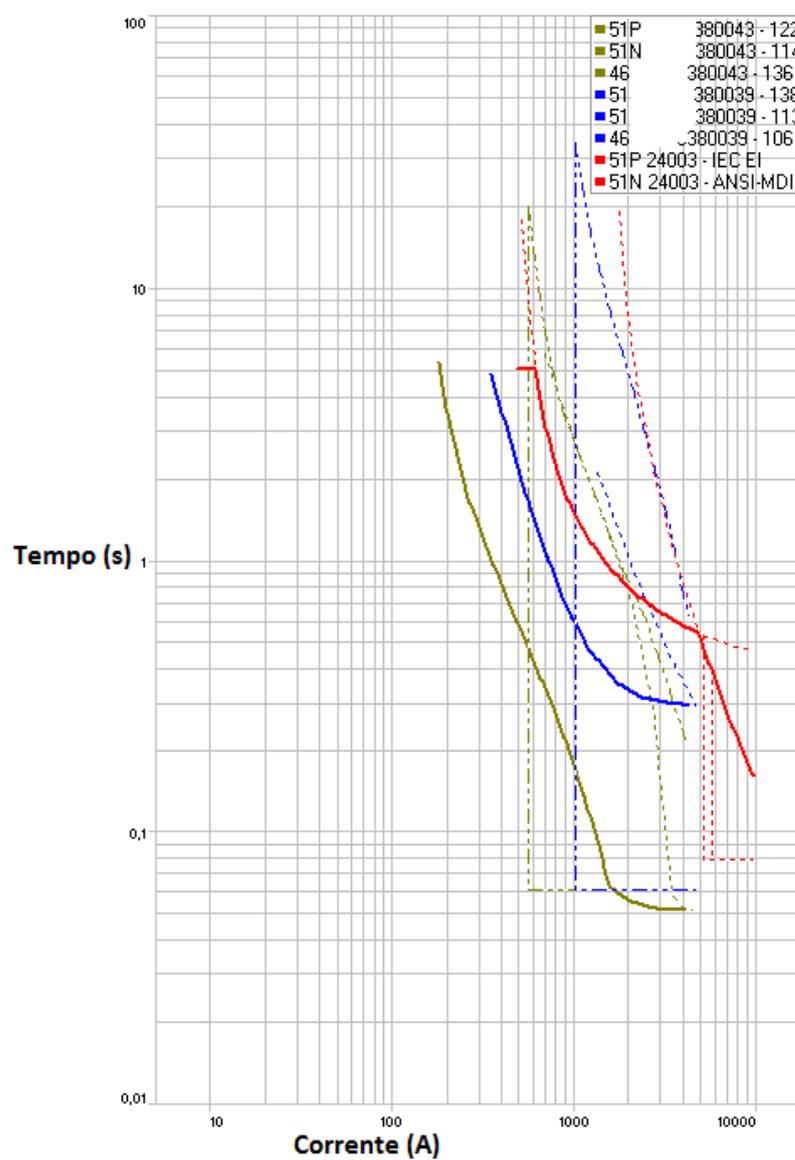
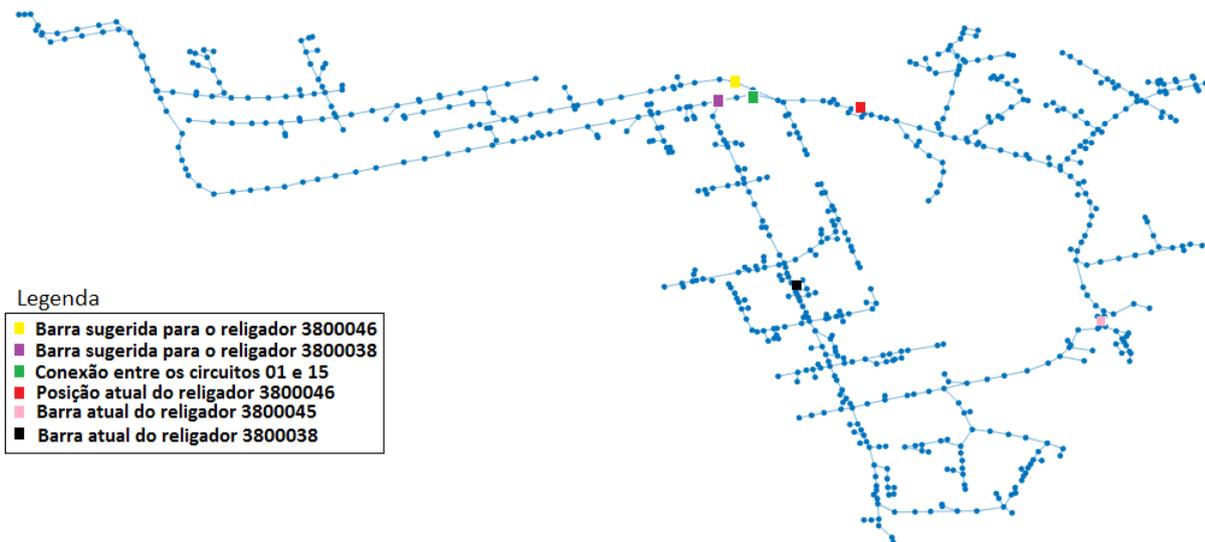


Figura 29 – Comparativo entre as posições atuais e sugeridas pelo Algoritmo 3



METODOLOGIA DE ESCOLHA DE *CLUSTERS* DE RELIGADORES PARA *SELF-HEALING*

A partir dos indicadores ponderados apresentados no Capítulo 2 é elaborada uma metodologia de escolha de *clusters* de religadores prioritários utilizando Teoria da Decisão e Programação Linear Binária.

Neste trabalho, a metodologia de escolha de religadores se baseia na análise de indicadores da rede de três formas. Primeiramente, é feito um estudo de definição dos *clusters* observando quais manobras são possíveis caso ocorra uma falha considerando a corrente de *pickup* já estabelecida como apresentado no Capítulo 3. Em seguida, os *clusters* são avaliados quanto à disponibilidade de manobras em cima de três métricas: média da corrente após a transferência, média da corrente no horário de maior demanda e Probabilidade do Erro Tipo I. Por fim, a escolha de *clusters* de religadores é determinada aplicando-se um algoritmo de Programação Linear Binária (PLB) aos índices de Duração Equivalente de Interrupção por Unidade Consumidora (DEC), a compensação paga aos consumidores devido a problemas na rede e ao número de consumidores a jusante.

4.1 Programação Linear Binária (PLB)

A Programação Linear Inteira (PLI) ou simplesmente Programação Linear (PL) é uma eficiente ferramenta na modelagem e solução de um grande número de problemas. Estes problemas podem ser provenientes das mais diversas áreas, tais como planejamento de estoque, de sistemas de telecomunicações, distribuição de recursos, entre outros. A PL é uma das várias técnicas da área de Pesquisa Operacional (ANDRADE P. R. L.; SCARPIN, 2012).

O objetivo da PL é encontrar a melhor maneira de reproduzir/distribuir recursos disponí-

veis, tendo em vista o atendimento de um determinado objetivo, em geral, a maximização de lucros ou a minimização de custos. Esse objetivo é expresso através da Função Objetivo, uma função linear que leva em consideração o objetivo estabelecido e de cada atividade envolvida no processo em estudo (SOUZA, 2014).

Fazem parte também de uma PL, equações ou inequações lineares, uma para cada recurso, as quais são chamadas de Restrições do Modelo e que definem a proporção com a qual cada atividade consome recursos. De maneira geral, existem inúmeras maneiras de se utilizarem os recursos de modo a gerar uma solução viável para o problema abordado. Porém o objetivo da PL é encontrar a melhor maneira de utilizá-los, ou seja, a utilização dos recursos que gera o melhor resultado, com o foco no objetivo estabelecido. Chama-se de Solução Ótima a solução que fornece o melhor resultado para a Função Objetivo. Assim, a PL se incumbe de achar a solução ótima de um problema, uma vez definido o modelo linear, ou seja, a função objetivo e as restrições lineares.

A PL pode conter em suas variáveis apenas valores inteiros, limitando a função e as restrições a valores que estejam nesse universo de números. A PLB (Programação Linear Binária) é uma extensão da PL, onde nela as variáveis do modelo somente podem assumir os valores binários (0 ou 1). Ela é utilizada para problemas nos quais os recursos em questão têm apenas duas possibilidades: serem utilizados ou não.

Os problemas de PLB são problemas que podem ser expressos como:

$$\min_x f^T x \text{ sujeito a } \begin{cases} Ax \leq b \\ A_{eq}x = b_{eq} \\ x \in \{0|1\} \end{cases} \quad (4.1)$$

onde x representa o vetor de variáveis a serem determinadas, f , b e b_{eq} são vetores de coeficientes, A e A_{eq} são matrizes de coeficientes, e $(.)^T$ representa o operador de transposição matricial. A expressão a ser maximizada ou minimizada é chamada de função objetivo ($f^T x$ nesse caso). As inequações são restrições que especificam o polígono sobre o qual a função objetivo será otimizada.

Neste trabalho, os tipos da função objetivo e das restrições do problema justificam o uso de métodos baseados em gradiente como é o caso da PLB. É possível, através desse algoritmo de otimização, selecionar os *clusters* de religadores sob a ótica de indicadores de continuidade e número de consumidores sem recorrer a heurísticas diferentes ou mais avançadas.

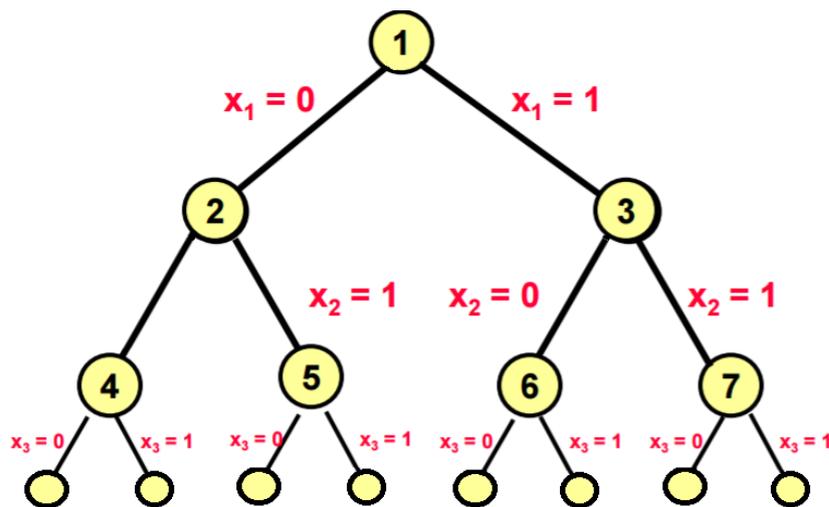
Para o problema em questão, utilizou-se como restrição a equação de igualdade sendo o valor de b igual ao número de *clusters* que se deseja escolher e A_{eq} é um vetor de valores unitários de tamanho igual ao número total de *clusters*. A variável de saída, x , corresponde a um vetor binário de tamanho igual ao número de *clusters*. Quando x igual a 1 o *cluster* deve ser selecionado, caso contrário, x é 0. O vetor de coeficientes f corresponde as variáveis avaliadas para escolha dos *clusters* que se deseja minimizar como por exemplo o valor do DEC.

Neste trabalho, é aplicada a técnica *Branch-and-Bound* para resolver a PLB que consiste em (CLAUSEN, 1999):

- Procurar por uma solução binária factível, respeitando todas restrições;
- Atualizar os melhores pontos binários factíveis a medida que a árvore de busca cresce;
- Verificar que a solução encontrada é a melhor solução factível possível para resolver o problema respeitando as restrições.

O algoritmo *Branch-and-Bound* cria uma árvore de busca, adicionando repetidas vezes restrições ao problema, isto é, ramificações. A cada etapa de ramificação o algoritmo escolhe uma variável (x_i) e gera dois ramos a partir dela, um ramo com $x_i = 1$ e outro com $x_i = 0$. Este processo pode ser representado por uma árvore binária, na qual cada nó representa a adição de restrições. A Figura 30 apresenta uma árvore binária completa para um problema de três variáveis, x_1 , x_2 e x_3 .

Figura 30 – Árvore de Busca para um problema com 3 variáveis.



A segunda parte do algoritmo *Branch-and-Bound* diz respeito às limitações que podem reduzir drasticamente a árvore de busca, melhorando o desempenho do algoritmo e obtendo um ganho computacional. Isso ocorre pois nem toda árvore de possibilidades possui resultados factíveis. Estes resultados se tornam desnecessários, uma vez que analisá-los trará apenas perda de tempo para a busca da solução.

4.2 Testes de Hipóteses e Teoria da Decisão

A Teoria da decisão estatística se preocupa na tomada de decisões baseada no conhecimento estatístico que tenta controlar algumas das incertezas envolvidas no problema da decisão. A ferramenta utilizada para determinação das hipóteses são os testes de hipóteses (PAPOULIS; PILLAI, 2002).

Um teste de hipótese é uma suposição sobre a lei de probabilidade de uma variável aleatória. Sendo as amostras aleatórias (X_1, \dots, X_n) de uma variável aleatória X de pdf: $f(X; \Theta) = f(X_1, \dots, X_n; \Theta)$ dependente de um parâmetro Θ , queremos testar a hipótese $\Theta = \Theta_0$, contra a hipótese $\Theta = \Theta_1$. A hipótese $\Theta = \Theta_0$ é denotada por H_0 e chamada de hipótese nula. A hipótese $\Theta = \Theta_1$ é denotada por H_1 e chamada de hipótese alternativa.

$$H_0 : \Theta = \Theta_0 \text{ (hipótese nula)} \quad (4.2)$$

$$H_1 : \Theta = \Theta_1 \text{ (hipótese alternativa)} \quad (4.3)$$

O teste de hipótese é um processo de decisão para estabelecer a validade de uma hipótese. O processo de decisão pode ser encarado como uma divisão da observação do espaço R_n em duas regiões R_0 (região de aceitação) e R_1 (região de rejeição).

Assim como o vetor de observação, uma das seguintes ações pode acontecer:

- H_0 verdadeiro; aceita-se H_0
- H_0 verdadeiro; rejeita-se H_0 (ou aceita-se H_1)
- H_1 verdadeiro; aceita-se H_1
- H_1 verdadeiro; rejeita-se H_1 (ou aceita-se H_0)

Os erros são classificados em

- Erro tipo I: Rejeita-se H_0 (ou aceita-se H_1) quando H_0 é verdadeiro
- Erro tipo II: Rejeita-se H_1 (ou aceita-se H_0) quando H_1 é verdadeiro

Com probabilidades dadas por (BERGER, 1993):

$$\alpha = P_I = P(D_1|H_0) = P(\mathbf{x} \in R_1; H_0) = \int_{R_1} f(\mathbf{x}|H_0)dx \quad (4.4)$$

$$\beta = P_{II} = P(D_0|H_1) = P(\mathbf{x} \in R_0; H_1) = \int_{R_0} f(\mathbf{x}|H_1)dx \quad (4.5)$$

onde R_0 e R_1 são as regiões de decisão. Neste trabalho, estamos interessados no Erro tipo I: Rejeita-se H_0 (ou aceita-se H_1) quando H_0 é verdadeiro.

No Teste MAP (*Maximum a Posteriori*) as regiões de decisão R_0 e R_1 são dadas a seguir:

$$R_0 = \{P(H_0|\mathbf{x}) > P(H_1|\mathbf{x})\} \quad (4.6)$$

$$R_1 = \{P(H_0|\mathbf{x}) < P(H_1|\mathbf{x})\} \quad (4.7)$$

onde $P(H_i|x)$ é a probabilidade de H_i ser verdadeiro dado que \mathbf{x} ocorreu (probabilidade a posteriori).

Esse teste pode ser expresso como:

$$d(x) = \begin{cases} H_0, & P(H_0|\mathbf{x}) > P(H_1|\mathbf{x}) \\ H_1, & P(H_0|\mathbf{x}) < P(H_1|\mathbf{x}) \end{cases} \quad (4.8)$$

O teste pode ser reescrito como a seguir:

$$\frac{P(H_1|\mathbf{x})}{P(H_0|\mathbf{x})} \stackrel{H_1}{\underset{H_0}{\gtrless}} 1 \quad (4.9)$$

Aplicando a regra de Bayes na Equação 4.9 tem-se:

$$\frac{P(\mathbf{x}|H_1) P_{H_1}}{P(\mathbf{x}|H_0) P_{H_0}} \stackrel{H_1}{\underset{H_0}{\gtrless}} 1 \quad (4.10)$$

Que pode ser também reescrita como:

$$\Lambda(\mathbf{x}) \stackrel{H_1}{\underset{H_0}{\gtrless}} \eta = \frac{P_{H_0}}{P_{H_1}} \quad (4.11)$$

onde $\Lambda(x)$ é a razão da máxima verossimilhança que pode ser expressa como:

$$\Lambda(\mathbf{x}) = \frac{f(\mathbf{x}|H_1)}{f(\mathbf{x}|H_0)} \quad (4.12)$$

4.3 Algoritmo Proposto para Escolha de Clusters

Uma vez definidos os *clusters*, a análise de carga dos mesmos se faz necessária. O algoritmo proposto de classificação dos *clusters* possui duas etapas. Cada etapa é fundamental para determinar o nível de prioridade de cada cluster. Na primeira etapa, são analisadas as manobras realizadas, observando-se a probabilidade de a corrente ultrapassar o pickup. Além disso, é analisada a disponibilidade da realização das manobras aplicando testes de hipótese e a teoria da decisão. Na segunda etapa, os *clusters* são analisados por meio da programação linear inteira em função da carga, visto que a carga é um fator limitante para se efetuar Self Healing.

1ª Etapa: Análise das Manobras e Análise Estatística sobre Ultrapassagem do Limite Máximo de Operação.

Nesta etapa é realizada uma análise da probabilidade de a corrente total do circuito, após a manobra, ultrapassar a corrente de pickup multiplicada por um fator de segurança e também a análise da corrente média, ambas agrupadas por horário e por religador (NODE). Nesse trabalho, utiliza-se 90% da corrente de *pickup*.

Uma vez analisados os *clusters* do ponto de vista da carga é necessário elencá-los de acordo com a disponibilidade para realização das manobras. Para tanto foram estipuladas 3 métricas: média da corrente após a transferência, média da corrente no horário de maior demanda e Probabilidade do Erro Tipo I. Em outras palavras, a Probabilidade de Erro do Tipo I é a probabilidade de se rejeitar a hipótese de que a corrente ultrapassará a corrente de pickup após manobra quando esta hipótese é verdadeira. Para estimar tal probabilidade, faremos uso de testes de hipóteses e teoria da decisão através das Equações 4.4 e 4.11 (F., 2006).

Para aplicar os testes de hipótese é necessário definir a hipótese nula, H_0 , e, por conseguinte, a hipótese alternativa, H_1 . As mesmas são definidas respectivamente por:

$$H_0 : I \leq 0.9I_{pickup} \quad (4.13)$$

$$H_1 : I < 0.9I_{pickup} \quad (4.14)$$

onde I é a variável aleatória, corrente, e I_{pickup} é a corrente de *pickup* para cada NODE.

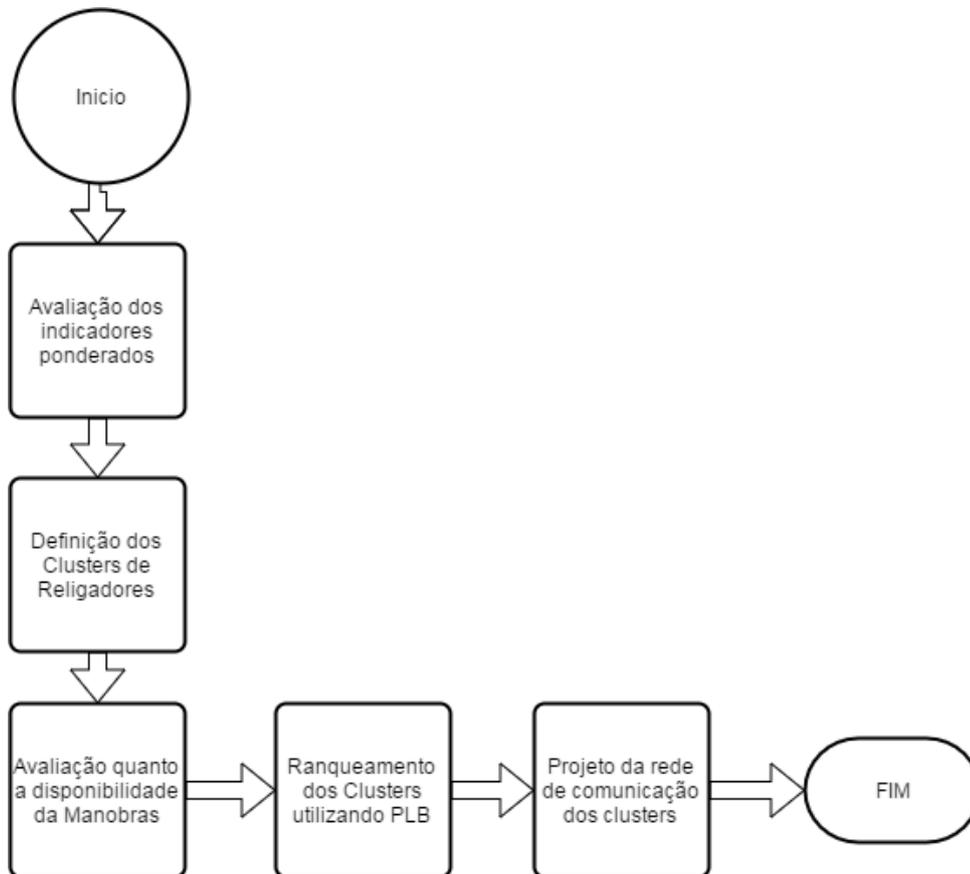
Existem outros testes como o teste de Máxima Verossimilhança (PAPOULIS; PILLAI, 2002), todavia optou-se pelo teste Map por poder-se calcular as probabilidades P_{H_0} e P_{H_1} e assim correlacionar as correntes pós-manobra com a taxa de sucesso do sistema de *Self-Healing*.

2ª Etapa: Programação Linear

Nesta etapa é utilizada a PLB para fazer uma classificação de prioridades dos clusters. Para a classificação, deve-se definir as variáveis que compõem a matriz de coeficientes a serem consideradas para a resolução das equações que definem o problema. Na metodologia proposta, são analisadas as seguintes variáveis: DEC, DEC Ponderado, Compensação Total, Compensação Total Normalizada e Número de unidades Consumidoras. Define-se também um número de *clusters* a serem escolhidos através do vetor de coeficientes. Foram utilizadas apenas a equações de igualdade. Também são consideradas as cargas críticas como fator de decisão na escolha do cluster. Ao final desta etapa são escolhidos o total de *clusters* definidos no vetor de coeficientes em função das variáveis analisadas, permitindo que se pontue e classifique cada um através de seus resultados.

O fluxograma da Figura 31 ilustra o algoritmo para o projeto de sistemas de *Self-Healing* em ambiente clusterizado com o objetivo de redução do DEC em alimentadores críticos.

No fluxograma da Figura 31 observa-se que primeiramente deve-se calcular os indicadores ponderados a fim de definir os alimentadores onde a implantação do *Self-Healing* garante uma redução mais acentuada nos indicadores de continuidade. A partir dos alimentadores críticos define-se os *clusters* utilizando o Algoritmo 3. Uma vez definidos os *clusters* as manobras são avaliadas quanto a disponibilidade assim como apresentado na seção 4.2. Os *clusters* onde é possível a transferência de carga são então ranqueados utilizando a metodologia proposta na

Figura 31 – Fluxograma do projeto de *clusters* de religadores para sistemas *Self-Healing*.

secção 4.1. Por fim é realizado o projeto da rede de comunicação que suporta o sistema de *Self-Healing*. Nos próximos capítulos serão apresentadas metodologias para o projeto dessa rede envolvendo minimização de distâncias e confiabilidade.

4.4 Estudo de Caso

A metodologia proposta foi aplicada em um estudo de caso da concessionária CELG-D. O algoritmo foi aplicado durante a fase de planejamento de implantação de Self Healing dentro do piloto do Projeto de P&D 368 CELG-D, ANEEL, UFG Validação de Arquiteturas de Automação na Rede de Distribuição via Técnicas Avançadas de *Self-Healing* e Diferentes Tecnologias de Comunicação, dentro do Conceito Smart Grid realizado na cidade de Goiânia, Goiás.

Foram analisados um total de 21 alimentadores da região central de Goiânia. A potência total instalada é de 49,331 MVA divididos em consumidores Residenciais, comerciais e Industriais perfazendo um total de 122.451 UCs. A Tabela 3 mostra as correntes de *pickup* e os limites de operação referente aos religadores dos circuitos da saída das SEs que fazem parte desse estudo de caso.

Foram definidos *clusters* com cada um dos religadores do piloto obedecendo a metodolo-

Tabela 3 – Correntes de *pickup* dos religadores das SEs do Piloto

SE	ALIMENTADOR	PICKUP	LIMITE DE OPERAÇÃO (A)
1	15	600	540
2	18	640	576
2	16	640	576
3	4	480	432
2	15	640	576
2	1	640	576
2	4	640	576
1	5	600	540
2	12	640	576
2	3	640	576
3	11	480	432
4	12	600	540
3	13	480	432
3	8	480	432
3	9	480	432
3	4	480	432
1	10	600	540
1	4	600	540
1	11	600	540
1	4	600	540
1	12	600	540
1	6	600	540
1	19	600	540
3	8	480	432
1	4	600	540
1	4	600	540

gia de clusterização proposta na secção 3.3. Os elementos em cada *cluster* foram anonimizados e podem ser visualizados na Tabela 4.

Como pode ser visualizado na Tabela 4, foram identificados um total de 13 *clusters* no piloto. O campo Node diz respeito ao elemento de rede que nesse caso são os religadores GRID. Alguns religadores estão presentes em mais de um *cluster* uma vez que com a metodologia proposta de classificação, apenas dois alimentadores podem fazer parte de um mesmo cluster. A Tabela 5 mostra os tipos de cada *cluster* para o cenário considerado para o piloto.

Como pode ser visualizado na Tabela 5, existem 9 (nove) *clusters* do tipo 2,5-2,5, 2 (dois) do tipo 1,5-2,5, 1 (um) do tipo 2,5-3,5 e 1 (um) *cluster* ainda não definido. Os valores NULL indicam que o *cluster* não está operacional. Nas análises de manobras, os *clusters* 2 e 12 não foram considerados, pois havia elementos nestes *clusters* que não estavam operacionais. Após a definição da rede em que o sistema atuará aplica-se as duas etapas do algoritmo proposto para determinação dos *clusters* prioritários.

Realizar a análise de manobras com uma grande quantidade de informações, torna-se esta

Tabela 4 – Clusters *Self-Healing* Piloto P&D368

NODE	Cluster_ID
380014	1
380005	1
380028	2
380047	2
380038	3
380046	3
380041	4
380006	4
380044	5
380039	5
380034	6
363025	6
380035	7
380030	7
380032	8
380028	8
380010	9
380004	9
182	10
492	10
380003	11
380011	11
380015	12
380004	13
380007	13
380030	13

Tabela 5 – Tipos de *clusters* do Piloto.

Cluster_ID	TIPO	TIE	NÚMERO_CARGAS_CRÍTICAS
1	2,5-2,5	380048	2
2	2,5-2,5	NULL	0
3	2,5-2,5	380045	2
4	2,5-2,5	380040	3
5	2,5-2,5	380043	1
6	1,5-2,5	380033	0
7	2,5-2,5	380031	0
8	2,5-2,5	380027	1
9	2,5-2,5	380002	3
10	1,5-2,5	380049	8
11	2,5-2,5	380008	1
12	NULL	NULL	4
13	2,5-3,5	380029	1

tarefa complexa. Uma opção é analisar o histograma da série temporal de cada manobra baseado na probabilidade do *cluster* ultrapassar a corrente de *pickup*. A probabilidade de a corrente ser maior do que a corrente de *pickup* pode ser verificada através da integral da Função Densidade de Probabilidade (FDP) como em:

$$P(I > I_{pickup}) = \int_{pickup}^{\infty} f(i)di \quad (4.15)$$

onde $f(i)$ é a FDP, I é a variável aleatória corrente e i_{pickup} a corrente de *pickup* do *cluster*.

Outra forma de se obter a probabilidade da corrente ultrapassar o *pickup* em cada *cluster* é dada por:

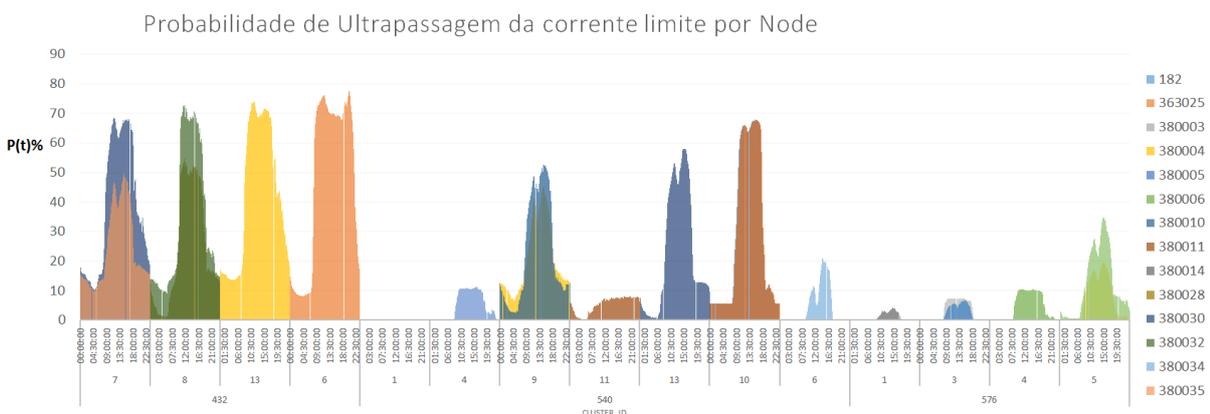
$$P(t) = \frac{n_s(t)}{n_\tau} \quad (4.16)$$

onde $P(t)$ é a probabilidade da corrente ultrapassar o *pickup* no *cluster* para um dado intervalo de tempo t , $n_s(t)$ o número de casos em que a corrente ultrapassou o *pickup* no intervalo t e n_τ o total de observações.

Utilizando a Equação 4.16 pode-se calcular a probabilidade por horário da corrente ultrapassar o *pickup* para cada *cluster*. O estudo das manobras foi realizado para os 11 *clusters* mapeados como operacionais para o Piloto do projeto, ou seja, aqueles *clusters* onde os elementos *TIE* estão instalados na rede de distribuição da CELG-D.

Os valores da Probabilidade por horário da corrente ultrapassar a corrente de *pickup* são apresentados nas Figuras 32, 34 e 33.

Figura 32 – Probabilidade por horário da corrente ultrapassar o limite de operação por NODE e Cluster.



Pela análise das Figuras 32, 33 e 34, pode-se observar que a região de concentração de carga está no período entre as 08 e 19hs sendo que no período noturno há folga. Logo, os *clusters* definidos no piloto apresentam característica de consumo comercial onde o horário de ponta se concentra entre às 14h e 17h. Os *clusters* com os maiores valores médios de corrente são: 6, 13, 10, 8, 7 e 9. Já o *cluster* 1 e 11 apresentou folga do ponto de vista de carga.

Figura 33 – Perfil tridimensional da probabilidade por horário da corrente ultrapassar o pickup por NODE e Cluster.

Probabilidade da corrente ultrapassar o pickup por horario por node

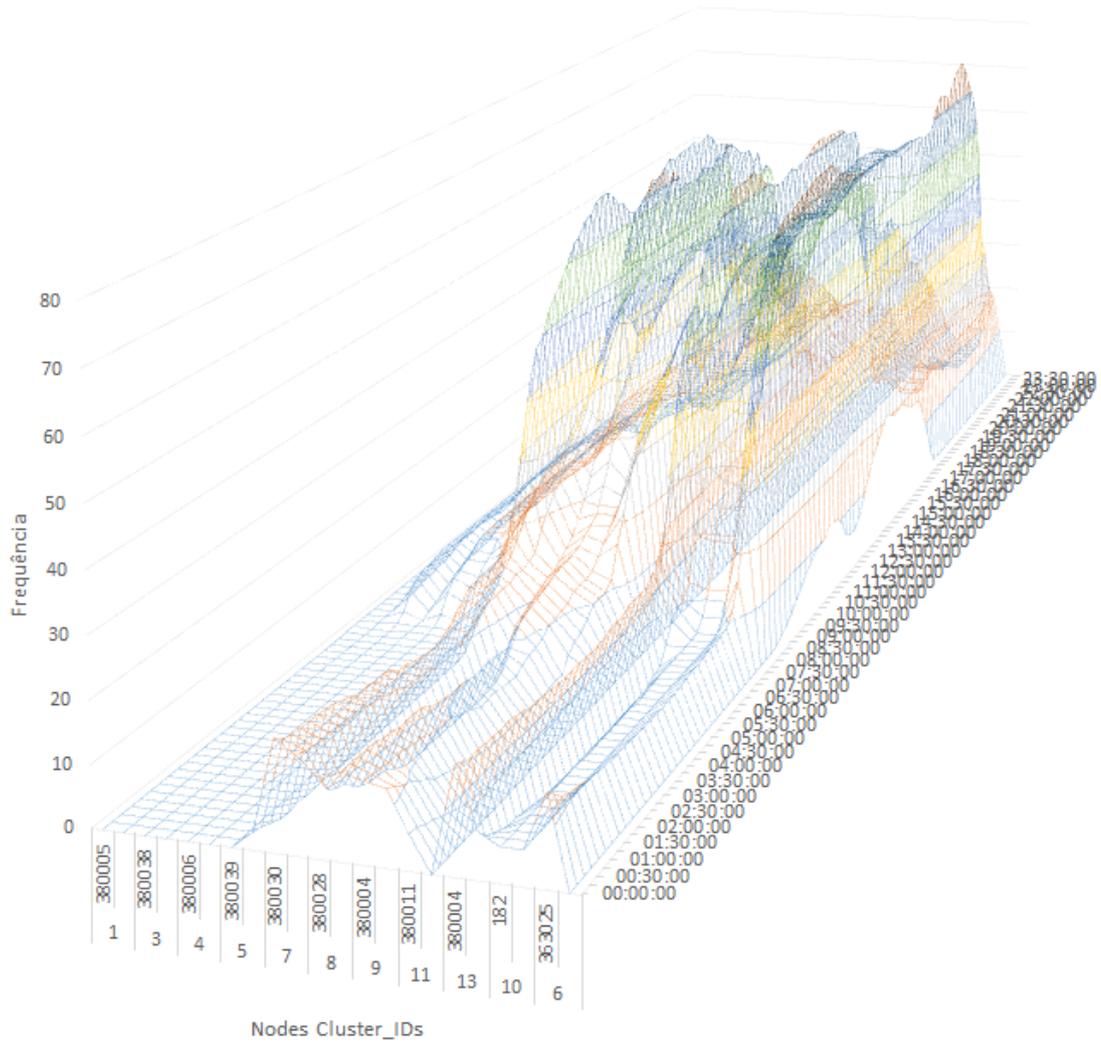
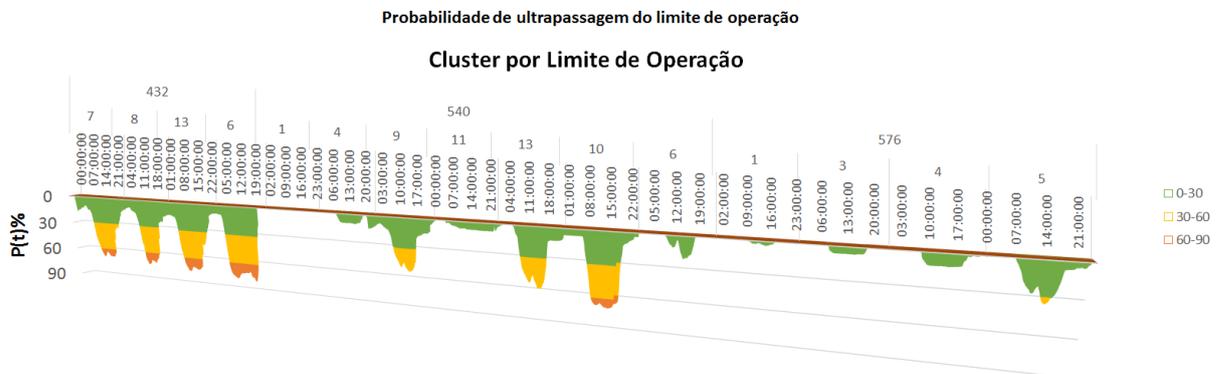


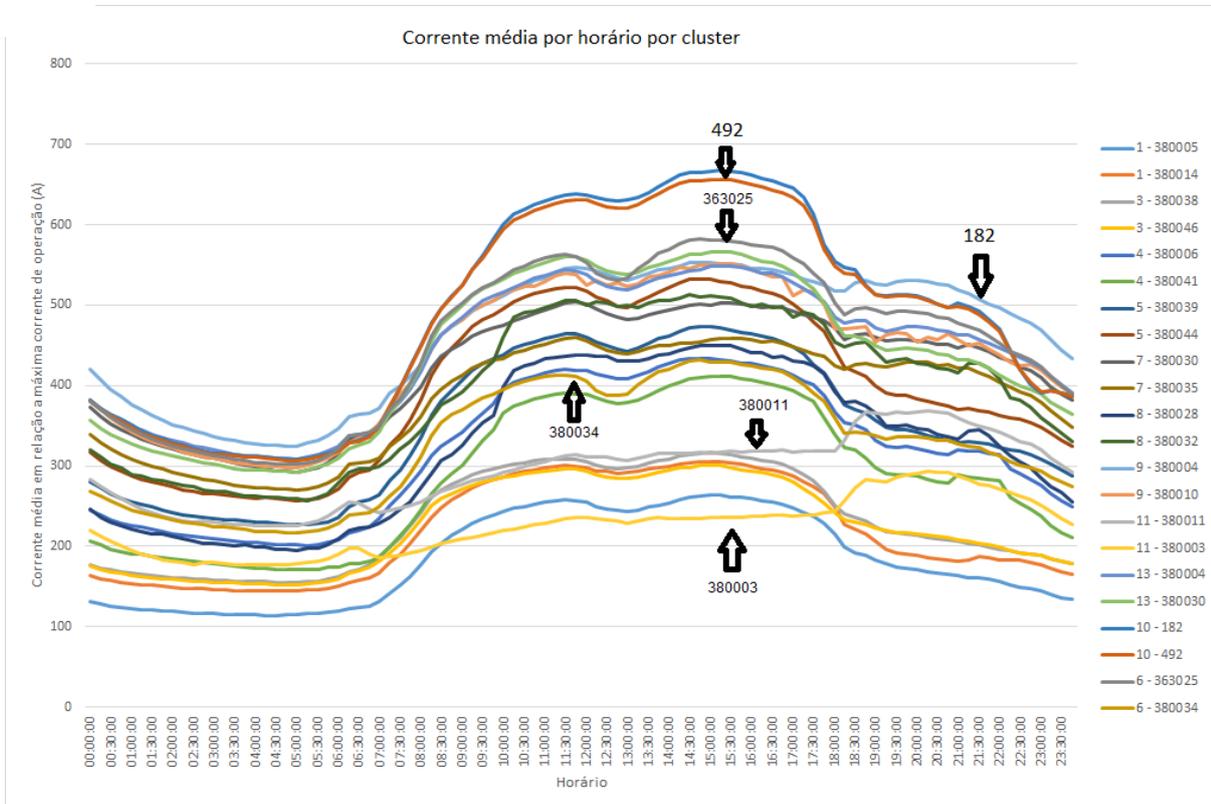
Figura 34 – Probabilidade por horário da corrente ultrapassar o limite de operação por NODE e cluster com destaque por frequência.



O cluster 6 apresentou um comportamento distinto entre as manobras. Enquanto a transferência para a SE 3 pode ser suportada na maior parte do tempo, isso não ocorre no sentido

inverso. Esse comportamento já era esperado uma vez que esse *cluster* é do tipo 1,5-2,5. As Figuras 35 e 36 mostram a corrente e a ultrapassagem média da corrente máxima de operação por horário, Node e *cluster* respectivamente.

Figura 35 – Corrente média por Horário, NODE e Cluster.



Do ponto de vista de correntes médias por horário apresentadas na Figura 35 podemos confirmar os resultados apresentados na Figura 32 onde o *cluster* 10 possui os maiores valores de corrente. Pela análise da Figura 36, observa-se que o Node 363025 é aquele que apresenta maior ultrapassagem média da corrente de pickup por horário. O *cluster* 11 por conseguinte, apresenta uma das menores ultrapassagens e correntes médias se comparados com os demais como pode ser visualizado na Figura 36.

A Figura 37 mostra o histograma referente a probabilidade de ultrapassagem da corrente máxima de operação por horário de todos os Nodes que fazem parte do piloto.

