



PLANEJAMENTO E PROGRAMAÇÃO DA PRODUÇÃO EM PLANTAS MULTIPROPÓSITO OPERANDO EM BATELADA NA INDÚSTRIA QUÍMICA

Luis Gimeno Latre

Luiz Carlos Abreu Rodrigues

Faculdade de Engenharia Elétrica e Computação – UNICAMP
CP 6101 – 13083-970 – Campinas – SP – Brasil
E-mail: gimeno@dca.fee.unicamp.br

Maria Teresa Moreira Rodrigues

Faculdade de Engenharia Química – UNICAMP
CP 6166 – 13083-970 – Campinas – SP – Brasil
E-mail: maite@desq.feq.unicamp.br

Resumo

Neste artigo, considera-se o problema de programação da produção a curto prazo em plantas químicas multipropósito operando em batelada, em que a produção da planta é determinada pela demanda a ser atendida. Nesta situação, a capacidade da planta não está bem definida porque depende do mix de produção. Propõe-se uma fase de planejamento que tem como objetivo a determinação do número de bateladas de cada tarefa necessárias para atender a produção, bem como a respectiva janela de tempo de processamento. Estas janelas permitem a análise do carregamento dos processadores e da factibilidade do plano, ou seja, o atendimento das datas de entrega, através de ferramentas desenvolvidas na área de Busca Orientada por Restrições. Esta análise é feita para uma atribuição fixa de tarefas a processadores introduzida pelo usuário. O sistema fornece informações para orientar o usuário na criação de diferentes cenários de atribuição. O resultado da fase de planejamento é formado por um conjunto de janelas de processamento que diminuem sensivelmente a dimensão do problema de programação da produção, como é discutido para duas abordagens: programação mista (Mixed Integer Linear Programming – MILP) e Simulated Annealing.

Palavras-chave: *plantas multipropósito, planejamento e programação da produção a curto prazo, propagação de restrições.*

1. Introdução

Diversas áreas na indústria química utilizam plantas operando em batelada, como por exemplo a indústria farmacêutica, de alimentos e, em geral, o setor de química fina. As razões principais para esta implementação “descontínua” são receitas complexas, envolvendo freqüentemente estágios de controle difícil que exigem análises físico-químicas, conhecimento insuficiente do processo para uma implementação contínua e mercados voláteis para os produtos. Estas plantas descontínuas caracterizam-se por um conjunto de equipamentos multipropósito, ou seja, úteis para diferentes tarefas em diferentes receitas, e com amplas possibilidades de interconexão.

A operação das plantas descontínuas pode ser realizada de forma cíclica, pela repetição de campanhas de produção (operação em campanhas), quando a demanda de produtos finais é suficientemente previsível. A planta é configurada para produzir determinados produtos finais que são estocados para garantir a demanda durante um período longo. O interesse provém da diminuição de tempos de preparação e de uma operação repetitiva no chão-de-fábrica. Quando existe incerteza na demanda, a operação é determinada pela demanda a curto prazo e possivelmente pela reposição de níveis pequenos de estoque, não sendo possível determinar um ciclo a ser repetido (operação curto prazo).

O problema tratado neste trabalho é o planejamento e programação da produção na operação de curto prazo. A questão central neste tipo de operação é averiguar se a capacidade da planta e o horizonte de tempo disponível são suficientes para atender a demanda, ou inversamente adaptar/negociar a demanda à capacidade de produção da planta. Este problema surge porque a capacidade de uma planta multipropósito não está bem definida, ela depende dos produtos que serão fabricados e especialmente do *mix* de produção. Nos dois casos extremos pode-se ter uma planta com baixa utilização dos equipamentos, o que provavelmente leva a fabricar produtos

adicionais para estoque, ou uma demanda elevada que implica em atrasos de entrega.

Neste trabalho, a demanda é caracterizada por quantidades específicas de produtos finais com prazos de entrega determinados. Propõe-se uma fase de planejamento que tem como objetivo determinar: i) um horizonte de programação factível para atender a demanda e ii) analisar o carregamento da planta induzido pela demanda. A ferramenta principal para a análise do carregamento da planta é o conjunto de resultados disponíveis na área de Busca Orientada por Restrições (*Constrained Based Search*). Eles permitem determinar o carregamento dos processadores induzido pelas tarefas habilitadas neles a partir das janelas de tempo em que estas tarefas devem ser processadas. Estas janelas de tempo para processamento são determinadas, na fase de planejamento, por procedimentos semelhantes aos utilizados por sistemas MRP (*Manufacturing Resources Planning*), mas sem a utilização de *lead times*.

A fase de planejamento fornece à fase de programação um resultado na forma de uma janela de processamento para cada batelada de cada tarefa. Estas janelas de tempo são factíveis do ponto de vista de capacidade dos processadores sob diversas circunstâncias e fornecem aos usuários uma visão clara do carregamento, permitindo, por exemplo, analisar as folgas que sejam julgadas necessárias para atender a imprevistos no chão-de-fábrica. Este resultado, em forma de um conjunto de janelas de tempo, é extremamente útil para reduzir a dimensão do problema de programação. Isto é discutido para duas abordagens ao problema de programação da produção: uma formulação mista (*Mixed Integer Linear Problem – MILP*) com discretização uniforme do tempo e uma aplicação de *Simulated Annealing*.

A divisão do problema em dois níveis, o nível de planejamento e o nível de programação de produção, tem sido a abordagem tanto industrial quanto em trabalhos acadêmicos. Porém esta divisão não é fácil: o nível de planejamento deveria incluir diversos aspectos da programação

da produção de forma a gerar planos aceitáveis para esta última. Por exemplo, a hipótese de capacidade infinita em sistemas MRP, pode levar a uma situação infactível se os *lead times* não são suficientemente grandes.

Na literatura acadêmica da área de engenharia química a linha principal tem sido o desenvolvimento de modelos de planejamento simplificados baseados nos modelos da programação de produção, pela agregação do tempo e da agregação de restrições (KUDVA *et al.*, 1994; BASSETT *et al.*, 1996 e SUBRAHMANYAM *et al.*, 1996). O objetivo são modelos simplificados que são utilizados, a partir de formulações de programação mista, para determinar os requisitos de produção em cada período de tempo agregado. O problema, semelhante ao caso do MRP, é poder garantir que o problema de programação da produção posterior será factível. Quando a situação não é factível, o recurso é a volta ao nível de planejamento e a introdução de limites nos requisitos de produção que podem ser alocados a cada período de tempo.

A abordagem conjunta dos problemas de planejamento e de programação da produção tem sido atacada por formulações de programação mista (KONDILI *et al.*, 1993; BAKER, 1993), mas a necessidade de uma representação suficientemente fina do tempo (para a programação da produção) leva, em geral, a problemas de dimensão demasiado grande.

Neste trabalho propõe-se uma solução em dois níveis, na qual o nível de planejamento fornece, como resultado, um conjunto de janelas de tempo factíveis em termos de capacidade dos equipamentos sob diversas circunstâncias. Neste sentido, é um passo na inclusão das restrições de capacidade dos equipamentos na fase de planejamento.

2. Fase de Planejamento

A modelagem do processo de produção é feita utilizando a representação de Redes Estado-Tarefa (*State Task Network – STN*) introduzida em (KONDILI *et al.*, 1993). Trata-se de uma representação em forma de grafo no qual

os nós representam estados (matérias-primas, produtos intermediários e produtos finais) ou tarefas (estágios na transformação das matérias-primas em produtos finais). A Figura 1 mostra um exemplo de representação STN. A tarefa *TA* processa o estado de entrada *S1* dando lugar ao estado *S3*, ambos em quantidades iguais ao tamanho de batelada de *TA*. Já a tarefa *TC* tem dois estados de entrada, *S2* e *S3*, em proporções de 80% e 20% do tamanho de batelada de *TC*, e produz dois estados de saída, *S4* e *S5*, na mesma proporção de 50%.

Cabe notar que o grafo STN representa apenas a receita de fabricação; não inclui a alocação de tarefas a processadores, podendo existir várias alocações possíveis como é corrente em plantas multipropósito. Os tempos de processamento das tarefas são considerados fixos, independentes da alocação. Caso contrário, o estágio em questão tem de ser representado por duas (ou mais) tarefas com tempos de processamento diferentes (função dos processadores em que estão habilitadas). A representação STN específica, para cada tarefa, os estados de entrada e saída, assim como suas porcentagens, na entrada e saída, com relação ao tamanho da batelada da tarefa (frações mássicas). As informações na representação STN são análogas às contidas no *bill of materials* utilizado em sistemas MRP, mas é uma ferramenta com maior potencialidade de representação de receitas complexas de produção, tais como ciclos, frequentes na indústria química.

A estrutura para o sistema de planejamento proposto é a indicada na Figura 2.

A obtenção das janelas de processamento é feita em três passos:

- Determinação da quantidade de bateladas de cada tarefa e dos instantes de término mais tarde (*latest finishing times – LFT*) respectivos a partir da demanda de produtos finais e de uma alocação única de tarefas a processadores;
- Determinação dos tempos de início mais cedo (*earliest beginning times – EBT*) para todas as bateladas a partir de um plano de fornecimento de matérias-primas;

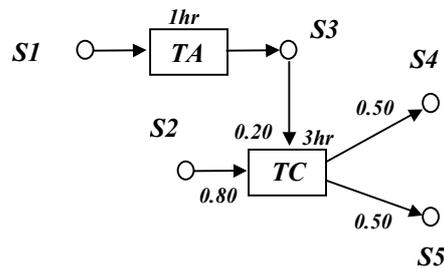


Figura 1 – Representação *State Task Network*.

