

## ALOCAÇÃO OTIMIZADA DE CHAVES DE MANOBRAS PARA RESTAURAÇÃO DE REDES DE DISTRIBUIÇÃO DE ENERGIA ELÉTRICA.

**Jônatas Boás Leite**

*E-mail: [jonataslei@aluno.feis.unesp.br](mailto:jonataslei@aluno.feis.unesp.br)*

**Waldemar Pereira Mathias Neto**

*E-mail: [wpmneto@aluno.feis.unesp.br](mailto:wpmneto@aluno.feis.unesp.br)*

**José Roberto Sanches Mantovani**

*E-mail: [mant@dee.feis.unesp.br](mailto:mant@dee.feis.unesp.br)*

Faculdade de Engenharia de Ilha Solteira – Universidade Estadual Paulista  
Departamento de Engenharia Elétrica - Campus III – Caixa Postal 31.  
15.385-000 ILHA SOLTEIRA, SP, BRASIL.

### RESUMO

Neste trabalho apresenta-se a implementação e a análise crítica de uma heurística para calcular o custo ótimo da alocação de chaves seccionadoras em redes primárias de distribuição, determinando-se o número e a localização estratégica destas chaves seccionadoras. A heurística utiliza o processo de otimização *Fuzzy* para encontrar o ponto de máxima satisfação entre dois objetivos conflitantes, que são o custo das chaves e a confiabilidade do alimentador representado pelo custo de interrupção do fornecimento de energia para o consumidor. O modelo de alocação otimizada de chaves em redes de distribuição é um problema não linear multiobjetivo que é resolvido por técnicas de buscas adaptadas, com ênfase para a metaheurística GRASP (Greedy Randomized Adaptive Search Procedure) devido ao seu melhor desempenho computacional em comparação com outros processos de buscas adaptadas. Apresentam-se resultados de testes efetuados na implementação computacional da metodologia propostas em alimentadores reais com diferentes topologias e números barras, onde pode-se concluir o desempenho computacional e robustez desta metodologia.

**PALAVRA-CHAVE.** Metaheurísticas; GRASP; Confiabilidade; Sistemas de Distribuição.  
**Área de classificação principal (Energia).**

### ABSTRACT

The objectives of this paper are related to implement and critically analyze a heuristic for evaluate the optimized cost of sectionalizing switches in primary electrical distribution, network determining the number and the strategic localization of this sectionalizing switches. This heuristic use Fuzzy optimized procedure for finding the maxima satisfaction point between two conflicting objectives, that are switch costs and feeder reliability represented by the Client Interruption Costs (CIC) that is a non-linear problem resolved with adaptative search technique. The proposed solution for this problem is the metaheurística GRASP (Greedy Randomized Adaptive Search Procedure) due to be the best computational performance in comparison with other adaptive search techniques. Results are obtained under various real feeders with different topologies and quantity of branches where it was checked the computational performance and robustness of the proposed algorithm.

**KEYWORDS.** Metaheuristics; GRASP; Reliability; Distribution Systems.  
**Main area (Energy).**

## 1. Introdução

As interrupções no fornecimento de energia elétrica ocorrem principalmente devido a faltas permanentes ou temporárias nas redes de distribuição. Sob condições de faltas permanentes, o sistema passa do estado normal de funcionamento para um estado restaurativo, onde a seção com falha é localizada e isolada através de manobras com as chaves seccionadoras, para que seja possível corrigir a falha. Segundo Morelato e Monticelli (1989) os estados operacionais de um sistema de distribuição podem ser definidos como: *normal*, *emergência* e *restaurativo*. Os índices de confiabilidade de um sistema de distribuição, como frequência e duração efetiva das interrupções, estão relacionados com o tempo de operação da rede em cada um desses estados previamente definidos.

A qualidade do fornecimento e os índices de confiabilidade de operação do sistema podem ser melhorados através da alocação de chaves de manobras manuais ou automáticas em pontos estratégicos da rede. As chaves seccionadoras permitem controlar a interrupção do fornecimento de energia para a execução de obras de expansão, e intervenções para manutenção preventiva em componentes da rede. Nestes casos, a rede deve possuir um conjunto de chaves seccionadoras para reconfiguração, interrompendo o fornecimento de energia para a menor quantidade de consumidores possíveis e remanejando alguns consumidores para os alimentadores vizinhos. Alternativas que minimizam o número de dispositivos a serem manobrados devem ser adotadas, uma vez que, quanto maior o número de manobras maior é o tempo gasto na rede para estabelecer um plano de restauração aliado a problemas de transitórios de chaveamentos.

Neste artigo propõe-se uma metodologia para alocar chaves em alimentadores de distribuição contemplando aspectos econômicos e de confiabilidade da rede: custo das chaves (*CS*) e custo de interrupção de clientes (*CIC*). O *CS* é modelado por uma função linear, entretanto o *CIC* é modelado através de uma função não linear, dificultando o emprego de métodos clássicos de otimização de sua solução, e por isso está sendo proposto um processo de buscas adaptadas como metodologia para obtenção dos custos de interrupção. O processo de busca adotado é o *GRASP* (*Greed Randomized Adaptive Search Procedure*) devido ao seu bom desempenho em comparação com os métodos de busca que utilizam o Algoritmo Genético ou a Heurística *Multistart* Probabilística (LEITE; MANTOVANI, 2008).

Na metodologia proposta é determinado o número ótimo de chaves seccionadoras a serem alocadas na rede de distribuição de energia elétrica com o auxílio de uma função que mede o nível de satisfação da concessionária. Esta função de inferência *fuzzy* permite resolver o modelo multiobjetivo através do *GRASP* de modo que quando o nível de satisfação da concessionária for o máximo possível para um determinado alimentador, o correspondente número de chaves é ótimo. A análise da metodologia proposta é realizada através de testes em vários alimentadores reais de distribuição com diversas topologias e quantidades de ramos candidatos a alocação de chaves, e com equipamentos instalados na rede, tais como bancos de capacitores, reguladores de tensão e geradores distribuídos. O desempenho do algoritmo é analisado através de comparações entre as heurísticas, dos tempos de processamento e da qualidade das soluções para os vários cenários de teste.