Nota-se pela análise da Figura 37 que aproximadamente 60% amostras tem a probabilidade de ultrapassar a corrente máxima em menos de 12% das vezes o que indica uma alta disponibilidade para o sistema. Todavia há de se avaliar também a disponibilidade do sistema no período de maior demanda. A Figura 38 mostra o histograma referente a probabilidade de ultrapassagem da corrente máxima de operação no horário de maior demanda (08-19h).

Quando analisamos as manobras somente no horário comercial, vemos que a disponibilidade passa a ser de aproximadamente 33%. Nota-se também que aproximadamente 23% das amostras tem uma probabilidade maior do que 60% de ultrapassar o limiar de corrente.

Figura 36 – Ultrapassagem média em relação a máxima corrente de operação por Horário, NODE e Cluster.

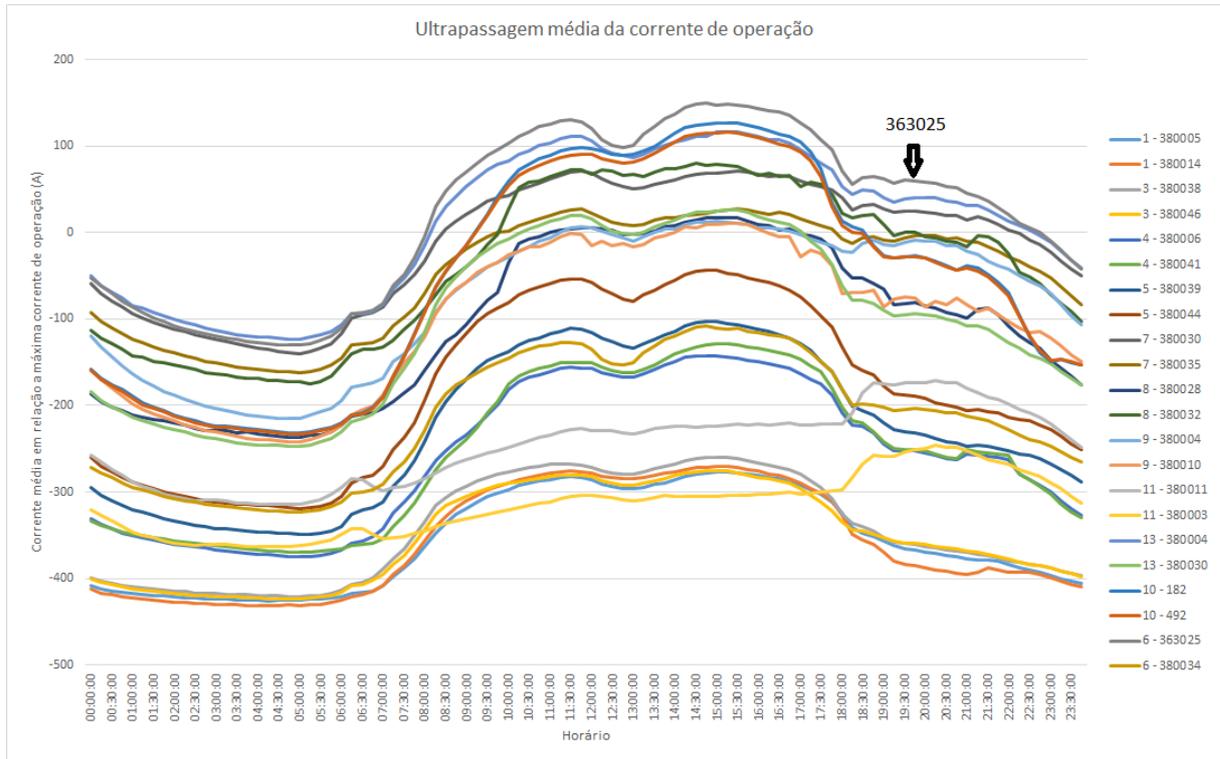
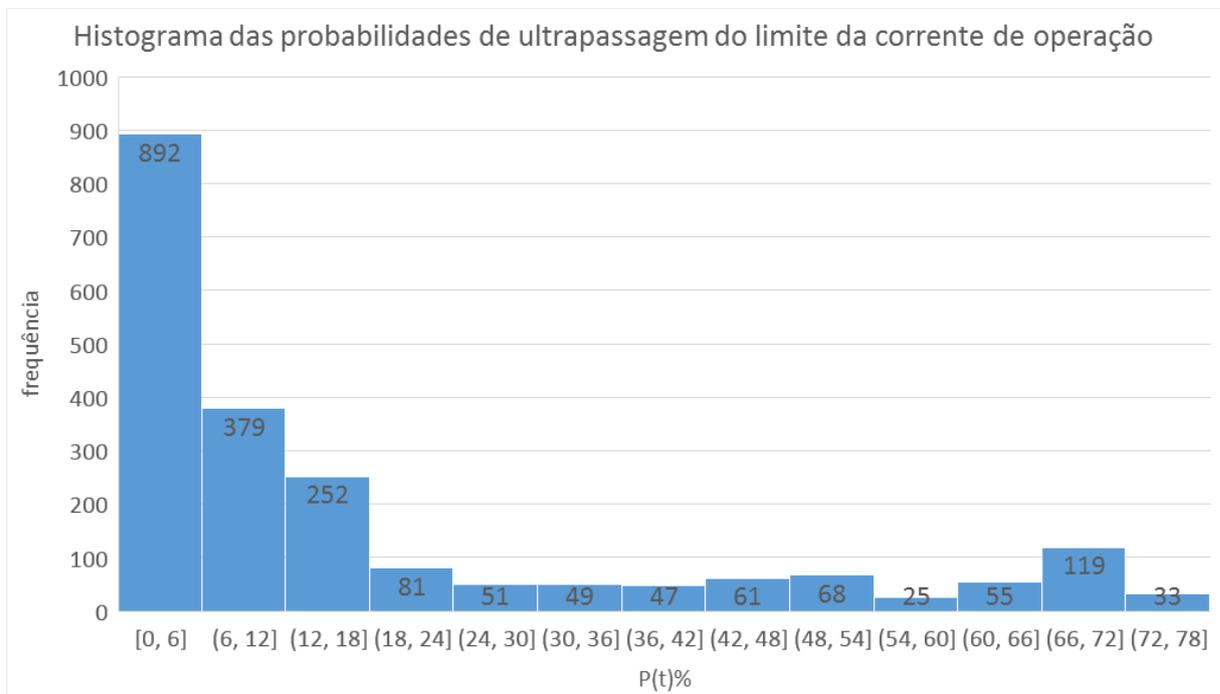
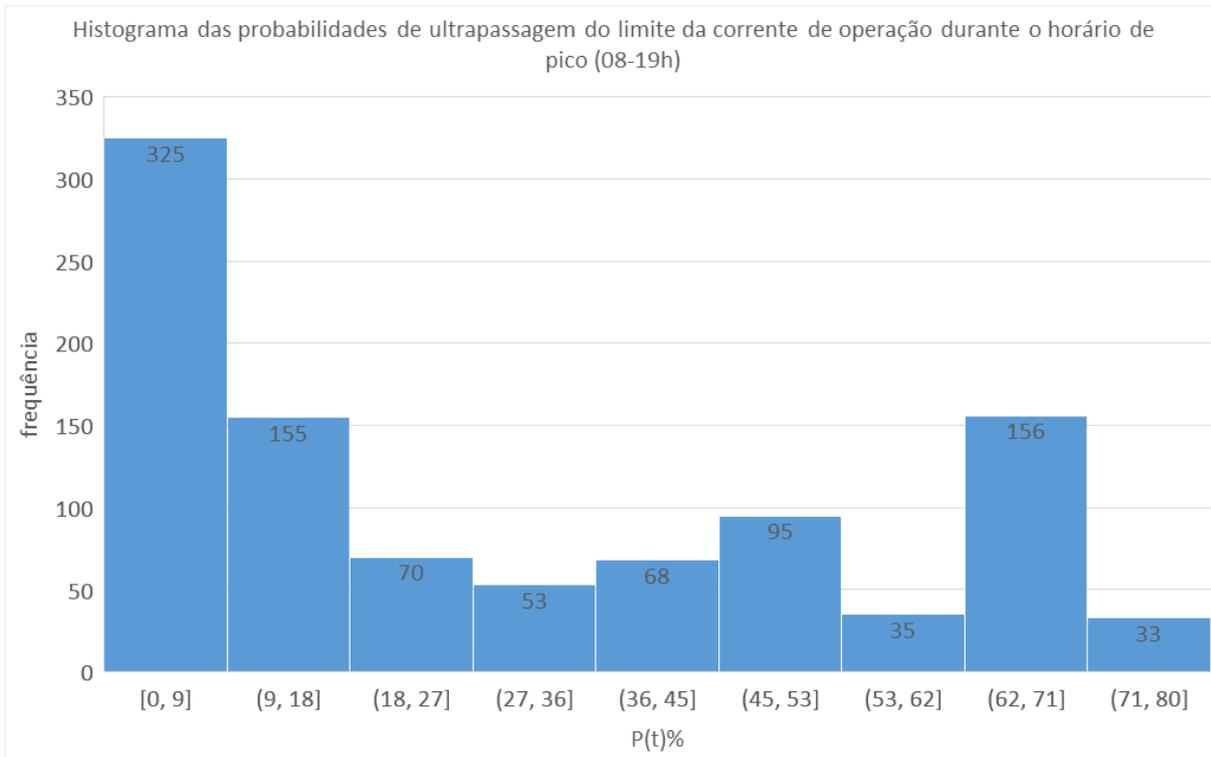


Figura 37 – Histograma de frequência de ultrapassagem da corrente máxima de operação dos Nodes.



Esses números mostram que *clusters* 2,5-2,5 que trabalham sozinhos não são ideais, pois não garantem uma disponibilidade satisfatória. Para aumentar a disponibilidade, tanto a rede elétrica como o sistema de *Self-Healing* devem prover interação de *clusters* de modo a distribuir a carga entre os alimentadores. Todavia, por se tratar de um piloto, o número de equipamentos disponíveis é limitado, logo se faz necessário elencar os *clusters* operacionais que garantam

Figura 38 – Histograma de frequência de ultrapassagem da corrente máxima de operação dos Nodes no horário de pico (08-19h).



maior disponibilidade e implantar nesses a lógica do *Self-Healing* utilizando a metodologia proposta nesse trabalho.

Uma vez definidas as hipóteses, procede-se com a aplicação do Teste MAP segundo a Equação 4.11. O resultado do teste MAP define a região de decisão para o cálculo da probabilidade do Erro tipo I dada pela Equação 4.14. Essa etapa atribui pontuações aos *clusters* possibilitando determinar, probabilisticamente através das análises estatísticas, quais manobras poderão ocorrer, analisando a corrente pós-manobra, antes dela ocorrer. A Figura 39 e a Tabela 6 mostram o resultado da análise dos indicadores estatísticos avaliados por Node e Cluster.

Pela análise da Figura 39, pode-se observar que para o node 380003 do *cluster* 11 e para o node 380005 do *cluster* 1, os valores da taxa de ultrapassagem média por node são muito menores do que para os demais casos. Esse resultado se caracteriza como transferências de carga e não sobrecarga do circuito. Dado que os valores de taxa de ultrapassagem média por node para os *clusters* 1 e 11 são pequenos, não foram considerados os valores do teste MAP, nem o P_I (probabilidade de rejeitar a hipótese de que a corrente é maior do que a corrente de *pickup* quando esta hipótese é verdadeira) sendo esses nulos na Figura 39.

Devido aos casos onde algum indicador pode ser nulo para um determinado nó do *cluster*, foi considerado a aplicação da média e do máximo para o ranqueamento dos *clusters* no lugar de se aplicar a média e a soma dos indicadores. Os resultados podem ser verificados nas Figuras 40 e 41

Figura 39 – Análise dos indicadores Estatísticos por NODE e Cluster.

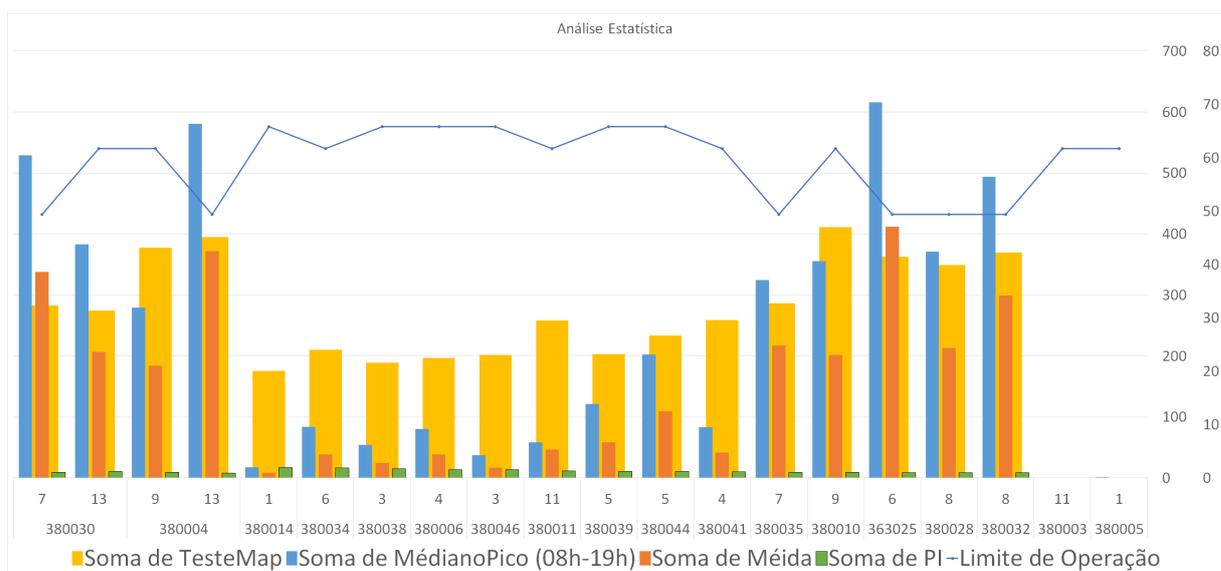


Tabela 6 – Análise dos indicadores Estatísticos por NODE e Cluster.

Node	Cluster_ID	Soma de MédianoPico (08h-19h)	Soma de Média	Soma de PI	Soma de Teste Map	Limite de Operação
380030	7	60.464	38.5913	1.0839	283.0268	432
380030	13	43.7430	23.593	1.2211	274.6504	540
380004	9	31.9212	21.0076	1.0430	377.5573	540
380004	13	66.3149	42.4431	0.9379	394.7400	432
380014	1	2.0461	0.9401	1.9432	175.4443	576
380034	6	9.6027	4.4013	1.8983	210.1766	540
380038	3	6.1778	2.8361	1.6943	188.8514	576
380006	4	9.2002	4.3968	1.5598	196.5734	576
380046	3	4.2743	1.966	1.5521	201.9155	576
380011	11	6.7172	5.2789	1.2894	258.3145	540
380039	5	13.8668	6.667	1.2577	202.8459	576
380044	5	23.1621	12.4743	1.2383	233.6696	576
380041	4	9.536	4.7606	1.1721	258.8997	540
380035	7	37.0441	24.8113	1.0616	286.334	432
380010	9	40.6311	23.0859	1.060	411.564	540
363025	6	70.4184	47.0704	0.9876	362.6622	432
380028	8	42.3933	24.3798	0.9846	348.8031	432
380032	8	56.3998	34.1943	0.9839	369.3675	432
380003	11	5.0E-3	9.0E-3	540	-	-
380005	1	0.1592	8.0E-2	540	-	-

Pela análise das Figuras 40 e 41, vemos que quando utilizados o máximo, os indicadores referentes ao *cluster* 6 são bem mais representativos do que utilizando a média. Mais uma vez esse fato está ligado ao comportamento do *cluster* 1,5-2,5. O *cluster* 11 apresentou indicadores que o caracterizam como possível *cluster* eleito para o piloto por apresentar baixos valores de corrente e valores elevados de P_f se comparado com os demais. As Figuras 42 e 43 mostram a classificação dos *clusters* utilizando os critérios do máximo e da média sobre os indicadores estatísticos, respectivamente.

Considerando o média dentro do Cluster, o resultado de ranqueamento é: 1, 3, 11, 4, 5, 6, 9, 7, 10, 8, 13. Já se considerarmos o máximo, o resultado de ranqueamento é 1, 3, 4, 11, 5, 9, 10 ou 6, 7, 8 ou 13. A abordagem utilizando a média favorece *clusters* que podem ser transferidos em apenas um dos sentidos como é o caso do *cluster* 6. Sendo assim, recomenda-se a utilização

Figura 40 – Análise sobre o máximo dos indicadores Estatísticos por NODE e Cluster.

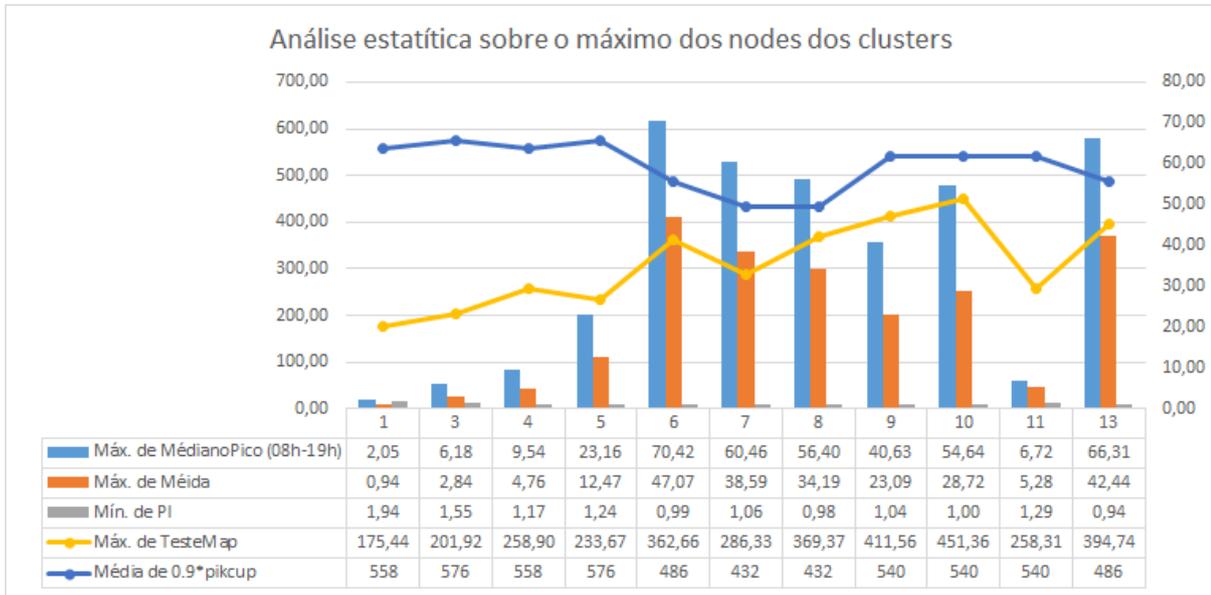
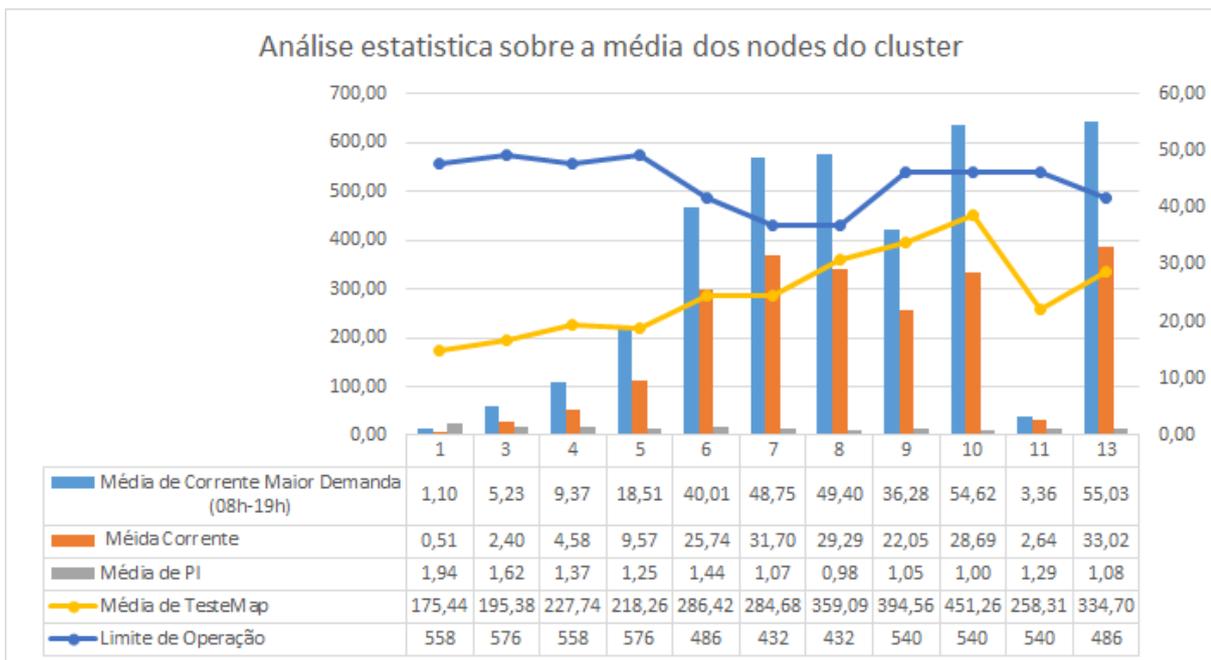


Figura 41 – Análise sobre a média dos indicadores Estatísticos por NODE e Cluster.



a classificação utilizando o máximo uma vez que nesse caso são priorizados os *clusters* onde é possível ocorrer a manobra nos dois sentidos.

A próxima etapa consiste em avaliar os *clusters* utilizando PLB. A PLB desenvolvida utilizou três variáveis normalizadas pelo número de unidades consumidoras a jusante do religador agrupadas no cluster: números de consumidores a jusante do religador, diferença do DEC em relação a meta do conjunto vezes o número de unidades consumidoras a jusante do religador e compensação total. A fim de aumentar o número de elementos para a classificação, optou-se por utilizar todos os *clusters* independentemente de estarem operacionais ou não. A Tabela 7

Figura 42 – Classificação considerando o máximo dos indicadores estatísticos dos Nodes dentro do Cluster.

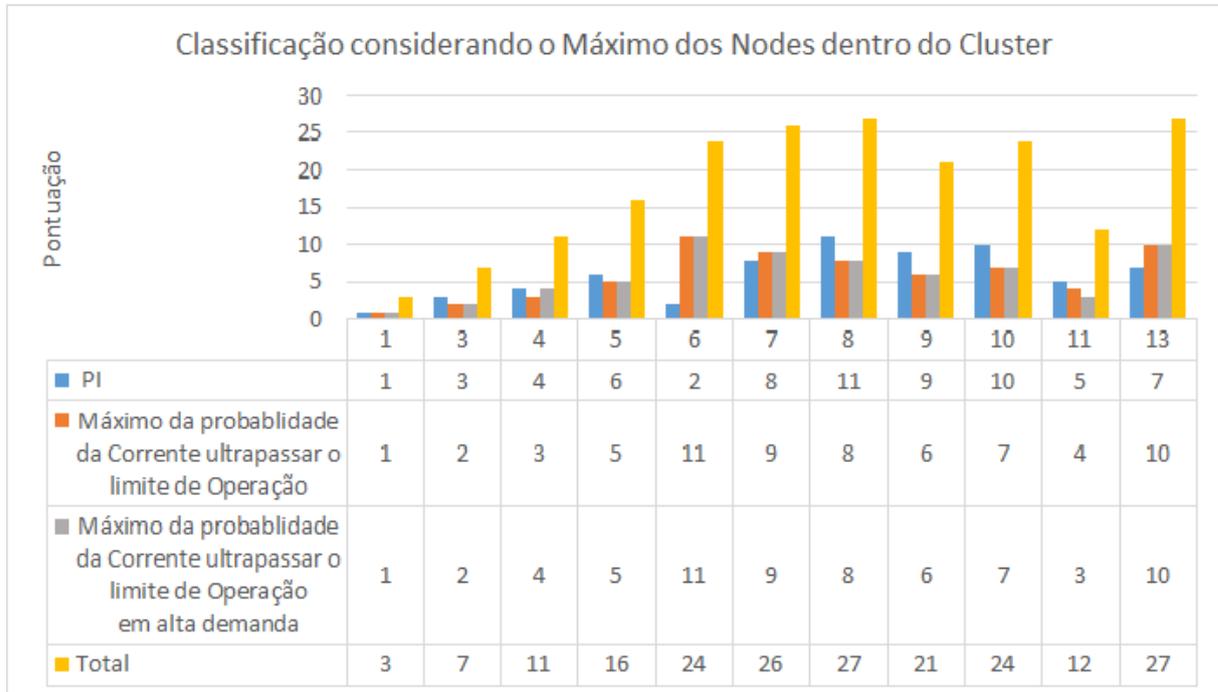
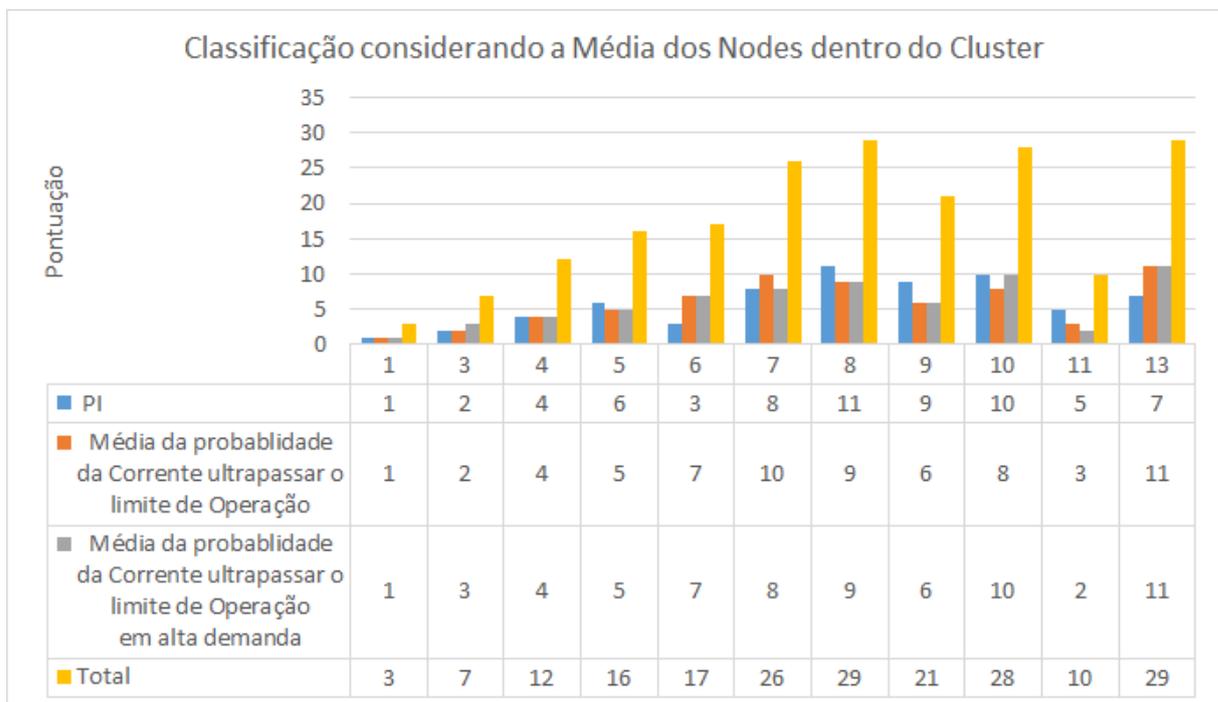


Figura 43 – Classificação considerando a média dos indicadores estatísticos dos Nodes dentro do Cluster.



apresenta os valores dessas variáveis.

A PLB foi implementada definindo-se 5 *clusters* de um total de 13. Ou seja, no problema 4.1, adotou-se $A_{eq}x = 5$ para que 5 *clusters* fossem escolhidos, onde A_{eq} é um vetor de valores unitários de tamanho 13. Os resultados são apresentados na Tabela 8.

Analisando o resultado obtido na Tabela 8 O *cluster* 10 foi o único comum a todas as

Tabela 7 – Variáveis para a PLB.

Cluster_ID	Consumidores	DEC	Compensação
1	1.2622	-1.4201E-2	7.5563
2	1.3463	-1.5500E-2	48.49472
3	1.2964	5.9995E-4	11.8714
4	0.9602	5.2601E-2	14.6125
5	1.7655	-2.4899E-2	13.0316
6	1.5861	1.32E-2	16.6779
7	0.8790	2.86E-2	11.1500
8	1.1144	6.6606E-2	50.0294
9	1.3743	8.7803E-2	18.9801
10	2.000	9.2101E-2	32.9198
11	0.8980	8.8495E-2	21.1789
12	0.6880	5.6899E-2	15.4900
13	1.1780	-99.90906	32.7025

Tabela 8 – Resultado da classificação utilizando PLB.

Cluster_ID	Consumidores	DEC	Compensação
1	0	0	0
2	0	1	1
3	0	0	0
4	0	0	0
5	0	1	0
6	0	1	0
7	0	0	0
8	1	0	1
9	1	1	0
10	1	1	1
11	1	0	1
12	0	0	0
13	1	0	1

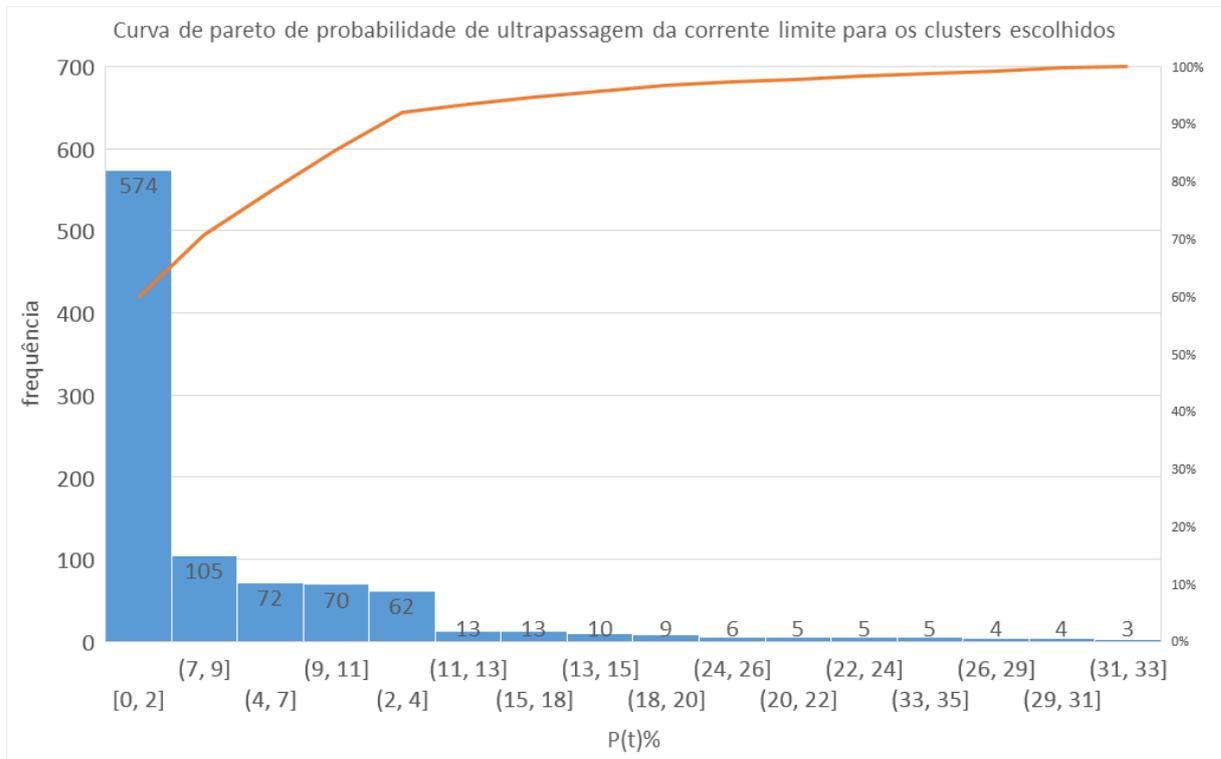
variáveis analisadas. Os *clusters* classificados utilizando alguma das variáveis foram: 2, 5, 6, 8, 9, 10, 11, 13.

Conforme apresentado nas duas etapas, considerando DEC, Número de Consumidores e Compensação Total combinados, o ranking de *clusters* é: 8, 9, 10, 11 e 13. Já com relação à probabilidade ultrapassar a corrente de *pickup* temos a seguinte ordem (da maior prioridade de escolha para a menor): 1, 3, 11, 4, 5, 6, 9, 7, 10, 8 ou 13. Dentre os *clusters* mais importantes em termos de DEC, Número de Consumidores e Compensação Total e que apresentam menor probabilidade de a corrente ultrapassar a corrente de *pickup* os eleitos foram: 1, 3, 4, 5 e 11.

Considerando os *clusters* eleitos pelo ranqueamento relativo ao máximo dos indicadores e da PLB pode-se verificar a disponibilidade do sistema de *Self-Healing*. A fim de verificar a disponibilidade pode-se utilizar os Diagramas ou Curvas de Pareto. Tais curvas mostram as

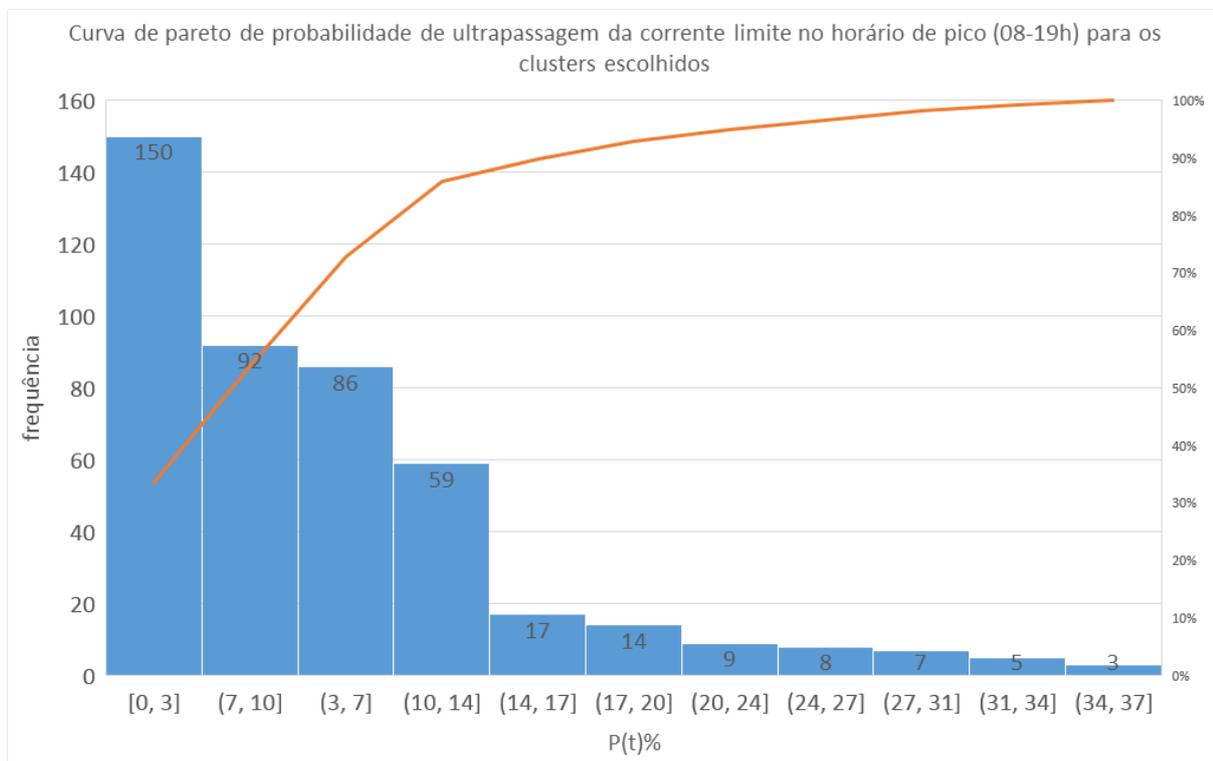
frequências em ordem decrescente de ocorrência a fim de evidenciar os intervalos de maior relevância. As Figuras 44 e 45 ilustram os diagramas de pareto referentes a ultrapassagem da corrente de *pickup* para os *clusters* escolhidos.

Figura 44 – Curva de Pareto sobre a probabilidade de ultrapassagem da corrente limite para os *clusters* escolhidos.



Pode-se observar pela análise da Figura 44 que aproximadamente 90% das amostras possuem uma probabilidade de até 10% de ultrapassar a corrente limite. Mesmo considerando apenas as amostras do horário de pico, o valor da disponibilidade é de aproximadamente 80% como pode ser visualizado na Figura 45 o que comprova a eficiência da metodologia de classificação dos *clusters* para alta disponibilidade da rede elétrica.

Figura 45 – Curva de Pareto sobre a probabilidade de ultrapassagem da corrente limite no horário de pico (08-19h) para os *clusters* escolhidos.



REDES DE FIBRA ÓPTICA

A demanda por sistemas de comunicação de alta velocidade com grande capacidade de transmissão culminou no uso de redes de fibra óptica. Esse tipo de tecnologia é largamente empregada em *backbones* no intuito de interligar os dados de centrais distribuídas com os servidores. No entanto, atualmente observa-se cada vez mais o emprego da tecnologia de comunicação por fibra óptica também nas redes de última milha.

Não obstante a velocidade e a capacidade de transmissão, a confiabilidade é um fator determinante no projeto de redes de comunicação para sistemas de monitoramento e controle. A tecnologia de comunicação em malha provê a capilarização necessária aos sistemas distribuídos e garante a confiabilidade uma vez que estabelece rotas redundantes para cada nó (SOUZA *et al.*, 2016). A topologia em malha para sistemas *outdoor* é largamente utilizada em meios de comunicação não guiados, todavia a topologia em malha também pode ser empregada em redes de fibra óptica.

Os SDEEs não estão alheios a essa necessidade. Sistemas de proteção remota como os de *Transfer Trip* (DTT/DUTT), *Permissive Transfer Trip* (POTT/PUTT), *Directional Comparison* (DCB/DCUB) (SCHWEITZER III; MYNAM, 2012) e até sistemas de controle geração distribuída e corte seletivo de cargas demandam tempos de resposta menores do que 10ms e alta confiabilidade do canal de comunicação uma vez que atuam diretamente nos ativos da rede elétrica e podem comprometer a segurança do serviço prestado. Portanto, o uso de redes de comunicação em malha por meio de fibra óptica é desejável para sistemas de automação monitoramento e controle da rede elétrica.

Este capítulo aborda arquiteturas de rede fibra óptica e uma proposta de uso de rede de fibra em malha para automação e controle de sistemas de distribuição de energia elétrica.

5.1 Redes de Fibra Óptica

A fibra óptica é um fio de vidro transparente, flexível e com diâmetro de alguns micrômetros. Possui estrutura cilíndrica e é dividida em duas partes: núcleo e casca, onde o núcleo é a região central e a casca é a região que envolve o núcleo. Por ser um material que não sofre interferências eletromagnéticas, a fibra óptica possui uma grande importância em sistemas de comunicação de dados.

As principais vantagens das fibras ópticas em relação a outros meios de propagação são (PINHEIRO, 2002):

- **Banda passante:** A transmissão por fibras ópticas é realizada em frequências ópticas portadoras na faixa espectral de 10^{14} a 10^{15} HZ.
- **Perdas de transmissão muito baixas:** Apresenta perdas de transmissão baixas, na ordem de 3 a 5dB/km de atenuação. Portanto, é possível implantar sistemas de transmissão à longa distância com espaçamento razoavelmente grande entre os repetidores, o que diminui o custo e a complexidade.
- **Imunidade a interferências e ao ruído:** Por serem compostas de material dielétrico, as fibras ópticas, não sofrem interferências eletromagnéticas.
- **Isolação elétrica:** O material dielétrico que compõe a fibra óptica oferece uma boa isolação, portanto não possui problemas de aterramento.
- **Pequeno volume e peso:** Por possuir o diâmetro muito pequeno, a fibra, mesmo encapsulada para proteção, possui peso e volume bastante inferiores aos de cabos metálicos.
- **Segurança da informação e do sistema:** Por não irradiar significativamente a luz propagada, qualquer tentativa de captação de mensagens ao longo da fibra é facilmente detectada, uma vez que exige o desvio de grande parte da potência luminosa.

