

UNIVERSIDADE FEDERAL DE SANTA CATARINA

PLANEJAMENTO DO SISTEMA DE TRANSMISSÃO DE ENERGIA
ELÉTRICA COM APLICAÇÃO DE CRITÉRIO DE ESTABILIDADE
TRANSITÓRIA DE LIAPUNOV.

Dissertação submetida a Universidade Federal de Santa
Catarina para a obtenção do grau de Mestre em Engenharia.

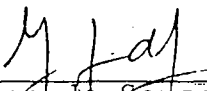
LAURENCE DUARTE COLVARA


Março - 1981

PLANEJAMENTO DO SISTEMA DE TRANSMISSÃO DE ENERGIA ELÉTRICA COM
 APLICAÇÃO DE CRITÉRIO DE ESTABILIDADE TRANSITÓRIA DE LIAPUNOV

Laurence Duarte Colvara

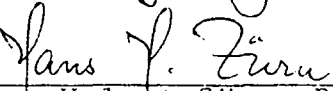
ESTA DISSERTAÇÃO FOI JULGADA PARA A OBTENÇÃO DO TÍTULO DE MES-
 TRE EM ENGENHARIA, ESPECIALIDADE ENGENHARIA ELÉTRICA E APROVA-
 DA EM SUA FORMA FINAL PELO CURSO DE PÓS-GRADUAÇÃO.

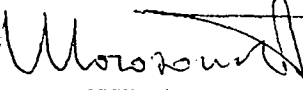

 Prof. Luiz Gonzaga de Souza Fonseca, D.Sc.
 ORIENTADOR

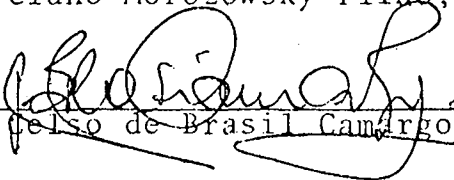

 Prof. Luiz Jairo Branco Machado, D.Eng.
 Coordenador do Curso de Pós-Graduação em
 Engenharia Elétrica

BANCA EXAMINADORA


 Prof. Luiz Gonzaga de Souza Fonseca, D.Sc.


 Prof. Hans Helmut Zürn, Ph.D.


 Prof. Marciano Morozowsky Filho, M.Sc.


 Prof. C. Celso de Brasil Camargo, M.Sc.

A Brasília, minha mãe (in memoriam),
a João Carlos, meu pai,
meus irmãos e sobrinhos.

AGRADECIMENTOS

Ao prof. Luiz Gonzaga de Souza Fonseca, pela sugestão do trabalho, orientação e, principalmente pela dedicação materialmente desinteressada e amizade demonstrada no decorrer do desenvolvimento do trabalho.

A todos os professores e colegas da pós-graduação que, de uma ou outra forma, contribuíram para a realização deste trabalho. Especialmente a Carlos Roberto Minussi pelas férteis discussões e inestimáveis sugestões. A Carlos Noboru Sasano e Jorge Dantas de Melo pela constante companhia e incentivo.

A Antônio Henrique C. Nogueira, professor do curso de Engenharia Elétrica da Universidade Católica de Pelotas, pelo indispensável "impulso inicial".

A Serafina e Cleto Ferreira, meus sogros, pelo pronto auxílio nas dificuldades extra-acadêmicas.

A Ivone Wiggers pelo paciente trabalho de datilografia.

A CNEN, pelo apoio financeiro, sem o qual a realização deste trabalho não teria sido possível.

SUMÁRIO

	pg.
RESUMO	1
ABSTRACT	2
1. INTRODUÇÃO	3
2. O MÉTODO DE LIAPUNOV PARA ANÁLISE DE ESTABILIDADE	6
2.1. Introdução	6
2.2. O Modelo do Sistema de Potência	6
2.3. O Domínio de Estabilidade por Liapunov	10
2.3.1. A Energia do Sistema como Função de Liapunov	10
2.3.2. Determinação do Domínio de Estabilidade	12
2.3.3. Simplificações na Obtenção do Domínio de Estabilidade	18
2.4. Análise de Contingências	19
2.4.1. Fluxo de Potência Linear (D.C.) - Determinação dos Ângulos Pré-Contingência	19
2.4.2. Determinação dos Ângulos Pós - Contingência	20
2.4.2. Avaliação da Contingência	21
2.5. Conclusão	22
3. EXPANSÃO DA REDE DE TRANSMISSÃO DE ENERGIA ELÉTRICA	23
3.1. Introdução	23
3.2. O Modelo da Rede	24
3.2.1. Injeções e Fluxos	24
3.2.2. Ângulos e Defasagens	24
3.2.3. Matriz de Incidência	25
3.2.4. Análise de Ângulos e Fluxos	25
3.3. O Problema da Expansão	25
3.3.1. O Problema da Expansão a Curto Prazo(PCP)	26
3.3.2. O Problema da Expansão a Longo Prazo(PLP)	27
3.3.3. O Grafo de Expansão	28
3.3.4. Custo de uma Transição de Estado	28
3.3.5. Expansão de uma Configuração	29
3.3.6. A Busca de um Caminho no Grafo H	30

3.4. A Solução do Problema da Expansão	
Algoritmos de Busca em Grafos	32
3.4.1. Custo de uma Configuração	32
3.4.2. Estratégia Incremental	33
3.4.3. Expansão Generalizada (Busca Horizontal)	33
3.4.4. Algoritmo de Dijkstra	33
3.4.5. Algoritmo A*	34
3.4.6. Algoritmo \hat{A} (A* Adaptativo)	36
3.5. Conclusão	40
4. APLICAÇÃO DO ALGORITMO \hat{A} E ANÁLISE DE ESTABILIDADE TRANSITÓRIA NO PLANEJAMENTO DA TRANSMISSÃO	41
4.1. O Nó do Grafo H	41
4.2. O Gerador de Sucessoras	42
4.3. Determinação do Limite de Viabilidade	42
4.4. As Funções \hat{g} e \hat{h} - Estratégia de Manipulação de \hat{h}	44
4.5. Conclusão	48
5. PLANEJAMENTO DA TRANSMISSÃO - EXEMPLOS DE APLICAÇÃO	49
5.1. Introdução	49
5.2. Primeiro Exemplo	49
5.3. Segundo Exemplo	53
5.4. Terceiro Exemplo	60
5.5. Conclusão	70
6. CONCLUSÕES	71
APÊNDICE A - ALGORITMO DE EXPANSÃO DO SISTEMA DE TRANSMISSÃO UTILIZANDO MÉTODO DE ANÁLISE DE CON- TINGÊNCIAS ESTÁTICO.	78
APÊNDICE B - CONCEITOS E DEFINIÇÕES DA TEORIA DE GRAFOS	79
REFERÊNCIAS	75

RESUMO

O problema do planejamento da expansão de sistemas de transmissão requer uma solução na forma de um cronograma de acréscimos de linhas, de modo a atender restrições de segurança e minimizar o custo.

A solução do problema de decisões sequenciais proposto é procurada por algoritmo de programação heurística de busca em grafos, que apresenta a possibilidade de dar soluções sub-ótimas quando a ótima não é acessível dentro do tempo de computação disponível. Propõe-se uma heurística em função da demanda, o que leva a uma boa eficiência.

O critério de segurança encontrado com essa aplicação na bibliografia é formulado sob o ponto de vista estático, que supõe estabilidade quando o sistema, sob contingência, não apresenta, em nenhum de seus ramos, defasagem superior a um máximo arbitrário, normalmente aceito como 36° .

Propõe-se, neste trabalho, a avaliação da segurança através do segundo método de Liapunov, com uso da energia do sistema como "função de Liapunov". As informações assim obtidas sobre o comportamento do sistema são mais realistas, permitindo uma maior racionalização no uso do sistema, o que leva a um planejamento mais econômico. Isto demanda um grande esforço computacional, visto ser o método de Liapunov matematicamente complexo, razão pela qual se propõe ainda uma utilização conjunta dos dois métodos: o primeiro, seleciona com eficiência as contingências mais críticas, que acusam sobrecarga do ponto de vista estático, para análise pelo segundo método de Liapunov que, então, reexamina considerando a estabilidade transitória do sistema.

Os resultados obtidos com os métodos citados são mostrados em três exemplos distintos e, invariavelmente, os custos da estratégia de expansão obtida com consideração do comportamento dinâmico do sistema são sensivelmente inferiores.

ABSTRACT

The planning problem of the transmission system requires a solution in form of a line addition chronogram in order to satisfy security restrictions and minimizing the cost.

The proposed sequential decision problem solution is searched by an algorithm of graph search heuristic programming which allows the possibility to yield sub optimal solutions when the optimal solution is not accessible within the available computation time. A heuristic method is proposed as a function of demand. This procedure has demonstrated a good efficiency.

The security criterion found in the bibliografy with this application is formulated under a static point of view, that supposes stability when the system under contingency does not present in any branches an angular difference greater than an arbitrary maximum, normally accepted as 36° .

The security assessment is proposed, in this work, through Liapunov's second method with use of system energy as "Liapunov's function". The information so obtained about system performance is more realistic, permitting a more rational use of the system resources. And so, a more economic planning is obtained. It demands a great computational effort since the Liapunov's second method is mathematically complex. So a conjugate utilization of the two methods is proposed: the first selects efficiently the more critical contingencies, that produce over load from the static point of view, for analysis by Liapunov's second method which reexamines the system considering system transient stability.

The results obtained with the mentioned methods are shown in three distinct examples. The cost of the expansion strategy obtained with dynamic performance consideration are invariably inferior.

1. INTRODUÇÃO.

Considerando a constante expansão do mercado de energia elétrica, é necessário que o sistema de transmissão seja planejado de forma que em nenhum momento se faça sentir deficiência no fornecimento. Isto significa que a capacidade de transmissão deve acompanhar o crescimento da demanda, com suficiente margem de segurança para absorver eventuais falhas dos equipamentos. Em planejamento do sistema de transmissão é dada ênfase a falhas provenientes de retirada de linhas:

A expansão do sistema de transmissão é realizada através de sucessivos acréscimos de linhas visando atender a uma restrição de segurança. A solução procurada é, então, um cronograma ótimo de acréscimos de linhas ao sistema minimizando o custo. A crescente magnitude dos sistemas de potência torna pouco viáveis as soluções baseadas na intuição ou experiência de pessoas que trabalham no ramo. Assim foram desenvolvidos métodos computacionais para procura da estratégia ótima de expansão, destacando-se os algoritmos de busca em grafos, especialmente os que utilizam programação heurística ([8], [10], [18]), por seu desempenho.

O critério de segurança adotado então foi a observação do sistema sob o ponto de vista estático, consistindo o procedimento de análises de contingências, sempre perda de uma linha de transmissão, não permitindo que a defasagem angular entre extremidades de qualquer linha ultrapasse um valor máximo arbitrário. Este valor é definido visando estimar que o sistema possui características de estabilidade quando se verificar o critério, e é normalmente adotado como 36° . Esta estimativa assegura a estabilidade, na grande maioria dos casos com uma expressiva margem de segurança, o que torna o método consideravelmente conservativo.

Devido a natureza não linear dos sistemas de potência, o método de defasagem máxima não informa sobre a magnitude da perturbação a que o sistema resiste, impedindo que os equipamentos sejam utilizados mais plenamente.

Para amenizar este problema, diminuindo a conservatividade do método de análise de segurança, propõe-se a inclusão de um critério que considere os aspectos de não linearidade do siste

ma. Para isto, neste trabalho, propõe-se a utilização do segundo método de Liapunov para análise da estabilidade transitória, com determinação de domínios de estabilidade através da energia do sistema tomada como função de Liapunov ([2], [11], [12]). Este método permite, não uma estimativa, mas a afirmação da estabilidade quando o ponto de equilíbrio do sistema na condição pré-falta estiver contido no domínio de estabilidade do ponto de equilíbrio do sistema sob contingência. Se isto não ocorrer, assume-se instabilidade, embora não o seja necessariamente, o que caracteriza a conservatividade do método. Observa-se, no entanto, que esta conservatividade é bem menos expressiva do que a do método anterior.

O capítulo 2 tem a finalidade de descrever o método de Liapunov para análise de estabilidade, desde o modelo empregado para representação do sistema de potência até análises de contingências.

São dados do problema, além da descrição do sistema de transmissão, uma série de estágios de planejamento com vetores de injeções associados. Então, o problema consiste em encontrar uma política de expansão que faça o sistema estável em todos os instantes e, do ponto de vista econômico, que seja menos onerosa. A solução deste problema é proposta através de algoritmos de busca em grafos. Utiliza-se, neste trabalho, um algoritmo de programação heurística aplicado a problema de decisões sequenciais, que dá a possibilidade de se obter uma solução sub-ótima, quando a ótima é impossível ou muito difícil de ser obtida.

O capítulo 3 se destina a descrever o algoritmo de busca em grafos.

A solução do problema, então, pode ser obtida de duas maneiras: uma envolvendo análise de segurança por métodos estáticos e outra por análise do comportamento dinâmico do sistema pelo método de Liapunov, o que é proposto neste trabalho.

A complexidade matemática envolvida nos cálculos relativos a domínio de estabilidade torna o método pouco eficiente computacionalmente, dificuldade esta minorada por utilização de um procedimento combinado estático-dinâmico, que reserva para análise dinâmica somente aqueles casos em que a análise estática não conclui pela estabilidade. A validade deste procedimento é assegurada na medida em que o método estático é mais conservativo do

que o dinâmico.

Propõe-se, ainda, a utilização da heurística avaliada em função da máxima demanda atendida pela configuração.

O capítulo 4 tem o objetivo de descrever a aplicação do método de análise de segurança dinâmico no planejamento de transmissão, bem como fazer considerações sobre a heurística.

No capítulo 5 são mostrados exemplos das aplicações dos métodos de análise de segurança estático e dinâmico, estabelecendo comparações entre os resultados.

2. O MÉTODO DE LIAPUNOV PARA ANÁLISE DE ESTABILIDADE.

2.1. INTRODUÇÃO.

Este capítulo apresenta o método de Liapunov para análise de contingências de sistemas de potência com o único propósito de dar a este trabalho uma sequência de conteúdo, uma vez que este método já se encontra extensivamente descrito na literatura ([2], [3], [11], [12], e outros).

É apresentado o modelo que será utilizado para representação do sistema de potência e descrito o método de cálculo do domínio de estabilidade através da energia do sistema tomada como "função de Liapunov". A seguir, mostram-se simplificações dos cálculos, com o intuito de minorar o esforço computacional na obtenção do domínio de estabilidade. Ainda com vistas a obter uma maior velocidade de cálculo, adota-se para determinação dos ângulos de barra o método linear (fluxo de potência d.c.). Isto permite uma avaliação rápida dos ângulos pós-contingência, como se verá adiante.

2.2. O MODELO DO SISTEMA DE POTÊNCIA PARA ESTABILIDADE TRANSITÓRIA [2].

Visando amenizar a complexidade matemática, utiliza-se um modelo simplificado, observando que as simplificações não distanciam o modelo da realidade, uma vez que, no caso de estabilidade transitória é razoável adotar-se as hipóteses abaixo. Assim, admite-se que:

- Os enlaces de fluxo nas máquinas síncronas do sistema são constantes;
- As potências mecânicas entregues pelas máquinas primárias são

constantes;

- As constantes de inércia das máquinas são constantes;
- Os efeitos dos reguladores de tensão e velocidade são desprezíveis, considerando suas constantes de tempo em relação ao tempo de duração do fenômeno transitório;
- Os efeitos de reação de armadura nas máquinas são desprezíveis;
- As máquinas são, supostamente, de rotor liso.

Admite-se, ainda, que as cargas são admitâncias constantes, o que, por utilização da matriz admitância de barras, permite reduzir o sistema às barras de geração. A partir daí, podem-se escrever as equações diferenciais:

$$M_i \frac{d^2 \delta_i}{dt^2} + d_i \frac{d\delta_i}{dt} + \sum_{j=1}^n b_{ij} \left(\frac{d\delta_i}{dt} - \frac{d\delta_j}{dt} \right) + P_{e_i} - P_{m_i} = 0 \quad (2.1.1)$$

$$i = 1, 2, \dots, n$$

onde

- t - tempo
- δ_i - ângulo entre o eixo direto da i-ésima máquina e um eixo que gira à velocidade de referência.
- M_i - constante de inércia da i-ésima máquina.
- d_i - constante de amortecimento da i-ésima máquina.
- b_{ij} - constante de amortecimento assíncrono entre a i e j-ésima máquinas.
- P_{m_i} - potência mecânica no eixo da i-ésima máquina.
- P_{e_i} - potência elétrica entregue pela i-ésima máquina:

$$P_{e_i} = G_{ii} |E_i|^2 + \sum_{j=1}^n |E_i| \cdot |E_j| \cdot B_{ij} \sin(\delta_i - \delta_j) \quad (2.1.2)$$

sendo

G_{ii} - a condutância equivalente à carga na barra i do sistema

reduzido.

- E_i - a tensão na i -ésima máquina e
 B_{ij} - a susceptância entre as barras i e j no sistema reduzido às barras de máquinas.

Define-se coeficiente de sincronização como

$$F_{ij} = |E_i| \cdot |E_j| \cdot B_{ij} \quad (2.1.3)$$

e injeção na i -ésima barra como

$$P_i = P_{m_i} - |E_i|^2 G_{ii} \quad (2.1.4)$$

Consideram-se as variáveis de estado:

$$\delta_i \quad i = 1, 2, \dots, n$$

$$\omega_i = \dot{\delta}_i = \frac{d\delta_i}{dt}$$

Se há n máquinas e amortecimento não uniforme

$\left(\frac{d_i}{M_i} \neq \frac{d_j}{M_j}\right)$ ([18]) necessitam-se de $2n-1$ variáveis de estado, que se obtêm fixando um ângulo, δ_n , como referência, definindo assim

$$\alpha_i = \delta_i - \delta_n \quad , \quad i = 1, 2, \dots, n-1$$

de forma que a equação (2.1.1) é reescrita como

$$\dot{\omega} = -M^{-1}R\omega - M^{-1}T^t f(P, F, \alpha) \quad (2.1.5)$$

$$\dot{\alpha} = T\omega$$

sendo

$$\omega^t = [\omega_1 \ \omega_2 \ \dots \ \omega_n]$$

$$\alpha^t = [\alpha_1 \ \alpha_2 \ \dots \ \alpha_{n-1}]$$

$$F = [F_{12} \ F_{13} \ \dots \ F_{1n} \ F_{23} \ \dots \ F_{2n} \ \dots \ F_{n-1} F_n]$$

$$T = \begin{bmatrix} & & & -1 \\ & & & -1 \\ & & & \vdots \\ I_{n-1} & & & \vdots \\ & & & -1 \end{bmatrix}$$

$$P^t = [P_1 \ P_2 \ P_3 \ \dots \ P_{n-1}]$$

$$M = \text{diag} [M_i]$$

$$R = [r_{ij}] \quad i, j = 1, 2, 3, \dots, n$$

$$r_{ij} = \begin{cases} -b_{ij} & , i \neq j \\ d_i + \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq i}}^n b_{ik} & , i = j \end{cases}$$

$$f_i(P, F, \alpha) = -P_i + \sum_{j=1}^{n-1} F_{ij} \text{sen}(\alpha_i - \alpha_j) + F_{in} \text{sen} \alpha_i$$

Os pontos de equilíbrio são tomados através de

$$\dot{\omega} = \dot{\alpha} = 0$$

resolvendo as equações

$$\begin{cases} \omega = 0 \\ f(P, F, \alpha) = 0 \end{cases}$$

de onde vêm as soluções da forma

$$[0, \alpha^e]^t$$

com $0 \in \mathbb{R}^n$ e $\alpha^e \in \mathbb{R}^{n-1}$.