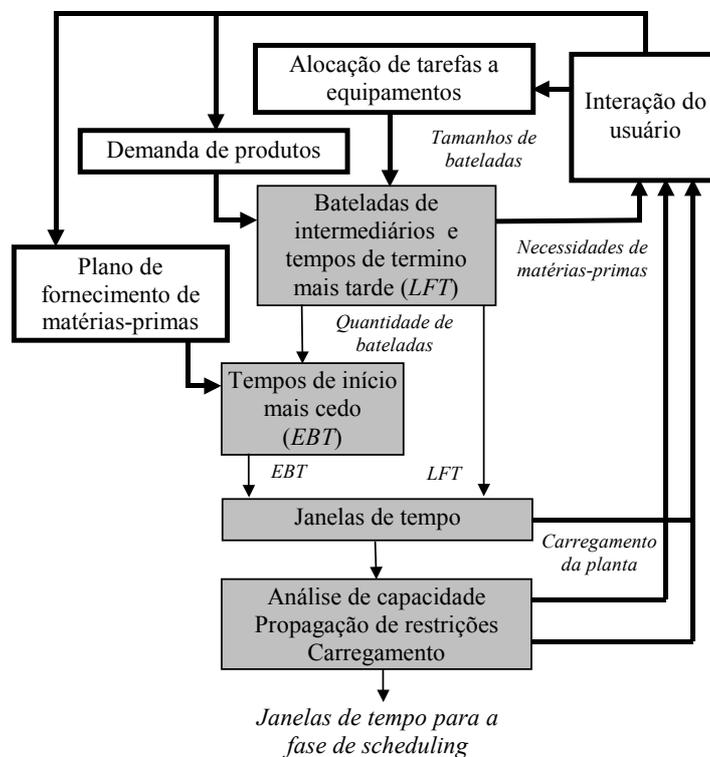


Figura 2 – Estrutura do sistema de planejamento.

- Propagação das restrições induzidas pelas janelas de processamento (*EBT*, *LFT*) obtendo as janelas de processamento para a fase de programação da produção.

2.1 Quantidade de Bateladas e Instantes de Término Mais Tarde

O procedimento é semelhante à fase de explosão em sistemas MRP (ORLICKY, 1975). Inicia-se com os produtos finais e percorre-se o

diagrama STN até as matérias-primas determinando a demanda de cada estado induzida pelos produtos finais. A representação STN permite determinar facilmente a ordem em que os estados devem ser tratados (*low level coding*). Da mesma forma que em sistemas MRP, nesta fase deve ser determinado o tamanho de batelada para cada estado ou tarefa produzindo cada estado. Frequentemente, na indústria química, a liberdade para definir o tamanho de batelada de uma tarefa é muito restrita devido a limitações

tecnológicas no equipamento (ex. reatores) ou pouco conhecimento de fatores de escala na receita; no sistema desenvolvido tem se optado por um tamanho de batelada fixo. A determinação deste tamanho de batelada implica em definir uma alocação única de tarefas a equipamentos (permitindo a alocação de várias tarefas ao mesmo equipamento), o que constitui uma das três entradas do sistema de planejamento. Ou seja, as diferentes opções possíveis de alocação de equipamentos devem ser analisadas como cenários de planejamento diferentes, sendo que a informação sobre o carregamento dos equipamentos em cada caso, fornece ao usuário meios para selecionar as modificações possíveis.

Diferentemente dos sistemas MRP, a fase de explosão não utiliza *lead times* mas apenas os tempos de processamento (acrescentados de tempos de *setups* independentes da seqüência), isto porque nesta fase não se determinam *release times*, apenas instantes de término mais tarde (*LFT* – *latest finishing time*).

A fase de explosão termina com a obtenção de um plano de fornecimento de matérias-primas. Este plano é um plano limite na medida que só seria factível se todos os equipamentos fossem dedicados, ou seja, se não existisse compartilhamento de processadores por diferentes tarefas. O plano é também individualizado, na medida em que cada batelada consumindo matéria-prima origina uma demanda com *due date* específico. Qualquer plano de fornecimento de matéria-prima será certamente mais agregado e deverá preceder no tempo a este plano limite. A introdução de um plano realista é feita pelo usuário e modificada interativamente até conseguir um resultado do planejamento factível e que implique um carregamento da planta julgado adequado.

2.2 Determinação de Tempos de Início Mais Cedo e Obtenção das Janelas de Tempo Iniciais

Os instantes de início mais cedo de todas as bateladas (já determinadas no passo anterior) são

obtidos a partir de um plano de fornecimento de matérias-primas introduzido pelo usuário. O procedimento consiste apenas em um balanço de massa iniciando com as matérias-primas e percorrendo o STN até os produtos finais. Obtém-se desta forma o tempo de início mais cedo – *EBT* para cada batelada dos estados intermediários e dos produtos finais. Para cada batelada, o par (*EBT*, *LFT*) determina a sua janela de tempo para produção. Dada a alocação única de tarefas a equipamentos, essas janelas de tempo de produção de estados são também as janelas de processamento das bateladas das tarefas produtoras. Cada janela deve ser obviamente maior que o tempo de processamento mais qualquer tempo de *setup* necessário, mas deverá incluir uma folga para permitir o compartilhamento de processadores. Esta folga corresponde à diferença entre o *lead time* e o tempo de processamento em sistemas MRP, mas assim como nestes sistemas a folga é um dado de entrada (através do *lead time*) aqui ela é determinada por uma análise do carregamento dos processadores induzido pelas janelas de processamento.

2.3 Propagação de Restrições

A fase de propagação de restrições tem como objetivo determinar as reduções nas janelas de processamento das bateladas impostas pelas condições do problema. As condições que podem levar a reduções, implementadas no sistema de planejamento, são as seguintes:

- intervalos de tempo com ocupação obrigatória de equipamentos;
- ordenamentos entre bateladas de tarefas diferentes alocadas ao mesmo equipamento;
- dependência entre as janelas de tempo de bateladas produtoras e consumidoras de um estado intermediário (balanço de massa);
- ordenamento entre bateladas sucessivas de uma mesma tarefa;
- restrições sobre as janelas de tempo de bateladas ligadas por estados intermediários com condições de armazenagem restritas.

A. Intervalos de ocupação obrigatória (Intervals of total reliance, SADEH 1991)

Dada a janela de tempo (EBT , LFT) de uma batelada, com tempo de processamento TP , se $LFT - TP < EBT + TP$, o intervalo ($LFT - TP$, $EBT + TP$) será necessariamente utilizado pela batelada. Esta ocupação obrigatória do equipamento, ao qual a tarefa está alocada, implica que o equipamento não estará disponível para outras bateladas neste intervalo. A propagação desta restrição pode levar à redução das janelas de outras bateladas se estas janelas incluem o intervalo.

B. Ordenamentos entre bateladas de tarefas diferentes alocadas ao mesmo equipamento.

A detecção de ordenamentos induzidos pelas janelas de processamento utiliza ferramentas desenvolvidas na área de Busca Orientada por Restrições (LE PAPE, 1994; BAPTISTE & LE PAPE, 1995), que tem sido incorporadas em *softwares* de programação de produção comerciais (ILOG, 1997).

De forma resumida, trata-se de determinar ordenamentos obrigatórios entre pares de bateladas. Sejam A e B duas bateladas competindo pelo mesmo processador, com janelas de processamento dadas por (EBT_A, LFT_A) e (EBT_B, LFT_B) e tempos de processamento TP_A e TP_B . Definem-se os instantes de início mais tarde (*latest beginning time* – LBT) e de término mais cedo (*earliest finishing time* – EFT) como: $LBT_A = LFT_A - TP_A$ e $EFT_A = EBT_A + TP_A$. A possibilidade de ordenamento tem que ser analisada apenas se as duas janelas tem interseção. A situação é infactível, ou seja as bateladas não poderão ser processadas dentro das suas janelas, se a condição 1 é satisfeita.

$$\max(LFT_A, LFT_B) - \min(EBT_A, EBT_B) < TP_A + TP_B \quad [1]$$

Se a situação é factível, um ordenamento pode ser deduzido se alguma das duas condições 2a ou 2b é satisfeita.

$$EFT_B > LBT_A \text{ então } A \text{ h } B \text{ (A precede B)} \quad [2a]$$

$$EFT_A > LBT_B \text{ então } B \text{ h } A \text{ (B precede A)} \quad [2b]$$

Estes ordenamentos dão lugar a reduções nas janelas nas seguintes situações:

A precede B

$$\begin{aligned} \text{se } EBT_B < EBT_A + TP_A &\Rightarrow \\ EBT_B &= EBT_A + TP_A \\ \text{se } LFT_A > LFT_B - TP_B &\Rightarrow \\ LFT_A &= LFT_B - TP_B \end{aligned} \quad [3a]$$

B precede A

$$\begin{aligned} \text{se } EBT_A < EBT_B + TP_B &\Rightarrow \\ EBT_A &= EBT_B + TP_B \\ \text{se } LFT_B > LFT_A - TP_A &\Rightarrow \\ LFT_B &= LFT_A - TP_A \end{aligned} \quad [3b]$$

No primeiro caso (equação 2a) A precede B e portanto EBT_B tem um valor mínimo de forma a permitir o processamento de A antes. Da mesma forma LFT_A tem um valor máximo para permitir o processamento de B depois (equações 3a). A situação inversa ocorre no segundo caso (equações 2b e 3b).

Qualquer relação de ordenamento é deduzida da condição $LFT_r - EBT_r \geq TP_r$ onde r representa qualquer conjunto de bateladas competindo por um processador. Existem $(2^n - 1)$ conjuntos para n bateladas. Uma forma de reduzir a dimensão do problema foi apresentada em CASEAU & LABURTHE (1994) pela utilização do conceito de intervalo de tarefas (*task interval*). Um intervalo de tarefas é definido como o conjunto de tarefas (bateladas) construído a partir de duas tarefas A e B (que podem ser a mesma) escolhendo as tarefas i tais que $EBT_i \geq EBT_A$ e $LFT_i \leq LFT_B$. Os autores provam que apenas é necessário considerar estes conjuntos, a vantagem sendo que o número de conjuntos é no máximo n^2 .