O uso das fibras ópticas também possui algumas desvantagens em relação aos suportes de transmissão convencionais (PEREIRA, 2008):

- **Fragilidade das fibras ópticas sem encapsulamento:** O manuseio de uma fibra óptica sem encapsulamento é bem mais delicado que no caso dos suportes metálicos. É preciso ter muito cuidado com as fibras ópticas, pois elas quebram com facilidade.
- **Dificuldade de conexões das fibras ópticas:** As pequenas dimensões das fibras ópticas exigem procedimentos e dispositivos de alta precisão na realização das conexões e junções.
- **Dificuldade para Ramificações:** É muito difícil se obter acopladores de derivação tipo T para fibras ópticas com baixo nível de perdas, o que dificulta a utilização de fibras ópticas em sistemas multiponto.

- **Impossibilidade de alimentação remota de repetidores:** Os sistemas com fibras ópticas requerem alimentação elétrica independente para cada repetidor, não sendo possível a alimentação remota através do próprio meio de transmissão.
- **Falta de padronização dos componentes ópticos:** A relativa imaturidade e o contínuo avanço tecnológico não têm facilitado o estabelecimento de padrões para os componentes de sistemas de transmissão por fibras ópticas.

5.2 Arquitetura PON - Passive Optical Network

A redes ópticas utilizando a arquitetura PON (do inglês - *Passive Optical Network*) tem se mostrado atrativas comercialmente, pois, além de facilidade de implantação e operação, possibilitam a ampliação sem a necessidade de acréscimo de componentes ativos no sistema. O sistema de transmissão de uma PON apresenta três componentes fundamentais:

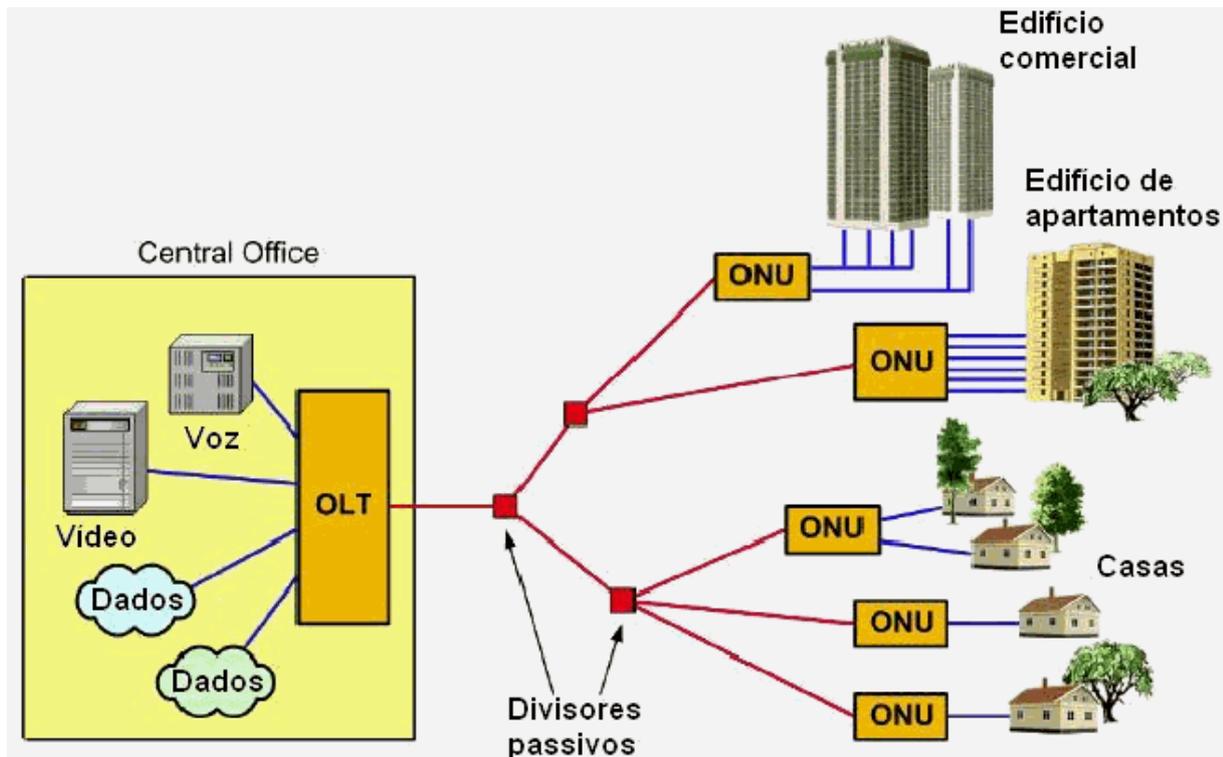
- Terminal de Linha Óptica (OLT);
- Unidade de Rede Óptica (ONU);
- Rede de Distribuição Óptica (ODN).

A OLT e a ONU contêm componentes ópticos e eletrônicos ativos, enquanto a ODN constitui a rede de distribuição passiva contendo a fibra, os divisores, os conectores, etc. A OLT é responsável pela gerência do sistema e pelo provimento de uma interface ao restante da rede, podendo ser localizada na central ou remotamente, servindo de interface com a central ou um concentrador remoto. O sinal óptico é transmitido pelo OLT através da rede de distribuição óptica (ODN). Na fibra óptica são feitas derivações através do uso de divisores ópticos passivos, os POS (do inglês - *Passive Optical Splitter*). A [Figura 46](#) ilustra o funcionamento de uma rede PON.

A topologia básica de uma rede de transmissão baseada na arquitetura PON como mostrada na [Figura 46](#) é composta pelos seguintes segmentos (PINHEIRO, 2010):

- **Central de Equipamentos (*Headend*):** local onde ficam instalados os equipamentos ópticos de transmissão e o Distribuidor Geral Óptico (DGO) responsável pela interface entre os equipamentos de transmissão e os cabos ópticos de transmissão.
- **Backbone Óptico (*Feeder*):** composto basicamente por cabos ópticos que levam o sinal da central aos pontos de distribuição. Estes cabos ópticos podem ser subterrâneos ou aéreos. Para aplicação PON as fibras são do tipo monomodo.
- **Pontos de Distribuição:** para otimizar o uso das fibras ópticas, as redes PON apresentam-se, geralmente, em topologia estrela. Nesta configuração, os pontos de distribuição fazem

Figura 46 – Estrutura básica de uma rede PON



Fonte: Ribeiro (2008).

a divisão do sinal óptico em áreas mais distantes da central de equipamentos, reduzindo o número de fibras ópticas para atendimento a estes acessos. Neste ponto de distribuição é realizada a divisão, distribuição e gestão do sinal óptico associado a esta área.

- **Rede Óptica de Distribuição:** formada por cabos ópticos, leva o sinal dos pontos de distribuição às áreas específicas de atendimento. Estes cabos geralmente são do tipo auto-sustentado com núcleo seco para facilidade de instalação. Associados a estes cabos, são utilizados caixas de emenda para derivação das fibras para uma melhor distribuição do sinal. Caixas de emenda terminal, também denominadas Network Access Point (NAP), são estrategicamente instaladas para a distribuição do sinal realizando a transição da rede óptica de *backbone* à rede terminal, denominada de Rede Óptica *Drop*.
- **Rede Óptica Drop:** composta por cabos ópticos autossustentados de baixa formação (pequeno número de fibras ópticas). A partir da caixa de emenda terminal, os cabos *drop* levam o sinal óptico até ao assinante propriamente dito. O elemento de sustentação geralmente é utilizado para realizar a ancoragem do cabo a casa ou prédio. Podem terminar em pequenos Distribuidores Internos Ópticos (DIO), na transição do cabo para cordão óptico, ou em pequenos bloqueios ópticos, para transição do cabo para extensão óptica no interior da casa ou prédio. Devido às restrições de espaço na infraestrutura das edificações, são utilizadas geralmente fibras ópticas de características especiais para se evitar perda de sinal por curvaturas acentuadas.

- **Rede Interna:** a partir do bloqueio óptico ou distribuidor interno óptico, são utilizadas extensões ópticas ou cordões ópticos para realizar a transição do sinal óptico da fibra ao receptor interno do assinante.

No padrão IEEE 802.3ah, a rede PON é baseada no *Ethernet* (EPON - Ethernet PON), ao invés de outras tecnologias de PON baseadas em ATM (do inglês - *Asynchronous Transfer Mode*). Na topologia EPON uma fibra óptica sai da Central e é dividida para outras fibras individuais, que então caminham para os usuários, através de um *splitter* óptico passivo (ou seja, que não contém nenhum dispositivo eletrônico ativo para manusear os sinais óticos). Aqui, o número de transceivers será de 1 para cada usuário e 1 para a Central, uma vez que o *splitter* não faz conversão de sinal óptico eletrônico. Um total, portanto, de 33 transceivers.

A velocidade disponível em cada fibra individual pode ser a mesma da fibra-mestre, ligada a Central. O padrão IEEE 802.3ah EPON especifica duas subcamadas PMD (do inglês - *Physical Medium Dependent sublayers*), usando comprimentos de onda para a luz de 1490 e 1310nm, para distâncias de até 10Km e de até 20Km.

A GPON (do inglês - *Gigabit Passive Optical Network*) tem capacidade de transmitir maiores velocidades de banda nas redes de acesso do que a EPON. Surgiu com a ideia principal de transmitir comprimentos de pacotes variáveis a taxa de gigabit por segundo, especificados como .25 Gbit/s e 2.5 Gbit/s para *downstream*, transmitidos em *broadcasting* (onde a informação é transmitida a todos os elementos da rede) e 155 Mbit/s, 622 Mbit/s, 1.25 Gbit/s, e 2.5 Gbit/s para *upstream*. A recomendação também especifica distância máxima para transmissão de 10 a 20 km, que pode ser afetada pela qualidade, alcance e capacidade dos transmissores e receptores óticos.

Muitas operadoras veem o GPON como uma solução ideal para aplicações residenciais do tipo FTTH (do inglês - *Fiber-to-the-Home*). O compartilhamento da infraestrutura passiva e da OLT é uma solução boa para atender a demanda de capacidade de pequena a média do usuário residencial típico. Para distâncias mais curtas de acesso local (<20 km), pode ser usada uma maior taxa de transmissão e quanto maior a taxa, menor será a capacidade dedicada ao usuário final. Os ONTs podem ser do tipo de interno ou externo (indoor ou outdoor), em função do tipo de implantação, e podem atender um usuário individual ou vários usuários ao mesmo tempo.

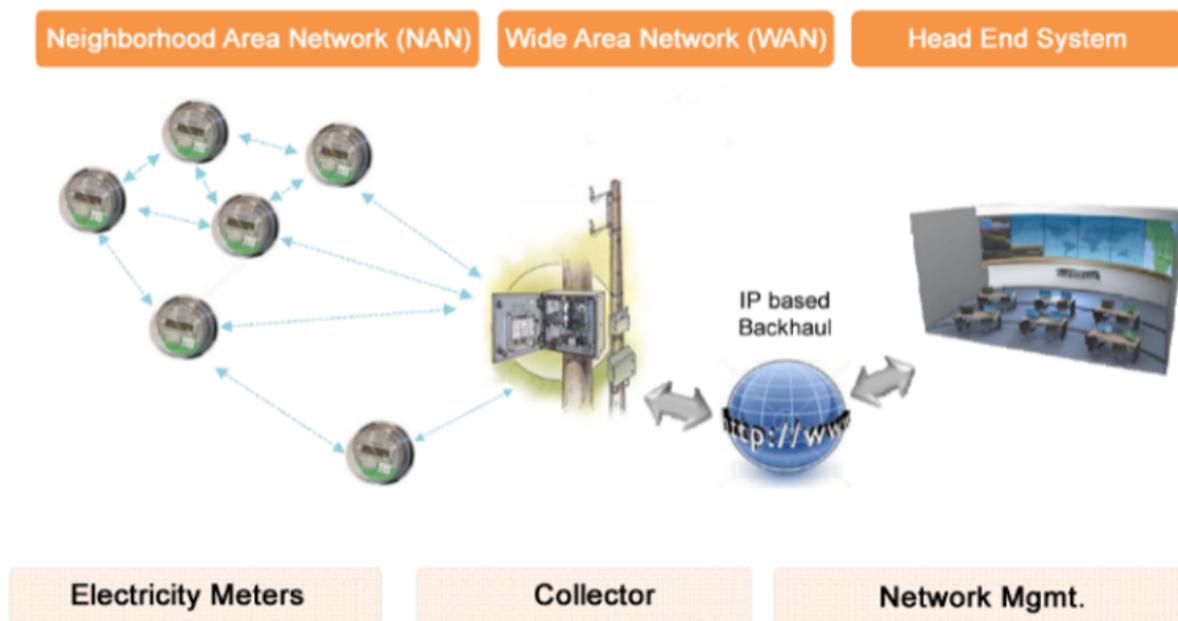
Normalmente, um sistema GPON suporta os serviços de dados e de telefonia baseados em protocolo IP, serviços IPTV e serviços de entrega de conteúdos sob demanda. Como a GPON é muito flexível na alocação de largura de banda por usuário, os usuários residenciais podem compartilhar uma PON com usuários corporativos que demandam maior capacidade.

5.3 Rede Óptica em Malha (ROM)

Redes em de comunicação em Malha são largamente aplicadas em sistemas que demandam alta confiabilidade. Em aplicações de redes elétricas inteligentes não é incomum encontrarmos aplicações de telemedição voltadas para redes NAN (do inglês - *Neighborhood Area Networks*) utilizando Radio Frequência (RF) com arquitetura em malha. O padrão 802.15.4g especifica os requisitos atuais e futuros, funcionalidades e interoperabilidade de redes NAN em malha voltado para redes elétricas inteligentes.

Uma das topologias de rede NAN mais utilizadas consiste em medidores inteligentes com comunicação baseada no protocolo IEEE 802.15.4 que especifica as redes ZigBee em malha na ultima milha e concentradores de dados GPRS (do inglês - *Global Packet Radio Service*) conectados à rede da concessionária. A essa última conexão dá-se o nome de *backhaul* formando a rede WAN (do inglês - *Wide Area Network*). A união dessas redes é denominada AMI (do inglês - *Advanced Metering Infrastructure*). A Figura 47 ilustra a estrutura de uma AMI.

Figura 47 – Estrutura de uma AMI



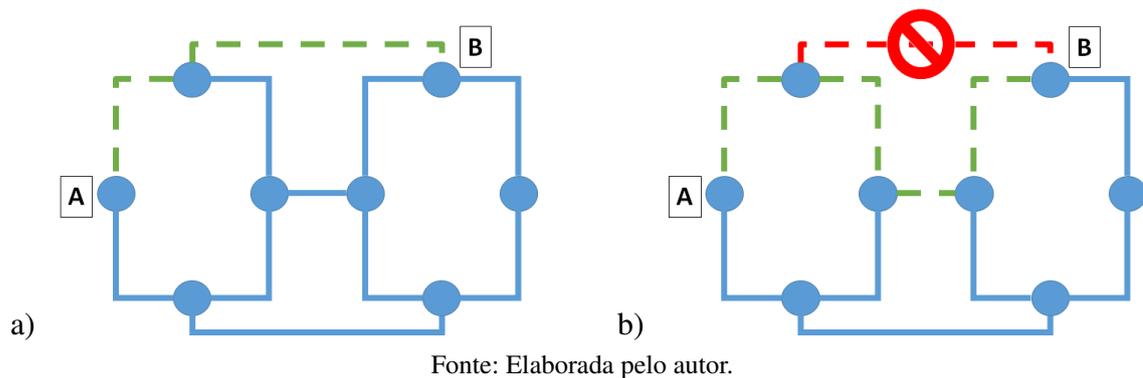
Fonte: Souza *et al.* (2016).

Apesar de possuir baixo CAPEX, as redes de comunicação baseadas em RF (Rádio Frequência) possuem um elevado custo de manutenção demandando grandes equipes de campo às concessionárias. Esse tipo de tecnologia sofre grande influência de intempéries além de necessitar de visibilidade entre os nós da rede, o que muitas vezes em um ambiente dinâmico como o das grandes cidades, não pode ser assegurado nem mesmo no curto prazo.

Uma solução possível de ser empregada que garanta confiabilidade e não seja afetada pelos problemas das redes em RF são as Redes Ópticas em Malha (ROMs). Estas redes podem ser entendidas como redes de fibra óptica onde são utilizados roteadores ópticos. Esses roteadores

controlam as diversas rotas possíveis dentro de uma arquitetura em malha de forma a garantir o caminho que imprima a melhor qualidade do serviço à rede. As ROMs permitem a proteção de qualidade de serviço e uma variedade de serviços dinâmicos, como banda larga sob demanda, largura de banda *Just-In-Time*, agendamento de largura de banda, correção de banda larga e redes privadas virtuais ópticas que abrem novas oportunidades para provedores de serviços e seus clientes. A [Figura 48](#) ilustra o funcionamento das ROMs durante uma falta.

Figura 48 – Ilustração do Funcionamento de uma ROM a) em regime permanente e b) e em situação de contingenciamento.



Como pode ser visualizado na [Figura 48](#), quando em regime permanente [48](#), a rede se comunica do ponto A com o B através da rota tracejada em verde. Quando de uma situação de contingência (rompimento de trecho da fibra, abaloamento de poste e etc) [48](#), a rede se auto reconfigura a fim de encontrar um novo caminho entre os pontos A e B.

Diferentemente de um protocolo de roteamento para topologias em anel como o IEEE 802.5 e tecnologias como o *FDDI*, a tecnologia *Mesh* requer um protocolo capaz de resolver subrotas como por exemplo, o IEEE 802.15.4 que é baseado no AODV (do inglês - *AdhocOn-demand Distance Vector routing*) para o descobrimento de caminhos na rede ([IEEE, 2015](#)).

5.4 Rede Metropolitana de Goiânia

A Rede Metropolitana de Goiânia (Rede MetroGyn) é uma rede de alta velocidade destinada ao tráfego de dados, voz e vídeo. Ela faz parte da Redecomep, uma iniciativa do Ministério da Ciência e Tecnologia (MCT), coordenada pela Rede Nacional de Ensino e Pesquisa (RNP), que tem como objetivo implementar redes de alta velocidade nas regiões metropolitanas do país servidas pelos Pontos de Presença da RNP ([REDECOMEP, 2013](#)).

O modelo adotado baseia-se na implantação de uma infraestrutura de fibras ópticas própria, voltada para as instituições de pesquisa e educação superior e na formação de consórcios entre as instituições participantes de forma a assegurar sua autossustentação. A [Tabela 9](#) apresentam os dados da Redecomep.

Tabela 9 – Dados da Redecomep

Instituições Consorciadas	305	
Fase	1	2
Instituições Parceiras	63	103
Redes	27	13
Cobertura (km)	1.650	330
Total em Investimentos	R\$ 40 milhões	R\$ 10 milhões

Fonte: REDECOMEP (2013).

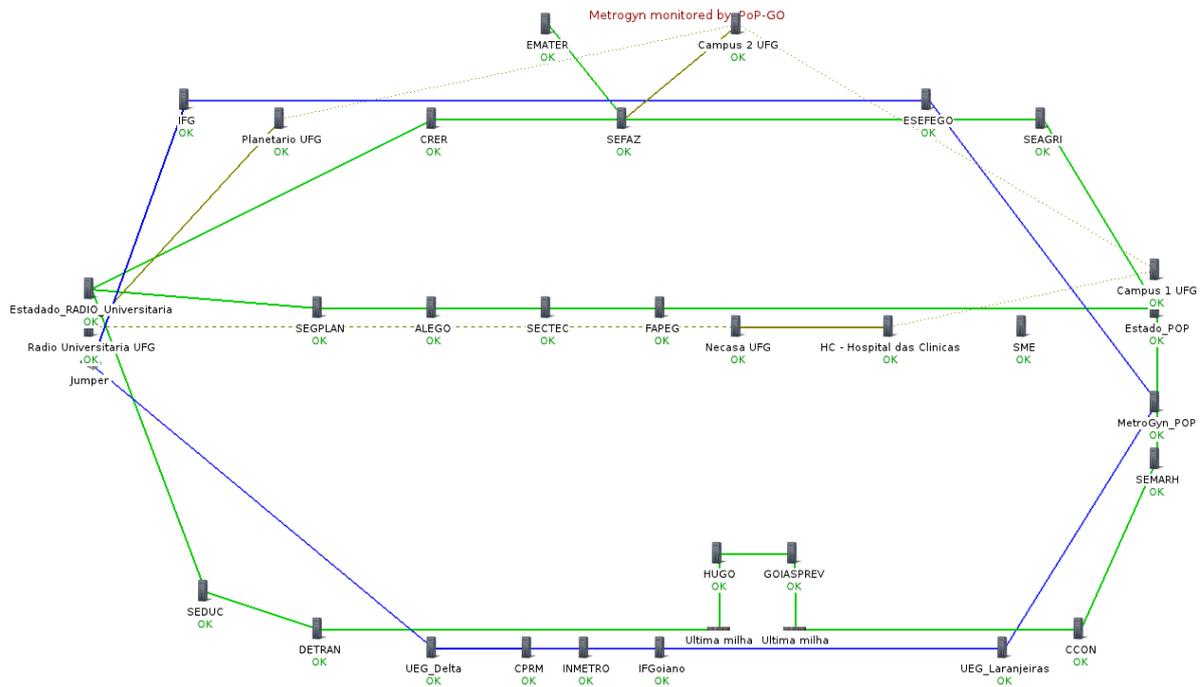
A Rede Metropolitana de Goiânia (Rede *MetroGyn*) encontra-se em operação na cidade de Goiânia-GO. A Figura 49 mostra a arte gráfica para apresentar a Rede *MetroGyn* com seus 66 km (atualizada para 69 km) de fibras ópticas, as instituições participantes e instituições parceiras (Governo do Estado de Goiás, Celg-D e Prefeitura de Goiânia).

Figura 49 – Arte gráfica para apresentar a Rede *MetroGyn*.

Fonte: REDECOMEP (2013).

Como pode ser observado, a Rede *MetroGyn* possui redundância em anéis capaz de operar mesmo que haja o rompimento da fibra em algum ponto da rede. A Figura 50 mostra o diagrama lógico da rede *MetroGyn*.

Figura 50 – Diagrama lógico da Rede MetroGyn.



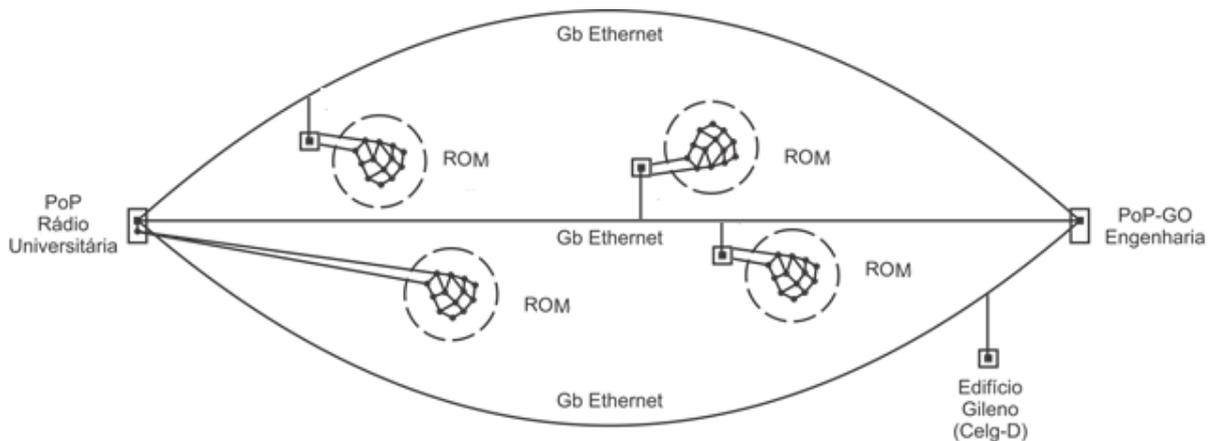
Fonte: Araujo *et al.* (2016).

Nota-se na Figura 50 que os nós UFG Campus I/PoP e UFG Rádio Universitária são importantes sites para operação da redundância e operação da Rede *MetroGyn*. A rede possui um total de 3 anéis possibilitando, do rompimento de algum trecho da rede, outras opções de rota para iluminar os nós afetados. Para tanto a rede é conectada por meio de *switches* camada 3 de forma a controlar o fluxo de informações mesmo em situações de contingência o que não é possível com *switches* de camada 2.

5.5 Proposta de ROM para Redes Eléctricas Inteligentes Utilizando a Redecomep - *MetroGyn*

As ROM combinam a flexibilidade da topologia em malha com a confiabilidade e baixa latência das redes de fibra óptica. Dentro do conceito das Redes Eléctricas Inteligentes as ROMs permitem o intercâmbio das redes de automação da distribuição e subestação com as AMIs possibilitando às concessionárias o desenvolvimento de aplicações e o aprimoramento dos sistemas já instalados como: sistemas de Resposta a Demanda (do inglês - *Demand Response* - DR) e Sistemas de Gestão Avançada da Distribuição (do inglês - *Advanced Distribution Management Systems* - ADMS).

Como no modelo das AMIs, a proposta de ROMs para redes eléctricas inteligentes requer um *backhaul* até a concessionária. Em nossa proposta essa conexão se dá através da rede

Figura 51 – Proposta da Rede *MetroGyn* suportando as ROM.

Fonte: Araujo *et al.* (2016).

MetroGyn. A Figura 51 ilustra a proposta de utilização da rede *MetroGyn* para escoar a tráfego das células ROMs.

As ROM para redes elétricas inteligentes são hoje uma realidade. Existem roteadores ópticos passíveis de serem instalados em ambientes *outdoor* (ODAKA K., 2014) suportando assim a capilaridade necessária para aplicação de telemedição e telecomando nos equipamentos da rede elétrica como: religadores, banco de capacitores e medidores e inversores inteligentes.

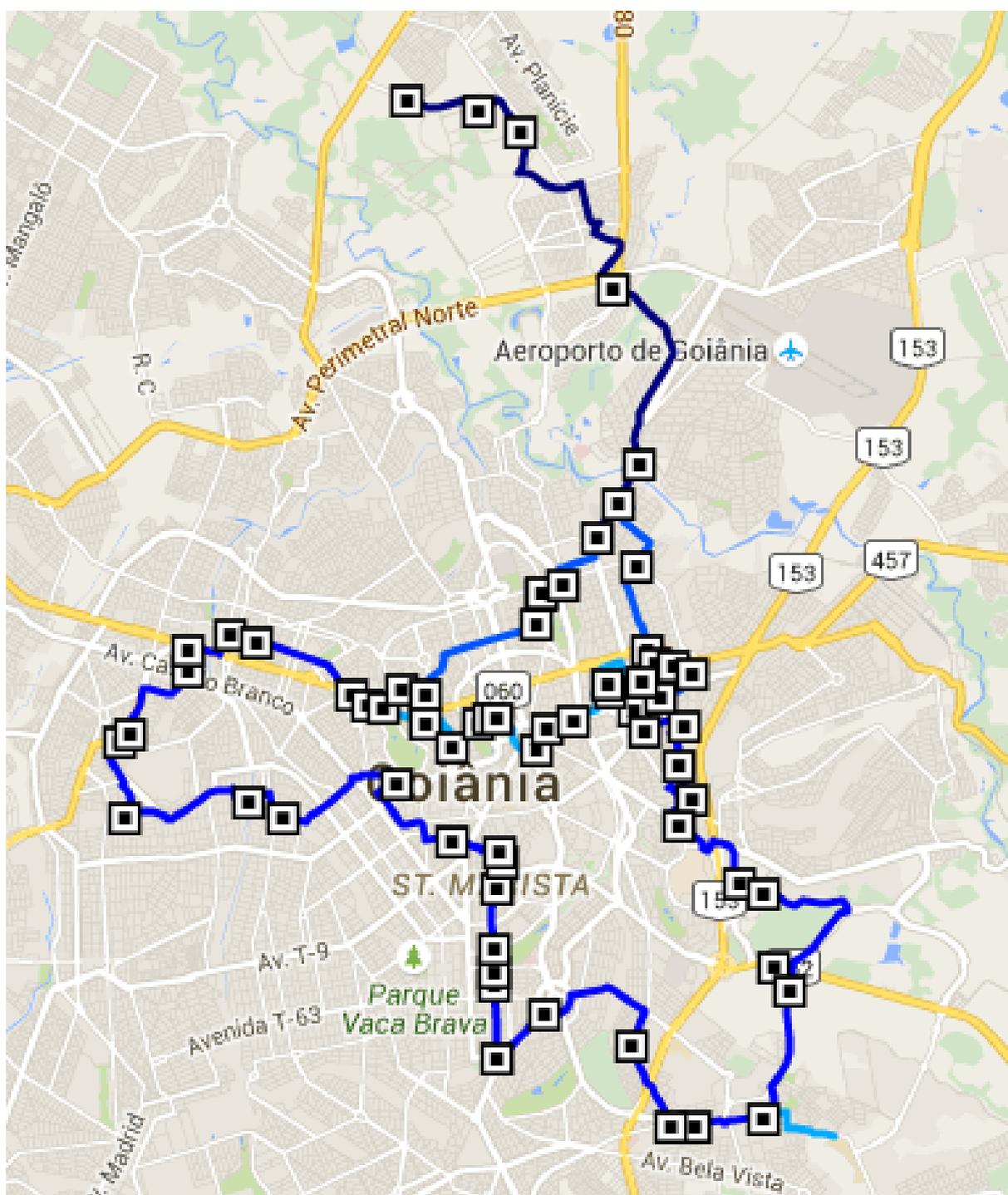
A Figura 52 ilustra as caixas de emenda da rede *MetroGyn*.

A Figura 52 mostra as caixas de emenda (quadrados) e os 3 anéis que compõem a rede. A Figura 53 ilustra a localização dos religadores com a rede *MetroGyn*.

Nota-se pela análise da Figura 53 que os religadores considerados neste trabalho se encontram próximos à rede *MetroGyn* e suas caixas de emenda. A Figura 54 mostra a divisão por *clusters* de religadores sobrepostos à rede *MetroGyn*. Assim, propõe-se neste trabalho a utilização da rede *MetroGyn* para interligar por uma rede de fibra em malha estes religadores. Nos próximos capítulos, são abordadas propostas para o dimensionamento da rede de fibra em malha em questão.

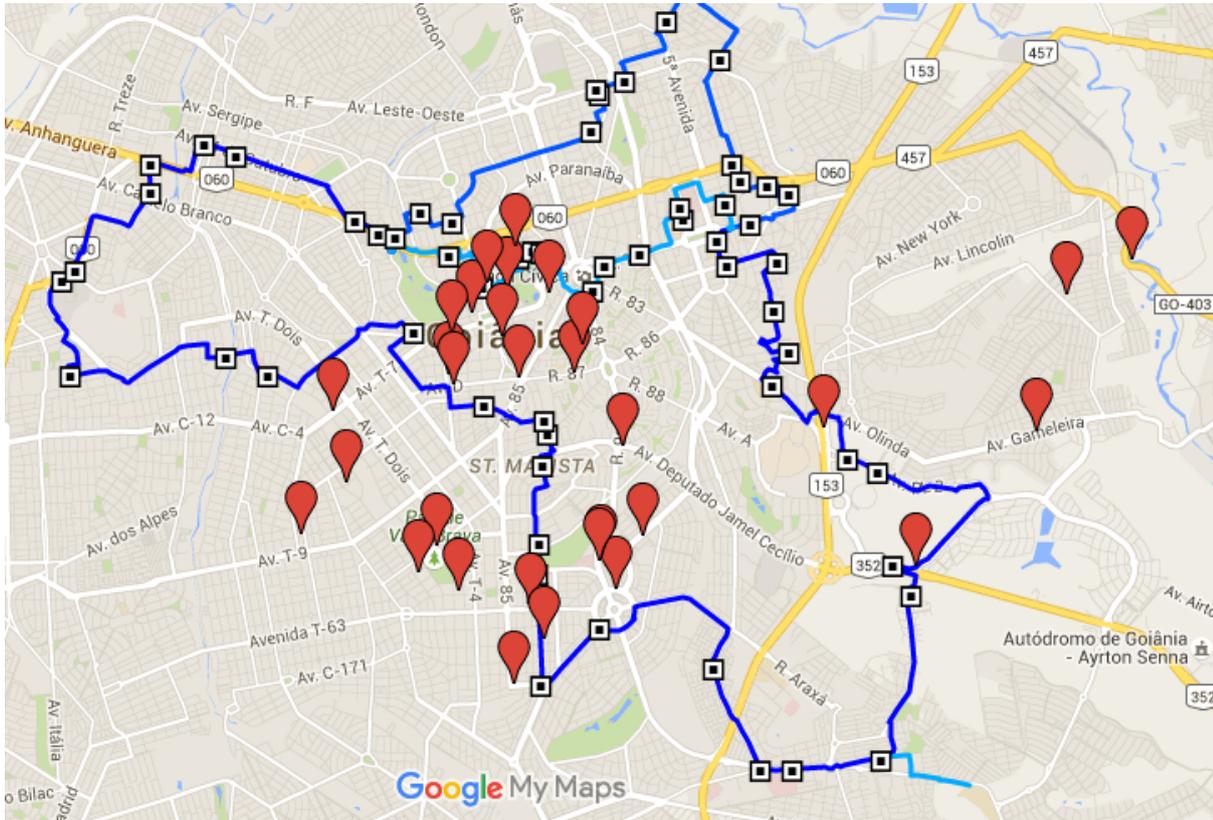
Os *clusters* foram divididos por cores sendo os religadores TIE em vermelho. Os marcadores destacados em duas cores representam nodes (nós) que estão em mais de um cluster, onde ambas são associadas a *clusters* diferentes ao qual o node pertence.

Figura 52 – Rede MetroGyn - Destaque para as caixas de emenda.



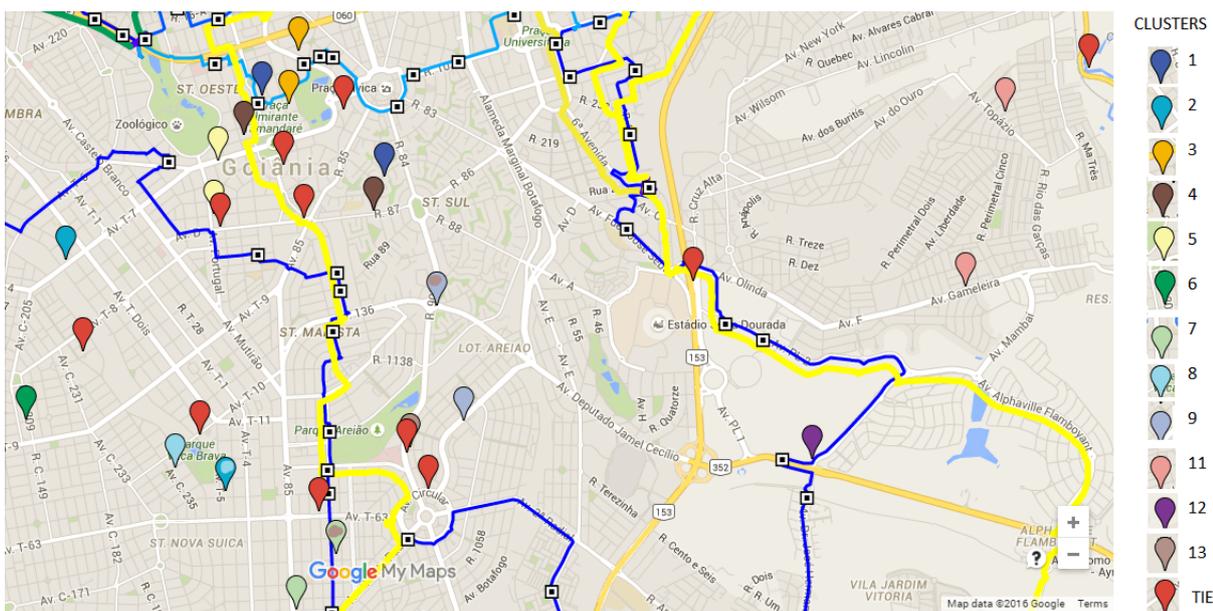
Fonte: Araujo *et al.* (2016).

Figura 53 – Religadores do Piloto sobrepostos à MetroGyn.



Fonte: Araujo et al. (2016).

Figura 54 – Clusters de Religadores do Piloto sobrepostos à MetroGyn.



Fonte: Araujo et al. (2016).

DIMENSIONAMENTO DE REDE ÓPTICA BASEADA NA SOLUÇÃO DO PROBLEMA DO CAIXEIRO VIAJANTE

Neste capítulo propõe-se a otimização mono-objetivo da distância lançada de fibra óptica para o projeto de ROMs. São apresentados os conceitos de teoria de grafos, algoritmos de minimização de redes e algoritmos de menor caminho. A otimização de ROMs consiste na definição das rotas de modo a satisfazer as condições de restrição com a menor distância linear possível montando o diagrama lógico de conexões. Como estudo de caso foi utilizado a ROM tal qual apresentado no Capítulo 5.

6.1 Conceitos da Teoria dos Grafos

Um grafo $G = (V, E)$ é uma estrutura composta por um conjunto V de elementos chamados vértices ou nós e um conjunto E de pares de vértices, chamados arcos ou arestas. A representação gráfica de um grafo é feita por pontos (vértices) e linhas (arestas) unindo estes pontos.

Abaixo são apresentadas algumas definições e conceitos referentes a teoria de grafos (CAMPOS, 2011):

- Quanto à característica dos arcos

(a) Orientado e não orientado

São orientados quando seus arcos possuem uma orientação definida, ou seja, um nó do arco é definido como origem do mesmo e o outro como destino. E, não orientado, quando não existe esta noção de direção.

(b) Valorado e não valorado

Um grafo é valorado, quando existem valores atribuídos a cada um dos seus arcos. Exemplo disto ocorre quando se está representando uma rede viária e se atribui a cada arco os valores correspondentes às distâncias entre interseções (vértices).

(c) Planar e não-planar

Um grafo planar é aquele em que os arcos somente se cruzam sobre um nó, podendo conseqüentemente ser projetado sobre um plano, sem perder suas características. Um grafo não-planar, no entanto, quando projetado sobre um plano, apresenta interseções de arcos não coincidentes com um nó, em função de sua estrutura espacial.

• Quanto à estrutura

(a) Um grafo é conexo quando existe uma cadeia entre todos os pares de vértices do grafo (fracamente conexo).

(b) Um grafo é fortemente conexo quando existe um caminho de cada nó para todos os outros nós do grafo.

(c) Grafo completo é aquele onde cada nó está conectado com todos os outros nós do grafo.

(d) Uma árvore é um grafo conexo sem ciclos.

(e) Um subgrafo é uma parte de um grafo, obtido pela supressão de vértices e dos arcos adjacentes a estes vértices.

(f) Um grafo parcial de um grafo é obtido pela supressão de arcos deste grafo.

(g) Um grafo trivial é formado por um único nó.

• Outros conceitos básicos

(a) Um arco que se inicia e termina nele mesmo é chamado de laço.

(b) Um arco ou um nó é dito incidente a um outro nó se este é destino ou origem do arco.

(c) Grau de um nó é medido pelo número de arcos incidentes a ele. No caso de grafo orientado existe a noção de semigrau interior -número de arcos incidentes interiormente ao nó e semigrau exterior que corresponde ao número de arcos incidentes exteriormente ao nó.

(d) Dois vértices são considerados adjacentes um ao outro se existe um arco unindo-os.

(e) Uma cadeia é uma seqüência de arcos (orientados ou não). O tamanho de uma cadeia é o número de arcos que a compõem.

(f) Um caminho é uma cadeia em que todos os arcos tem a mesma direção.

(g) Um ciclo é uma cadeia cujo vértice inicial e final é o mesmo (cadeia fechada).

(h) Um circuito é um caminho cujo vértice inicial e final é o mesmo.

Os principais valores associados aos arcos $e(i, j)$ são (CAMPOS, 2011):

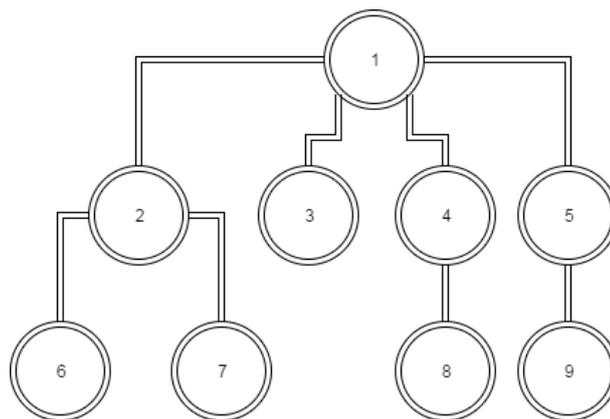
- a capacidade de fluxo $u(i, j)$ que corresponde a capacidade máxima de fluxo que pode passar no arco;
- o custo $c(i, j)$ no arco que pode ser considerado como um valor monetário,
- a distância percorrida ou o tempo de viagem no arco. fluxo no arco $f(i, j)$;

6.2 Algoritmos de Minimização de Rede

Os algoritmos de Minimização de Rede (do inglês - *Minimum Spanning Tree*) tratam da determinação da árvore de valor mínimo. São bastante utilizados em problemas de otimização com o objetivo de determinar o consumo mínimo necessário para a cobertura de todos os nós da rede. Em problemas deste tipo a rede é não orientada. Dois algoritmos são bastante utilizados: algoritmo de *Kruskal* e algoritmo de *Prim* e serão detalhados a seguir.

