

MODELO DE OTIMIZAÇÃO DA OPERAÇÃO HIDROTÈRMICA
DO SISTEMA INTERLIGADO CHESF / ELETRONORTE

DISSERTAÇÃO DE MESTRADO

Autor : Ronaldo Ribeiro Barbosa de Aquino

Orientador : Prof. Manoel Afonso de Carvalho Júnior

**PARECER DA COMISSÃO EXAMINADORA DE DEFESA DE
TESE DE MESTRADO
DE**

***RONALDO RIBEIRO BARBOSA
DE AQUINO***

**TITULO
"MODELO DE OTIMIZAÇÃO DA OPERAÇÃO
HIDROTÈRMICA DO SISTEMA INTERLIGADO
CHESF/ELETRONORTE"**

A Comissão Examinadora composta pelos professores: MANOEL AFONSO DE CARVALHO JÚNIOR, DEESP/UFPE, RICARDO MENEZES CAMPELLO DE SOUZA, DES/UFPE e ALBERT CORDEIRO GEBER DE MELO, CEPEL/ELETOBRÁS, sob a presidência do primeiro, consideram o candidato **RONALDO RIBEIRO BARBOSA DE AQUINO** ***APROVADO COM DISTINÇÃO.***

Recife, **05** de janeiro de **1995.**

11/1/95

MANOEL AFONSO PE CÃRYATI

Ricardo

RICARDO MENEZES CAMPELLO DE SOUZA

Albert

ALBERT CORDEIRO GEBER DE MELO

À Aida ,Amanda e aos meus Pais
porque sem eles não existo.

AGRADECIMENTOS

Ao Professor Manoel Afonso de Carvalho Júnior e a Professora Maria Pontes Afonso de Carvalho pela calorosa acolhida a este Mestrado e por roao apoio orientação , paciência e por ter sempre acreditado que esta dissertação fosse concluída.

Aos colegas da CHESF Francisco Aguinaldo, Denys Kabbaz, Paulo Glicio, Periclis Figueredo, Mareio Freire, Geraldo Fiscina e demais colegas do DGM pelo incentivo e ajuda na solução dos problemas de Modelagem e Algoritmos Matemáticos .À Maricule pelo trabalho de Datilografia e a Eliana pelas figuras desenhadas.

Aos colegas da UFPE Geraldo Torres , Francisco, Abilio ,Zanoni, Luis Carlos pelo excelente ambiente proporcionado durante todo o período do Mestrado.

Ao Chefe da DESG , Eng Pedro Alves de Melo ,por entender este trabalho como importante para a CHESF , ao qual deu apoio irrestrito.

À CHESF por me proporcionar esta oportunidade que ainda é rara dentro da Empresa e que não precisa mais ser , bastando para isso que sejam viabilizados os aditvos ao Convênio CHESF-UFPE, através dos quais seriam solucionados os problemas Técnico-Científicos da CHESF ,valorizando-se a competência dessas duas instituições com o objetivo comum do crescimento da região Nordeste.

RESUMO

O problema do despacho de geração hidrotérmica tem como objetivo obter a operação ótima das usinas hidroelétricas e termoelétricas de modo à atender o mercado mensal de energia elétrica.

A modelagem do problema hidrotérmico possui estrutura block diagonal o que permite a solução do problema através do algoritmo matemático de decomposição de DANTZIG-WOLFE, onde os subproblemas são resolvidos pelo NETWORK SIMPLEX METHOD, o qual é um Simplex revisado para problemas de fluxo em rede.

Neste trabalho foi desenvolvido um algoritmo (software) para solução do problema do despacho de geração hidrotérmica, considerando as peculiaridades do sistema interligado CHESF/ELETRONORTE .

ABSTRACT

The dispatch of a hidrothermal generation system involves the optimal decision of what share of the total demand should be met by each of the power sources of a interconnected system.

The proposed model of hidrothermal problem has a block-diagonal structure that allows its solution by the decomposition algorithm of Dantzig-Wolfe, that subproblems are solved by the Network Simplex Method.

This works has developed a software for solution of hidrothermal generation dispatch, with application to the interconnected system Chesf/Eletronorte.

INDICE

INTRODUÇÃO

- 1.1. Descrição do Planejamento da Expansão da Geração
- 1.2 Características do Sistema Interligado Chesf/
Eletronorte

CARACTERÍSTICAS DAS FONTES GERADORAS DE ENERGIA

- 2.1 Hidrelétricas
- 2.2 Termoelétricas

REPRESENTAÇÃO DO PROBLEMA DE OPERAÇÃO

MODELO DE OTIMIZAÇÃO DA OPERAÇÃO HIDROTÉRMICA

- 4.1 Aspectos Conceituais da Programação Linear
- 4.2 Formulação do Problema de Operação Hidrotérmica como um P.P.L.
 - 4.2.1. Volumes-Meta ao Final do Período de Estudo
 - 4.2.2. Subproblema Hidráulico(Equações de Balanço Hídrico)
 - 4.2.3 Subproblema de Atendimento à Demanda
 - 4.2.4 Função Objetivo.
- 4.3 Grafo do Subproblema Hidráulico para duas UHE*s
- 4.4 Estrutura "Block Diagonal" do Problema de Operação
- 4.5 Algoritmo de Decomposição de Dantzig-Wolfe

DESCRIÇÃO DO SISTEMA COMPUTACIONAL E ALGORITMOS MATEMÁTICOS IMPLANTADOS

CASO TESTE

- 6.1 Dados
- 6.2 Análise dos Resultados
- 6.3 Análise de Sensibilidade

CONCLUSÕES E RECOMENDAÇÕES

ANEXO

8.1 Resultados das Simulações

APÊNDICE

9.1 Método Simplex para Redes

9.2 Método Simplex para Redes com Limite Superior

9.3 Algoritmo de Decomposição de Dantzig-Wolfe

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

CAPÍTULO 1

INTRODUÇÃO

Este trabalho desenvolveu um software que realiza a otimização da operação do sistema interligado CHESP/ELETRONORTE objetivando atendimento ao mercado de energia elétrica em base mensal, onde a representação das usinas hidroelétricas seja de forma individualizada. Pretende-se que este software seja a base para o desenvolvimento de um modelo de Pré-despacho de geração onde as características do sistema interligado sejam representadas de forma mais detalhada, dessa forma contribuindo para o aperfeiçoamento das avaliações sobre a eficiência operativa do sistema planejado e garantindo que este tenha capacidade de atender aos requisitos para os quais foi planejado.

O modelo de pré-despacho de geração tem por objetivo averiguar a capacidade operativa do sistema que foi planejado com base em análises probabilísticas realizadas por modelos a subsistemas equivalentes. Este modelo compõe-se de dois blocos:

MODELO DE OTIMIZAÇÃO DA OPERAÇÃO HIDRO & RMICA
DO SISTEMA INTERLIGADO CHESP/ELETRONORTE

- um modelo de operação hidrotérmica, o qual define as metas de geração média mensal por usinas, cujo protótipo é objeto desta tese de mestrado, o qual será chamado de MODTESE;
- um modelo de pré-despacho de geração em patamares, entre áreas interligadas, o qual define a alocação das gerações na curva de carga. Tal modelo é uma proposta para o desenvolvimento futuro, partindo da modelagem e dos algoritmos desenvolvidos no módulo anterior.

É oportuno lembrar que o modelo de operação é o módulo básico de qualquer sistema computacional destinado ao planejamento da expansão da geração, tendo em vista que esse avalia a capacidade de geração das diversas configurações .

O modelo aqui proposto tem aplicação na área de planejamento de sistemas de geração hidrotérmico, mais especificamente o sistema interligado CHESF/ELETRONORTE.

1.1. DESCRIÇÃO DO PLANEJAMENTO DA EXPANSÃO DA GERAÇÃO

Os diversos estágios do planejamento da expansão estão representados de forma esquemática na Figura 1, a seguir. Cada estágio na cadeia hierarquizada corresponde a um tipo de decisão de planejamento. Estas decisões têm em geral horizontes de influência distintos e diferentes consequências em termos de suprimento de energia. Por exemplo, a falta de água nos reservatórios do sistema devido a uma seca severa leva a um racionamento de energia, que pode durar vários meses. Por outro lado, falhas nas unidades geradoras podem levar a cortes temporários do suprimento de energia nas horas de maior consumo.

MÉTODO SIMPLEX PARA REDES
 UMA MOTIVAÇÃO ECONÔMICA

O método simplex revisado para redes trabalha exclusivamente com árvores solução viáveis. Em cada iteração, procurando melhorar a solução anterior. Como resultado se produz uma nova solução viável definida por uma nova árvore ou conclui que a solução atual é ótima. Existe três partes em cada iteração. As quais serão mostradas a seguir e motivada em termos econômicos de maneira intuitiva.

Na primeira parte da iteração, imagine que a solução viável atual foi adotada por uma companhia transportadora. Devido ao custo de transporte, o preço de mercado do produto varia de acordo com a localização. Se o preço unitário é y_i em um nó i e se a companhia manda através do arco ij , então é justo esperar um preço de $y_i - c_{ij}$ no nó j : um preço menor faria o transporte pelo arco ij um desperdício, enquanto um preço maior permitiria aos concorrentes baixarem seus preços e mesmo assim terem lucros. A primeira tarefa é determinar os "preços justos" y_1, y_2, \dots, y_n tais que:

$$y_i + c_{ij} = y_j \quad \text{para cada } ij \text{ e } T \quad (\text{Al.4})$$

sabe que (Al.4) compõem-se de $n-1$ equações (para cada árvore), em n variáveis (uma para cada nó da árvore T). Embora isto não determine os preços por si só: se d é uma constante qualquer então $y_1 + d, y_2 + d, \dots, y_n + d$ satisfaz (Al.4) quando y_1, \dots, y_n satisfizer.

(Expondo de cada maneira a "justiça" entre os preços depende apenas da diferença relativa $y_j - y_i$ e permanece inalterada quando todos os preços sobem ou baixam uniformemente).

Em particular, pode-se assumir que $y_n = 0$; como mostra-se a seguir, o sistema de equações resultante de $n - 1$ equações em $y_1, y_2 \dots y_{n-1}$ tem solução única.

No exemplo $y_n = 0$ e então:

$$\begin{array}{rcl}
 y_2 & & = 23 \\
 -y_2 + y_3 & & = 60 \\
 y_2 + y_4 & & = 28 \\
 -y_1 + y_4 & & = 18 \\
 -y_1 + y_4 & & = 29 \\
 +y_1 - y_6 & & = 44
 \end{array}$$

e cuja solução única é

$y_2 = 23, y_3 = 83, y_4 = 51, y_1 = 33, y_5 = 62, y_6 = -11$ (muito embora um desses "preços justos" seja negativo, as diferenças $y_j - y_i$ mantém o significado econômico de análise). Em geral, o lado esquerdo do sistema de equação. Deve ser pensado como o vetor yB tal que y é o vetor coluna composto de $y_1, y_2 \dots y_{n-1}$ e B é a matriz incidência truncada da árvore. Como observado previamente, as linhas e colunas de B podem ser permutadas de maneira que resulte em uma matriz triangular superior, com elementos não nulos na diagonal. O que resulta num sistema de solução única.

No segundo passo de cada iteração, nos colocamos no lugar de um concorrente:compensa comprar uma mercadoria em algum nó i , levada através do arco ij e vende-la no nó j ? No exemplo, a resposta é afirmativa para alguns arcos. Por exemplo, poderia comprar no nó 2 por 23 levar através do arco 25 por $c_{25} = 37$; o total gasto de $y_2 + c_{25} = 60$ o que é mais barato que o preço de venda no nó 5 $y_5 = 62$. Em geral, este segundo passo é escolher o arco ij tal que

$$y_i + c_{ij} < y_j \quad (A1.5)$$

Que apartir de agora será referido como o arco que entra [se nenhum

arco satisfaz Al.5 a solução atual é ótima]. Claro que, (Al.4) implica que apenas os arcos fora da árvore devem ser examinados passo a passo. Em cálculos manuais ou problemas pequenos, é possível escolher o arco que maximize a diferença, $y_j - y_i - c_{ij}$ entre os lados da equação (Al.5). Quando os problemas, têm centenas de milhares de arcos sendo computados, esta regra é abandonada por outra que leve menos tempo em cada iteração. No exemplo, não se gasta muito tempo para encontrar-se o melhor que é o arco 75 com o lucro líquido de $y_5 - y_7 - c_{75} = 3$ por unidade transportada. Este é o arco que entra na árvore.

No terceiro passo de cada iteração, imagina-se que a primeira companhia descubra o plano de seus competidores e se apressem em usar as informações em proveito próprio. Ele agora transportará t unidades através do arco e que entra, e continua ignorando o restante dos arcos fora da árvore; as quantidades transportadas por cada arco da árvore T devem ser atualizadas de modo a manter a viabilidade da solução resultante.

Estas atualizações são mostradas na figura Al.5. Uma análise intuitiva sugere que cada unidade levada pelo arco 75 na nova solução diminua o preço total. Então $x^* = t$ deve ser o maior possível.

Os requerimentos

$$x_{15} \leq 8 - t \leq 0, \quad x_{24} \leq 9 - t \leq 0, \quad e \quad x_{72} \leq 15 - t \leq 0$$

balizam a escolha do t de modo que não se aumenta demais o t ; o maior valor, permitido é $t = 8$. A solução correspondente é mostrada na figura Al.6 (Note que esta nova solução ainda é viável. Como será provado a seguir, isto não é acidente).

De modo a ilustrar o terceiro passo, continua-se resolvendo o problema.

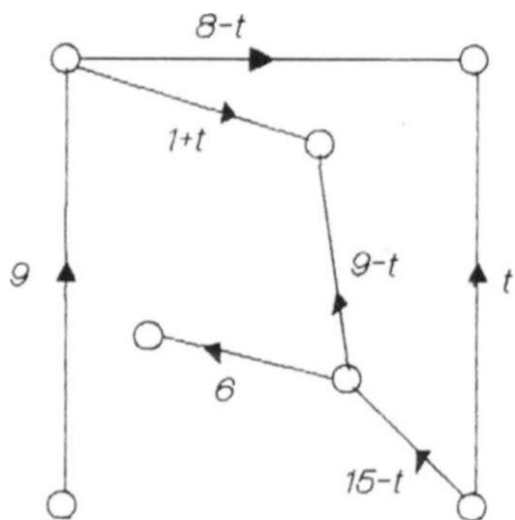


figura A1.5

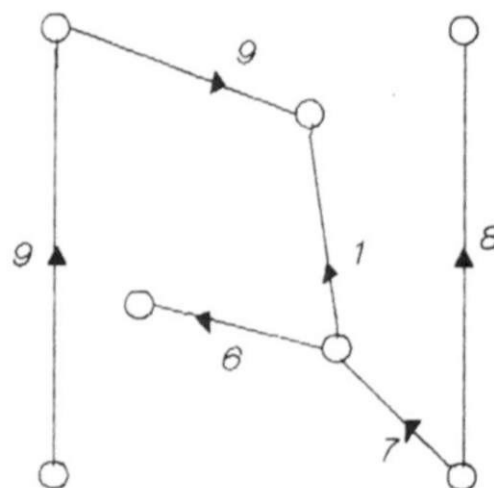


figura A1.6

A segunda iteração começa com

passo 1 $y_7=0$, $\gamma_5=59$, $\gamma_2=23$, $\gamma_3=83$, $\lambda=51$, $\gamma^3=33$, $\gamma_6=-H$

passo 2 escolha o arco 21 como arco que entra

$$(\gamma_1 - \gamma_7 - c_{21} = 2)$$

passo 3 veja Figura A1.7

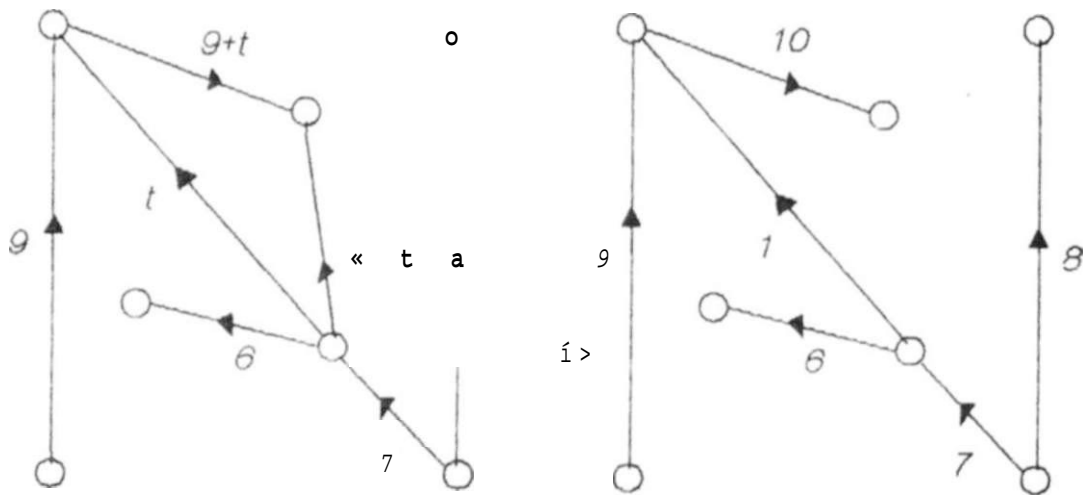


figura A1.7

A terceira iteração

passo 1. $y_f = 0, y_9 = 59, y_{fi} = 23, y_J = 83, y_1 = 31, y_8 = 49,$
 $y_6 = -13$

passo 2 Agora $y_j - y_i - c_{ij} \geq 0$ para todos arcos $ij \in T$

Agora a solução atual é ótima. Para verificar-se que este é o caso, suponha que dirija-se a uma companhia propondo trocar serviço por uma taxa. Para fazer a proposta mais interessante, não tratamos a taxa explicitamente; ao invés disso, exibir-se-á a lista dos preços locais y_1, y_2, \dots, y_n e negociará baseado nestes preços. Desde que $y_j - y_i < c_{ij}$ para todos arcos ij a companhia não terá interesse de continuar no negócio: quando por exemplo transportar de i para j custará pelo menos o preço de venda em i e recompra em j . Então o custo total de operação deve ser pelo menos a soma total $E^T b$ que esta sendo procurado. Por outro lado, a soma total iguala-se ao custo total de operação: em cada transporte individual $(E^T c^T x)_{ij}$.

DESCRIÇÃO ALGÉBRICA

Cada iteração do método simplex revisado para redes começa com uma árvore solução viável x definida pela árvore T . no passo 1, calcula-se $y_1, y_2, y_3, \dots, y_n$ tais que $y_i + c_{ij} = y_j$ quando $ij \in T$. Seja y o vetor linha y_1, y_2, \dots, y_n e escreva $c = c - yA$. Desde que $c_{ij} - c_{ij} + y_i - y_j = 0$ quando $ij \in T$ e $x_{ij} = 0$ quando $ij \notin T$, tem-se $cx = 0$. Por outro lado, todo vetor \bar{x} satisfazendo $Ax = b$, satisfaz $cx = cx + yAx = cx + yb$, em particular, $cx = cx + yb = yb$. conclui-se que

$$cx = cx + yb$$

$$\text{quando } Ax = b$$

No passo 2, encontra-se um arco $e = uv$ tal que $y_u + c_{uv} < y_v$ [se não há tal arco então x é ótima.] Este lema, previamente justificada economicamente, deve ser justificada formalmente como segue. Se $c_{ij} + y_i - y_j \leq 0$ para todos arcos ij , então $c^* \geq 0$ logo $cx^* \geq 0$ quando $x \geq 0$. Então (Al.6) implica $cx > cx^*$ para toda solução viável x],

O passo 3 recai nas outras propriedades das árvores. Desde que T é conectada, contém um caminho entre u e v , não é difícil mostrar que este caminho é único. Agora segue que a rede $T + e$, obtida pela adição do arco que entra, arco $e = uv$, em T , contém um único ciclo. Percorrendo este ciclo na direção do arco que entra e , pode-se distinguir entre os arcos diretos, que tem o mesmo sentido de e , e os arcos reversos, que tem sentido contrario à e . Então escreve-se:

$$x_{ij} = \begin{cases} +t & \text{se } ij \text{ é arco direto} \\ -t & \text{se } ij \text{ é arco reverso} \\ x_{ij} & \text{se } ij \text{ não esta no ciclo} \end{cases}$$

Para o mesmo valor de t . Note que $Ax = Ax$: as duas contribuições extras $\pm t$ em cada nó do ciclo cancelam-se mutuamente. Então x satisfaz (Al.6); desde que sendo e o único arco ij com $c_{ij} < 0$ e $x_{ij} > 0$, nós temos $cx = \sum_e \bar{c}_e \bar{x}_e - \bar{c}_e t$, então (Al.6) reduz-se a $cx = cx + C t$.

O objetivo é escolher t . de modo que x seja viável e cx o menor possível. Desde que $c_e < 0$, maximiza-se t sujeito a condição $x > 0$.

Para alcançar este objetivo encontra-se um arco f tal que $x_f < 0$. Para todos os arcos reversos arcos ij , então faz-se $t = -x_f$. (Se não existe arcos reversos, então qualquer t positivo define uma solução viável x . Nesse caso, problema é ilimitado, de maneira que para todo M positivo existe uma solução viável x com $cx < -M$. Note que problemas com $c_e > 0$ nunca são ilimitados; todas as soluções viáveis x satisfazem $cx > 0$.) Fazendo $t = -x_f$ a nova solução viável x tem $x_f = 0$ e $x_{ij} = 0$ quando $ij \in T + e$. Dizendo de outra forma, com $T + e - f$ sendo a nova rede, obtida pela inclusão do arco e , retirada do arco f , então $x_{ij} = 0$ quando $ij \in T + e - f$. Desde que o único ciclo existente em $T + e - f$ contém f , a rede $T + e - f$ é acíclica. De fato, não é difícil mostrar que $T + e - f$ é uma árvore, e assim x é uma solução viável. Este terceiro passo de cada iteração é chamado pivoteamento.

DEGENERACÃO E CICLAGEM

Embora o normal seja que a cada iteração a função objetivo seja reduzida, isto não ocorre sempre; as vezes ocorre $t = 0$ em uma nova solução viável x . Como ilustração considere a figura A1.8 e árvore solução inicial na figura A1.9 .

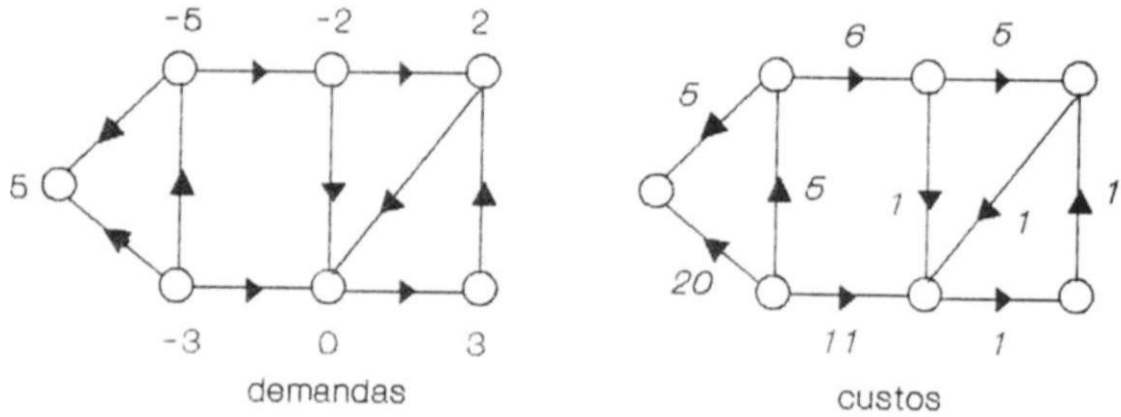


figura A1.8

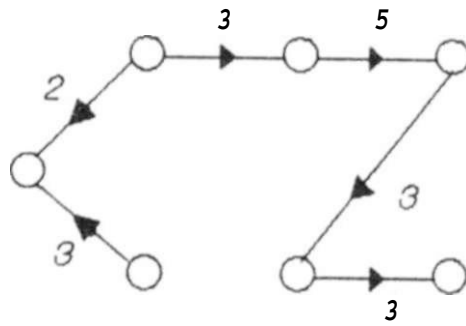


figura A1.9

Na primeira iteração, considere as soluções mostradas na figura A1.10. Existem três arcos candidatos para deixar a árvore. Escolhe-se qualquer um deles arbitrariamente. A próxima solução, mostrada na figura A1.11, difere de todas as soluções viáveis em um aspecto importante: $x = 0$ não apenas para os arcos ij fora da árvore, como para alguns arcos da árvore. Tais soluções viáveis são chamadas degeneradas. Embora a este fato seja indesejável na sua existência, é também o indicativo de sérios problemas futuros. Para ilustrar este problema, continua-se resolvendo o exemplo.

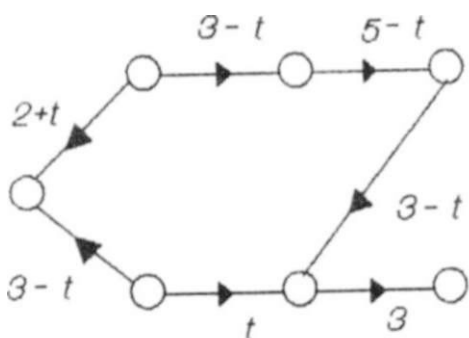


figura A1.10

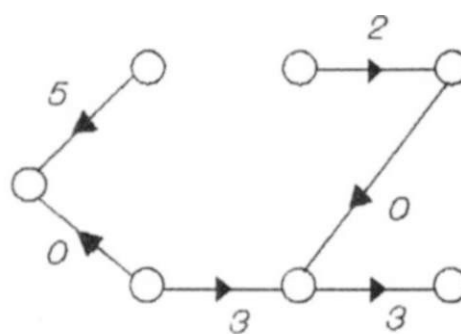


figura A1.11

A Figura 1 também representa as principais ferramentas de análise utilizadas para avaliar o desempenho do sistema em termos de custo esperado de operação e confiabilidade de atendimento. Cada ferramenta representa com maiores detalhes aspectos do sistema que são relevantes para n respectivo nível de tomada de decisão (Pereira, Cunha, 1984) .

As etapas do planejamento da expansão podem ser resumidas da seguinte forma :

a) Inventário de bacias hidrográficas-avaliação do potencial de geração hidroelétrica em bacias e seleção dos melhores esquemas de divisão de queda para os aproveitamentos hidroelétricos.

b) Formulação de um plano de expansão de geração de energia, isto é, quando e onde devem ser construídas as usinas (hidroelétricas e térmicas) necessárias para um atendimento econômico e confiável da demanda de energia prevista. Modelos de produção, isto é, modelo que simulam a operação do sistema, são especialmente importantes neste estágio. Estudos preliminares são feitos com a ajuda de modelos mais rápidos que representam as usinas hidroelétricas de forma agregada. Estudos mais refinados utilizam modelos que representam em detalhe a operação das usinas hidroelétricas. Séries sintéticas de afluência são utilizadas nos estudos de simulação probabilística.

c) Formulação de um plano de expansão da capacidade de ponta, isto é, quando e onde instalar unidades geradoras necessárias para o atendimento do pico da demanda. Os critérios de planejamento são baseados numa avaliação probabilística da capacidade de atendimento à ponta que leva em conta as falhas dos equipamentos, a variação da capacidade de geração das hidroelétricas em função do armazenamento dos reservatórios e limites de intercâmbio entre empresas ou regiões.

Na próxima iteração, considera-se as soluções mostradas na figura A1.12. Agora $x = 0$ para arco que sai e assim sendo a nova solução x não será diferente da solução atual x . A única mudança ocorre no desenho da árvore ilustrada na figura A1.13.

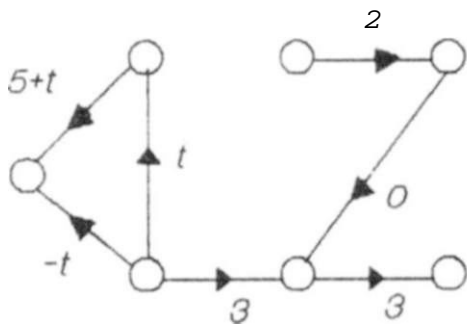


figura A1.12

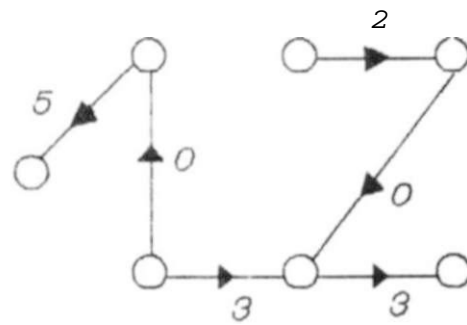


figura A1.13

Genericamente pivoteamentos com $x = 0$ e f como arco que sai são chamados "degenerados". Tais pivoteamentos mudam apenas a árvore, porém a solução x fica inalterada. (No exemplo, o próximo pivoteamento também é degenerado, e depois deste ocorre a solução

ótima.) Este processo de degeneração é muito inconveniente: causando a parada do método simplex para redes sem mostrar sinal de convergência. De fato pode ocorrer algo pior do que apenas a parada da convergência, por algumas iterações. Por exemplo, considere a rede com produtores 1,2,3,4 e consumidores 5,6,7,8, e um arco ij ligando cada produtor i e cada consumidor j . Para cada unidade suprida por produtor existe uma unidade demandada por um consumidor; e os custos especificados por $c_{16} - c_{17} - c_{25} = C_{27} = C_{35} = C_{36} = c_{48} = 1$ e $c_{ij} = 0$ para os outros arcos. O método simplex para redes, é inicializado pela árvore com arcos 15, 16, 26, 28, 48, 47, 37 (tal que $x_{15} - x_{26} = x_{37} = .y_{37} = 1$ e $x_{1j} = 0$ para os outros), quando executado ocorre as seguintes iterações, ver tabela A1.1.