Considere-se o politopo L dado por

$$L = \{ \alpha \mid |\alpha_i| \leq \frac{\pi}{2}, |\alpha_i - \alpha_j| \leq \frac{\pi}{2}, i = 1, 2, \dots, n-1 \}.$$

Se existe $\alpha^e \in L$, então $[0, \alpha^e]^t$ é um ponto de equilíbrio assintoticamente estável de (2.1.5).

2.3. O DOMÍNIO DE ESTABILIDADE PELO SEGUNDO MÉTODO DE LIAPUNOV ([12]).

2.3.1. A Energia do Sistema como Função de Liapunov.

Prova-se que a energia total do sistema é uma função de Liapunov para a estabilidade assintótica do ponto de equilíbrio do sistema, transladado para a origem. Assim, definem-se novas variáveis de estado:

$$z_i = \alpha_i - \alpha_i^e, \quad i = 1, 2, \dots, n-1 \quad (2.3.1)$$

de modo que a equação (2.1.5) é modificada para:

$$\dot{\omega} = -M^{-1}R\omega - M^{-1}T^t f(P, F, Z + \alpha^e) \quad (2.3.2)$$

$$\dot{Z} = T\omega$$

e o equilíbrio é a origem de (2.3.2).

A energia do sistema considerado na última equação é

$$V = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^n M_i \omega_i^2 + \sum_{i=1}^{n-2} \sum_{j=i+1}^{n-1} F_{ij} \left[-\cos(z_{ij} + \alpha_{ij}^e) + \cos \alpha_{ij}^e - z_{ij} \sin \alpha_{ij}^e \right]$$

$$+ \sum_{i=1}^{n-1} F_{in} [-\cos (z_i + \alpha_i^e) + \cos \alpha_i^e - z_i \operatorname{sen} (\alpha_i^e)] \quad (2.3.3)$$

onde

$$z_{ij} = z_i - z_j$$

$$\alpha_{ij}^e = \alpha_i^e - \alpha_j^e$$

Note-se que os pontos extremos da energia potencial são pontos de equilíbrio do sistema e que a função V tem derivada \dot{V} da forma

$$\dot{V} = -\omega^t R\omega \quad (2.3.4)$$

que é semi definida negativa. Com teorema de La Salle, mostra-se que a função é válida como função de Liapunov para estabilidade as sintótica da origem de (2.3.2) na região

$$G = \{ [\omega^t, z^t]^t \mid z \in L_2 \}$$

com L_2 dado por

$$L_2 = \{ z \mid (-\pi - 2\alpha_k^e) \leq z_k \leq (\pi - 2\alpha_k^e) \text{ e } (-\pi - 2\alpha_{kp}^e) \leq z_{kp} \leq (\pi - 2\alpha_{kp}^e) \} \\ k, p = 1, 2, \dots, n-1, \quad k \neq p \quad (2.3.5)$$

Se $\alpha^e \in L$, então $L \subset L_2$.

A energia potencial

$$E_p = V - \frac{1}{2} \sum_{i=1}^n M_i \omega_i^2 \quad (2.3.6)$$

é uma função radialmente crescente em L_2 ; logo, em G não há ponto de equilíbrio além do ponto de equilíbrio assintoticamente estável.

2.3.2. Determinação do Domínio de Estabilidade.

Considerando o exposto, o domínio de estabilidade pode ser obtido através da solução do problema de otimização

$$\begin{cases} \min_Z E_p(P, F, Z) \\ \text{s.a. } Z \in \delta L_2 \end{cases} \quad (2.3.7)$$

sendo δL_2 a fronteira de L_2 .

O domínio de estabilidade será dado por

$$D = \{ [\omega, Z]^t \mid V([\omega, Z]^t) < V([\omega, Z^*]^t) = E_p(P, F, Z^*) \}.$$

O ponto Z^* , que resolve (2.3.7), é o ponto no qual ocorre a tangência da superfície de nível de E_p com a fronteira de L_2 , e o conjunto de nível correspondente fica inteiramente contido em L_2 .

O problema pode ser colocado como

$$\begin{cases} \min_k \{ \min_Z E_p(P, F, Z) \} \\ \text{s.a. } Z \in W_k \cap L_2 \end{cases} \quad (2.3.8)$$

sendo W_k um hiperplano contendo a k -ésima face do politopo L_2 . As faces $W_k \cap L_2$ do politopo L_2 são dos tipos

$$Z_k = z_k - (\pm\pi - 2\alpha_k^e) = 0 \quad e \quad (2.3.9)$$

$$Z_{kp} = z_{kp} - (\pm\pi - 2\alpha_{kp}^e) = 0 \quad (2.3.10)$$

A procura do ponto de tangência em uma dada face pode ser feita tomando-se uma das variáveis (z_k) ou a diferença de duas (z_{kp}) constante durante a busca na face correspondente. Assim a parcela da função objetivo que depende de z_k ou z_{kp} é constante e denominada limite inferior da energia potencial na face correspondente, sendo dada, observando (2.3.3), por ([12]):

$$g_k = F_{ij} [-\cos(z_{ij} + \alpha_{ij}^e) + \cos \alpha_{ij}^e - z_{ij} \operatorname{sen} \alpha_{ij}^e] \quad (2.3.11)$$

com

$$k = 1, 2, \dots, m, \quad m = n(n-1) \text{ e}$$

k designando a face correspondente às máquinas i e j.

Considerando cada um dos tipos de face (2.3.9) e (2.3.10), definindo o problema de tangência à face como um subproblema à parte, e utilizando os multiplicadores de Lagrange, o problema é formalizado por

$$\begin{cases} \min_Z \{E_p(P, F, Z) + \lambda [z_k - (\pm\pi - 2\alpha_k^e)]\} \\ \text{s.a. } Z \in L_2 \end{cases} \quad (2.3.12)$$

e

$$\begin{cases} \min_Z \{E_p(P, F, Z) + \lambda [z_k - z_p - (\pm\pi - 2(\alpha_k^e - \alpha_p^e))]\} \\ \text{s.a. } Z \in L_2 \end{cases} \quad (2.3.13)$$

Conforme (2.3.8) o Z solução de (2.3.12) que fornece o menor valor para a função objetivo dada em (2.3.12) é Z*.

2.3.2.1 - Solução do subproblema (2.3.12).

O gradiente de $E = E_p(P, F, Z) + \lambda z_k$ é dado por

$$\nabla E = [\nabla E_i], \quad i = 1, 2, \dots, n$$

com

$$\nabla E_i = \sum_{j=1}^{n-1} F_{ij} [\operatorname{sen}(z_{ij} + \alpha_{ij}^e) - \operatorname{sen} \alpha_{ij}^e] + F_{in} [\operatorname{sen}(z_i + \alpha_i^e) - \operatorname{sen} \alpha_i^e] \quad (2.3.14)$$

para $i \neq k$.

Para $i = k$, vem:

$$\nabla E_k = \sum_{j=1}^{n-1} F_{kj} [\text{sen}(z_{kj} + \alpha_{kj}^e) - \text{sen}\alpha_{kj}^e] + F_{kn} [\text{sen}(z_k + \alpha_k^e) - \text{sen}\alpha_k^e] + \lambda \quad (2.3.15)$$

e

$$\nabla E_n = \frac{\partial E}{\partial \lambda} = z_k - (\pm\pi - 2\alpha_k^e) \quad (2.3.16)$$

O Jacobiano do gradiente (ou Hessiana de E) será dado por

$$J_{ij} = \frac{\partial (\nabla E_i)}{\partial z_j} = \begin{cases} \sum_{j=1}^{n-1} F_{ij} [\cos(z_{ij} + \alpha_{ij}^e) + F_{in} \cos(z_i + \alpha_i^e)], & i = j \\ -F_{ij} \cos(z_{ij} + \alpha_{ij}^e) & , i \neq j \end{cases} \quad (2.2.17)$$

$$i, j = 1, 2, \dots, n-1$$

$$J_{n,j} = J_{j,n} = \frac{\partial (\nabla E_n)}{\partial \lambda} = 0 \quad (2.3.18)$$

$$J_{n,k} = J_{k,n} = 1$$

Condição necessária para o mínimo de (2.3.12):

$$\nabla E = 0.$$

2.3.2.2. Solução do subproblema (2.3.13).

O gradiente de $E = E_p(P, F, Z) + \lambda Z_{kp}$ é dado por

$$\nabla E = [\nabla E_i] \quad i = 1, 2, \dots, n$$

com

$$\nabla E_i = \sum_{j=1}^{n-1} F_{ij} [\text{sen}(z_{ij} + \alpha_{ij}^e) - \text{sen}\alpha_{ij}^e] + F_{in} [\text{sen}(z_i + \alpha_i^e) - \text{sen}\alpha_i^e]$$

para $i = 1, 2, \dots, n-1$, $i \neq k$, $i \neq p$.

para $i = k$:

$$\nabla E_k = \sum_{j=1}^{n-1} F_{kj} [\text{sen}(z_{kj} + \alpha_{kj}^e) - \text{sen } \alpha_{kj}] + F_{kn} [\text{sen}(z_k + \alpha_k^e) - \text{sen } \alpha_k^e] + \lambda \quad (2.3.19)$$

para $i = p$:

$$\nabla E_p = \sum_{j=1}^{n-1} F_{pj} [\text{sen}(z_{pj} + \alpha_{pj}^e) - \text{sen } \alpha_{pj}^e] + F_{pn} [\text{sen}(z_p + \alpha_p^e) - \text{sen } \alpha_p^e] - \lambda \quad (2.3.20)$$

e

$$\nabla E_n = z_k - z_p - [\pm\pi - 2(\alpha_k^e - \alpha_p^e)]$$

No ponto solução de (2.3.13) o vetor gradiente da energia potencial é normal à face Z_{kp} do politopo, e as componentes são

$$[0 \ 0 \ \dots \ \nabla E_k \ 0 \ \dots \ 0 \ \nabla E_p \ 0 \ \dots \ 0 \ 0]^t$$

No ponto ótimo:

$$z_k - z_p = \pm\pi - 2(\alpha_k^e - \alpha_p^e)$$

e, então

$$\nabla E_k = - \nabla E_p.$$

A solução de (2.3.13) através do algoritmo de Newton-Raphson com vistas a ter, no ponto solução, todas as componentes do vetor gradiente nulas é realizada eliminando a p -ésima componente somando-se-lhe a k -ésima componente, formando novo vetor gradiente $\nabla E'$:

$$\nabla E'_i = \nabla E_i, \quad i = 1, 2, \dots, \quad i \neq p, \quad i \neq k$$

$$\nabla E'_k = \nabla E_k + \nabla E_p$$

$$\nabla E'_p = \nabla E_n$$

A condição necessária para o mínimo de (2.3.13) é

$$\nabla E' = 0 .$$

A matriz jacobiana do gradiente é dada por:

$$J_{ij} = \begin{cases} \sum_{j=1}^{n-1} F_{ij} \cos(z_{ij} + \alpha_{ij}^e) + F_{in} \cos(z_i + \alpha_i^e), & i=j \\ -F_{ij} \cos(z_{ij} + \alpha_{ij}^e) & , \quad i \neq j \end{cases}$$

$$i = 1, 2, \dots, (n-1), \quad i \neq k, \quad i \neq p$$

$$J_{kk} = \sum_{j=1}^{n-1} F_{kj} \cos(z_{kj} + \alpha_{kj}^e) + F_{kn} \cos(z_k + \alpha_k^e) - F_{pk} \cos(z_{pk} + \alpha_{pk}^e)$$

$$J_{kp} = \sum_{j=1}^{n-1} F_{pj} \cos(z_{pj} + \alpha_{pj}^e) + F_{pn} \cos(z_p + \alpha_p^e) - F_{kp} \cos(z_{pk} + \alpha_{kp}^e)$$

$$J_{kj} = -F_{kj} \cos(z_{kj} + \alpha_{kj}^e) - F_{pj} \cos(z_{pj} + \alpha_{pj}^e), \quad j=1, 2, \dots, n-1 ,$$

$$j \neq k , \quad j \neq p$$

$$J_{pp} = -1 \quad J_{pk} = 1$$

$$J_{pj} = 0 , \quad j = 1, 2, \dots, n-1 , \quad j \neq p , \quad j \neq k$$

A energia potencial, em L_2 , comporta-se de maneira semelhante a uma função quadrática, o que justifica o emprego do método de Newton-Raphson, que é eficiente neste caso.

A solução iterativa dos problemas apresentados é dada por

$$z^{i+1} = z^i - J^{-1}(z^i) \nabla L(z^i) \quad (2.3.21)$$

onde $\nabla L(z^i)$ é o valor do gradiente do Lagrangiano calculado no ponto z do i -ésimo passo.

A cada iteração i do método Newton-Raphson, z^{i+1} é calculado pela minimização de uma forma quadrática do tipo

$$[z^i]^t [H(z^i)] [z^i]$$

Uma condição inicial zero na solução de (2.3.12) ou (2.3.13) leva a um ponto que é a solução de

$$\min_z \{ z^t H(0) z \} \quad (2.3.22)$$

$$\text{s.a. } z_k = 0$$

ou

$$\min \{ z^t H(0) z \} \quad (2.3.23)$$

$$\text{s.a. } z_{kp} = 0$$

onde $H(0)$ é a matriz Hessiana da energia potencial $E_p(z)$, avaliada na origem. Assim, se a origem é utilizada como condição inicial, a segunda iteração de (2.3.12) ou (2.3.13) tem como ponto de partida a solução de (2.3.22) ou (2.3.23).

Se o algoritmo de Newton-Raphson converge, converge para um ponto de tangência.

Note-se que o ponto de tangência deve pertencer a L_2 , sob pena de não se poder afirmar que a superfície de nível fixa um domínio de estabilidade.

A condição para que o ponto encontrado seja um mínimo é a hessiana ser definida positiva. No entanto, por ser conhecido o comportamento radialmente crescente da energia potencial em L_2 , exclui-se o teste em sinal da hessiana.

2.3.3. Simplificações na Obtenção do Domínio de Estabilidade.

2.3.3.1. Uso de Apenas uma Iteração do Método Newton-Raphson.

A fim de se obter uma velocidade de cálculo maior, o que é desejável neste trabalho, fazem-se algumas considerações em relação ao ponto de tangência e energia potencial.

O valor de E_p na solução de (2.3.12) ou (2.3.13) é um valor próximo ao valor do E_p no ponto de equilíbrio instável de menor energia potencial e uma vez que, próximo deste ponto, a função energia potencial varia muito pouco ([4]), a solução de (2.3.22) ou (2.3.23) é um valor próximo àquele. Daí segue a possibilidade de se usar a primeira iteração da solução de (2.3.12) ou (2.3.13) no método de Newton-Raphson como uma solução aproximada para o domínio de estabilidade. Observe-se que esta aproximação resulta em valores um pouco superiores aos valores obtidos com a solução exata. A região assim obtida excederá o domínio de estabilidade que seria dado pela solução exata de (2.3.12) ou (2.3.13). Nos casos já analisados o erro cometido não excedeu a 5%. Isto se explica em virtude da função energia potencial ser uma função com pouca variação em pontos próximos dos pontos de equilíbrio instáveis com menor energia potencial ([4]). Além disto, o uso deste procedimento conduz a um valor de energia menor do que aquele de E_p calculado no ponto de sela.

2.3.3.2. Uso dos Limites Inferiores como Apontadores na Pesquisa da Face de Tangência.

O problema colocado na forma (2.3.8) supõe o cálculo da tangência em cada uma das faces para então identificar o valor mínimo. Por outro lado, a experiência mostra que as faces nas quais os limites inferiores tem menores valores são aquelas com a maior probabilidade de conter a tangência com o domínio de estabilidade. Tendo este fato em mente, ordenam-se os limites inferiores em ordem crescente e segue-se esta ordem na pesquisa de tangências, do seguinte modo:

1. Toma-se a primeira face, correspondente ao primeiro limite inferior - calcula-se o ponto de tangência e o valor da energia potencial.
2. Compara-se o valor da energia potencial calculado com o próximo valor da lista.

Se maior, substitui-se o limite inferior pela energia calculada, reordena-se a lista e retorna-se ao passo 1.

Se menor, este é o valor da energia do domínio de estabilidade, bem como esta é a face de tangência.

A experiência mostra, ainda, que a face de tangência se coloca nas primeiras posições da lista de limites inferiores na primeira ordenação e que esta posição normalmente está colocada até a $2n$ -ésima colocação. Este fato possibilita uma truncagem da lista de limites inferiores, vindo a resultar em economia de esforço de reordenações da lista.

2.4. ANÁLISE DE CONTINGÊNCIAS.

O termo contingência, neste trabalho, será aplicado à perda de uma linha de transmissão do sistema e a análise compreende a verificação dos efeitos causados por esta perda. Os cálculos envolvem fluxo de potência (neste caso, empregada a forma mais simplificada: linear) pré e pós contingência, determinação do domínio de estabilidade da situação pós-contingência. O algoritmo será descrito adiante.

2.4.1. Fluxo de Potência D.C. [8] - Determinação dos Ângulos Pré-Contingência.

O método aproximado tem a vantagem da rapidez, uma vez que a solução é direta, ao contrário dos processos iterativos.

O cálculo dos ângulos é formulado por:

$$P = -B\theta \longrightarrow \theta = -B^{-1}P \quad (2.3.1)$$

onde

B é a susceptância da matriz Y_{barra} ,

P é o vetor de injeções do sistema,

θ é o vetor dos ângulos de barras.

Uma vez selecionada a barra de referência, a matriz B tem dimensões $(n-1) \times (n-1)$ e os vetores são, também de dimensão $n-1$.

2.4.2. Determinação dos Ângulos Após a Contingência.

Suponha-se que se retire uma linha entre as barras p e q e que esta retirada produza, no ramo $p-q$ uma variação de capacidade $\Delta\gamma$ ($\Delta\gamma = \frac{1}{x}$, x = reatância da linha).