O algoritmo de *Kruskal* propõe uma forma de interligar todos os vértices de um grafo valorado pelo menor caminho possível unindo as arestas de menor peso de um grafo conexo para formar uma árvore (árvore geradora mínima) que passa por todos os vértices (KRUSKAL, 1956). Essa ideia é válida para todo grafo valorado conexo e para um grafo valorado desconexo é feito isso para todos seus subgrafos formando uma floresta de árvores (floresta geradora mínima). A Figura 55 ilustra uma árvore geradora.

Figura 55 – Exemplo de Árvore Geradora



Fonte: Adaptada de Amaral (2007).

A Figura 55 representa uma árvore geradora, pois todos os vértices estão conectados sem ciclos. A fim de formar tais caminhos sem ciclos, escolhe-se primeiramente as arestas de menor valor, ou seja, tomam-se as arestas $c(i, j)$ de menor custo até que todos os vértices estejam ligados. Para tanto utiliza-se a matriz de adjacência tendo como elementos os custos $c(i, j)$ das arestas. A formação da árvore geradora garante que o grafo continue conexo, não formando ciclos que

na prática corresponderiam a caminhos redundantes que conectam os nós já interligados pelas arestas que formam o caminho mínimo.

Para um dado grafo podem existir várias árvores geradoras. Do conjunto dessas árvores existem as árvores geradoras mínimas. A árvore geradora mínima consiste em encontrar, dado um grafo com arestas ponderadas, uma estrutura de conexão (árvore) em que todos os nós (geradora) se conectem (direta ou indiretamente) uns aos outros. Essa estrutura deve possuir o menor peso possível, onde o peso é dado pela soma dos pesos das arestas escolhidas (mínima) (AMARAL, 2007).

O algoritmo de *Kruskal* propõe a formação da árvore geradora mínima A para um dado grafo G de N nós e E arestas da seguinte forma (KRUSKAL, 1956):

1. Escolher uma aresta dentre o conjunto E não escolhidas, a de menor peso
2. Se a inclusão dessa aresta formar um ciclo, descartar a aresta, caso contrário incluir a aresta no subconjunto de A .
3. Repetir o passo 1 até formar a árvore geradora. A árvore geradora é encontrada quando o número de arestas de A é igual a $N - 1$

O algoritmo de *Prim* propõe encontrar a árvore geradora mínima de forma semelhante ao de *Kruskal*, porém no lugar de associar as várias arestas isoladas a cada iteração, escolhe-se um nó de G formando uma árvore A e os subsequentes mais próximos de A , ou seja, um nó que está mais próximo de um nó de A . O algoritmo compreende os seguintes passos (PRIM, 1957):

1. Apartir de um nó qualquer da rede selecionado, identificar aquele que está mais próximo a este nó e incluir o nó mais próximo e o respectivo arco na árvore mínima. Os nós da árvore mínima formam o conjunto de nós conectados C e os demais o conjunto de não conectados C^* .
2. Identificar os nós do conjunto C^* que está mais próximo a qualquer um dos nós de C . Este processo é repetido até que todos os nós estejam conectados, ou seja, o conjunto C^* esteja vazio.

6.3 Algoritmos de Menor Caminho

Os algoritmos de menor caminho propõem encontrar a rota entre dois vértices de um grafo na qual o somatório das arestas resulte no menor valor possível. Existem 4 variantes do problema de minimização de caminho em um grafo valorado (DEO; PANG, 1984):

- **Par único** — onde encontra-se o menor caminho de um vértice v e para um vértice v' de V

- **Unica fonte** — onde encontra-se o menor caminho de um vértice v para todos os demais vértices de v
- **Unico destino** — onde encontra-se o menor caminho para um vértice v' de todos os demais vértice de v
- **Todos os pares** — onde encontra-se o menor caminho dentre entre todos os pares $v v'$ de V

Entre os principais algoritmos de menor caminho temos:

- Algoritmo de Dijkstra — Resolve o problema com um vértice-fonte em grafos cujas arestas tenham peso maior ou igual a zero. Sem reduzir o desempenho, este algoritmo é capaz de determinar o caminho mínimo, partindo de um vértice de início v para todos os outros vértices do grafo (KAIRANBAY; JANI M. H., 2013)(SOUZA, 2014).
- Algoritmo de Bellman-Ford — Resolve o problema para grafos com um vértice-fonte e arestas que podem ter pesos negativos (SOUZA, 2014).
- Algoritmo A^* — um algoritmo heurístico que calcula o caminho mínimo de um vértice para fonte (ZENG; CHURCH, 2009).
- Algoritmo de Floyd-Warshall — Determina a distância entre todos os pares de vértices de um grafo (KAIRANBAY; JANI M. H., 2013).
- Algoritmo de Johnson — Determina a distância entre todos os pares de vértices de um grafo, pode ser mais veloz que o algoritmo de Floyd-Warshall em grafos esparsos (JOHNSON, 1977).
- Algoritmo de Yen — Encontra os K menores caminhos entre dois vértices em um grafo com arestas com custos não-negativos. O algoritmo utiliza qualquer um dos algoritmos acima para encontrar o melhor caminho e depois encontra $K - 1$ desvios do melhor caminho (YEN, 1970) (YEN, 1971).

O algoritmo de Bellman-Ford, criado por Richard Bellman e Lester Ford, calcula para um dado dígrafo (grafo orientado) com arestas ponderadas, o menor caminho de um nó de origem s até cada um dos outros nós do grafo. Este algoritmo, ao contrário do algoritmo de Dijkstra, não impõe nenhuma restrição sobre o sinal do peso das arestas, o que o torna uma solução mais genérica (SOUZA, 2014).

Caso não haja ciclos negativos no caminho entre um determinado nó inicial e o nó final, são garantidos a existência e o cálculo do menor caminho. Entende-se aqui por ciclo negativo todo caminho fechado pertencente ao grafo tal que a soma de seus pesos é negativa. De fato, caso seja necessário passar por um ciclo negativo para atingir um nó, na i -ésima vez que completarmos

o ciclo estaremos realizando um caminho menor que na $(i - 1)$ – sima vez, o que caracteriza a inexistência de um menor caminho. No entanto, o algoritmo de Bellman-Ford é capaz de indicar a presença de tais ciclos, o que nos mostra uma segunda utilidade do mesmo (SOUZA, 2014).

O algoritmo A^* é um algoritmo de busca em grafos que encontra um caminho entre um dado nó de origem e um dado nodo de destino. Ele emprega uma estimativa heurística que classifica cada nodo pela estimativa de melhor rota, passando por esse nodo, até o nodo destino. É garantido que, caso exista, o A^* sempre encontra um caminho entre origem e destino com menor custo (BOLC; CYTOWSKI, 1992).

O algoritmo de *Floyd-Warshall* recebe como entrada uma matriz de adjacência que representa um grafo (V, E) orientado e valorado. O valor de um caminho entre dois vértices é a soma dos valores de todas as arestas ao longo desse caminho. As arestas E do grafo podem ter valores negativos, mas o grafo não pode conter nenhum ciclo de valor negativo. O algoritmo calcula, para cada par de vértices, o menor de todos os caminhos entre os vértices. Por exemplo, o caminho de menor custo. O algoritmo Floyd-Warshall se baseia nos seguintes passos (KAIRANBAY; JANI M. H., 2013):

- Dado um grafo orientado G de n vértices, considera-se um subconjunto desses vértices $1, 2, 3 \dots k$
- Para qualquer par de vértices (i, j) , considere todos os caminhos de i a j cujos vértices intermédios pertencem ao subconjunto $1, 2, 3 \dots k$ e p como o mais curto de todos os caminhos
- O algoritmo explora um relacionamento entre o caminho p e os caminhos mais curtos de i a j com todos os vértices intermédios em $1, 2, 3 \dots k - 1$;
- O relacionamento depende de k ser ou não um vértice intermédio do caminho p .

O algoritmo de Johnson é uma forma de encontrar o menor caminho entre dois pontos. Ele permite que algumas bordas tenham número negativo, mas ciclos negativos não devem existir. Este algoritmo trabalha com base no Algoritmo de Bellman-Ford, para computar uma transformação de um grafo de entrada, que remove todas os pesos negativos, permitindo o uso do algoritmo de Dijkstra no grafo transformado (JOHNSON, 1977).

O algoritmo de Yen busca encontrar K caminhos de um par de vértices incluindo o menor caminho. A cada iteração são retirados nós e arestas do menor caminho a fim de encontrar uma nova rota dentro do conjunto das rotas do menor caminho. Ao final do processo obtém-se $K - 1$ desvios do menor caminho que, uma vez ordenados, fornecem a solução do problema (YEN, 1970).

6.4 Otimização de ROM Utilizando TSP

Propôs-se a utilização de algoritmos para solução do problema do Caixeiro Viajante (do inglês - *Travelling Salesman Problem* - TSP) para interligação dos nós da rede. Foram considerados os algoritmos: TSP tradicional utilizando Programação Linear (TSP PL), TSP *Cross Entropy* (TSP CE) e Algoritmos Genéticos. A fim de criar mais de uma redundância para um conjunto de pontos, são utilizados algoritmos de escolha de rotas alternativas baseadas na menor distância satisfazendo um conjunto de restrições estipulado.

6.4.1 O Problema do Caixeiro Viajante (TSP)

O problema do caixeiro viajante consiste em partir de um ponto e passar por todos os outros uma única vez retornando ao ponto inicial (PFERSCHY; STANĚK, 2016). A função de custo a ser minimizada é o somatório das distâncias percorridas em cada uma das rotas. Ele é um problema de otimização NP-difícil inspirado na necessidade dos vendedores em realizar entregas em um conjunto de locais de modo a percorrer o menor caminho possível.

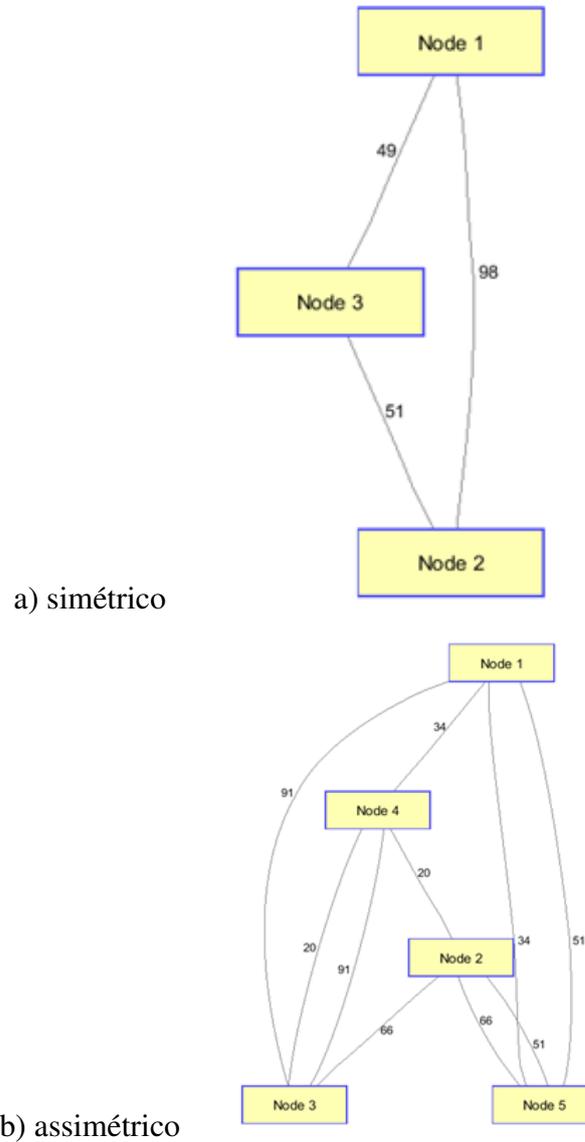
As abordagens tradicionais para solução dos problemas NP-difíceis são as seguintes:

- Elaboração de algoritmos exatos, que funcionam razoavelmente rápido apenas para problemas de tamanho pequeno.
- Elaboração de algoritmos "sub-ótimos" ou heurísticos, isto é, algoritmos que entregam aparentemente ou provavelmente boas soluções, mas que não há provas de que encontram a solução ideal.
- Dividir o problema principal em subproblemas para os quais são possíveis heurísticas melhores ou exatas.

Existem dois tipos de TSP: simétrico e assimétrico. No TSP simétrico a distância entre duas cidades é a mesma em cada direção oposta, formando um grafo não-dirigido. Essa simetria reduz pela metade o número de possíveis soluções. No TSP assimétrico, caminhos podem não existir em ambos os sentidos ou as distâncias podem ser diferentes, formando um grafo dirigido. Colisões de trânsito, ruas de sentido único, e rotas entre cidades com diferentes taxas de partida e de chegada são exemplos de como essa simetria poderia ser quebrada. As Figura 56 a) e 56 b) mostram respectivamente exemplos de grafos simétricos e assimétricos. Nesse capítulo serão abordadas técnicas de resolução do TSP Simétrico.

A formulação do problema do TSP consiste em encontrar a rota no grafo dirigido $G = (V, E)$ de vértices $V = (1, \dots, |V|)$ de tamanho $|V| = n$ e arestas E de tamanho $|E| = m = \frac{n(n-1)}{2}$

Figura 56 – Exemplos de grafos:



e custos c_{ij} não negativos de modo que satisfaça:

$$x_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{se aresta } i \rightarrow j \text{ existe} \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (6.1)$$

e minimize a função objetivo tal qual abaixo:

$$\min_x f_x^T = \min \sum_i \sum_j c_{ij} x_{ij} \quad (6.2)$$

obedecendo o seguinte conjunto de restrições:

$$\text{talque } \sum_i x_i = 1, \forall i \quad (6.3)$$

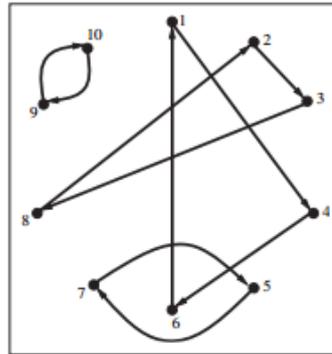
$$\sum_j^n x_j = 1, \forall j \quad (6.4)$$

$$0 \leq x_{ij} \leq 1, \in \mathbb{Z} \quad (6.5)$$

onde x é um vetor binário que representa as rotas ativas para cada node i e f^T a matriz de entrada transposta.

A formulação do TSP tal qual apresentada nas Equações 6.1, 6.2, 6.3, 6.4 e 6.5 não previne a aparição de subrotas. Essas subrotas são caminhos fechados que, apesar de satisfazerem a condição de passar por um vértice uma única vez, não tem como destino o ponto inicial. A Figura 57 ilustra as subrotas.

Figura 57 – Subrotas no problema TSP



Fonte: Pataki (2003).

Para evitar as subrotas como na Figura 57 é necessário a inclusão de uma condição nas equações de restrição. A literatura fala de duas propostas de formulações para tal: MTZ (*Miller–Tucker–Zemlin*) e a RSS (*Subtour Elimination - Remoção Seccessiva de Subrotas*) para eliminação de subrotas (PATAKI, 2003).

A formulação MTZ condiz em adicionar ao conjunto de restrições iniciais as seguintes limitantes:

$$u_i = 1, i = 1. \quad (6.6)$$

$$2 \leq u_i \leq n \quad (6.7)$$

$$u_i - u_j + 1 \leq (n - 1)(1 - x_{ij}), \forall i \neq j \& \forall i \neq 1 \quad (6.8)$$

A formulação do TSP MTZ força $u_j \geq u_i + 1$ para a aresta (i, j) quando $x_{ij} = 1$. Se uma solução viável contiver mais do que uma subrota, então pelo menos um deles não conterá o nó 1,

e ao longo desta o valor de u_i teria que aumentar até ao infinito. Este argumento, com os limites sobre o valor de u_i também implica que o único valor possível de u_i é a posição do nó i na rota. As vantagens da formulação são MTZ:

- seu tamanho pequeno (precisam-se apenas de n variáveis e restrições aproximadamente $\frac{n^2}{2}$ extras),
- se é preferível visitar o vértice i no início da rota, pode-se modelar tal adicionando um termo $-\alpha u_i$ para $\alpha > 0$ na restrição 6.8.

Outra forma de restrição das subrotas consiste em adicionar a Equação 6.9 ao conjunto de restrições iniciais do TSP. Essa técnica é conhecida como formulação RSS.

$$\sum_{i \in S, j \in S} x_{ij} \leq |S| - 1, \forall S \subset V, S \neq \emptyset \quad (6.9)$$

A construção explícita do TSP usando RSS para um número grande de nós não tem as vantagens da formulação MTZ uma vez que há um número exponencial de equações de restrição de subrotas $O(2^{|V|})$, não sendo viável sua aplicação. Porém, a desvantagem de seu tamanho exponencial pode ser mitigada em não considerar todas as desigualdades das subrotas na formulação desde o início. As desigualdades podem ser geradas conforme necessário através de um algoritmo separado: pode-se começar com a formulação sem restrições e em seguida gerar as desigualdades das subrotas que são violados pela solução atual (LAWLER LENSTRA, 1991). A formulação RSS é utilizada nesse trabalho para remoção das subrotas.

6.4.2 Resolução do TSP Via Método de Entropia Cruzada

O método CE (do inglês - *Cross Entropy*) foi motivado por um algoritmo adaptativo para estimar probabilidades de eventos raros em redes complexas estocásticas que envolvem minimização da variância (BOER *et al.*, 2005). A modificação da entropia cruzada do método original proporcionou também a aplicação na resolução de problemas de otimização combinatoria difíceis. Isto é feito mediante a conversão do problema de otimização determinística para um problema relacionado à otimização estocástica e, em seguida, utilizando técnicas de simulação de eventos raros semelhantes a (RUBINSTEIN, 1997) para gerar amostras aleatórias de forma adaptativa. Várias aplicações recentes demonstram o poder do método de CE como um instrumento genérico e prático para a resolução de problemas NP-difíceis.

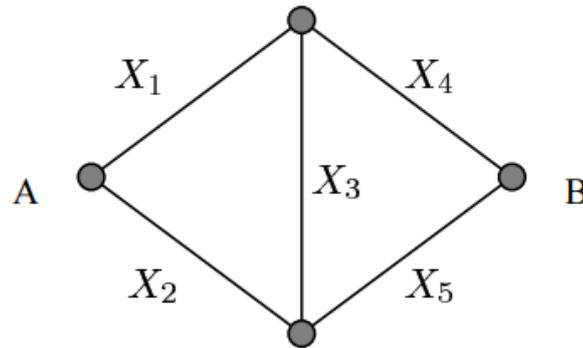
Através do processo de geração de novas amostras são construídas sequências de soluções que convergem (probabilisticamente) para o ótimo ou ao menos uma solução aceitável. O método de CE envolve um processo iterativo que pode ser dividido em duas fases:

- Gerar uma amostra aleatória de dados (trajetórias, vetores, etc.) de acordo com um mecanismo especificado.

- Atualizar os parâmetros do mecanismo aleatório com base nos dados para produzir uma amostra melhorada a cada iteração.

Para chegarmos a formulação do problema de otimização combinatória estocástica devemos partir da Simulação de Eventos Raros. A Figura 58 representa um grafo ponderado de pesos aleatórios X_1, \dots, X_5 distribuídos exponencialmente com média μ_1, \dots, μ_5 .

Figura 58 – Ilustração do problema de simulação de eventos raros a partir de um grafo



Fonte: Boer *et al.* (2005).

Partindo da Figura 58, o problema da simulação de Eventos Raros consiste em encontrar a probabilidade da distância entre A e B ser maior ou igual do que γ . Definindo-se $X = X_1, \dots, X_5$, $\mu = \mu_1, \dots, \mu_5$, a FDP (do inglês - *probability density function*) de X denotada por:

$$f(\mathbf{x}; \mu) = \left[e^{-\sum_{j=1}^5 \frac{x_j}{\mu_j}} \right] \prod_{j=1}^5 \frac{1}{\mu_j} \quad (6.10)$$

Sendo a função $S(\mathbf{X})$ que define a distância de A à B, a probabilidade de $S(\mathbf{X}) \geq \gamma$ é dada como a seguir:

$$l = \mathbb{P}(S(\mathbf{X}) \geq \gamma) = \mathbb{E}l_{\{S(\mathbf{X}) \geq \gamma\}} \quad (6.11)$$

A probabilidade l pode ser encontrada por simulação *Crude Monte Carlo* (CMC) realizando amostras aleatórias de $\mathbf{X}_1, \dots, \mathbf{X}_n$ através de $f(\mathbf{x}; \mu)$ e utilizamos a esperança como estimador não enviesado de l tal qual:

$$\frac{1}{N} \sum_{i=1}^N l_{\{S(\mathbf{X}) \geq \gamma\}} \quad (6.12)$$

Todavia, para γ muito elevado a probabilidade l é muito pequena o que requer várias amostras ($N \rightarrow \infty$) para estimar l com precisão. Uma técnica utilizada para estimar l é a

Importance Sampling (IS) (LEIBER, 1998). Esta técnica consiste em utilizar uma FDP $g(x)$ tal qual:

$$g(\mathbf{x}) = 0 \Rightarrow l_{\{S(\mathbf{x}) \geq \gamma\}} f(\mathbf{x}) = 0 \quad (6.13)$$

Pode-se então representar l como:

$$l = \int l_{\{S(\mathbf{x}) \geq \gamma\}} \frac{f(\mathbf{x})}{g(\mathbf{x})} g(\mathbf{x}) dx = \mathbb{E}_g l_{\{S(\mathbf{x}) \geq \gamma\}} \frac{f(\mathbf{x})}{g(\mathbf{x})} \quad (6.14)$$

onde E_g é a esperança de g ou *importance sampling density*. Um estimador não enviesado de l pode ser obtido por:

$$\hat{l} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N l_{\{S(\mathbf{x}) \geq \gamma\}} W(\mathbf{X}_i) \quad (6.15)$$

onde \hat{l} é dito *importance sampling* ou estimador de verossimilhança (do inglês *likelihood ratio*) (LR), $W(X)$ é dito razão de verossimilhança é dado como em:

$$W(\mathbf{x}) = \frac{f(\mathbf{x})}{g(\mathbf{x})} \quad (6.16)$$

e X_1, \dots, X_n são amostras aleatórias de g . No caso particular onde $g = f$ temos que o estimador LR é o CMC.

O problema da otimização combinatória consiste em encontrar um vetor binário $y = (y_1, \dots, y_n)$ que para um dado vetor binário $x = (x_1, \dots, x_n)$ maximize a função $S(x)$ dada por:

$$S(\mathbf{x}) = n - \sum_{j=1}^n |x_j - y_j| \quad (6.17)$$

que representa o número de combinações entre \mathbf{x} e \mathbf{y} .

Uma forma simples de encontrar \mathbf{y} é gerar vetores binários $\mathbf{X} = (X_1, \dots, X_n)$, de forma que X_1, \dots, X_n sejam variáveis aleatórias independentes de Bernoulli com probabilidade de sucesso p_1, \dots, p_n . Se $p = y$ temos $S(X) = n$ e $X = \mathbf{y}$, o algoritmo proposto para encontrar \mathbf{y} chegará a solução com probabilidade de sucesso 1 para $(N \rightarrow \infty)$. O método CE consiste em aplicar o problema acima na estrutura do de simulação de eventos raros e então criar uma sequência de vetores de parâmetros $\hat{p}_0, \hat{p}_1, \dots$ e níveis $\hat{\gamma}_0, \hat{\gamma}_1, \dots$ de forma que $\hat{\gamma}_0, \hat{\gamma}_1, \dots$ convirja para $S(X) = n$ e $\hat{p}_0, \hat{p}_1, \dots$ convirja para \mathbf{y} .

O algoritmo CE para otimização combinatória é dado pelo Algoritmo 6.

Um critério de parada pode ser a baixa variância de $\hat{\gamma}_t$ para uma sequência d de iterações ou o vetor $\hat{\mathbf{p}}_t$ convergir para um vetor binário.

Algoritmo 6: Algoritmo CE para otimização combinatória

- 1 Inicia-se o vetor $\hat{\mathbf{p}}_0$ e $t := 1$.
- 2 Gere amostras $\mathbf{X}_1, \dots, \mathbf{X}_n$ de vetores de Bernoulli com probabilidade de sucesso $\hat{\mathbf{p}}_{(t-1)}$.
- 3 Calcular o valor de $S(\mathbf{X}_i)$ para todo i e ordenar do menor para o maior, $S_1 \leq \dots \leq S_N$. $\hat{\gamma}_t$ recebe o valor do quantil $(1 - \rho)$ de S , $\hat{\gamma}_t = S \lceil (1 - \rho)N \rceil$
- 4 Utilizar a mesma amostra para calcular o $\hat{\mathbf{p}}_t = [\hat{\mathbf{p}}_{(t,1)}, \dots, \hat{\mathbf{p}}_{(t,n)}]$ via:

$$\hat{\mathbf{p}}_{(t,j)} = \frac{\sum_{i=1}^n I_{\{S(\mathbf{X}_i) \geq \hat{\gamma}_t\}} I_{\{X_{ij}=1\}}}{\sum_{i=1}^n I_{\{S(\mathbf{X}_i) \geq \hat{\gamma}_t\}}}$$

$$j = \{1, \dots, n\}, \mathbf{X}_i = (X_{i1}, \dots, X_{in})$$
- 5 Parar se o critério de parada for atingido, se não $t := t + 1$ reiterar do passo 2.

A interpretação do algoritmo diz que: para atualizar a j -ésima probabilidade de sucesso conta-se quantos vetores da última amostra X_1, \dots, X_N tem o valor de $S(X_i) \geq \gamma_t$ e possuem a j -ésima posição igual a 1 e normaliza-se pelo número de vetores que tem o valor de $S(X_i) \geq \gamma_t$.

6.4.3 Entropia Cruzada (CE) para Solução do TSP

Partindo do grafo dirigido $G = (V, E)$, temos que χ é o conjunto de todas as rotas possíveis e $S(x)$ o somatório dos custos da rota $x \in \chi$. Cada rota pode ser representada por uma permutação de $(1, \dots, n)$. Assumindo a permutação de x para $x_1 = 1$ pode-se formular o TSP como:

$$\min_{x \in \chi} S(\mathbf{x}) = \min_{x \in \chi} \left(\sum_{i=1}^{n-1} c_{x_i, x_{i+1}} k_{x_i, x_{i+1}} + c_{x_n, 1} k_{x_n, 1} \right) \quad (6.18)$$

O número de elementos de χ depende do número de nós da rede ($|\chi| = (n - 1)!$) que pode ser grande muitas vezes.

Para aplicar o algoritmo CE de otimização combinatória na resolução do TSP, deve-se alterá-lo de modo a calcular o mínimo. Para tal há de se especificar a forma de geração das rotas aleatórias e da atualização dos parâmetros a cada iteração.

Primeiramente, define-se o conjunto de rotas que partem e terminam em 1 e como pode-se visitar a mesma cidade mais de uma vez a partir de:

$$\tilde{\chi} = \{(x_1, \dots, x_n) : x_1 = 1, x_i \in [1, \dots, n], i = [2, \dots, n]\} \quad (6.19)$$

Define-se então a função de custo como:

$$\tilde{S}(\mathbf{x}) = \begin{cases} S(\mathbf{x}), & x \in \chi \\ \infty, & \text{caso contrario} \end{cases} \quad (6.20)$$

A função objetivo pode ser representada matematicamente em:

$$\min_{\mathbf{x} \in \tilde{\chi}} \tilde{S}(\mathbf{x}) \quad (6.21)$$

Aplicando cadeias de *Markov* no grafo G para gerar uma rota $\mathbf{X} \in \tilde{\chi}$, definimos P como a matriz de transição de estados de tamanho $n \times n$, diagonal zero e p_{ij} positivos. Aplicando o logaritmo na FDP $f(\cdot; P)$ de \mathbf{X} tem-se:

$$\ln f(\mathbf{x}; P) = \sum_{r=1}^N \sum_{i,j} I_{\{x \in \tilde{\chi}_{ij}(r)\}} \ln p_{ij} \quad (6.22)$$

onde $\tilde{\chi}_{ij}(r)$ é o conjunto de todas as rotas de $\tilde{\chi}$ que a r -ésima transição é do nó i para o j .

As regras de atualização seguem a formulação do problema de estimação de eventos raros para $W = 1$, alterando $\{S(\mathbf{X}_i) \geq \gamma\}$ por $\{\tilde{S}(\mathbf{X}_i) \leq \gamma\}$ e que o somatório dos valores das linhas de P seja igual a 1 respeitando assim a Equação 6.3. Utilizando os multiplicadores de Lagrange μ_1, \dots, μ_n obtemos o problema de maximização como:

$$\max_P \min_{\mu} \left[\mathbb{E} I_{\{S(\mathbf{X}_i) \leq \gamma\}} \ln f(\mathbf{x}; P) + \sum_{i=1}^n \mu_i \left(\sum_{j=1}^n p_{ij} - 1 \right) \right] \quad (6.23)$$

Derivando a Equação 6.23 em relação a p_{ij} para todo $j = 1, \dots, n$ tem-se:

$$\frac{\mathbb{E} I_{\{S(\mathbf{X}_i) \leq \gamma\}} \sum_{i=1}^n I_{\{x \in \tilde{\chi}_{ij}(r)\}}}{p_{ij}} + \mu_i = 0 \quad (6.24)$$

Somando para todos os j tem-se:

$$\mathbb{E} I_{\{S(\mathbf{X}_i) \leq \gamma\}} \sum_{i=1}^n I_{\{x \in \tilde{\chi}_i(r)\}} = -\mu_i \quad (6.25)$$

onde $\tilde{\chi}_i(r)$ é o conjunto de todas as rotas de $\tilde{\chi}$ que a r -ésima transição começa no nó i . Logo o valor ótimo de p_{ij} é dado por:

$$p_{ij} = \frac{\mathbb{E} I_{\{S(\mathbf{X}_i) \leq \gamma\}} \sum_{i=1}^n I_{\{x \in \tilde{\chi}_{ij}(r)\}}}{\mathbb{E} I_{\{S(\mathbf{X}_i) \leq \gamma\}} \sum_{i=1}^n I_{\{x \in \tilde{\chi}_i(r)\}}} \quad (6.26)$$

Sendo o estimador correspondente dado em:

$$\hat{p}_{ij} = \frac{\sum_{r=1}^N I_{\{S(\mathbf{X}_i) \leq \gamma\}} \sum_{i=1}^n I_{\{x \in \tilde{\chi}_{ij}(r)\}}}{\sum_{r=1}^N I_{\{S(\mathbf{X}_i) \leq \gamma\}} \sum_{i=1}^n I_{\{x \in \tilde{\chi}_i(r)\}}} \quad (6.27)$$

A interpretação da atualização dos valores de p_{ij} consiste em pegar a fração de vezes que as transições de i para j ocorrem levando em consideração as rotas que são menores ou iguais a γ . Em resumo gera-se uma rota através de um processo Markoviano com matriz de transição P

atualizando os pesos de acordo com o estimador. Porém, na prática esse processo gera muitas subrotas e/ou caminhos inválidos ($\tilde{S}(\mathbf{X}) = \infty$).

Para evitar gerar permutações que criem caminhos inválidos, aplica-se o Algoritmo 7 no processo Markoviano.

Algoritmo 7: Algoritmo para evitar o aparecimento de subrotas

- 1 Define-se $P^{(1)} = P, X_1 = 1, k = 1$.
 - 2 Obtém-se $P^{(K+1)}$ a partir de $P^{(k)}$ forçando a X_{k-sima} coluna de $P^{(k)}$ nula e normalizando suas as linhas. Gera-se X_{k+1} a partir da distribuição formada pela X_{k-sima} linha de $P^{(k)}$.
 - 3 Se $k = n - 1$, parar, se não $k := k + 1$ e reitera-se do passo 2.
-

Feito isso, podemos reescrever o estimador da Equação 6.27 como abaixo:

$$\hat{p}_{ij} = \frac{\sum_{k=1}^N I_{\{S(\mathbf{x}_k) \leq \gamma\}} I_{\{\mathbf{x}_k \in \chi_{ij}\}}}{\sum_{k=1}^N I_{\{S(\mathbf{x}_k) \leq \gamma\}}} \quad (6.28)$$

onde χ_{ij} é o conjunto de todas as rotas nas quais as transições de i para j são feitas.

Para \tilde{P}_0 pode-se definir que todos os elementos fora da diagonal principal sejam iguais a $\frac{1}{n-1}$ com o critério de parada da matriz binarizada.

A resolução do problema do caixeiro viajante (TSP) garante ao site a aplicação da topologia em anel, ou seja, é garantido ao menos uma rota alternativa por ponto. Todavia, foi proposto um simples algoritmo para determinação de redundâncias uma vez que para poder avaliar melhor a tecnologia de ROMs com situações onde a capacidade de roteamento do equipamento, do ponto de vista de conexões por node, seja testada em seu limite. Para a ROM estipulada neste trabalho, as redundâncias (rotas) devem satisfazer os seguintes critérios:

- cada nó tenha ao menos uma redundância (TSP CE)
- m nodes devem ter três redundâncias e,
- além dos nodes afetados pelo critério anterior, n nodes devem conter ao menos duas redundâncias às soluções do TSP CE e TSP PL.

A escolha dos pontos baseou-se no critério de minimização da distância global. Para a escolha dos pontos com mais do que duas rotas, foi implementado o Algoritmo 8.

Tal metodologia garante que no somatório das duas rotas adicionais seja escolhido o node que resulta na menor distância c_{ij} combinada. Aplicando tal metodologia garantimos que sempre as menores rotas serão adicionadas.

Algoritmo 8: Algoritmo para definição de redundâncias na ROM.

- 1 Dado o grafo dirigido G e o G_{tsp} resultante da aplicação do TSP, atribui-se valor "infinito" à diagonal principal e as rotas em comum com G_{tsp} .
- 2 Ordena-se a matriz G horizontalmente da direita para a esquerda da menor para a maior distância.
- 3 O nó escolhido é então dado por:

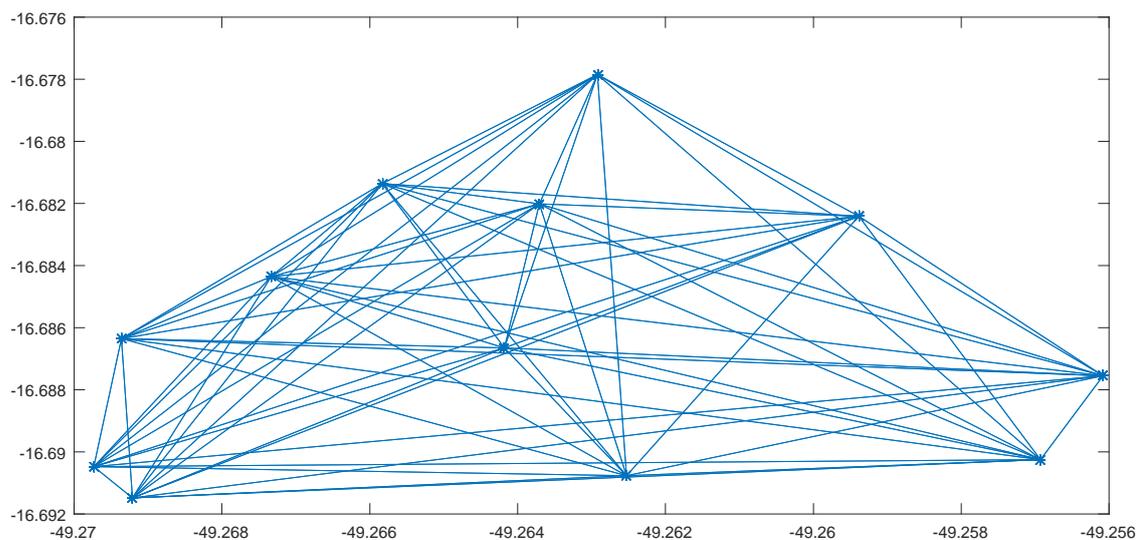
$$\text{sorted}\mathbf{G}_i = \underset{j}{\text{argsort}}(\mathbf{G}_i); \quad \text{node} = \underset{i}{\text{argmin}}(\sum_{j=1}^2 \mathbf{G}_{i,\text{sorted}G_{i,j}});$$
- 4 Recalcula-se a matriz G como no passo 1, porém atribui-se valor "infinito" às linhas e colunas correspondentes aos elementos que participam das novas rotas adicionadas.
- 5 Ordena-se a matriz G horizontalmente da direita para a esquerda da menor para a maior distância.
- 6 O node escolhido é então dado por:

$$\text{sorted}\mathbf{G}_i = \underset{n}{\text{argsort}}(\mathbf{G}_i); \quad \text{node} = \underset{i}{\text{argmin}}(\mathbf{G}_{i,\text{sorted}G_{i,j}});$$
- 7 Se o número de rotas adicionais for igual ao desejado pare, se não volte ao passo 4.

6.4.4 Estudo de Caso

A otimização das rotas da ROM foi tratada como um problema do caixeiro viajante com rotas redundantes que garantem mais de duas rotas para cada ponto. Foram utilizadas as técnicas TSP PL (Programação Linear) e TSP CE para encontrar um anel que ligasse todos os pontos e posteriormente aplicado um algoritmo baseado na minimização das distâncias para compor as rotas. O fator de desocupação foi de 100% para todas arestas. A Figura 59 mostra o conjunto de todas as rotas possíveis para cada religador.

Figura 59 – Representação do total de rotas do site do estudo de caso.

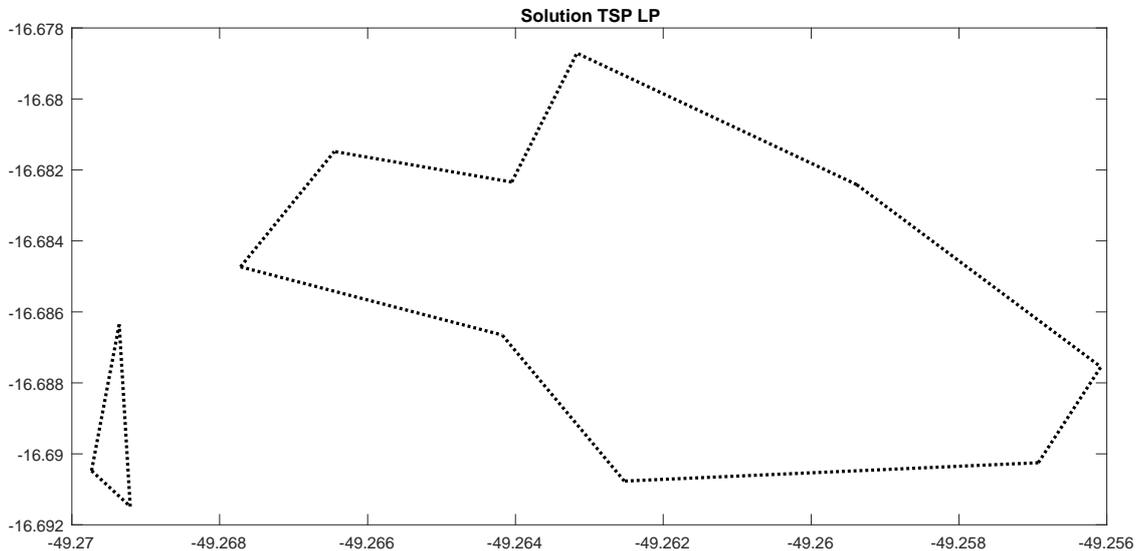


Na Figura 59 existe um total de 66 rotas o que resulta em um número de combinações da ordem de $11! = 39.916.800$, ou seja, o número de combinações tende ao infinito. Esse fato

reafirma a necessidade de uma técnica de otimização robusta para a resolução do problema. Para facilitar a aplicação do algoritmo e a interpretação dos resultados os nodes foram nomeados de 1 a 12.

Primeiramente foi aplicado o TSP LP utilizando a técnica *Branch-and-Bound* (PFERSCHY; STANĚK, 2016). Foi aplicada a formulação RRS para eliminação das subrotas de forma separada onde após encontrar um cenário com subrotas, é aplicada a restrição sucessivamente até que sejam eliminadas. A matriz de entrada é a matriz de pesos que representa o grafo dirigido. A_{eq} é uma matriz unitária com todas as rotas válidas e b_{eq} é igual a 2. A Figura 60 mostra o resultado da aplicação do TSP LP sem a aplicação da restrição de subrotas.

Figura 60 – Solução do TSP LP sem eliminação de subrotas.