TABELA A2.1
Uma Ciclagem após 12 iterações

Iterações	Arco que Entra	Arco que Sai
1	18	28
2	36	16
3	46	47
4	35	36
5	38	18
6	25	35
7	45	46
8	27	25
9	28	38
10	17	27
11	47	45
12	16	17

Depois das doze iterações, nós encontramos a árvore inicial outra vez. A partir daí depois de doze iterações sempre voltará a solução inicial e nunca chegará a solução ótima (tais quais $x_{15} - x_{28} = x_{37} - x_{46} = 1$ e $A_{ij} = 0$ de outra forma). Este fenômeno é denominado ciclagem, parece tornar o método simplex para rede falho.0 que não é verdade, pois a ciclagem pode ser evitada através do processo de escolha dos arcos que deixam a árvore. A maneira mais elegante de se evitar a ciclagem, é também a mais simples para ser implementada na prática foi, proposta por W.H. Cunningham (1976) (referência Al.1) [além do mais a ciclagem é extremamente rara]. A ocorrência de casos práticos nunca foi mencionada em artigos; o primeiro exemplo foi construído artificialmente por B.J. Gasser (1964) e publicada 13 anos depois do desenvolvimento do método simplex para redes. [o exemplo dado aqui é uma versão simplificada. Para outros exemplo, veja W.H. Cunningham (1979) e W.H. Cunningham e J.G. Klincewicz (1983)]. Finalmente, não possível saber quando a ciclagem irá ocorrer na hora da escolha do arco que entra para maximize $y_j - y_i - c_{ij}$ (Entretanto, o interesse dessa questão é apenas teórico: implementações eficientes do método simplex para redes não seleciona arcos para entrar através dessa regra.)

Regra de Cunningham : Se, em cada pivoteamento decorrente de T para $T + 6 - f$, o arco que entra $<?$ na direção saindo da raiz em $T + e - f$ então o método simplex para redes não ciclará.

INICIALIZAÇÃO E FINALIZAÇÃO

Por este momento, assumiremos que ciclagem não existe. Em outras palavras, vamos assumir que cada árvore só aparece numa iteração. Baseado neste condição o método simplex sempre chega ao fim: desde que existe apenas um número finito de árvores possíveis de serem procurados, o que ocorrerá num número finito de iterações. Desta forma o problema se resume a encontrar uma árvore solução viável para iniciar o processo iterativo do método. Este problema é longe do trivial; nem todo problema de transbordo tem solução viável e a inexistência de solução viável não é sempre aparente.

Para contornar esta dificuldade, observa-se primeiro que uma solução viável é prontamente conseguida quando a rede é muito rica em arcos. Mais precisamente, é suficiente ter-se arcos distintos ligando um nó fixado w a cada nó consumidor, produtor ou intermediário deferente de w . Esses $n-1$ arcos um para cada nó diferente de w , constitui a árvore T_w . Matematicamente pode-se escrever:

$$\begin{aligned} X_{wj} &= b_j && \text{quando } b_j \geq 0 && \text{e } j \neq w \\ X_{iw} &= -b_i && \text{quando } b_i < 0 && \text{e } i \neq w \\ X_{ij} &= 0 && \text{quando } i, j \in T_w \end{aligned}$$

para verificar-se a viabilidade de T_w , precisamos checar apenas que:

$$y_i x_{ik} - y_j x_{kj} = 5 \quad v \quad (\text{Al.7})$$

para todo nó k . Se $k \neq w$ então (Al.7) é obvio: apenas uma das variáveis do lado esquerdo de equação corresponde a um arco de T_w . Por outro lado,

$$y_i x_{iw} - y_j x_{wj} = -y_{k^*} b_k = b_w$$

e assim (Al.7) também é satisfeita quando $k = w$.

Claro, pode ocorrer que nem todos os $n-1$ arcos de T_w existam na

rede. Nesse caso, recorre-se a um artifício; considera-se os arcos ausentes, disponíveis porém penalizando sua utilização. Mais precisamente, escolhe-se w arbitrariamente e aumenta-se a rede através da adição dos arcos necessários a T . Os arcos adicionados são chamados de arcos artificiais. Como procura-se apenas uma árvore solução viável, na rede aumentada é imediatamente disponível; e o problema agora será achar uma solução viável x tal que $x_{ij} = 0$ para cada arco artificial ij . Com esse objetivo, associa-se a penalidade $p_{ij} = 1$ a cada arco artificial e faça $p_{ij} = 0$ para todos os arcos ij originais, e procure a solução viável x que minimize $f_p(x)$. Este problema de transbordo é chamado problema auxiliar; para achar x , deve-se usar o método simplex para redes, inicializado por T . A solução deste problema conduzirá de três possibilidades, dependendo da solução ótima x^* e da árvore T correspondente ao problema auxiliar.

- (i) T contém pelo menos um arco artificial arco uv com $x_{uv}^* > 0$
- (ii) T não contém arcos artificiais
- (iii) T contém pelo menos um arco artificial, porém todos arcos ij artificiais têm $x_{ij}^* = 0$

No caso (i) o problema original não tem solução viável: dado que a solução deveria satisfazer $\sum_{ij} p_{ij} x_{ij}^* = 0 < T$, contradizendo a condição de otimalidade x^* . No caso (ii), o método simplex para rede do problema original pode ser inicializado com T e $x=0$. O caso (iii) é atípico o mais interessante; embora o problema original seja inviável (especificados pelos valores de x^* nos arcos originais), não tendo árvore solução viável (por exemplo, a rede original não é conectada). Será mostrado a seguir que no caso (iii) a rede original divide-se em subproblemas, que podem ser resolvidos separadamente.

DECOMPOSIÇÃO EM SUBPROBLEMAS

Para começar, considere a simples porém útil identidade: para cada conjunto Ω de nós e para toda solução viável x têm-se:

$$\sum_{\substack{i \in \Omega \\ j \in \Omega}} l_{ij} - \sum_{\substack{i \in \Omega \\ k \notin \Omega}} l_{ik} = Z \quad (\text{Al. 8})$$

De maneira intuitiva, (Al.8) fica clara vejamos! o lado esquerdo representa o que é importado pelo subproblema Ω , menos o exportado por Ω , enquanto o outro lado representa a demanda líquida em Ω . A prova rigorosa é igualmente fácil: no sistema $Ax=b$, tome a soma das equações dos nós pertencentes a Ω . Depois, suponha que o conjunto de nós da rede possa ser dividido em dois subconjuntos não vazios R e S de maneira que:

$$b_i = 0 \text{ e não existe arcos } ij \text{ tais que } i \in S, j \in R. \quad (\text{Al.9})$$

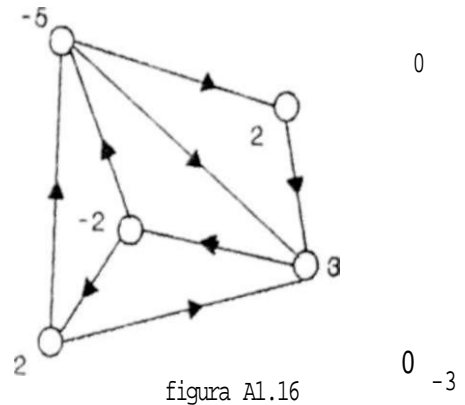
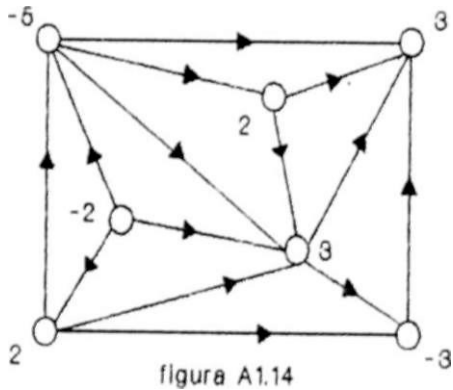
e não existe arcos ij tais que $i \in R, j \in S$.

Em termos intuitivos, Ω representa uma região cuja demanda é igual a produção e que não precisa de importação. Obviamente esta região não tem o que exportar. Colocando formalmente, toda solução x viável deve ter

$$x_{ij} = 0 \text{ quando } i \in \Omega, j \notin \Omega$$

[A prova rigorosa é obtida imediatamente ao combinar-se (Al.8) com (Al.9)]. Então os arcos ij com $i \in S, j \in R$ são dispensáveis e deve ser deletados. Logo que isto é feito o problema original se divide em dois subproblemas com os conjuntos de nós R e Ω . Para ilustrar considere a rede e as demandas na figura (Al.14). Se R é representado pelos dois nós mais a direita e Ω o restante da rede,

então (A1.9) ocorre e o problema se divide em dois subproblemas (com os custos inerentes ao problema original) mostrado na figura (A1.15)



Resolver os subproblemas requer menos tempo e espaço computacional que o problema original. De fato, a decomposição é determinada pelos custos dos nós y_1, y_2, \dots, y_n associado a solução ótima x^* do problema auxiliar. Mais precisamente, tomado um arco uv qualquer na árvore ótima T , faça k e R se $y_k < y_u$ e $k \in S$ se $y_k > y_u$. Desde que R e S não são vazios (nos temos $u \in R$ trivialmente e $v \in S$ desde que $y_v = y_u + p_{uv} = y_u + 1$), precisa-se verificar agora a ocorrência de (A1.9). Como $y_i + p_{ij} \leq y_j$ para todos arcos ij , os arcos artificiais ij tem $i \in R, j \in S$ (ou seja $y_i + p_{ij} - y_j < y_i < y_j$). Então a segunda parte de (A1.9) é satisfeita. Além disso, substituindo x^* por x em (A1.8) e lembrando que $x_{ij} = 0$ para todos arcos artificiais ij , conclui-se que:

$$E^b_k = - E^{-v}_{ij}$$

T e S

com a soma do lado direito considera todos os arcos originais ij tais que $i \in G$, $j \in S$. Porém nenhum desses arcos pode estar em T (se não $y_j - y_i + y_{ij} - y_i$ e $y_j > y_i$ ao mesmo tempo) e então cada um tem $x_{ij} = 0$. Dessa forma a primeira parte de (A1.9) está satisfeita também.

ATUALIZAÇÃO DOS CUSTOS DOS NÓS

Neste item comenta-se de maneira geral a natureza dos números y_1, y_2, \dots, y_n satisfazendo.

$$y_i + c_{ij} - y_j \text{ quando } ij \in T \tag{A1.10}$$

como observado, existe um único conjunto $y_1^*, y_2^*, \dots, y_n^*$ tal que

$$y_n^* = 0 \text{ e } y_i^* + c_{ij} = y_j^* \text{ quando } ij \in T. \tag{A1.11}$$

Disso segue que y_1, y_2, \dots, y_n satisfaz (A1.10) se e somente se

$$y_k = y_k^* + d \quad (k = 1, 2, \dots, n)$$

para uma constante d . [A parte "se" é trivial; para provar a parte "somente se", observe que $y_k - y_n$ satisfaz (A1.11) no lugar de y , e assim $d - y_n$]. Em particular, toda a escolha dos custos dos nós y_1, y_2, \dots, y_n satisfaz (A1.10) determine o vetor $c = c - yA$ com componentes $c_{ij} = c_{ij} + y_i - y_j$ (De toda forma condições tais quais $y_n = 0$, impostas no exemplo, são irrelevantes).

Deve-se mostrar que os custos y_1, y_2, \dots, y_n podem ser atualizados por uma fórmula simples ao invés de ser computada em cada iteração. A atualização recai no fato de que toda árvore com um arco e deletado divide-se em duas árvores disjuntas, cada uma contendo uma extremidade do arco e . Em particular, se $e = uv$ é o arco que entra em uma iteração passando-se de T para $T + e - f$, então $(T + e - f)$ e compõem-se de duas árvores disjuntas T_u e T_v tal que $u \in T_u$ e $v \in T_v$ satisfaz (A1.10), então os números y_1, y_2, \dots, y_n definidos por

$$y_k = \begin{cases} c_k & (k \in T) \\ c_k + y_u - y_v & (k \in T_v) \end{cases} \quad (A1.12)$$

com $c_e = c_e + y_u - y_v$ satisfaz

$$c_{ij} = y_j \text{ quando } ij \in T + e - f$$

[último conclusão é fácil de justificar). Tem-se $y_j - y_i = y_j - y_i$ quando $ij \in (T + e - f) - e$; em adição, $y_u + c_e = y_u + c_e = y_v + c_e = y_v$. Implementações feitas na prática fazem uso da fórmula (A1.12) ou similar tal qual

$$y_k - c_k = \begin{cases} 0 & (k \in T) \\ y_u - y_v & (k \in T_v) \end{cases} \quad (A1.13)$$

o qual é obtida pela subtração de c do lado direito da equação (A1.12).

IMPLEMENTAÇÃO COMPUTACIONAL DO MÉTODO SIMPLEX PARA REDES

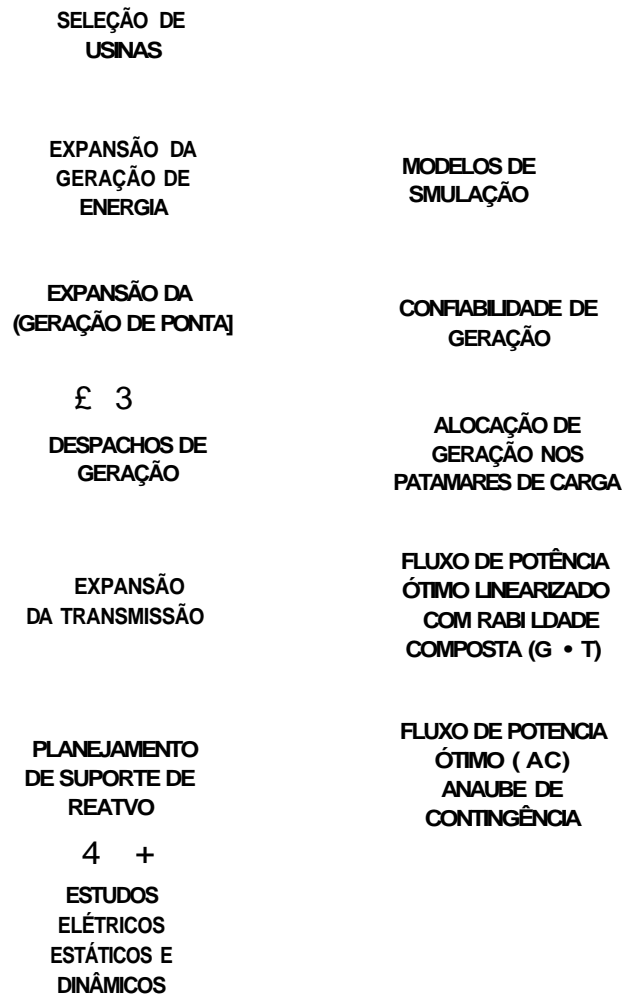
Para uma primeira visão do método simplex para redes, revisemos nosso entendimento de uma iteração típica. Agora conhece-se que os números y_{12} e y_n podem ser atualizados por (A1.12) ou (A1.13)

ao invés de calculados por A1.10 em cada iteração. Consequentemente deve-se ver cada iteração começando com algum $7 \setminus A_i$; y é dividido em duas partes: (i) escolha do arco que entra; (ii) a atualização de r , x , y .

Para escolhe-se um arco que entrar na base (árvore), deve-se ter uma regra de pivoteamento. Regras de pivoteamento simples como a do primeiro candidato requerem menos tempo por iteração porém regras mais complicadas como a do maior mérito tendem a reduzir o número de iterações. Uma regra eficiente de pivoteamento procura combinar as virtudes de ambas de modo a minimizar o tempo total do processamento. Existe muitas maneiras de se combinar estas regras, por exemplo procura-se em 10% do total de arcos qual o melhor, mas seja qual for a regra escolhida deverá ser baseada em experiências obtidas com os resultados práticos do seu problema.

A atualização de $7 \setminus A_i$ e y começa pela localização do caminho entre as extremidades do arco que entra. O tempo requerido para a implementação dessa operação depende muito da maneira como a árvore está representada computacionalmente. Por exemplo tem-se a disposição apenas uma lista de arcos de T , então encontrar um caminho, é uma tarefa bastante cansativa. O caminho pode ser encontrado mais rapidamente quando escolhe-se uma representação diferente da árvore T . Considere uma ordenação v_1, v_2, \dots, v_n satisfazendo (A1.3): para cada nó v_k diferente da raiz v_1 , existe precisamente um arco com uma extremidade igual a v_k e outra w contida no conjunto dos nós restantes v_1, v_2, \dots, v_{k-1} . Deve-se chamar w como predecessor de v_k . Quando uma árvore é desenhada

empresas ou regiões.



PLANEJAMENTO DA EXPANSÃO

Figura 1.1.

a partir da raiz para baixo ,o predecessor de cada nó é seu único vizinho no próximo nível superior .Para ilustração considere a figura A1.16. (Neste contexto ,as direções atuais dos vários arcos são irrelevantes e assim serão desprezadas.) O predecessor $p(i)$ de cada nó i pode ser encontrado no array mostrado a seguir .

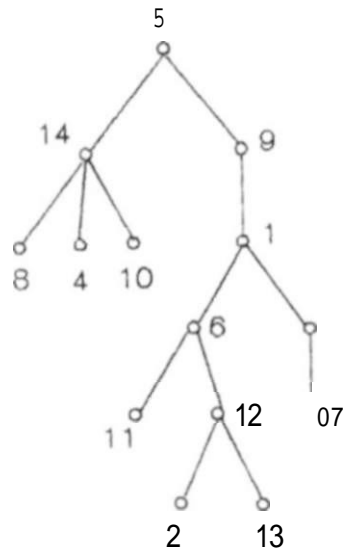


figura A1.16

<u>i</u>	<u>i</u>	<u>i</u>	<u>2</u>	<u>.</u>	<u>3</u>	<u>i</u>	<u>4</u>	<u>.</u>	<u>5</u>	<u>,</u>	<u>6</u>	<u>.</u>	<u>7</u>	<u>.</u>	<u>8</u>	<u>,</u>	<u>9</u>	70,	77	72,	i4
																		74		6^"	TT

A principal virtude do array predecessor é que ele armazena ,de maneira compacta e implícita ,todos os caminhos entre a raiz e quaisquer dos nós restantes da árvore T .Por exemplo , para encontrar o nó 6 para a raiz 5 ,tem-se que observar apenas $p(6)=1, p(1)=9, p(9)=5$: e os nós do caminho procurado são 6,1,9,5 Encontrar os caminhos entre a raiz e algum nó é apenas uma parte da tarefa de encontrar-se o caminho entre determinados pares de nós.Para encontrar-se o caminho entre u e v ,deve-se encontrar primeiro o caminho P entre u e a raiz e caminho Q entre v e a raiz.Então, partindo-se da raiz ,mova-se na direção "backward" nos

caminhos y e Q na mesma taxa até encontrar uma junção. Então o caminho desejado entre u e v consiste da porção de P entre u e a junção e a porção de Q entre a junção e v .

Embora o caminho entre a junção e a raiz não seja usada, este é atravessado três vezes: primeiro como uma porção de P , depois como uma porção de Q e finalmente na busca regressiva. Todo esse trabalho desnecessário pode ser eliminado através de um array auxiliar. Este array é $d(i)$ o qual especifica a profundidade do nó i , definido como o número de nós no caminho entre i e a raiz. O array de profundidade para o exemplo é o seguinte.

	1	S	7	10	11	12,	13,	14
OTIJ		I			y			

Este novo array permite que seja detectada a junção durante a construção dos caminhos. Assumindo que $d(u) > d(v)$, pode-se descrever este procedimento no algoritmo abaixo

```

Algoritmo. A1.1 ENCONTRAR O CAMINHO ENTRE  $u$  e  $v$ 
passo 0 [Inicialize]
        Faça  $i \leftarrow 1, j \leftarrow 1, u_1 = u, v_1 = v$ .
passo 1 [0 nível de  $v$  é alcançado?]
        If  $d(u_i) = d(v)$  então vá para o passo 3; de
        outra forma prossiga para 2.
passo 2 [Suba o caminho maior]
        Faça  $u_{i+1} = p(u_i)$ ; depois substitua  $i$  por
         $i+1$  e retorne ao passo 1
passo 3 [Junção alcançada?]
        Se  $u_i = v_j$  então explicita o caminho  $U_i U_{i-1} \dots U_1$  e  $V_j V_{j-1} \dots V_1$ 
        de outra forma prossiga
        • • • • •
        para o passo 4.
    
```

passo 4 [Suba em ambos os caminhos]
 faça $u_{i+1} = p(u_i)$, $v_{j+1} = p(v_j)$. Então substitua
 i por $i+1$ e j por $j+1$ e volte ao passo 3.

Ao mesmo tempo que procedimento anterior está sendo executado pode-se encontrar o arco que sai :precisa-se apenas tomar cuidado em escolher o arco reverso f que minimize x dentre todos os arcos reversos encontrados na busca. Na medida em que o caminho entre u e v ,e o arco que sai foram encontrados pode-se atualizar o array x sem maiores problemas.

Para atualizar y ,deve-se usar a formula (Al.12) no caso da raiz pertencer a T_u ,e usar a formula (Al.13) no caso da raiz pertencer a T_v . Será conveniente usar o conjunto S para denominar o conjunto dos elementos pertencente as árvores T_u , T_v que não contém a raiz. Dessa forma v_k muda apenas para os elementos $k \in S$:

Tem-se então;

$$y_k = \begin{cases} y_k & (k \notin S) \\ y_k \pm \frac{c_e}{e} & (k \in S) \end{cases} \quad (Al.17)$$

onde o sinal \pm deve ser interpretado como (+) se o arco e está saindo da raiz da árvore T_u e $-$ se está entrando na raiz.

Uma implementação rápida dessa fórmula requer uma rápida identificação de S . Os arrays $p(.)$ e $d(.)$ não são apropriados para essa tarefa ,então para identificar S rapidamente deve-se criar outro array. Quando uma árvore é desenhada no plano , imagine traçando uma linha continua arredor do seu contorno ,começando na raiz e eventualmente retornando a mesma. A medida em que a linha percorre a árvore , atravessa a arvore duas vezes rprimeiro no

sentido descendente e depois no sentido contrario. Essa maneira de percorrer a árvore é conhecido como "depth-first search". Nesse exemplo esta busca ("depth-first search") visita os seguintes nós

5, 14, 8, 14, 4, 14, 10, 14, 5, 9, 1, 6, 11, 6, 12, 2, 12, 13, 12, 6, 1, 3, 7, 3, 1, 9, 5

nesta ordem. Escolhendo apenas a primeira visita a cada nó, obtém-se uma ordenação dos nós chamada de preordem. Neste exemplo, a preordem é

5, 14, 8, 4, 10, 9, 1, 6, 11, 12, 2, 13, 3, 7

Uma árvore (desenhada a partir da raiz - rooted tree) pode ter muitas preordens, dependendo de como está desenhada no plano. Escolhendo-se uma preordem fixa e, para cada nó i , estabeleça o sucessor $s(i)$ de i nesta preordem. Quando i é o último nó desta preordem, faça com que $s(i)$ seja a raiz. O array $s(.)$ é conhecido como "thread", os valores seguintes compõem o array $s(.)$ do exemplo

i	,	1	,	2	,	3	,	4	,	5	,	6	,	7	,	8	,	9	,	10	,	11	,	12	,	13	,	14	
$s(i)$	\	6		13	\	7		10	\	14	\	11	\	5		4		1		0		12	'	2		J		Ô	

Agora seja f o arco que sai da árvore T . Como já se sabe $T - f$ divide-se em duas árvores disjuntas. Uma delas contém a raiz; e a outra é facilmente vista como sendo a árvore S caracterizada em (A1.17). Desde que 5 pode ser facilmente identificado pelos arrays $d(i)$ e $s(i)$: tendo percorrido f no sentido descendente a busca "depth-first" percorre todo o conjunto S e quando conclui explicita f que é percorrido no sentido inverso. A implementação resultante está descrita no algoritmo seguinte.

ALgoritmo. A1.2 IMPLEMENTAÇÃO DA FÓRMULA (A1.17)

passo 0 [Inicialize]
 Chame as duas extremidades de f de f_1 e f_2 de maneira que $d(f_2) = d(f_1) + \frac{c}{e}$. Faça $k = f_2$ e vá para o passo 1.

passo 1 [Atualize y_k]
 Substitua y_k por $y_k \pm \frac{c}{e}$ e prossiga para o passo 2.

passo 2 [Siga o caminho dentro de 5]
 Substitua k por $s(k)$. Se $d(k) > d(f^*)$ depois volte para o passo 1 ; de outra forma pare.

A Tarefa que resta agora é a atualização da árvore T , o que significa atualizar os arrays $p(\cdot)$, $d(\cdot)$ e $s(\cdot)$. Esses arrays são apenas ferramentas para uma atualização rápida de x e y ; se estes não puderem ser atualizados rapidamente, então significa que seus propósitos falharam. Felizmente isto não acontece. De fato, a atualização de $p(\cdot)$, $d(\cdot)$ e $s(\cdot)$ pode ser realizada ao passo que y está sendo atualizado.

Enquanto a atualização dos arrays $p(\cdot)$ e $d(\cdot)$ são unicamente determinados pela nova árvore "rooted" $T + e$ a atualização de $s(\cdot)$ depende da maneira que se imagine $T + e - f$ desenhada no plano. Em outras palavras $T + e - f$ pode ter diferentes preordens. Esta ambiguidade deve ser removida através da escolha de uma preordem que minimize o trabalho de atualização requerido por $s(\cdot)$. Uma descrição formal da nova preordem é uma pouco complexa; e será ilustrada na figura A1.17. Para facilitar o entendimento dos 32 nós de T serão rotulados na seguinte ordem 1, 2, ..., 32 de maneira

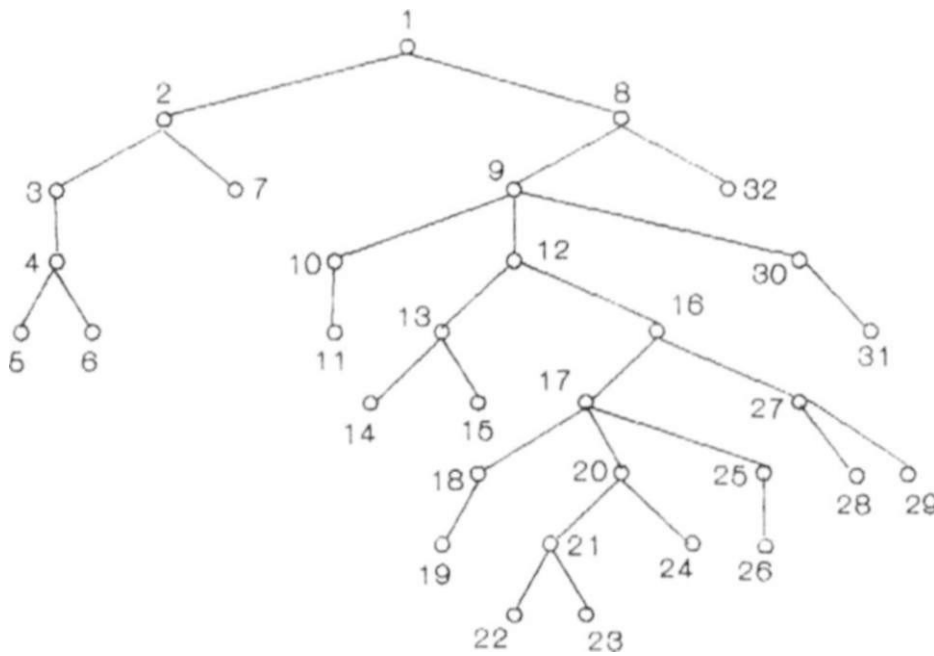


figura A1.17

que esta é uma preordem. O arco que entra e tem extremidades 3 e 20: e o arco que sai tem as extremidades 8 e 9.

As extremidades do arco que entra e serão chamadas de e_1 e e_2 , e as extremidades do arco f que sai serão chamadas de f_1 e f_2 de tal maneira que $e_1 \leq f_1$ e $e_2 \leq f_2$. (Os rótulos de f são fáceis

de serem designados: como já observado anteriormente, $d(f_i) = d(f_{i-1}) + 1$.

para designar-se os rótulos de e , observe que este é um caminho de e_1 até a junção em T_i e que o caminho de e_2 para a junção contém o arco que sai f_1 .) O caminho entre e_1 e f_1 em T é chamado de

"pivot stem" ou "backpath"; deve-se denotar a sequencia dos nós v_1, v_2, \dots, v_n de tal maneira que $v_1 = e_1, v_n = f_1$. Neste exemplo, $v_1 = 20, v_2 = 17, v_3 = 16, v_4 = 12, v_5 = 9$.

Agora considere um nó qualquer k e S e encontre o menor subíndice t tal que reapareça no caminho de k até a raiz: para esse subíndice t deve-se escrever k e S . Dessa forma S divide-se em vários subconjuntos disjuntos S_1, S_2, \dots, S_h ; deve-se considerar cada S_i ordenado pela preordem de T . Neste exemplo temos;

$$\begin{aligned}
 S &= \{ 20, 21, 22, 23, 24 \} \\
 S &= \{ 17, 18, 19, 25, 26 \} \\
 S_3 &= \{ 16, 27, 28, 29 \} \\
 S &= \{ 12, 13, 14, 15 \} \\
 S^4 &= \{ 9, 10, 11, 30, 31 \}.
 \end{aligned}$$

Deve-se denotar por S^* a concatenação do conjunto ordenado S . Neste exemplo S^* é $20, 21, 22, 23, 24, 17, 18, 19, 25, 26, 16, 27, 28, 29, 12, 13, 14, 15, 9, 10, 11, 31$.