O ordenamento entre uma tarefa e um intervalo de tarefas é deduzido, na referência acima citada, nas seguintes situações:

- *Exclusão: ordenamento entre uma tarefa A e um intervalo de tarefas Ω ($A \notin \Omega$)*

Para um conjunto Ω o LFT_{Ω} (EBT_{Ω}) é definido como o máximo LFT (mínimo EBT) das tarefas pertencentes a Ω e o tempo de processamento como a soma dos tempos de processamento das tarefas.

Definindo $\Phi = \Omega \cup A$ a situação será infactível se $LFT_{\Phi} - EBT_{\Phi} < TP_{\Omega} + TP_A$. Em uma situação factível o ordenamento pode ser deduzido em dois casos:

- (a) se $LFT_{\Omega} - EBT_A < TP_{\Omega} + TP_A$ então *A não precede o conjunto Ω* , portanto a seguinte restrição deve ser satisfeita.

$$EBT_A \geq \min_{i \in \Omega} (EBT_i + TP_i) \quad [4a]$$

- (b) se $LFT_A - EBT_{\Omega} < TP_{\Omega} + TP_A$ então *A não segue o conjunto Ω* , portanto a seguinte restrição deve ser satisfeita.

$$LFT_A \leq \max_{i \in \Omega} (LFT_i - TP_i) \quad [4b]$$

Em dois casos podem ser obtidas condições de ordenamento mais fortes. No caso (a) se, adicionalmente, $LFT_{\Omega} - EBT_{\Omega} < TP_{\Omega} + TP_A$ significa que *A* não pode ser processada entre as tarefas *i* pertencentes a Ω . Dado que já é conhecido que *A* não precede o conjunto Ω tem-se que *A* precede o conjunto Ω . Neste caso EBT_A deve ser maior que o instante de término mais cedo ($EFT - earliest finishing time$) do conjunto Ω . Um limitante inferior para este é $EBT_{\Omega} + TP_{\Omega}$, portanto:

$$EBT_A \geq EBT_{\Omega} + TP_{\Omega} \quad [5a]$$

Neste caso também os LFT das tarefas *i* pertencentes ao conjunto Ω devem satisfazer

$$LFT_i \leq LFT_A - TP_A \quad \forall i \in \Omega \quad [6a]$$

No mesmo caso (a) a conclusão *Ω precede A* também é obtida se a tarefa *A* deve seguir qualquer tarefa $i \in \Omega$ porque $EBT_A + TP_A > LFT_i - TP_i \quad \forall i \in \Omega$, e neste caso as condições 5a e 6a devem também ser satisfeitas.

No caso (b), se adicionalmente $LFT_{\Omega} - EBT_{\Omega} < TP_{\Omega} + TP_A$, isto significa que *A* não pode ser processada entre as tarefas *i* pertencentes a Ω . Dado que já é conhecido que *A* não segue o conjunto Ω , conclui-se que *A* precede Ω . Neste caso LFT_A deve ser menor que o LFT do conjunto Ω . Um limitante superior para este é $LFT_{\Omega} - TP_{\Omega}$ e portanto:

$$LFT_A \leq LFT_{\Omega} - TP_{\Omega} \quad [5b]$$

Também neste caso os EBT para as tarefas *i* pertencentes a Ω devem satisfazer:

$$EBT_i \geq EBT_A + TP_A \quad \forall i \in \Omega \quad [6b]$$

No mesmo caso (b) a conclusão *A precede Ω* também é obtida se a tarefa *A* deve preceder qualquer tarefa $i \in \Omega$ porque $LFT_A - TP_A < EBT_i + TP_i \quad \forall i \in \Omega$, e então as condições 5b e 6b devem ser satisfeitas.

- *Edge Finding: ordenamento entre uma tarefa A e um intervalo de tarefas Ω ($A \in \Omega$)*

A situação é infactível se $LFT_{\Omega} - EBT_{\Omega} < TP_{\Omega}$. Em uma situação factível podem ser deduzidos ordenamentos em dois casos:

$$LFT_{\Omega} - EBT_A < TP_{\Omega} \quad [7a]$$

então *A não precede o conjunto remanescente $\Omega - \{A\}$*

$$EBT_{\Omega} - LFT_A > TP_{\Omega} \quad [7b]$$

então *A não segue o conjunto remanescente $\Omega - \{A\}$*

Nestes casos são obtidas condições idênticas às equações 4a e 4b. No primeiro caso EBT_A é modificado para satisfazer:

$$EBT_A \geq \min_{i \in \Omega, i \neq A} (EBT_i + TP_i) \quad [8a]$$

No segundo LFT_A deve satisfazer:

$$LFT_A \leq \max_{i \in \Omega, i \neq A} (LFT_i - TP_i) \quad [8b]$$

A determinação de ordenamentos induzidos pelas janelas de tempo de bateladas competindo pelo mesmo processador pode originar desta forma reduções nas janelas de tempo através de aumentos de EBT e/ou diminuições de LFT .

C. Dependência entre as janelas de tempo de bateladas produtoras e consumidoras de um estado intermediário (balanço de massa).

A fase de planejamento, pelo processo de explosão, permite determinar as relações de precedência entre bateladas produtoras e consumidoras do mesmo estado. A precedência entre duas bateladas A e B implica que $EBT_B \geq EBT_A + TP_A$ e $LFT_A \leq LFT_B - TP_B$. Desta forma, por exemplo, qualquer aumento no EBT da batelada produtora A se traduz no aumento do EBT da batelada consumidora B . Torna-se assim necessária uma fase de propagação de restrições através da receita (STN), a chamada propagação intra-ordem em KENG *et al.* (1988), complementando a propagação interordem que focaliza os conflitos nos processadores.

D. Ordenamento entre bateladas sucessivas de uma mesma tarefa.

As bateladas sucessivas de uma mesma tarefa estão alocadas no mesmo processador e portanto, entre duas bateladas $A1$ e $A2$ pode-se impor que $EBT_{A2} \geq EBT_{A1} + TP_A$ e $LFT_{A1} \leq LFT_{A2} - TP_A$.

E. Restrições sobre as janelas de tempo de bateladas ligadas por estados intermediários com condições de armazenagem restritas.

As limitações nas condições de armazenagem são muito frequentes na indústria química dada a natureza dos produtos intermediários. Na literatura tem sido classificadas como: FIS (*Finite Intermediate Storage*), NIS (*No Intermediate Storage*) quando não existe tanque para a armazenagem mas o produto pode ser armazenado no

processador e ZW (*Zero Wait*) quando o produto é instável e não pode portanto ser armazenado.

Essas restrições, diferentemente das restrições de balanço de massa, não podem ser representadas por relações de precedência entre bateladas, a exceção sendo o caso ZW.

Considere, por exemplo a situação representada na Figura 3. Dada a condição ZW sobre o estado intermediário, uma mudança (redução) no LFT de uma batelada produtora (TA) exige uma redução no LFT da batelada consumidora (TB) correspondente. Esta propagação pode ser feita utilizando apenas as relações de precedência impondo $LFT_B = LFT_A + TP_B$. Da mesma forma, na situação em que ocorre um aumento no EBT de uma batelada consumidora (TB), tem-se $EBT_A = EBT_B - TP_A$.

A situação NIS não pode ser resolvida apenas pelas relações de precedência, como é ilustrado na Figura 4.

Supõe-se uma mudança (redução) no LFT da batelada m da tarefa produtora TA . Inicialmente isto origina uma redução do intervalo de tempo em que o produto intermediário resultado da batelada $m - 1$ pode ser armazenado no processador da tarefa TA . Como consequência o LFT da batelada $m - 1$ da tarefa consumidora TB deve ser reduzido.

A situação FIS exige a análise dos perfis de produção e consumo mais tarde ou mais cedo como exemplificado na Figura 5.

Supõem-se duas bateladas da tarefa produtora TA e quatro bateladas da tarefa consumidora TB e uma mudança (redução) no LFT da segunda batelada produtora. A propagação desta redução para a primeira batelada origina um perfil de produção mais tarde que, junto com o perfil de consumo mais tarde, implica ultrapassar a capacidade de armazenagem. Alguns $LFTs$ das bateladas consumidoras devem ser reduzidos, ou, em outras palavras, alguns $LFTs$ das bateladas consumidoras não são possíveis.

Os dois últimos exemplos mostram que as condições de armazenagem podem introduzir restrições, que não são detectadas quando a propagação é feita utilizando apenas restrições

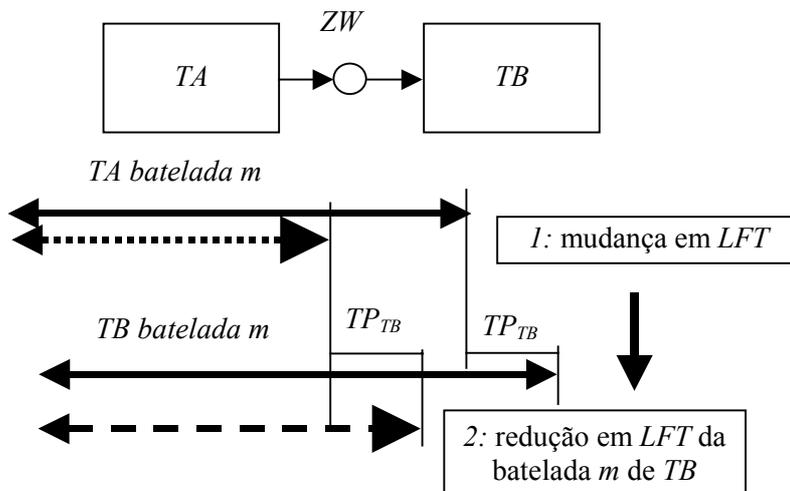


Figura 3 – Estado com política ZW.