## 2. Formulação do problema

Para solução do problema de alocação de chaves é proposta uma metodologia baseada na meta-heurística *GRASP* (RESENDE; RIBEIRO, 2007) e auxiliada por procedimentos heurísticos e manipulações algébricas com objetivo de acelerar a convergência do algoritmo. Os aspectos da metodologia são discutidos nas subseções seguintes.

### 2.1. Custos das Chaves

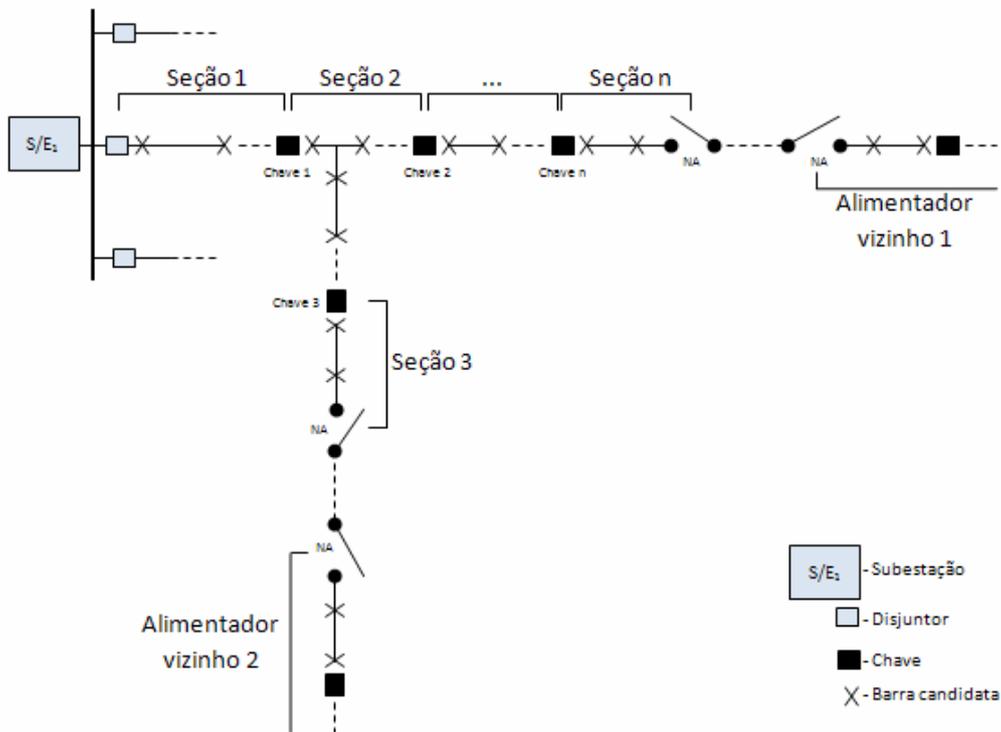
O custo total dos investimentos em novas chaves seccionadoras a serem instaladas na rede de distribuição pode ser determinado como:

$$CS = \frac{NS_{INST} CIS}{P} \quad (1)$$

em que  $NS_{INST}$  é o número de chaves instaladas,  $CIS$  é o custo de cada chave ( $R\$$ ) e  $P$  representa o período de depreciação a partir da data de instalação das chaves (*ano*), portanto a unidade do  $CS$  é  $R\$/ano$ . Desconsiderando os índices de reajuste de preços determinados pela inflação anual acumulada, têm-se um modelo de depreciação linear com relação  $CIS/P$  constante, logo a função custo das chaves fica dependendo somente do número de chaves instaladas na rede de distribuição de energia.

**2.2. Custos de Interrupção**

Os custos de interrupção são obtidos através de otimização combinatória, que busca, com base num conjunto de ramos candidatos e um número máximo de chaves, determinar a configuração que estas devem ser instaladas, de modo que as interrupções do serviço de fornecimento de energia sejam mínimas (devido à faltas permanentes). A topologia típica de uma rede de distribuição está ilustrada na figura 1.



**Figura 1:** Configuração de um alimentador típico de distribuição.

Considera-se que cada seção do alimentador possui determinada carga instalada, diferentes classes de consumidores (residenciais, comerciais, industriais), além de dados históricos e estatísticos dos índices de confiabilidade da rede de distribuição. Desta forma o modelo matemático (TENG; LIU, 2003) utilizado para obter o custo de interrupção em alimentadores radiais de distribuição é expresso por:

$$Min\ CIC = \left[ \sum_{i=1}^{n+1} \lambda_i l_i \left( \sum_{j=1}^{n+1} C_{ij} L_j \right) \right] \tag{2}$$

Na equação (2) é calculado o custo de interrupção dos clientes ( $CIC$ ) do alimentador, em que  $n$  é o número de chaves seccionadoras,  $l_i$ ,  $L_i$  e  $\lambda_i$  são o comprimento ( $km$ ), a carga ( $kW$ ) e a taxa de contingências (*falha/km-ano*) da seção  $i$ , respectivamente, e  $C_{ij}$  é o custo de interrupção ( $R\$/kW$ ), que pode ser expresso como:

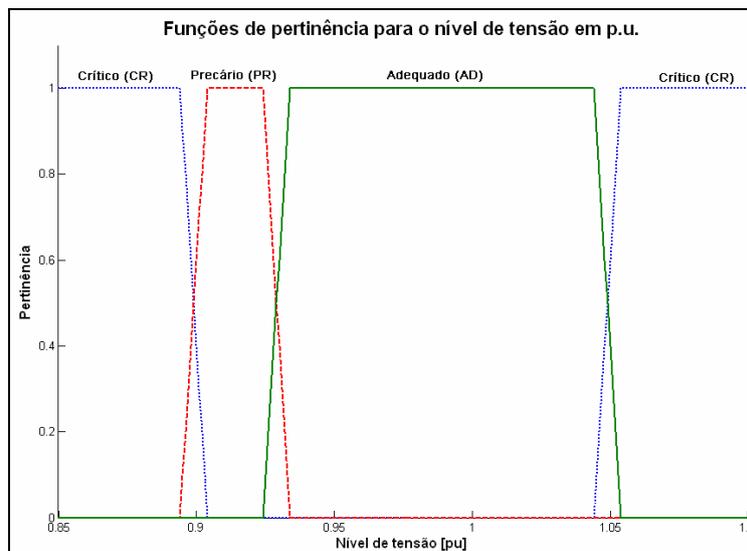
$$C_{ij} = Res_j(\%)f_R(\gamma_{ij}) + Com_j(\%)f_C(\gamma_{ij}) + Ind_j(\%)f_I(\gamma_{ij}) \tag{3}$$

em que  $Res_j(\%)$ ,  $Com_j(\%)$ ,  $Ind_j(\%)$  e  $f_R(\gamma_{ij})$ ,  $f_C(\gamma_{ij})$ ,  $f_I(\gamma_{ij})$  são as porcentagens de cargas e as funções custos de interrupções dos clientes residenciais, comerciais e industriais, respectivamente, e  $\gamma_{ij}$  é o tempo de duração da interrupção (localização da falta, isolamento da seção atingida e restauração do restante do sistema) da seção  $j$  devido a uma falta na seção  $i$ . O estado da rede de distribuição é determinado com o auxílio de um algoritmo de cálculo de fluxo de potência (SHIRMOHAMMADI; HONG, 1988). No Brasil, a ANEEL classifica as faixas de tensões em: faixa de tensão adequada, faixa de tensão precária e faixa de tensão crítica. A tabela 1 ilustra estas faixas para sistemas de distribuição entre 1 e 69 kV, assim como os valores que as limitam (em p.u.) tomando como referência a tensão nominal do sistema (TR).

**Tabela 1:** Pontos de conexão de tensão nominal superior a 1kV e inferior a 69kV.

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	$TL < 0,90TR$ ou $TL > 1,05TR$

Os limites de tensão fornecidos pela tabela 1 são exatos, entretanto, o algoritmo que calcula o fluxo de potência é baseado em um método cujo critério de parada é a diferença entre os erros obtidos em duas iterações subsequentes. Isto faz com existam incertezas entre o possível estado real e o estado calculado da rede de distribuição. Para resolver este problema pode-se utilizar um sistema *Fuzzy*, apresentado na figura 2, que converte os conjuntos *crisp* (exatos) da tabela 1 em conjuntos *fuzzy* determinados pelas funções de pertinência.



**Figura 2:** Funções de pertinência do sistema *Fuzzy* proposto.

As funções de pertinência dos níveis de tensão crítica ( $\mu_{CR}$ ), precária ( $\mu_{PR}$ ) e adequada ( $\mu_{AD}$ ) são dadas, respectivamente, por:

$$\mu_{CR}(v_i) = \begin{cases} 1 & \text{se } 0 \leq v_i < 0,895 \cup v_i \geq 1,055 \\ -100v_i + 90,5 & \text{se } 0,895 \leq v_i < 0,905 \\ 0 & \text{se } 0,905 \leq v_i < 1,045 \\ 100v_i - 104,5 & \text{se } 1,045 \leq v_i < 1,055 \end{cases} \quad (4)$$

$$\mu_{PR}(v_i) = \begin{cases} 0 & \text{se } 0 \leq v_i < 0,895 \cup v_i \geq 0,935 \\ 100v_i - 89,5 & \text{se } 0,895 \leq v_i < 0,905 \\ 1 & \text{se } 0,905 \leq v_i < 0,925 \\ -100v_i + 93,5 & \text{se } 0,925 \leq v_i < 0,935 \end{cases} \quad (5)$$

$$\mu_{AD}(v_i) = \begin{cases} 0 & \text{se } 0 \leq v_i < 0,925 \cup v_i \geq 1,055 \\ 100v_i - 92,5 & \text{se } 0,925 \leq v_i < 0,935 \\ 1 & \text{se } 0,935 \leq v_i < 1,045 \\ -100v_i + 93,5 & \text{se } 1,045 \leq v_i < 1,055 \end{cases} \quad (6)$$

em que:

$v_i \in \Omega_l$  representa o nível de tensão em p.u. da barra  $i$ .

O conjunto  $\Omega_l$  representa as barras pertencentes ao alimentador  $l$  sob análise e de todos os alimentadores que são seus vizinhos através de ramais de interconexões que podem ser utilizados para restaurar a rede de distribuição. A qualidade do produto, em termos de perfil de tensão, é incorporada na função objetivo por um fator multiplicativo  $\beta$  para configurações com diferentes condições de tensão.

$$\beta = [\mu_{CR}(v_i) \quad \mu_{PR}(v_i) \quad \mu_{AD}(v_i)] \begin{bmatrix} 2 & 0 & 1,75 \\ 0 & 1,5 & 1,25 \\ 1,75 & 1,25 & 1 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \mu_{CR}(v_i) \\ \mu_{PR}(v_i) \\ \mu_{AD}(v_i) \end{bmatrix} = [\mu_v]^T [Pn][\mu_v] \quad (7)$$

em que  $[Pn]$  representa a matriz penalidade e  $[\mu_v]$  a matriz de pertinência de tensão. Desta forma, ao ultrapassar a capacidade de fornecimento de potência de alimentadores vizinhos, ocorre a perda de qualidade no perfil de tensão da rede, e assim esta solução é penalizada, multiplicando-se o  $CIC$  pelo fator  $\beta$ .