Finalmente a preorder de $T + e - f$ é obtida da preorder existente em T , primeiro removendo o bloco S e depois inserindo o bloco S^* diretamente após e . Neste exemplo o desenho correspondente a $T + e - f$ está mostrado na figura A1.18. Esta operação requer uma certa mudança no array $s(.)$ (thread). Quando o bloco S é removido, o "gap" resultante deve ser preenchido primeiro o nó f de 5 era precedido por um nó a . então o novo sucessor de a ($s(a)$) será o velho sucessor de z (o último nó em S). Similarmente, para inserir S^* entre e e o sucessor antigo de b , deve-se primeiro fazer e o novo sucessor de e e fazer b o novo sucessor

do último nó em S^* . (No caso particular em que $a = z$, faz-se a transformação de z em e e e em z e o novo sucessor de z é e .) no array $s(.)$. Primeiro, o novo sucessor do último nó em cada S^* com $t < h - 1$ serão os primeiros nós v_{t+1} de S^* . (da mesma forma que o último nó em S é o último nó em S^* , e o seu sucessor será b). Segundo, um nó adicional em cada S^* com $t \geq 2$ deve mudar o seu sucessor. Em preparação para essa mudança, que cada S^* com $t \geq 2$ divide-se em sua parte esquerda, composta pelos nós que aparecem antes de v_t na preordem velha, e o restante, parte direita, composto pelos nós que estão depois de v_t . A parte esquerda sempre contém v_t , porém a parte direita pode ser vazia. (Por exemplo, considere $t = 4$ no caso em

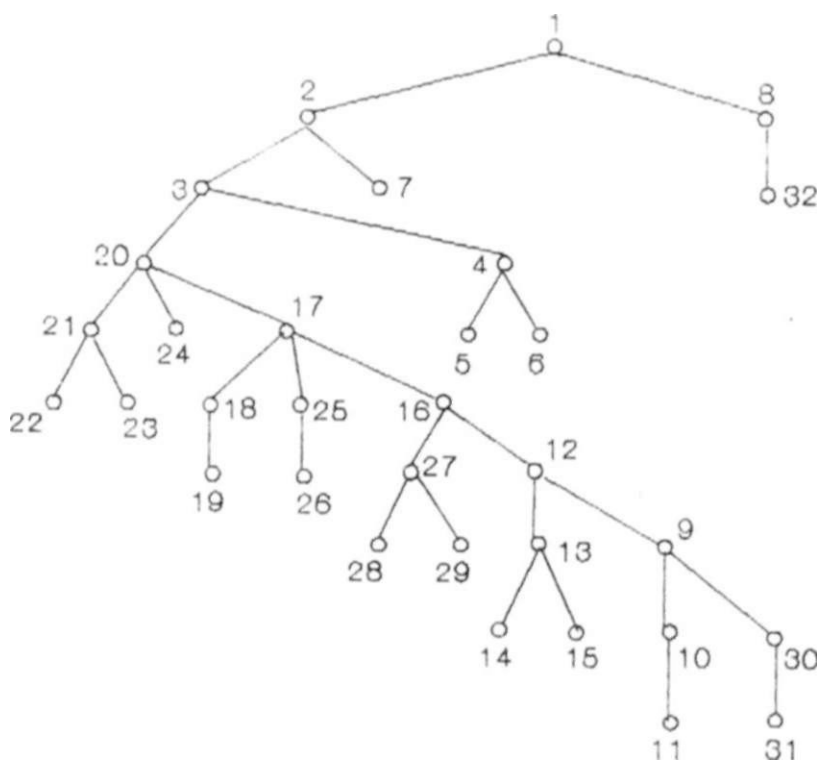


figura A1.18

análise.) Se a parte direita não for vazia então o último nó da parte esquerda muda seu sucessor de r^h para o primeiro nó na parte direita .

O algoritmo A1.3 (mostrado a seguir) apresenta a implementação das mudanças anteriormente expostas .A variável k percorre S_1, S_2, \dots, S_h nesta ordem.Enquanto k percorre S_t , a variável i permanece parada em v e se r^2 , a variável j permanece a mesma em v .A variável r é o primeiro nó da parte direita do conjunto escolhido entre S_{t+1}, S_h com a parte direita não vazia , e que tenha o menor subíndice; se não existir tal conjunto ,então r é o sucessor antigo do último nó em S .

ALgoritmo. Al.3 Updating the Thread

passo 0 . [Inicialize]
 Faça $a = e$ e enquanto $s(a) \neq f$ substitua
 a por $s(a)$ faça $b = s(e_1)$, $i = e_2$

passo 1 [Encontre o último nó k em S_1 e inicialize o
 o valor do r].
 Faça $k = i$, e enquanto $d(s(k)) > d(i)$,
 continue substituindo k por $s(k)$. Então faça
 $r = s(k)$.

passo 2 [Se está no fim de S^* , remova 5 e insira S^*]
 Se $i = f_2$ então $s(a) = r$, $s(e_1) = e_2$, $s(k) = b$
 no caso de $e_1 \neq a$, e $s(e_1) = e_2$, $s(k) = r$
 caso $e_1 = a$. e pare.

passo 3 [Suba o "pivot stem" e atualize $s(k)$.]
 Faça $j = i$, e substitua j por $p(ij)$ e
 substitua $sffj$ por i .

passo 4 [Encontre o último nó k na parte esquerda
 de 5 .]
 Faça $k = i$ e enquanto $s(k) \neq 7$ continue
 substituindo k por $s(k)$.

passo 5 [Se parte direita de 5 não é vazio então
 atualize $s(k)$, encontre o último nó k em
 5_t , e atualize r .]
 Se $d(r) > d(i)$ então substitua $s(k)$ por r
 e continue substituindo k por $s(k)$ enquanto
 $d(s(k)) > d(i)$. e finalmente substitua r por
 $s(k)$.

passo 6 [Completada a iteração] Volte ao passo 2.

Agora deve-se atualizar $p(\cdot)$ e $d(\cdot)$. Graficamente, a transformação de T em $T + e - f$ deve ser imaginada como composta de duas fases: primeiro a entrada do arco e , segundo a saída do arco f . Como resultado do "pivot stem" move-se para baixo: cada um dos nós v , antes pendurados de v^{\wedge} , é agora suspenso por v^{\wedge} . Contudo cada v continua a ser sustentado por v da mesma maneira de antes. Estas observações tem dois importantes corolários.

(i) O valor de $p(k)$ muda apenas se k está na "pivot stem".

os valores originais $p(v_1) = v_1, p(v_2) = v_2, \dots, p(v_h) = f$
 muda para $p(v_1) = e, p(v_2) = v_2, \dots, p(v_h) = v_h - 1$

(ii) Para cada $t = 1, 2, \dots, h$, existe uma constante c^{\wedge} tal que a nova profundidade $d^*(k)$ de cada k é igual $d(k) + C$. Desde que $d^*(e^{\wedge}) = d(e^{\wedge}) + 1$, tem-se $c_1 = d(e_1) - d(e_2) + 1$. Desde $d^*(v_t) = d(v_{t-1}) + 1$ e $d(v_t) = d(v_{t-1}) + 1$ quando $t \neq 2$, tem-se $c_t = 2 - h + c_{t-1}$ quando $t > 2$.

Agora fica fácil incorporar a atualização de $p(\cdot)$ e $d(\cdot)$ na procedure de atualização de $s(\cdot)$. A atualização de y pode ser incorporada a mesma procedure ou feita separadamente.

d) Os Modelos de Pré-Despacho de geração permitem a validação dos intercâmbios energéticos estabelecidos nas etapas anteriores do planejamento, os quais possibilitam a expansão econômica nos sistemas interligados, garantindo assim a viabilidade operativa do sistema planejado. Ou seja, esses estudos completam, com uma análise mais detalhada, a verificação das condições de atendimento associadas à cada alternativa formulada. Dentro desse procedimento um grande número de problemas são estudados, valendo ressaltar:

- condições de desempenho diário e horário do sistema e/ou subsistemas de geração/transmissão sob várias condições de hidraulicidade;
- análise da reserva operativa e sua alocação;
- condições de transporte de energia e ponta pelos elos de interligação;
- localização de suporte térmico;

efeito das características físico-operativas na eficiência energética de geração, nos sistemas importadores.

e) Formulação de um plano de expansão da transmissão, isto é, determinar a sequência de circuitos (linhas de transmissão/transformadores) que devem ser adicionadas à rede de alta tensão. A principal ferramenta de análise nesta etapa é o fluxo de potência ótimo baseado no modelo linearizado da rede (modelo CC). Modelos de confiabilidade composta geração/transmissão são utilizados para avaliar probabilisticamente a capacidade de atendimento do sistema.

APÊNDICE 2

PROBLEMA DE TRANSBORDO COM LIMITE SUPERIOR
" UPPER - BOUNDED TRANSMIPMENT PROBLEMS "

PROBLEMA DE TRANSBORDO COM LIMITE SUPERIOR
 " UPPER - BOUNDED TRANSMIPMENT PROBLEMS "

O método simplex para redes pode ser modificado de maneira que possa tratar problemas como

$$\begin{aligned} & \text{minimize } cx \\ & \text{s.t. } Ax = b \quad A2.1 \\ & \quad I \leq x \leq u \end{aligned}$$

tal que A é a matriz incidência da rede, cada componente lij do vetor l que é um número ou o símbolo $- \infty$ (significando que não existe inferior para x_j) e cada componente u_{ij} do vetor u será um número ou o símbolo $+\infty$ (significando que não existe limite superior para u_{ij}).

Observe porém, que este problema pode ser transformado em outro apenas com limite superior; ou seja:

$$\text{faça } x = x + l$$

substituindo em A2.1 tem-se:

$$\begin{aligned} \min \quad & cx + r \quad \text{onde: } r = cl \\ & Ax = b \quad b = b - Al \\ & 0 \leq x \leq u \quad u = u - T \end{aligned}$$

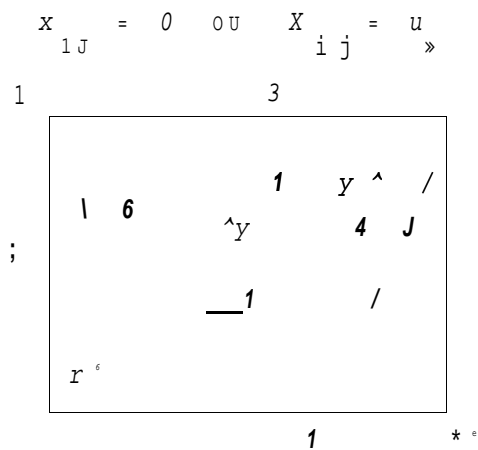
Com o r é constante pode ser somado ao fim da otimização na função, objetiva $\min cx$ ou de outra forma volta-se a variável original $x = x + l$ e calcula-se diretamente cx e assim sendo o algoritmo será desenvolvido na seguinte forma :

$$\begin{aligned} & \min \quad cx \\ & \text{s. a} \quad Ax = b \\ & \quad \quad 0 \leq x \leq u \end{aligned}$$

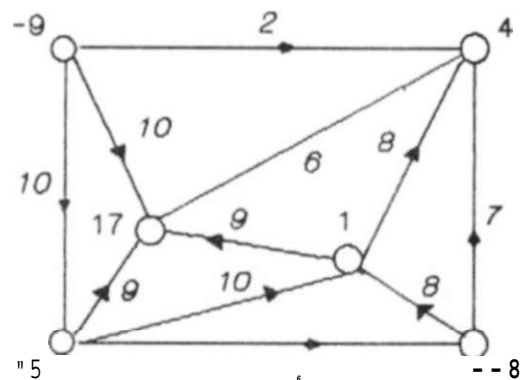
e seguindo o mesmo estilo do apêndice-se anterior através da exposição do método a partir de um exemplo e depois passando-se a formulação matemática do problema. Dessa forma a apresentação do problema será uma continuação do apêndice anterior.

EXEMPLO

Considere os dados mostrados na figura A2.1. A chave para o entendimento das modificações está no fato de que as novas restrições $x_{ij} \leq u_{ij}$ devem ser tratadas de maneira análoga as restrições $x_{ij} \geq 0$. Por exemplo, a árvore solução viável no problema de transbordo tem a propriedade que $x_{ij} = 0$ quando $c_{ij} > T$. No contexto do problema de Transbordo limitado superiormente ocorre que:



nome do nó o quato do arco



demandas e limites superiores

figura A2.1

Os arcos ij com $x_{ij} = u_{ij}$ são chamados de arcos saturados. Um exemplo de árvore solução viável é mostrado na figura A2.2; os arcos da árvore são representados por linhas cheias enquanto os saturados por linhas tracejadas. E o método simplex será inicializado através dessa árvore solução viável. Os nós são definidos pelas equações

$$y_i + c_{ij} \cdot v_j \quad \text{para todo } ij \in T$$

como dito no apêndice A1, e pode ser visto na figura A2.3. Nos problemas de transbordo cada arco $ij \in T$ tem a seguinte propriedade

$$v_i + c_{ij} < v_j \text{ e } x_{ij} = 0$$

Não há problema em se escolher um arco nesse contexto, (embora ver-se-a depois que certos arcos $ij \in T$ com $x_{ij} = u_{ij}$ são passíveis de escolha para entrar na árvore).

Por exemplo, escolha o arco 13. Como já discutido no apêndice A1, faça $x_{13} = t$ e atualize os valores dos x_{ij} quando $ij \in T$ (veja figura A2.4). O maior valor de t para o qual a viabilidade é mantida è $t = 8$. A árvore solução resultante é mostrada na figura A2.5 juntamente com os custos dos nós.

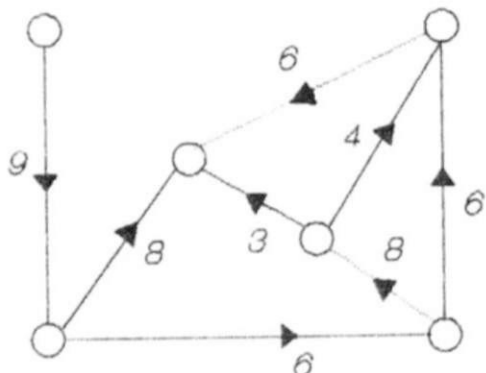


figura A2.2

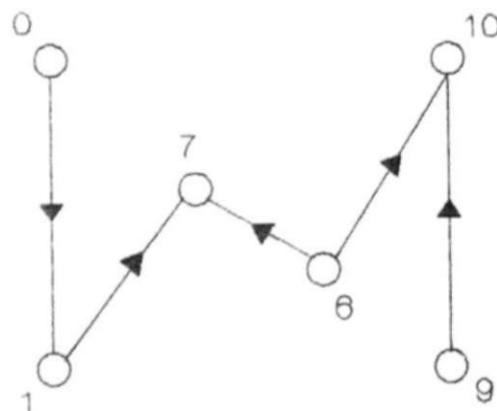


figura A2.3

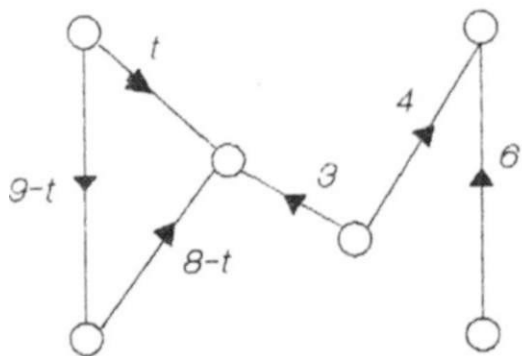


figura A2.4

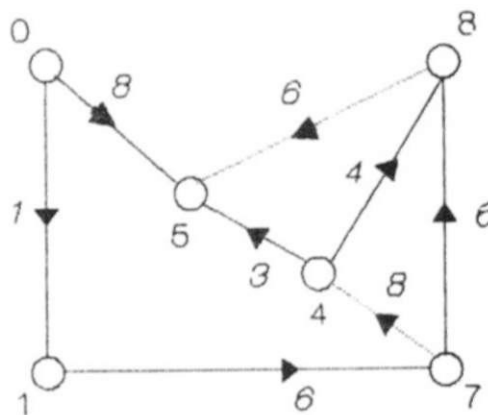


figura A2.5

Agora escolha como arco para entrar 54 (note que este arco satisfaz A2.1 no lugar do /./). Faça $x_{54} = t$ e atualize os valores de y_{ij} para $ij \in T$, obtendo a figura A2.6.

Agora a restrição $y_{43} < u_{43} = 9$ implica em $t < 6$. Fazendo $t = 6$, obtem-se dos nós mostrados na figura A2.7. Note que o arco 43 sai e torna-se saturado.

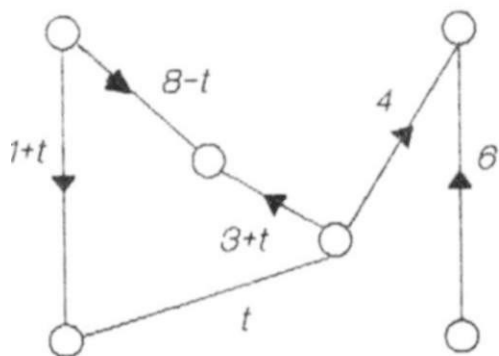


figura A2-6

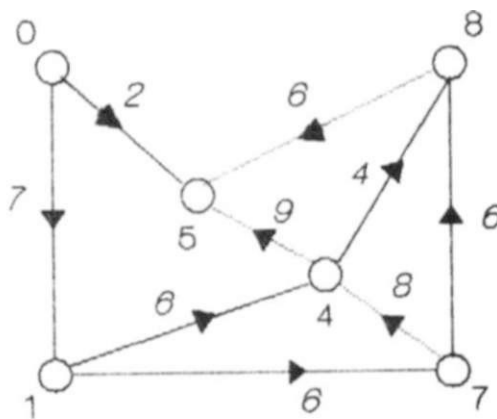


figura A2-7

Agora único arco satisfazendo (A2.1) é o arco 12. Escolha este para entrar na árvore. Com $x_{12} = t$ considere figura A2.8. A restrição $x_{12} < u_{12} = 2$ força $t \leq 2$; De fato a solução correspondente a $t = 2$ permanece viável. Então o arco que entra torna-se saturado antes de qualquer outro arco sendo forçado a sair da árvore. Conseqüentemente, a árvore não muda da mesma forma a solução. A nova solução é mostrada na figura A2.9; desde que a árvore não mude os custos dos nós também não mudam.

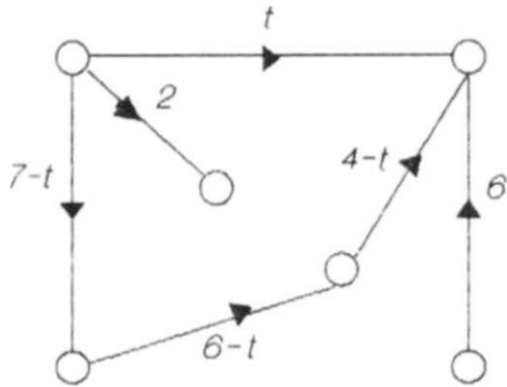


figura A2-8

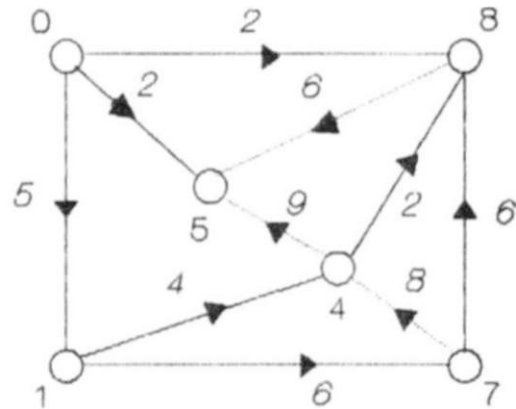


figura A2-9

Neste momento, nenhum arco $ij \in T$ satisfaz (A2.1) e mesmo assim nossa solução não é ótima. Considere por exemplo, arco 23. De acordo com os preços com os preços correntes y_i , transportar através deste arco não é lucrativo ($v_2 + c_{23} > v_3$) e mesmo assim não deve-se fazer; de fato, está-se usando o arco em sua capacidade total. Então parece razoável diminuir o valor de x_{23} , e é exatamente o que se faz. Faça $x_{23} = u_{23} - t$ e ajuste os valores de x_{ij} com $ij \in T$ obtém-se a figura A2.10. Desde que a restrição $x_{ij} \geq 0$ faça $t < 2$ e $t \geq -2$ conduz a uma solução viável, passa-se a outra iteração com a árvore viável e custos dos nós mostrados na figura A2.11.

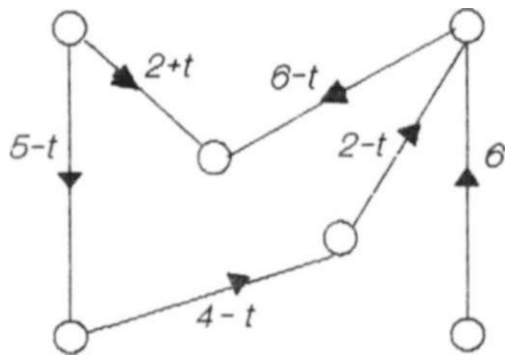


figura A2-10

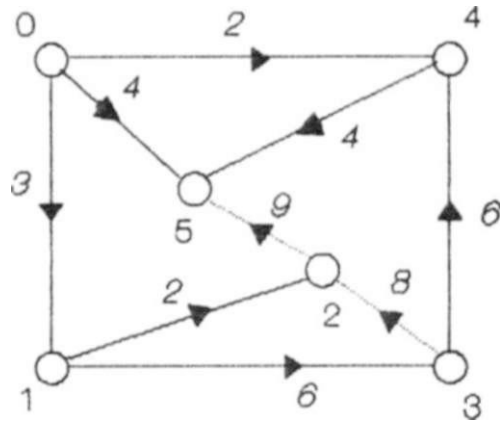


figura A2-11

Mais genericamente, qualquer arco $ij \in T$ tal que

$$y_i + c_{ij} > V_j \quad x_{ij} = u_{ij}$$

pode ser escolhido como arco que entra: dessa forma reduz-se o custo total diminuindo-se o valor de x_{ij} para u_{ij} - e ajusta-se os valores de x_{ij} com $ij \in T$ da mesma forma. Agora o arco 64

satisfaz A2.2: escolhendo este arco para entrar, obtém-se a figura A2.12. E na medida que t aumenta, o arco 62 fica saturado e deixa a árvore. A árvore solução viável resultante, e com os correspondentes custos dos nós é mostrada na figura A1.13.

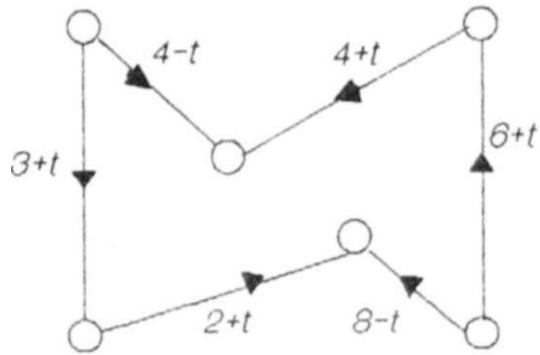


figura A2.12

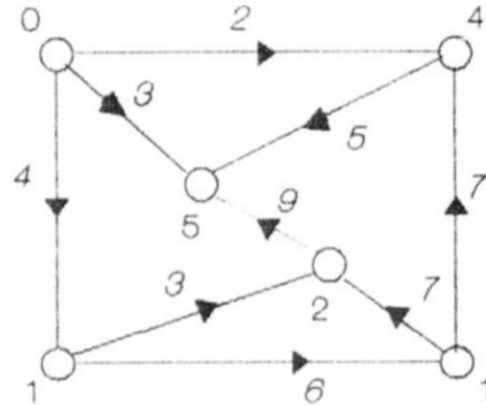


figura A2.13

Escolha o arco 56 para entrar na árvore, como mostrado na figura A2.14. Na medida que θ aumenta, o arco 56 obtém $x_{56} = 0$ antes de qualquer arco ser forçado a sair da árvore. Então a árvore não muda nem os custos dos nós. A próxima árvore solução viável é mostrada na figura A2.15.

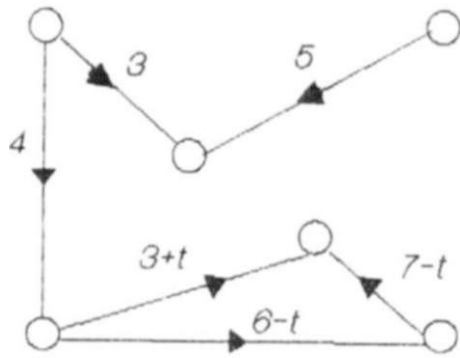


figura A2.14

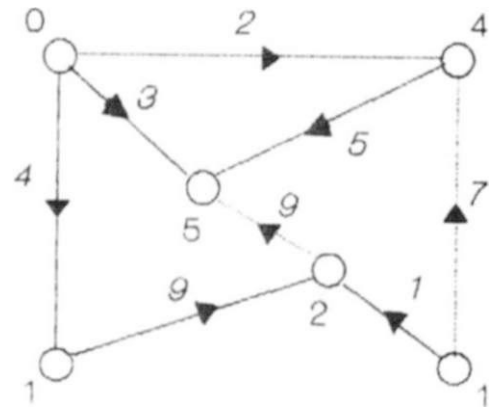


figura A2.15

Agora tem-se que:

$$x_{ij} = u_j \text{ quando } y_i + c_{ij} < y_j$$

$$x_{ij} \sim 0 \text{ quando } v_i + c_{ij} < y_j$$

Então nenhum arco ij satisfaz (A2.1) ou (A2.2). Como será provado esta condição indica que a solução atual é ótima.

f) Planejamento do suporte reativo do sistema, onde se otimizam os investimentos em fontes reativas (capacitores, compensadores estáticos, etc). As ferramentas básicas de planejamento são o fluxo de potência (ótimo) CA (não linear) e rotinas de análises de contingência.

g) Estudos elétricos, nos quais se analisa em detalhe o desempenho elétrico do sistema. As ferramentas computacionais para este tipo de estudo são o fluxo de potência, curto circuito e estabilidade.

A coerência do plano final é obtida através de realimentação entre os diversos estágios (setas para cima na figura anterior).

1.2 Características do Sistema Interligado CHESF /ELETRONORTB

O sistema CHESF por deter todos os empreendimentos de grande porte(o que representa 80% da sua capacidade geradora) no rio São Francisco no Nordeste, chamado de rio da integração nacional, pode controlar /regularizar certos aspectos hidrológicos do Rio São Francisco como : controle de cheias ,vazão mínima regularizada em caso de secas,vazão mínima para navegação e etc...

Contudo o objetivo para o qual a CHESF realizou tais empreendimentos é o de geração de energia elétrica. Por outro lado o São Francisco é a única fonte perene de água em toda a região Nordeste, que sendo uma das regiões mais secas do mundo, torna-se natural sua utilização para diversos usos como irrigação, abastecimento das cidades, laser, entre outros. De todos os aspectos citados anteriormente,torna-se evidente que o uso múltiplo das águas desse rio pode provocar redução da capacidade do sistema Chesf pela diminuição da propria quantidade de água

DESCRIÇÃO ALGÉBRICA

Prova-se que pelo menos uma solução viável x de um problema de transbordo com limite superior como

$$\begin{aligned} & \text{minimize } cx \\ & \text{s.a. } Ax = b. \\ & 0 \leq x \leq u \quad (A2.5) \end{aligned}$$

é ótima quando existem números v_1, \dots, v_n satisfazendo (A2.3) e (A2.4). Esta prova é simples partindo-se das equações (A2.3) e (A2.4) qualquer solução viável x de (A2.5) satisfaz.

$$(c_{ij} + y_i - v_j) x_{ij} \leq (c_{ij} + y_i - y_j) x_{>j}$$

para todos arcos ij . Se c é o vetor com componentes $c = c + y - y$ então $c = c + yA$ e então $cx = cx + yAx = cx + yb \leq cx + yb = cx + yAx = cx$ que é a conclusão desejada.

Seguindo raciocínio similar, pode-se explicar a escolha do arco e que entra é de maneira a satisfazer $c_e < 0, y_e = 0$ ou $c_e > 0, x_e = u_e$. No pivoteamento correspondente, a solução viável corrente x é substituída pela solução viável x tal que

$x_{ij} - x_{ij}$ para todos os arcos $ij \in T$
exceto o arco e que entra

Desde que

$$c_{li} = 0 \quad \text{quando } ij \in T$$

tem-se

$$cx = cx + c_e \{x_e - x_e\}$$

Al-o ra

$$c = c + y A, \quad Ax = Ax = b \quad \text{então}$$

$$cx = cx + c_e (x_e - x_e)$$

Desde que, para algum t positivo,

$$x_e - x_e + t \quad \text{caso } c_e < 0, \quad -y_e = 0$$

$$x_e = x_e - t \quad \text{caso } c_e > 0, \quad x_e - u_e$$

seguinto que

$$c_e \{x_e - X_e\} = -|c_e| \cdot t.$$

Em particular, se t é positivo, então $c x < c x$ e assim o pivoteamento incrementa a função objetivo. O pivoteamento assim chama-se não degenerado; pivoteamento com $t = 0$ são chamados degenerados.