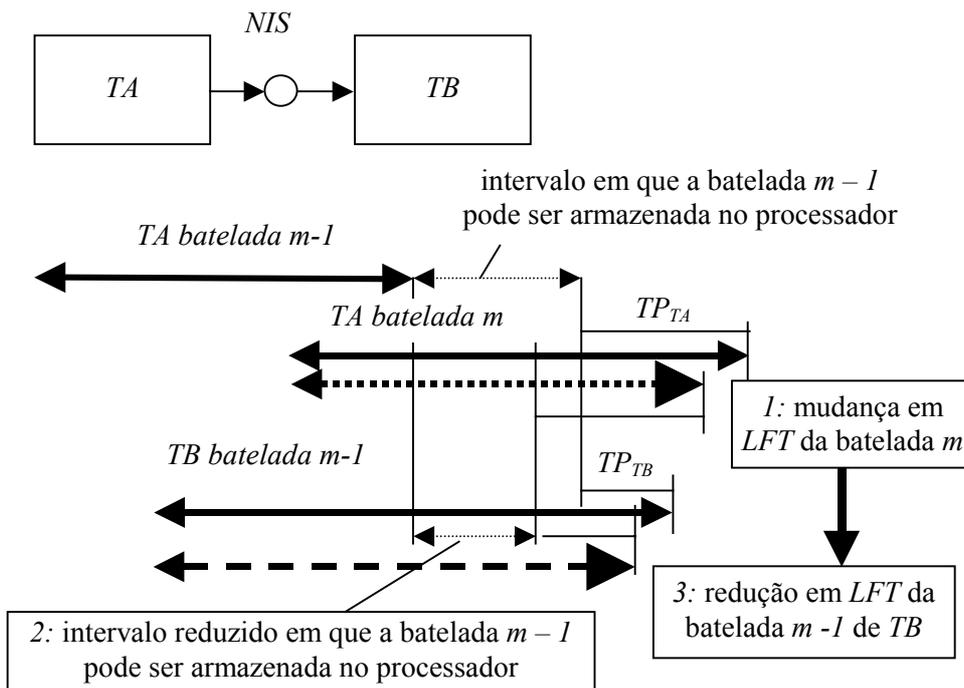


Figura 4 – Estado com restrição NIS.

de precedência. Torna-se necessária uma propagação baseada em balanços de massa e mais abrangente.

Nas técnicas de Busca Orientada por Restrições, a propagação de restrições através da receita é feita utilizando relações temporais entre

EBTs e LFTs de bateladas produtoras e consumidoras. Trata-se basicamente de relações de precedência que podem ser obtidas a partir na fase de explosão. Curiosamente, essas relações temporais são dados de entrada nos sistemas atualmente disponíveis (ILOG, 1997), devendo

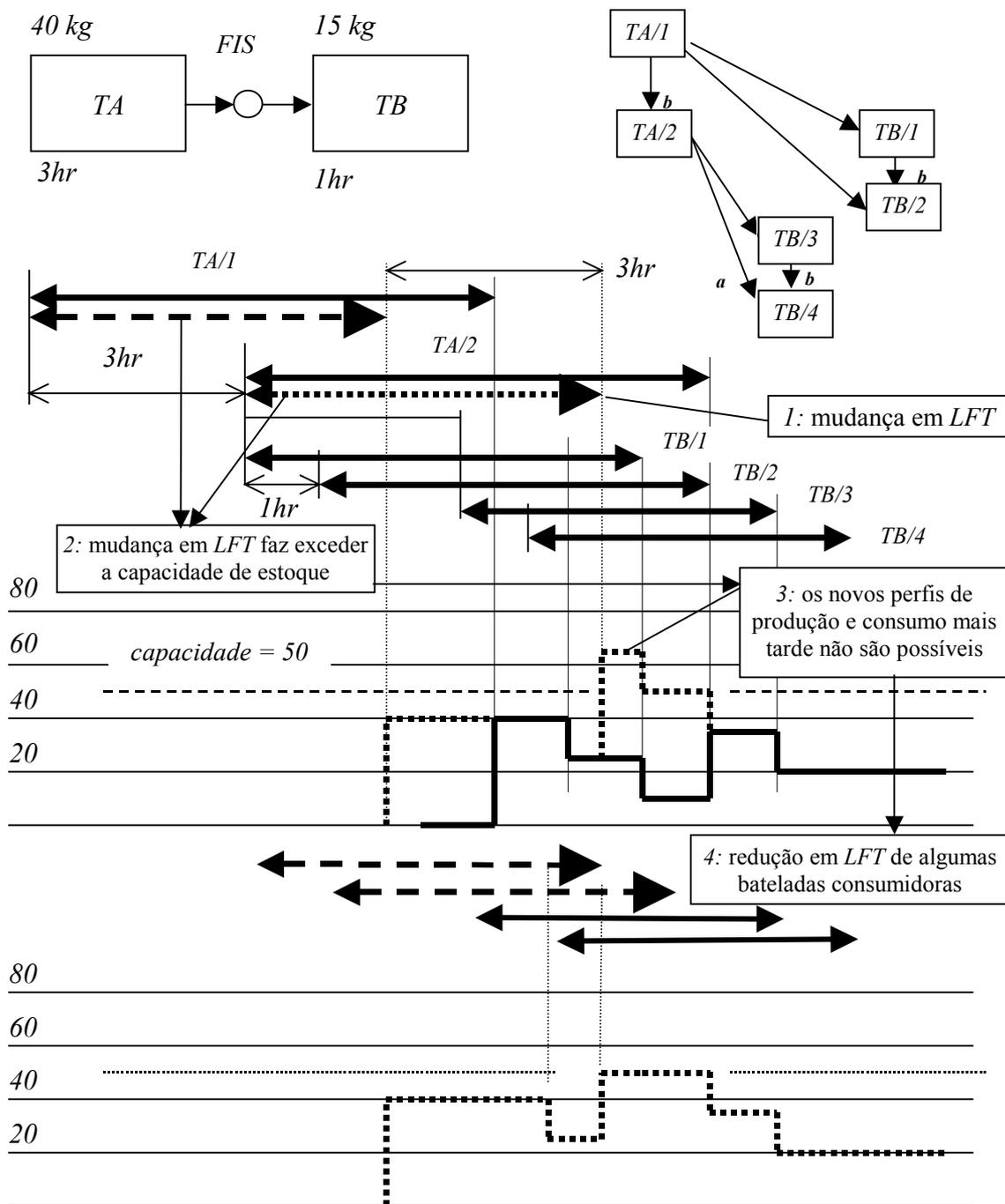


Figura 5 – Estado com restrição FIS.

ser completados com uma fase de pré-processamento (DAS *et al.*, 1998, 1999) que forneça estes dados. Os dois primeiros passos na fase de planejamento aqui proposta têm essa finalidade.

Estes mecanismos de propagação de restrições tem sido implementados em um sistema intera-

tivo de planejamento e programação da produção. O objetivo é o desenvolvimento de técnicas para a programação da produção baseadas em abordagens de programação mista (*Mixed Integer Linear Programming – MILP*) e *Simulated Annealing* para situações com carregamento alto.

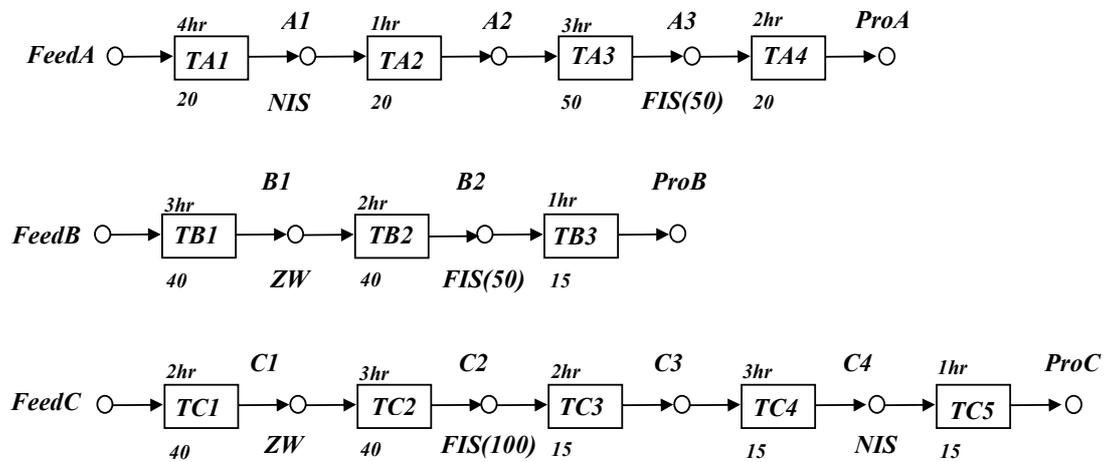


Figura 6 – Representação STN.

Tabela 1 – Atribuição de tarefas a equipamentos e condições de armazenamento.