A não-linearidade e a natureza combinatorial do modelo matemático utilizado dificultam o uso de métodos clássicos de otimização para calcular o custo de interrupção, logo os processos de busca adaptados são utilizados para obter o custo de interrupção. Neste trabalho propõe-se o uso do Processo de Busca Adaptativo Aleatório Guloso (*GRASP*) devido ao seu melhor desempenho (LEITE; MANTOVANI, 2009).

### 2.2.1. Metaheurística GRASP

A meta-heurística *GRASP* é um algoritmo flexível e desenvolvido para a solução de difíceis problemas combinatoriais, e consiste basicamente de duas fases: construção e busca local. Na fase de construção gera-se uma solução factível, e durante a fase de melhoria, ou de busca local, efetua-se uma análise de vizinhança ao redor da solução obtida durante a fase de construção. A melhor solução encontrada na fase de busca local no decorrer de todas as iterações é adotada como a solução otimizada do problema sob análise.

#### 2.2.1.1 Fase de construção

As soluções factíveis obtidas nesta fase são compostas pelos ramos candidatos a terem uma chave alocada. Em cada iteração todos os ramos candidatos são avaliados pela equação (7) e os melhores ramos candidatos são agrupados na lista de candidatos restrita (LCR).

$$LCR \leftarrow \{r_i \in R | C(r_i) \leq C_{\min} + \alpha(C_{\max} - C_{\min})\} \quad (8)$$

em que  $r_i$  é o ramo candidato,  $R$  é o conjunto de todos os ramos candidatos e  $\alpha$  está associado com um parâmetro limitante da LCR, e possui valores entre 0 e 1,  $C(r_i)$  é o incremento do custo no ramo  $r_i$ , sendo que este custo é expresso pela Equação:

$$C(r_i) = \sum_{i=1}^{n+1} \lambda_i l_i \left( \sum_{j=1}^{n+1} C_{ij} L_j \right) \quad (9)$$

O incremento do custo corresponde ao *CIC* é avaliado sem considerar as restrições das magnitudes de tensão e com uma chave alocada no ramo  $r_i$ , portanto sem a necessidade do cálculo do fluxo de carga, que demanda grande tempo computacional.  $C_{max}$  e  $C_{min}$  são respectivamente o máximo e o mínimo incremento do custo obtido durante a fase de construção do *GRASP*.

A seleção do ramo candidato para fazer parte da solução factível é feita aleatoriamente, caso o ramo selecionado já exista na solução, outro ramo é selecionado, de modo que todos os ramos que constituem a solução factível sejam diferentes.

### 2.2.1.2. Fase de busca local

O *CIC* da solução factível encontrada durante a fase de construção é utilizado como custo ótimo para uma investigação de vizinhança da solução, na busca de uma solução que apresente um custo de interrupção menor. Esta investigação é realizada de modo iterativo e dividida em duas etapas: à montante e à jusante do ramo onde se encontra alocada uma chave. A primeira etapa inicia-se realocando a chave do primeiro ramo candidato da solução para o primeiro ramo candidato à montante deste, depois se calcula a função objetivo com a equação (2) considerando as restrições de tensão. Se o *CIC* calculado for menor, o custo ótimo torna-se igual ao custo calculado. Novamente é realocada a chave para o primeiro ramo candidato à montante, senão, realoca-se a chave do segundo ramo candidato da solução factível para o primeiro ramo candidato a montante deste, e assim sucessivamente até que todas as vizinhanças dos ramos candidatos contidos na solução parcial sejam investigadas. Depois de realizada a investigação a primeira etapa é finalizada e inicia-se a segunda etapa. A segunda etapa é realizada de maneira análoga à primeira, porém realocando as chaves nos ramos candidatos à jusante de cada ramo contido na solução factível.

### 2.2.1.3. Algoritmo Heurístico Construtivo (*AHC*) com Busca Local

O *GRASP* é um processo de múltiplas amostragens onde cada solução produz uma amostra da solução de uma distribuição desconhecida, cuja média e variância são funções da natureza restritiva da *LCR*. Restringindo a *LCR* para um simples elemento ( $\alpha=0$ ) então a mesma solução será produzida em todas as iterações do *GRASP*, assim a variância da distribuição é zerada e o valor médio torna-se igual ao da solução puramente gulosa, portanto somente uma iteração é suficiente para obter a solução. Estas são as características do *AHC* com Busca Local, que encontra boas soluções em reduzido tempo de processamento. Na figura 3 observa-se a eficiência deste método em obter os *CIC* mínimos.

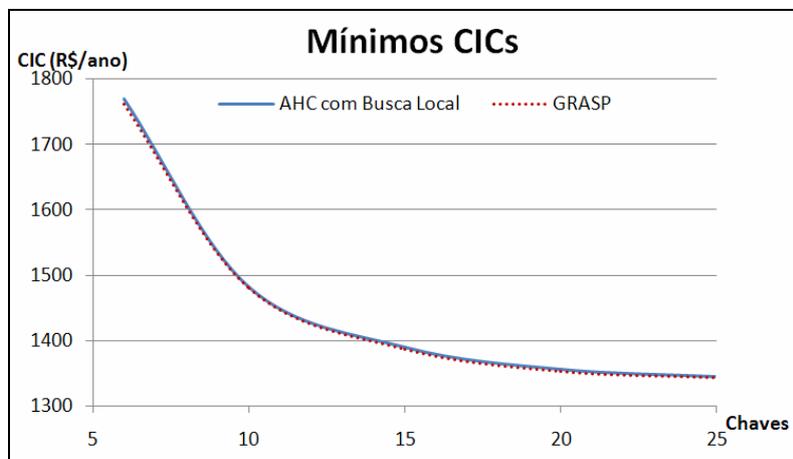


Figura 3: Mínimos *CIC* obtidos pelos *GRASP* e *AHC* com Busca Local em função do *NS*.