Para obter a nova solução x , localiza-se o único ciclo C em $T + e$, e então atualiza A' de todos os arcos ij pertencentes a C . Cada um desses arcos é direto (mesma direção de e ou reverso (direção oposta a e)). No caso $c < 0$, faz-se

$$x_{ij} + t \text{ para todos arcos } ij \text{ diretos}$$

$$x_{ij} - t \text{ para todos arcos } ij \text{ reversos}$$

No caso $c_e > 0$, faz-se

$$x_{ij} + t \text{ para todos arcos } ij \text{ reversos}$$

$$x_{ij} - t \text{ para todos arcos } ij \text{ diretos}$$

Em ambos os casos as atualizações se cancelam em cada nó de C , e assim $Ax = b$. Como tem-se observado, o valor de $c x$ diminui quando t aumenta, e assim escolhe-se t o maior possível. As restrições que evitam o crescimento de t além dos limites surge da necessidade de manter a viabilidade da solução. Mais precisamente o requerimento de $0 < x < u$ computados através de

$$\begin{aligned} x_{ij} + t < u & \text{ para todos arcos } ij \text{ diretos} & \text{no caso de } c_e \leq 0 \\ x_{ij} - t < 0 & \text{ para todos arcos } ij \text{ reversos} \end{aligned}$$

e

$$\begin{aligned}
 x_{ij} - t &< 0 && \text{para todos arcos } ij \text{ diretos} && \text{no caso de } c_e > 0 \\
 x_{ij} + t &< u_{ij} && \text{para todos arcos } ij \text{ reversos} &&
 \end{aligned}$$

Pode acontecer o caso em que essas restrições formais não representa restrições reais no valor de t . Obviamente, este é o caso se é somente se

$$x_{ij} = x_{ij} + 1 \text{ e } u_{ij} = 0 \text{ para todos arcos } ij \text{ e } C \quad (A2.6)$$

Para examinar esta situação mais detidamente. Note que (A2.6) implica que $\tilde{x}_{ij} = x_{ij} + t$ para o arco que entra e, desde que e é um arco direto, tem-se $c_e < 0$. Agora segue que todo arco $ij \in C$ deve ser direto. A mudança de x_{ij} para $x_{ij} + t$ quantidades para enviar t unidades extras pelo ciclo C ; sendo $c_e < 0$, enviando uma unidade pelo ciclo C deve ter custo negativo. Em outras palavras, a soma dos coeficientes c_{ij} através de todos arcos $ij \in C$ deve ser negativo. Resumindo, o ciclo C tem as três propriedades seguintes;

(i) todos arcos $ij \in C$ estão na mesma direção

(ii) não existe limite finito para u_{ij} em qualquer x_{ij} tal que

$ij \in C$.

(iii) $\sum_{ij \in C} c_{ij} < 0$

$ij \in C$

A presença de um ciclo negativo indica que o problema é limitado: por mandar maiores e maiores quantidades através do ciclo, podendo-se fazer a função objetivo negativo e arbitrariamente grande em sua magnitude.

Se C não é um ciclo negativo, então existe pelo menos um limite superior no valor de c , e algum arco $f \in C$ provendo o valor limite de r . Faça t no nível correspondente a $(u_i - x$ se f é direto e x se f é reverso) e defina x como dito anteriormente. Se $f \neq e$, então a árvore que tem x é $T + e - f$. Pode acontecer como dito no exemplo que $e = f$. Nesse caso, x muda para x mas a árvore T e os custos dos nós y permanecem os mesmos. Para resumir, cada iteração deve estar contida em um dos seis tipos seguintes:

- i) $c_e < 0, X_e = 0$ e $e \neq f, X_f = 0$
- ii) $c_e < 0, X_e = 0$ e $e \neq f, X_f = u_f$
- iii) $c_e < 0, X_e = 0$ e $e = f, X_f = u_e$
- iv) $-c_e > 0, X_e = u_e$ e $e \neq f, X_f = 0$
- v) $c_e > 0, X_e = U_e$ e $e \neq f, X_f = u_f$
- vi) $c_e > 0, X_e = U_e$ e $e = f, X_e = 0$

Cada um dos seis tipos foram ilustrados nas iterações do exemplo inicial.

Pode acontecer que para algum arco $f \in C$ que os limites ao crescimento de t faça t igual a zero.

Nesse caso, tem-se

$$f \in T \text{ e } X_p = 0 \quad \text{ou} \quad X_f \sim U_f$$

A árvore solução x com esta propriedade é chamada degenerada, o pivoteamento correspondente, troca T por $T + e - f$ porém deixando x imutável, é chamado também de degenerado.

Na presença de uma solução degenerada, o método simplex para redes deve ciclar: mostrou-se no apêndice anterior um exemplo desse fenômeno sem limite superior ($u_{ij} = +\infty$ para todo arco ij). De toda forma a regra de prevenção à ciclagem, discutida anteriormente estende-se ao caso com limite superior. Costuma-se chamar a árvore solução viável fortemente viável quando todo arco $ij \in T$ com $x_{ij} = 0$ estão no sentido saindo da raiz. Agora deve-se requerer que todo arco $ij \in T$ com $u_{ij} = U_{ij}$ no sentido de entrar na raiz. Novamente, existe um procedimento simples que substitui a árvore solução viável por uma solução fortemente viável ou decompõe o problema em subproblemas menores. No apêndice anterior, a decomposição foi causada por um conjunto de nós tais que

(i) Não existe arco ij com $i \in S$ e $j \in \bar{S}$

(ii) tem-se $b_k - 0$
 $k \in S$

Intuitivamente 5 foi pensada como uma região autônoma cujo suprimento interno é igual a demanda, e dessa forma não possui canal de importação. No caso do problema com limite superior, essas duas condições são substituídas por

$$\sum_{k \in S} I_{bk} = \sum_{j \in \bar{S}} Z_{uj}$$

Agora 5 deve ser pensado como uma região autônoma cuja demanda líquida iguala-se a soma dos limites superiores no volume de importações. Então em toda solução viável, a região S importará toda sua necessidade e nada exporta:

$$x = u \quad \text{quando } i \in S \text{ e } j \in S,$$

e

$$x_{ij} = 0 \quad \text{quando } z \in S, \quad j \notin S.$$

Tendo inicializado o algoritmo por uma solução fortemente viável, cada escolha do arco que sai pela regra seguinte:

Escolha o primeiro candidato quando C é percorrido, comece em uma junção, na direção do arco que entra e no caso $C_e < 0$, ou na direção oposta caso $C_e > 0$.

Outra vez, prova-se que este procedimento transforma cada solução fortemente viável em outra. Além disso, prova-se que em cada pivoteamento degenerado desse tipo, a quantidade $V(\bar{y}_k - y_w)$, para um w fixado e com o somatório em todos k , diminui. Então nenhuma árvore ocorre em duas iterações diferentes. Agora a ciclagem foi eliminada e o algoritmo converge.

O único problema remanescente é encontrar a árvore inicial. Como feito anteriormente (Apêndice A1), contorna-se essa dificuldade com um problema auxiliar. Para obter-se o problema auxiliar, aponta-se algum nó w como a raiz; então adiciona-se um arco artificial iw para cada nó i tal que $b_i < 0$ e um arco artificial wj para cada nó j tal que $b_j \neq 0$. A demanda em cada nó e o limite superior de cada arco original (não artificial) permanece imutável, porém substitui-se o custo c em cada arco original por $P_{ij} = 0$.

Aos arcos ij artificiais atribui-se $p_{ij} = 1$ e u_{ij} . No problema auxiliar resultante, a árvore solução viável está disponível: composta de $n-1$ arcos artificiais. Então pode-se usar o método simplex para redes para encontrar a árvore solução viável x^* minimizando a nova função objetivo px . Se $u_{ij} = 0$ para todo arco ij artificial, então a componente remanescente de x^* , decreve uma solução viável do problema original. Para poder-se inicializar o método simplex para rede no problema original, precisa-se também de uma árvore T que o satisfaz x^* . Se a árvore ótima T^* no problema auxiliar não inclui arcos artificiais, faz-se $T = T^*$. Se T inclui arcos ij artificiais, porém tendo $x_{ij} = 0$ para tais arcos, então usa-se o procedimento de decomposição do problema original em subproblemas independentes e encontra-se a árvore solução viável para cada subproblema). Por outro lado se $u_{ij} > 0$ para algum arco ij artificial então nenhuma solução viável x do problema auxiliar pode existir: tal que um x , onde $u_{ij} = 0$ para todo arco ij artificial, conduziria $px = 0 < px^*$, contradizendo a otimalidade de px^* . A análise detalhada desse caso conduz ao resultado seguinte:

Teorema A2.1 (D.Gale(1957)). Um problema de transbordo limitado superiormente não tem solução viável se e somente se existe um conjunto S de nós tal que

$$\forall k \in S \quad b_k > \sum_{i \in S} u_{ij} - \sum_{j \in S} u_{ij}$$

APÊNDICE 3

ALGORITMO DE DECOMPOSIÇÃO DE DANTZIG-WOLFE

Considere o seguinte problema de programação linear

$$\begin{aligned} & \text{maximize} && z = cx \\ \text{s.a:} &&& Ax = b \quad (A3.1). \\ &&& x \geq 0 \end{aligned}$$

Faça $A =$, $b =$, onde A^i é uma matriz com

m_1 linhas e n_2 colunas. A^2 é uma matriz com m_2 linhas e n_2 colunas
 $(m_1 + m_2 - m)$. b^1 e b^2 e R^m .

O problema (A3.1) poderá ser escrito:

$$\begin{aligned} & \text{maximize} && z = A^1 x + b^1 \quad (A3.3) \\ &&& A^2 x = b^2 \quad (A3.4) \\ &&& x \geq 0 \quad (A3.5) \end{aligned}$$

Considere o conjunto $S = \{x \in R^n \mid A^i x = b^i \text{ e } x \geq 0\}$.

Suporemos que $S \neq \emptyset$. Sabe-se, ver [1] que:

$$\forall x \in S \quad \exists x = \sum_{j=1}^p \lambda_j A^{1j} + \sum_{i=1}^q u_i v^i \quad \text{tal que}$$

$$\sum_{j=1}^p \lambda_j = 1, \quad j=1, 2, \dots, p.$$

$$x_j \geq 0, \quad j=1, 2, \dots, p \text{ e } u_i \geq 0 \quad i=1, 2, \dots, q$$

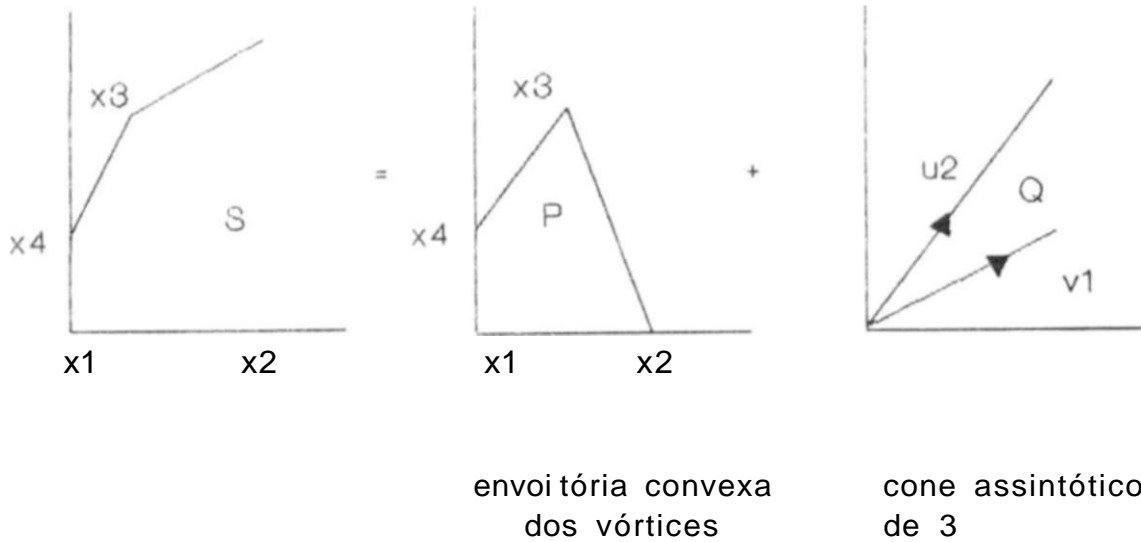
disponível para geração, bem como pelas dificuldades operativas causadas ao sistema gerador através das restrições do tipo vazão mínima obrigatória, nível mínimo dos reservatórios para captação de água e nível de jusante para navegação.

Por essa característica institucional e de responsabilidade social com o Nordeste, seria importante a Chesf vir "a ter uma ferramenta computacional mais detalhada, sob o aspecto de representação das usinas hidrelétricas e dos usos múltiplos das água , para utilização nos estudos de planejamento. Dessa forma evitando falhas de planejamento que poderá provocar tanto restrições nos usos múltiplos das águas, quanto dificuldades no atendimento do mercado de energia elétrica.

Sob o aspecto da sua configuração física o sistema Chesf apresenta como característica o fato de praticamente toda sua capacidade geradora estar localizada no complexo de Paulo Afonso que compreende as usinas de Itaparica, Complexo de Paulo Afonso propriamente dito e Xingo, representando 80% da capacidade instalada no Sistema CHESF, de onde se irradiam as principais linhas troncos em direção aos centros consumidores da região, sendo que os três maiores, Salvador, Recife, e Fortaleza, estão localizados a grandes distâncias da principal fonte geradora do Sistema, ou seja, cerca de 400km os dois primeiros e a 650km o último.

Por outro lado, a característica do sistema gerador interligado Norte/Nordeste com predominância hidráulica, diversidade hidrológica entre bacias e geração concentrada (complexo de Paulo Afonso e Tucuruí) pode determinar fluxos de potência com carregamentos e direções variáveis entre subsistemas, conseqüentemente exigindo troncos de transmissão dimensionados adequadamente para permitir intercâmbio de potência e energia.

Os AT^j , $j=1, 2, \dots, p$ representam os vértices do conjunto poliédrico (poliitopo) S e v , $i=1, 2, \dots, q$ seus raios vetores. O resultado que até então obtido poderá ser esquematizado da seguinte maneira:



Pode-se escrever que $S = P + Q$, onde $+$ representa a operação soma vetorial dos elementos de P com os elementos de Q .

É interessante notar que quando S for além de fechado, limitado (um compacto em R^n), seu cone assintótico será reduzido à origem, ficando-se com o seguinte problema de programa linear:

$$\begin{aligned} \text{maximize } z &= \sum_{j=1}^p (c^j)^T X_j + \sum_{i=1}^q (c^i)^T u_i \\ \text{sujeito a: } & \sum_{j=1}^p (A^j)^T X_j + \sum_{i=1}^q (A^i)^T u_i = b \\ & \sum_{j=1}^p X_j = 1 \\ & X_j \geq 0, \quad j=1, 2, \dots, p \\ & u_i \geq 0, \quad i=1, 2, \dots, q \end{aligned} \tag{A3.7}$$

Da matriz, pode-se verificar que existe dois tipos de colunas:

$$\begin{aligned}
 & \text{ou} \quad A x \quad \text{ou} \quad A_i v^i \\
 & \text{Calcule} \quad z_j^* = c_j' \\
 & z_j - c_j = u \cdot A x - c x^j = (u_1, u_0) \cdot A x - c x \\
 & = u_{11} A x^j + u_0 - c x^j = u_0 + (u_{11} A - c) x^j. \\
 & z_j - c_j = u_0 + (u_{11} A - c) x^j. \quad (A3.8)
 \end{aligned}$$

Deseja-se encontrar um x^j (vértice de S) que minimize $z_j - c_j$ ou ainda tem-se que resolver o problema de programação linear auxiliar;

$$\begin{aligned}
 & \text{minimize} \quad u_0 + (u_{11} A - c) x \\
 & \text{sujeito a} \quad A_2 x = b_2 \quad (A3.9) \\
 & \quad \quad \quad x \geq 0
 \end{aligned}$$

- a) se x^* for uma solução básica ótima de (A3.9) tal que $u_0 + (u_{11} A - c) x^* \geq 0$ estar-se no ótimo, isto é, o quadro 1 é ótimo.
- b) se x^* for uma solução básica ótima de (A3.9) tal que

$u_0 + (u_1 A_1 - c)x < 0$, coloca-se a coluna $A_1 x$ na base

Antes de realizar o pivoteamento, tem-se que, atualizá-la, isto

é, pré-multiplicá-la por B^{-1} , $A_1 x$

Ao quadro 1 seria adicionada mais uma coluna :

1	$c \ B^{-1}$	z			$u_0 + (u_1 A_1 - c) X$	QUADRO 1
0	B^{-1}	B^{-1}	i	j		

c) se (A3.9) for vazio, estão o problema original também o será.

d) se a solução de (A3.9) for ilimitada, ter-se um raio vetor v , nesse caso considera-se

$$z_i - c_i = u_1 A_{1i} v - c v^i = (u_1 A - c) v^* \text{ que será negativo,}$$

pois, se isso não acontece (A3.9) teria solução finita.

Faca Av entrar na base. O quadro 1 ficara
 0

1	$c \ B^{-1}$	z		$(u \ A - c) \ V^*$	-
0	B^{-1}	B^{-1}	$b \ 1$	B^{-1}	$A \ v$
			1		0

QUADRO 1

Caso esteja ou na fase b) ou na fase d) far-se-â um pivoteamento, quando possível, e um novo quadro simplex, será produzido. Quando não se puder realizar o pivoteamento, estar-se-â diante de $B^{-1} \ A_1 \ x < 0$ ou $B^{-1} \ A_1 \ v < 0$ e o

problema linear (A3.7) será ilimitado.

A divulgação desse tipo de decomposição tem sido feita para problemas de programação linear, cuja matriz A é da seguinte forma

A =

A idéia aqui apresentada é válida para qualquer tipo de problema de programação linear, dependendo somente da partição da matriz A

em A^1 , no entanto o método será mais eficaz quando a estrutura A

da matriz for particular, facilitando a solução do problema de otimização auxiliar (A3.9). Às vezes esse problema auxiliar é um problema de fluxos em redes, de caminho mínimo, ou ainda, problemas cuja solução é realizada por simples inspeção.

10. REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- Chvátal,V.(1983)-"Linear Programming ",W.H.Freeman and Company, New York /San Francisco.
- Costa, J.P., Gorenstin, B.G., Campodonico, N.M., Pereira, M.V.F. (1989) - " Expansão da Capacidade de Geração de um Sistema Hidrotérmico- Modelo à Usina Individualizada " ,X SNPTEE 1989, GPL, Curitiba ,PR
- Habibollahzadeh,H., Bubenko,J.A. (1985) - "Short-term operation planning of hydrothermal power system: Analysis of Applied Methods",p 115-120 IFAC Electric Energy Systems,Rio de Janeiro Brazil.
- Ho,J.K.,Loute,E. (1981) - "An Advanced Implementation of the Dantzig-Wolfe Decomposition Algorithm for Linear Programming", Mathematical Programming 20(1981) 303 - 326 .North-Holland Publishing Company.
- Lima,W.M.(1976)-" Operação ótima de um Sistema Hidrotérmico pelo Método das Esperanças Marginais",UFRj - Março 1976.
- Maculan,N. (1979)- "Contribuições para a Solução de Problemas de Programação linear ",Universidade Federal do Rio de Janeiro.
- Pereira,M.V.F. , Pinto,L.M.V.G.(1982)-" A Decomposition Approach to the Economic Dispatch of Hydrothermal Systems",IEEE Transactions ,Vol.PAS-101 No.10 October 1982.
- Pereira,M.V.F. , Cunha,S.H.F.(1984)-" Modelos Computacionais para Planejamento e Operação de Sistemas Hidrotérmicos de Grande PJrte", SBA:Controle e Automação ,Vol,1,No 1, pp 31-41.
- Sureck, M.A.A.,Nascimento, P.R., Coelho, I.R. (1987) - MIDAS - Modelo de Intercâmbio e de Análise à Subsistemas , IX SNPTEE 1987, GOP- Belo Horizonte M.G.'



USINAS HIDRELÉTRICAS DO SISTEMA INTERLIGADO N/NE

Figura 1.2.

MODELO DE OTIMIZAÇÃO DA OPERAÇÃO HIDROELÉTRICA DO SISTEMA INTERLIGADO CHESF/ELETRONORTE

No horizonte pós-Xingó, as alternativas de geração que se apresentam para atender ao crescimento do mercado de energia elétrica da área de concessão da CHBSF, concentram-se basicamente na importação de grandes blocos de energia oriunda do médio-Tocantins, no uso mais intensivo da termoeletríc.l H»***» e/ou de fontes alternativas (biomassa, solar, eólica, etc).

Por todas as características anteriores fica patente a necessidade de estudos detalhados do sistema interligado CHESF/ELETRONORTE através de um pré-despacho de geração, onde deve-se ter a representação do sistema hidráulico de forma individualizada com simulação em base mensal, uma simulação para atendimento às curvas de cargas típicas de dia útil e fim de semana, visando verificar a viabilidade dos intercâmbios estabelecidos a nível mensal e observando a eficiência e as restrições físico-operativas do sistema de geração.

Contudo a inexistência de modelos adequados ao sistema interligado Chesf/Eletronorte, bem como a necessidade de domínio da tecnologia, motivou a apresentação da proposta de um modelo de pré-despacho de geração adequado às necessidades atuais do planejamento e de concepção flexível para atender as futuras necessidades.

Agora, que já caracterizamos o objetivo da tese, o qual se situa dentro do planejamento da expansão de geração, passaremos nos capítulos seguintes a modelagem do problema propriamente dito, começando pela caracterização das fontes geradoras primárias.

i

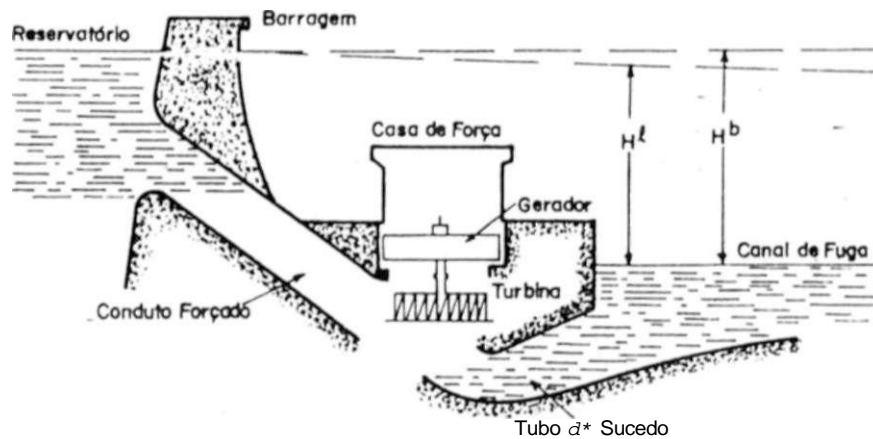
CAPÍTULO 2

CARACTERÍSTICAS DAS FONTES GERADORAS DE ENERGIA

O sistema brasileiro de geração de energia elétrica é predominantemente hidráulico com complementação térmica. Neste capítulo, apresentaremos as principais características físicas e de geração das usinas hidráulicas e térmicas (Lima ,1976).

2.1. HIDRELÉTRICAS

Um aproveitamento hidráulico é composto por: uma barragem formadora de um reservatório, uma casa de força, onde se encontram instalados os grupos turbina-gerador, uma subestação elevadora de tensão, de onde partem as linhas de transmissão para os centros consumidores e um vertedouro por onde são liberadas as vazões excedentes.



PERFIL DE UMA USINA HIDRELÉTRICA

Figura 2.1.

A água captada do reservatório penetra nos condutos forçados, transformando gradativamente a sua energia potencial em energia cinética e energia de pressão dinâmica. Ao atingir a turbina, estas duas parcelas são convertidas em energia mecânica, que é transmitida ao gerador, onde se processa a sua transformação em energia elétrica (Figura 2.1.).

Após ser utilizada, a água é liberada através do tubo de sucção, que a lança no canal de fuga da usina.

A potência instantânea produzida pelo gerador e disponível para a transmissão é igual a:

$$P = 10^3 \cdot g \cdot n_e \cdot n_g \cdot Q \cdot H$$

onde:

P potência produzida em MW

g aceleração da gravidade em m/s^2

n_t rendimento da turbina

n_g rendimento do gerador

Q vazão turbinada em m^3/s

H queda líquida é o desnível efetivamente disponível para a produção de energia. É obtida por:

$$H = H^b - H^p$$

onde:

H^b queda bruta em m, que é a diferença entre o nível do reservatório e do canal de fuga..

H^p altura equivalente em m, correspondente às diversas perdas devidas ao atrito de escoamento e à energia cinética residual da água na saída do tubo de sucção.

Define-se a produtividade da usina como sendo a potência que seria gerada pela turbinagem de $1 m^3/s$ de água. Então:

$$r = 10^3 \cdot g \cdot n_t \cdot n_g \cdot H$$

onde:

r produtividade da usina em $MW/m^3/s$

É interessante notar que a produtividade assim definida varia com a altura de queda (H).

Para evitar esta dependência, define-se a produtividade específica da usina por metro de queda líquida. Então:

$$P = \frac{10^3 \cdot g \cdot n \cdot n}{t \cdot g}$$

onde:

P é produtividade específica da usina em MW/m³/s/m

Utilizando as definições de produtividade, a potência instantânea gerada por uma usina é definida como:

$$P = r \cdot Q \quad \text{ou} \quad P = p \cdot Q \cdot H$$

A vazão turbinada está limitada, principalmente, pelas restrições físicas da unidade geradora (grupo turbina-gerador). Logo

$$Q^{min} \leq Q \leq Q^{max}$$

onde:

Q^{min} vazão mínima turbinável em m³/s

Q^{max} engolimento da turbina em m³/s

A barragem é a responsável pela manutenção do desnível entre montante e jusante. Ela forma um reservatório cuja água, constantemente renovada pela vazão afluente do mesmo, é captada para a produção de energia elétrica.

Os reservatórios, dependendo do tamanho, podem ser classificados em dois grupos, de compensação e de acumulação. Os do primeiro grupo têm volume suficiente somente para a regularização

de descargas semanais ou diárias. Os do segundo grupo são maiores em tamanho e têm capacidade para regularizar as vazões de um mês, de um ano ou de alguns anos. Isto quer dizer que, estando completamente cheios, estes reservatórios demorariam um mês, um ano ou alguns anos para esvaziar. Os reservatórios classificados nos dois últimos casos (anuais ou plurianuais) atenuam bastante o efeito da aleatoriedade das afluições naturais, pelo armazenamento em períodos chuvosos e deplecionamento em períodos secos.

As usinas de aproveitamento com reservatórios de compensação são chamados de "usinas a fio d'água". Como consideraremos sempre intervalos mensais, as vazões afluentes (médias mensais), sempre que superiores ao engolimento das turbinas, fluirão pelo vertedouro.

Nos reservatórios de acumulação, vazões superiores ao engolimento das turbinas poderão sempre ser armazenadas até a capacidade máxima do reservatório ser atingida. Existe também um volume mínimo operativo que deve ser respeitado em épocas de deplecionamento (Figura 2.2.). Assim:

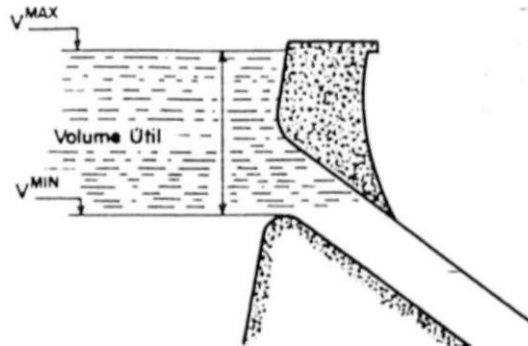
$$V^{máx} \geq V \geq v^{mín}$$

onde:

v volume de água armazenada (km^3)

$V^{mín}$ volume mínimo operativo (km^3)

$V^{máx}$ volume máximo (km^3)



ESQUEMA DE APROVEITAMENTO DE UM RESERVATÓRIO

Figura 2.2.

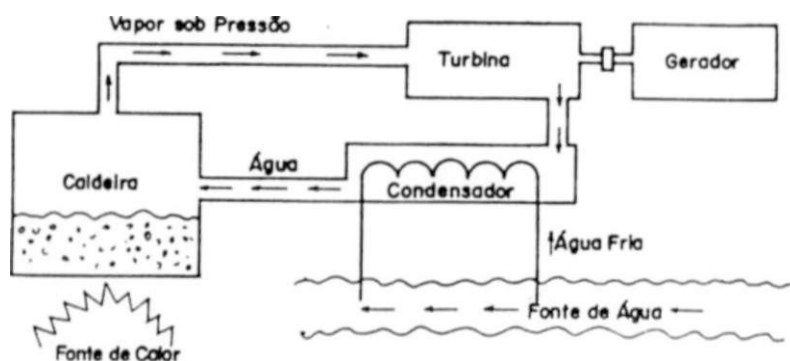
No sistema brasileiro, os reservatórios de acumulação são plurianuais. Doravante, sempre que mencionado reservatório, estará implícito reservatório de acumulação.-

Mesmo com a existência de reservatórios, a produção média de energia de uma usina hidrelétrica, durante certo período, acha-se limitada pela vazão do rio. Esse não é o caso de potência máxima de uma usina, que só é limitada por característica das máquinas e queda disponível. Mesmo nas usinas a fio d'água, sempre é possível manter uma regularização diária ($V = Q \times 86400$), onde 86400 é o número de segundos do mês, para atender à demanda de ponta.

2.2 TERMOELÉTRICAS

Para a produção de energia elétrica, as usinas térmicas podem utilizar combustíveis fósseis (carvão, óleo ou gás) ou fósseis (natural ou enriquecido), definindo as térmicas convencionais e as nucleares. Em ambos os casos, os recursos naturais transformados são do tipo não renovável, de alto custo, e não estão sujeitos às aleatoriedades dos recursos hidráulicos (a menos de interferência de ordem político-econômica).

Em qualquer tipo, o funcionamento é análogo. A queima do combustível produz calor, aquece a caldeira, formando vapor superaquecido e sob alta pressão. Este penetra na turbina, convertendo parte de sua energia térmica em mecânica, para acionar o gerador. Após ser utilizado, o vapor é resfriado no condensador, transformando-se novamente em água. Esta é bombeada para a caldeira, fechando assim o ciclo do vapor (Figura 2.3.).



ESQUEMA DE FUNCIONAMENTO DE UMA USINA TÉRMICA

Figura 2.3.