(UIS, FIS, NIS: *Unlimited, Finite, No Intermediate Storage*) (ZW: *Zero Wait* – produto instável)

tarefas	equipamentos	estados	armazenamento
TA1	P1	A1	NIS
TA2	P2	A2	UIS
TA3	P7	A3	FIS (50)
TA4	P2	B1	ZW
TB1	P3 e P4	B2	FIS (50)
TB2	P5	C1	ZW
TB3	P6	C2	FIS (100)
TC1	P1	C3	UIS
TC2	P5	C4	NIS
TC3	P6		
TC4	P4		
TC5	P7		

Tabela 2 – Demanda de produtos.

produto	massa	due date	massa	due date
ProA	100	32	90	56
ProB	270	32		
ProC	75	56		

3. Exemplo: Fase de Planejamento

Trata-se da fabricação de três produtos finais. A Figura 6 contém a representação STN da receita e as Tabelas 1 e 2 a atribuição de tarefas

a equipamentos, as condições de armazenagem e a demanda de produtos finais.

Os dois primeiros passos da fase de planejamento levam ao resultado mostrado na Figura 7 na qual estão representadas as janelas de tempo

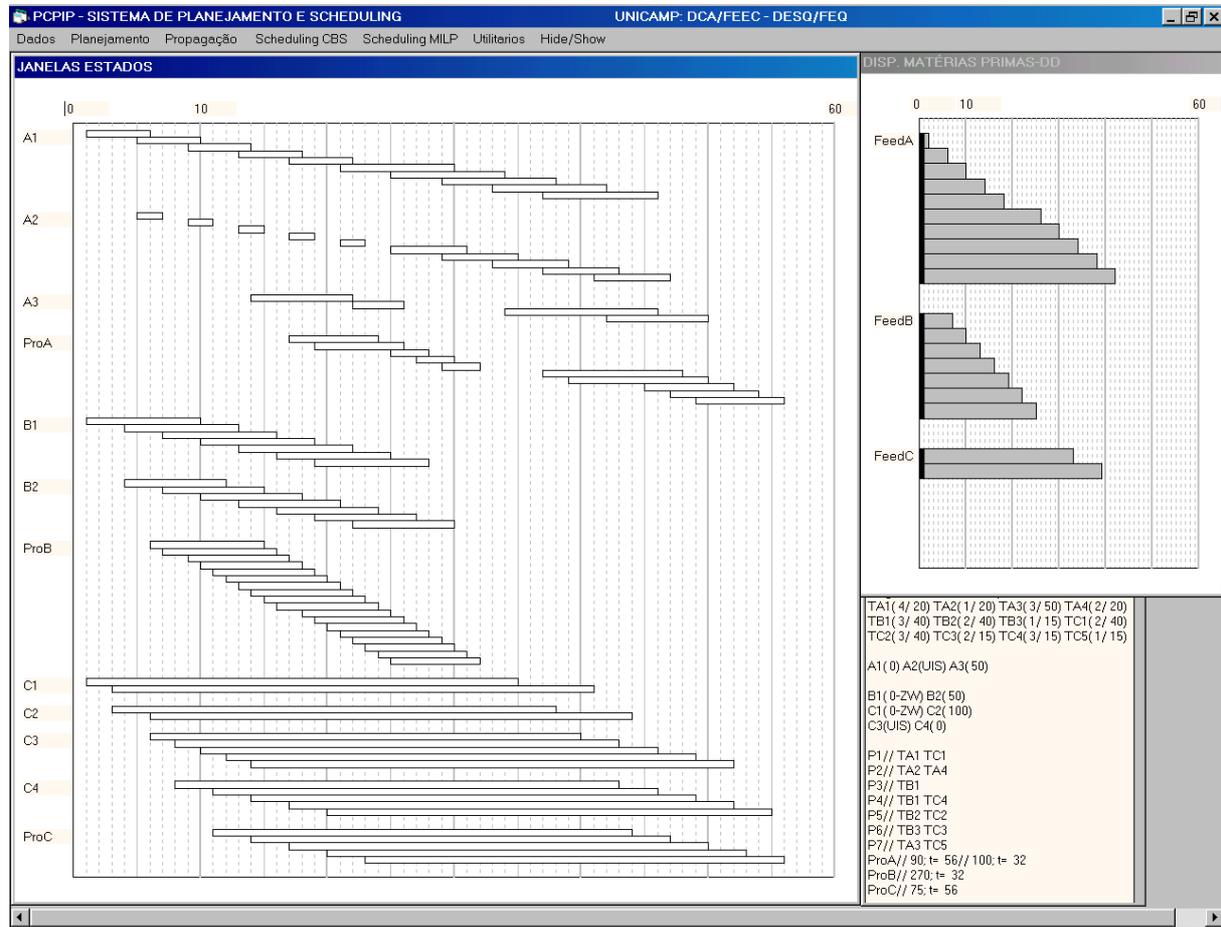


Figura 7 – Janelas de processamento para as bateladas de estados, plano limite de fornecimento de matérias-primas e plano atual.

das bateladas necessárias para a demanda dada na Tabela 2. Todas as matérias-primas estão disponíveis em $t = 1$. A Figura 8 representa as janelas de tempo para as bateladas das tarefas após a propagação de restrições, assim como o carregamento dos processadores.

Comparando as Figuras 7 e 8 observa-se que diversas janelas de processamento foram reduzidas no processo de propagação de restrições. Algumas destas reduções são discutidas a seguir.

- As cinco primeiras bateladas da tarefa *TA1*, produzindo o estado *A1*, têm janelas de tempo de 5 horas, sendo que o tempo de processamento de cada uma delas é de 4 horas. Apresentam então intervalos de ocupação obrigatória, mostrados na Figura 8. Estes intervalos reduzem drasticamente as janelas
- das bateladas da tarefa *TC1* (produzindo o estado *C1* – Figura 7), dado que utilizam o mesmo equipamento (*P1*);
- As nove primeiras bateladas da tarefa *TA2*, produzindo o estado *A2*, têm os seus *LFTs* diminuídos devido aos *LFTs* das mesmas bateladas da tarefa *TA1* dada a condição *NIS* para o estado *A1*. Uma situação análoga ocorre para as bateladas *TC5/1 – 4* (*C4* estado *NIS*) e para as bateladas *TB2/1 – 4* (*B1* estado *ZW*);
- Como resultado destas propagações a análise de capacidade nos processadores detecta os seguintes ordenamentos e reduções de janelas nos processadores *P1* e *P2* (estes ordenamentos não são visíveis na Figura 7 dado que resultaram das modificações nas janelas nos dois passos anteriores):

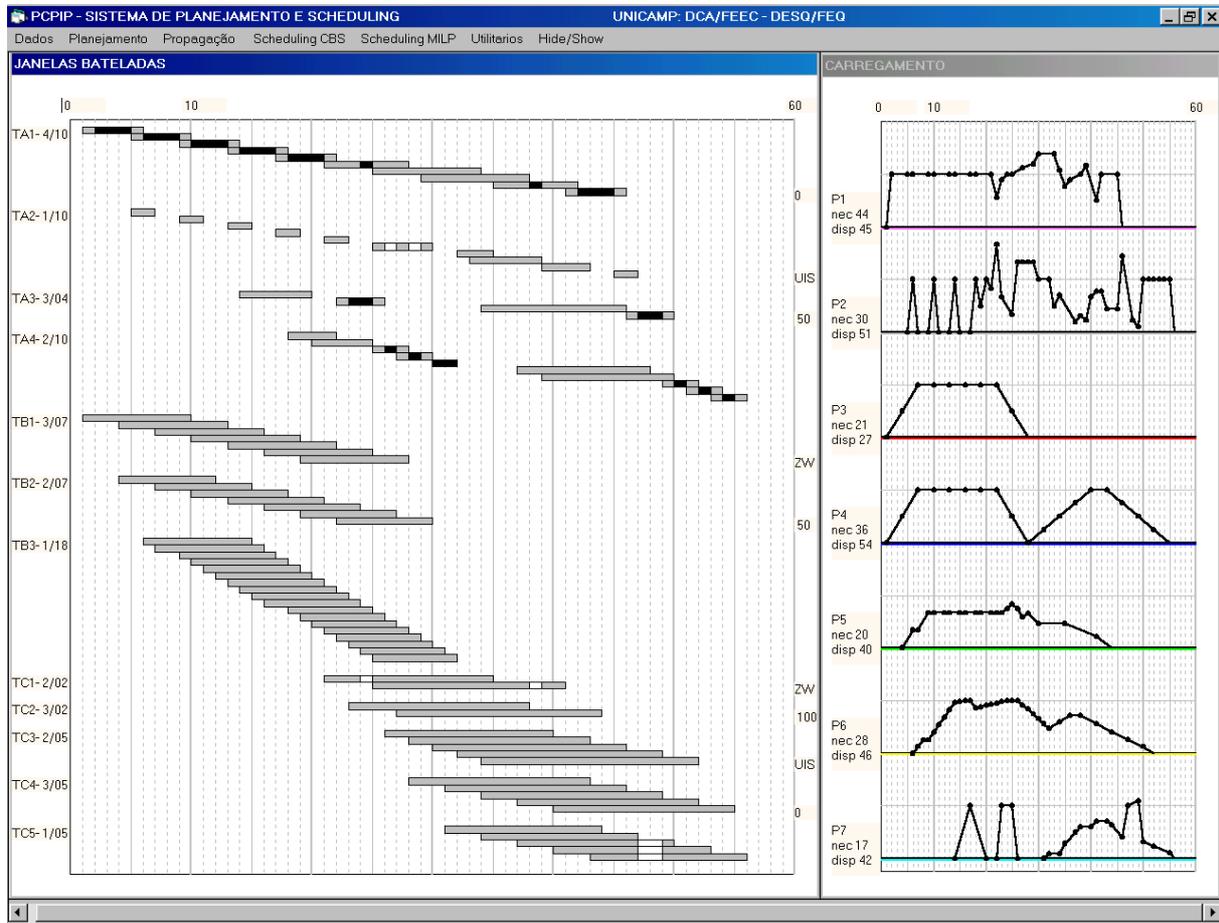


Figura 8 – Janelas de tempo das bateladas e carregamento dos processadores.