No *GRASP* é permitido à *LCR* possuir mais de um elemento, então diferentes soluções são produzidas em cada iteração, aumentando a variância e piorando o valor médio das funções objetivo, contudo a melhor solução encontrada no final do processo é frequentemente o valor ótimo. Na figura 3 observa-se que este valor ótimo está muito próximo do valor obtido pelo *AHC* com Busca Local que possui a vantagem de ser rápido, pois só utiliza uma iteração para obter a solução enquanto que o *GRASP* é dependente das iterações para melhorar sua solução final.

### 3. Algoritmo para obter o máximo nível de otimização

Os aspectos econômicos considerados na metodologia de solução do problema de alocação de chaves são conflitantes, logo se utiliza um processo de busca de soluções compromisso de qualidade que transforma as duas funções de custo em uma função objetivo simples de satisfação (FALAGHI; HAGHIFAM; SINGH, 2009). Para ilustrar o processo de otimização define-se um ponto de equilíbrio entre a melhoria do serviço de confiabilidade a partir da minimização do *CIC* ( $\omega_{CIC}$ ) e o custo das chaves seccionadoras ( $\omega_{CS}$ ) utilizados na melhoria da confiabilidade. A equação que representa este processo é expressa por:

$$Max \quad F = \rho_1 \omega_{CIC} + \rho_2 \omega_{CS} \tag{10}$$

$$\omega_{CIC} = \frac{CIC_{min}}{CIC} \tag{11}$$

$$\omega_{CS} = \frac{CS_{max} - CS}{CS_{max}} \tag{12}$$

em que  $F$  representa a função objetivo do modelo para otimizar os custos fixos das chaves e de interrupção,  $\omega_{CIC}$  representa a função objetivo da confiabilidade,  $\omega_{CS}$  é a função objetivo do custo das chaves, e  $\rho_1, \rho_2$  são fatores de peso, tal que  $\rho_1 + \rho_2 = 1$ , e que se esteja no ponto ótimo. A equação (11) normaliza a função custo de interrupção, assim  $CIC_{min}$  representa os custos da topologia do alimentador com maior confiabilidade, onde o número de chaves seccionadoras é igual à 20% do número de ramos candidatos (*NRC*) para alocação de chaves, também se calcula  $CS_{max}$  para esta quantidade de chaves seccionadoras e a função do custo das chaves é normalizada pela equação (12).

Os fatores de peso  $\rho_1$  e  $\rho_2$  normalmente assumem valores determinados pela concessionária de energia elétrica de acordo com sua filosofia de trabalho, entretanto as curvas do *CIC* e do número de chaves (*NS*) dependem desses fatores como mostrado na figura 4.

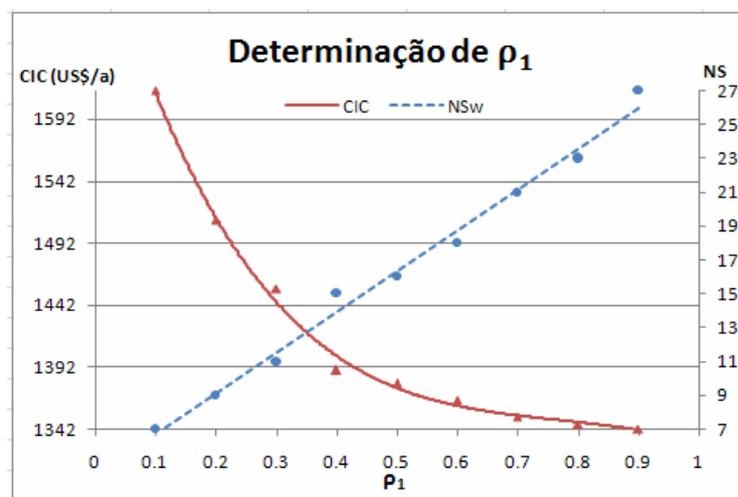


Figura 4: Curvas do *CIC* e do número de chaves em função de  $\rho_1$ .

O fator  $\rho_I$  representa o peso da confiabilidade na função objetivo. Para  $\rho_I \approx 0$  as soluções obtidas no processo são de baixa confiabilidade, conseqüentemente o  $CIC$  é elevado e o  $NS$  é pequeno, entretanto se  $\rho_I \approx 1$  então as soluções são de alta confiabilidade com custos de interrupção baixos e grande número de chaves. Este comportamento é verificado na figura 4 que possibilita definir o ponto de equilíbrio entre o  $CIC$  e o  $NS$  através do ponto de cruzamento das suas curvas que ocorre quando  $\rho_I = 0,35$ , devido ao comportamento exponencial da função que fornece o valor do  $CIC$ . Determinados os fatores de peso pode-se obter o nível de satisfação em função da confiabilidade e dos custos das chaves, esta manipulação matemática resulta na superfície  $s = \{(\omega_{CS}, \omega_{CIC}, F) | F = 0,35\omega_{CIC} + 0,65\omega_{CS}, (\omega_{CS}, \omega_{CIC}) \in [0, 1]\}$  apresentada na figura 5.