Considerando o suprimento de combustível adequado, a produção de energia elétrica em uma unidade térmica só é limitada pela capacidade instalada e pelo tempo de parada para manutenção e imprevisto. Desta maneira:

$$0 \leq p \leq p^{**}$$

P potência gerada em MW

p^{**} potência mínima operativa da unidade geradora em MW

p^{***} potência máxima operativa da unidade geradora em MW

Normalmente, o suprimento de combustível não é problemático, de modo que uma central termelétrica pode ter sua capacidade energética definida, a menos de paradas por quebras, de forma determinística. Definida a capacidade instalada da usina para o atendimento de ponta (demanda máxima), a energia (demanda média) é automaticamente atendida, uma vez que unidades térmicas podem operar a fatores de capacidade superiores a qualquer mercado consumidor.

Até aqui já foram apresentadas a metodologia do Planejamento da Expansão e as características das principais fontes geradoras. No próximo capítulo será abordada a modelagem do problema propriamente dito.

CAPITULO 3

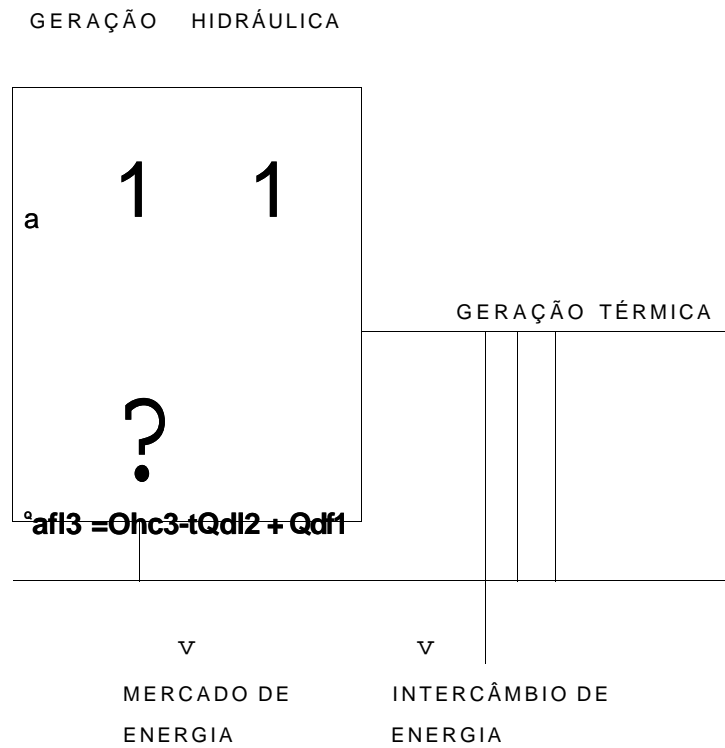
REPRESENTACAO DO PROBLEMA DE OPERAÇÃO

O problema de operação hidrotérmica está representado a seguir de forma esquemática (figura 3.1) , onde a geração hidráulica juntamente com a térmica atendem ao mercado de energia elétrica fornecendo ou recebendo intercâmbio, dependendo das condições operativas do sistema interligado (Sureck et al, 1987).

A modelagem matemática desse tipo de problema recai em três tipos de equações básicas:

- a função objetivo, onde se procura minimizar o custo do déficit e da geração térmica;
- as restrições hídricas ,que são basicamente os dados de volumes iniciais dos reservatórios , volumes finais ou objetivos dos reservatórios e as equações de balanço hídrico de cada aproveitamento hidroelétrico;

MODELO DE OTIMIZAÇÃO DA OPERAÇÃO HIDROTÉRMICA
DO SISTEMA INTERLIGADO CHESF/ELETRONORTE



PROBLEMA DE OPERAÇÃO HIDROTÉRMICA

Figura 3.1.

MODELO DE OTIMIZAÇÃO DA OPERAÇÃO HIDROTÉRMICA
 DO SISTEMA INTERLIGADO CHESF/ELETRONORTE

- e as equações de atendimento à demanda de energia.

Como será mostrado no capítulo seguinte esse tipo de problema, quando modelado como um problema de otimização, possui três características básicas;

- a função objetivo pode ser linearizada;

- as equações de restrições obedecem a uma estrutura em blocos de demanda e operação hídrica dos reservatórios;

- e o bloco de operação hídrica dos reservatórios por sua vez possui uma estrutura "block diagonal" (diagonal por blocos), onde cada bloco, de forma mais particular ainda, é uma estrutura de redes.

De modo esquemático a estrutura do problema pode ser representada como na figura abaixo, onde cada bloco representa a operação de um conjunto de usinas hidroelétricas de um mesmo rio, ou seja, uma cascata de usinas hidroelétricas.

Tomando por base as características do problema já apresentadas, a modelagem do problema foi desenvolvida para permitir a aplicação de algoritmos matemáticos de otimização em Programação Linear, através da Decomposição de Dantzig-Wolfe, Simplex Revisado e do Simplex Revisado para redes (Network Simplex Metfco*)

O objetivo dessa modelagem é aproveitar ao máximo as características de rede (grafos) dos subproblemas que compõem a estrutura Block Diagonal do Problema Hidrotérmico.

A necessidade de se utilizar técnicas de otimização está ligada primeiro à qualidade necessária ao processo de planejamento além da necessidade de obtenção dos custos marginais de geração de cada aproveitamento e do custo de operação de cada alternativa, o que é mais facilmente obtido através de técnicas de programação linear.

No capítulo seguinte apresenta-se a formulação matemática do problema de operação até aqui discutido.

CAPÍTULO 4

MODELO DE OTIMIZAÇÃO DA OPERAÇÃO HIDROTERMICA

4.1. ASPECTOS CONCEITUAIS DA PROGRAMAÇÃO LINEAR

Um problema de otimização pode ser resolvido como um problema de programação linear (PPL) quando se escreve na forma abaixo ou, de uma maneira geral, tem função objetivo e restrições lineares.

FUNÇÃO OBJETIVO

MIN $C_1 X_1 + C_2 X_2 + \dots + C_N X_N$

SUJEITA AO CONJUNTO DE RESTRIÇÕES

4.2 FORMULAÇÃO DO PROBLEMA DE OPERAÇÃO HIDROTÉRMICA COMO UM P.P.L.

Este problema formulado como um P.P.L. consiste de uma matriz restrição dividida em duas partes (as equações de balanço hídrico e a de atendimento a demanda) e uma função objetivo onde se minimiza o déficit e a geração térmica (Pereira ,Pinto ,1982).

4.2.1. VOLUMES-META AO FINAL DO PERÍODO DE ESTUDO

São os volumes objetivo, $V(i)$, estabelecidos por modelos de nível hierárquico superior

$$V(i,T) = V^*(i) , i=1.2 \dots NR$$

onde : $V(i,T)$ é o volume do reservatório no final do período de estudo.

T é o número de períodos

NR é o número de reservatórios do sistema

4.2.2. SUBPROBLEMA HIDRÁULICO (Equações de Balanço Hídrico)

As equações de balanço hídrico, aqui chamado de subproblema hidráulico, representam a maneira de operação dos aproveitamentos hídricos em estudo, de modo que cada bacia hidrográfica(cascata) tem sua própria equação de balanço hídrico. No caso exemplo do sistema CHESF/ELETRONORTE existem três cascatas: São Francisco , Parnaíba e Tocantins;

$$V(i,t) = V(i,t-1) + A(i,t) - (Q(i,t) + S(i,t)) +$$

$$\sum_{j \in M(i)} S(j,t)$$

onde: $V(i,t)$ = volume do reservatório i , no período t
 $A(i,t)$ = volume afluente a usina i no período t
 $Q(i,t)$ = volume turbinado pela usina i no período t
 $S(i,t)$ = volume vertido pela usina i no período t
 $M(i)$ = conjunto de reservatórios imediatamente a montante do reservatório i .

4.2.3. SUBPROBLEMA DE ATENDIMENTO A DEMANDA

As equações de atendimento à demanda, determinarão a maneira como será atendida a carga de cada subsistema: geração hidráulica, térmica, déficit, importação ou exportação de energia. Sendo uma para cada subsistema interligado, terão como variáveis comuns os fluxos de energia de um subsistema para o outro.

subatena 1

$$E_j W GH_1(i,t) + \sum_{j \in T_1} NT_j(j,t) + DEF_1(t) - EXP_{1,2}(t) + IMP_{1,2}(t) = L_1(t)$$

subsistema 2

$$E_j W GH_2(i,t) + \sum_{j \in T_2} NT_j(j,t) + DEF_2(t) + EXP_{1,2}(t) - IMP_{1,2}(t) = L_2(t)$$

onde: GH e GT correspondem às gerações hidráulicas e térmicas respectivamente.
 NH_s e NT_s correspondem ao número de usinas hidráulicas e térmicas respectivamente.
 DEF - correspondem aos déficits de energia
 EXP - é a quantidade de energia exportada
 IMP - é a quantidade de energia importada
 L - são os mercados ou demandas de energia

4.2.4 FUNÇÃO OBJETIVO

O objetivo da operação hidrotérmica ótima é atender à demanda com o mínimo custo de operação (custo de geração térmica acrescido do custo do deficit).

$$\text{MIN } \sum_j (E^c T_1(j) * GT_1(j, t) + (E^c T_2(j) * GT_2(j, t)) + CDEF * (DEF_1(t) + DEF_2(t)))$$

onde: CT é o custo de geração térmica.

CDEF é o custo do déficit.

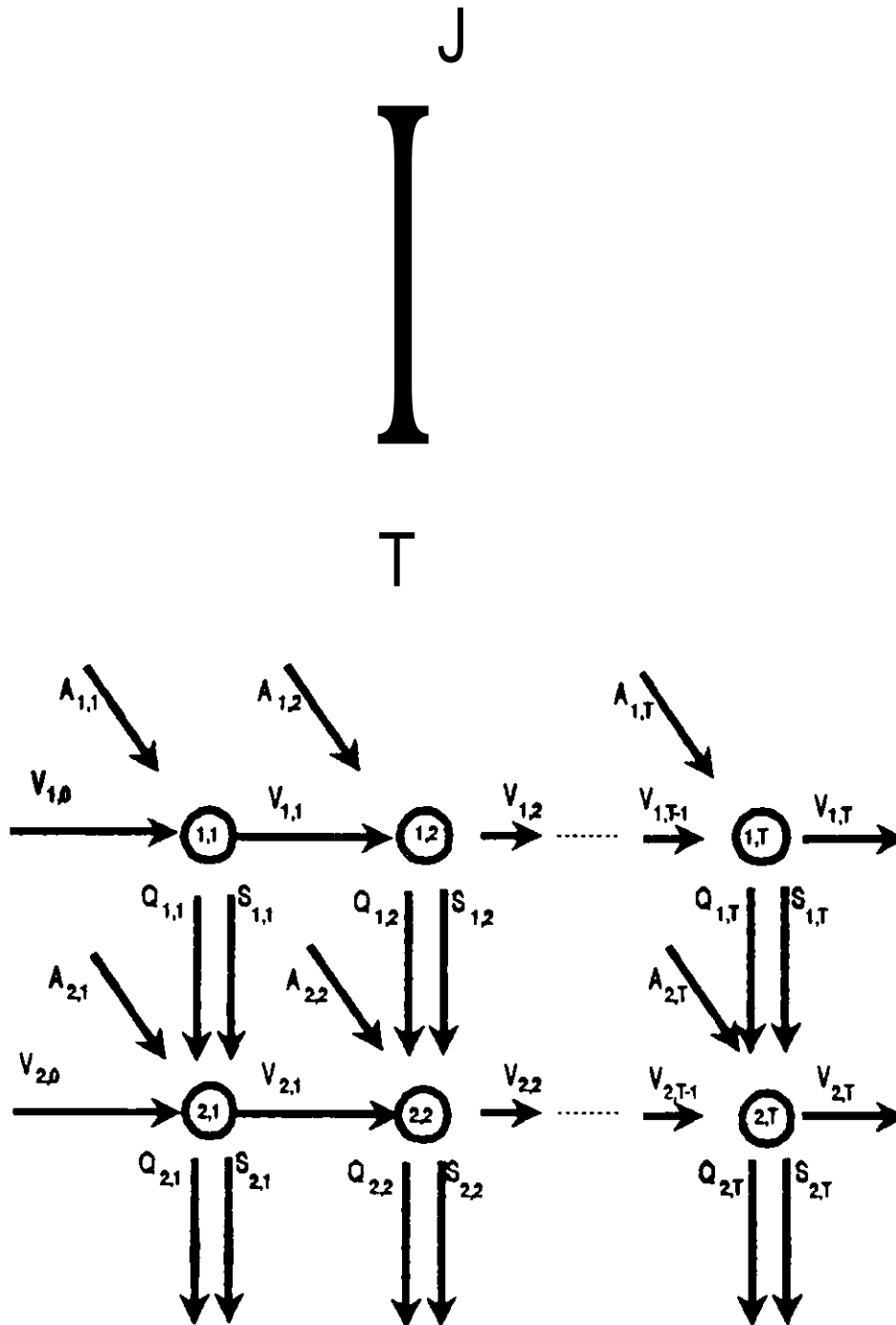
4.3. GRAFO DO SUBPROBLEMA HIDRÁULICO PARA DUAS UHE's

A seguir mostra-se uma representação em grafo do subproblema hidráulico para duas UHE's em cascata, onde se pode verificar o acoplamento espacial e temporal do problema.

Lembrando-se que cada bacia hidrográfica estaria representada por um grafo isolado, já que não existe ligação física entre as bacias.

As equações de balanço hídrico correspondem a conservação do fluxo em cada nó. Os limites de armazenamento e volume turbinado são dados pelos limites nas capacidades dos arcos. Os volumes afluentes incrementais (A) e os volumes iniciais (V) são supostos conhecidos. Como consequência, seus valores são fixados pelos respectivos arcos.

DOIS RESERVATÓRIOS EM SERIE



GRAFO DO SUBPROBLEMA HIDRÁULICO PARA DUAS UHE's EM SÉRIE

Figura 4.1.

A maior motivação para se explorar a estrutura de fluxos em rede está na redução do esforço computacional. Códigos especializados podem ser cerca de cem vezes mais rápidos do que os "pacotes" padrão de PL(Chvátal ,V.1983).

É partindo dessas premissas que foi decidida a implementação do método SIMPLEX PARA REDES, tendo em vista que esta implementação não estava disponível nos programas utilizados pela área de planejamento de expansão de geração da CHESF.

Na Figura 4.1. apresenta-se um exemplo da equação de balanço hídrico baseada no grafo anterior onde a configuração tem duas usinas hidroelétricas com reservatórios operando durante três intervalos de tempo (por exemplo três meses).

Seja a equação genérica de balanço hídrico

$$V(i,t) = V(i,t-1) + A(i,t) - (Q(i,t) + S(i,t)) + \sum_{j \in M(i)} (Q(j,t) + S(j,t))$$

p/ t-1

p/ 1-1

$$V(1,1) - V(1,0) + Q(i,i) + S(1,1) - 0 - 0 = A(1,1)$$

p/ i-2

$$V(2,1) - V(2,0) + Q(2,1) + S(2,1) - Q(1,1) - S(1,1) = A(2,1)$$

P/t.2

P/i-i

$$V(1,2) - V(1,1) + Q(1,2) + S(1,2) - 0 - 0 = A(1,2)$$

P/i -2

$$V(2,2) - V(2,1) + Q(2,2) + S(2,2) - Q(1,2) - S(1,2) = A(2,2)$$

P/t-3

P/i-1

$$V(1,3) - V(1,2) + Q(1,3) + S(1,3) - 0 - 0 = A(1,3)$$

P/1-2

$$V(2,3) - V(2,2) + Q(2,3) + S(2,3) - Q(1,3) - S(1,3) = A(2,3)$$

- Seja $V(i,0)$ = Volume inicial da UHE 1
 $V(2,0)$ = Volume inicial da UHE 2
 $V(i,3)$ = Volume final da UHE 1
 $V(2,3)$ = Volume final da UHE 2

MATRIZ A

MATRIZ b

	VOLUME		VAZÃO TURBINADA		VAZÃO VERTIDA		VAZ. AFLUENTE
UHE 1	1		1		1		$A(1,1) + V(1,0)$
	-1	1	1		1		$A(1,2)$
		-1		1		1	$A(1,3) - V(1,2)$
UHE 2		1	-1	1	-1	1	$A(2,1) + V(2,0)$
		-1	1	1	-1	1	$A(2,2)$
			-1		-1	1	$A(2,3) - V(2,3)$
MAR				-1 -1 -1			- f b

4.4 .ESTRUTURA "BLOCK DIAGONAL" DO PROBLEMA DE OPERAÇÃO

O problema de operação, apresentado no item anterior, quando representado em forma matricial possui equações de atendimento à demanda e balanço hídrico, com estrutura "Block Diagonal", que será mostrada a seguir, dessa forma facilitando a utilização do algoritmo de Decomposição de Dantzig-Wolfe . Portanto, além de se aproveitar a característica de rede do subproblema hidráulico, utiliza-se o fato dos mesmos serem independentes (Figura 4.2).

ATENIMENTO A DEMANDA SUBSISTEMA 1	L1
ATENIMENTO A DEMANDA SUBSISTEMA 2	L2
CASC. S. FRA	A8R
CASC. PARNA.	AP
CASC. TOCAN	AT.

ESTRUTURA BLOCK-DIAGONAL

Figura 4.2

4.5. ALGORITMO DE DECOMPOSIÇÃO DE DANTZIG-WOLFE

O modelo de decomposição utilizado no algoritmo de Dantzig-Wolfe se utiliza de um problema mestre e um ou vários subproblemas. Estes se comunicam através das restrições de acoplamento que compõem o problema mestre (Figura 4.3.).

No caso do problema de operação hidrotérmica tem-se a seguinte decomposição de Dantzig-Wolfe:

Problema Mestre - corresponde as restrições de atendimento à demanda e eventuais restrições que não possam ser incluídas no subproblema hidráulico;

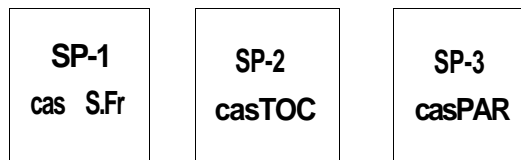
Subproblemas - correspondem às equações de balanço hídrico sendo cada bacia hidrográfica representada por um subproblema, ou seja, um grafo em separado já que não existe ligação entre as bacias.

O algoritmo de decomposição de Dantzig-Wolfe pode ser visto como um processo de troca de informações entre os diversos subproblemas. O problema mestre coordena esta comunicação, e aloca recursos a serem providos pelos subproblemas (no caso as gerações hidráulicas necessárias ao atendimento da demanda) segundo uma lei de mercado: cada subproblema faz a sua proposta de alocação de geração e o problema mestre devolve aos subproblemas "novos" preços para cada geração, de forma a inibir ou estimular a sua utilização.

O processo de convergência do algoritmo está mostrado no diagrama que se segue.

PROBLEMA MESTRE
atendimento à demanda

β ^ f l e ^ *cust* ^ *gj* ^ *cuslgerl*



DECOMPOSIÇÃO DE DANTZIG-WOLFE

Figura 4.3

CAPÍTULO 5

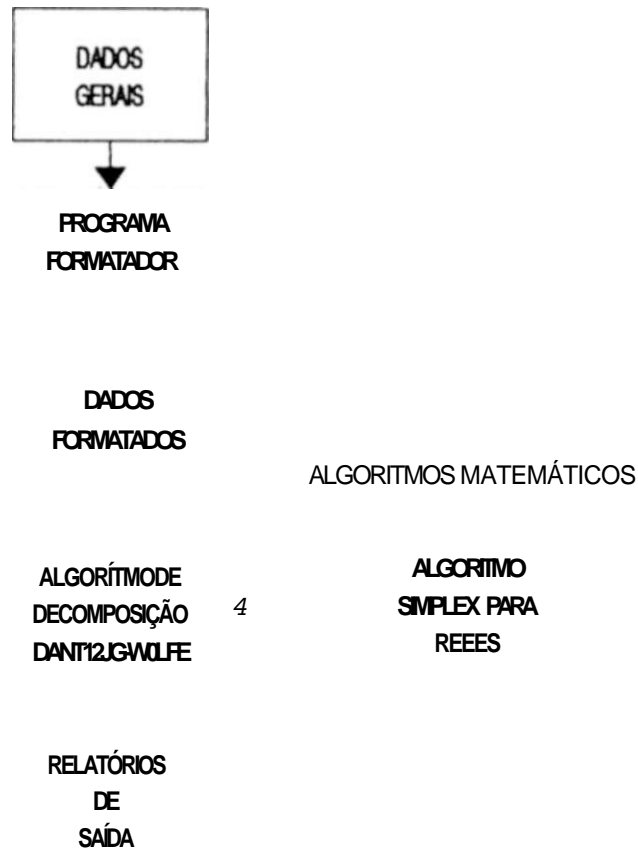
DESCRIÇÃO DO SISTEMA COMPUTACIONAL E ALGORITMOS MATEMÁTICOS IMPLEMENTADOS

Como já foi dito no capítulo 1,0 modelo objeto desta tese, trata-se de um protótipo e sendo assim não possui um tratamento refinado para a entrada de dados e para os relatórios de saída.

O sistema computacional implementado está apresentado no fluxograma seguinte (Figura 5.1.) e será descrito a seguir:

Inicialmente tem-se um arquivo com os dados gerais onde estão :

- mercados de energia;
- intervalos de tempo e os dados reservatórios para cada subsistema;
- vazões afluentes;
- volumes máximos e mínimos dos reservatórios;
- volumes iniciais e volumes meta;
- limites de vazão turbinada, além dos limites de intercâmbio e geração térmica.



FLUXOGRAMA DO SISTEMA COMPUTACIONAL

FIGURA 5.1.

No segundo módulo tem-se um programa formatador que trata os dados iniciais gerando o arquivo de dados (módulos 3). - -

No terceiro módulo estão os dados iniciais, acrescidos das matrizes de restrições criadas pelo módulo do programa formatador e dos dados de produtividades, custos de geração e custos de déficit.

No quarto módulo tem-se os algoritmos de decomposição de Dantzig-Wolfe e o Método Simplex para Redes, os quais interagem já mostrado no item 4.5.

E, para finalizar, o quinto módulo onde são apresentados os resultados.

Algoritmos Matemáticos Implementados

Para a solução do problema aqui exposto foram implementados os algoritmos do Simplex Revisado para Redes **com** Limitação Superior, e de Decomposição de Dantzig-Wolfe. Este "Softwares" foram implementados utilizando-se a linguagem Pascal através do compilador Turbo Pascal 5.0 da Borland.

As implementações seguiram as respectivas teorias que estão apresentadas nos apêndices 1 a 3 de acordo com as referências (Chvátal ,1983) e (Maculan, 1979).

CAPÍTULO 6**CASO TESTE**

n

f

Tendo em vista a necessidade de se avaliar o comportamento do modelo (MODTESE) aqui desenvolvido, utilizou-se o resultado de uma simulação realizada com o MIDAS (Modelo de Análise de Sistemas desenvolvido pela ELETROSUL(Sureck et al,1987) que realiza a simulação de sistemas interligados operando em base mensal) escolhendo-se os meses de Setembro a Dezembro de 1996 coincidindo com a hidrologia de 1951 e cujo resultado está apresentado no anexo 1.

A configuração hidráulica (Figura 6.1.) utilizada para esta análise é composta pelas usinas SOBRADINHO, ITAPARICA, COMPLEXO PAULO AFONSO e XINGO no rio São Francisco e BOA ESPERANÇA no Parnaíba e TUCURUL no Tocantins.

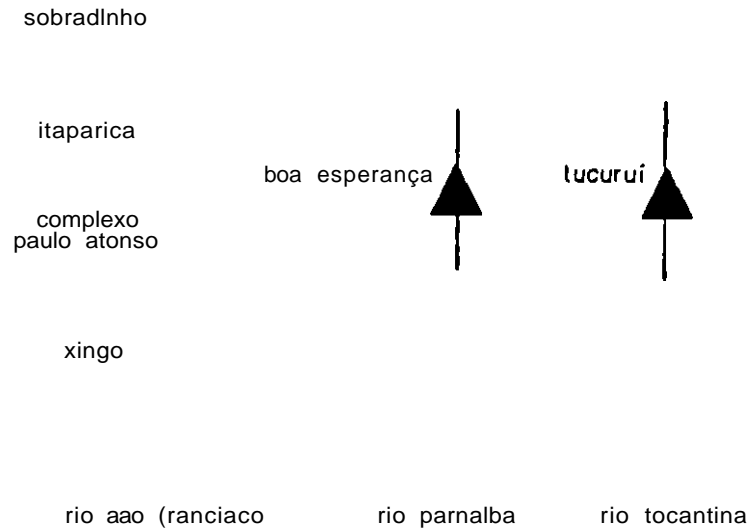


Figura 6.1.

Deve-se ressaltar que o objetivo da escolha de um modelo como o MIDAS para a comparação tem o objetivo de balizamento do MODTESE e não de estabelecer qual o melhor, tendo em vista que o MIDAS e o MODTESE são modelos que buscam de maneira diferente, do ponto de vista conceitual e matemático, a solução do problema.

Com objetivos esclarecedores passaremos a citar algumas diferenças entre o MIDAS e o MODTESE:

- o modelo da ELETROSUL (MIDAS) é um modelo de simulação enquanto que o protótipo objeto desta tese é um modelo de otimização.
- e em consequência, as produtividades de um modelo de otimização têm que ser fornecidas a priori do processamento, enquanto que no modelo de simulação pode ser atualizado mês a mês a medida que a simulação é realizada.
- no caso presente foi utilizada a geração térmica mínima obrigatória com o objetivo de testar o modelo.

Os dados destes aproveitamentos, além de outros necessários à simulação dos modelos são mostrados a seguir.

6.1. DADOS

Os dados estão aqui apresentados de maneira diferente da utilizada pelo MODTESE, tendo em vista que os dados de entrada deste não estão disponíveis de maneira amigável.

Uma observação importante a ser feita é quanto a unidade de energia utilizada no dia a dia dos estudos do planejamento energético, que é o MW-médio. No caso específico de uma simulação em base mensal, o MW-médio deve ser multiplicado pelo número de horas do mês para se obter o MWh. Dessa forma para este trabalho onde for escrito MW leia-se MW-médios.

SIMULAÇÃO SETEMBRO À DEZEMBRO
MERCADO DE ENERGIA (MW)

	CHESF	ELETRONORTE
SET	5200	2507
OUT	5393	2539
NOV	5388	2527
DEZ	5382	2532

Tabela 6.1.

VOLUMES INICIAIS VOLUMES FINAIS
P/SETEMBRO P/DEZEMBRO
(HnT)

TUCURUL	44575	34679
SOBRADINHO	31249	22648
ITAPARICA	10428	9364
BOA ESPERANÇA	4870	4305

Tabela 6.2.

MODELO DE OTIMIZAÇÃO DA OPERAÇÃO HIDRO & RMICA
DO SISTEMA INTERLIGADO CHESF/ELETRONORTE

VAZÕES INCREMENTAIS

(m³/s)

	SETEMBRO	OUTUBRO	NOVEMBRO	DEZEMBRO
TUCURUÍ	1443	1471	1560	3309
SOBRADINHO	1356	1552	1488	1737
ITAPARICA	0	0	0	0
COMPLEXO	0	0	0	0
XINGÓ	0	0	0	0
BOA ESPERANÇA	249	242	247	398

Tabela 6.3.

VAZÕES EVAPORADAS

(m³/s)

	SETEMBRO	OUTUBRO	NOVEMBRO	DEZEMBRO
TUCURUÍ	73	71	67	55
SOBRADINHO	285	246	140	112
ITAPARICA	54	56	46	42
BOA ESPERANÇA	27	26	12	10

Tabela 6.4.

PRODUTIVIDADES MARGINAIS DOS APROVEITAMENTOS

(MW/m³/s)

TUCURUÍ	0.00
SOBRADINHO	0.26
ITAPARICA	0.45
COMPLEXO	1.00
XINGÓ	1.07
BOA ESPERANÇA	0.39

Tabela 6.5.

VOLUMES DOS RESERVATÓRIOS Hm ³		
	VOLUME MÍNIMO	VOLUME MÁXIMO
SOBRADINHO	5447	341 16
ITAPARICA	7238	10782
COMPLEXO	1275	1 275
XINGO	3944	3944
TUCURUÍ	13487	45500
BOA ESPERANÇA	3173	5059

Tabela 6.6.

VAZÕES MÁXIMAS TURBINADAS (nWs)	
SOBRADINHO	4234
ITAPARICA	3263
COMPLEXO	4186
XINGO	2772
BOA ESPERANÇA	634
TUCURUÍ	6818

Tabela 6.7

LIMITES DAS TERMOELÉTRICAS

	GER. MIN. (MW)	GER. MÁXIMA - CAP. INST (MW)
CHESF	6	253
ELETRONORTE	0	73

Tabela 6.8

LIMITES DE INTERLIGAÇÃO - MW

ELETRONORTE -> CHESF - 1037

CHESF -> ELETRONORTE - 860

Tabela 6.9

CUSTOS DO SISTEMA - US\$/MWh

	CUSTO DA GERAÇÃO TÉRMICA	CUSTO DO DÉFICIT
CHESF	50	430
ELETRONORTE	80	430

Tabela 6.10

6.2. ANÁLISE DOS RESULTADOS

Como dito anteriormente, o modelo MIDAS da ELETROSUL será utilizado para avaliar os resultados obtidos com o modelo aqui desenvolvido, através de uma simulação do sistema interligado CHESF/ELETRONORTE em base mensal.

Estamos apresentando a seguir, sob a forma de gráficos, os resultados das simulações MIDAS x MODTESE, os quais serão utilizados para facilitar a análise, estando também disponíveis sob a forma de tabelas no anexo 1.