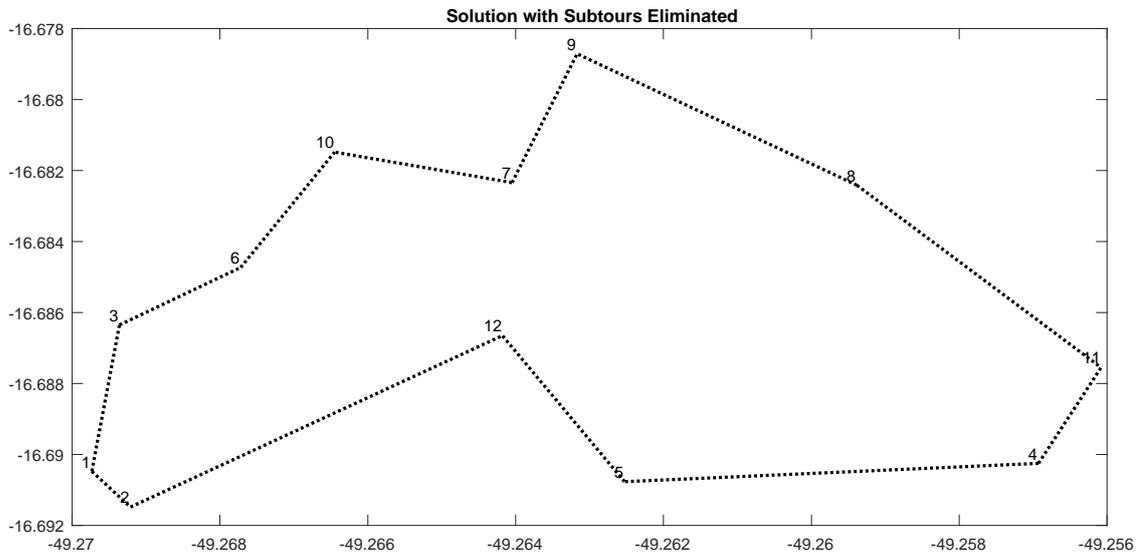


Podemos verificar pela Figura 60 que o algoritmo do TSP LP sem restrição de subrotas retornou o menor percurso passando pelos nós uma única vez, porém não retorna ao ponto de partida. Nessa configuração os nodes 1, 2 e 6 formam um *cluster* do ponto de vista da rede de comunicação, mas uma vez que esses pontos não estão agrupados fisicamente em um mesmo cluster, essa solução não é aceitável, haja visto que em *clusters* 2,5-2,5 a ausência de um único ponto compromete a possibilidade de *Self-Healing* em todo o *cluster* sendo desejável que religadores do mesmo *clusters* estejam cobertos pela mesma rede de fibra óptica. A Figura 61 mostra o resultado da otimização após a aplicação da restrição de subrotas.

A distância linear aproximada no cenário com subrotas é de 5.3930km enquanto que na versão sem subrotas é de 5.4041km. Esse fato mostra que quando não são definidas as restrições de subrotas o TSP encontra o menor caminho.

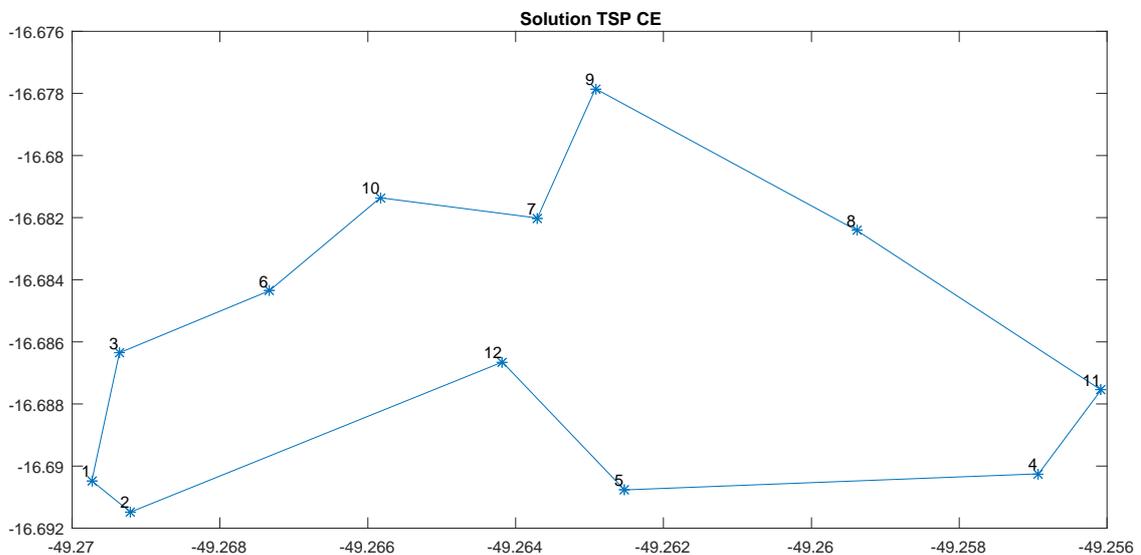
Para evitar a necessidade de executar o algoritmo do TSP até que as subrotas tenham sido eliminadas, foi proposta a utilização da técnica de *Cross Entropy* aplicada ao problema do TSP. O número de permutações de X foi definido como 100. A Figura 62 mostra o resultado da

Figura 61 – Solução do TSP LP sem subrotas.



otimização.

Figura 62 – Solução do TSP CE.



Pela análise da Figura 62, vemos que o algoritmo do TSP CE encontrou a mesma solução do TSP LP. Entretanto, não houve a necessidade de verificação de subrotas, uma vez que o algoritmo já considera a restrição de subrotas no processo Markoviano de construção da matriz de rotas. O número médio de iterações que o algoritmo TSP CE leva até satisfazer o critério de parada é da ordem de 10. A Tabela 10 e a Figura 63 mostram respectivamente o vetor com as rotas encontradas em cada iteração e a evolução da matriz P a cada iteração.

Como pode ser visualizado na Tabela 10, a partir da 4ª iteração chega-se à solução ótima mesmo ainda não tendo atingido o critério de parada, ou seja, apesar de o algoritmo TSP CE ter

Tabela 10 – Rotas estimadas pelo TSP CE ao longo das iterações

N° Int.	Rotas											
1	1	5	11	4	8	7	10	9	12	3	6	2
2	1	2	6	12	10	7	9	8	11	4	5	3
3	1	2	12	5	4	11	8	9	7	10	6	3
4	1	3	6	10	7	9	8	11	4	5	12	2
5	1	3	6	10	7	9	8	11	4	5	12	2
6	1	3	6	10	7	9	8	11	4	5	12	2
7	1	3	6	10	7	9	8	11	4	5	12	2
8	1	3	6	10	7	9	8	11	4	5	12	2

encontrado a melhor rota antes da última iteração, os valores da matriz de transição de estados, P , não eram binários sendo apenas atingido na 8ª iteração como pode ser visualizado na Figura 63.

A Tabela 11 mostra o tempo de processamento médio dentre 10 amostras para o Estudo de Caso utilizando TSP CE, TSP LP e TSP força bruta considerando diferentes números de nós.

Tabela 11 – Comparação do tempo de processamento do TSP

N° Nós	TSP CE (s)	TSP LP (s)	TSP Força Bruta (s)
3	3.67E-2	0.3100	9.4E-3
4	7.82E-2	0.2669	4.12E-3
5	9.35E-2	0.2696	1.10E-3
6	0.1254	0.3697	3.8E-3
7	0.1328	0.4292	2.14E-2
8	0.2099	0.4766	9.95E-2
9	0.2273	0.3831	0.6993
10	0.2725	0.4400	7.3261
11	0.3543	0.5201	80.24
12	0.5460	1.7753	925.2269

Como pode ser visualizado na Tabela 11, o algoritmo TSP CE apresentou os menores tempos de processamento para um número de nós maior do que 8. O TSP Força Bruta tem um comportamento $O(n!)$ para o tempo de processamento, que se mostra bem elevado comparado aos outros métodos quando o número de nós aumenta. Para o Estudo de Caso com 12 nós, obtivemos melhor resultado com o algoritmo TSP CE.

Após encontrada a melhor solução do TSP, foi aplicado o Algoritmo 8. O fluxograma do Algoritmo Proposto: TSP CE via Entropia Cruzada com Determinação de Redundâncias pode ser visualizado na Figura 64.

O resultado do algoritmo de determinação de redundâncias (rotas adicionais) pode ser visualizado na Tabela 12 para $m = 2$ e $n = 1$.

Pelos resultados da Tabela 12, o roteador óptico 12 foi o escolhido para possuir 4 rotas, uma entre o roteador óptico 6 e outra para o 3. Os roteadores ópticos escolhidos para apresentarem 3 rotas além das que já receberam no algoritmo TSP CE inicial por se conectar no

Tabela 12 – Redundâncias obtidas com o Algoritmo 8

Rotas de	Para
12	6
12	3
7	8
9	10

roteador óptico 12 são: o 7 e o 9. Estes por sua vez se conectam respectivamente ao 9 e 10. A Figura 65 ilustra o diagrama lógico aplicando todas as restrições propostas para a ROM.

6.4.5 Algoritmos Genéticos - AG

Nesta seção são apresentados conceitos relacionados com algoritmos genéticos, tais como a estrutura de um algoritmo genético (AG), os principais operadores genéticos e os parâmetros de controle levados em consideração no processo de evolução do algoritmo.

Algoritmos Genéticos (AG) tratam de uma implementação segundo a teoria da seleção natural de *Darwin*, onde, indivíduos mais aptos sobrevivem. Utilizam-se operadores de reprodução, cruzamento e mutação. São geradas novas populações a partir destas operações que, por meio da combinação de melhores soluções correntes, gradativamente são aprimoradas.

Os algoritmos genéticos têm sido mais comumente utilizados para solucionar problemas de otimização. Contudo, como nem todos os problemas podem ser resolvidos por essa técnica, é recomendável considerar as seguintes características do problema antes de utilizá-la (NARINO G., 2015):

- O espaço de busca deve estar delimitado dentro de um determinado intervalo;
- Deve ser possível definir uma função de avaliação que indique quão boa ou ruim é uma determinada resposta;
- As soluções deverão ser codificadas de uma maneira que seja relativamente simples de serem implementadas no computador

Os algoritmos genéticos diferem dos clássicos em muitos fatores, dentre os quais podem se descartar (RAJEEV; KRISHNAMOORTHY, 1992):

- a não exigência de conhecimento do problema específico para realização de busca de soluções;
- trabalham com variáveis de projeto codificadas, que são cadeias de comprimento finito. Essas cadeias representam cromossomos artificiais. Cada caractere na cadeia é um gene artificial. Os algoritmos genéticos processam sucessivas populações desses cromossomos artificiais em sucessivas gerações;

- usam simultaneamente uma população de pontos em contraste com a abordagem de um único ponto pelos métodos clássicos de otimização. Isso significa que, em um determinado momento, os algoritmos genéticos podem processar uma série de projetos;
- usam operadores aleatórios ao invés dos operadores determinísticos usuais. Os operadores aleatórios melhoram o processo de busca de uma forma de adaptação.

A principal tarefa de um algoritmo genético é buscar, de forma eficiente, em amostras do espaço de busca S , soluções que estejam de acordo com o objetivo do problema. Ao se lidar com espaços de busca grandes e complexos, o ótimo pode ser difícil de ser atingido e, neste caso, pode-se apenas esperar achar uma solução satisfatória. A Figura 66 ilustra o funcionamento de um algoritmo genético.

Dado um problema particular de busca, uma representação adequada deve ser selecionada para codificar possíveis soluções em estruturas de dados do tipo definido no conjunto S . Após a representação ser escolhida, um número n de potenciais soluções, também chamadas de indivíduos, é gerado aleatoriamente. Esses indivíduos passam então por duas etapas básicas: avaliação e operações genéticas.

Durante a avaliação, um número real, também chamado de aptidão, é associado a cada indivíduo. A aptidão do indivíduo mede o quanto ele é adequado para satisfazer à especificação de um problema particular. Após serem avaliados, as seguintes operações, ou operadores genéticos, são utilizados nos indivíduos: seleção, cruzamento e mutação. Depois de passarem por tais operadores, uma nova população é criada, formando assim a próxima geração.

A avaliação e os operadores genéticos são aplicados na próxima geração e o processo continua, até que um critério de parada seja satisfeito. Esse critério de parada pode ser um número máximo de gerações ou o alcance de uma solução adequada para o problema (SIMÃO, 2004).

Da teoria dos algoritmos genéticos extrai-se um conjunto de definições das quais podemos citar: Representação, Avaliação, Seleção, Cruzamento, Mutação, Elitismo e Parâmetros da Evolução.

A representação refere-se à forma como as soluções de um determinado problema são codificadas em uma estrutura de dados que possa ser processada. A solução de um problema pode ser representada por um conjunto de parâmetros, cada um desses parâmetros é representado por um gene. Esse gene pode ser um número real, inteiro ou binário. Um conjunto de genes de mesma representação forma um segmento e um conjunto de segmentos forma um indivíduo. Um conjunto de indivíduos com mesma estrutura forma uma população. Uma solução é formada pela interpretação de um indivíduo da população, em alguns casos, pode-se utilizar mais de um indivíduo para representar uma solução, no entanto, cada um dos indivíduos, que compõem a solução, deve pertencer a uma população diferente.

A avaliação é o processo de associar um valor de aptidão a cada indivíduo, selecionado pelo AG. A aptidão mede o desempenho de um indivíduo de acordo com a especificação de um problema. Em problemas mono-objetivo a função de avaliação dos indivíduos é normalmente encontrada de forma bem direta. Entretanto, quando um ou mais objetivos devem ser perseguidos pelo algoritmo deve-se ponderar o peso de cada objetivo e a avaliação dos indivíduos deve ser encontrada em forma de uma função.

O operador de seleção, baseado no valor da aptidão dos indivíduos, seleciona aqueles que farão parte da próxima geração. Com isto os cromossomos mais aptos (valor de aptidão maior), têm maior probabilidade de contribuir para a formação de um ou mais indivíduos da população seguinte.

O cruzamento ocorre após a seleção. Esse operador é aplicado de forma probabilística nos indivíduos. Dois indivíduos são selecionados aleatoriamente e, de acordo com uma probabilidade pré-definida (NARINO G., 2015), seu material genético é recombinado ou não.

O operador de mutação confere a troca aleatória do valor contido nos genes de um cromossomo por outro valor válido. No caso de se utilizar um gene binário, troca-se seu valor de 0 para 1 e vice-versa. Utiliza-se uma taxa de mutação que, para cada gene do segmento, sorteia-se se ocorrerá ou não a mutação; no caso de ocorrência, o gene será trocado por outro valor válido aleatório.

Ao se implementar um sistema que utilize Algoritmos Genéticos existem uma séries de parâmetros e taxas que devem ser configuradas para o correto funcionamento do sistema e a convergência ao ótimo global no menor tempo possível. Podemos destacar: o tamanho da população, a taxa de cruzamento, a taxa de mutação, o intervalo de geração, o número de gerações, e a taxa de semeadura (MESSER, 2009).

6.4.6 AG Proposto para Otimização de ROM Baseado em Distâncias

Nesta seção, aplicaremos um algoritmo genético para resolver o problema do Caixeiro Viajante (TSP) para o caso real do projeto de rede óptica para automação da rede de energia. A aplicação do TSP garante ao site a aplicação da topologia em anel, ou seja, é garantido ao menos uma rota alternativa por ponto.

Consideramos os seguintes parâmetros para o algoritmo genético:

- Número de nós (roteadores ópticos) igual a 12;
- Tamanho da população igual a 3000;
- Número de gerações igual a 200;
- Probabilidade de mutação igual a 0.02.

A Figura 67 mostra o resultado obtido com o algoritmo genético.

Pode-se observar que é um resultado idêntico ao que se obteve anteriormente com o algoritmo baseado em Entropia Cruzada. Assim, confirmamos que o algoritmo genético encontrou a solução ótima para o problema TSP. A Figura 68 mostra a diminuição do custo (distância) encontrada a cada geração do algoritmo genético.

Pode-se observar que a partir da geração 200 já não há uma diminuição do valor do custo. De fato, neste ponto o algoritmo genético encontrou a solução ótima para o TSP.

Após ter encontrado o anel que interliga todos os roteadores de forma a minimizar o custo em termos de comprimento de fibra a ser lançada, partimos para a avaliação de inserção de redundâncias. Para tal, propomos o seguinte algoritmo.

Algoritmo 9: Algoritmo CE para otimização combinatória

- 1 Executar Algoritmo Genético para Encontrar Anel (solução do TSP);
 - 2 Para cada nó, encontrar os nós mais próximos utilizando o algoritmo Floyd-Warshall;
 - 3 Acrescentar ligações/enlaces de fibra entre nós mais próximos até atender ao requisito mínimo de redundâncias exigidas;
 - 4 Caso um nó já tenha o número de redundâncias exigidas, não acrescentar redundância para este nó.
-

A Figura 69 mostra o resultado do Algoritmo Proposto para o cenário de 12 roteadores e 3 enlaces para cada um deles.

A solução da Figura 65 requer um total de 5,4221 km de fibra enquanto a solução da Figura 69 requer um total de 5,4357 km. Gasta-se um pouco mais de fibra com a solução da Figura 69, entretanto, esta solução pode ser mais equilibrada por garantir um número de redundâncias igual para todos os nós. Para respondermos se de fato, esta seria uma solução mais equilibrada precisamos levar em consideração a necessidades de redundância de cada nó, ou seja, avaliarmos quais redundâncias provocam maior aumento da confiabilidade. A Tabela 13 ilustra o comparativo dos tempos de processamento médio entre os algoritmos de resolução do TSP: TSP CE, TSP PL e TSP AG. Foram analisadas situações de 4 e 12 nós na rede considerando 10 amostras de simulação. Para o TSP AG foi considerado como critério de parada o término de 200 gerações.

Tabela 13 – Comparativo de tempo de execução entre os Algoritmos de Resolução do TSP: TSP CE, TSP PL e TSP AG

Número de Nós	Algoritmo de Resolução do TSP	Tempo de Execução Médio
4	TSP CE	7.82E-2
	TSP PL	0.2669
	TSP AG	9.6110
12	TSP CE	0.5460
	TSP PLB	1.7753
	TSP AG	16.4550

Como pode-se observar na Tabela 13 o algoritmo TSP CE apresentou os menores tempos de execução seguido pelo TSP PL e TSP AG respectivamente. Todavia, destaca-se que o TSP AG pode encontrar a solução ótima antes de atingido o critério de parada, portanto, uma das causas do tempo de processamento maior do que os demais.

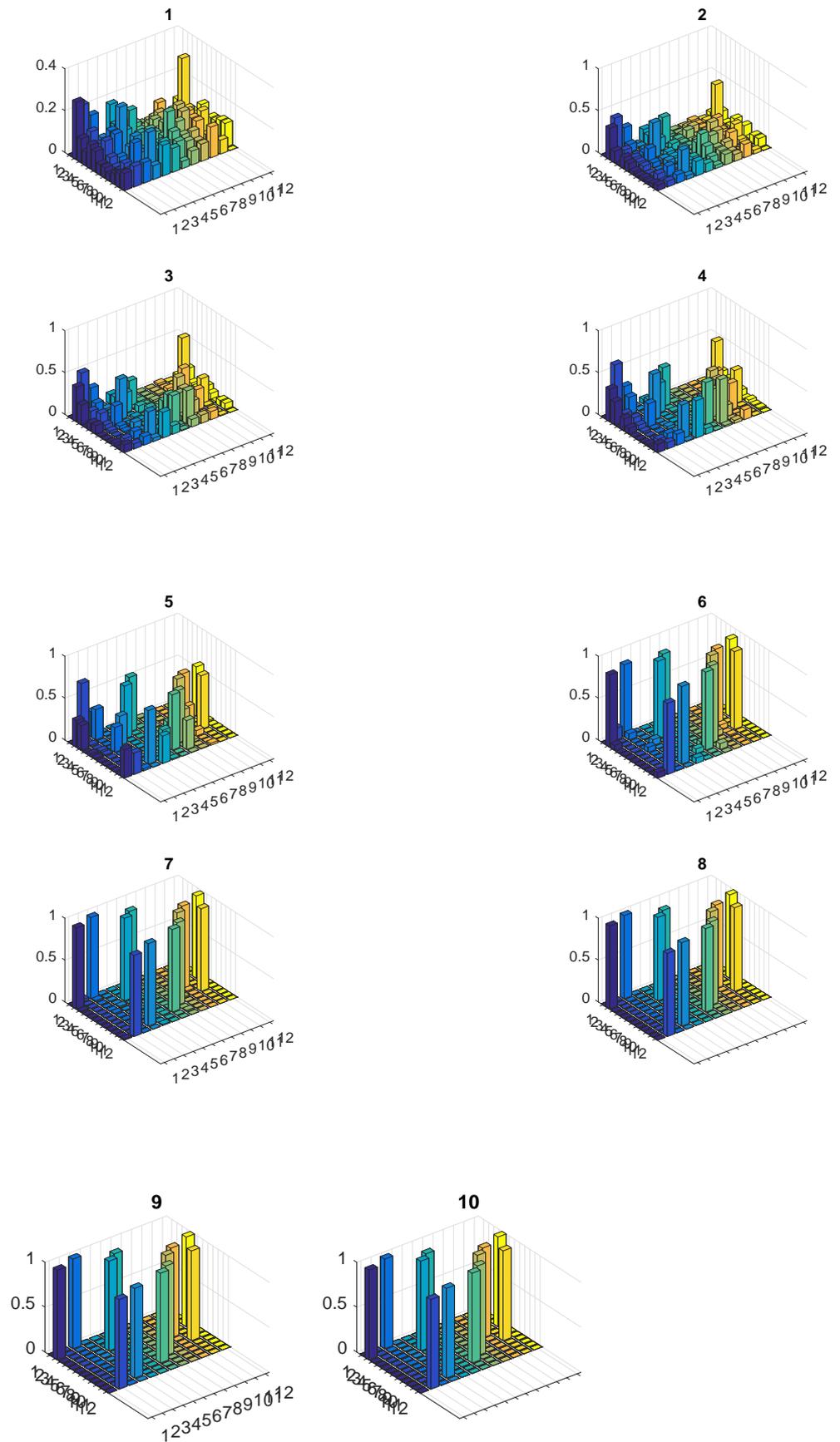
Figura 63 – Evolução dos pesos da matriz P ao longo de cada iteração.

Figura 64 – Algoritmo Proposto: TSP via Entropia Cruzada com Determinação de Redundâncias:

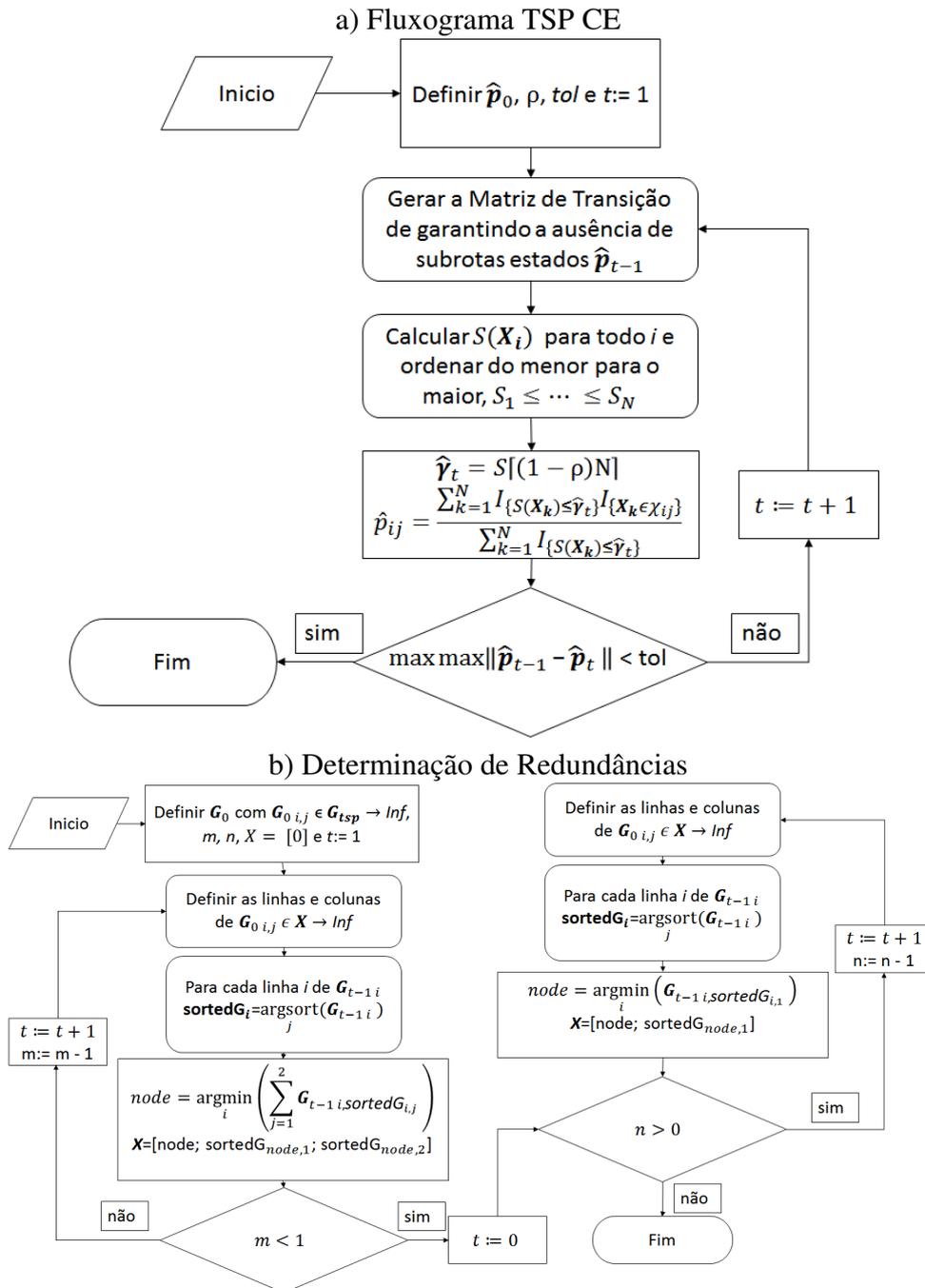


Figura 65 – Diagrama lógico da ROM.

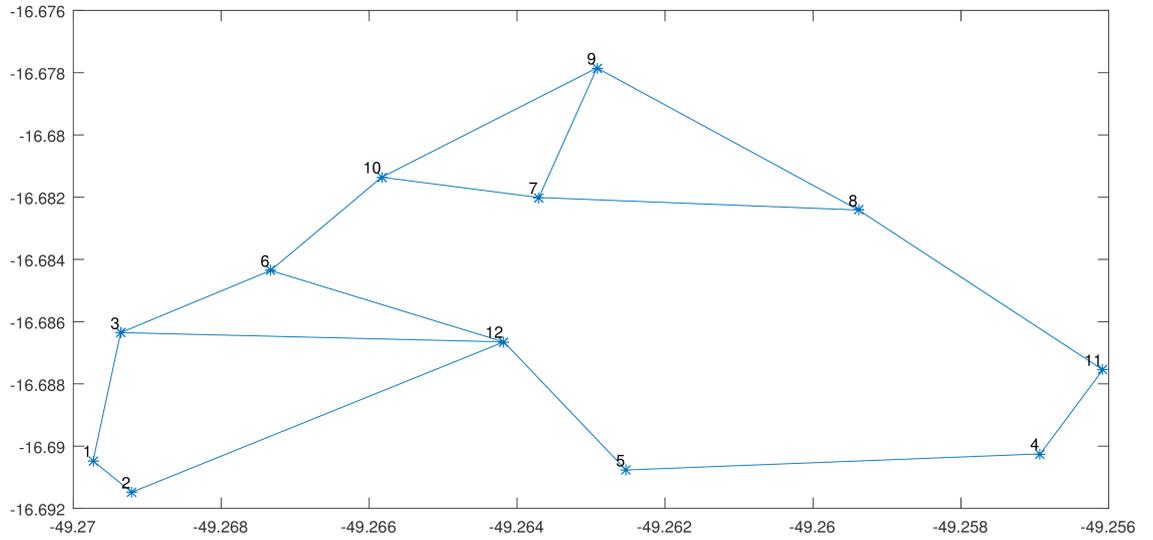
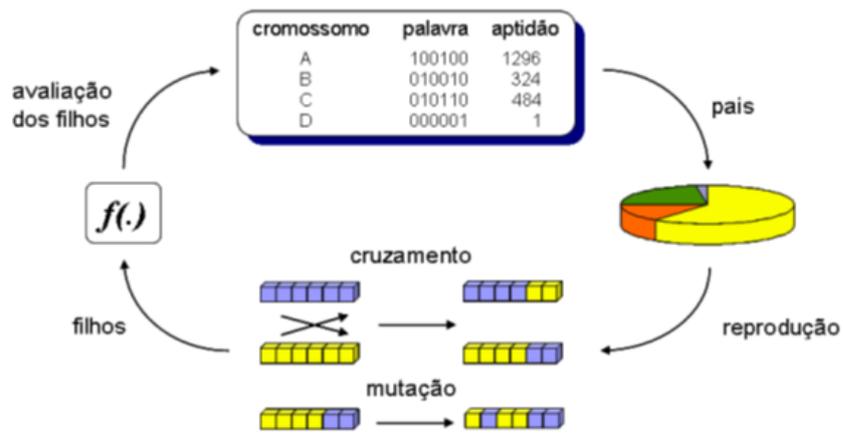


Figura 66 – Algoritmo Genético.



Fonte: MESSER (2009).

Figura 67 – Anel obtido pelo Algoritmo Genético para Solucionar o Problema TSP.

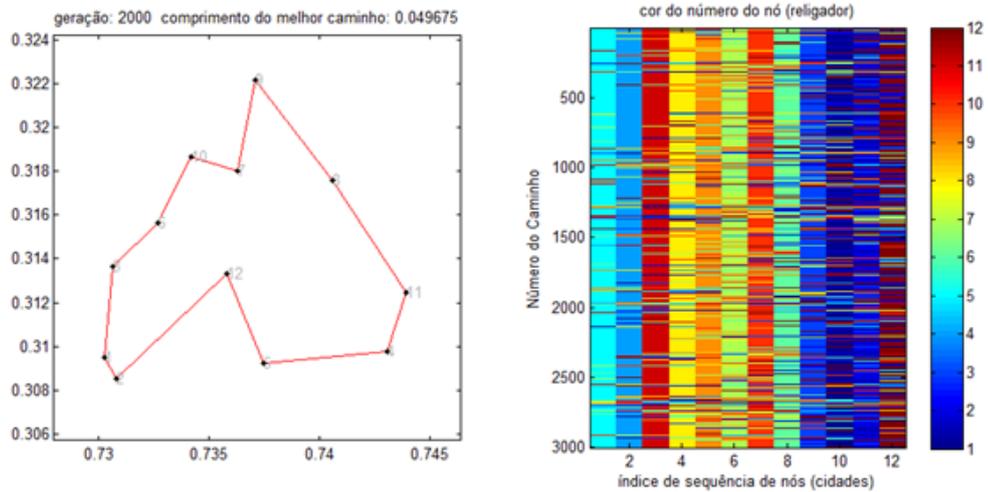


Figura 68 – Distância da Melhor Rota obtida como Solução do TSP a cada Geração do Algoritmo Genético.

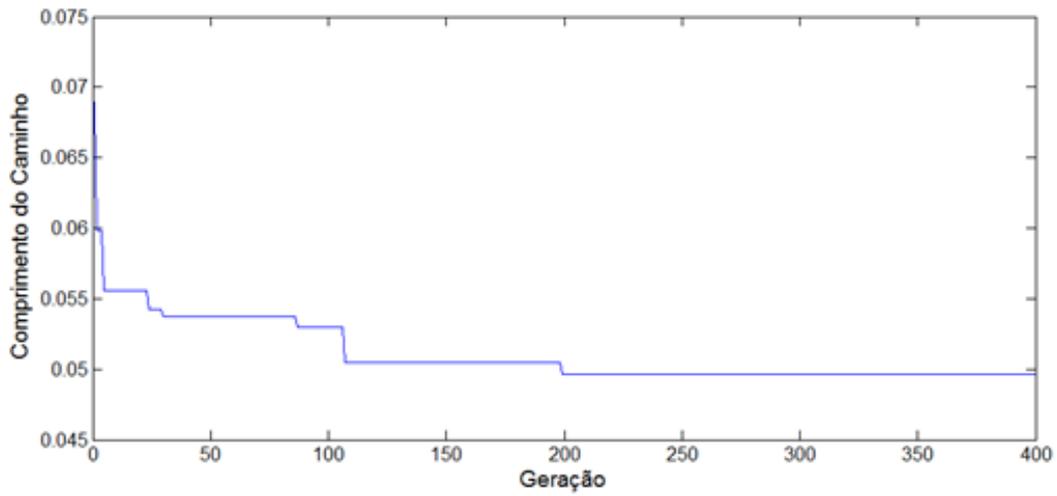
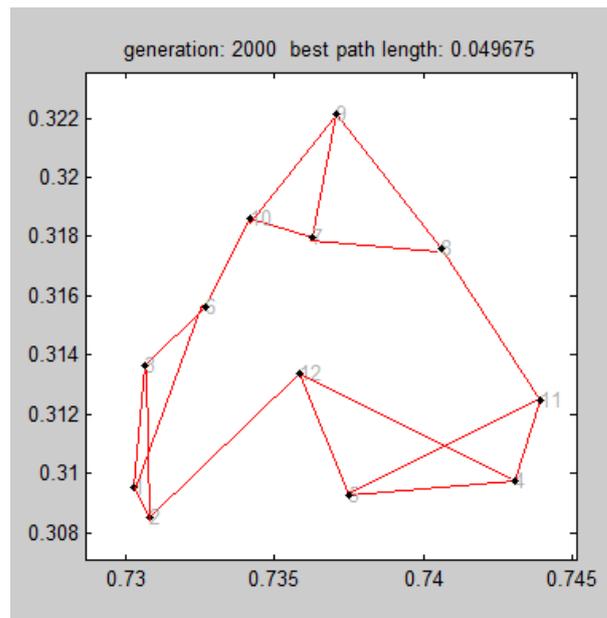


Figura 69 – Solução encontrada considerando 3 enlaces por roteador



DIMENSIONAMENTO DE REDE ÓPTICA EM MALHA CONSIDERANDO CONFIABILIDADE

A confiabilidade de redes de comunicação é afetada por sua dinâmica. Neste contexto, o conhecimento do relacionamento entre as falhas e parâmetros relacionados à comunicação é importante. Neste capítulo são abordados os conceitos de confiabilidade de redes. São aplicadas heurísticas visando a maximização da confiabilidade de ROMs dentro do conceito de sistemas de *Self-Healing*. São avaliadas técnicas de otimização mono e multi-objetivo baseadas da solução do problema do caixeiro viajante considerando a distância linear entre os nós da rede. Um estudo de caso é apresentado envolvendo os *clusters* do piloto de P&D 368.

7.1 Confiabilidade de Redes

A confiabilidade é a medida estatística de um determinado sistema desempenhar as funções para as quais ele foi designado, em condições específicas durante um intervalo de tempo pré-determinado (RANDELL; LEE; TRELEAVEN, 1978). Para caracterização da confiabilidade, são utilizadas medidas que são normalmente determinadas estatisticamente através da observação do comportamento dos componentes e dispositivos (WATTANAPONGSKORN; COIT, 2007).

A disponibilidade é a capacidade de um sistema poder desempenhar as funcionalidades para as quais foi designado em condições de uso e intervalo de tempo definidos, tendo em vista sua confiabilidade e o suporte às manutenções previstas do sistema (AVIZIENIS *et al.*, 2004). A manutenção é um aspecto muito importante para disponibilidade do sistema, pois pode restaurar condições originais de funcionamento (ASCHER; FEINGOLD, 1984). Em sistemas onde procedimentos de manutenção não são empregados, como por exemplo, aplicações em satélites, não é aplicado o conceito de disponibilidade, mas se busca ter alta confiabilidade tendo em vista o alto valor agregado.

A Estabilidade para uma rede de comunicação pode ser definida como o percentual de transmissões recebidas com sucesso em um determinado caminho, ou seja, um valor abaixo de 100% indica que houve necessidade de retransmissão de pacotes.

Sendo a confiabilidade a probabilidade de um item atender sua função de forma adequada, durante um dado intervalo de tempo, sob condições especificadas. A medida deste atributo representa a probabilidade de o sistema não falhar durante um tempo t . Este conceito pode ser expresso por uma função densidade de probabilidade de falha $f(t)$ e/ou por uma função de distribuição acumulada ou função acumulada de probabilidade de falha $F(t)$.

A função acumulada de probabilidade de falha $F(t)$, ou simplesmente probabilidade de falha, é uma medida de probabilidade de falha definida em um período, cuja representação pode ser em medida de tempo, ciclos, distância entre outros. No entanto, geralmente se deseja avaliar a probabilidade de sobrevivência do sistema durante um determinado período. Sendo assim, a medida de interesse é o complemento da probabilidade de falha do sistema, ou seja, o complemento da função acumulada de probabilidade de falha, chamada de função confiabilidade do sistema (ou confiabilidade) que pode ser expressa por (EBELING, 2009):

$$R(t) = 1 - F(t) \quad (7.1)$$

A derivada da função acumulada de probabilidade de falha $F(t)$ gera a função densidade de probabilidade de falha $f(t)$, onde:

$$f(t) = \frac{dF(t)}{dt} = -\frac{dR(t)}{dt} \quad (7.2)$$

Considerando-se a taxa de falha constante, λ , obtém-se a seguinte equação para a Confiabilidade

$$R(t) = e^{-\lambda t} \quad (7.3)$$

A variação da taxa de falha durante o ciclo de vida depende das características do item que está sendo analisado.

7.2 Modelagem da Confiabilidade da Rede

Geralmente a análise da confiabilidade em sistemas se dá por meio da decomposição de sistemas complexos em menos complexos, onde a granulometria depende da profundidade da análise e também da disponibilidade de dados dos componentes do sistema. Uma vez que os dados de falha e de operação de um dispositivo ou de um conjunto deles sejam conhecidos, é possível calcular a confiabilidade do sistema.

A análise de confiabilidade em sistemas complexos pode ser realizada a partir de módulos, o que facilita a identificação dos componentes e suas relações no sistema. Em (BLISCHKE; MURTHY, 2000), esta modularização pode estar estruturada em níveis, sendo que cada nível pode apresentar vários módulos.

Na prática um sistema é frequentemente representado como uma rede composta por componentes conectados em série, paralelo, compondo malhas ou uma combinação dessas interligações (BILLINTON; ALLAN, 1992). No entanto, é importante salientar que o modelo de confiabilidade pode não seguir necessariamente a mesma estrutura física do sistema. Os componentes, em um grupo, são ditos em série do ponto de vista da confiabilidade conforme mostra a Figura 70, se todos os componentes devem funcionar para o sucesso do sistema, ou seja, basta apenas um componente falhar para todo sistema falhar. Para sistemas em série, onde os n componentes são independentes, pode-se definir a confiabilidade conforme a seguinte equação:

$$R = \prod_{i=1}^n c_i \quad (7.4)$$

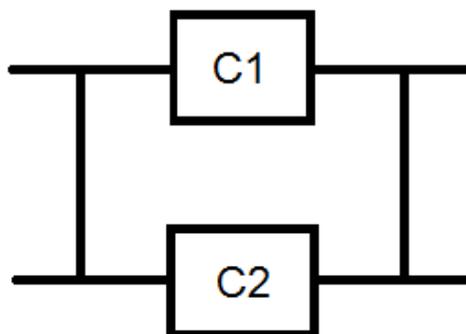
onde c_i é a confiabilidade do elemento i

Figura 70 – Modelo de confiabilidade para componentes arranjados em série.



Os componentes, em um grupo, são ditos em paralelo, se necessitar de apenas um componente funcionando para o sucesso do sistema, isto é, todos devem falhar para o sistema falhar como ilustrado na Figura 71.

Figura 71 – Modelo de confiabilidade para componentes arranjados em paralelo.



A expressão geral para a confiabilidade de n componentes independentes para este caso

é definida como:

$$R = 1 - \prod_{i=1}^n (1 - c_i) \quad (7.5)$$

Além dos modelos de confiabilidade em série e em paralelo, também existem os chamados modelos complexos. Esses modelos podem ser reduzidos em várias combinações de submodelos em série e em paralelo, ou aproximações usando-se análises especiais. Para facilitar a análise de sistemas complexos, com o propósito de identificar falhas potenciais, pode-se utilizar os métodos do grupo mínimo de corte.

7.3 Algoritmos para Estimação de Confiabilidade

A confiabilidade global da rede é definida como a probabilidade de que exista pelo menos um caminho entre cada par de nós na rede. Esta medida é obtida como a probabilidade de que exista pelo menos uma árvore na rede. A abordagem é simples, todavia para as redes com mais do que algumas árvores se torna uma tarefa que demanda tempo e processamento computacional elevados. Na maioria dos casos, os métodos de otimização requerem avaliação exata ou uma estimativa da confiabilidade da rede para se fazer a classificação das redes candidatas.

Como exemplo citamos (WILKOV, 1972) onde são propostos métodos de aproximações para a confiabilidade geral da rede quando as ligações têm probabilidades de sucesso iguais e (FRANK, 1969) onde propõe-se um procedimento heurístico para a obtenção de uma aproximação da confiabilidade geral de redes com links tendo probabilidades diferentes de falha.