(preto: intervalos de ocupação obrigatória – *str* (SADEH, 1991), branco: intervalos não disponíveis por *str*)

- $TA1/6$ precede $TC1/2$ levando a um aumento de $EBT(TC1/2)$;
- O conjunto $\{TA1/6-8, TC1/1\}$ precede $TA1/9$ levando a um aumento de $EBT(TA1/9)$;
- O conjunto $\{TA1/6-9, TC1/1,2\}$ precede $TA1/10$ levando a um aumento de $EBT(TA1/10)$;
- $TA1/6$ precede o conjunto $\{TA1/7-9, TC1/2\}$ levando a uma diminuição de $LFT(TA1/6)$;
- $TA2/4$ precede $TA4/1$ levando a um aumento de $EBT(TA4/1)$;
- O conjunto $\{TA2/6, TA4/3,4\}$ precede $TA2/7$ levando a um aumento de $EBT(TA2/7)$;
- $TA4/2$ precede o conjunto $\{TA2/6, TA4/3,4\}$ levando a uma diminuição de $LFT(TA4/2)$;
- O conjunto $\{TA2/6, TA4/3,4\}$ precede $TA4/5$ levando a um aumento de $EBT(TA4/5)$;
- O conjunto $\{TA2/6, TA4/3 - 5\}$ precede $TA2/7$ levando a um aumento de $EBT(TA2/7)$;

A propagação de restrições por balanço de massa/armazenamento e por capacidade deve ser continuada, até que não se produzam mais modificações nas janelas. Neste exemplo, isto requer ainda dois passos levando finalmente ao resultado mostrado na Figura 8.

A Figura 8 mostra na sua parte direita o carregamento dos processadores. Para cada processador determina-se a demanda agregada, conceito introduzido em SADEH (1991). Dada uma batelada e sua janela de processamento, nesta referência define-se a demanda individual

da batelada por cada intervalo de tempo dentro da sua janela como a probabilidade de que este intervalo seja utilizado. Esta probabilidade é calculada facilmente a partir das diferentes possibilidades de alocação da batelada dentro da sua janela. A demanda agregada por um intervalo é definida como a soma das demandas individuais pelo intervalo por todas as bateladas que competem pelo mesmo processador. Esta demanda agregada tem apenas um valor qualitativo (soma de probabilidades), mas fornece uma indicação clara da disputa no tempo pelos processadores. Na Figura 8 observa-se que a maior disputa está localizada nos processadores P1 e P2: em P1 as bateladas {TA1/6 – 9, TC1/1,2} tem uma folga de apenas 1 intervalo e em P2 as bateladas {TA2/6, TA4/3,4} têm folga zero. A partir destas informações cabe ao usuário decidir se o planejamento pode ser encaminhado ao chão-de-fábrica ou se ele é inaceitável pelas folgas reduzidas. Neste último caso alguma(s) das três entradas do sistema interativo (Figura 2) deverão ser modificadas. O fornecimento de matérias-primas pode ser antecipado, a atribuição de tarefas a processadores pode ser modificada ou a demanda pode ser negociada. A Figura 8 é útil nesta fase dado que visualiza os gargalos, permitindo por exemplo uma análise preliminar das alternativas de atribuição; preliminar porque se a mudança na atribuição implica em uma mudança do tamanho de batelada o resultado final só será conhecido após uma nova fase de explosão no planejamento.

4. Exemplo: Fase de Programação

O resultado do planejamento na forma de um conjunto de janelas de processamento tem sido utilizado na fase de programação da produção em duas abordagens: programação mista (MILP) e *Simulated Annealing*.

Programação Mista (MILP)

O modelo MILP foi obtido a partir da formulação apresentada em KONDILI *et al.* (1993)

que utiliza uma representação discreta do tempo com intervalo de discretização constante. As variáveis binárias $W_{i,j,t}$ representam o início de processamento da tarefa i , no processador j no intervalo t (Tabela 3). A nomenclatura e as equações básicas são descritas a seguir:

- *balanço de massa*: relaciona o estoque de estado s no intervalo t com o estoque no intervalo anterior, a produção, o consumo e os aportes ou retiradas.

$$S_{s,t} = S_{s,t-1} + \sum_{i \in OG_s} \rho_{is} \sum_{j \in J_i} B_{i,j,t-p_{is}} - \sum_{i \in OC_s} \rho'_{is} \sum_{j \in J_i} B_{i,j,t} + R_{s,t} - D_{s,t} \quad \forall t, s \quad [9]$$

- *tamanho de batelada*: restringe o tamanho de batelada pelos valores máximo e mínimo.

$$V_{i,j}^{\min} W_{i,j,t} \leq B_{i,j,t} \leq V_{i,j}^{\max} W_{i,j,t} \quad \forall i, j, t \quad [10]$$

- *utilização de equipamentos*: garante a não sobreposição de bateladas.

$$\sum_{i \in I_j} \sum_{t'=t}^{t-p_i+1} W_{i,j,t'} \leq 1 \quad \forall t, j \quad [11]$$

A crítica principal a esta formulação é o número elevado de variáveis binárias para problemas de médio ou grande porte. Isto porque o intervalo de discretização deve ser o maior denominador comum dos tempos de processamento das tarefas. Porém, a utilização de uma grade de tempo é muito adequada para introduzir as restrições impostas pelas janelas de tempo originadas pelo nível de planejamento. Estas janelas reduzem drasticamente o número de variáveis binárias e o âmbito das equações. As modificações em relação à formulação originalmente apresentada na referência acima referem-se às equações de balanço de massa e de compartilhamento de processadores que são descritas a seguir. Dado que a atribuição é fixada na fase de planejamento o índice j pode ser eliminado e o tamanho de batelada é fixo para cada tarefa (Tabela 4).

Tabela 3 – Índices, parâmetros e variáveis usados no modelo MILP (KONDILI *et al.*, 1993).

s	estados
t	intervalos
i	tarefas
j	equipamentos
ρ_{is}, ρ'_{is}	porcentagens de entrada(saída) do estado s na tarefa i
B_{ijt}	tamanho de batelada da tarefa i iniciando em j no intervalo t
OG_s, OC_s	tarefas i que tem s como estado de saída (entrada)
R_{st}	entrada (compra) de estado s no intervalo t
D_{st}	saída (venda) de estado s no intervalo t
p_{is}	tempo de processamento da tarefa (subtrem) i para produzir o estado s
p_i	$\max(p_{is})$
I_j	tarefas i habilitadas no processador j
J_i	processadores j habilitados para a tarefa i
V_{ij}^{min}	tamanho de batelada mínimo para a tarefa i no equipamento j
V_{ij}^{max}	tamanho de batelada máximo para a tarefa i no equipamento j
W_{bit}	variável binária $W_{ijt} = 1$ se a tarefa i inicia o seu processamento em j no intervalo t
S_{st}	estoque de estado s no intervalo t

Tabela 4 – Índices, parâmetros e variáveis usados no modelo MILP.

s	estados
$t, t-1$	intervalos
i	tarefas (subtrems)
b	bateladas
$Sa_{s,t}$	último intervalo antes do intervalo t para a recorrência do balanço de massa
$\rho_{is}, \bar{\rho}_{is}$	fatores mássicos
B_i	tamanho de batelada da tarefa (subtrem) i
OG_s	tarefas (subtrems) i que tem como estado de saída s
OC_s	tarefas (subtrems) i que tem como estado de entrada s
Tg_s	intervalos onde o estado s pode ser produzido
Tc_s	intervalos onde o estado s pode ser consumido
R_{st}	entrada (compra) de estado s no intervalo t
D_{st}	saída (venda) de estado s no intervalo t
p_{is}	tempo de processamento da tarefa (subtrem) i para produzir o estado s
p_i	$\max(p_{is})$
δ_{is}	intervalo de tempo entre o início do subtrem i e o início de consumo do estado s
I_j	tarefa i ou tarefas pertencentes ao subtrem i atribuídas ao processador j
$sha_{t,j}$	intervalos no processador j em que existe disputa entre bateladas
$ebt_{i,b}$	tempo de início mais cedo da tarefa (subtrem) i , batelada b
$lft_{i,b}$	tempo de término mais tarde da tarefa (subtrem) i , batelada b
$\phi_{i,j}$	soma dos tempos de processamento das tarefas no subtrem i precedendo a tarefa atribuída ao processador j
W_{bit}	variável binária $W_{bit} = 1$ se a batelada b da tarefa (subtrem) i inicia o seu processamento no intervalo t
S_{st}	estoque de estado s no intervalo t

A equação 12 representa a equação de balanço de massa, e em relação a equação original foi modificada nos seguintes aspectos:

- O índice i passa a representar subtrens, definidos como conjuntos de tarefas operando em modo ZW. A alocação da primeira tarefa de um subtrem implica a alocação de todas as outras tarefas constituindo o subtrem;
- Os intervalos onde o estoque de um estado s pode mudar são conhecidos *a priori*, a partir das janelas de tempo obtidas na fase de planejamento, e portanto a equação de balanço pode ser restrita a estes intervalos;

$$S_{st} = S_{s,t-1} + \sum_{t-1 \in Sa_{s,t}} \sum_{i \in OG_s} \rho_{is} B_i * \sum_{t \in Tg_s} W_{b,i,t-p_{is}} - \sum_{i \in OC_s} \bar{\rho}_{is} B_i * \sum_{t \in Tc_s} W_{b,i,t-\delta_{is}} + R_{st} - D_{st} \quad \forall t, s / t \in Tg_s \cup Tc_s \quad [12]$$

A disputa entre tarefas atribuídas ao mesmo processador é modelada pela equação 13, na qual o conjunto $sha_{t,j}$ contém os intervalos t do processador j onde existe sobreposição de janelas. Apenas nesta situação pode existir disputa.

$$\sum_{\substack{i,b \\ i \in I_j}} \sum_{\substack{t = t - \phi_{ij} \\ t \geq ebt_{bi} \\ t \leq lft_{bi}}}^{t - \phi_{ij} - p_i + 1} W_{b,i,t} \leq 1 \quad \forall t, j / t \in sha_{t,j} \quad [13]$$

A função de custo utilizada é a soma dos avanços das bateladas de produtos finais em relação aos prazos de entrega.