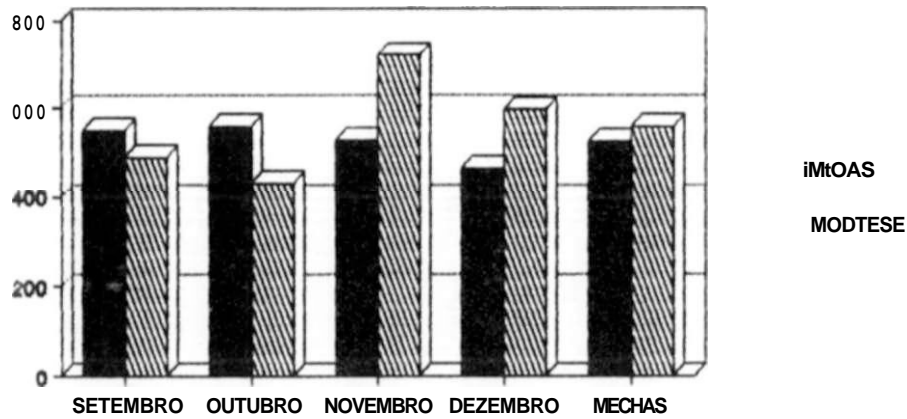
A princípio estão apresentados os gráficos (6.1. a 6.6.) por usina das gerações, vazões turbinadas e volumes, de onde verifica-se que as metas de volume final são cumpridas por todos os reservatórios. Quanto às gerações hidráulicas e vazões turbinadas, verifica-se que existem diferenças em base mensal, mas que são todas compensadas quando observa-se a média, e que as pequenas diferenças existentes em termos médios são reflexos da diferença básica existente entre os modelos, ou seja o fato do MIDAS ter uma produtividade variável e calculada mês a mês enquanto o MODTESE usa um valor constante durante toda o período analisado, o que provoca vertimentos na política de operação do MODTESE.

Como já foi dito no parágrafo anterior, existem variações em base mensal que desaparecem em termos médios, contudo as maiores variações da vazão ocorrem nas UHE's de Sobradinho e Boa Esperança (figuras 6.1. e 6.5.), porém observando-se mais uma vez que isso não é problema, porque o que existe na verdade é um montante de água a ser gasto em um certo número de meses, se não for extrapolado nenhum limite e o volume-meta for atingido a solução

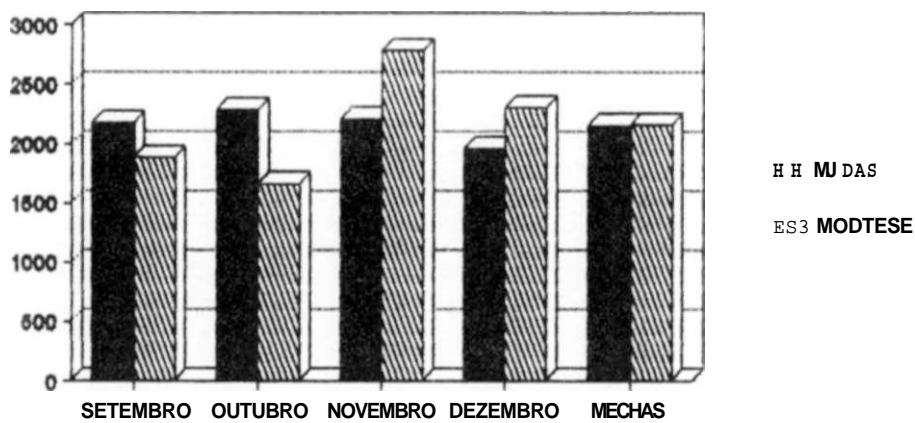
é válida. Essas variações serão atenuadas quando tratar-se de simulações de maior prazo (número de meses) onde poderá verificar-se a sazonalidade dos sistemas hidrológicos.

Em seguida, são apresentados os gráficos 6.7. e 6.8. dos Balanços Energéticos para os meses de Setembro a Dezembro, dos quais observa-se que em ambos os casos (MIDAS x MODTESE), o mercado é atendido sem deficit e sem geração térmica em todo o período analisado (exceto a geração mínima obrigatória de 6.0 MW existente no MODTESE). Comparando-se estes Balanços Energéticos, observa-se que acontece uma antecipação ou postergação de geração. Por exemplo: em setembro no MODTESE, a Chesf gera 5955 MW e a Eletronorte 1747 MW. Com o MIDAS gera-se 6185 MW na Chesf e 1460MW na Eletronorte. Isto também ocorre no mês de Novembro. Já em Dezembro ocorre o inverso, ou seja, o MIDAS prioriza a geração na Chesf e o MODTESE na Eletronorte entre Setembro e Novembro e o inverso ocorre em Dezembro.

GERAÇÕES MIDAS X MODTESE UHE SOBRADINHO (MW-Médios)



VAZ.TURB. MIDAS X MODTESE UHE SOBRADINHO (m3/s)



VOLUMES MIDAS X MODTESE UHE SOBRADINHO (10⁶ Hm³)

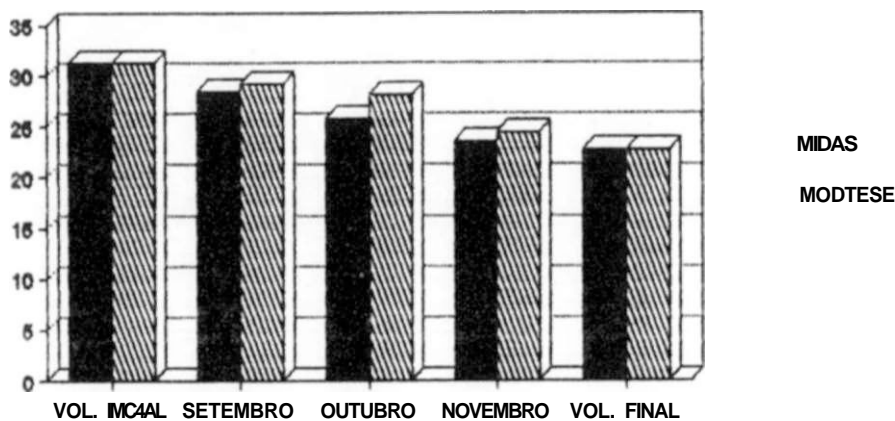
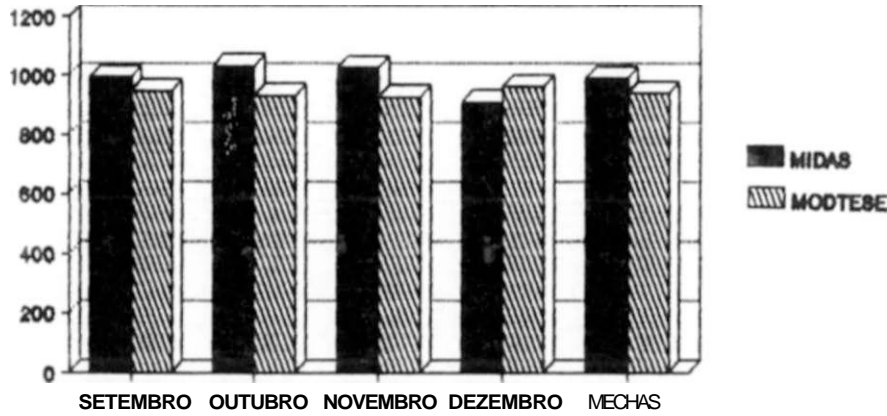
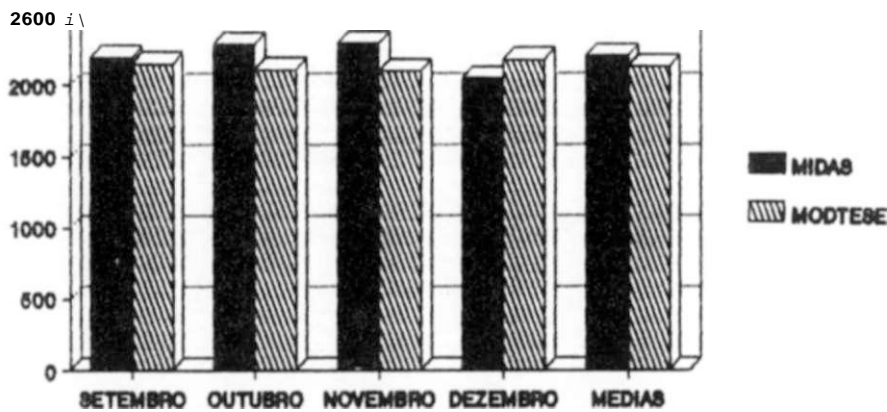


Gráfico 6.1

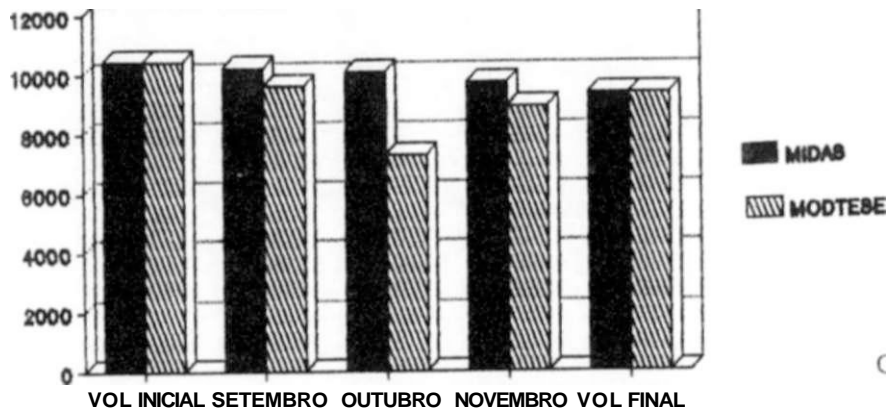
GERAÇÕES MIDAS X MODTESE UHE ITAPARICA (MW-médios)



VAZTURB. MIDAS X MODTESE UHE ITAPARICA (m³/s)

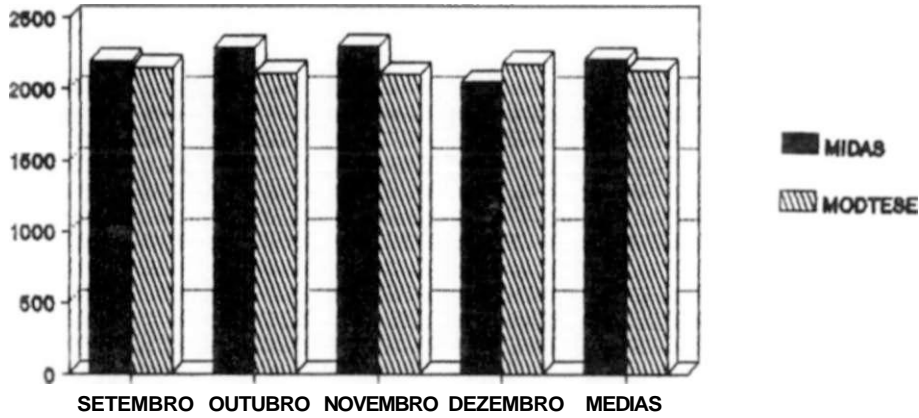


VOLUMES MIDAS X MODTESE UHE ITAPARICA (10⁶ Hm³)



(gráfico 6.2.

VAZ.TURB. MIDAS X MODTESE UHE COMPLEXO PAF (m³/s)



GERAÇÕES MIDAS X MODTESE UHE COMPLEXO PAF (MW-Médk »)

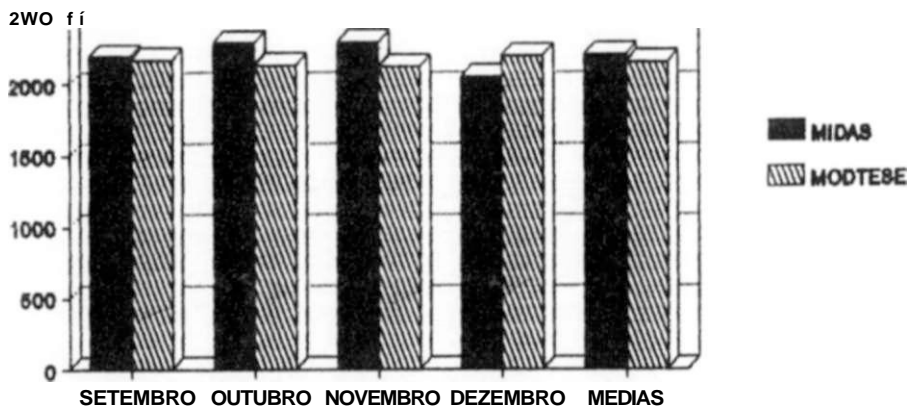
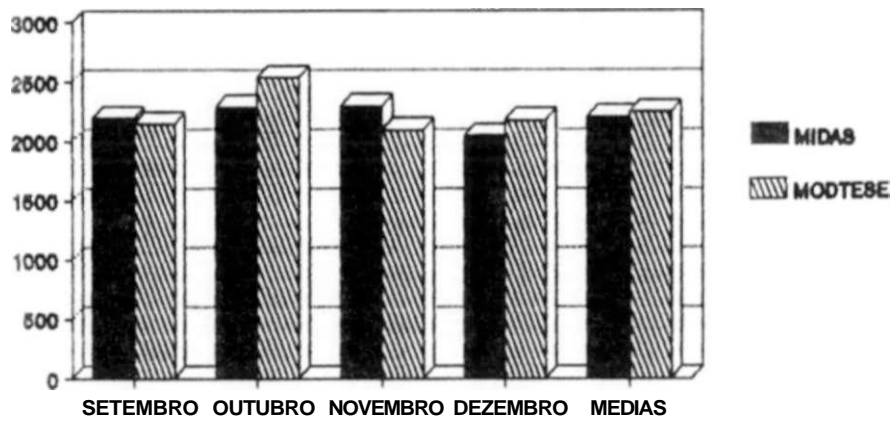


Gráfico 6.3.

VAZ.TURB. MIDAS X MODTESE UHE XINGO (m³/s)



GERAÇÕES MIDAS X MODTESE UHE XINGO (MW-Médios)

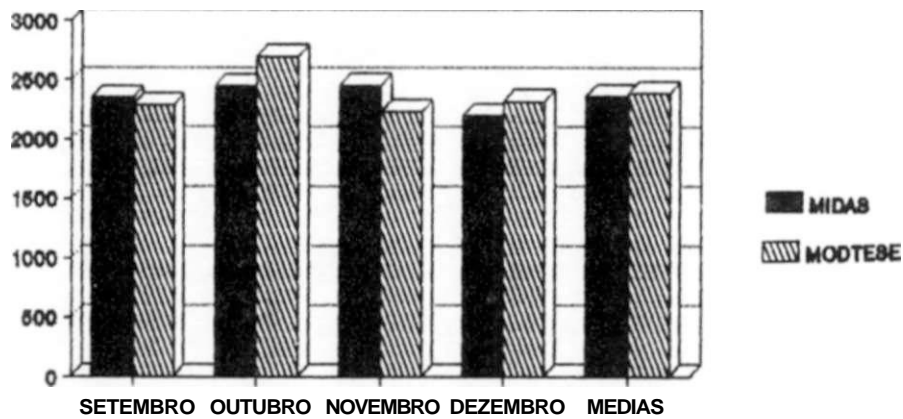
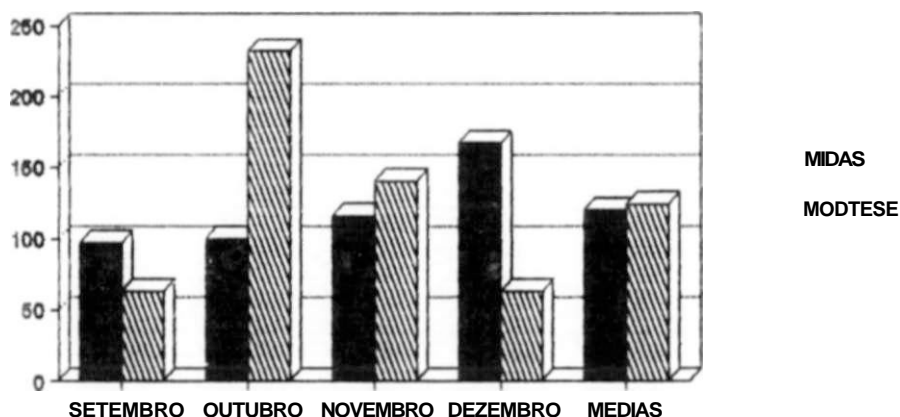
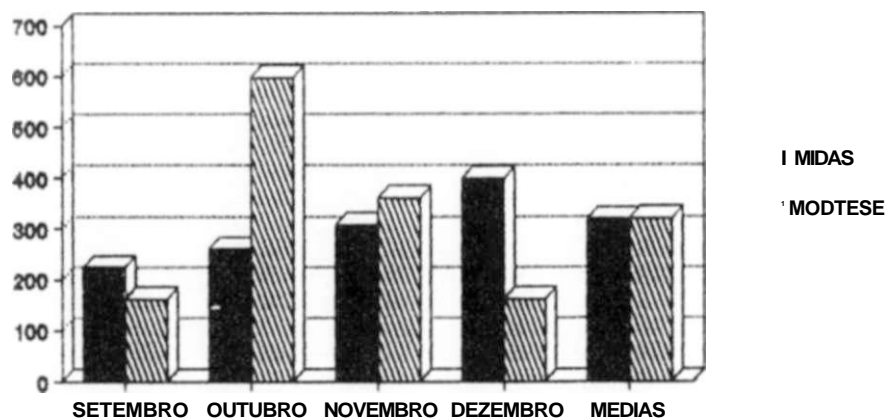


Gráfico 6.4.

GERAÇÕES MIDAS X MODTESE UHE BOA ESPERANÇA (MW-Médk»)



VAZTURB. MIDAS X MODTESE UHE BOA ESPERANÇA (m3/s)



VOLUMES MIDAS X MODTESE UHE BOA ESPERANÇA (10⁶Hm³)

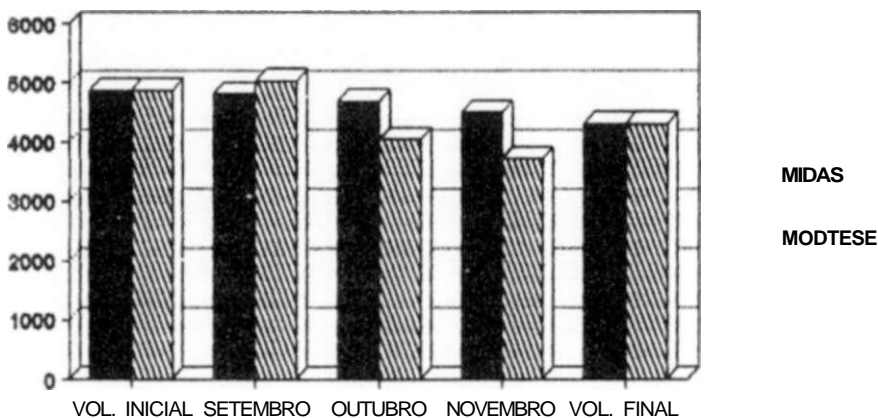
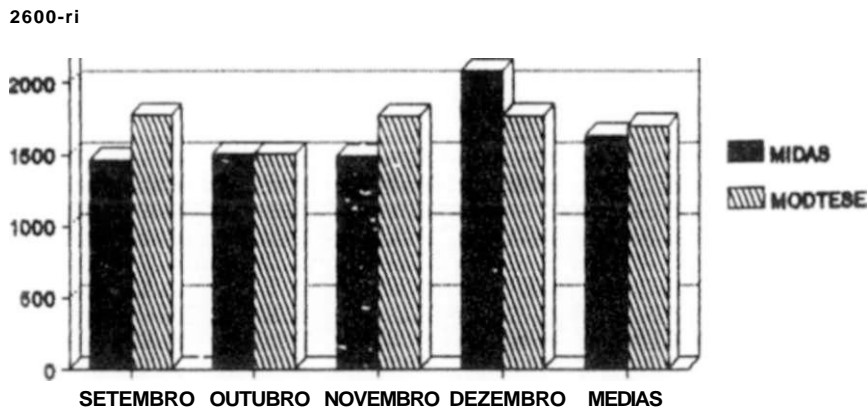
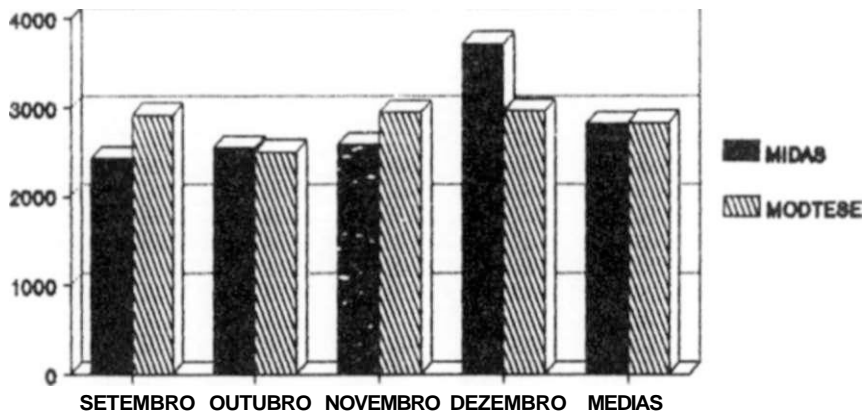


Gráfico 6.5

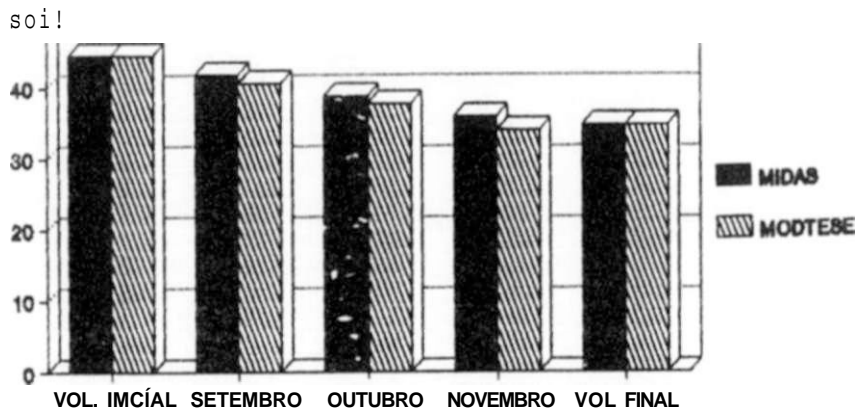
GERAÇÕES MIDAS X MODTESE UHE TUCURUI (MW-Médios)



VAZ.TURB. MIDAS X MODTESE UHE TUCURUI (m3/8)

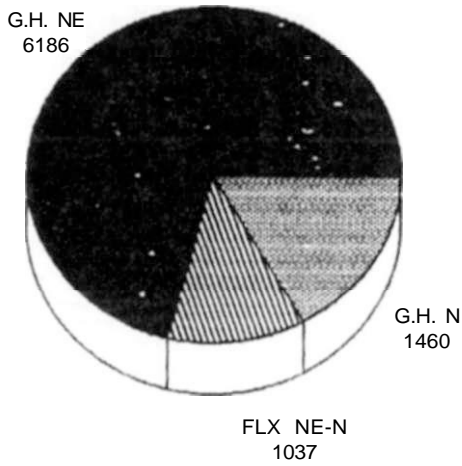


VOLUMES MIDAS X MODTESE UHE TUCURUI (10^6Hm ^

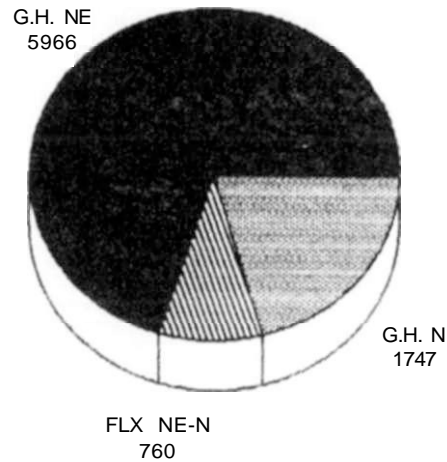


BALANÇO ENERGÉTICO

MÊS SETEMBRO - MW

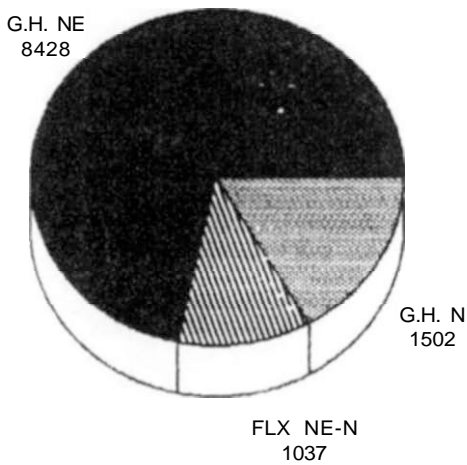


MI DAS

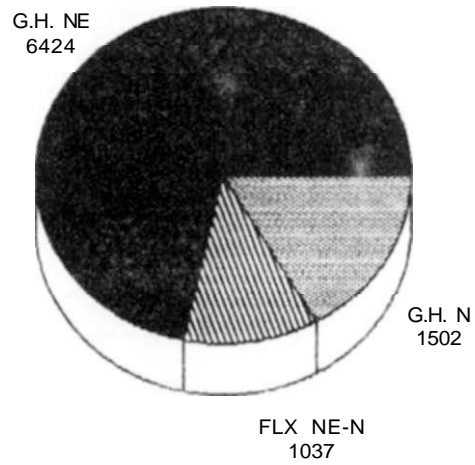


MODTESE

MÊS OUTUBRO -MW



MI DAS



MODTESE

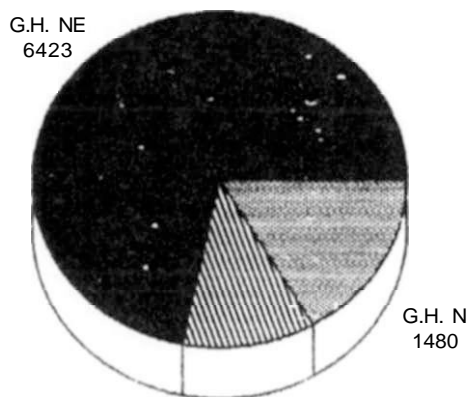
Gráfico 6.7

CASO BASE -MODTESE (O.T. MIN 6.0 MW)

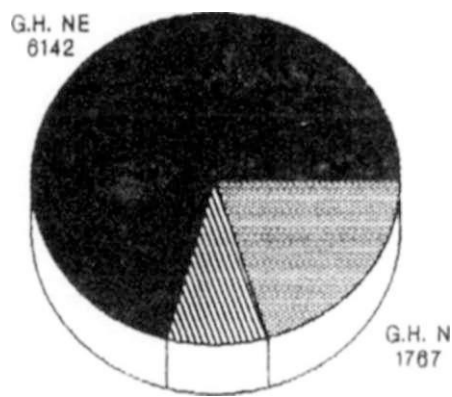
MODELO DE OTIMIZAÇÃO DA OPERAÇÃO HIDROTERMICA
DO SISTEMA INTERLIGADO CHESF/ELETRONORTE

BALANÇO ENERGÉTICO

MÊS NOVEMBRO -MW

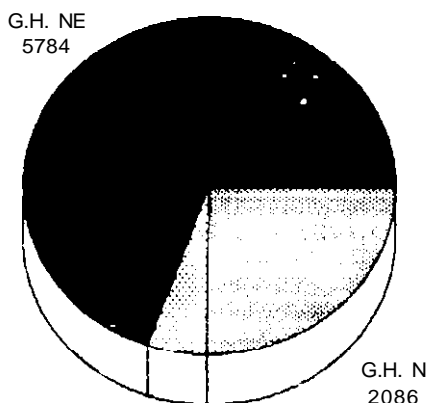


MIDA^Q

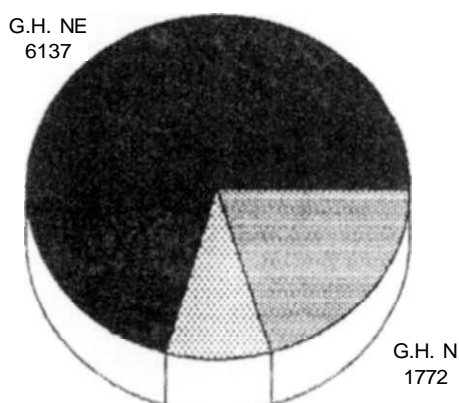


MODTESE

MÊS DEZEMBRO -MW



MIDAS



MODTESE

Gráfico 6.8

CASO BASE - MODTESE (Q.T. MIN 6.0 MW)

MODELO DE OTIMIZAÇÃO DA OPERAÇÃO HIDROTERMICA
DO SISTEMA INTERLIGADO CHESF/ELETRONORTE

6.3. ANÁLISE DE SENSIBILIDADE

Com o objetivo de avaliar o comportamento do modelo foram realizadas simulações adicionais com aumentos no mercado de energia elétrica

- i) caso 1 - aumento no mercado, em relação ao caso BASE, de 480 MW no sistema Chesf e 380 MW na Eletronorte - MODTESE-1.
- ii) caso 2 - aumento no mercado, em relação ao caso BASE, de 1080 MW no sistema Chesf e 380 MW no sistema Eletronorte - MODTESE-2.

CASO 1
MERCADO DE ENERGIA - MW

	CHESF	ELETRONORTE
SET	5250	2557
OUT	5393	2589
NOV	5518	2647
DEZ	5682	2692

Tabela 6.11

CASO 2
MERCADO DE ENERGIA - MW

	CHESF	ELETRONORTE
SET	5250	2557
OUT	5393	2589
NOV	5518	2647
DEZ	6282	2692

Tabela 6.12

Os resultados das simulações são mostrados no anexo 1 e um resumo dos Balanços Energéticos são mostrados a seguir sob a forma de gráficos (6.9. e 6.10 para o caso 1) e (6.11." e 6.12. para o caso 2).