Métodos para determinação exata da confiabilidade, tais como abordagem paramétrica (BANERJEE; RAJAMANI; DESHPANDE, 1976), e programação dinâmica (BURTON; HOWARD, 1969) foram desenvolvidos nas décadas de 1960 e 1970. No entanto, esses métodos são restritos a redes com um número pequeno de nós. Técnicas de minimização irrestrita sequenciais (HWANG *et al.*, 1975) foram também desenvolvidos, mas são soluções não-inteiras, e portanto, não podem garantir soluções ótimas. Para problemas maiores, diferentes abordagens baseadas em simulação têm sido propostas nos últimos anos, tais como o método de Entropia-Cruzada (NARIAI; HUI; KROESE, 2005), Algoritmos Genéticos (MARSEGUERRA *et al.*, 2005), *Simulated Annealing* (RAVI; MURTY; REDDY, 1997) e Busca Tabu (KOH; LEE, 1995).

Algumas outras abordagens são baseadas em simulação Monte Carlo. Em (HUI, 2007) e (ELPERIN; GERTSBAKH; LOMONOSOV, 1991) é apresentada uma proposta para determinação da confiabilidade através do método Processo Construção (PC). Em (SAMANIEGO, 2007) apresenta-se um método para estimação da confiabilidade utilizando o Parâmetro de Robustez.

7.3.1 Método baseado no Parâmetro de Robustez

Seja uma rede (sistema) com N nós e L enlaces onde entre quaisquer dois componentes, pode haver 1 ou nenhuma ligação entre os nós. Assumindo-se que todos os enlaces da rede têm a mesma confiabilidade, ρ , que é a probabilidade do enlace funcionar (e $q = 1 - \rho$ é a probabilidade que o enlace ser interrompido). Este ρ é chamado de parâmetro de robustez.

O sucesso do sistema em termos de confiabilidade implica que para cada par de componentes (nós) haja pelo menos um caminho os interligando. A confiabilidade do sistema é, portanto, a probabilidade de sucesso R do funcionamento do sistema para um parâmetro de robustez ρ . Em gerais, a confiabilidade da rede é a probabilidade de que a rede esteja conectada, ou seja, cada nó pode se comunicar com qualquer outro nó. Esta descrição de confiabilidade da rede, é chamado de confiabilidade “Todos terminais” (do inglês - *All Terminals*). Há outras medidas de confiabilidade, como a confiabilidade “Dois-Terminais”, ou a confiabilidade baseada em taxa de ataque (KHORRAMZADEH *et al.*, 2015).

Dentro do contexto de confiabilidade “Todos os Terminais”, o problema de otimização da confiabilidade de uma rede é equivalente a: dados N nós e L enlaces, encontrar topologia/configuração mais confiável. Considerando uma rede com enlaces não direcionados e não ponderados entre os nós, podemos descrever a topologia da rede usando uma matriz de adjacência A . Inicialmente, todos os nós da rede são rotulados de 1 a N e a matriz de adjacência A de uma rede com N nós é uma matriz $N \times N$ com a entrada $A_{ij} = 1$ se o nó i para o nó j estão ligados por um enlace, e $A_{ij} = 0$ caso contrário. Esta representação matricial é útil na avaliação da confiabilidade da rede quando incorporamos o parâmetro de robustez.

A fim de avaliar a confiabilidade da rede utilizando a matriz de adjacências A e parâmetro de robustez ρ , introduz-se uma matriz aleatória A_{rand} no algoritmo 10 para calcular a confiabilidade $R(N, L, p)$ de A usando técnicas de Monte Carlo (HUI, 2007).

No algoritmo 10 é necessário verificar se a matriz A_{rand} gerada aleatoriamente é **conectada**. O elemento $A_{rand}^n(i, j)$ é o número de caminhos de comprimento n interligando o nó i ao nó j . Assim, quando o elemento $A_{rand}^n(i, j)$ for igual a zero, não existe um caminho de comprimento n interligando os nós i e j .

Se os nós i e j não estão conectados por nenhum caminho de comprimento $n | n = 1, 2, \dots, N$, então podemos dizer que do nó i para o nó j não há um caminho conectado (do inglês - *path-connected*). Matematicamente, significa que, quando o elemento de $A_{rand}^k(i, j)$ do somatório de A_{rand}^k para k de 1 até N for zero, o nó i e o nó j não são conectados por nenhum caminho. O número de caminhos entre o nó i para o nodo j é dado pela entrada ij da seguinte matriz A_{path} :

$$A_{path} = \sum_{k=1}^N A^k = (I - A^{N+1})(I - A)^{-1} \quad (7.6)$$

Algoritmo 10: Cálculo de Confiabilidade da Rede dada uma Matriz de Adjacência A e parâmetro de robustez ρ

Input: Matriz de Adjacência A

Input: número de experimentos n_{exp}

Output: Estimador da confiabilidade R

```

1  $n_{success} \leftarrow 0$ ;
2 repeat
3   Seja  $A_{rand}$  uma matriz aleatória  $N \times N$  com valores entre  $[0,1]$ .
4   if  $A_{rand}(i, j) < \rho$  and  $A_{rand}(i, j) > 0$  then
5      $A_{rand}(i, j) \leftarrow 1$ 
6   else
7      $A_{rand}(i, j) \leftarrow 0$ 
8   if  $A_{rand}$  é conectada then
9      $n_{success} \leftarrow n_{success} + 1$ 
10   $n \leftarrow n + 1$ 
11 until  $n \leq n_{exp}$ ;
12  $R \leftarrow \frac{n_{success}}{n_{exp}}$ 

```

onde I é a matriz identidade $N \times N$.

Para verificar se uma rede é conectada utilizamos o algoritmo 11

Algoritmo 11: Algoritmo para verificação da conexão da matriz de adjacência

Input: Matriz de Adjacência A_{rand}

```

1 if  $(I - A_{rand})$  for não singular then
2    $A_{path} \leftarrow (I - A_{rand}^{N+1})(I - A_{rand})^{-1}$ 
3 else
4    $A_{path} \leftarrow \sum_{k=1}^N A_{rand}^k$ 
5 if  $A_{path}(i, j) \neq 0 \mid 1 \leq i \leq N; 1 \leq j \leq N$ ; then
6    $A_{rand} \leftarrow$  conectada
7 else
8    $A_{rand} \leftarrow$  desconectada

```

De posse do algoritmo 11 para verificar se a matriz A_{rand} é conecta, pode-se concluir todas as etapas do algoritmo 10 e estimar a confiabilidade da rede.

7.3.2 Método Processo Contrução - PC

No método PC cada aresta e de um grafo $G = (V, E)$ possui uma taxa de repara λ_e . Isto é, o tempo de reparo da aresta e é exponencialmente distribuído com média $1/\lambda_e$. Admiti-se que todas arestas falharam no instante $t = 0$ e que os tempos de reparos das mesmas são independentes entre si. O estado de e no instante t é denotado por $X_e(t)$ e o estado do conjunto de

arestas E no instante t é dado por $X(t)$. Podemos então dizer que $X(t)$ é um processo de *Markov* com espaço de estados $0, 1^m$ (BHARUCHA-REID, 2012). Este processo é chamado de PC.

Para cada permutação $\pi = (e_1, e_1, \dots, e_m)$ do espaço de permutações de E , calcula-se (HUI, 2007).

$$\lambda(E_i) = \sum_{e \in E_i} \lambda_e \quad (7.7)$$

Pode-se mostrar que um estimador para a confiabilidade é dado por (HUI, 2007) e (ELPERIN; GERTSBAKH; LOMONOSOV, 1991):

$$\bar{r} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N g(\pi) = 1 - \underset{0 \leq i < b(\pi)}{\text{conv}} \{1 - e^{-\lambda(E_i)t}\} \quad (7.8)$$

onde $b(\pi)$ é o número crítico de π , ou seja, indica a quantidade mínima de arestas para a rede estar operacional. Segundo (ELPERIN; GERTSBAKH; LOMONOSOV, 1991) $b(\pi)$ pode ser obtido através de um algoritmo de árvore geradora mínima como o de *Kruskal*.

O Algoritmo de Monte Carlo para Estimação da Confiabilidade utilizando o método PC pode ser visualizado em Algoritmo 12.

Algoritmo 12: Algoritmo de Monte Carlo para Estimação de Confiabilidade utilizando o método PC

- 1 Gerar N permutações $\omega_j | 1 \leq j \leq N$
 - 2 Para cada j determinar $b(\pi)$ ou seja, $b(\omega_j)$ usando um algoritmo de determinação de árvore geradora mínima
 - 3 Calcular $\lambda(E_i)$ utilizando a Equação 7.7
 - 4 Calcular a estimativa da confiabilidade \bar{r} utilizando a Equação 7.8
-

A confiabilidade da rede é então estimada utilizando a média das N permutações da matriz de ω . Para ilustrar aplicação do algoritmo de estimativa da confiabilidade utilizando simulação Monte Carlo tomemos o grafo orientado de 4 arestas e pesos especificados na Figura 72.

Ao aplicar o algoritmo de Prim para determinação da árvore geradora mínima ao grafo da Figura 72 obtém-se a árvore da Figura 73.

A confiabilidade obtida para esta rede foi de 0.2093 com N igual a 1000. Como exemplo, vamos alterar apenas a taxa de reparo da aresta que interliga os Nodes 2 e 3 para 0.9, a fim de obter uma rede menos confiável. A árvore geradora mínima dessa nova rede menos confiável é apresentada na Figura 74.

Como era de se esperar, utilizando o algoritmo de estimação de confiabilidade, obteve-se para a árvore da Figura 74 um valor de confiabilidade de 0.1215, valor este menor do que para o primeiro caso.

Figura 72 – Grafo orientado para estimativa da confiabilidade utilizando simulação Monte Carlo.

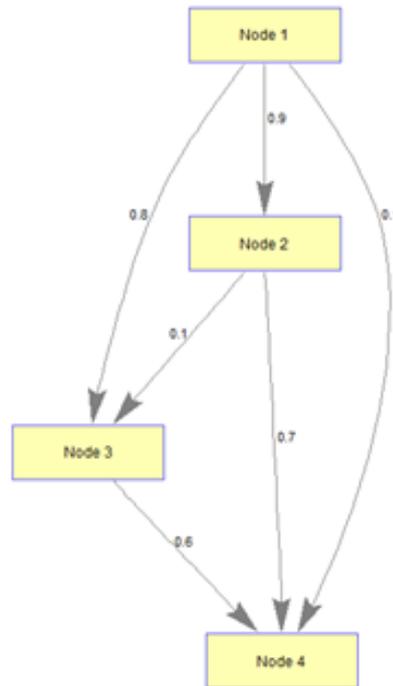
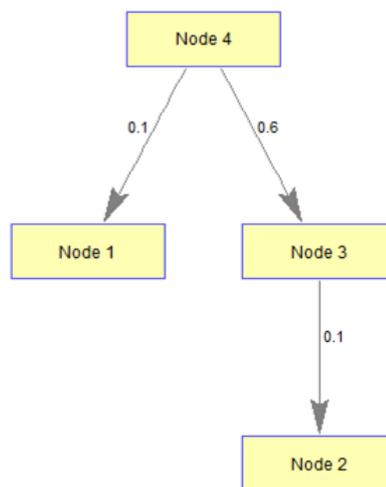


Figura 73 – Árvore geradora mínima de 72.

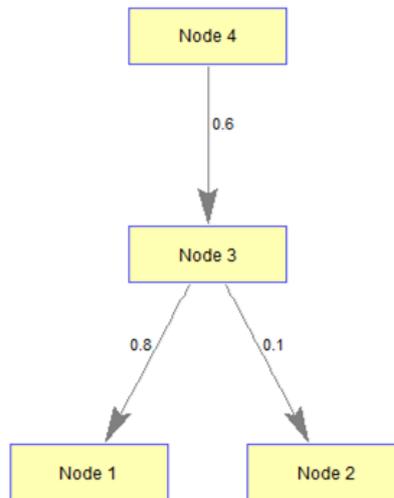


7.3.3 Algoritmo para Estimação de Confiabilidade Considerando Diferentes Probabilidades de Falha de Enlace

O método para estimação de confiabilidade considerando diferentes probabilidades de falha de enlace é composto de 3 fases (KIM; CASE; GHARE, 1972):

- A **Fase 1** envolve a redução de todo o sistema a um sistema que não seja nem série nem

Figura 74 – Árvore geradora mínima de 72 modificada.



paralelo

- Na **Fase 2** o algoritmo enumera os possíveis caminhos a partir da fonte para o destino no grafo
- Na **Fase 3** calcula-se a confiabilidade do sistema com base na informação de caminho obtida na **Fase 2**.

Na **Fase 1** deseja-se substituir cada conjunto de componentes em série, paralelo ou em série-paralelo em um único componente representando a confiabilidade de todo o sistema. Isto pode ser obtido aplicando-se repetidamente as Equações 7.4 e 7.5. Aplicações sucessivas dessas duas equações resultam em um sistema equivalente irreduzível.

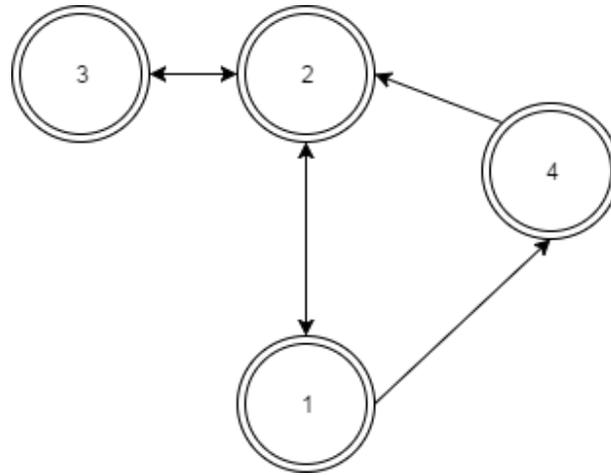
A **Fase 2** tem por objetivo enumerar todos os conjuntos de caminhos a partir da fonte para o destino. Diferentemente de (KIM; CASE; GHARE, 1972), é proposto a utilização do algoritmo de Yen (YEN, 1970) a fim de encontrar os k melhores caminhos.

Na **Fase 3** calcula-se a confiabilidade do sistema usando o conjunto de caminhos obtidos na **Fase 2**. Assim, obtém-se um cálculo de confiabilidade exata ao invés de um limitante ou de uma aproximação.

Para ilustrar o funcionamento do algoritmo proposto considera-se a rede da Figura 75 com os nós de origem e destino iguais a 1 e 3 respectivamente.

Para a rede da Figura 75 a matriz de adjacências e a matriz de probabilidade de falha dos

Figura 75 – Exemplo de rede para ilustrar o cálculo da confiabilidade com diferentes probabilidades de falha nos enlaces.



enlaces são dadas respectivamente por:

$$A = \begin{bmatrix} - & 1 & - & 1 \\ 1 & - & 1 & 1 \\ - & 1 & - & - \\ - & 1 & - & - \end{bmatrix} \quad (7.9)$$

$$A = \begin{bmatrix} - & .9 & - & .7 \\ .9 & - & .9 & .8 \\ - & .9 & - & - \\ - & .8 & - & - \end{bmatrix} \quad (7.10)$$

A aplicação do algoritmo de Yen resulta nos caminhos 1 – 2 – 3 e 1 – 4 – 2 – 3. A partir dos caminhos obtidos na Fase 2 obtém-se a confiabilidade da rede como:

$$R = [1 - (1 - p_{12}p_{23})(1 - p_{14}p_{42}p_{23})] \quad (7.11)$$

onde p_{ij} é a probabilidade de falha do enlace ij .

Considerando que a rede apresente as probabilidades de sucessos dos enlaces como na Equação 7.10, o valor de confiabilidade da rede é de 0.9058. Alterando o valor da probabilidade de sucesso p_{12} para 0.7, temos que o valor da confiabilidade da rede (entre o nó 1 e 3) é de 0.8165.

7.4 Aplicação dos Algoritmos de Estimação da Confiabilidade para ROM do piloto

A *priori* não se dispõe de indicadores sobre a taxa de reparo da rede de fibra óptica no site do Piloto de *Self-Healing* haja visto que a mesma não dispõe de infraestrutura de fibra na região. Todavia foi levantado no Capítulo 4 os indicadores de continuidade, mais precisamente do DEC. Este indicador pode ser encarado como a taxa de reparo λ_e para as redes de distribuição de energia. Propomos inserir no algoritmo de estimação de confiabilidade informações sobre DEC da rede de energia dos trechos a serem atendidos pela rede de fibra.

Para poder correlacionar os valores de DEC com os *clusters* de religadores propõe-se utilizar a soma dos DEC's do alimentador ao qual o religador GRID faz parte e o máximo da soma dos dois alimentadores que o religador TIE faz parte. Aplicando essa metodologia para estimação da taxa de reparo λ_e utilizando o DEC temos os valores da Tabela 14.

Tabela 14 – Valores aproximados de DEC por roteador óptico

NODE	CLUSTER_ID	FIBERMESH_ID	SE	ALIMENTADOR	DEC
380039	5	1	01	3	0.030
380043	5	2	01	12	0.135
380044	5	3	01	12	0.009
380006	4	4	02	5	0.017
380040	4	5	02	5	0.278
380041	4	6	01	4	0.009
380038	3	7	01	1	0.038
380045	3	8	01	15	0.135
380046	3	9	01	15	0.005
380005	1	10	01	18	0.007
380014	1	11	02	15	0.015
380048	1	12	02	18	0.278

A partir dos dados da Tabela 14 pode-se elaborar a matriz de adjacências como na Tabela 15 onde o valor zero significa que não existe rota direta entre os elementos da matriz correspondentes.

Nota-se que a matriz gerada é simétrica, pois, dentro da arquitetura *mesh* proposta, a rede permite bi direcionalidade na comunicação entre os nós. A Figura 76 mostra o grafo dirigido gerado a partir da matriz de adjacência da Figura 15.

De posse da matriz de adjacências é possível estimar a confiabilidade da ROM proposta para o piloto utilizando os algoritmos apresentados nas Secções 7.3.1, 7.3.2 e 7.3.3. Uma vez que os métodos de cálculo da confiabilidade são distintos, não faz sentido a comparação dos resultados numéricos entre eles. Para tanto propôs-se comparar a confiabilidade encontrada para ROM com uma rede de controle. A rede de controle escolhida é a rede em anel resultante da

Tabela 15 – Matriz de Adjacência.

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
1	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0
2	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
3	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0
4	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1
6	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0
8	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0
9	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0
11	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0
12	0	1	1	0	0	1	0	0	0	0	0	0

solução do TSP. Espera-se, portanto, que a rede ROM possua uma confiabilidade maior do que a rede em anel.

Primeiramente avaliou-se a confiabilidade da ROM através do método elucidado em 7.3.1. Este método não admite pesos distintos para cada aresta do grafo uma vez que a cada iteração são gerados valores reais aleatórios no intervalo de $[0, 1]$ para cada aresta de A . Estes valores são comparados com: o parâmetro de robustez ρ e também, independentemente do peso da aresta, com os elementos da matriz de adjacência original para dizer se existe ou não uma conexão entre os nós da matriz A_{rand} .

O resultado do cálculo da confiabilidade, R , da rede representada por 15 utilizando o método do parâmetro de robustez para diferentes valores ρ pode ser visualizado na Tabela 16

Tabela 16 – Confiabilidade x Parâmetro de Robustez

ρ	R
0.7	0.0168
0.8	0.0811
0.9	0.3056

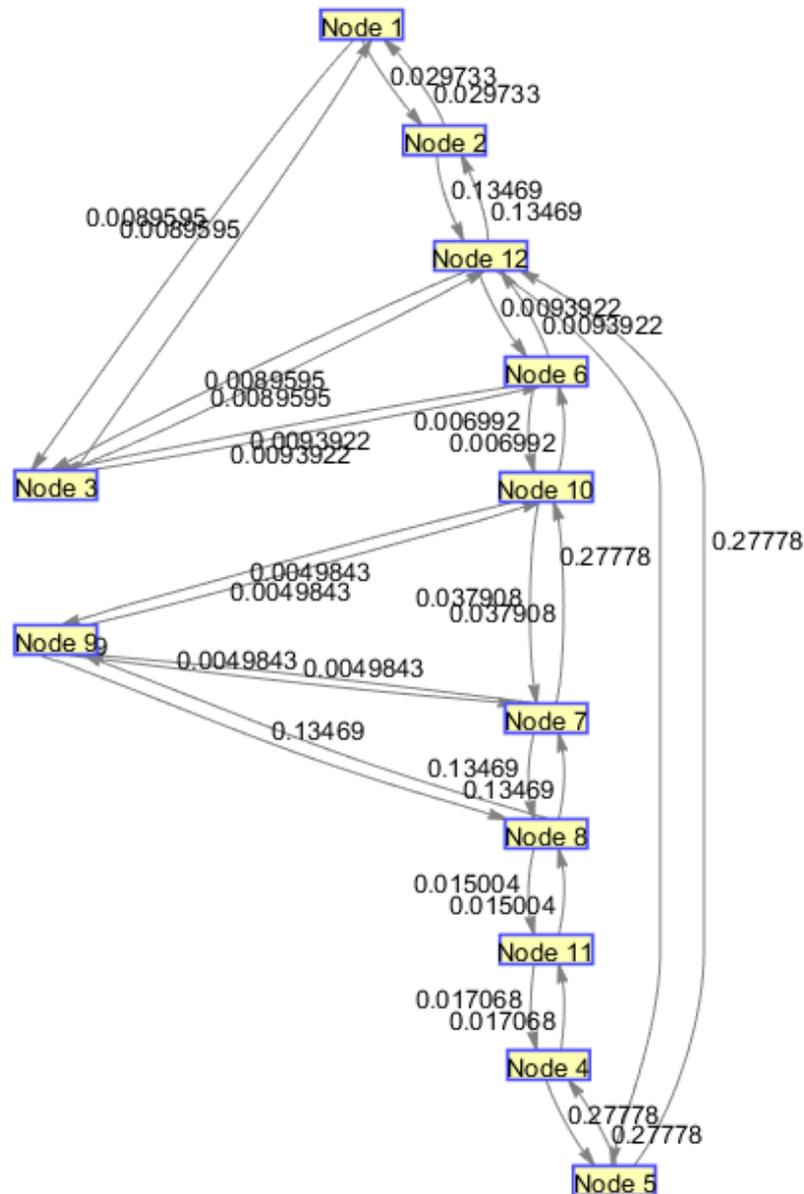
A Figura 77 mostra a relação entre R e ρ para a configuração da ROM proposta na Tabela 15.

A Figura 78 mostra em azul a curva de confiabilidade para a rede de controle em anel e em vermelho a curva de confiabilidade para a ROM projetada.

Pela análise da Figura 78, a rede projetada apresenta uma curva de confiabilidade com valores superiores ao da curva da rede em anel de controle.

O problema de projetar a configuração da rede óptica é o de encontrar uma solução ótima entre $C_L^{N(N-1)/2}$ combinações possíveis (SAMANIEGO, 2007). Vê-se que o espaço de solução é muito grande e o problema é de otimização combinatória difícil (GAREY; JOHNSON; GAREY,

Figura 76 – Grafo dirigido formado com base nos valores da Tabela 15.



2011). Pode-se também mostrar que a confiabilidade de uma rede tem uma relação polinomial com o parâmetro de robustez (MOORE; SHANNON, 1956).

Com o intuito de maximizar a confiabilidade R , pode-se aplicar heurísticas para variar a matriz A como por exemplo Busca Exaustiva ou Algoritmos Genéticos (LAM; SZETO, 2014). Todavia, devido a natureza estocástica dos tempos de atendimento em ambientes externos, como é o caso da rede ROM para religadores de distribuição, é desejável um algoritmo capaz de calcular a confiabilidade da rede levando em consideração diferentes probabilidades de falha dos enlaces e não apenas a conectividade.

O algoritmo de estimação da confiabilidade proposto na Secção 7.3.3 atende aos critérios de probabilidade diferentes para cada enlace e pode ser aplicado para a estimação da confia-

Figura 77 – Confiabilidade versus Parâmetro de Robustez

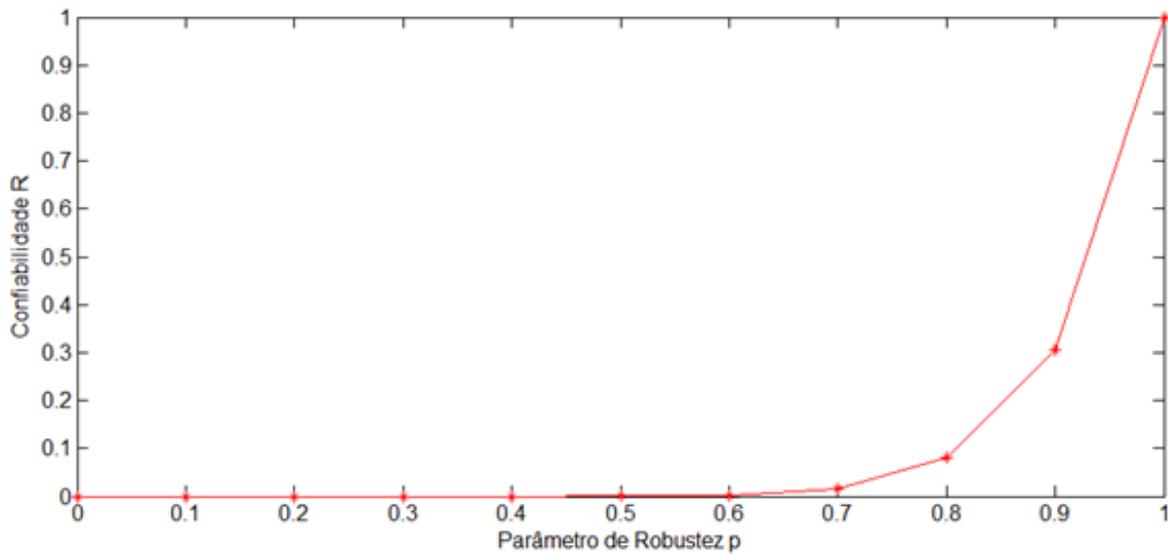
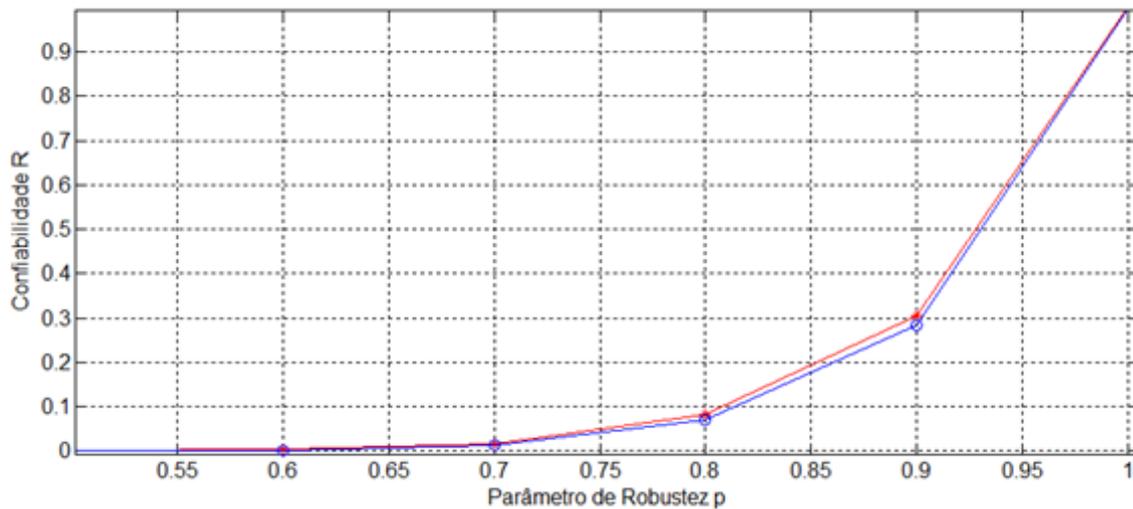


Figura 78 – Comparação de curvas de confiabilidade para o método do Parâmetro de Robustez



bilidade da ROM proposta. Considerando os valores da Tabela 14 pode-se montar a matriz de probabilidade de falha para cada enlace da ROM proposta e também da rede em anel como nas Tabelas 17 e 18.

Para este caso, considerou-se os nós 1 e 12, como nós de origem e destino respectivamente. Além disso para podemos comparar a confiabilidade das duas redes, simulou-se uma situação de contingência entre os nós 1 e 12, ou seja, removeu-se a conexão direta entre os nós de origem e destino da matriz de adjacência da rede.

Aplicando o algoritmo de Yen obteve-se como único caminho 1 – 3 – 6 – 10 – 7 – 9 – 8 – 11 – 4 – 5 – 12. Já para a rede ROM proposta obtiveram-se 3 caminhos: 1 – 3 – 6 – 10 – 7 – 8 – 11 – 4 – 5 – 12, 1 – 3 – 6 – 10 – 9 – 8 – 11 – 4 – 5 – 12, 1 – 3 – 6 – 10 – 7 – 9 – 8 – 11 – 4 – 5 – 12. Nota-se que o caminho da rede em anel é um subconjunto dos caminhos da rede ROM.

Tabela 17 – Matriz de Adjacência considerando as taxas de reparo de 14 da rede ROM proposta.

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
1	0	0.030	0.009	0	0	0	0	0	0	0	0	0
2	0.030	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0.135
3	0.009	0	0	0	0	0.009	0	0	0	0	0	0.009
4	0	0	0	0	0.278	0	0	0	0	0	0.017	0
5	0	0	0	0.278	0	0	0	0	0	0	0	0.278
6	0	0	0.009	0	0	0	0	0	0	0.007	0	0.009
7	0	0	0	0	0	0	0	0.135	0.005	0.038	0	0
8	0	0	0	0	0	0	0.135	0	0.135	0	0.015	0
9	0	0	0	0	0	0	0.005	0.135	0	0.005	0	0
10	0	0	0	0	0	0.007	0.038	0	0.005	0	0	0
11	0	0	0	0.017	0	0	0	0.015	0	0	0	0
12	0	0.135	0.009	0	0.278	0.009	0	0	0	0	0	0

Tabela 18 – Matriz de Adjacência considerando as taxas de reparo de 14 da rede em anel.

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
1	0	0.030	0.009	0	0	0	0	0	0	0	0	0
2	0.030	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0.135
3	0.009	0	0	0	0	0.009	0	0	0	0	0	0
4	0	0	0	0	0.278	0	0	0	0	0	0.017	0
5	0	0	0	0.278	0	0	0	0	0	0	0	0.278
6	0	0	0.009	0	0	0	0	0	0	0.007	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0	0	0.005	0.038	0	0
8	0	0	0	0	0	0	0	0	0.135	0	0.015	0
9	0	0	0	0	0	0	0.005	0.135	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0	0.007	0.038	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0.017	0	0	0	0.015	0	0	0	0
12	0	0.135	0	0	0.278	0	0	0	0	0	0	0

Aplicando o algoritmo para estimação de confiabilidade considerando diferentes probabilidades de falha de enlace obteve-se o valor da confiabilidade para a rede em anel e para a rede ROM respectivamente de: 0.4078 e 0.7987. Assim, como era esperado, o valor de confiabilidade para a rede ROM é maior do que para a rede em anel.

7.5 Otimização Multiobjetivo para o Projeto de ROMs

Grande parte dos problemas práticos relacionados a otimização apresentam mais de um objetivo. Esses objetivos são, na maioria das vezes, conflitantes entre si, ou seja, uma solução dentro do espaço de busca que resulte em uma melhora de um ou mais objetivos causa, consequentemente, a piora de outro(s). Nesta seção aborda-se a implementação e desenvolvimento de uma Metodologia para o Projeto de ROMs para automação da rede de energia de forma a considerar dois objetivos:

1. minimizar a distância total de interligação dos equipamentos da ROM

2. maximizar a confiabilidade da ROM.

Assim, propõe-se avaliar algoritmos e métodos de “Otimização Multiobjetivo” com o intuito de satisfazer os objetivos propostos para o projeto de ROMs.

Os problemas de Otimização Multiobjetivo (do inglês - *Multiobjective Optimization*, MOO) requerem técnicas diferentes das técnicas de otimização padrão para problemas de objetivo único uma vez que, havendo mais de um objetivo a ser otimizado, pode ser possível encontrar uma solução que seja melhor no que diz respeito a um dos objetivos e vice-versa (MICHALEWICZ, 2011).

A otimização multiobjetivo busca, portanto, encontrar o conjunto de soluções que, para um ou um conjunto de objetivos, possuam os melhores valores para os demais objetivos. Essas soluções que superam as outras são ditas *não-dominadas* enquanto que as demais são denominadas de *dominadas* (ZINI, 2009).

A diferença fundamental entre a otimização mono-objetivo e multiobjetivo está na quantidade de soluções ótimas obtidas. No entanto, do ponto de vista prático, ao resolver um problema de otimização necessita-se, na maioria das vezes, de somente uma solução como resposta independentemente do tipo de otimização adotado. Assim, dentro da otimização multiobjetivo existem duas abordagens no tratamento do problema:

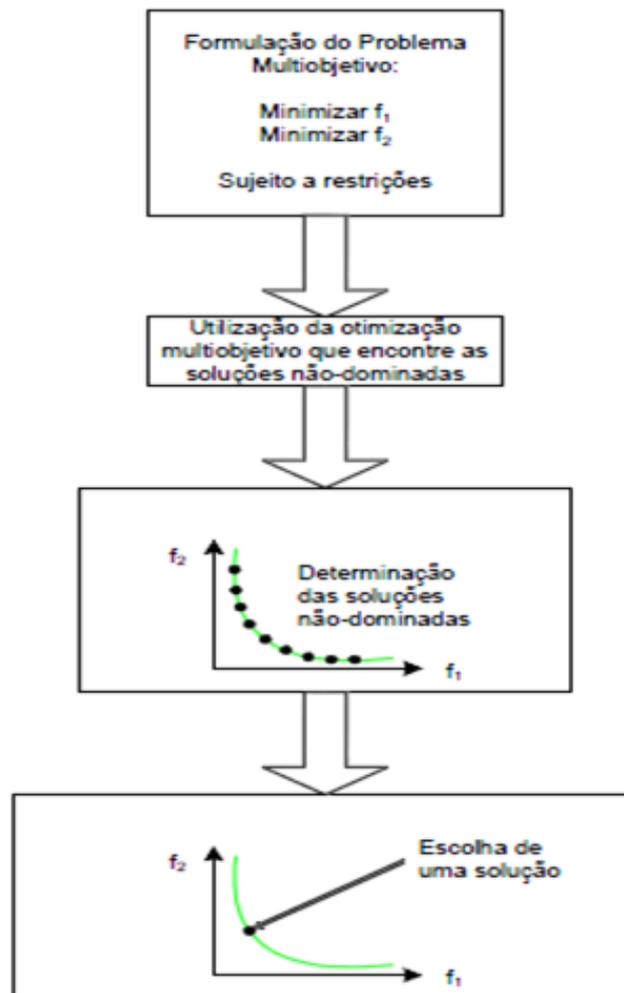
1. Definidas as prioridades e pesos entre os vários objetivos de interesse, encontra-se a solução ótima baseadas nas informações fornecidas anteriormente
2. Não contendo nenhuma informação adicional, encontra-se o conjunto de soluções não-dominadas para posteriormente escolher uma solução dentre este conjunto.

Na abordagem 1 as diversas funções objetivos do problema são transformadas em uma única e, portanto, basta utilizar uma técnica de otimização mono-objetivo para resolver o problema resultante. Neste caso, encontram-se disponíveis vários algoritmos que podem ser baseados em métodos clássicos como algoritmos de busca aleatória guiada como, por exemplo, o *Simulated Annealing* ou até mesmo nos algoritmos evolucionários. Entretanto nem sempre é direto estabelecer o nível prioridade de cada objetivo.

Por outro lado, existem algoritmos evolucionários que trabalham com os problemas baseando-se na abordagem 2. Assim, esses algoritmos possibilitam a obtenção de um grande número de soluções não-dominadas para que, posteriormente, seja escolhida de dentro deste conjunto, a melhor opção. A Figura 79 ilustra a abordagem 2.

Em situações de otimização multiobjetivo onde não se tem informações qualitativas e quantitativas do problema, pode-se concluir que a abordagem 2 se torna mais adequada para esses casos em detrimento aos métodos clássicos ou mesmo o *Simulated Annealing*, já que

Figura 79 – Esquematização da abordagem 2.



Fonte: Zini (2009).

estas duas categorias não são desenhadas para trabalhar com múltiplas soluções como acontece naturalmente com os Algoritmos Genéticos (CASTRO, 2001).

Para o desenvolvimento principal deste trabalho, utiliza-se como base a abordagem 2 através da utilização de Algoritmos Genéticos.

7.5.1 Dominância e Soluções Pareto Ótimas

A maioria dos algoritmos de otimização multiobjetivo usam os conceitos de dominância. Nestes algoritmos, duas soluções são comparadas para verificar se uma domina ou não a outra. Segundo (DEB, 2001), uma solução $\bar{x}(1)$ domina outra solução $\bar{x}(2)$, se ambas as condições 1 e 2 forem verdadeiras:

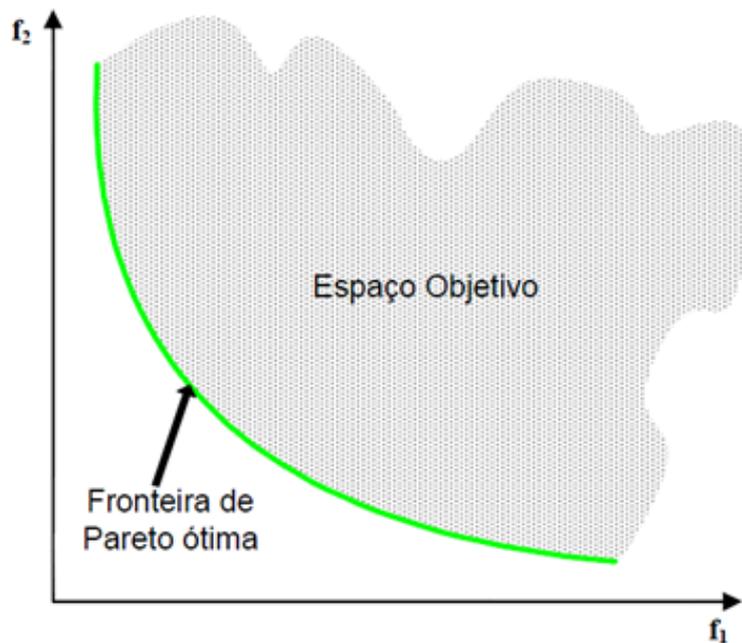
- A solução $\bar{x}(1)$ não é pior que $\bar{x}(2)$ em todos os objetivos;
- A solução $\bar{x}(1)$ é estritamente melhor que $\bar{x}(2)$ em pelo menos um objetivo.

Caso qualquer uma das condições acima seja violada, a solução $x(1)$ não domina a solução $x(2)$.

De modo geral, dado um conjunto de soluções P , o conjunto de soluções não dominadas P' é aquele contendo elementos não-dominados por qualquer elemento do conjunto P . Então, quaisquer 2 soluções de P' são não-dominadas entre si e qualquer solução das demais do conjunto P são dominadas por pelo menos um elemento de P' . Caso o conjunto P seja o próprio espaço de busca S , então o conjunto P' é chamado de conjunto Pareto ótimo (ZINI, 2009).

O conjunto de soluções não-dominadas e um conjunto Pareto ótimo, entretanto, são diferentes. Um conjunto de soluções não-dominadas é definido no contexto de uma amostra do espaço de busca S , enquanto o conjunto Pareto ótimo é definido em relação a todo espaço de busca. Sendo assim, a Fronteira de Pareto, conhecida também como Frente de Pareto é uma curva composta de soluções não-dominadas considerando todo o espaço de busca. Ao considerar somente funções a serem minimizadas, as soluções Pareto ótimas, assumem o aspecto da Figura 80:

Figura 80 – Fronteira de Pareto Ótima.



Fonte: Zini (2009).

O objetivo do processo de otimização multiobjetivo é, portanto, obter os elementos da fronteira de Pareto, uma vez que qualquer solução dela representa o conjunto das melhores soluções do espaço de busca. Assim, o espaço de soluções se divide em soluções ótimas e não-ótimas.

Além de encontrar os referidos pontos da fronteira de Pareto, é desejável que estes estejam relativamente bem espaçados. Portanto, na otimização multiobjetivo, busca-se alcançar

duas importantes metas na busca de soluções (DEB, 2001):

1. Encontrar um conjunto de soluções o mais próximo possível da fronteira de Pareto;
2. Encontrar um conjunto de soluções que estejam relativamente bem espaçadas, ou seja, com a maior diversidade possível.

7.5.2 Algoritmos Genéticos MultiObjetivo

No algoritmo genético, pode-se perceber que na busca da solução ótima do problema, uma população de soluções é processada em cada iteração ou geração. Esta característica do Algoritmo Genético ou de outra técnica evolucionária faz com que estes algoritmos sejam naturalmente adequados para a determinação de várias soluções.