A variação dos ângulos de barras será dada por:

$$\Delta\theta = \alpha (B_p^{-1} - B_q^{-1}) \phi_{pq} \quad (2.3.2)$$

sendo α definido por:

$$\alpha = \frac{-\Delta\gamma}{1 + \Delta\gamma (B_{pp}^{-1} + B_{qq}^{-1} - 2B_{pq}^{-1})}$$

onde

B_p^{-1} - p -ésima coluna de $-B^{-1}$

B_{pq}^{-1} - elemento da coluna p e linha q de $-B^{-1}$

ϕ_{pq} - defasagem no ramo $p-q$, antes da contingência

$B_{rj}^{-1} = B_{jr}^{-1} = 0$ (r = referência)

A vantagem deste procedimento reside no fato de não ser necessário modificar e inverter a matriz B a cada contingência em uma dada configuração. Pode-se, também, utilizar o processo para acréscimo de linhas, o que agiliza sobremaneira os cálculos de expansão do sistema de transmissão, uma vez que, em todo o desenvolvimento, apenas a inversão da primeira matriz é requerida.

2.4.3. Avaliação da Contingência.

Determinados os ângulos de equilíbrio do sistema após a retirada da linha, reduzidos ângulos e matriz admitância às barras internas das máquinas, procede-se o cálculo do domínio de estabilidade, expresso pelo valor da função de Liapunov na tangência, $V(Z^*)$.

Avalia-se a função de Liapunov no ponto de equilíbrio antes da contingência - $V(Z^a)$ - tomado como condição inicial de perturbação do sistema equilibrado pós-contingência. A comparação dos dois valores permite concluir sobre a estabilidade ($V(Z^a) \leq V(Z^*)$) ou instabilidade ($V(Z^a) > V(Z^*)$) do sistema.

Aqui, cabe definir ÍNDICE DE SEGURANÇA (I_{Se}), como uma medida da margem de segurança do sistema sob contingência:

$$I_{Se}^i = \frac{V(Z^*i) - V(Z^ai)}{V(Z^*i)} \quad (2.3.4)$$

onde "i" se refere à contingência considerada na i-ésima linha de transmissão do sistema.

Se o sistema se mostra seguro para todas as contingências, o índice de segurança da configuração é dado por:

$$I_{Se} = \min_i [I_{Se}^i] \quad (2.3.5)$$

Se, para alguma(s) contingência(s), o sistema se mostrar instável, este sistema representado pela configuração em estudo é dito sobrecarregado; bem como a linha cuja retirada levou à sobrecarga é dita sobrecarregada.

2.5. CONCLUSÃO.

Este capítulo apresentou a análise de estabilidade de Liapunov tal como se acha na bibliografia ([2], [3], [7], [11], [12]).

Foram mostrados o modelo do sistema de potência, o método de cálculo de domínio de estabilidade tomando a energia do sistema como função de Liapunov e, após, foram descritas as simplificações para obtenção de maior velocidade de cálculo, sendo que o uso apenas da primeira iteração do método Newton-Raphson foi efetivamente empregada na elaboração do programa de computador usado para testes.

Adotou-se o cálculo de fluxo de potência linear (d.c.) devido à alta velocidade mas salienta-se que qualquer outro método o pode substituir com prejuízo apenas da eficiência.

A análise de estabilidade será usada para fins de avaliação de viabilidade de configurações que serão geradas pelo algoritmo apresentado ao longo do próximo capítulo.

3. EXPANSÃO DA REDE DE TRANSMISSÃO DE ENERGIA ELÉTRICA.

3.1. INTRODUÇÃO

O algoritmo que se empregará na solução do problema do planejamento do sistema de transmissão de energia elétrica é aplicável a qualquer problema de decisões sequenciais, sendo neste trabalho particularizado para o caso em estudo.

O problema se apresenta da seguinte forma: o sistema, descrito por sua rede, deve evoluir a partir de uma configuração inicial durante um certo número finito de estágios de planejamento, sempre atendendo a requisitos de segurança e procurando minimizar os custos.

O planejamento a curto prazo consiste em uma particularização a um estágio de planejamento. Trata-se de encontrar em um passo de expansão, uma configuração que viabilize o sistema a mínimo custo.

O planejamento a longo prazo pode ser colocado, na forma mais simples, como uma sequência de planejamentos a curto prazo, o que gera uma solução rápida - solução incremental - mas pode se distanciar da solução ótima. Em uma outra abordagem, podem-se gerar todas as sequências de expansões possíveis, para após escolher aquela que se apresentar melhor, o que pode levar a proibitivas exigências de memória e tempo de processamento em computador.

Neste trabalho se fará uso de algoritmo de programação heurística aplicado a problema de decisão sequencial ([8]), que procura diretamente uma sequência de soluções sub ótimas. Essa sequência tende, em tempo finito, à solução ótima, ou pára ao esgotar-se o tempo disponível, fornecendo a melhor solução sub-ótima encontrada, nunca pior do que a solução incremental. Segue-se de perto, neste capítulo, a referência [8], para apresentação dos resultados básicos de otimização.

3.2. O MODELO DA REDE.

A rede de transmissão será descrita por seus nós e ramos, com seus respectivos parâmetros de interesse associados. Os conceitos e definições da teoria de grafos úteis para o desenvolvimento do trabalho são dados no Apêndice B. Dão-se a seguir algumas relações de interesse entre a rede e parâmetros associados.

3.2.1. Injeções e Fluxos.

Seja (N, M) uma rede finita, com $M = \{r_1, r_2, \dots, r_n\}$, $N = \{n_1, n_2, \dots, n_n\}$. O vetor injeções, $P \in R^n$, associa a cada nó n_j uma injeção P_j .

Um vetor $f \in R^m$ é o vetor de fluxos para a rede (N, M) com fontes e sumidouros se

$$P_j + \sum_{i \in W^-(n_j)} f_i = \sum_{i \in W^+(n_j)} f_i, \quad j = 1, 2, \dots, n \quad (3.2.1')$$

onde

$W^+(n_j)$ é o conjunto dos ramos emergentes do nó n_j ,

$W^-(n_j)$ é o conjunto dos ramos imergentes no nó n_j .

A expressão (3.2.1) corresponde à primeira Lei de Kirschhoff.

3.2.2. Ângulos e Defasagens.

Seendo $\theta \in R^n$ o vetor dos ângulos dos nós, o vetor defasagens $\phi \in R^m$ é tal que, para todo ramo $r_i = (n_p, n_q)$,

$$\phi_i = \theta_p - \theta_q, \quad i = 1, 2, \dots, m$$

3.2.3. Matriz de incidência.

A matriz de incidência $A(m \times n)$ do grafo (N, M) , com $N = \{n_1, n_2, \dots, n_n\}$ e $M = \{r_1, r_2, \dots, r_m\}$, é definida como:

$$A_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{se } r_i \in W^+(n_j), \text{ ou se } r_i \text{ emerge de } n_j \\ -1 & \text{se } r_i \in W^-(n_j), \text{ ou se } r_i \text{ imerge em } n_j \\ 0 & \text{se } r_i \notin W^+(n_j), r_i \notin W^-(n_j), \text{ ou se } r_i \text{ não é adja} \\ & \text{cente a } n_j. \end{cases}$$

3.2.4. Análise de Ângulos e Fluxos.

Consideradas as definições anteriores, valem as seguintes relações:

$$P = A^t f, \text{ considerada a definição (3.2.1)}$$

e

$$\phi = A\theta, \text{ considerada a definição (3.2.2).}$$

3.3. O PROBLEMA DA EXPANSÃO.

O problema da expansão será colocado aqui como um problema de busca de caminho ótimo em grafo, como segue. O grafo de expansão é um grafo que atende aos conceitos dados no apêndice B, sendo que seus nós representam configurações e seus ramos representam transições de estados - neste trabalho, sempre acréscimos de linhas - de forma que dois nós n_p e n_q e o ramo $r_{pq} = (n_p, n_q)$ significam que a configuração C_q foi obtida a partir da configuração C_p por adição de uma determinada linha, o que determina r_{pq} . Todo o grá-

fo é gerado a partir de n_0 , ou de C_0 , o que leva a um grafo que, se for uma árvore (B.13), certamente será uma arborescência (B.14), uma vez que n_0 é o centro (B.12).

O problema, então, consiste em encontrar uma sequência de configurações $(C_0, C_1, C_2, \dots, C_k)$ tal que se obtenha, ao longo do tempo considerado, o máximo grau de segurança ao mínimo custo. Dito de outro modo: procura-se, dentro do grafo de expansão, o melhor caminho (B.4) a seguir desde o nó inicial até um nó final, de forma que se mantenha um bom índice de segurança e se minimize o custo.

3.3.1. O Problema da Expansão a Curto Prazo (PCP).

O problema da expansão a curto prazo pode ser enunciado como segue:

Sejam dados um estágio t e os respectivos parâmetros $P \in R^n$, da topologia (N, M) .

Encontrar uma configuração C , sucessora de c^0 com respeito à topologia (N, M) , no estágio t , que minimize, entre as sucessoras de C^0 , o custo

$$c(C^0, C, P, t) \triangleq c_t(C^0, C, P, t) + c_0(C, P, T) \quad (3.3.1)$$

onde

$c_t(C^0, C, P, t)$ é o custo da transição de estado de c^0 a C , com relação aos parâmetros P e estágio t ;

$c_0(C, P, t)$ é o custo de operação da configuração C .

Utilizando o operador sucessor (B.15), tem-se

PCP:

$$\begin{cases} \text{minimizar } c(C^0, C, P, t) \\ \text{sujeito a } C \in \Gamma(C^0, (N, M), P, t) \end{cases} \quad (3.3.2)$$

Note-se que a configuração \hat{C} , ótimo encontrado, deve ser viável, ou seja, aplicando critério de Liapunov, o índice de segurança deve ser positivo.

3.3.2. O Problema da Expansão a Longo Prazo (PLP) ([8]).

3.3.2.1. Estratégia ou Política de Expansão.

É definida como uma sequência de configurações

$$E = (C^0, C^1, C^2, \dots, C^f)$$

tais que

$$C^0 = (N^0, M^0, S^0)$$

$$C^t \in \Gamma(C^{t-1}, (N, M); P^t, t)$$

onde P^t é o vetor correspondente ao estágio t na sequência de parâmetros dos nós.

O custo da estratégia é dado por

$$c(E) = \sum_{k=1}^f [c_t(C^{k-1}, C^k, k) + c_0(C^k, P^k, k)] \quad (3.3.3)$$

3.3.2.2. Enunciado de PLP.

Considerando que, a cada estágio, podem-se utilizar os conceitos da expansão a curto prazo, então, sendo dados uma família de estágios, uma configuração básica, uma sequência de vetores parâmetros e uma função custo para estratégias de expansão, vem:

PLP - Encontrar uma estratégia de expansão

$$\hat{E} = (C^0, C^1, C^2, \dots, C^f)$$

segura e de mínimo custo entre todas as estratégias de expansão possíveis.

3.3.3. O Grafo de Expansão.

O grafo de expansão é um grafo simples H , cujos nós são configurações do sistema em estudo, e que admite como centro o nó C^0 . H fica totalmente definido por C^0 e seu operador

$$\Lambda(C^0) = U[\Gamma^k(C^0), k = 1, 2, \dots].$$

e pode ser escrito como

$$H = (N_H, \Lambda)$$

observando que:

1º) $C^0 \in N_H$;

2º) Sejam $C = (N, M, S) \in N_H$ e $C' = (N, M, S')$ então

$C' \in \Gamma(C)$ se e somente se

a) C' é uma configuração

b) (S, S') é uma transição de estado elementar (B.18).

O grafo de expansão H é finito, uma vez que o conjunto σ de estados admissíveis é finito.

Qualquer sequência de transições de estado elementares a partir de $C \in N_H$ corresponde a um caminho em H .

3.3.4. Custo de uma Transição de Estado.

A cada transição de estado (S^i, S^{i+1}) da rede, corresponde um ramo (C^i, C^{i+1}) do grafo H . Associa-se a cada ramo de H o custo da transição de estado (conforme (3.3.1)):

$$c_H(C^i, C^{i+1}) = c_t(C^i, C^{i+1}, t).$$

Note-se que, neste trabalho, "transição de estado" significa, invariavelmente, construção de uma linha de transmissão. Evidentemente, o custo de uma transição de estado é o custo de construção da respectiva linha de transmissão, sendo calculado a partir de um "custo por km", não se excluindo a possibilidade de considerar outros fatores, tais como instalações terminais.

O custo é descontado para o ano inicial, através da taxa de desconto β , considerada fixa ao longo do intervalo de tempo para o qual se deseja o planejamento.

Seja τ uma transição de estado, correspondente ao estágio i , na sequência $(t_0, t_1, \dots, t_i, \dots, t_f)$ de instantes correspondentes aos estágios de planejamento, considerados em anos; então o custo de τ será dado por:

$$c_t(\tau, t_i) = c_0(\tau) e^{-\beta(t_i - t_0)} \quad (3.3.4)$$

onde

$c_0(\tau)$ é o custo da transição τ , calculado a preços de t_0 .

Da definição de c_t (3.3.1) pode-se concluir que, em H , não há circuitos de custo negativo, bem como sempre é possível encontrar um caminho de custo mínimo entre C^0 e qualquer $C \in N_H$.

3.3.5. Expansão de uma Configuração.

"Expandir" uma configuração C^n significa encontrar o conjunto de suas sucessoras, ou seja, o conjunto de configurações que possam ser obtidos a partir de C^n por uma transição de estado elementar, o que é muito amplo e pode ser demasiadamente oneroso. Note-se que, no conjunto descrito, provavelmente se encontrarão configurações inviáveis, ou seja, configurações que não atendem a um critério de viabilidade, neste trabalho adotado o descrito em (2.3.3). Encontrar-se-ão, ainda, configurações em que há instalação de equipamentos desnecessários, configurações estas de

nominadas ineficientes.

Uma configuração $C \in \Gamma(C^0, (N, M), P, t)$ é ineficiente se existir $C' \in \Gamma(C^0, (N, M), P, t)$, C e C' viáveis, tal que C' pertence a um caminho de custo mínimo de C^0 a C , com $c_t(C^0, C, t) > c(C^0, C', t)$. Uma configuração é dita eficiente, se não é ineficiente.

As configurações inviáveis, bem como as ineficientes, mais do que dispensáveis são indesejáveis, por motivos óbvios a cada uma. Assim sendo, a expansão de uma configuração C^0 é a obtenção das sucessoras assim definidas:

$$\Gamma(C^0, (N, M), P, t) = \{ C \mid C \text{ é eficiente, } S \in \delta(S^0, t) \}$$

onde $\delta(S^0, t)$ é o conjunto de estados sucessores de $S^0, \sigma_i(s, t) \in \tau_i$. A viabilização das sucessoras inviáveis fica a cargo do algoritmo de expansão da rede.

Neste trabalho, as transições de estado elementares efetuadas para se obter sucessoras de uma dada configuração C serão feitas sempre no sentido de aliviar sobrecargas desta configuração, ou seja, as linhas acrescentadas - uma para cada sucessora - serão reforços a linhas sobrecarregadas de C . Este procedimento certamente evita o surgimento de sucessoras ineficientes, ao mesmo tempo em que limita o número de sucessoras ao número de sobrecargas de C . A viabilidade das configurações assim obtidas são averiguadas diretamente pelo procedimento descrito em (2.4).

3.3.6. A Busca de um Caminho no Grafo H .

A busca de um caminho ótimo desde C^0 até C^t no grafo H fornece a solução do problema de planejamento. Observe-se que $C^0 = (N, M, S^0)$ é a configuração inicial e $C^t = (N, M, S^t)$ não é conhecida a priori e pode, em princípio, ser qualquer configuração viável no horizonte de planejamento t_f .

São dados conhecidos a priori;

1º) $C^0 = (N, M, S^0)$, a configuração inicial;

2º) $[\bar{t}_0, t_1, t_2, \dots, t_f]$, uma família de estágios de planejamento, normalmente considerados em anos;

3º) $[P_0, P_1, P_2, \dots, P_f]$, uma sucessão de vetores de parâmetros dos nós do sistema - dados previsionais - cada um relativo a um estágio de planejamento.

Com base nestes dados, procura-se definir uma estratégia de expansão

$$E = (C^0, C^1, \dots, C^t)$$

de modo que

1º) $\forall C^i \in E, C^i \in N_H$;

2º) $\forall C^i \in E, C^i$ é viável no intervalo Δt em que é definida;

3º) $\forall C^i, C^{i+1}, (S^i, S^{i+1})$ é uma transição de estado elementar.

4º) Seja $c(E)$ o custo associado a E , e E' uma outra estratégia qualquer que atinja o horizonte t_f .

Então $c(E) < c(E')$.

A estratégia E , então, é dita ótima.

O grafo H pode assumir proporções tais que não seja possível encontrar um caminho (C^0, C^1, \dots, C^t) ótimo senão à custa de um grande esforço computacional. Como se verá adiante, neste caso é aceita uma estratégia que se aproxime da ótima.

O problema de busca em grafo, genericamente, pode ser enunciado como a seguir.

Seja M o conjunto dos ramos de H , seja uma função $c: M \rightarrow R$ que associa a cada ramo $r=(n_1, n_2)$ o custo $c(r)=c(n_1, n_2)$. A um caminho $G=(n_0, n_1, \dots, n_p)$ em H associa-se o custo

$$c(G) = \sum_{i=1}^p c(n_{i-1}, n_i) \quad (3.3.5)$$

Dados um nó inicial $s \in N$ e um conjunto alvo $T \subset N$, en-

contrar um caminho de s para T , cujo custo seja mínimo entre todos os tais caminhos.

3.4. A SOLUÇÃO DO PROBLEMA DA EXPANSÃO ALGORITMOS DE BUSCA EM GRAFOS.

Nesta seção, procura-se dar uma idéia geral sobre alguns algoritmos para solução do problema da expansão do sistema de transmissão a longo prazo, lembrando que o planejamento a curto prazo pode ser obtido por particularização a um único estágio de planejamento. Descrevem-se sucintamente três algoritmos - Estratégia Incremental, Expansão Generalizada e Dijkstra; e mais dois outros, A^* e \hat{A} , que são descritos com algum detalhe; especialmente o último, adotado para solução do problema neste trabalho. Ver-se-á que os quatro primeiros algoritmos podem facilmente ser reproduzidos pelo quinto, tal é a versatilidade deste. Estes algoritmos se encontram na bibliografia ([8], [10], [15], [18]), e são aqui mostrados como ilustração e para manter uma sequência de conteúdo no trabalho.

A opção entre configurações a expandir será feita segundo o critério de custo, descrito adiante.

3.4.1. Custo de uma Configuração.

Como o objetivo do algoritmo é obter configurações tão econômicas quanto possível, faz-se necessário a definição do custo de uma configuração. Tome-se o custo de uma transição de estado como dado em (3.3.4), e o custo da configuração será a soma dos custos das transições de estado efetuadas para sua obtenção, ou o custo do caminho até a configuração no grafo H (3.3.5).

Assim, dada a configuração C^n , seu custo será:

$$c(C^n) = \sum_{i=1}^n c(C^{i-1}, C^i). \quad (3.4.1)$$

3.4.2. Estratégia Incremental.

Este é um procedimento bastante simples, que consiste em tomar a configuração inicial, expandi-la, tomar a melhor sucessora, expandi-la e repetir o procedimento até que se atinja o horizonte de planejamento.