Estas modificações levam a uma redução grande na quantidade de variáveis binárias e no número de equações. Evidentemente esta redução será tanto maior quanto mais reduzidas sejam as janelas de processamento.

A experiência com esta formulação tem mostrado, em diversos exemplos, a degenerescência típica desta formulação em problemas de dimensão média ou grande: a dificuldade em obter-se soluções inteiras. Em todos os casos

analisados a razão foi a mesma; a existência de equipamentos dedicados ou com carregamento baixo, que permitem muitas possibilidades de alocação para as bateladas. Certamente, em uma situação real, os programadores de produção deixariam de lado estes equipamentos, concentrando a sua atenção no problema com os equipamentos mais carregados. Isto porque as implicações da solução do problema nos processadores carregados sobre os equipamentos dedicados ou pouco carregados será facilmente satisfeita.

Uma formulação MILP reduzida tem sido desenvolvida com este propósito. O usuário escolhe as tarefas a serem consideradas pela formulação em função do carregamento dos equipamentos obtido na fase de planejamento. Como algumas tarefas são eliminadas do modelo original, torna-se necessária uma equação adicional (equação 14), basicamente uma equação de ligação entre as bateladas de tarefas *ativas* ligadas no STN por tarefas *inativas*. O objetivo desta equação é o de garantir um intervalo de tempo suficiente entre as bateladas *ativas* de forma que as bateladas *inativas* possam ser executadas. A determinação destes intervalos ($gap_{b,i,b',i'}$ na equação 14) é feita na fase de planejamento, quando são obtidas as relações de precedência entre bateladas devidas aos balanços de massa.

$$\left(\sum_t W_{b,i,t} \times t \right) + gap_{b,i,b',i'} + p_i \leq \left(\sum_t W_{b',i',t} \times t \right) \quad \forall i, i', b, b' / (i, b) \text{ e } (i', b') \text{ ativas e } (i, b) \text{ é necessária para a execução de } (i', b') \quad [14]$$

Esta formulação pode ser vista como uma tentativa de eliminar do MILP a consideração de processadores não-gargalos.

A Figura 9 mostra a solução obtida com a formulação MILP não reduzida.

A solução foi obtida utilizando OSL e a linguagem GAMS. As características principais do problema MILP são 1564 equações, 314 variáveis contínuas e 538 variáveis binárias. A solução foi obtida com 192282 iterações e 23467

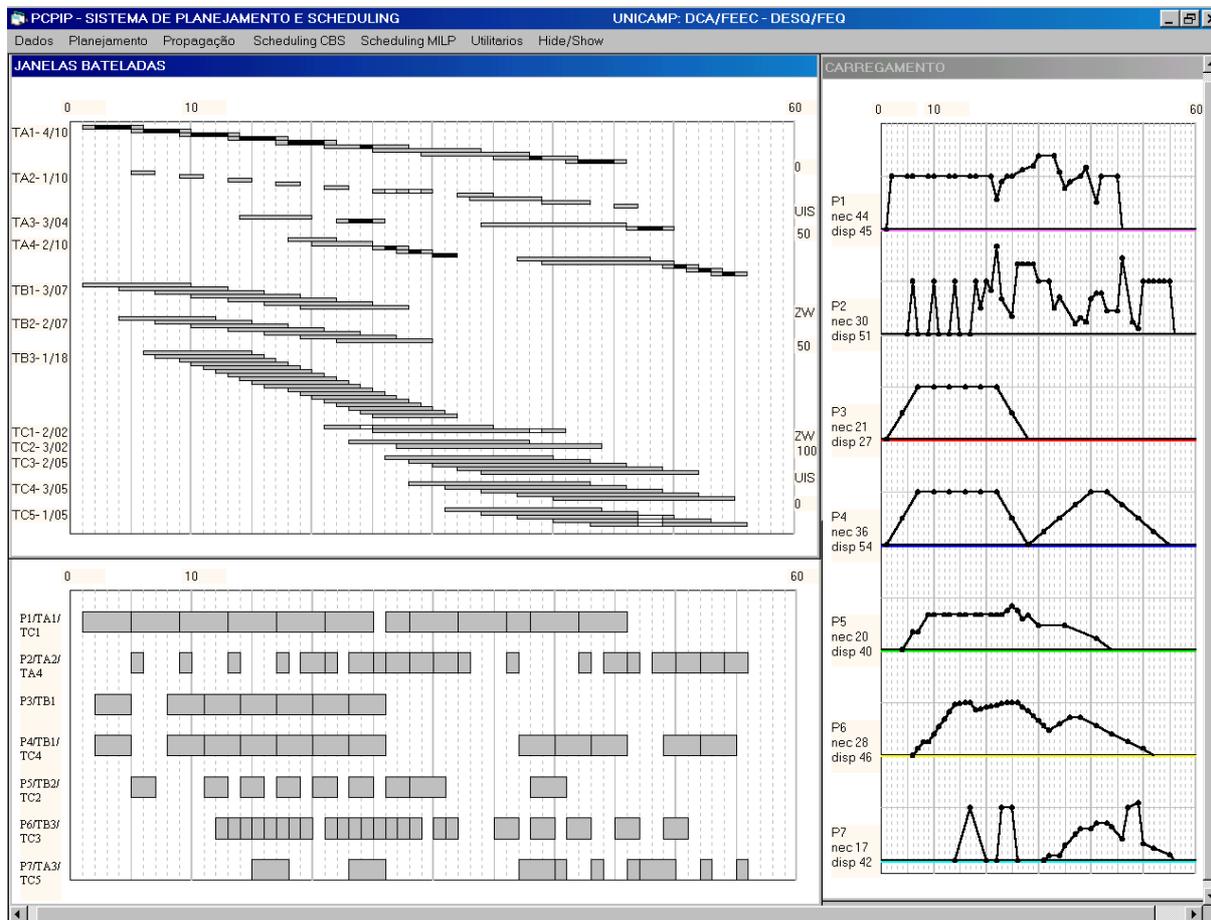


Figura 9 – Resultado do planejamento e carta de Gantt obtida com a formulação não reduzida.

nós e o limite para interromper a execução (OPTCR) foi fixado em 0.01. Para alcançar este gap foram necessárias 215781 iterações. A solução inteira assim obtida tem um avanço total de 36 horas.

A seguir foi utilizado o modelo reduzido eliminando as tarefas TB3 e TC3. Estas tarefas estão alocadas ao equipamento P6 com carga baixa no intervalo em que as bateladas das duas tarefas se sobrepõem. A Figura 10 mostra a solução obtida com este modelo reduzido.

A solução completa é obtida num segundo passo em que as alocações da Figura 10 são mantidas, obtendo-se neste caso a mesma solução que a mostrada na Figura 9 com a formulação não reduzida. As características dos problemas MILP nos dois passos, e do problema não reduzido, estão incluídas na Tabela 5.

O exemplo ilustra o interesse do modelo reduzido que leva a uma redução drástica do esforço computacional. O segundo passo poderia ser resolvido sem uma formulação MILP dado que a alocação das bateladas de TB3 e TC3 nas janelas remanescentes é simples.

Simulated Annealing

A técnica de Simulated Annealing tem sido utilizada em problemas de programação da produção (KU & KARIMI, 1991; DAS *et al.*, 1990) mas, da mesma forma que os algoritmos genéticos (LÖHL *et al.*, 1998), pode gerar uma grande quantidade de candidatos inativos em problemas com restrições fortes. Na situação considerada, ou seja, a alocação dentro das janelas de processamento fornecidas pelo nível de planejamento, este resultado tem sido confirmado.