Sendo assim, pode-se afirmar que na resolução de problemas de otimização multiobjetivo, os Algoritmos Evolucionários são mais vantajosos em relação, por exemplo, aos métodos clássicos que não foram projetados para trabalhar com múltiplas soluções.

Outra vantagem deste procedimento é a de eliminar a utilização de, por exemplo, parâmetros (pesos) necessários para transformar um problema de otimização multiobjetivo em mono-objetivo, estratégia que é utilizada pelos métodos clássicos e que fornecem apenas uma única solução Pareto ótima, já que, cada conjunto de pesos está associado a uma solução particular na fronteira de Pareto. Uma maneira de encontrar múltiplas soluções Pareto ótimas utilizando métodos clássicos, seria realizando várias resoluções do problema utilizando em cada resolução diferentes valores de pesos (DEB, 2001).

A segunda meta da otimização multiobjetivo (Encontrar um conjunto de soluções que estejam relativamente bem espaçadas, ou seja, com a maior diversidade possível) é tão relevante quanto a primeira, pois obtendo-se um conjunto bem distribuído na fronteira de Pareto, obtêm-se uma maior alternativa de escolha da solução ótima, já que, é possível encontrar um conjunto de soluções Pareto ótimas concentradas e com poucas variações entre as soluções (ZINI, 2009).

A estratégia utilizada para manter a diversificação da população consiste em introduzir no algoritmo funções que avaliem a densidade de soluções por regiões do espaço de busca sendo possível desta maneira dar preferência a soluções que preencham regiões menos densas (BARDANACHVILI, 2006).

Em (DEB, 2001), por exemplo, podem ser encontrados alguns operadores de nicho que realizam esta manutenção da diversidade populacional. Desta forma, é possível acoplar aos algoritmos evolucionários alguma estratégia de diversidade e, com isso, após algumas gerações do algoritmo, fazer com que as metas da otimização multiobjetivo sejam atendidas, ou seja, a população convirja próxima à Fronteira de Pareto ótima e, além disso, possua uma boa distribuição das soluções.

Entre os principais algoritmos evolucionários multiobjetivo estão (ZINI, 2009): **VEGA** (do inglês - *Vector Evaluated Genetic Algorithm*) (SCHAFFER, 1984), **MOGA** (do inglês - *Multiple Objective Genetic Algorithm*) (FONSECA C.; FLEMING, 1998), **NPGA** (do inglês - *Niched-Pareto Genetic Algorithm*) (HORN J.; NAFLPLOTIS, 1994), **NSGA** (do inglês - *Non-Dominated Sorting Genetic Algorithm*) (SRINIVAS, 1994), **NSGA-II** (do inglês - *Elitist Non-Dominated Sorting Genetic Algorithm*) (DEB, 2000) e (DEB, 2001).

De modo geral, os algoritmos apresentados se baseiam em adaptações para que se continue a utilizar as três operações básicas de um Algoritmo Genético, ou seja, a seleção, recombinação e mutação. Neste trabalho vamos avaliar o algoritmo NSGA-II para busca de soluções Pareto Ótimas da ROM tendo como objetivos o DEC como valor da taxa de reparo como o custo da rede em termos de distâncias.

O algoritmo NSGA trabalha dividindo a população em frentes não-dominadas e atribui um valor maior de aptidão às frentes de dominância de melhor qualidade. Além disso, as comparações são complementadas por funções que avaliam a densidade de soluções por regiões com o intuito de dar prioridade a preencher regiões menos densas.

O NSGA-II é citado como uma técnica que obtêm um dos melhores desempenhos e, este operador, é considerado elitista e contém várias diferenças em relação ao NSGA comentado anteriormente. Dentre essas diferenças, o NSGA-II passa a avaliar a densidade das soluções no espaço objetivo através da Distância de Aglomeração (do inglês - *Crowding Distance*), diferente do NSGA que avalia a densidade das soluções no espaço das variáveis (BARDANACHVILI, 2006).

O NSGA-II, assim como sua primeira versão NSGA, implementa o conceito de dominância, classificando a população em fronteiras conforme o grau de dominância. As melhores soluções de cada geração ficam localizadas na primeira fronteira (não dominados) ao passo que as piores soluções na última fronteira (mais dominadas) (DEB et al., 2002).

A principal diferença do NSGA-II e um AG simples é a forma como o operador de seleção é aplicado, sendo este operador subdividido em dois processos: Classificação Rápida por Não Dominância (do inglês - *Fast Non-Dominated Sorting*) e a Distância de Aglomeração. Os demais operadores são aplicados de maneira tradicional (DEB et al., 2002).

A execução do processo de Classificação Rápida por Não Dominância é realizada em 2 partes: primeiramente todos os indivíduos da população (novos e antigos) são comparados entre si para determinação do grau de dominância e conseqüentemente classificados.

Ao término da primeira parte do processo, os indivíduos que possuem o grau de dominância igual a zero, ou seja, não dominados, são inseridos na primeira fronteira (Pareto Ótima) (DEB et al., 2002).

A segunda parte do processo irá tratar os indivíduos cujo o grau de dominância é diferente de zero. Retira-se da população os indivíduos de dominância zero e recalcula a dominância

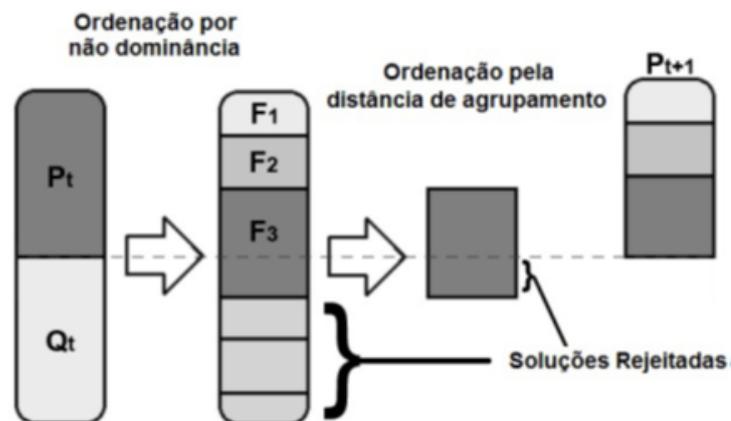
dos demais indivíduos. Após o novo cálculo os indivíduos de dominância zero são inseridos na próxima fronteira, assim por diante para todas as fronteiras. O processo é repetido até que a população esteja vazia (DEB et al., 2002).

O processo de encontrar soluções Pareto-ótimas tende a convergir para uma mesma região do espaço de busca. Uma característica desejada em um AG multiobjetivo é que as soluções encontradas estejam espalhadas neste espaço.

Outra função da Distância de Aglomeração é ordenar as soluções dentro de uma mesma fronteira (DEB et al., 2002). Finalizado o processo de classificação, os indivíduos pertencentes a primeira fronteira são não dominados e dominam os indivíduos pertencentes as demais fronteiras.

Na etapa seguinte os indivíduos são selecionados para compor a próxima geração a partir dos pertencentes a primeira fronteira, até completar a nova população. Se uma fronteira não puder ser totalmente inserida na população o algoritmo usa como critério a distância de agrupamento para escolher quais indivíduos estarão na nova população (DEB et al., 2002).

Figura 81 – Procedimento NSGA-II.



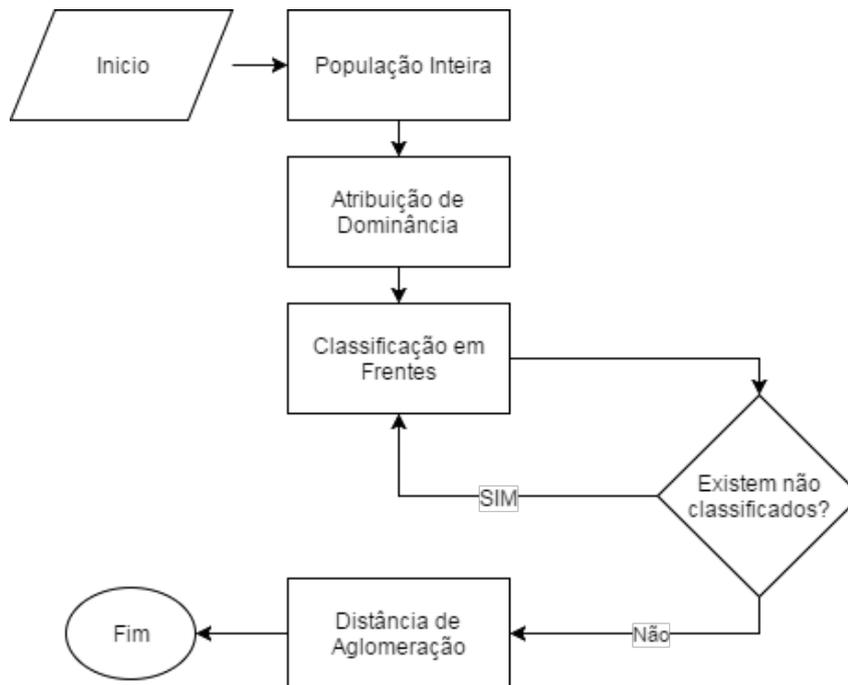
Fonte: Zini (2009).

No NSGA II, os indivíduos que estão localizados no primeiro *front* são considerados as melhores soluções daquela geração, enquanto que no último *front* encontram-se as piores. Usando esse conceito, pode-se encontrar resultados mais consistentes (pontos mais próximos da região de Pareto) e que se adaptam melhor ao tipo do problema.

Através do critério de dominância, o algoritmo agrega o conceito de Elitismo que classifica a população total em diferentes categorias de qualidade ao invés de tratá-las como pertencentes a um único grupo. Isso permite ao algoritmo a priorização daqueles que foram melhores classificados.

O fluxograma da Figura 82 descreve o funcionamento da seleção do algoritmo NSGA II.

Figura 82 – Esquema de Seleção do algoritmo NSGA-II.



Fonte: Adaptada de [Marinho \(2009\)](#).

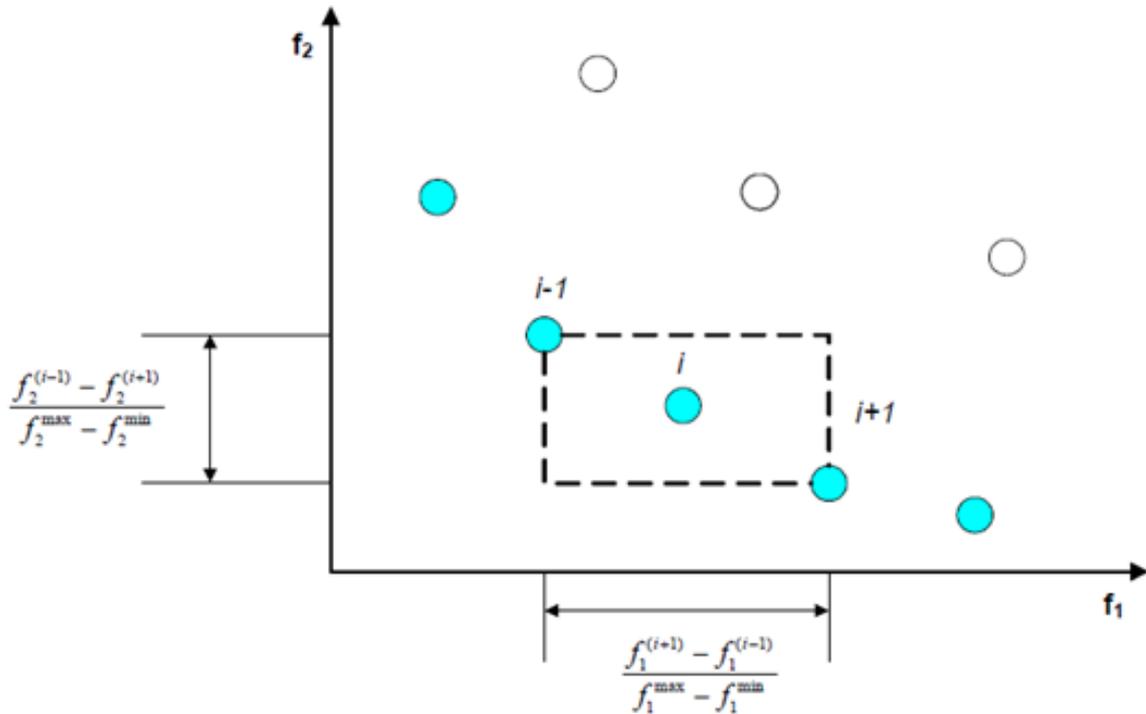
O que existe inicialmente é uma População Inteira ainda não classificada, que ao passa por um processo de determinação do grau de dominância de cada indivíduo em relação aos demais indivíduos da População Inteira. Isso é obtido comparando uns com os outros e assim classificando-os de acordo com o Critério de Dominância descrito anteriormente.

Após os valores de dominância terem sido atribuídos a todos da população, esses indivíduos são em seguida classificados em frentes de acordo com os seus valores de dominância. Os melhores indivíduos são classificados na primeira frente, e os piores são classificados como pertencentes a última frente. Essa etapa segue até que não haja mais indivíduos a serem classificados.

Após todos os indivíduos estarem classificados dentro de uma frente, os mesmos são classificados pelo Operador de Diversidade, ou seja, a Distância de Aglomeração. Esse operador ordena cada indivíduo de acordo com a sua distância em relação aos pontos vizinhos na mesma frente (em relação a cada objetivo).

Quanto mais distantes desse ponto central, maior a probabilidade de serem selecionados. Esse operador permite que haja um melhor espalhamento dos resultados, evitando, assim, aglomerações de soluções sobre um mesmo ponto. A técnica da Distância de Aglomeração permite quantificar o espaço ao redor de uma solução i . Para tanto, calcula-se o perímetro do hipercubo formado pelas soluções vizinhas a i que estão localizadas na mesma frente de dominância. A Figura 83 mostra um problema de minimização com dois objetivos.

Na Figura 83 os círculos cheios representam soluções que pertencem a melhor frente e

Figura 83 – Distância de Aglomeração para a solução i .

Fonte: Marinho (2009).

os círculos vazios são soluções que fazem parte de uma frente de qualidade inferior. Para este exemplo o valor de Distância de Aglomeração da solução i é dado por:

$$d_i = \frac{f_1^{i+1} - f_1^{i-1}}{f_1^{\max} - f_1^{\min}} + \frac{f_2^{i-1} - f_2^{i+1}}{f_2^{\max} - f_2^{\min}} \quad (7.12)$$

onde f_1^{\max} , f_1^{\min} , f_2^{\max} e f_2^{\min} representam os valores máximos e mínimos sobre todo espaço solução para as funções objetivo f_1 e f_2 . Esta expressão representa o Semiperímetro do retângulo pontilhado da Figura 83. Sendo assim, pode-se afirmar que para um conjunto de soluções, a solução que introduz o maior nível de diversidade é aquela com maior distância de aglomeração.

O algoritmo que calcula o valor de Distância de Aglomeração para as soluções de uma determinada frente de dominância pode ser visualizado no Algoritmo 13.

O elemento I_k do vetor de índices representa a j -ésima solução no conjunto ordenado crescentemente em relação à f_k . Assim, I_1^k e I_n^k representam, respectivamente, o menor e maior valor para a função objetivo f_k . A distância atual $d_{I_j^k}$, que representa a distância do j -ésimo elemento do conjunto I em relação ao objetivo k é então somada com a razão da diferença dos valores consecutivos dos objetivos correspondentes aos elementos das posições $j+1$ e $j-1$ do conjunto I que são oriundos do k -ésimo objetivo, e representados por $f_k^{I_{j+1}^k}$ e $f_k^{I_{j-1}^k}$. Esse valor é dividido pela diferença entre os seus objetivos máximo e mínimo, f_k^{\max} e f_k^{\min} . Esse procedimento

Algoritmo 13: Algoritmo para o cálculo de Distância de Aglomeração para uma determinada frente de dominância

- 1 Seja n o número de soluções em uma determinada frente de dominância. Para cada solução i pertencente a esta frente de dominância, atribuir inicialmente uma distância $d_i = 0$
- 2 Para cada função objetivo f_k com $k = 1, 2, \dots, l$, ordenar o conjunto de soluções em ordem crescente de f_k , ou seja, encontrar o vetor de índices I_k .
- 3 Para cada k atribuir um valor de distância para as soluções extremas do vetor I_k , ou seja, $d_{I_1^k} = d_{I_n^k} = \infty$, e para todas as outras soluções $j = 2, 3, \dots, n - 1$ calcular

$$d_{I_j^k} = d_{I_j^k} + \frac{f_k^{I_{j+1}^k} - f_k^{I_{j-1}^k}}{f_k^{\max} - f_k^{\min}}$$

é repetido para todas os objetivos k a fim de contemplar todos os aspectos relevantes no processo da busca de soluções.

O método de seleção usado no NSGA-II baseia-se no ordenamento do conjunto de soluções em frentes de dominância e atribuição um valor de Distância de Aglomeração para cada solução das frentes. Este método de seleção é conhecido como seleção por torneio segundo a Distância de Aglomeração, c .

Este procedimento equivale à seleção usada no Algoritmo Genético básico e consiste em comparar pares de soluções que possuem duas características (ZINI, 2009):

- Um grau de não-dominância r atribuído à solução baseado na frente de dominância a qual pertence. Soluções da mesma frente possuem o mesmo grau, e
- Uma distância de Aglomeração d .

O algoritmo para seleção por torneio pode ser visualizado no algoritmo 14.

A partir da população inicial, P , de N indivíduos obtidos aleatoriamente ou também através de uma heurística construtiva, obtém-se uma nova população, através da seleção de N pares aleatórios de P que são avaliados segundo o Algoritmo 14. Aplicando métodos de cruzamento e mutação dos algoritmos genéticos tradicionais aos vencedores de cada torneio constrói-se a nova população de vencedores F . Desta forma, espera-se que as informações genéticas das alternativas dominantes estejam presentes nas seguintes gerações com o objetivo de atrair o restante da população para suas vizinhanças (PEÑUELA C. A.; GRANADA, 2007).

Após a criação da população F as populações P e F são unidas para formar uma nova população R agora com tamanho $2N$. Então, a população inteira R é ordenada em frentes de dominância. Embora este procedimento exija um esforço maior se comparado com apenas ordenar a população F , isto permite uma verificação global de não-dominância entre os indivíduos de ambas gerações. Assim que o ordenamento não-dominado dos $2N$ indivíduos de R é realizado, esta nova população estará ocupada por soluções com diferentes frentes não-dominadas.

Algoritmo 14: Algoritmo de seleção por torneio segundo a Distância de Aglomeração

Input: grau de dominância, r_i , da solução i
Input: grau de dominância, r_j , da solução j
Input: distância de aglomeração, d_i , da solução i
Input: distância de aglomeração, d_j , da solução j
Output: solução vencedora c

```

1 if  $r_i > r_j$  then
2   |  $c \leftarrow i$ 
3 else if  $r_i < r_j$  then
4   |  $c \leftarrow j$ 
5 else
6   | if  $d_i > d_j$  then
7     |  $c \leftarrow i$ 
8   | else
9     |  $c \leftarrow j$ 

```

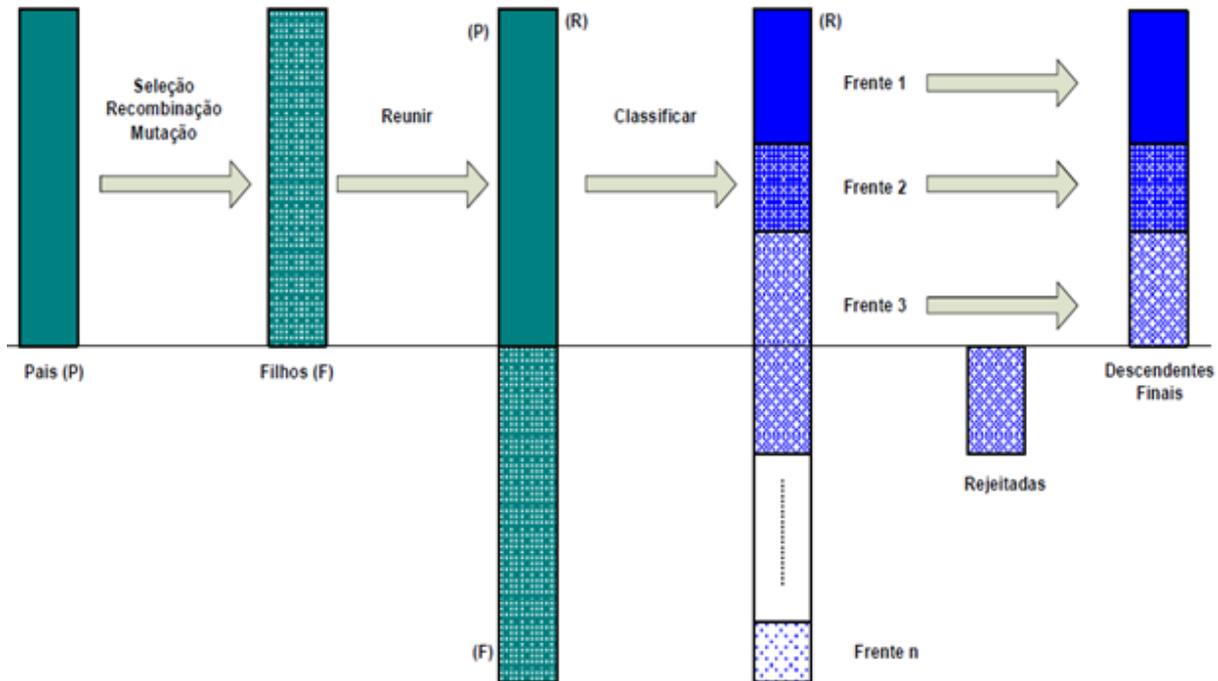
A conformação da população final é feita com os indivíduos de R . Sendo assim, quando a última frente de R é considerada para conformar a população final, pode existir soluções nesta frente que ultrapassem o tamanho N da população final. Caso isto aconteça é necessário eliminar indivíduos da última frente selecionada. Isto é feito eliminando os indivíduos com menor Distância de Aglomeração. A Figura 84 esquematiza os procedimentos de geração de descendentes do NSGA-II.

O Algoritmo 15 sintetiza os procedimentos do algoritmo NSGA-II.

Algoritmo 15: Algoritmo NSGA-II

- 1 Gerar uma população P de tamanho N ;
- 2 Identificar as frentes de dominância e avaliar as Distâncias de Aglomeração em cada frente;
- 3 Usando o algoritmo 14, recombinação e mutação, gera-se uma população de descendentes do mesmo tamanho de P
- 4 Reunir Pais e Filhos em um conjunto de tamanho $2N$ e classificá-los em frentes de dominância
- 5 Determinar os descendentes finais selecionando as frentes com melhor grau de dominância. Se o limite de tamanho N é superado, eliminar as soluções com menor Distância de Aglomeração na última frente selecionada
- 6 Se o critério de convergência é atingido, fim do processo. Caso contrário, retornar ao passo 3

Figura 84 – Esquemático ilustrando os procedimentos de geração de descendentes adotado no NSGA-II.



Fonte: Zini (2009).

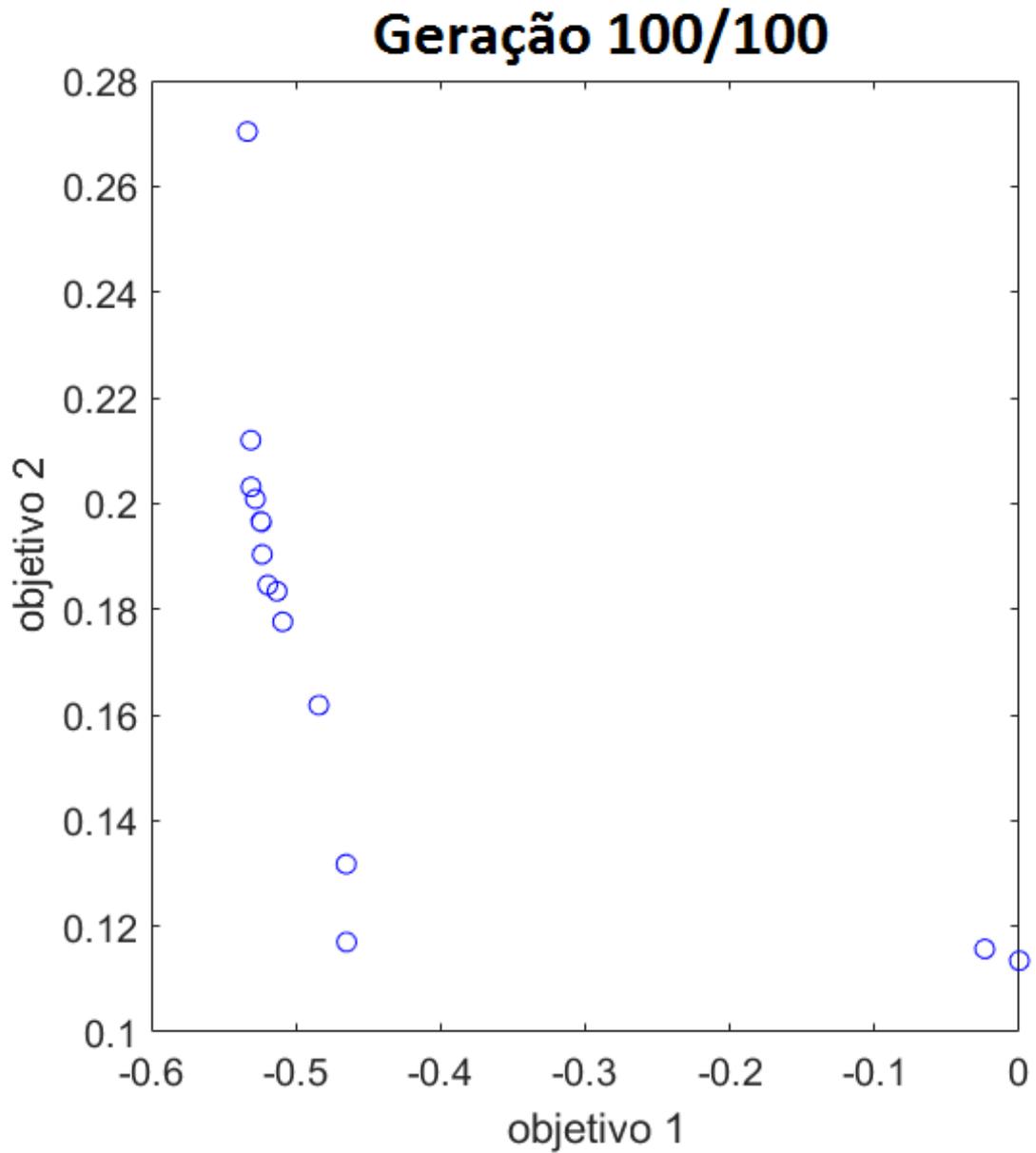
7.6 Aplicação do algoritmo NSGA-II para o projeto de ROM

Até o momento, neste trabalho, o projeto de ROM foi realizado visando minimizar a distância de lançamento de fibra óptica. Foram utilizadas as técnicas de Programação Linear Binária, Resolução do TSP por entropia cruzada e Algoritmos Genéticos mono-objetivos. Nesta seção propõe-se a aplicação do algoritmo NSGA-II considerando como funções objetivos o comprimento total de fibra gasto para interligar todos os dispositivos roteadores e a confiabilidade da rede dada pelo algoritmo proposto na Seção 7.3.3.

Utilizou-se as mesmas coordenadas dos religadores da Figura 53 para verificar o resultado do algoritmo NSGA-II em conjunto com o Algoritmo da Seção 7.3.3, ou seja a interligação de 12 roteadores da ROM. Nesse cenário tem-se 66 enlaces que podem ser escolhidos ou não de modo a minimizar distância e maximizar confiabilidade. Verificou-se que utilizando um algoritmo de busca simples, o tempo para se obter uma resposta é inviável.

Considerando uma população de 50 indivíduos para o algoritmo NSGA-II, onde cada indivíduo corresponde a um vetor binário que é uma solução de interligação dos dispositivos. Após 100 gerações, o algoritmo NSGA-II com confiabilidade estimada pelo algoritmo da Seção 7.3.3 provê o resultado apresentado na 85.

Figura 85 – Frente de Pareto obtida pelo Algoritmo Proposto de projeto multiobjetivo de ROM.



	1	2
1	currentGen	100
2	evaluateC...	5000
3	totalTime	585.6956
4	firstFrontC...	50
5	frontCount	1
6	avgEvalTime	0.1241

Como pode ser visualizado na Figura 85, algoritmo proposto encontra a primeira frente de Pareto, ou seja, trata-se de um conjunto de soluções não-dominadas. O Objetivo 1 corresponde à confiabilidade e apresenta valores negativos pois como o algoritmo minimiza a função objetivo

1, ou seja, acaba por maximizar a confiabilidade. O termo Objetivo 2 refere-se à distância, que neste caso, está relacionada com as coordenadas (latitude e longitude) de cada religador. As Figuras 86 a), 86 b) e 86 c) ilustram respectivamente uma solução encontradas dentro da frente de pareto de alto custo e alta confiabilidade, que prioriza a distância de fibra lançada em detrimento da confiabilidade e de baixo custo e confiabilidade moderada.

A Tabela 19 ilustra os valores dos objetivos de cada solução descrita na Figura 86.

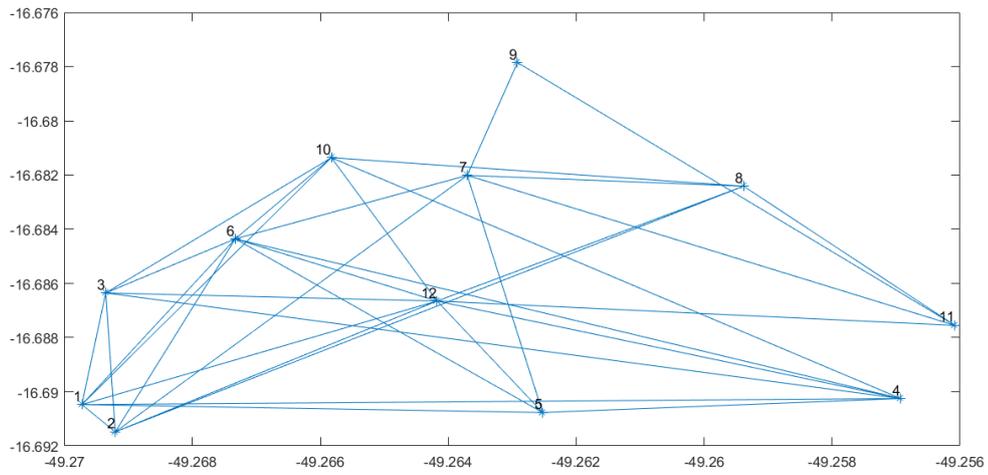
Tabela 19 – Valores dos objetivos por solução para ROM

	Objetivo 1	Objetivo 2 (Rad)
86 a)	-0.544	0.2704
86 b)	-0.4798	0.0137
86 c)	0	0.0133

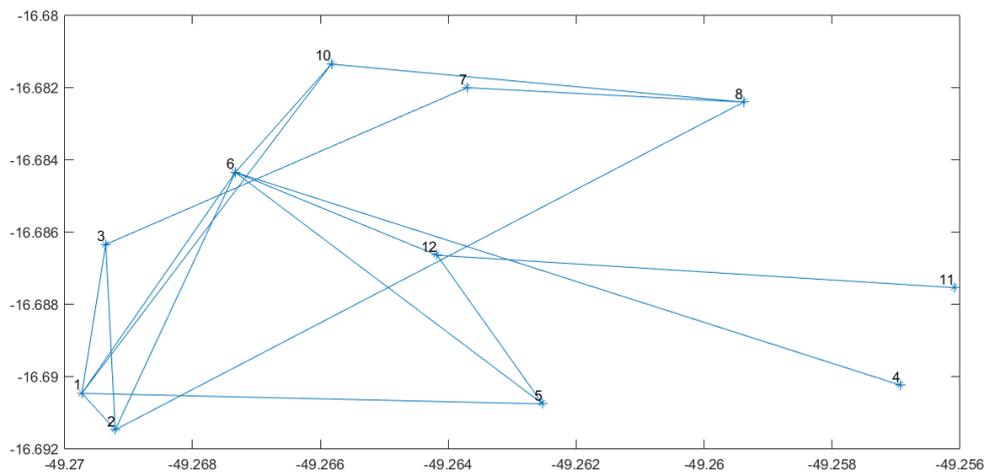
Nota-se pela análise da Figura 86 e dos dados da Tabela 19 que a solução representada na Figura 86 a) possui bem mais redundâncias que as demais, porém com um custo elevado. Ao compararmos a solução b) com a solução c) vemos que a diferença reside na retirada do enlace 1 – 2 e 3 – 7 para alocação do enlace 1 – 12. Os enlaces removidos possuem somados um valor de confiabilidade menor do que o enlace alocado. Além disso, o roteador 12 passa a ter 4 rotas o que imprime uma maior confiabilidade ao sistema, pois aumenta o número de redundâncias na rede por uma rota mais confiável.

Não considerou-se o tempo de execução do NSGA-II, pelo fato do mesmo ser um algoritmo implementado para solucionar problemas multiobjetivo. Como os demais algoritmos analisados para a otimização de ROMs possuem apenas uma função objetivo, comparações considerando o tempo de execução do NSGA-II com os demais não seriam satisfatórias.

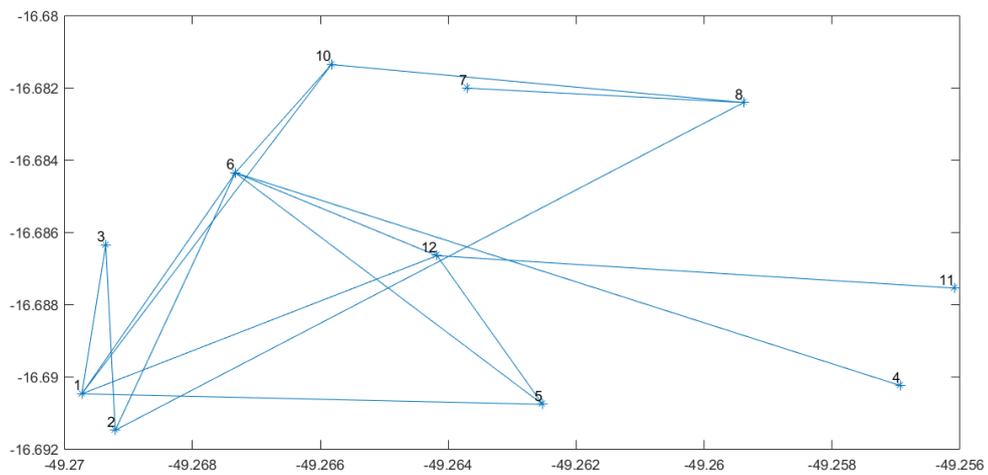
Figura 86 – Otimização Multiobjetivo de ROMs - Solução de
a) alto custo e alta confiabilidade



b) baixo custo e baixa confiabilidade



c) baixo custo e confiabilidade moderada.



CONSIDERAÇÕES FINAIS

Neste trabalho foi apresentada uma metodologia fim-a-fim para implantação de sistemas *Self-Healing* na rede de distribuição com o objetivo de redução do DEC em alimentadores.

A metodologia consiste em mensurar os DEC's ponderados pelo número de UCs dos alimentadores a fim de identificar os alimentadores críticos. Projetar *clusters* de religadores a partir da unidade mínima que operem dentro dos limiares de segurança. Uma vez projetados os *clusters*, escolhe-se aqueles com maior impacto na redução dos indicadores de continuidade. Ao final é projetado uma rede de comunicação baseado em redes de fibra óptica em malha considerando tanto minimização de distância de fibra como confiabilidade. Foram realizados estudos de caso baseados nos *clusters* do piloto de *Self-Healing* do projeto de P&D 368 ANEEL-CELG-UFG.

Foi desenvolvido uma aplicação GIS utilizando a COM interface do OpenDSS para realização dos cálculos de fluxo de potência desbalanceado na rede de distribuição da concessionária através do algoritmo de injeção de correntes. A metodologia possibilita o projeto de *clusters* de forma a não violar os limiares de tensão e corrente em situações de emergência. os *clusters* são escolhidos de forma a não alterar os ajustes inicialmente propostos para os religadores da saída da SE. Com isso o impacto na operação do sistema é minimizado além de garantir a coordenação dos elementos dentro da própria SE.

A metodologia de classificação de *clusters* é baseada em análise probabilística, teste de hipótese e programação linear binária. A abordagem em *cluster* permite a simplificação das unidades de *Self-Healing* partindo da menor unidade, facilitando a gerência das unidades. Uma vez projetados os *clusters* é realizada a simulação da manobra a fim de fornecer subsídios técnicos sobre a viabilidade da implantação do *Self-Healing* para um determinado conjunto de *clusters*. A análise estatística das manobras se mostra uma ferramenta poderosa, possibilitando antever horários de alta demanda e possíveis colapsos do sistema, dando ao projetista maior segurança e previsibilidade na tomada de decisão.

Os indicadores de probabilidade permitem analisar as chances da corrente média ultrapassar o limite de operação, a probabilidade média da corrente média ultrapassar o limite de operação no horário de pico e probabilidade de rejeitar a hipótese nula. Estes indicadores foram utilizados a fim de classificar os *clusters* quanto à possibilidade de se realizar o *Self-Healing*.

O uso da Programação Linear Binária para a solução do problema de ranqueamento dos *clusters* se mostrou um método viável que permite escalar a solução para futuros projetos de sistemas Self Healing em concessionárias de energia. O algoritmo respondeu de forma rápida sem a necessidade de utilização de heurísticas mais avançadas.

Apresentou-se também propostas de otimização mono e multi objetivo para infraestrutura de telecomunicações para automação da distribuição baseada em Redes Óticas em Malha. Na proposta mono objetivo avaliou-se a aplicação dos algoritmos TSP LP e TSP CE e Algoritmos genéticos para o projeto de um anel interligando todos os pontos da rede com o intuito de minimizar a distância de fibra óptica lançada. Para um dado conjunto de restrições de rotas redundantes foi proposto um algoritmo que encontra as menores rotas adicionando-as à solução encontrada via TSP e que minimiza a distância de lançamento de fibra.

Ambas proposições de resolução do TSP encontraram a solução ótima do problema, todavia o TSP CE apresentou um tempo de processamento médio menor do que o TSP LP. O algoritmo proposto TSP CE + Escolha de Redundâncias, além de não apresentar subrotas (diferentemente do TSP LP onde é preciso aplicar uma rotina de remoção de subrotas), consegue prover a solução desejada para um número maior de religadores em um tempo de processamento menor do que o algoritmo TSP LP + Escolha de Religadores.

A proposta de aplicação do algoritmo genético também foi baseada na concepção de um anel interligando os nós da rede e encontrou o menor caminho que interliga os nós, todavia foi utilizado o algoritmo de *Floyd-Warshall* para encontrar as redundâncias desejadas. Vale destacar que enquanto a proposta de TSP + Escolha de Redundância é possível estipular valores para redundância diferentes para cada nó, na proposta utilizando AG, uma vez escolhidas as redundâncias, todos os nós têm o mesmo número delas.

Na proposta multiobjetivo a otimização busca encontrar a frente de Pareto considerando a menor distância lançada de fibra óptica bem como a confiabilidade da rede. Foi utilizado o algoritmo NSGA-II uma vez apresenta boa convergência mesmo em problemas de otimização binária. Os resultados mostram que a frente de Pareto do problema foi encontrada com cerca de 50 gerações.

A fim de estimar a confiabilidade do sistema foram avaliadas diferentes técnicas. Todavia, foi proposto neste trabalho um método de cálculo de confiabilidade, apresentado na seção 7.3.3 que considera diferentes probabilidades de falhas nos enlaces. Como não existia estimativa para o tempo de reparo de cada enlace de fibra optou-se por utilizar o DEC da rede de energia para estimar a taxa de reparo da rede de telecom. Essa estimativa se mostrou viável para o projeto de

ROMs considerando a confiabilidade.

Acredita-se que os algoritmos propostos neste trabalho consistem de ferramentas com características altamente desejáveis para projeto da rede de comunicação em malha entre re-ligadores uma vez que consideram, além da minimização da distância, a confiabilidade da rede.

O Algoritmo 3 tem características de um algoritmo de busca forçada uma vez que ele verifica todas as derivações a fim de encontrar as melhores barras. Em trabalhos futuros sugere-se a aplicação de heurísticas para agilizar a busca pelo objetivo e a integração da metodologia proposta de planejamento de *clusters* deste trabalho com algoritmos eficientes de tomada de decisão de automação na fase de operação.

Também como trabalhos futuros propõe-se a otimização da rede de fibra levando em consideração parâmetros de QoS (do inglês - *Quality Of Service*) a fim de projetar uma rede que não somente otimize os custos e a confiabilidade, mas também que possua alta capacidade de transmissão e baixa latência. Pretende-se ainda integrar a metodologia proposta de planejamento deste trabalho com algoritmos eficientes de tomada de decisão de automação na fase de operação.