Este método fornece rapidamente uma solução evidentemente eficiente e viável; mas, por outro lado, a solução pode estar algo distante da solução ótima.

3.4.3. Expansão Generalizada - Busca Horizontal.

Este procedimento consiste em expandir a configuração inicial obtendo k sucessoras de nível 1. Tomar cada uma destas, em ordem crescente do índice custo-segurança, expandir obtendo novas sucessoras, agora em nível 2. Seguir repetitivamente esta rotina até que todos os caminhos gerados terminam em uma configuração que atenda as solicitações do horizonte de planejamento. Entenda-se por nível de uma configuração o número de expansões que a originaram desde C^0 . Note-se que a primeira configuração de determinado nível só é expandida, após ter sido expandida a última do nível anterior. A melhor estratégia é obtida, então, percorrendo-se o caminho no sentido inverso.

Este método, como já se pode observar, embora possa levar à solução ótima, pode impor proibitivas exigências de memória e tempo de computação, uma vez que o trabalho de montagem do grafo H é muito extenso. Por outro lado, a admissibilidade do algoritmo é assegurada.

3.4.4. Algoritmo de Dijkstra.

Neste algoritmo, realizam-se expansões de configurações desde C^0 , escolhendo para expandir sempre aquela de mínimo índice custo entre as configurações geradas e ainda não expandidas. O algoritmo finaliza ao atingir o horizonte de planejamento ou ao

se esgotarem as configurações a expandir, neste caso com insucesso.

3.4.5. Algoritmo A*.

Este algoritmo tem procedimento bastante similar ao anterior, diferenciando-se pela utilização de uma parcela heurística h no critério de opção entre configurações ou, generalizando o grafo, nós a expandir, ou seja, gerar sucessores. O índice, que era g , passa a ser

$$f = g + h \quad (3.4.2)$$

O algoritmo A* será descrito pormenorizado a seguir, com sua aplicação generalizada a problemas de grafos.

Dados um nó inicial $s \in N$, um conjunto alvo $T \subset N$, procura-se um caminho de s para T , cujo custo é mínimo.

Dados $s, n_1, n_2 \in N, A, B, T \subset N$, definem-se:

$h(n_1, n_2)$: custo de um caminho ótimo entre n_1 e n_2

$$h(A, B) \triangleq \min \{ h(n_1, n_2) \mid n_1 \in A, n_2 \in B \} \quad (3.4.3)$$

$$h(n_1) \triangleq h(n_1, T) \quad (3.4.4)$$

$$h(A) \triangleq h(A, T) \quad (3.4.5)$$

$$g(n_1) \triangleq h(s, n_1) \quad (3.4.6)$$

Assim, o problema de busca se resume em procurar um caminho G entre s e T de modo que

$$c(G) = h(s).$$

Define-se uma função avaliação que associa a cada nó n do grafo H uma estimativa sobre o valor de um caminho de s para T com custo mínimo entre todos os que passam por n . Esta estimativa é dada por

$$\hat{f}(n) = \hat{g}(n) + \hat{h}(n) \quad (3.4.7)$$

onde $\hat{g}(n)$ é calculada pelo algoritmo e corresponde ao custo do caminho de mínimo custo de s a n e $\hat{h}(n)$ é uma estimativa do caminho de n a T .

O algoritmo manipula duas listas que são ABERTO, FECHADO e uma terceira de apontadores. Na lista ABERTO são colocados os nós ao serem gerados pelo algoritmo. Em cada iteração, A^* escolhe na lista ABERTO o nó n correspondente ao menor valor $\hat{f}(n)$, gera seus sucessores, coloca-os na lista ABERTO e n é transferido para a lista FECHADO. Os apontadores são utilizados para associar a cada um dos sucessores o seu antecessor n . O Algoritmo finaliza ao escolher um nó alvo ($n \in T$).

O Algoritmo A^* .

- Passo 1 - Colocar o nó inicial s na lista ABERTO;
calcular $\hat{f}(s)$.
- Passo 2 - Se ABERTO estiver vazia, pare (insucesso);
senão, continue.
- Passo 3 - Retirar de ABERTO o nó n tal que $\hat{f}(n)$ é menor, e introduzi-lo em FECHADO (Resolver empates arbitrariamente, dando preferência a qualquer nó alvo).
- Passo 4 - Se $n \in T$, terminar, recuperando o caminho solução através dos apontadores.
Senão, continuar.
- Passo 5 - Expandir n , gerando $\Gamma(n)$.
Se $\Gamma(n) = \phi$, voltar ao passo 2.
Calcular $\hat{f}(n_i)$ para cada sucessor n_i .
- Passo 6 - Associar aos sucessores que ainda não se encontram em ABERTO ou FECHADO os valores de \hat{f} calculados.
Introduzir estes nós em ABERTO e dirigir apontadores a n .
- Passo 7 - Associar aos sucessores que já se encontravam em ABERTO ou FECHADO os menores valores entre os valores de \hat{f} calculados agora e seus valores prévios.

Transferir para ABERTO os sucessores que estão em FECHADO e tiveram valores de \hat{f} rebaixados e redirecionar para os apontadores de todos os nós cujos valores de \hat{f} foram rebaixados.

Passo 8 - Voltar ao passo 2.

3.4.6. Algoritmo \hat{A} (A* Adaptativo).

Este algoritmo é uma versão modificada do algoritmo A* e suas características serão exploradas adiante.

Hipóteses utilizadas na demonstração de admissibilidade (um algoritmo é admissível se garantir a resolução do problema de busca sempre que exista solução) de um algoritmo de busca em grafo:

- . Grafos finitos: Impõe-se a não negatividade dos custos de todos os ramos, ou impõe-se a inexistência de circuitos de custo negativo.
- . Grafos infinitos: Considera-se que todos os custos são superiores a uma constante $\delta > 0$, o que define δ -grafos.

Como neste trabalho todo ramo se refere a construção de uma linha de transmissão, cujo custo, evidentemente, é maior do que zero, a admissibilidade do algoritmo jamais será prejudicada por qualquer um dos itens anteriores. Observe-se que o problema, como colocado, não admite nem mesmo circuitos.

3.4.6.1. O Algoritmo \hat{A} .

Passo 0 - Inicialização.

Lista ABERTO vazia.

Lista FECHADO vazia.

Lista apontadores vazia.

Dados: conjuntos S dos nós iniciais e T dos nós alvos.

Definir a função $\hat{h}: N \rightarrow R$

Introduzir em ABERTO os nós $n \in S$ associando a cada um os valores $\hat{g}(n) = 0$, $\hat{h}(n)$.

Passo 1 - Se ABERTO estiver vazia, parar.

Se não, escolher entre os nós abertos um nó \bar{n} tal que

$$\hat{f}(\bar{n}) = \min \{ \hat{f}(n) \mid n \text{ aberto} \}$$

sendo

$$\hat{f}(n) = \hat{g}(n) + \hat{h}(n).$$

Resolver empates arbitrariamente, dando preferência a nós $n \in T$.

Passo 2 - Se $\bar{n} \in T$, ir para o passo 5.

Se não, transferir \bar{n} para FECHADO.

Passo 3 - Obter a lista de sucessores $\Gamma(\bar{n})$.

Para cada $n \in \Gamma(\bar{n})$, fazer

$$\hat{g}(n) = \hat{g}(\bar{n}) + c(\bar{n}, n).$$

Comparar cada sucessor com elementos de ABERTO e FECHADO.

Retirar de $\Gamma(\bar{n})$ os elementos n tais que

$$n = n' \text{ e } \hat{g}(n) \geq \hat{g}(n'), n' \in (\text{ABERTO ou FECHADO})$$

ou n é ineficiente diante de n' .

Retirar de ABERTO os nós n' tais que

$$n' = n \text{ e } \hat{g}(n') > \hat{g}(n).$$

Introduzir em ABERTO os nós remanescentes em $\Gamma(\bar{n})$, associando o apontador \bar{n} .

Passo 4 - Redefinir a função $\hat{h}: N \rightarrow R$, atualizar seus valores nas listas ABERTO e FECHADO.

Voltar ao passo 1.

Passo 5 - Se um critério de parada for satisfeito, terminar, recuperando um caminho entre s e \bar{n} , por meio dos apontadores, no sentido inverso.

Se não, ir ao passo 4.

3.4.6.2. Observações sobre o Algoritmo \hat{A} .

O algoritmo \hat{A} é equivalente ao A^* se forem eliminados os passos 4 e 5, terminando o algoritmo ao escolher $\bar{n} \in T$ no passo 1.

Define-se \hat{h} como uma função, embora não seja absolutamente necessário.

Não se eliminam nós da lista FECHADO no passo 3, uma vez que esta eliminação traria uma grande complexidade computacional e não resultaria em grande vantagem, já que eliminações em FECHADO são muito pouco frequentes.

Note-se que, cada vez que o algoritmo chega ao passo 5, um caminho entre s e T foi encontrado.

O critério de parada é crucial para admissibilidade do algoritmo, e será discutido adiante.

3.4.6.3. Admissibilidade do Algoritmo.

Assume-se a hipótese de que o grafo H é finito e não possui circuitos de custo negativo, fundamentada nos seguintes pontos:

1º) O número de estágios será sempre finito e o gerador de sucessores gerará sempre um número finito de sucessores, como citado em (3.3.5), o que garante que H é finito.

2º) A positividade dos custos que já foi assegurada.

Lema: Se T é acessível a partir de S , então, qualquer que seja a atuação do passo 4, o algoritmo atinge o passo 5 em um número finito de iterações.

Demonstração: por absurdo: se o algoritmo não atinge o passo 5, há duas hipóteses:

a) O algoritmo parou no passo 1, com a lista ABERTO vazia.

Seja: $P = (n_1, n_2, \dots, n_p)$, $n_1 \in S$, um caminho qualquer, n_k o nó de P de mais alto índice colocado em FECHADO no momento da parada, $k < p$.

Como n_k está FECHADO, em alguma iteração anterior foi gerado $n_{k+1} \in \Gamma(n_k)$. Se ABERTO está vazia, então n_{k+1} está em FECHADO, o que contraria a hipótese.

- b) O algoritmo cicla indefinidamente entre os passos 1 e 4, sem encontrar $n \in T$.

Como N é finito e em cada iteração um elemento é retirado de ABERTO, há um nó \bar{n} que entra na lista ABERTO um número infinito de vezes.

Cada vez que \bar{n} entra em ABERTO, $\hat{g}(\bar{n})$ corresponde ao custo de um caminho de S a \bar{n} .

Considerando o problema específico, conforme já citado, a própria formulação do problema exclui a possibilidade de circuitos em H , o que leva à última alternativa nesta hipótese:

Cada vez que \bar{n} entra em ABERTO, $\hat{g}(\bar{n})$ é reduzido, pois a nova instância não foi eliminada no passo 3. Como a cada instância corresponde um caminho diferente, existe um número infinito de caminhos entre S e \bar{n} , o que é absurdo para um grafo finito.

3.4.6.4. Heurística e Critérios de Parada.

O critério que garante admissibilidade do algoritmo está ligado à definição de uma função \hat{h} tal que ([15]):

$$\forall n \in N, \hat{h}(n) \leq h(n); \quad (3.4.8)$$

$$\forall n \in T, \hat{h}(n) = 0. \quad (3.4.9)$$

É difícil elaborar critério de parada que termine o al-

goritmo com a certeza de se ter achado o caminho ótimo, a menos que se conheça uma função h^* com as características citadas.

Por outro lado, uma função que não atenda a essas características, embora não garanta a otimalidade do caminho encontrado, pode permitir uma solução rápida para o problema de busca de caminho em grafo. Este fato é explorado pelo algoritmo \hat{A} que pode iniciar com uma heurística "forte" e diminuir \hat{h} iterativamente, à medida que soluções sub-ótimas são encontradas.

Com isto, pode-se limitar o tempo de processamento ao tempo disponível e, ao fim deste tempo parar o processo obtendo o melhor caminho encontrado até então.

3.5. CONCLUSÃO.

Este capítulo foi dedicado à descrição e enunciado do problema do planejamento do sistema de transmissão bem como a apresentação da solução do problema, mostrando brevemente três algoritmos (estratégia incremental, expansão generalizada e Dijkstra) e destinando maior atenção aos algoritmos A^* e \hat{A} , sendo o último efetivamente empregado na solução do problema definido antes. Pretende-se explorar a capacidade de gerar estratégias de expansão sub-ótimas, adotando a melhor delas como solução ao fim do tempo disponível, pré-fixado.

No próximo capítulo será feita a aplicação do algoritmo \hat{A} ao problema da expansão de redes de transmissão com as restrições de operação avaliadas por utilização da estabilidade transitória conforme determinada pelo segundo método de Liapunov.

4. APLICAÇÃO DO ALGORITMO \hat{A} E ANÁLISE DE ESTABILIDADE TRANSITÓRIA NO PLANEJAMENTO DA TRANSMISSÃO.

4.1. INTRODUÇÃO.

Neste capítulo é mostrada uma forma de aplicar o algoritmo \hat{A} no planejamento do sistema de transmissão, aliado ao método de Liapunov de determinação de domínios de estabilidade.

Cada configuração deve ser expandida quando se mostrar sobrecarregada, e a expansão é feita no sentido de reforçar a(s) linha(s) sobrecarregada(s). A detecção de sobrecargas é realizada através de análises de contingências com determinação de domínios de estabilidade. Propõe-se um método de análise de contingências combinado estático-dinâmico que agiliza consideravelmente o algoritmo.

Em primeiro lugar, identifica-se o nó do grafo H como uma configuração do sistema de transmissão. A seguir define-se o gerador de sucessoras $\Gamma(C)$ como supressor de sobrecargas. Finalmente, colocam-se as funções \hat{g} e \hat{h} , definindo uma heurística \hat{h} eficiente, em função da máxima demanda atendida pela configuração em estudo. Com estas informações, pode-se aplicar o algoritmo \hat{A} .

4.2. O NÓ DO GRAFO H .

Um nó do grafo H representa uma configuração do sistema de transmissão, descrita em termos de sua matriz de incidência e matriz admitância de barra. Note-se que não há necessidade de armazenar estas duas matrizes para cada configuração gerada pelo programa, uma vez que podem ser facilmente recuperadas pois são conhecidas todas as transições desde a configuração inicial. Assim, a única configuração que efetivamente tem as duas matrizes associadas é a inicial; as outras têm apenas vetores que indicam,

na ordem, quais as linhas que foram adicionadas à configuração inicial para resultar a configuração presente.

4.3. O GERADOR DE SUCESSORAS.

Uma configuração a ser expandida vem acompanhada das informações:

- . limite de viabilidade: primeiro estágio para o qual a configuração se mostra sobrecarregada;
- . linhas sobrecarregadas no limite de viabilidade;
- . outras sem maior importância no momento.

Cada sucessora é obtida por reforço de uma linha sobrecarregada. O reforço é colocado na forma de uma linha de mesmas características da sobrecarregada, em paralelo com esta. Obtém-se, assim, tantas configurações quantas forem as sobrecargas da configuração original.

O próximo passo consiste em determinar, para cada configuração obtida, o respectivo limite de viabilidade, linhas sobrecarregadas no limite, máxima demanda atendida e índice de segurança, o que é realizado através de sucessivas análises de contingências do sistema. Este procedimento será denominado de ora em diante, "Determinação do limite de viabilidade".

4.4. DETERMINAÇÃO DO LIMITE DE VIABILIDADE.

Seja uma configuração obtida no estágio t^k (limite de viabilidade de sua antecessora), dada por sua matriz admitância de barra Y .

A cada estágio t^i , iniciando em t^k , tomando o respectivo vetor de injeções P^i , determina-se o ponto de equilíbrio

do sistema δ_e^0 , e, a seguir, verifica-se se, em alguma linha, é excedido o limite térmico. Se não, procede-se a análises de contingências que se referem à retirada da linha de maior capacidade em cada um dos m ramos.

Considerando a maior conservatividade da análise de contingências estática, utiliza-se este método como uma "pré-análise" de cada contingência, com o intuito de selecionar aquelas contingências mais críticas para aplicação do método de Liapunov. Sendo este procedimento muito rápido e já dispondo o algoritmo dos ângulos do sistema, avalia-se rapidamente, a cada contingência, as defasagens entre extremidades de linhas de transmissão, considerando que o sistema é robusto se todas as defasagens tiverem valor inferior a um valor $\phi^{\text{máx}}$ e dispensando então os cálculos de domínio de estabilidade. Com isto, obtém-se um grande decréscimo de tempo de computação, diminuindo sensivelmente a discrepância de eficiências entre os algoritmos estático e dinâmico.

Uma análise de contingência é constituída pelos seguintes passos:

- 1º) Retirada da linha: modificação da matriz admitância de barra $\rightarrow Y^{\text{mod}}$;
- 2º) Determinação do ponto de equilíbrio do sistema modificado: ângulos de barras δ_e ;
- 3º) Verificação dos limites térmicos: verificar se há linha sobrecarregada termicamente; se houver, anotar a sobrecarga e ir ao 9º passo;
- 4º) Verificar defasagens. Se nenhuma excede $\phi^{\text{máx}}$, ir ao 9º passo;
- 5º) Redução às barras de geração: reduzir a matriz Y^{mod} e determinar os ângulos

$$\alpha_e^{0i} = \delta_e^{0i} - \delta_e^{0n} \quad i=1,2,\dots,n-1 \quad ,$$

$$\alpha_e^i = \delta_e^i - \delta_e^n \quad i=1,2,\dots,n-1 \quad ;$$

- 6º) Cálculo do domínio de estabilidade do ponto de equi

líbrio α_e do sistema modificado;

7º) Cálculo da energia potencial $E_p(z)$ no ponto

$$z = \alpha_e^0 - \alpha_e$$

8º) Comparar $E_p(z)$ com a energia obtida no domínio de estabilidade:

Se menor, o sistema é seguro para esta contingência. Calcular o índice de segurança.

Senão, é detectada uma sobrecarga: anotá-la.

9º) Recuperar a matriz Y .

Se a retirada da linha de maior capacidade em todos os ramos não leva a nenhuma sobrecarga, o sistema é estável neste estágio, e o índice de segurança da configuração no estágio é obtido.

Passa-se ao próximo estágio e repete-se o procedimento, e assim sucessivamente até se detectar sobrecarga ou atingir o horizonte de planejamento. Neste momento têm-se determinados o limite de viabilidade (estágio em que se verificaram sobrecargas), a máxima demanda atendida (soma das cargas no último estágio seguro - sem sobrecargas), índice de segurança (adotado o mínimo entre os obtidos para a configuração em cada estágio) e as linhas sobrecarregadas a serem reforçadas em alguma futura iteração do algoritmo de expansão.

Um diagrama de fluxo simplificado para a determinação do limite de viabilidade é apresentado na fig. 4.1.

4.5. AS FUNÇÕES \hat{g} e \hat{h} - ESTRATÉGIA DE MANIPULAÇÃO DE \hat{h} .

A função tomada para exercer o papel de \hat{g} no algoritmo de busca é a definida no item (3.4.1).