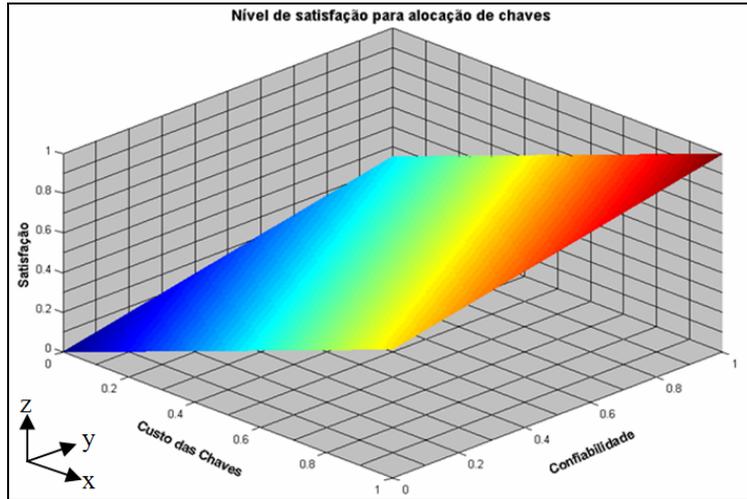


Figura 5: Superfície de satisfação.

Um observador localizado perpendicularmente ao plano  $xy$  e observando a superfície de satisfação de cima, não irá ter uma visão tridimensional da superfície, mas sim, visualizará o plano  $xy$  com o valor do gradiente do nível de satisfação. Isso lhe possibilita determinar as linhas que cortam esse plano e que possuem o mesmo nível de satisfação.

Como o custo das chaves varia linearmente com a quantidade de chaves alocadas no alimentador, é correto afirmar que a função normalizada do custo das chaves equivale à normalização do número de chaves, e isto possibilita que uma curva característica da confiabilidade em função do número de chaves seja traçado no plano  $xy$ , e a partir das linhas de mesmo nível determinar os pontos de máxima satisfação, correspondentes aos pontos de tangência entre as linhas de mesmo nível de satisfação e as curvas de confiabilidade.

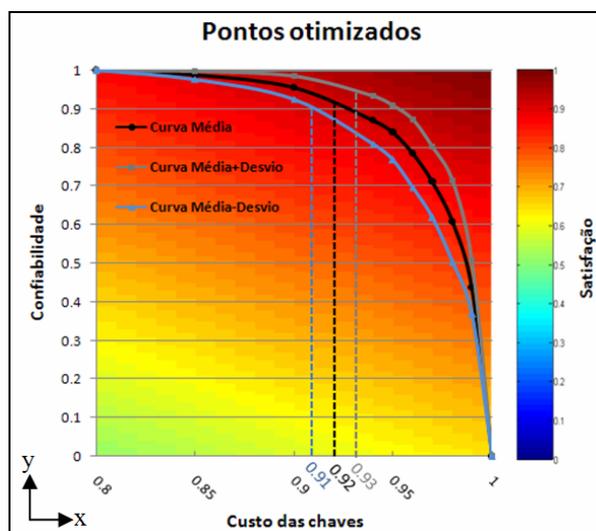


Figura 6: Método para obter os pontos de máxima satisfação para as curvas de confiabilidade.

As curvas de confiabilidade presente na figura 6 foram obtidas após uma análise exaustiva de vários alimentadores com topologias e dimensões diferentes. No caso foram utilizados alimentadores com números de ramos ( $NR$ ) iguais a 221, 245, 274, 452, 489, 564, 630, 685, 762, 957 e 1947, onde foram alocadas chaves equivalentes á 1, 2, 3, 4, 5, 6, 10, 15 e 20% do  $NRC$  para alocação de chaves, considerando que  $CIC_{min}$  foi obtido para  $NS$  igual a 20% do número de ramos candidatos para alocação de chaves do alimentador. Assim a curva média, corresponde à média aritmética das curvas, e as demais à soma e à subtração da curva média do desvio médio das medidas. Portanto para um custo normalizado das chaves de 0,92 obtém-se a máxima satisfação considerando valores médios.

Contudo ainda há muita incerteza ao se determinar o número de chaves que resulte na máxima satisfação, pois as curvas foram obtidas a partir de valores médios. Esse problema pode ser resolvido utilizando um sistema de otimização *Fuzzy*, como o utilizado na subseção 2.2, onde as funções de pertinência da confiabilidade são dadas por:

$$\mu_{MIN}(c) = \begin{cases} 14,28c - 11,43 & \text{se } 0,80 \leq c < 0,87 \\ -20c + 18,4 & \text{se } 0,87 \leq c < 0,92 \\ 0 & \text{se } 0,92 \leq c < 1 \end{cases} \quad (13)$$

$$\mu_{MED}(c) = \begin{cases} 0 & \text{se } 0,80 \leq c < 0,87 \cup 0,965 \leq c < 1 \\ 20c - 17,4 & \text{se } 0,87 \leq c < 0,92 \\ -22,22c + 21,44 & \text{se } 0,92 \leq c < 0,965 \end{cases} \quad (14)$$

$$\mu_{MAX}(c) = \begin{cases} 0 & \text{se } 0,80 \leq c < 0,92 \\ 22,22c - 20,44 & \text{se } 0,92 \leq c < 0,965 \\ -28,57c + 28,57 & \text{se } 0,965 \leq c < 1 \end{cases} \quad (15)$$

$$\mu_{BI}(c) = \begin{cases} -14,28c + 12,43 & \text{se } 0,80 \leq c < 0,87 \\ 0 & \text{se } 0,87 \leq c < 1 \end{cases} \quad (16)$$

$$\mu_{BS}(c) = \begin{cases} 0 & \text{se } 0 \leq c < 0,965 \\ 28,57c - 27,57 & \text{se } 0,965 \leq c < 1 \end{cases} \quad (17)$$