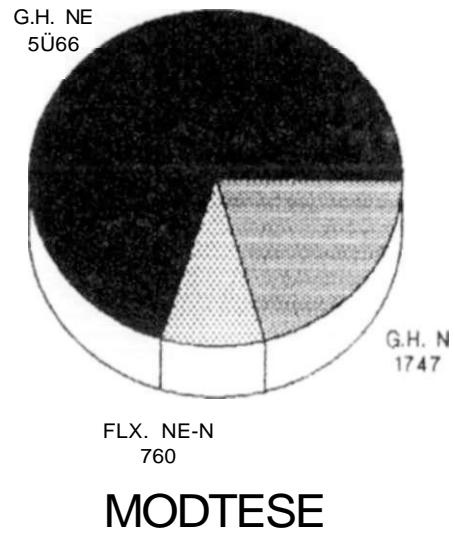
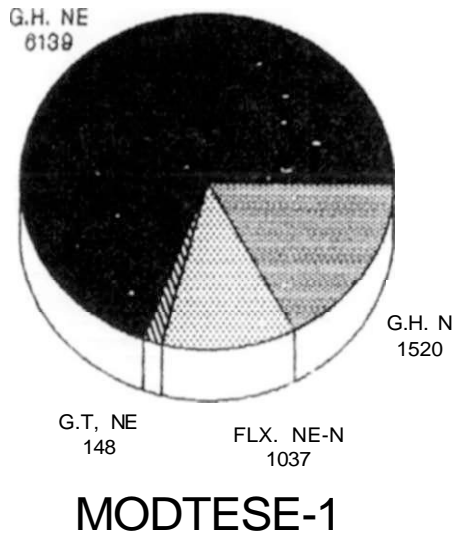
No caso 1 ,verifica-se que houve um aumento da geração térmica e uma redução de 113 m³/s dos vertimentos visando o atendimento ao novo mercado quando comparado com o caso BASE.

No caso 2, verifica-se que houve um aumento de geração térmica até o limite máximo e não sendo este suficiente, ocorre deficit nos sistemas CHESF e ELETRONORTE . Neste caso também ocorre uma redução dos vertimentos contudo de apenas 26 m³/s.

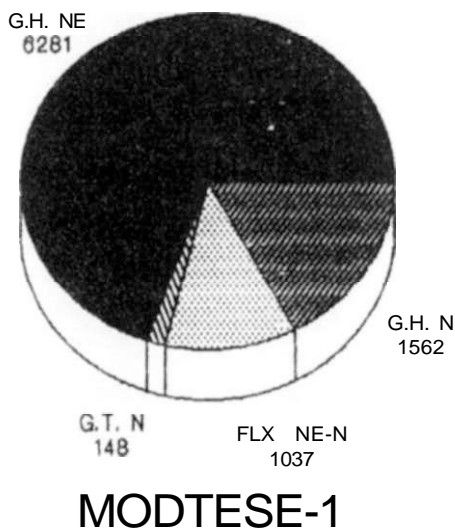
Os vertimentos que ocorrem na simulação com o MODTESE são decorrentes do fato de ter-se nos modelos de otimização a produtividade constante, o que provocou uma disponibilidade de geração acima do necessário para atender ao mercado. Outra causa é a necessidade eventual de vertimentos nos reservatórios de montante para geração nos de jusantes, fruto do processo de otimização (vide tabela AN.2., onde verte-se em Itaparica e Complexo para gerar em Xingo) com mais água -do que se pode armazenar e função de um volume-meta a ser atingido. Ou seja,esse vertimento não é problema porque está se vertendo o que não se pode gerar ao mesmo tempo na cascata(varias UHE's seguidas), nem guardar devido ao volume-meta. Mais uma vez deve-se notar que em uma simulação com mais longo prazo esses vertimentos tenderão a diminuir, pois o volume-meta estará muito distante do início da simulação.

BALANÇO ENERGÉTICO

MÊS SETEMBRO - MW



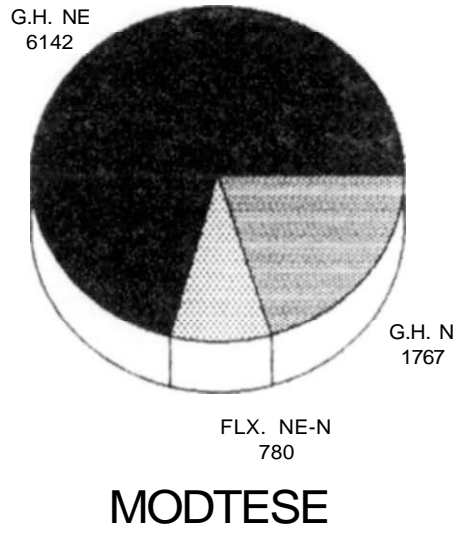
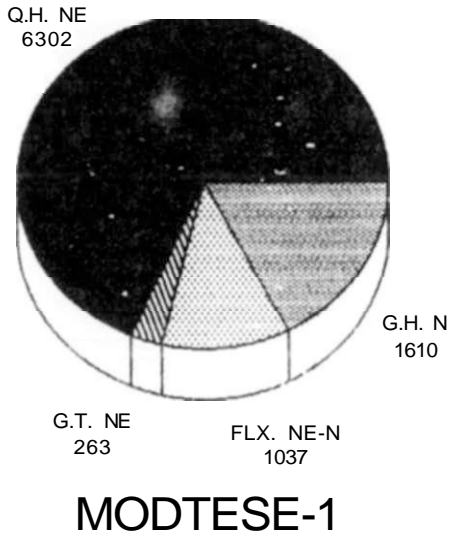
MÊS OUTUBRO - MW



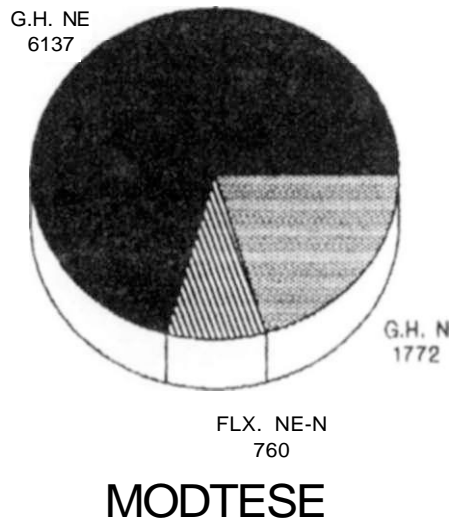
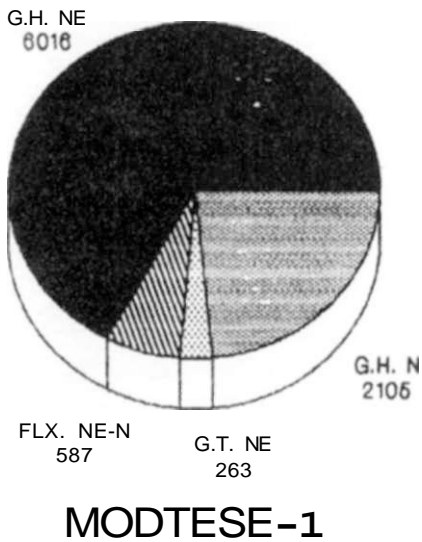
ANAL. SENS.-1.MODTESE (G.T. MIN 6.0 MW)

Gráfico 6.9

BALANÇO ENERGÉTICO MÊS NOVEMBRO - MW



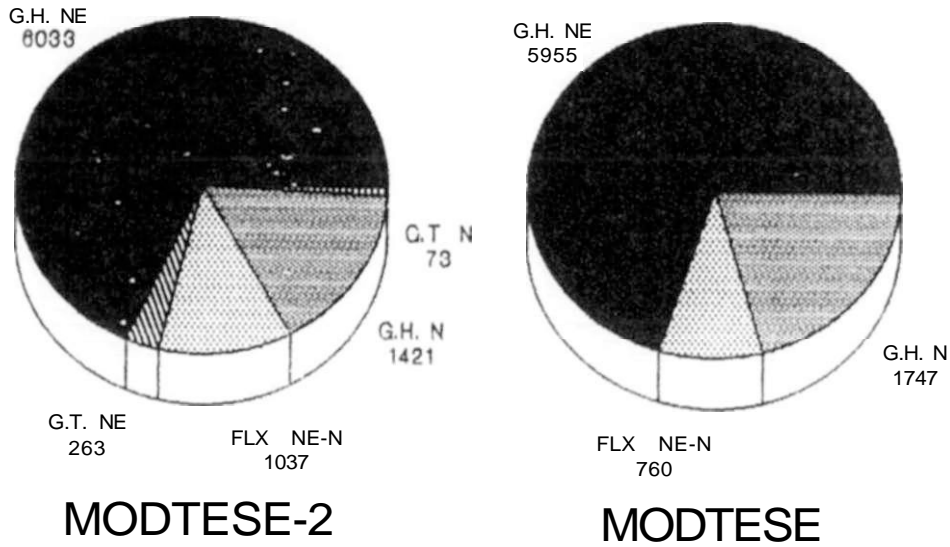
MÊS DEZEMBRO -MW



ANAL. SENS.-1,MODTESE (G.T. MIN 6.0 MW)

Gráfico 6.10

BALANÇO ENERGÉTICO MÊS SETEMBRO - MW



MÊS OUTUBRO - MW

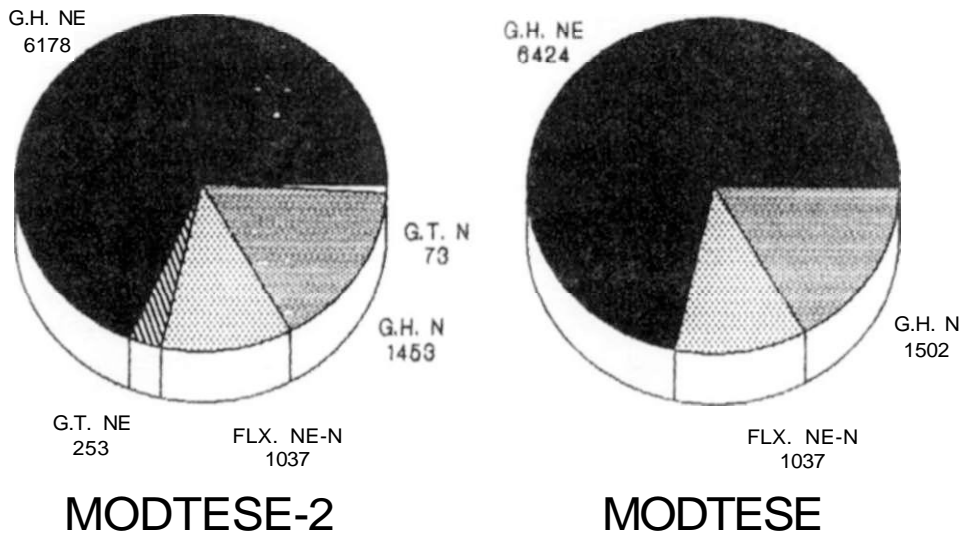
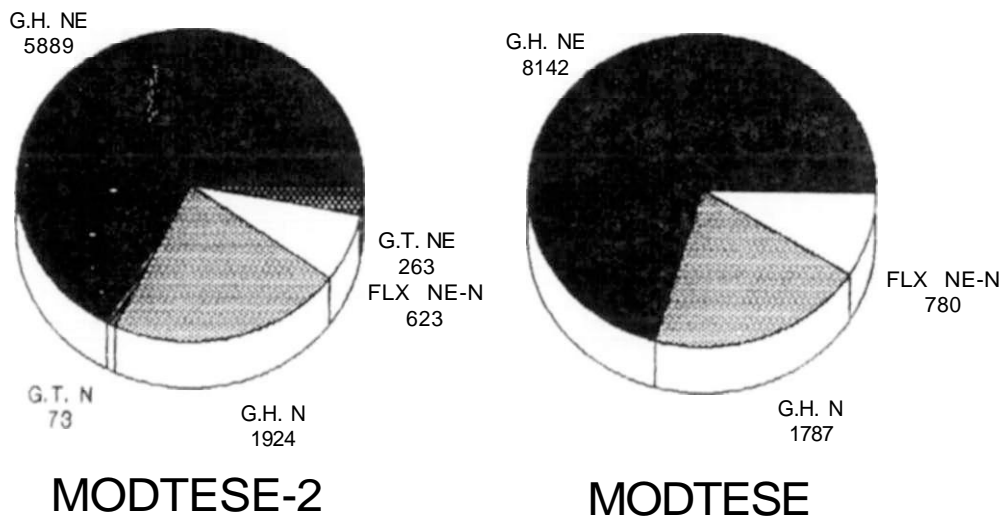


Gráfico 6.11

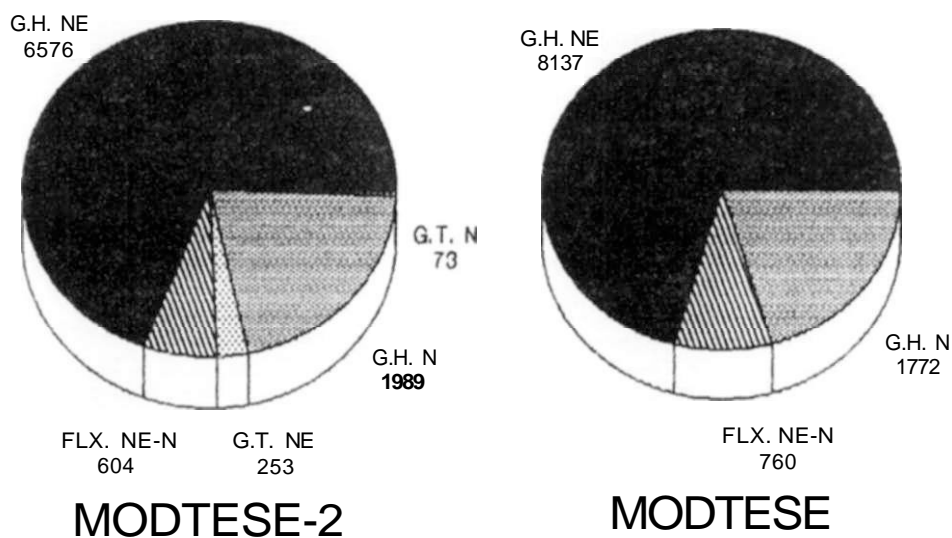
ANAL. SENS.-2.MODTESE-2 (DEF N • 26 MW)

BALANÇO ENERGÉTICO

MÊS NOVEMBRO - MW



MÊS DEZEMBRO -MW



ANAL. SENS.-2.MODTESE-2 (DEF N - 26 MW)

Gráfico 6.12

CAPÍTULO 7

CONCLUSÕES E RECOMENDAÇÕES

O protótipo apresentado neste trabalho, faz parte do projeto de desenvolvimento de um Modelo de Pré-despacho de Geração para o sistema interligado CHESF/ELETRONORTE, tendo sido aplicado ao planejamento do sistema de geração. Nosso objetivo futuro é o seu aperfeiçoamento para contar com uma entrada de dados e uma saída dos resultados de forma amigável e que permita realizar um pré-despacho de geração em patamares de carga. O software aqui desenvolvido aborda dois aspectos: primeiro, a modelagem do problema de operação hidrotérmica e, segundo, a técnica matemática para a solução desse problema, o que foi alcançado com êxito.

O sistema interligado CHESF/ELETRONORTE é um sistema eletroenergético com características peculiares. No caso da CHESF tem-se praticamente toda sua capacidade instalada concentrada na bacia do rio São Francisco, o qual vem sendo utilizado cada vez mais com outras finalidades além da geração de energia elétrica, o

que poderá provocar perda na capacidade energética por diminuição no volume de água e também por dificuldades na otimização da operação em função das restrições causadas por estes usos.

Do ponto de vista da interligação com a ELETRONORTE, os problemas operativos do sistema CHESF começarão a surgir quando os intercâmbios de otimização começarem a ocorrer com mais frequência. Haja visto, que o sistema CHESF no 1 semestre teria que diminuir bastante sua geração (o que poderá implicar em violar restrições de vazão mínima em determinadas horas de um despacho energético) para acumular água na CHESF e posteriormente no 2 semestre devolver a ELETRONORTE .

Por outro lado, se houver a própria expansão do sistema CHESF para atender seu mercado de energia elétrica, esta poderá ser feita através de fontes não convencionais (eólica, solar, nuclear, entre outras) cuja modelagem não é considerada hoje.

Uma possível interligação do Norte com o Sudeste provocaria ainda maiores problemas operativos que os atuais devido ao grande porte do sistema ELETROENERGÉTICO BRASIL a ser otimizado.

Então, todos os aspectos anteriores caracterizam a necessidade de se ter um modelo específico para o sistema interligado N/NE que garanta a viabilidade operativa do sistema planejado. É claro que, como se trata de um projeto de médio prazo e de um porte razoável, enquanto o não é concluído, a CHESF está utilizando, na medida do possível, modelos de outras empresas para realizar os estudos necessários à CHESF. Contudo trata-se de adaptações que com o passar do tempo e do aumento da configuração analisada, poderá não dar bons resultados.

As análises dos resultados demonstram que: na comparação entre o MIDAS e o MODTESE para o caso BASE de mercado existe, diferenças

na operação das usinas hidroelétricas, contudo sem comprometer o resultado final que é o balanço energético.

Da análise de sensibilidade, observa-se que o modelo procura atender a um aumento de mercado, primeiro com redução dos vertimentos, depois com geração térmica e deficit respectivamente, como não podia deixar de ser.

Deve-se notar que as diferenças entre os vertimentos é função da variação das produtividades que ocorre apenas nos modelos de simulação, já que os de otimização, normalmente recebem a priori um valor médio.

Recomenda-se que, sob o enfoque metodológico, sejam feitas análises de mais longo prazo (com maior número de meses), além de se continuar os estudos da modelagem em patamares de carga. Sob o enfoque de implementação deve ser feita uma melhoria computacional quanto ao tratamento dos dados de entrada e dos relatórios de saída, além da consideração dos usos múltiplos das águas principalmente irrigação e transposição de bacias.

Deve-se analisar a possibilidade de manter-se determinados subprogramas com a solução estacionada e procurar-se a melhoria da solução através dos outros subproblemas. Ou seja, depois de um certo número de iterações, por exemplo, interrompe-se a otimização das cascatas, Boa Esperança, Tucuruí e continua-se a otimizar a cascata do São Francisco e as Usinas Térmicas para o ATENDIMENTO A DEMANDA.

Quanto aos algoritmos matemáticos implementados para a solução do problema de operação hidrotérmica pode-se melhorar a solução alterando o algoritmo de decomposição de Dantzig-Wolfe para considerar todas as soluções geradas a cada iteração sem desprezar nenhuma.

É importante notar que estes softwares foram desenvolvidos especificamente para o problema em questão, sendo assim o seu adequamento a modelagem é total, o que facilitará as futuras modificações.

Já sob o aspecto de ferramental matemático os algoritmos até então implementados apresentam desempenho satisfatório quando observados os resultados de (Maculan, 1979). Esses algoritmos deverão passar por testes em que os problemas tenham maior dimensão, devendo-se avaliar o desempenho dos mesmos depois de aplicar-se, na medida do possível, as técnicas avançadas de implementação sugeridas por (Ho, Loute, 1981).

De tudo o que foi exposto anteriormente, conclui-se que está demonstrada a necessidade, bem como as condições, para que seja aprimorado este software no sentido da sua utilização nos estudos do sistema interligado CHESF/ELETRONORTE, tanto no que se refere à modelagem desenvolvida para esta Tese, quanto à futura modelagem em patamares de carga para um modelo de Pré-Despacho de Geração.

RESULTADOS DA SIMULAÇÃO DO PROTÓTIPO

MÊS DE SETEMBRO

USINAS	VAZÃO TURBINADA (m ³ / s)	VAZÃO VERTIDA (m ³ / s)	VOLUME INICIAL (Hm ³)	VOLUME FINAL (Hm ³)	GERAÇÃO HIDR. (MW)
SOBRADINHO	1886	0	31249	29137	489
ITAPARICA	2149	0	10428	9605	947
COMPLEXO	2149	0	-	-	2172
XINGO	2149	0	-	-	2284
BOA ESPERANÇA	161	0	4870	5028	63
TUCURUT	2917	0	44575	40563	1747

	GERAÇÃO HIDRO	GERAÇÃO TÉRMICA	FLUXOS	DÉFICIT	MERCADO
CHESF	5955	6	-760	0	5200
ELETRONORTE	1747	0	760	0	2507

Tabela AN.1.

MÊS DE OUTUBRO

USINAS	VAZÃO TURBINADA (m ³ / s)	VAZÃO VERTIDA (m ³ / s)	VOLUME INICIAL (Hm ³)	VOLUME FINAL (Hm ³)	GERAÇÃO HIDR. (MW)
SOBRADINHO	1664	32	29137	28125	432
ITAPARICA	2110	428	9605	7278	930
COMPLEXO	2110	428	-	-	2133
XINGO	2538	0	-	-	2697
BOA ESPERANÇA	597	0	5028	4041	232
TUCURUÍ	2508	0	40563	37691	1502

	GERAÇÃO HIDRO	GERAÇÃO TÉRMICA	FLUXOS	DÉFICIT	MERCADO
CHESF	6424	6	-1037	0	5393
ELETRONORTE	1502	0	1037	0	2539

Tabela AN.2.

MÊS DE NOVEMBRO

USINAS	VAZÃO TURBINADA (m ³ / s)	VAZÃO VERTIDA (m ³ / s)	VOLUME INICIAL (Hm ³)	VOLUME FINAL (Hm ³)	GERAÇÃO HIDR. (MW)
SOBRADINHO	2781	0	28125	24409	721
ITAPARICA	2100	0	7278	8927	926
COMPLEXO	2100	0	-	-	2123
XINGO	2100	0	-	-	2232
BOA ESPERANÇA	360	0	4041	3716	140
TUCURUI	2950	0	37691	33913	1767

	GERAÇÃO HIDRO	GERAÇÃO TÉRMICA	FLUXOS	DÉFICIT	MERCADO
CHESF	6142	6	- 760	0	5388
ELETRONORTE	1767	0	760	0	2527

Tabela AN.3.

MÊS DE DEZEMBRO

USINAS	VAZÃO TURBINADA (m ³ /s)	VAZÃO VERTIDA (m ³ /s)	VOLUME INICIAL (Hm ³)	VOLUME FINAL (Hm ³)	GERAÇÃO HIDR. (MW)
SOBRADINHO	2304	0	22409	22648	597
ITAPARICA	2178	0	8927	9364	960
COMPLEXO	2178	0	-	-	2202
XINGO	2178	0	-	-	2315
BOA ESPERANÇA	161	0	3716	4305	63
TUCURUÍ	2959	0	33913	34679	1772

	GERAÇÃO HIDRO	GERAÇÃO TÉRMICA	FLUXOS	DÉFICIT	MERCADO
CHESF	6137	6	- 760	0	5382
ELETRONORTE	1772	0	760	0	2532

Tabela AN.4.

RESULTADOS DA SIMULAÇÃO COM O MIDAS

MODELO DE OTIMIZAÇÃO DA OPERAÇÃO HIDRO TL RMI CA
DO SISTEMA INTERLIGADO CHESF/ELETRONORTE

MES SIMULADO - SET/ 96 (51) *****

USINA	POT. DISP	PD	PROD. VAZÕES (M3/S)							VOLUMES KM3(PERC)---				NIV yUEDA		ENERGIA---		DISP. PONTA			
			MARG	AFLU	INCR	EVAP	TURB	VERT	DEFL	TMAX	--INICIAL	..FINAL	CFUG	LIQ	GER.	VERT	EVAP				
SUBSISTEMA 1--																					
209 S.DA MESA-R	0	6	u. 60	234	234	58	0	76	76	0	32	176(49)	32	435<• 49)	332.	9	108.	0	D	15	0
255 TUCURUI	3960	7	0 60	1443	1367	73	2426	0	2426	6513	44	575(9751)	41	835(! 89)	4.	3	66. 0	1460	0	4S	3960
>--- T O T A I S --->																					
SUBSISTEMA 2--																					
155 TRES MARIAS-RES	0	1	2 78	250	250	44	0	508	508	0	17	255(85)>	16	472(80)	511.	ü	54. 1)	0	D	123	0
169 SOBRADINHO	1050	2	2.78	1356	848	285	2177	0	2177	4112	31	249(90 1	28	382(80)	362	8	28. 0	550	0	792	1023
172 ITAPARICA	1500	3	2.52	2177	0	54	2195	0	2195	3282	10	428(90 1	10	240(85)	252	D	50. 7	993	0	138	1436
175 COMPLEXO P.A.	4284	4	2.07	2195	0	0	2195	0	2195	4186	1	275(100 1	1	275(100)	138	0	113. 4	2198	0	0	4222
176 XINGO	3000	5	1.07	2195	0	0	2195	0	2195	2777	3	944(100 1	3	944(100)	17	S	118 S	2347	0	0	2961
190 B. ESPERANÇA	234	8	0.39	249	249	27	249	0	249	597	4	870(90)	4	800(86)	258.	0	44. 4	97	1)	10	233
>--- T O T A I S --->																					
6185 0 1063 9875																					

T É R M I C A S	PR PTA	POT. DISP. (MW)	--GERAÇÃO--		F.DISP PONTA	ENERGIA	N O M E S		
			MIN	MAX			COMBUST (K-USÇ)	PONTA (MW)	DISPON (MW)
SUBSISTEMA 1--									
1 SAO LUIS-DIESEL	4	116	0	7	1.00	0	0.	0	0
>--- T O T A I S --->									
4 116 0 7 1.00 0 0. 0 0									
SUBSISTEMA 2---									
2 SALVADOR-OLEO	2	290	4	174	1.00	0	0.	0	0
3 RECIFE-DIESEL	3	143	6	71	1.00	0	0.	0	0
4 TÉRMICA A GAS	1	112	2	79	1.00	0	0.	0	0
>--- T O T A I S --->									
545 12 324 0 0. 0 0									

9/ 96(51)

SUB-SISTEMA-		RESUMO DOS SUBSISTEMAS										
SIMUL...		ENERGIA				PONTA				DEFICIT		
		GER.-EXT	PERDAS-TERMO	FORNEC	DEFICIT	ARMA-FIM-MES	GER.-EXT	PERDAS-TERMO	FORNEC	DEFICIT		
REGIAO NORTE	IND	1460.	0.	2507.	-1037.	0.	10050.	3960.	0.	2833.	-1090.	-2217.
REGIAO NORDESTE	IND	6185.	0.	5200.	1037.	0.	40372.	9876.	0.	6552.	1090.	-2233.

MES SIMULADO - OUT/ 96 (51)

U S I N A	POT. DISP	PD	PROD MARC	-VAZÕES (M3/S)-							VOLUMES KM3(PERC)---	NIV CFUG	gllEDA LIQ	-ENERGIA-			DISP. PONTA			
				AFLU	INCR	EVAP	TURB	VERT	DEFL	TMAX				GER.	VERT	EVAP				
---SUBSISTEMA 1--																				
209 S.DA MESA-R	0	6	0.59	207	207	39	0	207	207	0	32	333	1	108	ri	0	H	2 J	0	
255 TUCURUI	3960	7	0.59	1471	1264	71	2548	0	2548	6654	41	4	4	64	b	1502	0	42	3913	
>--- T O T A I S -->																1502	0	bs	3913	
---SUBSISTEMA 2--																				
155 TRES MARIAS-RES	0	1	2.76	273	273	40	0	803	803	0	lb	HO	14.9451	70;	511. S	52. 2	0] 113	0	
169 SOBRADINHO	1050	2	2.76	1552	749	246	22H3	0	2283	42 14	28	80	25.7641	71	362 9	27.	559	0	681	992
172 ITAPARICA	1500	i	7. 52	228	0	56	22HS	0	2289	3288	10	85	10.0731	80	252 0	50. i	1031	0	142	1422
175 COMPLEXO P.A.	4284	4	2.07	2289	0	0	v./m	0	2289	4186	1	275	1.2751	100	138 0	113	u	2292	0	4222
176 XINGO	3000	5	1.07	2289	0	0	2289	0	2289	2780	3	944(100)	3.944(100:		18 0	118. 3	2446] 0	2961	
190 B. ESPERANÇA	234	0	0.38	242	242	2b	260	0	260	602	4.800(86)	4.1			258 1	44 1	100 1	0	10	231
>--- T O T A I S -->																	6428	0	946	9828

T É R M I C A S	PR PTA	POT. DISP. (MW)	--GERAÇÃO--		F.DISP PONTA	--N O M E S --					
			MIN	MAX		ENERGIA	COMBUST (K-USÇ)	PONTA (MW)	DISPON (MW)		
---SUBSISTEMA 1--											
1 SAO LUIS-DIESEL	4	116	0	73	1.00	0	0.	0	0		
>--- T O T A I S -->		116	0	73		0	0.	0	0		
---SUBSISTEMA 2--											
2 SALVADOR-OLEO	2	290	4	174	1.00] 0	0.	0	u		
3 RECIFE-DIESEL	3	143	0	71	1.00	0	0.	0	0		
4 TÉRMICA A GAS	1	112	2	79	1.00	0	0.	0	0		
>--- T O T A I S -->		545	12	324		0	0.	0	0		

2 10/ 96(51)	---SUB-SISTEMA-	SIMUL.	RES U M O D O S			S U B S I S T E M A S			P O N T			
			-GER.-PERDAS- HIDRO TERMO	ENERG MER.-EXT	FORNEC DEFICIT	ARMA:.. FIM-MES	-GER.-PERDAS- HIDRO TERMO	MER.-EXT	FORNEC DEFICIT			
REGIÃO NORTE	IND	1502.	0.	2539.	-1037.	0.	9253.	3913.	0.	2938.	-1090.	-2065.
REGIÃO NORDESTE	IND	6428.	0.	5393.	1037.	0.	35731.	9828.	0.	6724.	1090.	-2014.