A escolha da função \hat{h} depende do desempenho que se pretende do algoritmo, como se verá a seguir.

Seja Δ um número maior do que o custo de qualquer ca-

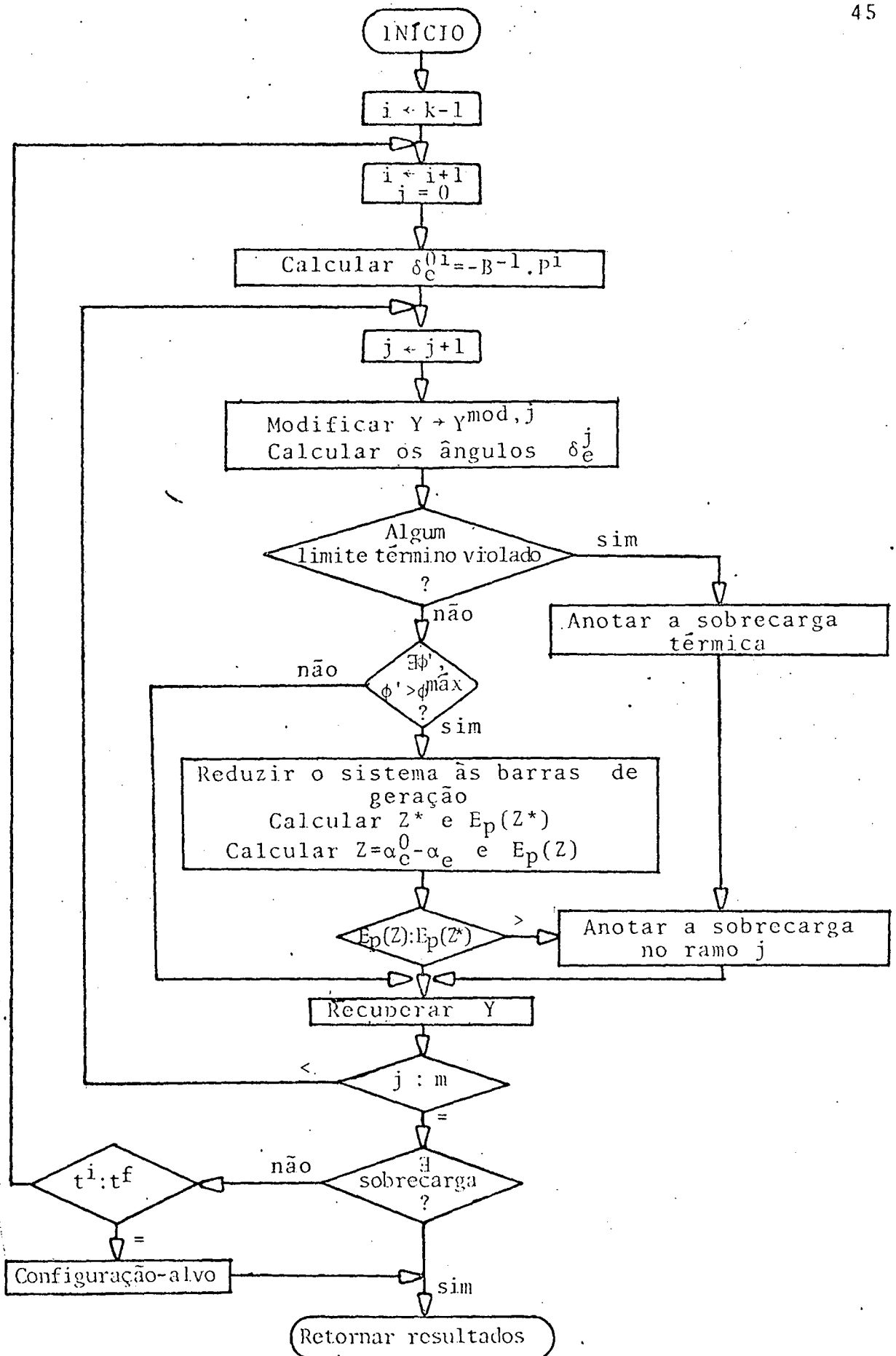


Figura 4.1 - Fluxograma simplificado do algoritmo para determinação do limite de viabilidade.

minho entre S e T, i o nível da configuração C^n , e k o máximo nível que pode ter uma configuração.

Se for colocado

$$\hat{h} = (k-i)\Delta \quad (4.5.1)$$

e, ao mesmo tempo, colocada a imposição de parada ao atingir o horizonte de planejamento - primeiro nó alvo atingido - o procedimento do algoritmo será exatamente o descrito sob a denominação ES TRATÉGIA INCREMENTAL".

Se for colocado

$$\hat{h} = i\Delta \quad (4.5.2)$$

o algoritmo reproduzirá o procedimento descrito como "EXPANSÃO GE NERALIZADA".

Com

$$\hat{h} = 0 \quad (4.5.3)$$

e a regra de parada impondo a parada na primeira vez que é atingido o horizonte de planejamento, é reproduzido o algoritmo de DIJKSTRA.

Outras heurísticas podem ser colocadas e o algoritmo pode se tornar mais ou menos eficiente, conforme a heurística proposta. Neste trabalho propõe-se \hat{h} como uma função da máxima demanda atendida pela configuração, e é assim definida:

$$\hat{h}(C^n) = \frac{D^f - D^{\max}(C^n)}{D^f - D^0} \quad (4.5.4)$$

onde

D^f - demanda a ser atendida no horizonte de planejamento t_f ;

$D^{\max}(C^n)$ - máxima demanda atendida pela configuração C^n ;

D^0 - demanda inicial - no estágio t_0 .

Considere-se

$$c^{\min} = \min_i [c(\tau_i)] \quad (4.5.5)$$

onde τ_i é uma transição de estado e $c(\tau_i)$ é dado como em (3.3.4), ou seja, c^{\min} é o custo da linha de transmissão de menor custo entre todas, adicionada ao sistema de transmissão no último estágio de planejamento.

Note-se que, considerando (4.5.4), o máximo valor de \hat{h} é:

$$\hat{h}^{\max} = \max_i [\hat{h}(C^i)] = \hat{h}(C^0) = 1.$$

Se

$$c^{\min} \geq \hat{h}^{\max}$$

então

$$\forall C^n, \hat{h}(C^n) \leq h(C^n)$$

e, pela definição de \hat{h} (4.5.4)

$$\forall C^n \in T, \hat{h}(C^n) = 0,$$

e o algoritmo é admissível com a heurística definida em (4.5.4), uma vez que são cumpridas as condições (3.4.8) e (3.4.9).

Embora esta colocação leve à admissibilidade do algoritmo, não será empregada neste trabalho, uma vez que assim o algoritmo se torna pouco informado e perde eficiência, demandando grande tempo de processamento. Assim, optou-se por reduzir a parcela de custos na soma $\hat{g} + \hat{h}$, deixando preponderar a heurística \hat{h} , o que produziu bons resultados, conforme se verá no próximo capítulo, em alguns casos.

4.6. CONCLUSÃO.

Neste capítulo foi mostrada uma forma de inclusão da restrição de estabilidade transitória no algoritmo de busca em grafos para planejamento do sistema de transmissão. Foram definidos o nó do grafo de expansão como configuração do sistema de transmissão e o gerador de sucessoras como supressor de sobrecargas. A heurística foi proposta como função da máxima demanda atendida por uma configuração.

O limite de viabilidade é determinado por análises de contingências. Propôs-se uma utilização conjunto dos métodos de análise de estabilidade estático e dinâmico, o que leva a uma maior eficiência para o algoritmo, em virtude de ser possível deixar de analisar pelo método de Liapunov grande parte das contingências inexpressivas à estabilidade do sistema.

Definiu-se a heurística (4.5.4) que permite lograr admissibilidade do algoritmo de busca em grafos \hat{A} (e mesmo A^*), pela manipulação da grandeza dos custos de transições de estados através da definição arbitrária de uma base para os custos. Por outro lado, a experiência mostrou que se esta heurística preponderar (não exageradamente) o algoritmo apresenta boa eficiência. Este procedimento foi adotado.

O próximo capítulo apresenta exemplos ilustrativos, e se fazem comentários a respeito de eficiência, resultados e comparação econômica com os resultados do algoritmo que emprega a análise de segurança do ponto de vista puramente estático.

5. PLANEJAMENTO DA TRANSMISSÃO

EXEMPLOS DE APLICAÇÃO

5.1. INTRODUÇÃO.

Neste capítulo são mostrados exemplos de aplicação do método de planejamento do sistema de transmissão proposto, bem como aplicação de um método empregando análise de segurança estática. Os dois métodos são aplicados para um mesmo sistema de potência, em situação idêntica. O método que emprega análises de contingências estáticas ([8]) é descrito sucintamente no Apêndice A. Sua diferença em relação ao método proposto neste trabalho reside basicamente no tipo de análise de contingência adotado.

Os resultados apresentados a seguir foram obtidos com utilização de um computador digital IBM 4341.

5.2. PRIMEIRO EXEMPLO.

Como primeira utilização do programa para expansão do sistema de transmissão foi proposto o caso descrito a seguir.

O sistema de potência é constituído de seis barras, quatro das quais com predominância de geração e seis linhas de transmissão (inicialmente), como esquematizado no diagrama unifilar (figura 5.2.1). Após, apresentam-se tabelas (tabelas 5.2.1 a 5.2.3), constando dados sobre as linhas de transmissão, máquinas e, finalmente, os vetores de injeção previsionais associados aos respectivos estágios de planejamento, tomados em anos.

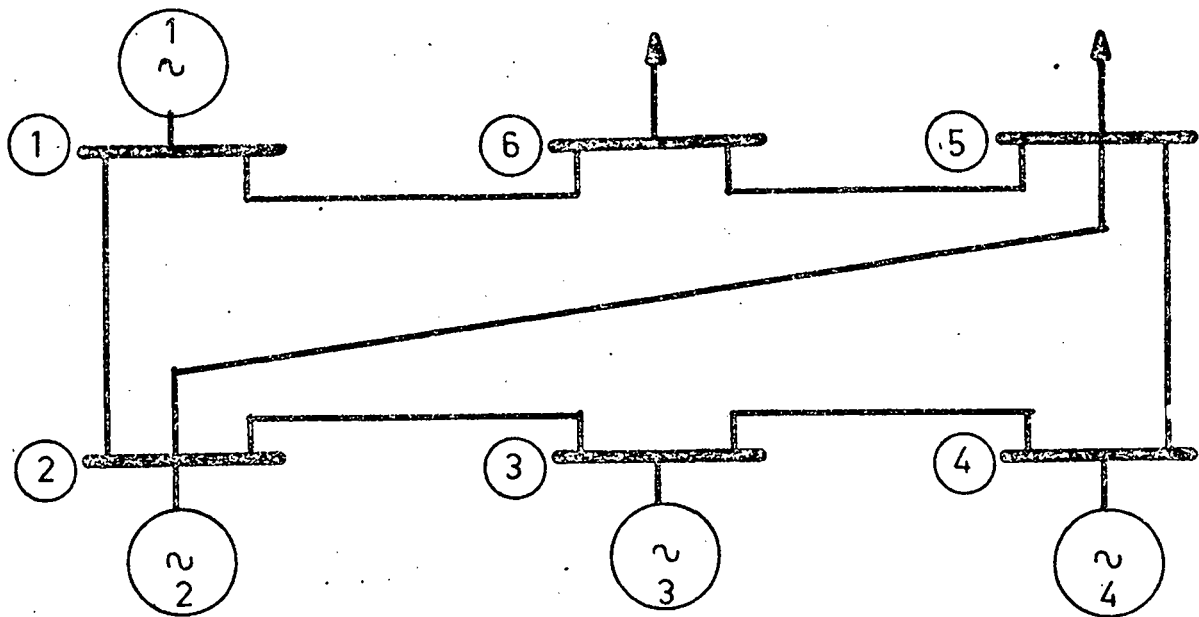


Figura 5.2.1 - Diagrama unifilar.

LINHAS DE TRANSMISSÃO					
Nº	Barras		Impedância (p.u.)		Limites Térmicos (p.u.)
	Inicial	Terminal	Resistência	Reatância	
1	1	2	-	0,60	0,70
2	2	3	-	1,50	0,56
3	3	4	-	2,40	0,45
4	4	5	-	0,70	0,72
5	5	6	-	1,20	0,60
6	1	6	-	0,45	1,0
7	2	5	-	1,50	0,50

Tabela 5.2.1 - Dados das linhas de transmissão.

CONSTANTES DAS MÁQUINAS (p.u.)	
Nº	Reatância Transitória X'd
1	0,004
2	1,000
3	0,500
4	0,400

Tabela 5.2.2 - Dados das máquinas.

VETORES DE INJEÇÃO (p.u.)					
ano barra	1983	1984	1985	1986	1987
1	0,25	0,30	0,31	0,434	0,5640
2	0,10	0,11	0,15	0,210	0,2730
3	0,35	0,39	0,39	0,546	0,7098
4	0,20	0,25	0,27	0,378	0,4914
5	-0,50	-0,60	-0,62	-0,868	-1,1284
6	-0,40	-0,45	-0,50	-0,700	-0,9100

Tabela 5.2.3 - Dados de barras.

A utilização de análises de contingências por método estático levou à política de expansão mostrada na tabela 5.2.4.

```

*****
*****
* - CRONOGRAMA DE INVESTIMENTOS *
*****
** LINHAS A * * CUSTO ACUMULADO **
** * ANO * * INICIAL *DESCONTADO**
*****
** * * * * *
** 1 - 6 * 1983.* 0.0900 * 0.0900 **
** * * * * *
** 2 - 3 * 1983.* 0.3900 * 0.3900 **
** * * * * *
** 4 - 5 * 1985.* 0.5300 * 0.5046 **
** * * * * *
** 1 - 2 * 1986.* 0.6500 * 0.5935 **
** * * * * *
** 3 - 4 * 1987.* 1.1300 * 0.9153 **
** * * * * *
** 4 - 5 * 1987.* 1.2700 * 1.0091 **
** * * * * *
*****
*****
    
```

Tabela 5.2.4 - Política de expansão obtida com critério de segurança estático.

Na coluna "linhas a construir" são dadas as linhas de transmissão a construir para suprimir sobrecarga; na coluna "ano" aparecem os respectivos estágios de planejamento em que as linhas se fazem necessárias. As próximas colunas dão os custos acumulados, sendo primeiro apresentado o custo atual e, a seguir, considerado a taxa de desconto β , neste caso adotada $\beta=0,1ano^{-1}$.

Utilizando o método proposto neste trabalho, a estratégia de expansão obtida foi a mostrada na tabela 5.2.5 com as mesmas características da anterior.

```

*****
*****
**          CRONOGRAMA DE INVESTIMENTOS          **
** LINHAS A *          * CUSTO ACUMULADO          **
**          * ANO *          *          *          **
** CONSTRUIR *          * INICIAL *DESCONTADO**
*****
**          *          *          *          **
**          *          *          *          **
** 2 - 3 * 1983.* 0.3000 * 0.3000 **
**          *          *          *          **
** 4 - 5 * 1983.* 0.4400 * 0.4400 **
**          *          *          *          **
** 1 - 6 * 1984.* 0.5300 * 0.5214 **
**          *          *          *          **
** 1 - 2 * 1986.* 0.6500 * 0.6103 **
**          *          *          *          **
*****
*****

```

Tabela 5.2.5 - Política de expansão obtida com critério de segurança dinâmico.

A comparação dos dois quadros mostra uma grande diferença entre os custos das políticas apresentadas, sendo a segunda 39,52% mais econômica do que a primeira.

O primeiro método concluiu o processamento com a lista ABERTO vazia - ou seja, a política encontrada é a ótima - em 3 segundos, tendo gerado 23 configurações e efetuado 266 análises de contingências. A configuração terminal do caminho correspondente à estratégia ótima é a de número 19, obtida em 2,58 segundos. Esta foi a segunda estratégia encontrada pelo algoritmo.

O segundo método concluiu o processamento também com a lista ABERTO vazia - solução ótima - em 11,88 segundos, gerando neste tempo 13 configurações e efetuando 161 análises de contingências. A configuração terminal da estratégia ótima é a de número 7, sendo que esta foi a primeira estratégia encontrada pelo programa, em 8 segundos de processamento. O programa gerou quatro estratégias. Neste caso não foi empregado o método conjunto estático-dinâmico de análise de contingências, visto não ser uma exigência, dado o pequeno porte do sistema.

5.3. SEGUNDO EXEMPLO.

Como segundo exemplo, coloca-se um sistema mais complexo, constituído por 17 barras, 8 das quais de geração e 23 linhas de transmissão, cujo diagrama unifilar é apresentado na figura 5.3.1.

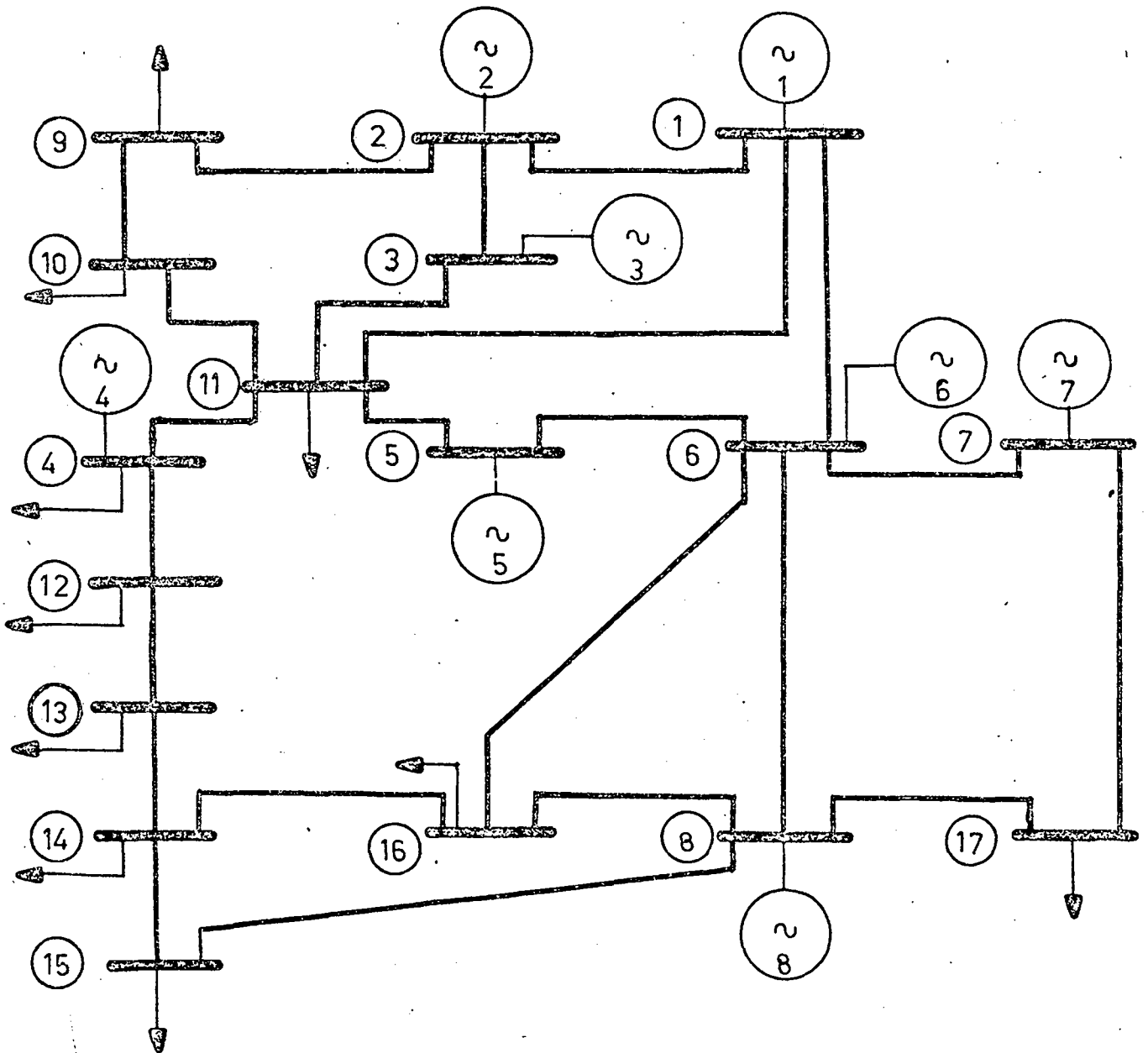


Figura 5.3.1 - Diagrama unifilar.