As expressões (13) à (17) representam as funções de pertinência da confiabilidade  $c$  considerando as curvas da média menos o desvio ( $\mu_{MIN}$ ), da média ( $\mu_{MED}$ ), da média mais o desvio ( $\mu_{MAX}$ ), de correção borda inferior ( $\mu_{BI}$ ) e de correção da borda superior ( $\mu_{BS}$ ). Portanto é possível obter a porcentagem normalizada de chaves alocadas otimamente ( $NS\%$ ) pela equação a seguir:

$$NS\% = [\mu_c]^T \begin{bmatrix} 0,890 & 0,900 & 0 & 0 & 0 \\ 0,900 & 0,910 & 0,915 & 0 & 0 \\ 0 & 0,915 & 0,920 & 0,925 & 0 \\ 0 & 0 & 0,925 & 0,930 & 0,940 \\ 0 & 0 & 0 & 0,940 & 0,950 \end{bmatrix} [\mu_c] \quad (18)$$

em que:

$$[\mu_c]^T = [\mu_{BI}(c) \quad \mu_{MIN}(c) \quad \mu_{MED}(c) \quad \mu_{MAX}(c) \quad \mu_{BS}(c)]$$

Na equação (18) a matriz pertinência da confiabilidade corresponde à  $[\mu_c]$ .

### 3.1. Algoritmo para alocação ótima de chaves seccionadoras

Resolver o problema de alocação de chaves seccionadores em alimentadores de distribuição é determinar o número e a localização das chaves, minimizando o custo e mantendo a confiabilidade da rede de distribuição, ou seja, maximizando a satisfação. Este problema é resolvido através do seguinte algoritmo:

1. Calcular  $CIC_{min}$  para um número de chaves máximo ( $NS=0,2NRC$ ) utilizando o *AHC* com Busca Local ;
2. Calcular a confiabilidade do alimentador ( $c=\omega_{CIC}$ ) adotando número médio de chaves ( $NS=[1-0,92]NRC$ ) através do *AHC* com Busca Local e da equação (11);
3. Construir a matriz pertinência da confiabilidade  $[\mu_c]$  utilizando as equações (13) à (17) e calcular a porcentagem de chaves a serem alocadas  $NS\%$  através da equação (18);
4. Determinar o número ótimo de chaves a serem alocadas:

$$NS = (1 - NS\%)NRC \quad (19)$$

5. Alocar estrategicamente as chaves no alimentador usando a metaheurística *GRASP* e determinar o custo total ( $C_{TOTAL}=CIC+CS$ ) através das equações (1) e (2).

## 4. Resultados e discussões

O algoritmo proposto para alocação de chaves em um alimentador qualquer utilizando sistemas *Fuzzy* junto como a metaheurística *GRASP* foi implementado utilizando a linguagem C++ e simulado em um computador com processador AMD Athlon 64 3000+ 1,8GHz com 448MB. Os testes foram realizados em três etapas, na primeira etapa o foco foi o sistema *Fuzzy* utilizado para determinar a qualidade de energia no cálculo dos custos de interrupção. Em seguida verificou-se a eficiência do *AHC* com Busca Local, e por último foi analisada a capacidade do algoritmo para alocar as chaves seccionadoras.

### 4.1. Qualidade de energia

Em muitos métodos utilizados para cálculo do *CIC*, quando o estado da rede não está no nível adequado da magnitude das tensões como determina ANEEL, a solução parcial é então penalizada dobrando o seu custo de interrupção, uma vez que se deseja minimizar o custo. Propõe-se um sistema *Fuzzy* de qualidade de energia, visando não penalizar totalmente as soluções factíveis que apresentam perfil de tensão ligeiramente fora da faixa do nível adequado, pois o algoritmo que calcula o fluxo de potência gera o estado do alimentador com um pequeno erro. Assim para testar a funcionalidade do sistema *Fuzzy* proposto, foram calculados os *CIC* em um alimentar real com 452 barras, 4/160 *falhas/km*, tempo de manutenção ( $t_M$ ) de 240min e tempo de chaveamento ( $t_C$ ) de 20min, cujos resultados são apresentados na tabela 2.

**Tabela 2:** Tempos de processamento e *CIC* do alimentador de 452 barras.

Número de chaves (NS)	Conjunto Fuzzy		Conjunto Crisp	
	$t_p$ (s)	<i>CIC</i> (R\$/a)	$t_p$ (s)	<i>CIC</i> (R\$/a)
2	0,062	2980,23	0,062	5960,45
3	0,12	2416,59	0,12	4833,17
4	0,15	2070,39	0,14	4140,77
5	0,17	1917,25	0,18	1917,25
9	0,33	1510,62	0,33	1510,62
13	0,47	1419,81	0,48	1419,81
18	0,65	1365,48	0,64	1365,48
22	0,75	1349,03	0,77	1349,03

Os resultados mostram que quanto ao tempo computacional ( $t_p$ ) não há diferença entre usar conjuntos *Fuzzy* e *Crisp*, contudo ao se analisar os *CIC* obtidos usando esses dois conjuntos, verifica-se que para 2, 3 e 4 (3 primeiras linhas) chaves alocadas os custos de interrupção foram fortemente penalizados no método que utiliza um corte exato (*crisp*), o mesmo não se observa quando se utiliza um sistema *Fuzzy*, possibilitado obter menores custos. Isto é importante, pois permite que a vizinhança dessas soluções parciais seja investigada na fase de busca local da metaheurística *GRASP* e não descartada como seria no caso do corte exato devido ao alto valor do custo de interrupção.

#### 4.2. AHC com Busca Local

Na tabela 3 apresentam-se os resultados referentes ao primeiro teste do algoritmo de alocação otimizada de chaves seccionadoras, onde se verifica o desempenho computacional e a robustez do algoritmo. Para esta simulação adotou-se o mesmo alimentador da subseção 4.1 com as mesmas configurações de confiabilidade, número de iterações igual a 4, e alfa inicial de 0,85.