ELKT » OSUL
 I)E 1 A LI J i a
 - M i D M S -

I-AGINA - 174
 i it A')I' It .A 0

MES SIMULADO - NOV/ 96 (S1)

USINA	POT. PD DISP	PROD MARG	VAZÕES (M3/S)							VOLUMES KMJ(PERC)--				NIV CFUG	QUEDA Lip.	ENERGIA			DISP. PONTA		
			AFLU	INCR	EVAP	TURB	VERT	DEFL	TMAX	INICIAL	FINAL	GER.	VERT			EVAP					
---SUBSISTEMA 1---																					
209 S.DA MESA-R	0	6 0, 58	230	230	27	0	76	76	0	32	3291	49	32.6571;	50	332	9	109. 0	0	16	0	
255 TUCURUI	3960	7 0. 58	1560	1484	67	2584	0	2584	6803	38	7581	795	35.9271!	70	4. 4	63. 2	1489	0	39	37 «1	
>--- T O T A I S ---																					
---SUBSISTEMA 2---																					
155 TRES MARIAS-RES	0	1 2 76	267	267	39	0	818	818	0	14.	945i;	70	13.4171;	60	511	b	50. i	0	108	0	
169 SOBRADINHO	iiiSO	2 2 76	4H^	670	140	2205	0	2205	4234	25	7641	71)	23.5411;	63	362	9	26. s	528	0	386	9b 1
172 ITAPARICA	iiQQ	3 2 52	2205	0	46	2296	0	2296	3277	10	0731	80)	9.7191	70)	252	0	50. i	1027	0	117	140â
175 COMPLEXO P.A.	4284	i 2 07	2296	0	G	2296	0	2296	4186	1	2751	100)	1.2751	100)	138	0	113. 4	2299	0	0	12 > . I
176 XINGO	3000	1 07	2296	0	0	2296	0	2296	2780	3	944 <	100)	3.944 «	100)	18	0	118. 3	2452	0	0	2961
190 B. ESPERANÇA	234	0 38	247	247	12	307	u	307	613	4	682(80)	4.493(70)	258	4	43. 3	116	0	5	227
>--- T O T A I S -->																					
6422 u 616 9779																					

TÉRMICAS	PR PTA	POT. DISP. (MW)	--GERAÇÃO--		F.DISP PONTA	N O M E S				
			MIN	MAX		ENERGIA	COMBUST (K-USÇ)	PONTA (MW)	DISPON (MW)	
---SUBSISTEMA 1---										
1 SAO LUIS-DIESEL	4	116	0	73	1.00	U	0.	U	Q	
>--- T O T A I S --->										
		116	0	73		0	0.	0	0	
---SUBSISTEMA 2---										
2 SALVADOR-OLEO	2	290	4	174	1.00	0	0.	i)	o	
3 RECIFE-DIESEL	3	143	b	71	1.00	u	0.	0	0	
4 TERMICA A GAS	1	112	2	79	1.00	0	0.	U	0	
>--- T O T A I S --->										
		545	12	324		0	0.	S	n	

2 11/ 96(51) ---SUB-SISTEMA---	SIMUL.	B E S D M O D O S				S U B S I S T E M A S				FORNEC	DEFICIT	
		GER.	PERDAS	MER.-EXT	FORNEC	DEFICIT	ARMAS FIM-MES	GER.	PERDAS			MER.-EXT
REGIÃO NORTE	IND	1489.	0.	2527.	-1037.	U.	8615.	3781.	0.	2990.	-1090.	-1881.
REGIÃO NORDESTE	IND	6423.	0.	5388.	1037.	u.	31323.	9780.	0.	6767.	1090.	-1923.

MES SIMULADO - DEZ/ 96 (SI)

U S I N A	POT. DISP	PD	PROD MARC	AFLU INCR		VOLUMES KM3(PERC)---										NIV CFUG	QUEDA LIQ	ENERGIA---			DISP. PONTA				
				GER.	VERT	EVAP	ART	DEFL	TMAX	INICIAL	FINAL	CFUG	LIQ	GER.	VERT			EVAP							
---SUBSISTEMA 1--																									
209 S.DA MESA-R	0	b	0.56	683	683	23	0	76	76	0	32	657	50	34	221	53	332.	109.0	0	Q	1J	0			
255 TUCURUI	3960	7	0.56	3309	3233	55	3719	0	3719	6818	35	9271	70J	34	679	5	1	61	S	2086	f)	il	3676		
>-----T O T A I S -->																									
---SUBSISTEMA 2--																									
155 TRES MARIAS-RES	0	.	2.75	537	537	0	U	637	637	0	13	417	60	i	149	581	511.2	49.6	0	Q	0	0			
169 SOBRADINHO	1050	2	2.75	1737	1100	112	1958	0	LfM	4. J4	23	5411	63	22	648	60	362	6	26.	465	0	310	941		
172 ITAPARICA	1500	3	2.52	1958	0	42	2048	0	2048	3263	S	7191	70		364	60	252	0	49	7	908	0	107	1396	
175 COMPLEXO P.A.	4284	4	2.07	2043	0	0	2048	0	2048	186	1	2751	100		1	275	100	138	0	113	4	2051	0	0	4222
176 XINGO	3000	5	1.07	2048	0	0	2048	0	2048	2772	j	9441	100		1	944		17	6	118.	/	2194	0	0	2961
190 B. ESPERANÇA	234	8	0.36	398	398	10	457	0	457	634	4	493	70		4	305		259	4	41.	7	167	l)	4	223
>---- T O T A I S --																									
																			5785	0	421	9743			

T É R M I C A S	PR PTA	POT. DISP. (MW)	GERAÇÃO		F.DISP PONTA	ENERGIA	N O COMBUST (K-USÇ)	M E S PONTA (MW)	D I S P O N (MW)
			MIN	MAX					
---SUBSISTEMA 1---									
1 SAO LUIS-DIESEL	4	116	0	73	1.00	0	0.	0	0
>--- T O T A I S -->									
		116	0	73		0	0.	0	0
---SUBSISTEMA 2---									
2 SALVADOR-OLEO	2	290	4	174	1.00	0	0.	0	0
3 RECIFE-DIESEL	3	143	D	71	1.00	0	0.	0	0
4 TÉRMICA A GAS	1	112	2	79	1.00	0	0.	0	0
>---- T O T A I S -->									
		545	2	324		0	0.	0	0

12/ 96(51)
 ---SUB-SISTEMA-

SIMUL.	RESUMO DOS SUBSISTEMAS				PONT		FORNEC	DEFICIT				
	GER.	PERDAS-HIDRO	TERMO	ARMAZ.FIM-MES	GER.	PERDAS-HIDRO			TERMO			
REG1AO NORTE	IND	2086.	0.	2532.	-429.	0.	8612.	3676.	0.	2968.	-1090.	-1798.
REGIAO NORDESTE	IND	5784.	0.	5382.	429.	0.	29685.	9744.	0.	6938.	1090.	-1716.

RESULTADOS DA SIMULAÇÃO COM PROTÓTIPO
ANALISE DE SENSIBILIDADE .. CASO 1

MÊS DE SETEMBRO

USINAS	VAZÃO TURBINADA (m ³ / s)	VAZÃO VERTIDA (m ³ / s)	VOLUME INICIAL (Hm ³)	VOLUME FINAL (Hm ³)	GERAÇÃO HIDR. (MW)
SOBRADINHO	1993	0	31249	28860	516
ITAPARICA	2205	0	10428	9739	971
COMPLEXO	2205	0	-	-	2229
XINGO	2205	0	-	-	2343
BOA ESPERANÇA	204	0	4870	4916	79
TUCURUT	2539	0	44575	41544	1520

	GERAÇÃO HIDRO	GERAÇÃO TÉRMICA	FLUXOS	DÉFICIT	MERCADO
CHESF	6139	148	-1037	0	5250
ELETRONORTE	1520	0	1037	0	2557

Tabela AN.9.

MÊS DE OUTUBRO

USINAS	VAZÃO TURBINADA (m ³ / s)	VAZÃO VERTIDA (m ³ / s)	VOLUME INICIAL (Hm ³)	VOLUME FINAL (Hm ³)	GERAÇÃO HIDR. (MW)
SOBRADINHO	1587	29	28860	28055	411
ITAPARICA	2152	373	9739	7238	948
COMPLEXO	2152	373	-	-	2176
XINGO	2525	0	-	-	2683
BOA ESPERANÇA	161	0	4916	5059	63
TUCURUI	2592	0	41544	38455	1552

	GERAÇÃO HIDRO	GERAÇÃO TÉRMICA	FLUXOS	DÉFICIT	MERCADO
CHESF	6281	148	-1037	0	5393
ELETRONORTE	1552	0	1037	0	2589

Tabela AN.10.

MÊS DE NOVEMBRO

USINAS	VAZÃO TURBINADA (m ³ /s)	VAZÃO VERTIDA (m ³ /s)	VOLUME INICIAL (Hm ³)	VOLUME FINAL (Hm ³)	GERAÇÃO HIDR. (MW)
SOBRADINHO	2816	0	28055	24249	730
1TAPARICA	2124	0	7238	8917	936
COMPLEXO	2124	0	-	-	2147
XINGO	2124	0	-	-	2257
BOA ESPERANÇA	5971	0	5059	4121	232
TUCURUT	2689	0	38455	35355	1610

	GERAÇÃO HIDRO	Ç-ERAÇÃO TÉRMICA	FLUXOS	DÉFICIT	MERCADO
CHESF	6302	253	- 1037	0	5518
ELETRONORTE	1610	0	1037	0	2647

Tabela AN.11.

MÊS DE DEZEMBRO

USINAS	VAZÃO TURBINADA (m ³ / s)	VAZÃO VERTIDA (m ³ / s)	VOLUME INICIAL (Hm ³)	VOLUME FINAL (Hm ³)	GERAÇÃO HIDR. (MW)
SOBRADINHO	2243	0	24249	22648	581
ITAPARICA	2113	0	8917	9364	931
COMPLEXO	2113	0	-	-	2136
XINGO	2113	0	-	-	2245
BOA ESPERANÇA	317	0	4121	4305	123
TUCURUI	3515	0	35355	34679	2105

	GERAÇÃO HIDRO	GERAÇÃO TÉRMICA	FLUXOS	DÉFICIT	MERCADO
CHESF	6016	253	- 587	0	5682
ELETRONORTE	2105	0	587	0	2692

Tabela AN.12.

RESULTADOS DA SIMULAÇÃO COM O PROTÓTIPO
ANÁLISE DE SENSIBILIDADE CASO 2

MÊS DE SETEMBRO

USINAS	VAZÃO TURBINADA (m ³ / s)	VAZÃO VERTIDA (m ³ / s)	VOLUME INICIAL (Hm ³)	VOLUME FINAL (Hm ³)	GERAÇÃO HIDR. (MW)
SOBRADINHO	1994	0	31249	28855	517
ITAPARICA	2163	0	10428	9851	953
COMPLEXO	2163	0	-	-	2186
XINGO	2163	0	-	-	2298
BOA ESPERANÇA	204	0	4870	4916	79
TUCURUÍ	2373	0	44575	41974	1421

	GERAÇÃO HIDRO	GERAÇÃO TÉRMICA	FLUXOS	DÉFICIT	MERCADO
CHESF	6033	253	-1037	0	5250
ELETRONORTE	1421	73	1037	26	2557

Tabela AN.13.

MÊS DE OUTUBRO

USINAS	VAZÃO TURBINADA (m ³ / s)	VAZÃO VERTIDA (m ³ / s)	VOLUME INICIAL (Hm ³)	VOLUME FINAL (Hm ³)	GERAÇÃO HIDR. (MW)
SOBRADINHO	1529	32	28855	28192	396
ITAPARICA	2099	415	9851	7238	925
COMPLEXO	2099	415	-	-	2122
XINGO	2514	0	-	-	2672
BOA ESPERANÇA	161	0	4916	5059	63
TUCURUI	2426	0	41974	39314	1453

	GERAÇÃO HIDRO	GERAÇÃO TÉRMICA	FLUXOS	DÉFICIT	MERCADO
CHESF	6178	253	-1037	0	5393
ELETRONORTE	1453	73	1037	26,46	2589

Tabela AN.14.

MÊS DE NOVEMBRO

USINAS	VAZÃO TURBINADA (m ³ / s)	VAZÃO VERTIDA (m ³ / s)	VOLUME INICIAL (Hm ³)	VOLUME FINAL (Hm ³)	GERAÇÃO HIDR. (MW)
SOBRADINHO	2626	0	28192	24881	681
ITAPARICA	1979	0	7238	8798	872
COMPLEXO	1979	0	-	-	2001
XINGO	1979	0	-	-	2103
BOA ESPERANÇA	597	0	5059	4121	232
TUCURUT	3214	0	39314	34854	1924

	GERAÇÃO HIDRO	GERAÇÃO TÉRMICA	FLUXOS	DÉFICIT	MERCADO
CHESF	5889	253	- 623	0	5518
ELETRONORTE	1924	73	623	26	2647

Tabela AN.15

MÊS DE DEZEMBRO

USINAS	VAZÃO TURBINADA (m ³ / s)	VAZÃO VERTIDA (m ³ / s)	VOLUME INICIAL (Hm ³)	VOLUME FINAL (Hm ³)	GERAÇÃO HIDR. (MW)
SOBRADINHO	2486	0	24881	22648	645
ITAPARICA	2310	0	8798	9364	1018
COMPLEXO	2310	0	-	-	2335
XINGO	2310	0	-	-	2455
BOA ESPERANÇA	317	0	4121	4305	123
TUCURUÍ	3322	0	34854	34679	1989

	GERAÇÃO HIDRO	GERAÇÃO TÉRMICA	FLUXOS	DÉFICIT	MERCADO
CHESF	6576	253	- 604	56,08	6282
ELETRONORTE	1989	73	604	26,38	2692

Tabela AN.16.

APÊNDICE 1

MÉTODO SIMPLEX PARA REDES
"THE NETWORK SIMPLEX METHOD"

INTRODUÇÃO

A estrutura especial encontrada em alguns problemas de PL (Programa Linear) deve ser utilizada no desenvolvimento de algoritmos mais eficientes para solução desses problemas. O efeito da estrutura especial é mais evidente nos problemas do tipo "transshipment problem or network flow problems", o que permite simplificações radicais no método simplex revisado.

O PROBLEMA DE TRANSBORDO
THE TRANSSHIPMENT PROBLEM^M

O Problema de "transbordo" trata da maneira mais barata de se "transportar" quantidades pré-determinadas de bens tais como óleo, laranjas, de uma origem específica para um destino específico através de uma malha (Network) de transporte.

A rede (Network) pode ser representada por uma ilustração como na figura A1.1. Aqui, cada um dos pequenos círculos numerados de 1,2,...7 pode ser correlacionados a sete cidades e cada seta pode ser associada a uma estrada de mão única. (obs: Nenhuma generalidade é perdida ao se considerar mão única ao invés de mão dupla nas linhas de comunicações. Pois cada mão dupla pode ser considerada como duas de mão única). De maneira mais rigorosa, a rede (Network) é um conjunto de elementos chamados nós e outro conjunto chamado arcos sendo, cada arco e um par ordenado (i/j) de nós distintos, por conveniência escreve-se $e=ij$ ao invés de $e=(i/j)$.* por exemplo, a rede, na figura A1.1, consiste dos nós 1,2,3... e dos arcos 15,14,21,.....

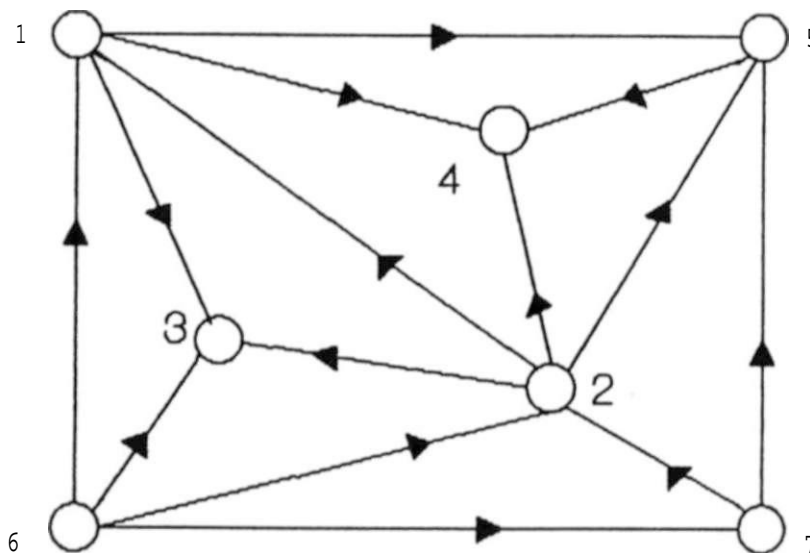


figura A1.1

Se e_{ij} é um arco, então o nó i é chamado de "tail" de e , o nó j é chamado de "head" de e ; os dois nós i, j devem ser referidos como as extremidades do arco e .

A rede (grafo) é apenas uma parte do problema de "transbordo"; além disso existe a demanda por "bens" em alguns nós e o suprimento desses "bens" em outros nós. Os nós com as demandas pelos bens são chamados consumidores e os nós com o suprimento dos bens são chamados produtores. Podem existir nós, que embora presentes na rede (grafo) não são de demanda nem de suprimento, estes nós são chamados de intermediários. (Note que esta classificação dos nós em três tipos é completamente independente da estrutura da rede, ou seja, é definida apenas pelos dados numéricos especificando demandas e suprimento). Por exemplo, se a demanda por 6 unidades no nó 3, uma demanda de 10 no nó 4, uma demanda de 8 unidades no nó 5 e um suprimento de 9 unidades pelo nó 6 e um suprimento de 15 unidades pelo nó 7, então os nós 3, 4, 5 são consumidores, os nós 6, 7 são produtores e os nós 1, 2 são intermediários.

O desenvolvimento dessa teoria faz uma consideração irreal porém conveniente que: [o total da demanda é igual ao total do suprimento] A.1.1.

A perda de realismo desta consideração é óbvia: vejamos; seria surpreendente se o total demandado por laranjas fosse exatamente igual à produção. Entretanto isso não limita a aplicabilidade da teoria, tendo em vista que os problemas reais envolvendo transporte de mercadorias podem ser convertidos para a forma exposta em A.1.1. E por outro lado a condição A.1.1 faz a teoria simples e mais elegante! na medida em que cada tabela de transporte deve satisfazer a demanda de cada consumidor exaurir a produção de cada produtor.

Nos devemos sempre descrever uma tabela de transbordo especificando, quantidade x^i de produto levado diretamente de i para j . Por exemplo, a tabela de transbordo.

6 unidades de 6 para 3 diretamente
 3 unidades de 6 para 5 via 7
 10 unidades de 7 para 4 via 2
 5 unidades de 7 para 5 diretamente

será representada por $v_{6j} = 6$, $y_{67} = 3$, $AT_{fc} = jr_{2,4} = 10$, $x_{ij} = 8$
 e $x_{ij} = 0$ para todos os outros arcos ij .

Verdade que essa representação é ambigua e poderia significar:

6 unidades de 6 para 3 diretamente
 7 unidades de 7 para 4 via 2
 3 unidades de 6 para 4 via 7 e 2
 8 unidades de 7 para 5 diretamente.

Muito embora a ambiguidade seja preocupante: quando duas caixas de laranjas são consideradas intercambiadas, a trajetória de cada caixa é de só menos importância. Em pequenos exemplos, é conveniente se escrever cada x_{ij} depois do correspondente arco ij e ignorar os arcos ij com $x_{ij} = 0$. Por exemplo a tabela de transbordo deve ser representada na forma mostrada na figura A1.2.

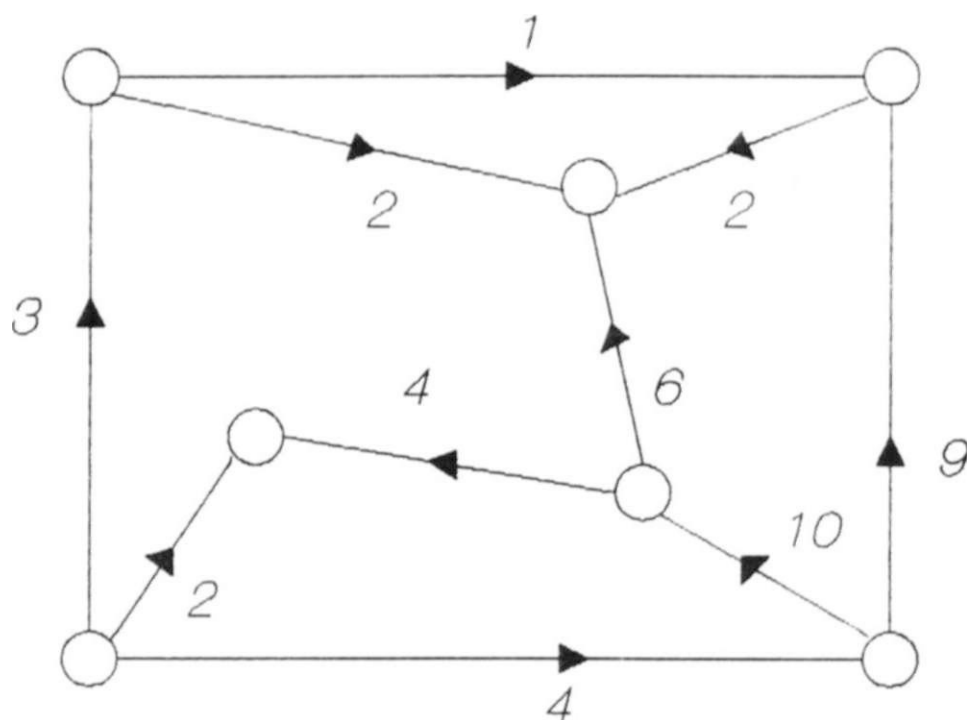


figura A1.2

Uma tabela de transbordo descrita pelas quantidades levadas através de arcos individuais pode ser implementada se e somente se

- (i) A quantidade que entra em cada nó intermediário é igual a que sai (por exemplo $10 = 4 + 6$ no nó intermediário 2 da fig. A1.2).
- (ii) A quantidade que entra em cada nó consumidor menos a quantidade que sai é igual a sua demanda (por exemplo $9 + 1 - 2 = 8$ no nó consumidor 5 da fig. A1.2).
- (iii) A quantidade que sai de cada nó produtor menos a quantidade que entra é igual ao suprimento deste nó (por exemplo, $10 + 9 - 4 = 15$ no nó produtor 7 da fig. A.2).
- (iv) todas quantidades transportadas pelos arcos são positivas.

Estas condições podem ser representada pela equação

$$Ax = b \quad x \geq 0 \quad A1.2$$

onde

$$A = \begin{matrix} & -1 & -1 & -1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ & 0 & 0 & 0 & -1 & -1 & -1 & -1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & -1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & -1 & -1 & -1 & 0 & 0 \\ & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & -1 & -1 & -1 \end{matrix}$$

13

$$X = \begin{matrix} X_{15} \\ X_{PA} \\ X_{23} \\ X_{24} \\ X_{25} \\ '54 \\ X_{61} \\ X_{62} \\ X_{63} \\ X_{67} \\ X_{72} \\ X_{75} \end{matrix} \quad b = \begin{matrix} 0 \\ 0 \\ 6 \\ 10 \\ 8 \\ -9 \\ -15 \end{matrix}$$

A matriz A é a matriz incidência do grafo. Ou seja a matriz incidência de uma rede com n nós (linhas) e m arcos (colunas); onde cada arco ij corresponde a uma coluna

$$\text{definida por } a_{ij} = \begin{cases} -1 & \text{se } k = i \\ 1 & \text{se } k = j \\ 0 & \text{k t i, k \acute{e} j} \end{cases}$$

Cada componente do vetor demanda b especifica a demanda no nó i , onde os nós produtores são interpretadas como nó demanda negativa. O custo de transportar uma unidade pelo arco ij è c_{ij} e o vetor linha c com componentes c_{ij} como o vetor custo. No exemplo deve-se considerar

$$c = [c_{13}, c_{14}, c_{15}, c_{21}, c_{23}, c_{24}, c_{25}, c_{61}, c_{62}, c_{63}, c_{72}, c_{73}]$$

$$c = [53, 18, 29, 8, 60, 28, 37, 5, 44, 38, 98, 14, 23, 59]$$

e o custo total da solução x é

$$cx = \sum_{ij} c_{ij} x_{ij}$$

Dessa forma o problema de transbordo é minimizar cx

$$\text{sujeito a } Ax = b \quad (\text{A1.2})$$

$$x > 0$$

Tal que A é a matriz incidência $n \times m$ de uma rede onde $E b = 0$ (o último requerimento baseado na condição A1.1: A produção total é igual a demanda total.]. Note que da soma das n equações $Ax = b$ lê-se $0 = 0$, e assim qualquer das n equações equivale a soma das $n - 1$ restantes. Então, removendo a última das n equações, deixa-se o problema na forma.

$$\text{minimize } cx \text{ sujeito a } Ax = b \quad x \geq 0$$

$$A = \begin{array}{cccccccccccccc} 1 & -1 & -1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & -1 & -1 & -1 & -1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & -1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & -1 & -1 & -1 & 0 & 0 \end{array}$$

A matriz A será referida como a matriz truncada da rede.

" TREES AND FEASIBLE SOLUTIONS "
 ARVORES E SOLUÇÕES VIÁVEIS

Um caminho entre os nós u e v é uma rede (grafo) com os nós w_1, w_2, \dots, w_k e arcos e_1, e_2, \dots, e_{k-1} tal que $u = w_1, v = w_k$ e as extremidades de cada e_i são w_i e w_{i+1} . Um grafo é cíclico quando é formado pela adição de um novo arco com extremidades w_i, w_{i+1} . (Em particular, dois arcos distantes com as mesmas extremidades formam um grafo cíclico). Uma rede é dita conecta se entre quaisquer dois nós existe um caminho; esta é dita acíclica se não contiver ciclos. Uma árvore é uma rede (grafo) acíclico e conecta; um exemplo de árvore é, mostrado na figura A1.3. Note que esta árvore T e o problema original da rede N têm os mesmos nós, ou cada arco de T é um arco de N . Tais árvores são chamadas de "spanning trees" da rede N . Uma árvore solução viável é uma solução viável se associada com a "spanning tree" T tal que $x_{ij} = 0$ quando $ij \notin T$.

Por exemplo, a árvore na figura A1.3 determina uma árvore solução viável na figura A1.4.

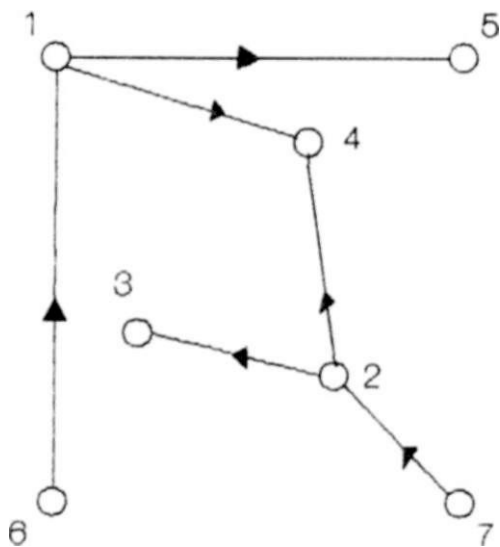


figura A1.3

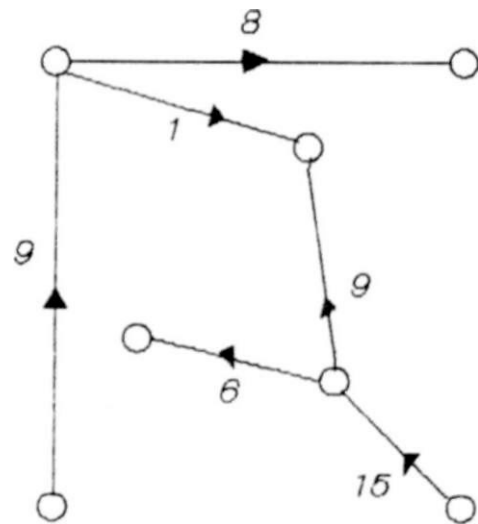


figura A1.4

Não é difícil de provar que toda árvore tem a seguinte propriedade: independente de como o nó v é escolhido, nós remanescentes podem ser numerados como v_2, v_3, \dots, v_m de tal maneira que:

Para todo $1 \leq i \leq m$ existe precisamente um arco com uma extremidade igual a v_i e a outra entre os nós v_1, v_2, \dots, v_{i-1} (A1.3).

Por exemplo, se $v_1 = 7$ é escolhido, então $v_2 = 2, v_3 = 3, v_4 = 4, v_5 = 1, v_6 = 5, v_7 = 6$ para satisfazer (A1.3).

Em particular, toda árvore com n nós tem precisamente $n-1$ arcos; se v_1, v_2, \dots, v_n satisfaz (A1.3), então os arcos podem ser enumerados como e_1, e_2, \dots, e_{n-1} , de tal forma que uma das extremidades de cada e_i é igual a v_i e a outra extremidade está entre v_1, v_2, \dots, v_{i-1} (no exemplo, $e_1 = 72, e_2 = 23, e_3 = 24, e_4 = 14, e_5 = 15, e_6 = 61$).

Agora considere a matriz incidência truncada B dessa árvore, com a linha de cada nó exceto $v_n = n$ e uma coluna para cada arco. Quando linhas e colunas de B são permutadas de tal forma que as linhas correspondam a v_1, v_2, \dots, v_n nesta ordem, e as colunas correspondem a e_1, e_2, \dots, e_{n-1} nesta ordem, a matriz resultante, é triangular superior com elementos diferentes de zero na diagonal. Então o sistema $Bx^* = b$ tem uma solução única x^* . Conclui-se que cada árvore solução viável x é única e determinada pela árvore associada: se x^* é um vetor coluna com $n-1$ componentes x_j , um para cada arco da árvore, então $Bx^* = b$.

»j