Os parâmetros de máquinas, linhas e barras são listados a seguir:

Máquina	1	2	3	4	5	6	7	8
Reatância Transitória	0,0367	0,1039	0,0284	0,0241	0,0243	0,1352	0,1534	0,0800

Tabela 5.3.1 - Dados das máquinas.

LINHAS DE TRANSMISSÃO							
nº	Barras Terminais	Ti po	Impedância (p.u.)		Admitância paralela(pu)	Limite Térmico(p.u.)	Distância (km)
			Resistência	Reatância			
1	1-2	1		0,0685		9,8	218,85
2	1-6	2		0,2072		3,52	167,50
3	1-11	2		0,2473		3,20	199,92
4	2-3	2		0,1063		7,84	85,93
5	2-9	3		0,2833		2,80	61,57
6	3-11	2		0,2118		3,50	171,22
7	4-11	2		0,1533		4,85	123,93
8	4-12	1		0,0547		12,00	174,76
9	5-6	1		0,0619		10,00	197,76
10	5-11	3		0,2628		2,90	57,12
11	6-7	2		0,1297		5,50	102,43
12	6-8	2		0,2347		3,50	189,73
13	6-16	3		0,4141		1,90	90,00
14	7-17	2		0,1545		4,50	124,90
15	8-15	3		0,3007		2,00	65,36
16	8-16	3		0,2611		2,00	56,75
17	8-17	2		0,1811		3,84	146,40
18	9-10	2		0,1164		5,00	94,10
19	10-11	1		0,0649		8,45	207,35
20	12-13	2		0,1005		6,50	81,24
21	13-14	1		0,0446		12,00	142,49
22	14-15	1		0,0940		6,00	300,31
23	14-16	1		0,0586		10,00	187,22
TIPO			Tensão Nominal (kV)	Impedância p/km (p.u.)		Custo p/km	
				Resistência	Reatância		
1			500		0,000313	0,0020	
2			230		0,001237	0,0010	
3			138		0,004601	0,0007	

Tabela 5.3.2 - Dados das linhas de transmissão.

5.3.1. Um Planejamento para cinco estágios.

INJEÇÕES					
Ano Barra	1983	1984	1985	1986	1987
1	1,965	2,5108	3,0434	3,4116	3,6448
2	1,590	2,0317	2,4627	2,7606	2,9493
3	0,580	0,7411	0,8983	1,0070	1,0758
4	0,530	0,6772	0,8208	0,9201	0,9830
5	0,997	1,2740	1,5442	1,7310	1,8493
6	1,114	1,4235	1,7254	1,9341	2,0663
7	1,180	1,5078	1,8276	2,0487	2,1887
8	0,050	0,0638	0,0773	0,0867	0,0926
9	-1,040	-1,2000	-1,3200	-1,4000	-1,5000
10	0,000	-0,6000	-1,0300	-1,2000	-1,2500
11	-1,766	-2,1000	-2,5000	-2,8000	-2,8000
12	-0,585	-0,6800	-1,0000	-1,5000	-1,5000
13	-0,780	-1,0000	-1,3000	-1,3000	-1,3500
14	-0,628	-0,8500	-1,1500	-1,2000	-1,2200
15	-1,756	-2,0500	-2,1000	-2,1000	-2,1800
16	-1,320	-1,5000	-1,6000	-1,8000	-2,0500
17	-0,131	-0,2500	-0,4000	-0,6000	-1,0000
Demanda	8,0060	10,2300	12,4000	13,9000	14,8500

Tabela 5.3.3 - Dados de barras.

A utilização deste exemplo, sob as mesmas condições, pelos programas, levou aos resultados apresentados adiante, sendo a primeira estratégia a fornecida pelo método empregando análises de contingências estáticas e a segunda estratégia apresentada pela consideração de estabilidade dinâmica.

A taxa de desconto foi assumida como constante e de valor 10% ao ano, ou seja, $\beta = 0,1 \text{ ano}^{-1}$.

Os resultados foram obtidos considerando análises de contingências nas 16 primeiras linhas de transmissão listadas, supondo que as demais não têm grande influência no comportamento do sistema.

Os quadros a seguir mostram os resultados.

Considerando o comportamento estático, a política de expansão obtida é a descrita na tabela 5.3.4.

```

*****
*          CRONOGRAMA DE INVESTIMENTOS          *
*          LINHAS A CONSTRUIR                    *
*          ANO          CUSTO ACUMULADO          *
*          INICIAL     DE SCHEITADO             *
*          *          *          *          *     *
*          6 - 10      1983.  0.0630  *  0.0630  *
*          4 - 12      1984.  0.4125  *  0.3793  *
*          6 - 16      1985.  0.4755  *  0.4308  *
*          3 - 11      1986.  0.6467  *  0.5710  *
*          4 - 11      1987.  0.7707  *  0.6541  *
*          2 - 3       1987.  0.8500  *  0.7117  *
*****
    
```

Tabela 5.3.4 - Política de expansão obtida com critério de segurança estático.

O método proposto neste trabalho forneceu a estratégia mostrada na tabela 5.3.5.

```

*****
*          CRONOGRAMA DE INVESTIMENTOS          *
*          LINHAS A CONSTRUIR                    *
*          ANO          CUSTO ACUMULADO          *
*          INICIAL     DE SCHEITADO             *
*          *          *          *          *     *
*          6 - 10      1983.  0.0630  *  0.0630  *
*          4 - 11      1984.  0.1869  *  0.1751  *
*          4 - 12      1985.  0.5364  *  0.4613  *
*          3 - 11      1987.  0.7677  *  0.5761  *
*****
    
```

Tabela 5.3.5 - Política de expansão obtida com critério de segurança dinâmico.

Como no exemplo anterior, há uma diferença de custos substancial entre as duas estratégias. Embora neste caso a diferença percentual não seja tão grande como no exemplo 1, uma diferença de 19,05% não é de forma alguma desprezável diante dos custos reais envolvidos.

Há que se fazer uma análise do esforço computacional dispendido e isto será feito brevemente aqui. Foi limitado o tempo de processamento, conforme comentado em (3.4.6.4), mas a função \hat{h} não é modificada. Para o primeiro método, foi fixado um tempo de 60 segundos, ao fim dos quais o programa tinha executado 1904 análises de contingências, gerado 80 configurações, sendo que a configuração terminal da melhor estratégia encontrada foi a de número 20. Esta estratégia também foi a primeira encontrada pelo algoritmo.

Para o método proposto neste trabalho, sem a combinação estático-dinâmico, foi delimitado o tempo em 900 segundos (=15 min). Durante este tempo o programa executou 688 análises de contingências e gerou 18 configurações. A configuração terminal da melhor estratégia encontrada foi a de número 8; esta estratégia também foi a primeira obtida pelo algoritmo.

Como se observa no exposto, o método proposto é comparativamente pouco eficiente diante do outro e isto se deve à complexidade matemática envolvida no cálculo do domínio de estabilidade. Entretanto, os resultados são suficientemente favoráveis para que esta deficiência não seja preponderante.

5.3.2. Um Planejamento para 10 Estágios, considerando os 23 Ramos do Sistema.

O primeiro método - análise de contingências estática - forneceu a estratégia dada na tabela 5.3.7.

	INVESTIMENTOS					
	1983.	1984.	1985.	1986.	1987.	1988.
1	1.9550	2.5103	3.0734	3.4115	3.6448	3.7675
2	1.5900	2.0317	2.4627	2.7606	2.9493	3.0456
3	0.5300	0.7411	0.8583	1.0070	1.0758	1.1120
4	0.5300	0.6772	0.8208	0.9201	0.9850	1.0161
5	0.9570	1.2740	1.5442	1.7310	1.8493	1.9116
6	1.1140	1.4235	1.7254	1.9341	2.0663	2.1359
7	1.1800	1.5078	1.8276	2.0467	2.1857	2.2624
8	0.0500	0.0636	0.0773	0.0867	0.0926	0.0957
9	-1.0400	-1.2000	-1.3200	-1.4000	-1.5000	-1.5200
10	0.0	-0.6000	-1.0300	-1.2000	-1.2500	-1.3100
11	-1.7660	-2.1000	-2.5500	-2.8000	-2.8000	-2.8300
12	-0.5850	-0.6800	-1.0000	-1.5000	-1.5000	-1.7000
13	-0.7300	-1.0000	-1.3000	-1.3000	-1.3500	-1.3600
14	-0.6280	-0.8500	-1.1500	-1.2000	-1.2200	-1.2300
15	-1.7560	-2.0500	-2.1900	-2.1900	-2.1800	-2.2000
16	-1.3200	-1.5000	-1.6000	-1.8000	-2.0500	-2.1000
17	-0.1310	-0.2500	-0.4000	-0.6000	-1.0000	-1.1000

1989.	1990.	1991.	1992.
3.9933	4.2833	4.4695	4.6020
3.2318	3.4498	3.6166	3.7238
1.1786	1.2583	1.3192	1.3583
1.0770	1.1498	1.2054	1.2411
2.0262	2.1632	2.2678	2.3350
2.2639	2.4170	2.5339	2.6090
2.3980	2.5601	2.6839	2.7635
0.1014	0.1063	0.1135	0.1169
-2.0000	-2.0000	-2.0300	-2.0500
-1.3700	-1.4200	-1.4200	-1.5000
-2.8000	-3.0000	-3.1200	-3.2500
-1.7400	-1.9500	-2.0500	-2.1000
-1.4000	-1.5000	-1.5500	-1.6000
-1.2800	-1.3100	-1.5200	-1.5500
-2.3100	-2.3400	-2.5000	-2.5500
-2.1500	-2.4200	-2.4800	-2.5000
-1.1400	-1.4300	-1.5000	-1.6500

Tabela 5.3.6 - Dados de barras.

```

*****
*****
**          CIRCUNGRAMA DE INVESTIMENTOS          **
*****
** LINHAS A **          ANO          ** CUSTO ACUMULADO **
** CONSTRUIR **          ** INICIAL ** *DESCONTADO**
*****
**          *          *          *          *          *          *
** 6 - 16 * 1983.* 0.0630 * 0.0630 **
**          *          *          *          *          *          *
** 8 - 15 * 1984.* 0.1038 * 0.1044 **
**          *          *          *          *          *          *
** 4 - 12 * 1984.* 0.4583 * 0.4207 **
**          *          *          *          *          *          *
** 6 - 16 * 1985.* 0.5213 * 0.4722 **
**          *          *          *          *          *          *
** 10 - 11 * 1985.* 0.9360 * 0.8118 **
**          *          *          *          *          *          *
** 2 - 9 * 1986.* 0.9791 * 0.8437 **
**          *          *          *          *          *          *
** 3 - 11 * 1987.* 1.1503 * 0.9585 **
**          *          *          *          *          *          *
** 4 - 11 * 1988.* 1.2742 * 1.0336 **
**          *          *          *          *          *          *
** 1 - 6 * 1990.* 1.4417 * 1.1168 **
**          *          *          *          *          *          *
** 12 - 13 * 1990.* 1.5250 * 1.1572 **
**          *          *          *          *          *          *
** 6 - 16 * 1990.* 1.5660 * 1.1884 **
**          *          *          *          *          *          *
*****
*****

```

Tabela 5.3.7 - Política de expansão obtida com utilização de critério de segurança estático.

Esta estratégia foi a sexta encontrada pelo algoritmo, em 112 segundos, tendo a configuração número 129 como extremidade. Em 120 segundos, o programa gerou 140 configurações e 8 estratégias de expansão.

O método de análise das contingências do ponto de vista dinâmico, sem pré-seleção de contingências por análise estática, deu como resultado a política dada na tabela 5.3.8.

```

*****
*****
**          CRONOGRAMA DE INVESTIMENTOS          **
*****
** LINHAS A * ANO * CUSTO ACUMULADO *          **
** CONSTRUIR * INICIAL *DESCONTADO*          **
*****
**          *          *          *          *          **
** 6 - 16 * 1983.* 0.0630 * 0.0630 *          **
**          *          *          *          *          **
** 8 - 15 * 1984.* 0.1038 * 0.1044 *          **
**          *          *          *          *          **
** 4 - 11 * 1985.* 0.2327 * 0.2059 *          **
**          *          *          *          *          **
** 4 - 12 * 1985.* 0.5822 * 0.4920 *          **
**          *          *          *          *          **
** 3 - 11 * 1987.* 0.7534 * 0.6068 *          **
**          *          *          *          *          **
** 2 - 9 * 1988.* 0.7965 * 0.6329 *          **
**          *          *          *          *          **
** 7 - 17 * 1989.* 0.9214 * 0.7015 *          **
**          *          *          *          *          **
** 12 - 13 * 1990.* 1.0027 * 0.7418 *          **
**          *          *          *          *          **
** 6 - 16 * 1991.* 1.0657 * 0.7701 *          **
**          *          *          *          *          **
*****
*****

```

Tabela 5.3.8 - Política de expansão obtida com utilização de critério de segurança dinâmico.

A configuração extremidade foi a de número 18, obtida em 945 segundos. Esta foi a segunda estratégia obtida. Em 1200 segundos, o programa gerou 26 configurações e 2 políticas de expansão.

Com utilização de pré-seleção de contingências por análise estática, a solução é exatamente a mesma, sendo que a configuração extremidade é a de número 17, obtida em 252 segundos de processamento. A redução de 73% no tempo de computação necessário para encontrar a solução ilustra a vantagem do uso do método combinado de análise de segurança. O programa gerou 21 configurações

em 320 segundos.

Comparando com o método estático, ainda se observa uma disparidade de eficiência razoável - tempo 125% superior - mas a economia obtida na estratégia encontrada, 35,2%, é mais do que compensadora.

5.4. TERCEIRO EXEMPLO.

5.4.1. Um Planejamento para 5 Estágios.

Este, que é o último exemplo colocado, é o sistema de potência sul-brasileiro, da empresa ELETROSUL, aqui apresentado algo simplificado mas mantendo a ordem de grandeza que é o motivo de sua apresentação. Segue a descrição do sistema com suas 35 barras e 55 linhas de transmissão.

A tabela 5.4.1 dá a enumeração das barras e os respectivos vetores de injeção previsionais.

	INJECCOES				
	1983.	1984.	1985.	1986.	1987.
1	11.8210	12.5554	13.8420	15.8155	17.4550
2	13.2500	13.8435	14.9550	15.4872	16.2010
3	7.5900	3.0340	8.6790	8.9879	9.4020
4	11.1000	11.5969	12.5280	12.9735	13.5720
5	4.7500	4.9737	5.3730	5.5642	5.8210
6	3.8500	4.0332	4.3570	4.5121	4.7200
7	0.4400	0.4601	0.4970	0.5147	0.5330
8	-0.3600	0.1111	0.1200	0.1243	0.1300
9	3.5100	3.7712	4.0740	4.2190	4.4130
10	-1.8400	-1.3400	-2.0000	-2.1255	-2.2000
11	-2.2900	-2.3800	-2.5000	-2.6000	-2.7000
12	0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
13	0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
14	-3.6300	3.7530	-4.1000	-4.1700	-4.3000
15	-1.3900	-1.5000	-1.7000	-1.8730	-2.1000
16	-2.6200	-2.7230	-2.8000	-2.9050	-3.0000
17	0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
18	-4.2700	-4.2700	-4.3000	-4.4100	-4.5000
19	-3.1000	-3.2180	-3.5000	-3.5850	-3.7000
20	-0.4500	-0.4600	-0.5000	-0.8700	-1.0000
21	0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
22	-4.2400	-4.5100	-4.8000	-4.9500	-5.3000
23	-1.2500	-1.3100	-1.4000	-1.5100	-1.6000
24	-2.7900	-2.8450	-3.1000	-3.1780	-3.4000
25	-1.1700	-1.1700	-1.2000	-1.3500	-1.5000
26	-3.4100	-3.6700	-4.2000	-4.2000	-4.5200
27	-8.1300	-8.1500	-8.2000	-8.2800	-8.5000
28	-5.4300	-5.8300	-6.5000	-6.7340	-8.8000
29	0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
30	0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
31	0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
32	-6.1200	-7.2000	-8.2000	-8.2700	-8.5000
33	-1.7700	-2.0150	-2.4250	-2.5400	-2.7300
34	-0.9010	-0.9500	-1.0000	-1.0500	-1.2000
35	-1.3000	-1.3500	-1.5000	-1.6000	-1.7000

Tabela 5.4.1 - Dados de barras.