**Tabela 3:** Comparação da eficiência dos algoritmos.

Algoritmo	NS	C <sub>TOTAL</sub> (R\$/a)	Satisfação (F)	t <sub>p</sub> (s)
AHC com BL & GRASP	13	2786,38	0,918594	5,82
GRASP & GRASP	14	2903,18	0,911447	35,34

Como o número de chaves a serem alocadas se altera durante o processo de otimização, o algoritmo que utiliza somente a heurística *GRASP* é menos robusto, pois o processo de busca depende do número de iterações para obter boas soluções finais, e como o espaço de busca do problema de minimização do *CIC* aumenta com o aumento do número de chaves, no início do processo é necessário que o *GRASP* seja ajustado com um grande número de iterações e no final este número seja reduzido. Como o número de iterações permaneceu constante durante todo o processo, o algoritmo torna-se menos robusto que o *AHC* com Busca Local que independe do número de iterações para obter as soluções. Este teste mostra que o método que utiliza o *AHC* com Busca Local é mais robusto, pois encontra uma solução com nível de satisfação superior em um tempo computacional ( $t_p$ ) 5 vezes.

#### 4.3. Algoritmo para alocação ótima de chaves seccionadoras

Na subseção anterior observou-se um resultado do algoritmo, contudo a solução obtida isoladamente não permite que se conclua muito respeito do algoritmo quanto à sua generalidade e eficiência em encontrar boas soluções. Deste modo, o objetivo deste último teste é determinar o número ótimo de chaves a serem alocadas em vários alimentadores reais e verificar se o nível de satisfação ( $F$ ) obtido corresponde ao máximo para os alimentadores em teste.

**Tabela 4:** Desempenho da metodologia empregada para resolver o problema de alocação.

Rede	NRC	Resultados			Nível de satisfação (F)				
		NS	t <sub>p</sub> (s)	C <sub>TOTAL</sub>	NS	NS+2	NS+4	NS-2	NS-4
11406	181	13	10,59	2715,77	0,934319	0,933421	0,930561	0,915564	0,9279
17428	344	24	62,78	5603,72	0,936378	0,93607	0,93495	0,928335	0,936573
5555	210	15	10,31	5034,18	0,907962	0,908623	0,905356	0,900772	0,899684
1567	229	14	15,7	6964,18	0,946343	0,943701	0,940949	0,94421	0,946419
1075	70	6	0,8	1639,01	0,896091	0,899887	0,894866	0,874005	0,832163
8367	135	13	2,78	1904,34	0,900753	0,894822	0,894211	0,891113	0,883229
13276	223	19	16	4079,39	0,90984	0,909247	0,908608	0,909013	0,90604

Na tabela 4 verificam-se os resultados obtidos pelo algoritmo, onde as células em destaque ao os valores dos máximos níveis de satisfação. Dentre os valores obtidos estão os tempos computacionais, que são reduzidos para as dimensões das redes analisadas. Contudo a informação mais importante extraída da tabela é que o algoritmo determina o número ótimo de

chaves a serem alocadas em uma rede de distribuição, ou seja, a máxima satisfação na proporção de 5/7 das análises realizadas. E quando não determina o número ótimo de chaves, a quantidade ótima está muito próxima do valor obtido pelo procedimento proposto.

#### 4. CONCLUSÕES

Neste artigo o problema de alocação de chaves é resolvido utilizando um processo heurístico juntamente com um sistema *Fuzzy* e a metaheurística *GRASP*. No procedimento heurístico o ponto de maior satisfação é obtido a partir da análise gráfica do custo das chaves pela confiabilidade, segundo um gradiente de satisfação, utilizando funções de pertinência e um *AHC* com Busca Local para chegar ao ponto ótimo mais rapidamente. Isto garantiu ao algoritmo robustez e alto desempenho computacional, o que se verificou através dos resultados.

Os testes realizados além de possibilitar checar as funcionalidades existentes no procedimento proposto, também permitiram verificar uma característica importantíssima em qualquer algoritmo de otimização: a generalidade. O método proposto pode ser utilizado para alocação de chaves seccionadoras em redes reais com diferentes topologias e dimensões.

#### Agradecimentos

Os autores agradecem ao Conselho Nacional de Desenvolvimento Científico e Tecnológico – CNPq (Processos 501375/2007-4 e 301060-2006-1), pelo financiamento deste projeto de pesquisa.

#### Referências Bibliográficas

FALAGHI, H.; HAGHIFAM, M.; SINGH, C. – **Ant colony optimization-based method for placement of sectionalizing switches in distribution networks using a fuzzy multiobjective approach**, IEEE transactions on power delivery, v. 24, n. 1, jan. 2009.

LEITE, J.B.; MANTOVANI, J.R.S. – **Análise do algoritmo genético na solução do problema de alocação de chaves em alimentadores radiais de distribuição de energia elétrica**. Anais do XL SIMPÓSIO BRASILEIRO DE PESQUISA OPERACIONAL, João Pessoa - PB, 2008.

LEITE, J.B.; MANTOVANI, J.R.S. – **Alocação otimizada de chaves de manobras para restauração de redes de distribuição de energia elétrica**, *Anais do XXI CIC*, São José do Rio Preto – SP, v. CD. p. 4361-4365, nov. 2009.

RESENDE, M.G.C.; RIBEIRO, C.C. – **Greedy Randomized Adaptive Search Procedures**, XXXIX Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional, ago. 2007, Fortaleza, Ceará, Brazil.

SHIRMOHAMMADI, D.; HONG, H. W. – **A compensation-based power flow method for weakly meshed distribution and transmission networks**, IEEE transactions on power systems, v. 3, n. 2, mai. 1988.

TENG, J.; LIU, Y. – **A novel ACS-Based optimum switch relocation method**, IEEE transactions on power systems, v. 18, n. 1, fev. 2003.

MORELATO, A. L.; A. MONTICELLI, **Heuristic Search Approach to Distribution System Restoration**, IEEE Transactions on Power Delivery, v. 4, n. 4, p. 2235-2241, out. 1989.