REFERÊNCIAS

ABNT. **NBR5422**: Projeto de linhas aéreas de transmissão de energia elétrica. [S.l.], 1985. Citado 2 vezes nas páginas 41 e 71.

AMARAL, D. **O Problema da Árvore Geradora Mínima**. 2007. Disponível em: <<http://danielamaral.wikidot.com/o-problema-da-arvore-geradora-minima-agm>>. Citado 2 vezes nas páginas 119 e 120.

ANDRADE P. R. L.; SCARPIN, C. T. S. M. T. A. Programação lineal binária na geração da grade horária do curso de engenharia de produção da ufpr. **ENESEP**, 2012. Citado na página 85.

ANEEL. **Resolução Normativa ANEEL nº 166**. [S.l.], 2005. Citado na página 33.

_____. **Procedimentos de Distribuição de Energia Elétrica no Sistema Elétrico Nacional – PRODIST Módulo 1**: Introdução. Revisão 7. [S.l.], 2016. Citado na página 27.

_____. **Procedimentos de Distribuição de Energia Elétrica no Sistema Elétrico Nacional – PRODIST Módulo 8**: Qualidade de energia. Revisão 7. [S.l.], 2016. Citado 9 vezes nas páginas 27, 29, 30, 31, 32, 34, 40, 54 e 71.

aO, D. F. Redes elétricas inteligentes. In: **Seminário Insercao de novas fontes renovaveis e redes inteligentes no planejamento energetico nacional**. [S.l.: s.n.], 2012. Citado na página 24.

ARAUJO, S. G. de; VAZ, R. R. de C.; VIEIRA, F. H. T.; JÚNIOR, G. A. de D.; CASTRO, M. S. de; LEMOS, R. P. **Validação de Arquiteturas de Automação na Rede de Distribuição via Técnicas Avançadas de Self-Healing e Diferentes Tecnologias de Comunicação, dentro do Conceito Smart Grid**: P&d 368 relatório 09 ano 1. [S.l.], 2016. Citado 4 vezes nas páginas 113, 114, 115 e 116.

ARRUDA, C. **Análise de Sistemas de Potência: Fluxo de potência**. 2007. Disponível em: <<http://www.eee.ufg.br/~colemar/Fluxo06.pdf>>. Citado 2 vezes nas páginas 46 e 49.

ASCHER, H.; FEINGOLD, H. **Repairable Systems Reliability: Modeling, Inference, Misconceptions and Their Causes (Lecture Notes in Statistics, Vol. 7)**. CRC Press/Marcel Dekker, Inc., 1984. v. 7. ISBN 0824772768. Disponível em: <<https://www.amazon.com/Repairable-Systems-Reliability-Misconceptions-Statistics/dp/0824772768?SubscriptionId=0JYN1NVW651KCA56C102&tag=techkie-20&linkCode=xm2&camp=2025&creative=165953&creativeASIN=0824772768>>. Citado na página 145.

AVIZIENIS, A.; LAPRIE, J.-C.; RANDELL, B.; LANDWEHR, C. Basic concepts and taxonomy of dependable and secure computing. **IEEE Transactions on Dependable and Secure Computing**, Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE), v. 1, n. 1, p. 11–33, jan 2004. Citado na página 145.

- BANERJEE, S.; RAJAMANI, K.; DESHPANDE, S. Optimal redundancy allocation for non series-parallel networks. **IEEE Transactions on Reliability**, Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE), R-25, n. 2, p. 115–118, jun 1976. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.1109/TR.1976.5214998>>. Citado na página 148.
- BARDANACHVILI, C. A. **Otimização multiobjetivo com estratégias evolutivas aplicada a projetos estruturais**. Tese (Doutorado), 2006. Citado 2 vezes nas páginas 163 e 164.
- BERGER, J. O. **Statistical Decision Theory and Bayesian Analysis**. Springer, 1993. ISBN 0387960988. Disponível em: <http://www.ebook.de/de/product/7373028/james_o_berger_statistical_decision_theory_and_bayesian_analysis.html>. Citado na página 88.
- BERNARDO A., e. a. Preventive assessment for combined control centre and substation-centric self-healing strategies. **CIREN**, 2011. Citado na página 42.
- BHARUCHA-REID, A. T. **Elements of the Theory of Markov Processes and Their Applications (Dover Books on Mathematics)**. Dover Publications, 2012. ISBN 0486695395. Disponível em: <<https://www.amazon.com/Elements-Theory-Processes-Applications-Mathematics-ebook/dp/B00GHQVOMO?SubscriptionId=0JYN1NVW651KCA56C102&tag=techkie-20&linkCode=xm2&camp=2025&creative=165953&creativeASIN=B00GHQVOMO>>. Citado na página 151.
- BILLINTON, R.; ALLAN, R. N. **Reliability Evaluation of Engineering Systems**. [S.l.]: Springer US, 1992. Citado na página 147.
- BLISCHKE, W. R.; MURTHY, D. N. P. **Reliability: Modeling, Prediction, and Optimization**. Wiley, 2000. ISBN 978-0-471-18450-8. Disponível em: <<https://www.amazon.com/Reliability-Prediction-Optimization-Wallace-Blischke/dp/0471184500?SubscriptionId=0JYN1NVW651KCA56C102&tag=techkie-20&linkCode=xm2&camp=2025&creative=165953&creativeASIN=0471184500>>. Citado na página 147.
- BOER, P.-T. de; KROESE, D. P.; MANNOR, S.; RUBINSTEIN, R. Y. A tutorial on the cross-entropy method. **Annals of Operations Research**, Springer Nature, v. 134, n. 1, p. 19–67, feb 2005. Citado 2 vezes nas páginas 126 e 127.
- BOLC, L.; CYTOWSKI, J. **Search methods for artificial intelligence**. [S.l.]: London: Academic Press, 1992. Citado na página 122.
- BURTON, R.; HOWARD, G. Optimal system reliability for a mixed series and parallel structure. **Journal of Mathematical Analysis and Applications**, Elsevier BV, v. 28, n. 2, p. 370–382, nov 1969. Citado na página 148.
- CAMPOS, V. B. G. **Algoritmos para Resolução de Problemas em Redes**. 2011. Disponível em: <<http://aquarius.ime.eb.br/~webde2/prof/vania/apostilas/Apostila-Redes.pdf>>. Citado 2 vezes nas páginas 117 e 119.
- CARVALHO, R. V. R. de; VIEIRA, F. H. T.; ARAÚJO, S. G. de; LIMA, C. R. A protection coordination scheme for smart grid based distribution systems using wavelet based fault location and communication support. **IEEE PES Power Energy Society**, 2013. Citado na página 59.
- CASTRO, R. E. **Otimização de estruturas, com multiobjetivos via algoritmo genético de pareto**. Tese (Doutorado), 2001. Citado na página 161.

CELG. **Norma Técnica NTC-12**: Chaves fusíveis de distribuição classes 15 e 36,2 kv padronização e especificação. [S.l.], 2015. Citado na página 61.

CLAUSEN, J. **Branch and Bound Algorithms—Principles and Examples**. [S.l.], 1999. Citado na página 87.

COSTA N. MARTINS, J. P. V.M. da. Developments in the newton raphson power flow formulation based on current injections. **IEEE Transactions on Power Systems**, 1999. Citado 2 vezes nas páginas 187 e 190.

DEB, K. An efficient constraint handling method for genetic algorithms. **Computer Methods in Applied Mechanics and Engineering**, v. 186, p. 311–338, 2000. Citado na página 164.

_____. **Multi-Objective Optimization Using Evolutionary Algorithms**. [S.l.]: JOHN WILEY & SONS INC, 2001. ISBN 047187339X. Citado 3 vezes nas páginas 161, 163 e 164.

DEB, K.; PRATAP, A.; AGARWAL, S.; MEYARIVAN, T. A fast and elitist multiobjective genetic algorithm nsga-ii. **IEEE Transactions on Evolutionary Computation**, Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE), apr 2002. Citado na página 25.

DEO, N.; PANG, C.-Y. Shortest-path algorithms: Taxonomy and annotation. **Networks**, Wiley-Blackwell, v. 14, n. 2, p. 275–323, 1984. Citado na página 120.

DOMMEL, W. T. H.; POWELL, W. Further developments in newton’s method for power system applications. **IEEE Winter Power Meeting**, 1970. Citado na página 187.

DRIESEN, J.; CRAENENBROECK, T. V. Voltage disturbances introduction to unbalance. **European Copper Institute (ECI)**, 2002. Citado na página 52.

EBELING, C. E. **An Introduction to Reliability and Maintainability Engineering**. [S.l.]: Waveland Pr Inc, 2009. ISBN 978-1577666257. Citado na página 146.

ELPERIN, T.; GERTSBAKH, I.; LOMONOSOV, M. Estimation of network reliability using graph evolution models. **IEEE Transactions on Reliability**, v. 40, n. 5, p. 572–581, 1991. Citado 2 vezes nas páginas 148 e 151.

EPRI. **Reference Guide The Open Distribution System Simulator (OpenDSS), OpenDSS Manual**. [S.l.], 2013. Citado 3 vezes nas páginas 68, 69 e 75.

F., A. C. A. Bayesian maximum a posteriori multiple testing procedure. **Sankhyã The Indian Journal of Statistics** 2006, v. 68, p. 436–460, 2006. Citado na página 90.

FONSECA C.; FLEMING, P. J. Multiobjective optimization and multiple constraint handling with evolutionary algorithms. i. a unified formulation. **IEEE Transactions on Systems, Man Cybernetics.**, v. 28, p. 26–37, 1998. ISSN 1083-4427. Citado na página 164.

FORTESCUE, C. L. Method of symmetrical co-ordinates applied to the solution of polyphase networks. **IEEE Transactions**, vol. 37, 1918. Citado na página 52.

FRANK, H. Some new results in the design of survivable networks. **Proc. 12th Ann. Midwest Symp. On Circuit Theory**, p. 13.1–13.8, 1969. Citado na página 148.

- GAREY, M. R.; JOHNSON, D. S.; GAREY, M. R. **Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness**. W H FREEMAN & CO, 2011. ISBN 0716710455. Disponível em: <http://www.ebook.de/de/product/3637119/michael_r_garey_david_s_johnson_m_r_garey_computers_and_intractability_a_guide_to_the_theory_of_np_completeness.html>. Citado na página 157.
- HORN J.; NAFPLOITIS, N. G. D. A. Niche pareto genetic algorithm for multiobjective optimization. **PROCEEDINGS OF THE CONFERENCE ON EVOLUTIONARY COMPUTATION 1**, p. 82–87, 1994. Citado na página 164.
- HUI, K.-P. Monte carlo network reliability ranking estimation. **IEEE Transactions on Reliability**, Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE), v. 56, n. 1, p. 50–57, mar 2007. Citado 3 vezes nas páginas 148, 149 e 151.
- HWANG, C.; LAI, K.; TILLMAN, F.; FAN, L. Optimization of system reliability by the sequential unconstrained minimization technique. **IEEE Transactions on Reliability**, Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE), R-24, n. 2, p. 133–135, jun 1975. Citado na página 148.
- IEEE. Ieee standard for low-rate wireless networks. **IEEE 802.15.4**, 2015. Citado na página 111.
- JOHNSON, D. B. Efficient algorithms for shortest paths in sparse networks. **Journal of the ACM**, Association for Computing Machinery (ACM), v. 24, n. 1, p. 1–13, jan 1977. Citado 2 vezes nas páginas 121 e 122.
- JONATHAN W.; STAHLHUT, T. B. J. G. T. V. H. V. Latency viewed as a stochastic process and its impact on wide area power system control signals. **IEEE Trans. Power Syst.**, 2008. Citado na página 58.
- JR., S. C.; PEREIRA, J. L. R.; GARCIA, P. A. N. Unbalanced distribution system power flow using the current injection method. **IEEE**, 2000. Citado 2 vezes nas páginas 55 e 187.
- KAIRANBAY, M.; JANI M. H., A. Review and evaluations of shortest path algorithms. **IJSTR**, v. 2, 2013. ISSN 2277-8616. Citado 2 vezes nas páginas 121 e 122.
- KHORRAMZADEH, Y.; YOUSSEF, M.; EUBANK, S.; MOWLAEI, S. Analyzing network reliability using structural motifs. **Physical Review E**, American Physical Society (APS), v. 91, n. 4, apr 2015. Citado na página 149.
- KIM, Y. H.; CASE, K. E.; GHARE, P. M. A method for computing complex system reliability. **IEEE Transactions on Reliability**, Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE), R-21, n. 4, p. 215–219, nov 1972. Citado 2 vezes nas páginas 152 e 153.
- KOH, S. J.; LEE, C. Y. A tabu search for the survivable fiber optic communication network design. **Computers & Industrial Engineering**, Elsevier BV, v. 28, n. 4, p. 689–700, oct 1995. Citado na página 148.
- KRUSKAL, J. B. On the shortest spanning subtree of a graph and the traveling salesman problem. **Proceedings of the American Mathematical Society**, American Mathematical Society (AMS), v. 7, n. 1, p. 48–48, jan 1956. Citado 2 vezes nas páginas 119 e 120.
- LAM, H. T.; SZETO, K. Y. Optimization of reliability of network of given connectivity using genetic algorithm. **CoRR**, abs/1412.4218, 2014. Citado na página 157.

LAWLER LENSTRA, R. **The Traveling Salesman Problem: A Guided Tour of Combinatorial Optimization**. [S.l.]: JOHN WILEY & SONS INC, 1991. ISBN 0471904139. Citado na página 126.

LEIBER, D. **Rare-Events Estimation via Cross-Entropy and Importance Sampling**. Tese (Doutorado), 1998. Citado na página 128.

LEME, D. M.; CUNHA M, A.; PITOCCO, T. A.; RIZZARDI, W. C. Monografia, **Sistema de Proteção da Rede de Distribuição de Energia Elétrica**. 2013. Citado na página 57.

MAMEDE, J. F. **Manual de Equipamentos Elétricos**. [S.l.: s.n.], 2011. Citado 3 vezes nas páginas 57, 60 e 63.

_____. **Proteção de Sistemas Elétricos de Potência**. [S.l.: s.n.], 2011. Citado 3 vezes nas páginas 57, 60 e 64.

MARINHO, D. resreport, **Uma Aplicação do Algoritmo Genético Multiobjetivo NSGA II Para Seleção de Imagens de Satélite de Trechos de Mata Atlântica**. 2009. Citado 2 vezes nas páginas 166 e 167.

MARSEGUERRA, M.; ZIO, E.; PODOFILLINI, L.; COIT, D. Optimal design of reliable network systems in presence of uncertainty. **IEEE Transactions on Reliability**, Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE), v. 54, n. 2, p. 243–253, jun 2005. Citado na página 148.

MATHWORKS. **Matlab Documentation**. [S.l.], 2017. Citado na página 69.

MCCALLEY, J. D. **The Power Flow Problem**. 2015. Disponível em: <<http://home.eng.iastate.edu/~jdm/ee553/PowerFlow.doc>>. Citado na página 46.

MELO, V. H. de C.; SILVA, S. R.; VAZ, R. R. de C. Melhoria dos Índices de confiabilidade através da coordenação da proteção da distribuição. **IV SBSE - Simpósio Brasileiro de Sistemas Elétricos**, 2011. Citado 2 vezes nas páginas 24 e 62.

MESSER, B. **PROJETO DE POÇOS MULTILATERAIS EM RESERVATÓRIOS DE PETRÓLEO OTIMIZADOS POR ALGORITMOS GENÉTICOS**. Tese (Doutorado), 2009. Citado 2 vezes nas páginas 138 e 143.

MICHALEWICZ, Z. **Genetic Algorithms + Data Structures = Evolution Programs**. [S.l.]: Springer, 2011. ISBN 978-3-662-03315-9. Citado na página 160.

MOORE, E.; SHANNON, C. Reliable circuits using less reliable relays. **Journal of the Franklin Institute**, Elsevier BV, v. 262, n. 3, p. 191–208, sep 1956. Citado na página 157.

MOREIRA, R. M. M. **Análise Técnico-Econômica de Estratégias de Self-Healing em Smart-Grids**. Dissertação (Mestrado), 2011. Citado na página 42.

NARIAI, S.; HUI, K.-P.; KROESE, D. P. Designing an optimal network using the cross-entropy method. In: **Lecture Notes in Computer Science**. [S.l.]: Springer Berlin Heidelberg, 2005. p. 228–233. Citado na página 148.

NARINO G., A. R. **OTIMIZAÇÃO DE RISERS EM CATENÁRIA COM AMORTECEDORES HIDRODINÂMICOS**. Dissertação (Mestrado), 2015. Citado 2 vezes nas páginas 136 e 138.

NORTHCOTE-GREEN, J.; WILSON, R. G. **Control and Automation of Electrical Power Distribution Systems (Power Engineering)**. [S.l.]: CRC Press, 2006. ISBN 9780824726317. Citado na página 25.

Miura M. Kumagai A. Shimoosako K. Odaka K. **Dispositivo de Comunicação e Sistema de Comunicação**. 2014. BR 11 2014 000649 0. Citado na página 114.

OHARA, A. T. Sistema de recomposição automática de redes de distribuição: A aplicação do conceito de self-healing. In: **VI CIERTEC 2009 - Seminário Internacional sobre Smart Grid em Sistemas de Distribuição e Transmissão de Energia Elétrica**. [S.l.: s.n.], 2009. Citado na página 41.

PAPOULIS, A.; PILLAI, S. U. **Probability, Random Variables, and Stochastic Processes**. McGraw-Hill Education Ltd, 2002. ISBN 0071226613. Disponível em: <http://www.ebook.de/de/product/6300595/athanasios_papoulis_s_unnikrishna_pillai_probability_random_variables_and_stochastic_processes.html>. Citado 2 vezes nas páginas 87 e 90.

PATAKI, G. Teaching integer programming formulations using the traveling salesman problem. **SIAM Review**, Society for Industrial & Applied Mathematics (SIAM), v. 45, n. 1, p. 116–123, jan 2003. Citado na página 125.

PEREIRA, R. **Fibras ópticas e WDM**. 2008. Disponível em: <http://www.gta.ufjf.br/grad/08_1/wdm1/Vantagensedesvantagensdasfibras.html>. Citado na página 106.

PEÑUELA C. A.; GRANADA, E. M. Optimización multiobjetivo usando un algoritmo genético y un operador elitista basado en un ordenamiento no-dominado: Nsga-ii. **Revista Scientia et Technica, Pereira**, v. 13, n. 35, 2007. ISSN 0122-1701. Citado na página 168.

PFERSCHY, U.; STANĚK, R. Generating subtour elimination constraints for the TSP from pure integer solutions. **Central European Journal of Operations Research**, Springer Nature, v. 25, n. 1, p. 231–260, feb 2016. Citado 2 vezes nas páginas 123 e 133.

PINHEIRO, J. M. S. **Sistema de Transmissão em Meios Ópticos**. 2002. Disponível em: <<http://www.eeec.ufg.br/~lguedes/moodle/txdados/fo.pdf>>. Citado na página 106.

_____. **Redes Ópticas de Alto Desempenho**. 2010. Disponível em: <http://www.projetederedes.com.br/artigos/artigo_redes_opticas_alto_desempenho.php>. Citado na página 107.

PRIM, R. C. Shortest connection networks and some generalizations. **Bell System Technical Journal**, Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE), v. 36, n. 6, p. 1389–1401, nov 1957. Citado na página 120.

RAJEEV, S.; KRISHNAMOORTHY, C. Discrete optimization of structures using genetic algorithms. **Journal of Structural Engineering**, v. 118, 1992. Citado na página 136.

RANDELL, B.; LEE, P.; TRELEAVEN, P. C. Reliability issues in computing system design. **ACM Computing Surveys**, Association for Computing Machinery (ACM), v. 10, n. 2, p. 123–165, jun 1978. Citado na página 145.

RAVI, V.; MURTY, B.; REDDY, J. Nonequilibrium simulated-annealing algorithm applied to reliability optimization of complex systems. **IEEE Transactions on Reliability**, Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE), v. 46, n. 2, p. 233–239, jun 1997. Citado na página 148.

REDECOMEP, P. D. **PORTAL DA REDECOMEP**. 2013. Disponível em: <<http://www.redecomep.rnp.br/>>. Citado 2 vezes nas páginas 111 e 112.

RIBEIRO, R. V. **Passive Optical Network (PON)**. [S.l.], 2008. Citado na página 108.

RUBINSTEIN, R. Y. Optimization of computer simulation models with rare events. **European Journal of Operational Research**, Elsevier BV, v. 99, n. 1, p. 89–112, may 1997. Citado na página 126.

SAMANIEGO, F. J. **System Signatures and their Applications in Engineering Reliability**. Springer-Verlag GmbH, 2007. ISBN 038771796X. Disponível em: <http://www.ebook.de/de/product/6531840/francisco_j_samaniego_system_signatures_and_their_applications_in_engineering_reliability.html>. Citado 2 vezes nas páginas 148 e 156.

SCHAFFER, J. D. **Multiple objective optimization with vector evaluated genetic algorithms**. Tese (Doutorado), 1984. Citado na página 164.

SCHWEITZER III, D. F. E. O.; MYNAM, M. V. Applying radio communication in distribution generation teleprotection schemes. **65th Annual Conference for Protective Relay Engineers**, 2012. Citado na página 105.

SILVEIRA, F. T.; GALVANI, G. T. de A.; SOUZA, E. D. de. Coordenação entre religador e seccionador em redes de distribuição. **e-xacta**, v. 4, p. 219–225, 2011. ISSN 1984-3151. Disponível em: <<http://revistas.unibh.br/index.php/dcet/article/viewFile/707/410>>. Citado na página 38.

SIMÃO, L. M. **Otimização da Programação da Produção em Refinarias de Petróleo utilizando Algoritmos Genéticos e Co-evolução Cooperativa**. Dissertação (Mestrado), 2004. Citado na página 137.

SOUZA, G. B. d. C. **Otimização do Posicionamento de Concentradores GPRS em Redes Elétricas Inteligentes Utilizando Programação Linear e Teoria de Filas**. Dissertação (Mestrado), 2014. Citado 4 vezes nas páginas 73, 86, 121 e 122.

SOUZA, G. B. de C.; VIEIRA, F. H. T.; LIMA, C. R.; JÚNIOR, G. A. de D.; CASTRO, M. S. de; ARAUJO, S. G. de; VASQUES, T. L. Developing smart grids based on GPRS and ZigBee technologies using queueing modeling-based optimization algorithm. **ETRI Journal**, Electronics and Telecommunications Research Institute (ETRI), v. 38, n. 1, p. 41–51, feb 2016. Disponível em: <<http://dx.doi.org/10.4218/etrij.16.0114.0971>>. Citado 2 vezes nas páginas 105 e 110.

SOUZA, P. A.; HOKAMA, W.; SANTOS, C. dos; BAZANI, G.; HAAS, P. Self-healing semi-centralizado e seus benefícios para clientes com base instalada. **SIMPASE XI SIMPÓSIO DE AUTOMAÇÃO DE SISTEMAS ELÉTRICOS**, 2015. Citado 2 vezes nas páginas 42 e 44.

SPERANDIO, M. **Planejamento da Automação de Sistemas de Manobra em Redes de Distribuição**. Tese (Doutorado), 2008. Citado na página 39.

SRINIVAS, N. D. Multi-objective function optimization using non-dominated sorting genetic algorithms. **Evolutionary Computation**, v. 2, 1994. Citado na página 164.

STASZESKY, D. M.; CRAIG, D.; BEFUS, C. Advanced feeder automation is here. **IEE Power and Energy Magazine**, Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE), v. 3, n. 5, p. 56–63, sep 2005. ISSN 1540-7977. Citado na página 40.

TIMOSSI, M. S. Utilização de sistemas self-healing e sua contribuição para minimizar os tempos de recomposição do sistema de distribuição de energia elétrica. **IV CONGRESSO BRASILEIRO DE ENGENHARIA DE PRODUÇÃO**, 2014. Citado na página 37.

TONELLI, M. S. N. **Desenvolvimento de um Sistema Inteligente para o Diagnóstico e Prognóstico de Falhas em Sistemas de Distribuição de Energia Elétrica**. Tese (Doutorado), 2015. Citado na página 24.

VAZ, R. R. C.; VIEIRA, F. H. T.; GRANATO, S. A.; LIMA, C. R. A wavelet based fault location method with wireless communication support applied to protection coordination of smart grid based distribution systems. **IWT - International Workshop on Telecommunications**, 2013. Citado na página 25.

VIEIRA, C. P. Monografia, **CÁLCULO DOS PARÂMETROS ELÉTRICOS DE LINHAS AÉREAS DE DISTRIBUIÇÃO DA CELG D**. 2013. Citado na página 69.

VIEIRA J. G.; GRANATO, S. **Medição inteligente e a Smart Grid**. 2011. Citado na página 40.

WATTANAPONGSKORN, N.; COIT, D. W. Fault-tolerant embedded system design and optimization considering reliability estimation uncertainty. **Reliability Engineering & System Safety**, Elsevier BV, v. 92, n. 4, p. 395–407, apr 2007. Citado na página 145.

WILKOV, R. S. Analysis and design of reliable computer networks. **IEEE Trans. Commun. Technol. COM-20**, p. 660–78, 1972. Citado na página 148.

YEN, J. Y. An algorithm for finding shortest routes from all source nodes to a given destination in general networks. **Quarterly of Applied Mathematics**, American Mathematical Society (AMS), v. 27, n. 4, p. 526–530, jan 1970. Citado 3 vezes nas páginas 121, 122 e 153.

_____. Finding the KShortest loopless paths in a network. **Management Science**, Institute for Operations Research and the Management Sciences (INFORMS), v. 17, n. 11, p. 712–716, jul 1971. Citado na página 121.

ZAMBON, E. **Otimização de índices de confiabilidade em redes de distribuição de energia elétrica**. Dissertação (Mestrado) — Universidade Federal do Espírito Santo, 2006. Citado na página 24.

ZENG, W.; CHURCH, R. L. Finding shortest paths on real road networks: the case for a star. **International Journal of Geographical Information Science**, Informa UK Limited, v. 23, n. 4, p. 531–543, apr 2009. Citado na página 121.

ZINI, E. O. C. **Algoritmo Genético Especializado na Resolução de Problemas com Variáveis Contínuas e Altamente Restritos**. mathesis, 2009. Citado 8 vezes nas páginas 160, 161, 162, 163, 164, 165, 168 e 170.

RESOLUÇÃO DO PROBLEMA DE FLUXO DE POTÊNCIA PELO MÉTODO DE INJEÇÃO DE CORRENTES

Este Capítulo apresenta a formulação do método de resolução do problema do fluxo de potência de injeções de correntes.

Cada barra PQ é representada por duas equações compostas das componentes real e imaginária das diferenças (do inglês - *mismatches*) das injeções de correntes expressas em termos da tensão em coordenadas retangulares.

A representação das barras PV pode ser diversa. Em (DOMMEL; POWELL, 1970), as barras PV são representadas por uma única equação de diferenças de potências ativas e a defasagem angular associada. Em (JR.; PEREIRA; GARCIA, 2000), são propostas a adição nas barras PV de uma variável dependente ΔQ e uma equação de restrição para desvios nulos na tensão da barra.

Exceto pelas barras PV, a matriz do Jacobiano tem os elementos fora da diagonal principal iguais aos da matriz de admitância nodal. Os demais são atualizados a cada iteração de acordo com o modelo de carga considerado em cada barra. As diferenças das correntes de uma barra k do tipo PQ é dado por (COSTA N. MARTINS, 1999):

$$\Delta I_k^s = \frac{(P_k^{sp})^s - j(Q_k^{sp})^s}{(E_k^s)^s} - \sum_{i \in \Omega_k} \sum_{t \in \alpha_p} Y_{ki}^{st} E_i^t = 0 \quad (\text{A.1})$$

onde n é o total de barras e Ω_k o conjunto de barras conectadas a barra k

$$s, t \in \alpha_p \quad (\text{A.2})$$

$$\alpha_p = [a, b, c] \quad (\text{A.3})$$

$$k = [1, \dots, n] \quad (\text{A.4})$$

$$E_k = V_{rk} + jV_{mk} \quad (\text{A.5})$$

$$Y_{ki}^{st} = B_{ki}^{st} + jB_{ki}^{st} \quad (\text{A.6})$$

$$(P_k^{sP})^s = P_{gk}^s - P_{lk}^s \quad (\text{A.7})$$

$$(Q_k^{sP})^s = Q_{gk}^s - Q_{lk}^s \quad (\text{A.8})$$

onde $(P_k^{sP})^s$ e $(Q_k^{sP})^s$ são a potência ativa e reativa especificadas para a barra k para uma dada fase s , $(P_{gk}^s)^s$ e $(Q_{gk}^s)^s$ são as potências ativa e reativa dos geradores para uma dada fase s , $(P_{lk}^s)^s$ e $(Q_{lk}^s)^s$ são as potências ativa e reativa da carga para uma dada fase s e Y_{ki}^{st} é o elemento da matriz de admitância nodal.

A dependência da tensão das potências das cargas é modelada na forma polinomial como:

$$P_{lk}^s = P_{0k}^s + P_{1k}^s V_k + P_{2k}^s V_k^2 \quad (\text{A.9})$$

$$Q_{lk}^s = Q_{0k}^s + Q_{1k}^s V_k + Q_{2k}^s V_k^2 \quad (\text{A.10})$$

onde P_{0k}^s e Q_{0k}^s são constantes das potências da fase s na barra k , P_{1k}^s e Q_{1k}^s são constantes das correntes da fase s na barra k , P_{2k}^s e Q_{2k}^s são constantes das impedâncias da fase s na barra k e V_k o módulo da tensão na barra k .

A Equação A.1 pode ser decomposta em suas partes real e imaginária como:

$$\Delta I_{rk}^s = \frac{(P_k^{sP})^s V_{rk}^s - (Q_k^{sP})^s V_{ms}^s}{(V_{rk}^s)^2 + V_{mk}^s)^2} - \sum_{i \in \Omega_k} \sum_{t \in \alpha_p} G_{ki}^{st} V_{ri}^t - B_{ki}^{st} V_{mi}^t = 0 \quad (\text{A.11})$$

$$\Delta I_{mk}^s = \frac{(P_k^{sP})^s V_{mk}^s - (Q_k^{sP})^s V_{rs}^s}{(V_{mk}^s)^2 + V_{rk}^s)^2} - \sum_{i \in \Omega_k} \sum_{t \in \alpha_p} G_{ki}^{st} V_{mi}^t - B_{ki}^{st} V_{ri}^t = 0 \quad (\text{A.12})$$

e escritas na forma compacta respectivamente por:

$$\Delta I_{rk}^s = (I_{rk}^{sP})^s - (I_{rk}^{calc})^s \quad (\text{A.13})$$

$$\Delta I_{mk}^s = (I_{mk}^{sP})^s - (I_{mk}^{calc})^s \quad (\text{A.14})$$

A aplicação do algoritmo de *Newton-Rapshon* para a resolução das Equações A.13 e A.14 considerando todas as barras do sistema do tipo PQ é dada por:

$$\begin{bmatrix} \Delta I_{m1}^{abc} \\ \Delta I_{r1}^{abc} \\ \vdots \\ \Delta I_{mi}^{abc} \\ \Delta I_{ri}^{abc} \\ \vdots \\ \Delta I_{mk}^{abc} \\ \Delta I_{rk}^{abc} \\ \vdots \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} (Y_{11}^\bullet)^{abc} & (Y_{12}^\bullet)^{abc} & \dots & (Y_{1n}^\bullet)^{abc} \\ (Y_{21}^\bullet)^{abc} & (Y_{22}^\bullet)^{abc} & \dots & (Y_{2n}^\bullet)^{abc} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ (Y_{n1}^\bullet)^{abc} & (Y_{n2}^\bullet)^{abc} & \dots & (Y_{nn}^\bullet)^{abc} \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} \Delta V_{m1}^{abc} \\ \Delta V_{r1}^{abc} \\ \vdots \\ \Delta V_{mi}^{abc} \\ \Delta V_{ri}^{abc} \\ \vdots \\ \Delta V_{ml}^{abc} \\ \Delta V_{rl}^{abc} \\ \vdots \end{bmatrix} \quad (\text{A.15})$$

Pela Equação A.15, vemos que os elementos fora da diagonal principal são idênticos aos da matriz de admitância nodal. Uma vez que coordenadas retangulares do sistema trifásico são utilizadas, cada elemento da matriz é uma submatriz 6x6 com a seguinte estrutura tal qual ilustrado como abaixo:

$$Y_{im}^{abc} = \begin{bmatrix} B_{im}^{abc} & G_{im}^{abc} \\ G_{im}^{abc} & -B_{im}^{abc} \end{bmatrix}; i, m = 1, \dots, n \quad (\text{A.16})$$

Os elementos da diagonal principal por sua vez são dados por:

$$(Y_{kk}^\bullet)^{abc} = \begin{bmatrix} B_{kk}'^{abc} & G_{kk}''^{abc} \\ G_{kk}''^{abc} & -B_{kk}''^{abc} \end{bmatrix} \quad (\text{A.17})$$

onde:

$$B_{kk}'^{abc} = B_{kk}^{abc} - \begin{bmatrix} a_k^a & & \\ & a_k^b & \\ & & a_k^c \end{bmatrix} \quad (\text{A.18})$$

$$G_{kk}''^{abc} = G_{kk}^{abc} - \begin{bmatrix} b_k^a & & \\ & b_k^b & \\ & & b_k^c \end{bmatrix} \quad (\text{A.19})$$

$$G_{kk}''^{abc} = G_{kk}^{abc} - \begin{bmatrix} c_k^a & & \\ & c_k^b & \\ & & c_k^c \end{bmatrix} \quad (\text{A.20})$$

$$B_{kk}''^{abc} = -B_{kk}^{abc} - \begin{bmatrix} d_k^a & & \\ & d_k^b & \\ & & d_k^c \end{bmatrix} \quad (\text{A.21})$$

Os elementos a_k^s , b_k^s , c_k^s e d_k^s ($s \in \alpha_p$) são dependentes do modelo de carga adotado para cada fase para uma dada barra k como discutido em (COSTA N. MARTINS, 1999).

Os desvios de correntes da Equação A.15 para uma dada barra k e fase s são expressas respectivamente por:

$$\Delta I_{rk}^s = \frac{(P_k^{sP})^s V_{rk}^s - (Q_k^{sP})^s V_{ms}^s}{(V_{rk}^s)^2 + V_{mk}^s)^2} \quad (\text{A.22})$$

$$\Delta I_{mk}^s = \frac{(P_k^{sP})^s V_{mk}^s - (Q_k^{sP})^s V_{rs}^s}{(V_{rk}^s)^2 + V_{mk}^s)^2} \quad (\text{A.23})$$

Os desvios de potência ativa e reativa são dados por:

$$\Delta P_k^s = (P_k^{sP})^s - (P_k^{calc})^s \quad (\text{A.24})$$

$$\Delta Q_k^s = (Q_k^{sP})^s - (Q_k^{calc})^s \quad (\text{A.25})$$

onde:

$$(P_k^{calc})^s = V_{rk}^s (I_{rk}^{calc})^s + V_{mk}^s (I_{mk}^{calc})^s \quad (\text{A.26})$$

$$(Q_k^{calc})^s = V_{mk}^s (I_{rk}^{calc})^s + V_{rk}^s (I_{mk}^{calc})^s \quad (\text{A.27})$$

A Equação A.15 é resolvida utilizando processos iterativos de incremento da tensão. Essas são atualizadas a cada iteração como abaixo:

$$(V_{rmk}^{abc})^{h+1} = (V_{rmk}^{abc})^h + (\Delta V_{rmk}^{abc})^h \quad (\text{A.28})$$

onde:

$$(V_{rmk}^{abc}) = \begin{bmatrix} V_{rk}^a & V_{rk}^b & V_{rk}^c & V_{mk}^a & V_{mk}^b & V_{mk}^c \end{bmatrix}^T \quad (\text{A.29})$$

A representação das barras PV é de extrema relevância em redes de distribuição devido a mini e micro geração. Assumindo que uma barra k do tipo PV é conectada a barras i e l , a Equação A.15 pode ser reescrita como:

$$\begin{bmatrix} \Delta J_{m1}^{abc} \\ \Delta J_{r1}^{abc} \\ \vdots \\ \Delta J_{mi}^{abc} \\ \Delta J_{ri}^{abc} \\ \vdots \\ (\Delta J_{mk}^{\bullet})^{abc} \\ (\Delta J_{rk}^{\bullet})^{abc} \\ \vdots \\ \Delta J_{ml}^{abc} \\ \Delta J_{rl}^{abc} \\ \vdots \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} (Y_{11}^{\bullet})^{abc} & \dots & Y_{1i}^{abc} & \dots & (Y_{1k}^{\bullet\bullet})^{abc} & \dots & Y_{1l}^{abc} & \dots \\ \vdots & \vdots \\ Y_{i1}^{abc} & \dots & (Y_{ii}^{\bullet})^{abc} & \dots & (Y_{ik}^{\bullet\bullet})^{abc} & \dots & Y_{il}^{abc} & \dots \\ \vdots & \vdots \\ Y_{k1}^{abc} & \dots & Y_{ki}^{abc} & \dots & (Y_{kk}^{\bullet\bullet})^{abc} & \dots & Y_{kl}^{abc} & \dots \\ \vdots & \vdots \\ Y_{l1}^{abc} & \dots & Y_{li}^{abc} & \dots & (Y_{lk}^{\bullet\bullet})^{abc} & \dots & (Y_{ll}^{\bullet\bullet})^{abc} & \dots \\ \vdots & \vdots \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} \Delta V_{r1}^{abc} \\ \Delta V_{m1}^{abc} \\ \vdots \\ \Delta V_{ri}^{abc} \\ \Delta V_{mi}^{abc} \\ \vdots \\ (\Delta V_{mk}^{\bullet})^{abc} \\ (\Delta Q_k^{\bullet})^{abc} \\ \vdots \\ \Delta V_{rl}^{abc} \\ \Delta V_{ml}^{abc} \\ \vdots \end{bmatrix} \quad (\text{A.30})$$

sendo que:

$$(Y_{kk}^{\bullet\bullet})^{abc} = \begin{bmatrix} M & O \\ N & P \end{bmatrix} \quad (\text{A.31})$$

Os elementos das matrizes de ordem 3, M e N são definidos respectivamente como abaixo:

$$m_{kk}^{st} = G_{kk}^{st} - B_{rk}^{st} \frac{V_{mk}^t}{V_{rk}^t} \quad (\text{A.32})$$

$$n_{kk}^{st} = G_{kk}^{st} - B_{rk}^{st} \frac{V_{mk}^t}{V_{rk}^t} \quad (\text{A.33})$$

As submatrizes O e P são diagonais e dadas por:

$$O = \begin{bmatrix} \frac{V_{rk}^a}{(V_k^a)^2} & & \\ & \frac{V_{rk}^b}{(V_k^b)^2} & \\ & & \frac{V_{rk}^c}{(V_k^c)^2} \end{bmatrix} \quad (\text{A.34})$$

$$P = - \begin{bmatrix} \frac{V_{mk}^a}{(V_k^a)^2} & & \\ & \frac{V_{mk}^b}{(V_k^b)^2} & \\ & & \frac{V_{mk}^c}{(V_k^c)^2} \end{bmatrix} \quad (\text{A.35})$$

Os elementos fora da diagonal principal em A.30 são dados por:

$$(Y_{kk}^{\bullet\bullet})^{abc} = \begin{bmatrix} Q & U \\ R & W \end{bmatrix} \quad (\text{A.36})$$

Os elementos das submatrizes U e W são todos nulos. Já os elementos das submatrizes Q e R são dados por:

$$q_{lk}^{st} = G_{lk}^{st} - B_{kk}^{st} \frac{V_{mk}^t}{V_{rk}^t} \quad (\text{A.37})$$

$$r_{lk}^{st} = G_{lk}^{st} - B_{kk}^{st} \frac{V_{mk}^t}{V_{rk}^t} \quad (\text{A.38})$$

Como pode ser notado nas Equações A.37 e A.38, os elementos que compõe o Jacobiano da Equação A.15 na coluna k dependem da parte real e imaginária da tensão, logo, a matriz tem que ser atualizada a cada iteração. A diferenças das correntes trifásicas na barra k são dadas por:

$$(\Delta I_{mk}^{\bullet})^{abc} = \left[\frac{V_{mk}^a \Delta P_k^a}{(V_k^a)^2} \quad \frac{V_{mk}^b \Delta P_k^b}{(V_k^b)^2} \quad \frac{V_{mk}^c \Delta P_k^c}{(V_k^c)^2} \right]^T \quad (\text{A.39})$$

$$(\Delta I_{rk}^{\bullet})^{abc} = \left[\frac{V_{rk}^a \Delta P_k^a}{(V_k^a)^2} \quad \frac{V_{rk}^b \Delta P_k^b}{(V_k^b)^2} \quad \frac{V_{rk}^c \Delta P_k^c}{(V_k^c)^2} \right]^T \quad (\text{A.40})$$