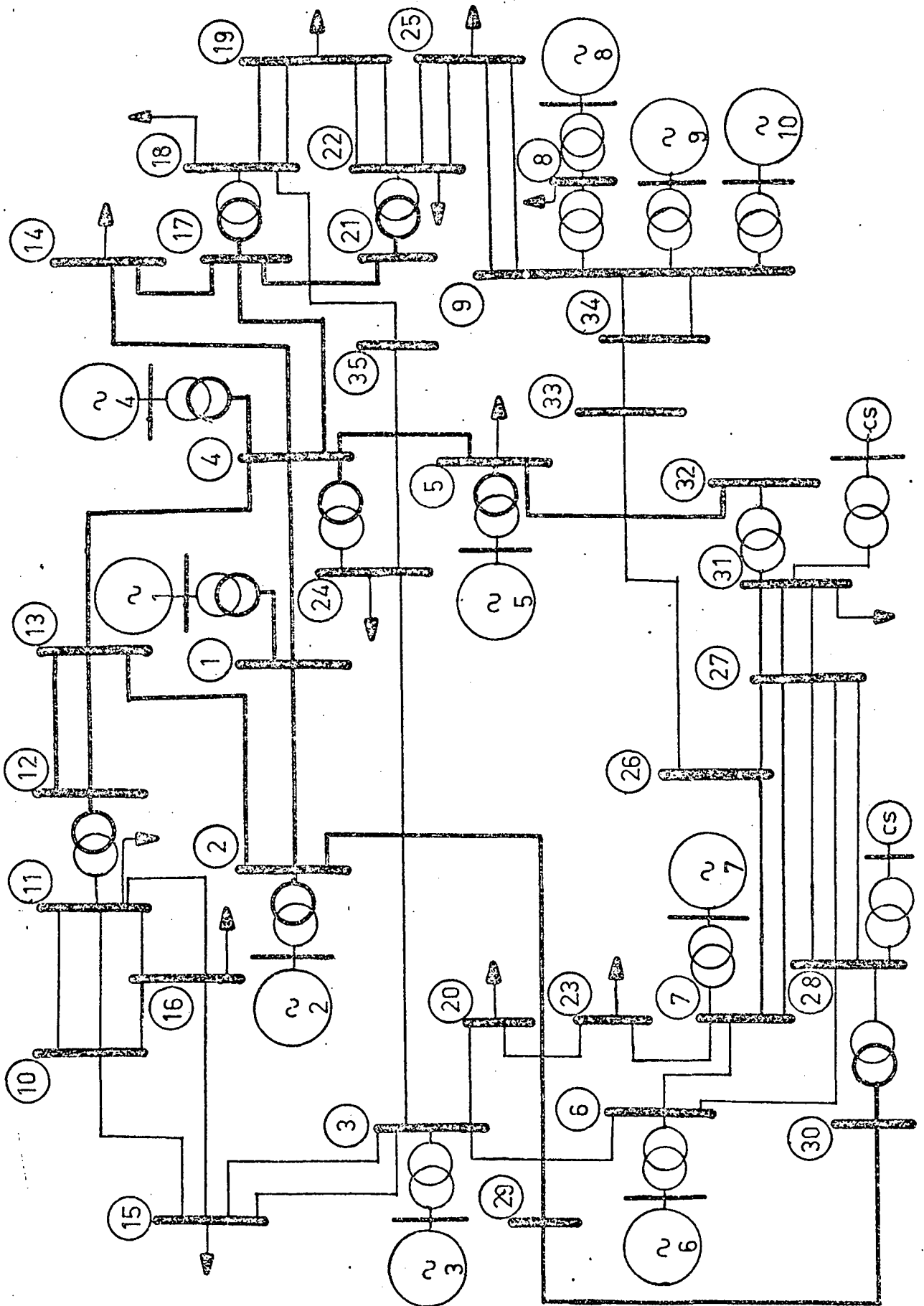


Figura 5.4.1 - Diagrama Unifilar.

As reatâncias das máquinas, somadas às dos respectivos transformadores, são dadas na tabela 5.4.2. As máquinas 9 e 10 foram substituídas por uma com reatância equivalente.

DADOS DAS MÁQUINAS	
NUMERO	REAT. TRANS.
1	0.0254
2	0.0357
3	0.0467
4	0.0308
5	0.0503
6	0.0714
7	0.1445
8	0.2222
9	0.0779

Tabela 5.4.2 - Dados de Máquinas.

Os dados das linhas de transmissão são dados nas tabelas (5.4.3) e (5.4.4). Observe-se que há quarenta linhas distintas - as quarenta primeiras da lista - sendo as de números 41 a 55 duplicatas de outras já listadas. Do nº 56 em diante, são dados os transformadores.

Na figura 5.4.1 é dado o diagrama unifilar do sistema original.

Considerando análises de contingências nas 40 primeiras linhas de transmissão listadas caracterizando os quarenta ramos do sistema, foram obtidos os resultados colocados a seguir.

1º) O método de análise de contingências estático levou à política de expansão dada na tabela 5.4.5.

2º) Análise de contingências dinâmica, pelo método de Liapunov, com pré-seleção estática de contingências (sem o que, o método é impraticável) levou à política dada na tabela 5.4.6.

Novamente, a estratégia apresentada pela análise do comportamento dinâmico é mais econômica.

A diferença, neste exemplo - 10% - não é tão acentuada como nos anteriores, devendo-se isto ao fato de que a restrição de limites térmicos é mais preponderante do que a própria estabilidade. À medida que os limites térmicos decrescem, as duas po

LINHAS DE TRANSMISSÃO							
Nº.	BASE AS	TIPO	COMPRIMENTO	IMPEDÂNCIA		LIM. TERM.	
1	1	2	1	60.00	0.0009	0.0070	25.4000
2	1	4	1	59.14	0.0009	0.0089	25.4000
3	2	13	1	174.80	0.0014	0.0204	25.4000
4	2	29	1	167.14	0.0014	0.0195	25.4000
5	3	15	2	179.48	0.0344	0.1750	3.5000
6	3	20	2	87.80	0.0153	0.0661	3.5000
7	3	23	2	165.31	0.0316	0.1621	3.5000
8	4	14	1	234.86	0.0019	0.0274	25.4000
9	3	24	2	155.31	0.0308	0.1523	3.5000
10	4	5	1	167.14	0.0014	0.0195	25.4000
11	4	17	1	240.00	0.0019	0.0230	25.4000
12	4	13	1	194.57	0.0018	0.0227	25.4000
13	5	32	1	264.86	0.0021	0.0309	25.4000
14	6	7	2	157.86	0.0250	0.1548	3.5000
15	6	28	2	115.13	0.0202	0.1129	3.5000
16	7	23	2	85.15	0.0169	0.0835	3.5000
17	7	26	2	242.50	0.0463	0.2378	3.5000
18	9	25	2	93.82	0.0180	0.0920	3.5000
19	9	33	2	50.07	0.0096	0.0491	3.5000
20	9	34	2	67.00	0.0129	0.0657	3.5000
21	10	11	2	90.15	0.0172	0.0864	3.5000
22	10	15	2	94.74	0.0181	0.0929	3.5000
23	10	16	2	120.74	0.0119	0.1184	3.5000
24	11	16	2	65.36	0.0129	0.0641	3.5000
25	12	13	1	124.28	0.0007	0.0145	25.4000
26	14	17	1	59.14	0.0009	0.0089	25.4000
27	15	16	2	119.72	0.0229	0.1174	3.5000
28	17	21	1	150.00	0.0012	0.0175	25.4000
29	18	19	2	95.35	0.0182	0.0935	3.5000
30	19	22	2	79.13	0.0154	0.0776	3.5000
31	20	23	2	85.15	0.0163	0.0835	3.5000
32	22	25	2	112.69	0.0216	0.1105	3.5000
33	24	35	2	128.08	0.0245	0.1256	3.5000
34	26	27	2	92.80	0.0177	0.0910	3.5000
35	26	33	2	202.43	0.0386	0.1985	3.5000
36	27	28	2	95.15	0.0207	0.0933	3.5000
37	27	31	2	11.32	0.0022	0.0111	3.5000
38	29	30	1	257.14	0.0022	0.0300	25.4000
39	33	34	2	17.03	0.0033	0.0167	3.5000
40	18	35	2	42.32	0.0086	0.0415	3.5000
41	3	15	2	179.48	0.0344	0.1750	3.5000
42	7	23	2	85.15	0.0163	0.0835	3.5000
43	7	26	2	242.00	0.0463	0.0920	3.5000
44	9	25	2	93.82	0.0180	0.0864	3.5000
45	10	11	2	90.15	0.0172	0.0864	3.5000
46	11	16	2	47.01	0.0089	0.0461	3.5000
47	12	13	1	124.28	0.0007	0.0145	25.4000
48	18	19	2	95.35	0.0182	0.0935	3.5000
49	19	22	2	79.13	0.0154	0.0776	3.5000
50	22	25	2	112.69	0.0216	0.1105	3.5000
51	26	27	2	92.80	0.0177	0.0910	3.5000
52	27	28	2	95.14	0.0207	0.0933	3.5000
53	27	31	2	11.32	0.0022	0.0111	3.5000
54	27	31	2	11.32	0.0022	0.0111	3.5000
55	27	31	2	11.32	0.0022	0.0111	3.5000
56	8	9	1	505.54	0.0	0.0050	170.0000
57	11	12	1	53.98	0.0	0.0063	170.0000
58	17	13	1	53.12	0.0	0.0062	170.0000
59	21	22	1	53.12	0.0	0.0062	170.0000
60	4	24	1	257.07	0.0	0.0300	170.0000
61	31	32	1	53.12	0.0	0.0062	170.0000
62	28	30	1	53.12	0.0	0.0062	170.0000

Tabela 5.4.3 - Dados das linhas de transmissão.

TIPO DE LINHA	TENSÃO NOMINAL	CUSTO P/KM	IMPEDÂNCIA POR KM
1	525.00	0.001170	0.000080.000117
2	230.00	0.000530	0.0001920.000981

Tabela 5.4.4 - Identificação das linhas.

A primeira estratégia (tabela 5.4.5) foi obtida com 195 segundos de processamento, sendo a primeira estratégia encontrada pelo algoritmo, tendo a configuração nº 29 como extremidade. Observa-se que foram geradas 100 configurações e 8 estratégias no tempo limitado em 300 segundos.

A segunda estratégia (tabela 5.4.6) foi obtida com 332 segundos de processamento, sendo também a primeira encontrada. A configuração extremidade foi a de número 49. Este programa gerou 70 configurações e 8 estratégias em 500 segundos, limitação de tempo imposta.

3.4.2. Um Planejamento para 10 Estágios.

A tabela 5.4.7 mostra os vetores de injeção considerados para este estudo. Os resultados são dados nas tabelas (5.4.8) e (5.4.9) obtidas por análise de segurança estática e dinâmica, respectivamente.

O algoritmo empregando análise estática obteve a solução mostrada (primeira encontrada) em 430 seg. com a configuração número 48 como extremidade. Em 730 seg. o algoritmo gerou 91 configurações e 17 estratégias.

O algoritmo que emprega o método combinado estático dinâmico obteve a solução apresentada (primeira encontrada) em 990 seg. com extremidade na configuração 113. Em 1200 seg. o algoritmo gerou 134 configurações e 2 estratégias.

A comparação das duas políticas mostra uma economia de 9,5% favorável à segunda.

INJEÇÕES											
	1933.	1934.	1935.	1936.	1937.	1938.	1939.	1940.	1941.	1942.	
1	11.3210	12.5300+	15.3720	13.6100	14.4250	16.2107	16.2701	16.3561	16.73+9	19.2242	
2	13.2500	13.6435	14.9550	15.4872	16.2010	18.1720	18.2551	18.3370	18.4765	18.7240	
3	13.0000	13.0340	14.9790	15.4872	16.4020	18.5427	18.5942	18.5172	19.6997	19.7261	
4	11.1500	11.5969	12.5250	12.9736	13.5720	15.2229	15.2900	15.3725	15.4913	15.5267	
5	4.7500	4.9737	5.3750	5.5642	5.8210	6.2285	6.5037	6.8000	6.9506	6.9871	
6	3.6000	4.0332	4.5570	4.5141	4.7200	5.2943	5.3141	5.5427	5.5542	5.5971	
7	0.0000	0.4031	0.4970	0.5147	0.5330	0.6028	0.6050	0.6083	0.6127	0.6136	
8	0.5500	0.1111	0.1200	0.1243	0.1300	0.1403	0.1403	0.1474	0.1455	0.1485	
9	3.0100	3.7712	4.0740	4.2150	4.4130	4.9500	4.9087	4.9951	5.0330	5.0457	
10	1.3400	1.8400	2.0000	2.1250	2.2000	2.4310	2.4310	2.4420	2.4750	2.4750	
11	2.2900	2.5300	2.5000	2.6000	2.7000	2.9852	2.9852	2.96+3	2.9665	2.9920	
12	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	
13	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	
14	3.5800	3.7530	4.1000	4.1700	4.3000	4.7+10	4.7410	4.7410	4.7900	4.7900	
15	1.5900	1.7000	1.7000	1.8730	2.1000	2.3320	2.3320	2.3350	2.3350	2.3350	
16	2.0200	2.7230	2.9000	2.9030	3.0000	3.3000	3.4320	3.4430	3.4650	3.4650	
17	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	
18	4.2700	4.2700	4.3000	4.4100	4.5000	4.9830	4.9830	4.9830	4.9830	4.9830	
19	3.1000	3.2130	3.5000	3.5350	3.7000	4.1300	4.1300	4.2350	4.2900	4.2900	
20	0.4500	0.4500	0.5000	0.5700	1.0000	1.1000	1.2210	1.2650	1.2650	1.2670	
21	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	
22	4.2400	4.5100	4.5000	4.9500	5.3000	5.8500	5.8520	5.8520	5.8500	5.8500	
23	1.2500	1.3100	1.4000	1.5100	1.6000	1.7930	1.7930	1.8150	1.8700	1.8700	
24	2.7000	2.8450	3.1000	3.1780	3.4000	3.7950	3.7950	3.8280	3.8280	3.8280	
25	1.1700	1.1700	1.2000	1.3500	1.5000	1.8700	1.8700	1.9520	1.9250	1.9250	
26	3.4100	3.6700	4.2000	4.2600	4.5000	5.0600	5.0820	5.1150	5.1370	5.1700	
27	8.1300	8.1300	8.2000	8.2800	8.5000	9.3500	9.3500	9.4050	9.4050	9.4600	
28	5.4500	5.8300	6.5000	6.7540	6.3000	7.7000	7.7000	7.7330	7.7330	7.8100	
29	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	
30	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	
31	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	0.00	
32	0.1200	0.2000	0.2000	0.2700	0.5000	0.5700	0.6250	0.6580	0.6300	0.6300	
33	1.7700	2.0150	2.4250	2.5400	2.7300	3.3000	3.3000	3.3330	3.3330	3.3330	
34	0.5010	0.5500	1.0000	1.0500	1.2000	1.3420	1.3420	1.3640	1.3640	1.3640	
35	1.3000	1.5300	1.5000	1.6000	1.7000	1.9030	1.9250	1.9250	1.9530	1.9530	

Tabela 5.4.7 - Dados de barra para um planejamento para 10 estágios.

CRONOGRAMA DE INVESTIMENTOS						
LINHAS A CONSTRUIR		ANO	CUSTO ACUMULADO INICIAL (DESCONTADO)			
27	- 28	1983.	0.0504	*	0.0504	*
6	- 28	1983.	0.1114	*	0.1114	*
18	- 19	1984.	0.1620	*	0.1572	*
27	- 28	1985.	0.2124	*	0.1985	*
9	- 33	1986.	0.2389	*	0.2181	*
3	- 20	1987.	0.2855	*	0.2493	*
6	- 28	1987.	0.3465	*	0.2902	*
27	- 31	1988.	0.3525	*	0.2938	*
3	- 23	1988.	0.4401	*	0.3470	*
2	- 29	1990.	0.6357	*	0.4441	*
5	- 32	1990.	0.9455	*	0.5980	*

Tabela 5.4.8 - Política de expansão obtida considerando análise estática de segurança.

CRONOGRAMA DE INVESTIMENTOS						
LINHAS A CONSTRUIR		ANO	CUSTO ACUMULADO INICIAL (DESCONTADO)			
27	- 28	1983.	0.0504	*	0.0504	*
18	- 19	1983.	0.1010	*	0.1010	*
6	- 28	1983.	0.1620	*	0.1620	*
27	- 28	1985.	0.2124	*	0.2033	*
9	- 33	1986.	0.2389	*	0.2229	*
3	- 20	1986.	0.2855	*	0.2574	*
6	- 28	1988.	0.3465	*	0.2944	*
20	- 23	1988.	0.3516	*	0.3218	*
27	- 31	1988.	0.3576	*	0.3254	*
5	- 32	1988.	0.7075	*	0.5134	*
1	- 4	1992.	0.7707	*	0.5415	*

Tabela 5.4.9 - Política de expansão obtida considerando análise dinâmica de segurança.

5.4.3. Um Planejamento para 15 estágios.

A tabela 5.4.10 mostra os vetores de injeção para os cinco anos adicionais.

INJEÇÕES				
1993.	1994.	1995.	1996.	1997.
16.965	17.472	17.871	18.048	18.158
19.018	19.587	20.057	20.232	20.815
11.010	11.341	11.613	11.714	11.771
15.941	16.420	16.814	16.961	17.043
6.844	7.047	7.218	7.281	7.318
5.541	5.707	5.844	5.895	5.924
0.650	0.647	0.665	0.671	0.674
0.153	0.157	0.161	0.162	0.165
5.180	5.338	5.464	5.512	5.539
-2.500	-2.500	-2.700	-2.750	-2.800
-3.400	-3.430	-3.500	-3.550	-3.600
0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
-5.000	-5.230	-5.500	-5.500	-5.500
-2.800	-3.000	-3.200	-3.250	-3.300
-3.500	-3.800	-3.900	-3.950	-4.000
0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
-5.300	-5.500	-5.550	-5.700	-5.700
-4.320	-4.460	-4.450	-4.500	-4.500
-1.300	-1.350	-1.350	-1.400	-1.500
0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
-6.250	-6.000	-6.580	-6.600	-6.600
-2.000	-2.100	-2.150	-2.200	-2.200
-3.850	-3.900	-4.000	-4.000	-4.000
-2.000	-2.050	-2.100	-2.100	-2.100
-5.200	-5.300	-5.400	-5.500	-5.500
-9.500	-9.800	-9.900	-9.950	-10.000
-7.900	-7.950	-8.000	-8.000	-8.000
0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
0.0	0.0	0.0	0.0	0.0
-9.700	-9.780	-10.000	-10.000	-10.000
-3.300	-3.500	-3.700	-3.750	-3.800
-1.400	-1.500	-1.650	-1.680	-1.700
-2.000	-2.050	-2.100	-2.100	-2.100

Tabela 5.4.10 - Dados de barra adicionais para 15 estágios.

Os resultados são mostrados nas tabelas 5.4.11 e 5.4.12 que são, respectivamente, as políticas de expansão dadas pela consideração da estabilidade estática e estabilidade transitória.

Em ambos os casos a solução mostrada foi a primeira encontrada pelo algoritmo de expansão. O algoritmo que emprega análises estáticas gastou 520 seg. enquanto que o algoritmo que emprega o método combinado estático-dinâmico consumiu 1100 seg. O primeiro gerou 3 estratégias em 600 s e o segundo gerou 6 estratégias em 1200 s (27 em 2400 s). A economia obtida pelo uso do método de Liapunov foi de 25,7%.

ANO	CONSTRUIR	AND	PROGRAMA DE INVESTIMENTOS INICIAL	CUSTO ACUMULADO	DESCONTADO
1983	27 - 28	1983	0.0504	0.0504	0.0504
1983	18 - 19	1983	0.1010	0.1010	0.1010
1983	6 - 28	1983	0.1620	0.1620	0.1620
1985	27 - 28	1985	0.2124	0.2124	0.2033
1986	9 - 33	1986	0.2369	0.2229	0.2229
1986	3 - 20	1986	0.2855	0.2574	0.2574
1986	6 - 26	1986	0.3455	0.2544	0.2544
1988	20 - 23	1988	0.3916	0.3216	0.3216
1988	27 - 31	1988	0.3976	0.3254	0.3254
1988	5 - 32	1988	0.7075	0.5415	0.5415
1992	1 - 4	1992	0.7767	0.5601	0.5601
1993	18 - 19	1993	0.8272	0.5851	0.5851
1993	24 - 35	1993	0.8551	0.5977	0.5977
1995	15 - 22	1995	0.9371		

Tabela 5.4.12 - Política de expansão obtida considerando análise de contingências dinâmicas.

ANO	CONSTRUIR	AND	PROGRAMA DE INVESTIMENTOS INICIAL	CUSTO ACUMULADO	DESCONTADO
1983	27 - 28	1983	0.0504	0.0504	0.0504
1983	6 - 28	1983	0.1114	0.1114	0.1114
1984	18 - 19	1984	0.1620	0.1572	0.1572
1985	27 - 28	1985	0.2124	0.1985	0.1985
1986	9 - 33	1986	0.2369	0.2181	0.2181
1986	3 - 20	1986	0.2855	0.2453	0.2453
1987	6 - 26	1987	0.3455	0.2902	0.2902
1988	27 - 31	1988	0.3525	0.2938	0.2938
1988	2 - 23	1988	0.4401	0.3470	0.3470
1990	2 - 29	1990	0.6357	0.4441	0.4441
1990	5 - 32	1990	0.9455	0.5980	0.5980
1993	24 - 35	1993	1.0134	0.6230	0.6230
1993	29 - 30	1993	1.3143	0.7536	0.7536
1995	18 - 19	1995	1.3648	0.7498	0.7498
1996	2 - 13	1996	1.5693	0.8046	0.8046

Tabela 5.4.11 - Política de expansão obtida considerando análise de contingência estática.

5.5. CONCLUSÃO.

Foram mostradas aplicações práticas com o objetivo de discutir a viabilidade do método proposto no presente trabalho. Foram utilizados três exemplos diferentes: um, de pequeno porte para o qual se solicitou um planejamento dentro de um horizonte de cinco anos, outro, algo maior, para o qual se solicitaram planejamentos para cinco e dez estágios e um terceiro exemplo, de porte relativamente elevado com o qual se pretendeu mostrar a aplicabilidade do método a grandes sistemas. Solicitaram-se planejamentos para cinco, dez e quinze estágios e o resultado, em todos os casos, foi favorável ao método proposto.

Maiores comentários a respeito dos resultados terão lugar no próximo capítulo.

6. CONCLUSÕES E SUGESTÕES PARA FUTUROS TRABALHOS.

6.1. CONCLUSÕES.

Nos capítulos anteriores, que descrevem o objetivo e o teor do trabalho, mostrou-se a aplicação do critério de estabilidade transitória no planejamento da transmissão, que é, em suma, a proposição deste trabalho.

No capítulo 2, descreveu-se o método de análise de estabilidade transitória de Liapunov, em que se baseou a análise de contingências utilizada na elaboração do programa computacional, empregando as simplificações lá citadas, ou seja, o uso dos limites inferiores como apontadores na pesquisa da face de tangência e o uso de apenas uma iteração do método de Newton-Raphson para cálculo do ponto de tangência.

O capítulo 3 foi destinado a descrever o algoritmo de busca em grafo utilizado para procura de uma política de expansão para solucionar o problema do planejamento, assim como o emprego do contexto do capítulo 2 na geração de sucessoras de configurações foi mostrado no capítulo seguinte.

O capítulo 4 foi destinado a introduzir o segundo método de Liapunov para análise de segurança de sistemas de potência no algoritmo de busca em grafos e definir a heurística empregada.

Até então, procurou-se enfatizar a menor conservatividade do método ora proposto em relação àquele que utiliza análises de contingências estáticas, o que levaria a um planejamento mais econômico, uma vez que há mais proximidade à realidade do comportamento do sistema. Esta afirmação foi comprovada diante dos resultados obtidos no capítulo 5, o que vem ao encontro do objetivo do trabalho.

Há certas considerações a fazer a respeito do método proposto e heurística empregada o que se fará a seguir, após o que são citadas algumas sugestões para futuros trabalhos, no sentido de aprimorar o método.

6.1.1. Sobre a Heurística.

A heurística - \hat{h} - empregada como definida no item (4.5) em função da máxima demanda atendida pela configuração em estudo se mostra eficiente em uma certa faixa de valores. Se o valor de \hat{h} for muito inferior ao custo de uma estratégia, o que sem dúvida o é quando se faz $c^{\min} > \hat{h}^{\max}$ (4.5), o algoritmo é pouco eficiente embora seja admissível. A garantia de admissibilidade pode não ser compensadora, uma vez que o algoritmo passa a ter um comportamento similar ao algoritmo de Dijkstra e, para sistemas de porte elevado, o tempo de processamento pode se tornar proibitivo. Por outro lado, se a parcela heurística tiver um valor muito superior ao custo de uma estratégia, o algoritmo terá uma forte tendência a estabelecer uma estratégia incremental a princípio, ciclando posteriormente à procura de novos caminhos. Este não é o comportamento mais eficiente mas é interessante quando o tempo disponível não é grande, pois ele gera uma estratégia rapidamente.

Se a parcela heurística tiver valor não muito superior ao custo de um caminho, ou, dito de outro modo, o custo do caminho for não muito inferior a 1, valor máximo de \hat{h} , o algoritmo terá um comportamento satisfatório, procurando quase diretamente o caminho ótimo. Enquanto as duas primeiras afirmativas a respeito de \hat{h} são facilmente dedutíveis, a última é observável no capítulo anterior; quando a cada exemplo se observou o tempo gasto para encontrar o caminho e o número sequencial de geração da configuração extremidade do caminho. Em quase todos os exemplos, o caminho solução foi o primeiro encontrado pelo algoritmo, e, a julgar pelo número de outros caminhos gerados e a tendência de crescimento observada nos custos destes caminhos, a estratégia dada como solução tem uma boa possibilidade de ser o caminho ótimo, quando não o é explicitamente.

6.1.2. Sobre o Método Empregado.

A utilização do critério de estabilidade dinâmica leva

a resultados de planejamento substancialmente mais econômicos do que a utilização de critérios estáticos considerando 36° como defasagem máxima. O esforço computacional acrescido com o cálculo de domínios de estabilidade é considerável, onerando o processamento; entretanto, este ônus pago no processamento é largamente suplantado pela economia obtida no resultado final.

Note-se, no entanto, que, embora o algoritmo tenha sido colocado em função de domínios de estabilidade dados pelo procedimento descrito no capítulo 2, não é essencialmente dependente disto, e todo e qualquer desenvolvimento do método que venha a melhorar sua eficiência e rapidez, atuará no mesmo sentido na eficiência do algoritmo de expansão. Sabe-se também que o domínio de estabilidade calculado pelo método aqui empregado é algo conservativo. Se esta conservatividade puder ser minorada, o planejamento que se obterá, então, será ainda mais realista, com efeitos imediatos sobre a economia - que será favorecida. Assim qualquer método de análise de segurança mais eficiente e/ou mais realista do que o utilizado neste trabalho pode substituí-lo na solução do problema do planejamento da transmissão, de maneira a ainda melhorar o resultado final seja em velocidade de cálculo ou economia na estratégia encontrada.

A "pré-análise" de contingências estática, colocada como selecionamento de contingências para aplicação do segundo método de Liapunov possibilitou uma aceleração considerável para o algoritmo, sendo isto evidente com a comparação efetuada no exemplo (5.3.2).

6.2. SUGESTÕES PARA OUTROS TRABALHOS.

De imediato, na aplicação do algoritmo, faz-se sentir a necessidade de pré-selecionar rapidamente as contingências mais importantes para análise, deixando-se então de efetuar um grande número de análises de contingências inexpressivas, ganhando com isto uma grande parte do tempo de processamento. Este é um estudo que pode vir a ser desenvolvido, tendo aplicação não somente

em planejamento, mas também em operação onde se requer velocidade na monitoração do sistema.

Outra sugestão, relacionada com o resultado final, é a de incorporar ao algoritmo de expansão do sistema de transmissão um algoritmo de remanejamento de geração, com o que se lograria uma utilização ainda mais racional do equipamento, com reflexos diretos na economia.

Sugere-se, ainda, o desenvolvimento de um método para otimização da expansão de uma configuração, através da identificação da linha cujo acréscimo leva à melhor situação em relação a segurança. Assim, o acréscimo desta linha pode levar à segurança que só seria possível com acréscimo de duas ou mais linhas seguindo o critério de adicionar linhas em paralelo com as que se mostraram sobrecarregadas. Também a modificação da topologia por criação de novos ramos pode proporcionar um melhor desempenho do algoritmo de expansão de configurações no sentido de suprimir sobrecargas.

REFERÊNCIAS

- [1] El Abiad, Ahmed H; Nagappan, K.
"Transient stability regions of multimachine power systems".
IEEE transactions on PAS vol 85, nº 2, february 1966.
- [2] Fonseca, L.G.S.; Cogo, J.R.; Borenstein, C.R.
"Determinação de domínios de estabilidade assintótica para sistemas de potência com n máquinas".
II Congresso Brasileiro de Automática - Florianópolis, set. 1978.
- [3] Fonseca, L.G.S.; Borenstein, C.R.
"Planejamento a curto prazo do sistema de transmissão de energia elétrica com restrição de estabilidade transitória".
I Congresso Brasileiro de Energia - Rio de Janeiro, Dez 1978.
- [4] Prabhakara, F.S.; El-Abiad, A.H.
"A simplified determination of transient stability regions for Lyapunov methods".
- [5] Willems, Jacques L.
"Direct methods for transient stability studies in power system analysis".
IEEE transactions on automatic control, vol AC-16 nº 4, Aug 1971
- [6] Stott, B.; Marinho, J.L.
"Linear programming for power-system network security applications".
IEEE transactions on PAS, Vol 98, nº 3 May/June 1979.
- [7] Fonseca, L.G.S.; Borenstein, C.R.
"Análise de custo e segurança no planejamento da transmissão de energia elétrica".
V Seminário Nacional de Produção e Transmissão de Energia Elétrica.
Recife - PE - Novembro 1979.

- [8] Gonzaga, C.C.
"Estudo de algoritmos de busca em grafos e sua aplicação a problemas de planejamento".
Tese de D.Sc.: UFRJ 1973.
- [9] Doulliez, P.J.; Rao, M.R.
"Optimal network capacity planning : a shortest-path scheme".
Operations Research, vol 23, nº 4 July/August 1975.
- [10] Comozatto, Izaltino; Ferreira, Luiz Carlos; Pinheiro, Solange
"Estudo de alternativas ótimas de expansão de um sistema de energia elétrica por algoritmo de busca em grafos com heurística".
IV Seminário Nacional de Produção e Transmissão de Energia Elétrica - Rio de Janeiro, RJ, 1977.
- [11] Borenstein, C.R.
"Planejamento a curto prazo do sistema de transmissão de energia elétrica com restrição da estabilidade transitória".
Tese M.Sc. - UFSC 1977.
- [12] Cogo, J.R.
"Determinação de domínios de estabilidade para sistemas de n máquinas".
Tese M.Sc., UFSC 1977.
- [13] Doulliez, P.J.; Rao, M.R.
"Capacity of a network with increasing demands and arcs subjected to failure".
Operations Research, vol 19, nº 4 pp 905-915 (1971).
- [14] Doulliez, P.J.; Rao, M.R.
"Maximal flow in a multi-terminal network with any arc subjected to failure".
Management Science, vol.18, nº 1, sept 1971 pp. 48-58.
- [15] Hart, Peter E.; Nilsson, Nils J.; Raphael Bertram
"A formal basis for the heuristic determination of minimum cost paths".
IEEE transactions of systems, science and cybernetics vol SSC-4, nº 2, July 1978.

- [16] Debs, A.S.; Benson, A.R.
"Security assessment of power systems"
Proceedings engineering foundation conference on systems
engineering for power: status and prospects
Henniker, N.H.; August 1975.
- [17] Chan, S.M.; Schweppe, F.C.
"A generation reallocation and load shedding algorithm".
IEEE transactions on Power Apparatus and Systems, vol PAS-98,
n° 1 Jan/Feb 1979.
- [18] Kaltenbach, J.P.; Gehrig, E.H.
"A Mathematical optimization technique for the expansion of
electric power transmission systems".
IEEE transactions on Power Apparatus and systems, vol PAS-89
n° 1, January 1970.

APÊNDICE A

ALGORITMO DE EXPANSÃO DO SISTEMA DE TRANSMISSÃO
UTILIZANDO MÉTODO DE ANÁLISE DE CONTINGÊNCIAS
ESTÁTICO.

O algoritmo é fundamentalmente o descrito no texto do trabalho (cap. 3), diferenciando-se na análise de contingências do sistema de potência e, portanto, no gerador de sucessoras e determinação do limite de viabilidade.

O procedimento é descrito a seguir:

Uma configuração, C^n , é obtida no estágio t^k (limite de viabilidade de sua antecessora). A cada estágio t^i , iniciando em t^k , tomando o respectivo vetor de injeções p^i , determinam-se os ângulos de barras θ^0 . A seguir, retira-se a linha de maior capacidade em cada ramo do sistema de transmissão e se observam as defasagens angulares entre os extremos das linhas (de transmissão). Se alguma defasagem ultrapassa 36° ou se há violação de limite térmico em alguma linha, o sistema é considerado sobrecarregado, e deve ser reforçado. É dada a opção de reforço da linha retirada e, se for o caso, da linha cujo limite térmico foi violado.

É utilizado o modelo linear para cálculo dos ângulos de barras e os ângulos do sistema após a retirada da linha p-q são dados por

$$\theta - \theta^0 = \alpha (B_p^{-1} - B_q^{-1}) \phi_{pq}^0$$

(ver texto, ítem 2.3.2).

APÊNDICE B

CONCEITOS E DEFINIÇÕES DA TEORIA DE GRAFOS.

B.1. GRAFO.

Grafo é um par ordenado $G = (N, M)$ onde:

N é o conjunto de nós de G

M é uma família, $M = (r_i)_{i \in I}$, cujos elementos, ramos de G , satisfazem

$$r_i \in N \times X, \quad i \in I$$

Um ramo é um par $r = (n_1, n_2)$, com $n_1, n_2 \in N$, sendo n_1 a extremidade inicial e n_2 a extremidade final do ramo.

B.2. REDE.

Rede é um grafo (N, M) que não contenha ramos do tipo (n, n) , ou seja, laços.

B.3. RAMOS E NÓS ADJACENTES.

Dois ramos de um grafo G são adjacentes se tiverem, pelo menos, uma extremidade em comum. Dois nós são adjacentes se forem extremidades de um mesmo ramo.

B.4. CAMINHO.

Denomina-se caminho uma sequência de ramos tais que a extremidade final de cada ramo, excluído o último, coincide com a extremidade inicial do próximo.

B.5. COMPRIMENTO DE UM CAMINHO.

O comprimento do caminho é dado pelo número de ramos que o compõem.

B.6. CIRCUITO.

Chama-se circuito o caminho no qual coincidem a extremidade inicial do primeiro ramo e a extremidade final do último ramo.

B.7. CADEIA.

É uma sequência de ramos (r_1, r_2, \dots, r_p) tais que cada ramo intermediário é ligado ao anterior por uma extremidade e ao seguinte pela outra.

B.8. CICLO.

É uma cadeia em que as extremidades de r_1 e r_p não ligadas a r_2 e r_{p-1} coincidem.

B.9. GRAFO CONEXO.

Um grafo é dito conexo se quaisquer dois de seus nós possam ser ligados por uma cadeia.

B.10. GRAFO PARCIAL.

Seja um grafo $G = (N, M)$. Se $M' \subset M$, então (N, M') é um grafo parcial de G .

B.11. SUBGRAFO.

(N', M') é um subgrafo de (N, M) se $N' \subset N$ e $M' \subset M$ e todos os ramos de M cujas extremidades estejam em N' estejam também em M' .

B.12. CENTRO DO GRAFO.

Um nó \bar{n} é um centro do grafo se qualquer nó de N pode ser atingido por um caminho cuja extremidade inicial é \bar{n} .

B.13. ÁRVORE.

É um grafo conexo sem ciclos. Em uma árvore cada par de nós pode ser ligado por uma única cadeia.

B.14. ARBORESCÊNCIA.

É uma árvore munida de um centro. Em uma arborescência, cada nó pode ser ligado ao centro por um único caminho.

B.15. OPERADOR SUCESSOR.

Se um grafo $G = (N, M)$ não tem ramos múltiplos, isto é, se $(\forall r, r' \in M), r \neq r'$, então o grafo é perfeitamente caracterizado pelo par (N, Γ) , onde Γ é o operador sucessor de G , definido por

$$\forall \bar{n} \in N \quad \Gamma(\bar{n}) = \{n \mid (\bar{n}, n) \in M\}$$

ou seja, $\Gamma(\bar{n})$ é o conjunto das extremidades terminais dos ramos cuja extremidade inicial é \bar{n} . Os nós em $\Gamma(\bar{n})$ são denominados sucessores de \bar{n} .

B.16. CONFIGURAÇÃO.

Uma configuração da rede básica (\bar{N}, \bar{M}) (ou simplesmente configuração, se não houver dúvida quanto a (\bar{N}, \bar{M})), é uma tripla ordenada $C = (N, M, S)$, onde

- a) $(N; M) \subset (\bar{N}, \bar{M})$ é uma rede, chamada topologia da configuração C ;
- b) $S \in R^m$ é um vetor de estado, com cada componente $S_i \in \sigma_i$ chamada estado do ramo i , sendo σ_i um conjunto de estados admissíveis associado ao ramo i .

B.17. CAPACIDADE DE UM RAMO.

É conveniente, dentro do escopo deste trabalho, definir capacidade associada a um ramo da rede que modela o sistema para fins de avaliações de viabilidades.

Considerem-se os mapeamentos

$$\bar{\gamma}_i : \bar{\sigma}_i \rightarrow R, \quad i=1,2,\dots,\bar{m}$$

que associam a cada estado admissível $s \in \bar{\sigma}_i$ para o ramo i da rede básica, a capacidade $\bar{\gamma}_i(s)$ do ramo i no estado s .

Dada uma configuração $C = (N,M,S)$, particularizam-se os mapeamentos $\bar{\gamma}_i$, definindo vetor de capacidades associado a C :

$$[\bar{\gamma}(S)]_p = \bar{\gamma}_p(S_p), \quad p = 1,2,\dots,m$$

B.18. TRANSIÇÃO DE ESTADO ELEMENTAR.

Sejam duas configurações $C = (N,M,S)$ e $C' = (N,M,S')$. (S,S') é uma transição de estado elementar se existe $p \leq m$, tal que

$$S_k = S'_k \quad \forall k \neq p$$

$$S_k \neq S'_k \quad k = p$$