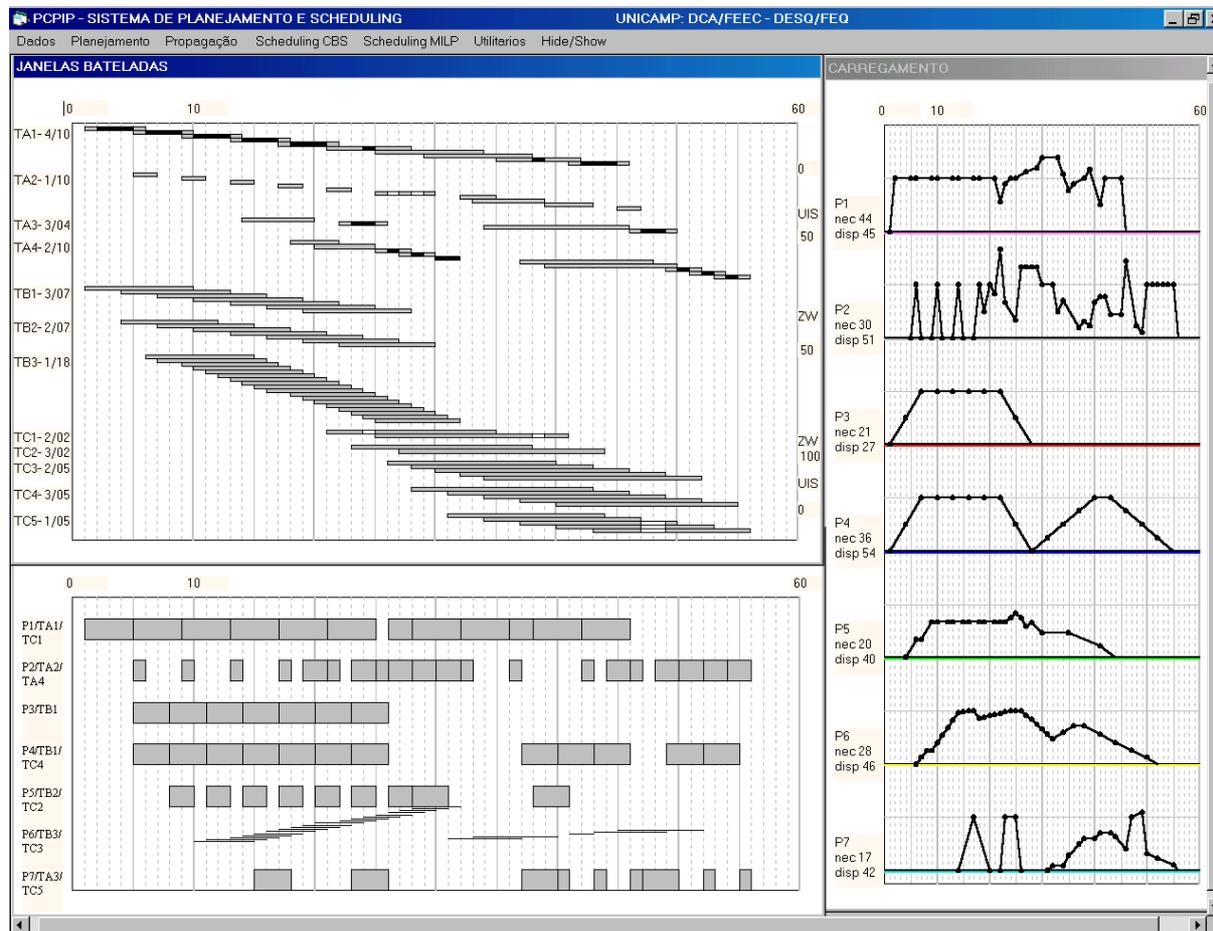


Figura 10 – Carta de Gantt obtida com a formulação reduzida e janelas remanescentes para as bateladas das tarefas TB3 e TC3.

A proposta apresentada em (RODRIGUES *et al.*, 2000) consiste na filtragem dos candidatos antes da sua avaliação (pelo seqüenciamento e alocação no tempo). Utiliza-se para isto uma representação em grafo do conjunto de bateladas a alocar com dois tipos de arcos dirigidos: i) os arcos representando as relações de ordenamento entre bateladas determinadas na fase de planejamento e, ii) os arcos representando os ordenamentos entre as bateladas na solução vigente.

A geração de um novo candidato a partir da solução vigente é feita pela permutação entre duas bateladas alocadas no mesmo equipamento. Esta permutação originará um candidato inactível se o novo grafo apresenta um ciclo.

A filtragem proposta consiste: i) na determinação das bateladas que podem fazer parte do

primeiro sorteio: aquelas que possuem arcos disjuntivos, e ii) para cada batelada habilitada para o primeiro sorteio, na determinação das bateladas que podem permutar com ela: aquelas que possuem arcos disjuntivos interligando-as com a primeira.

Para o exemplo considerado, a Figura 11 representa os arcos dirigidos e os arcos disjuntivos resultantes da fase de planejamento. Os nós em preto representam as bateladas que podem fazer parte do primeiro sorteio, tem-se apenas 29 bateladas candidatas dentre as 85 bateladas existentes.

A Figura 12 ilustra a segunda fase da filtragem. Supondo a solução vigente representada no grafo, na figura consta, para cada batelada habilitada para o primeiro sorteio, a quantidade

Tabela 5 – Características dos problemas MILP.

	passo1	passo2	não reduzido
equações	869	871	1564
variáveis contínuas	212	414	314
variáveis binárias	325	213	538
iterações	521	2481	215781
tempo[seg] 600MHz	0.5	9.4	760

de permutações possíveis. O total de 52 permutações possíveis é reduzido a 35.

A consequência do processo de filtragem é uma redução grande do número de candidatos inactíveis e uma maior rapidez na obtenção das sucessivas soluções, como pode ser observado na Figura 13.

É importante esclarecer que o processo de detecção de candidatos inactíveis não representa um esforço computacional adicional grande; isto porque os arcos dirigidos são definidos na fase de planejamento e os algoritmo de detecção de ciclos em grafos são extremamente rápidos.

5. Conclusões

O sistema de planejamento proposto determina, para uma demanda dada de produtos finais, as bateladas necessárias de todas as tarefas e a janela de processamento de cada uma delas. Para tanto utiliza como dados de entrada a atribuição de tarefas a equipamentos e o plano de fornecimento de matérias-primas. As janelas de processamento permitem utilizar técnicas de propagação de restrições pelas quais é analisado se o plano é factível, bem como o carregamento induzido nos equipamentos. O carregamento dos equipamentos constitui uma informação adequada para a negociação do cenário de planejamento com os responsáveis pela programação da produção. Caso este cenário não seja julgado adequado alguma das três entradas do sistema deve ser modificada: plano de fornecimento de matérias-primas, atribuição de tarefas a equipamentos e prazos de entrega para os produtos finais.

O resultado da fase de planejamento, na forma de janelas de processamento para as bateladas, restringe convenientemente o problema de programação da produção, reduzindo a dimensão do problema. Duas abordagens foram utilizadas para ilustrar esta redução: uma formulação MILP com discretização uniforme do tempo e um algoritmo de *Simulated Annealing*.

Na primeira, as janelas de processamento permitem uma redução grande no número de variáveis binárias e no número de equações. As informações de carregamento, obtidas na fase de planejamento, foram utilizadas para definir formulações reduzidas que eliminam os equipamentos dedicados ou com carregamento baixo. A abordagem proposta em dois passos é subótima mas bem mais rápida.

As janelas de processamento foram utilizadas para introduzir um processo de filtragem no algoritmo de *Simulated Annealing*. O objetivo foi a redução da geração de candidatos inactíveis por não respeitarem as relações de ordenamento implicadas pelas janelas de processamento. A redução nas possibilidades de permutação entre bateladas é grande em problemas com carregamento alto e, dado que o processo de filtragem está baseado em um algoritmo de detecção de ciclos em grafos, o esforço adicional é mínimo.

Agradecimentos

Este trabalho foi parcialmente apoiado pela Fundação de Amparo à Pesquisa do Estado de São Paulo – FAPESP.

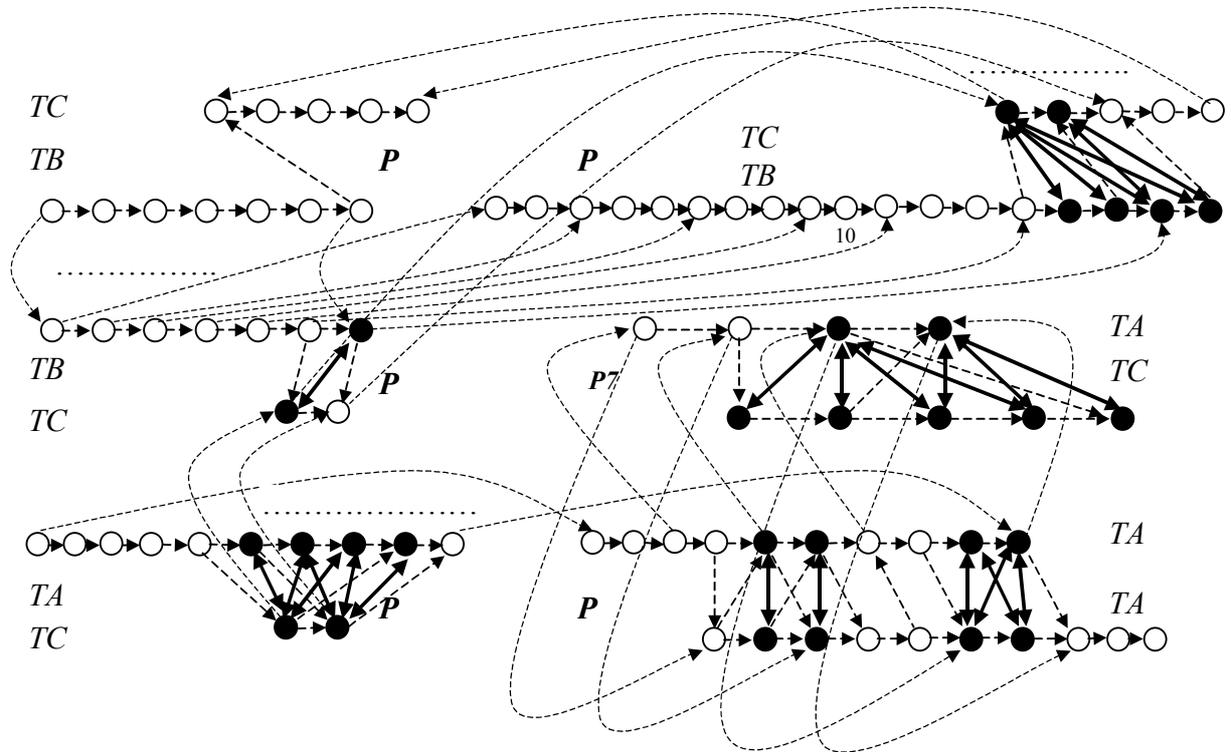


Figura 11 – Arcos dirigidos resultantes do planejamento (tracejados) e arcos disjuntivos. Nós em preto representam bateladas candidatas ao primeiro sorteio.

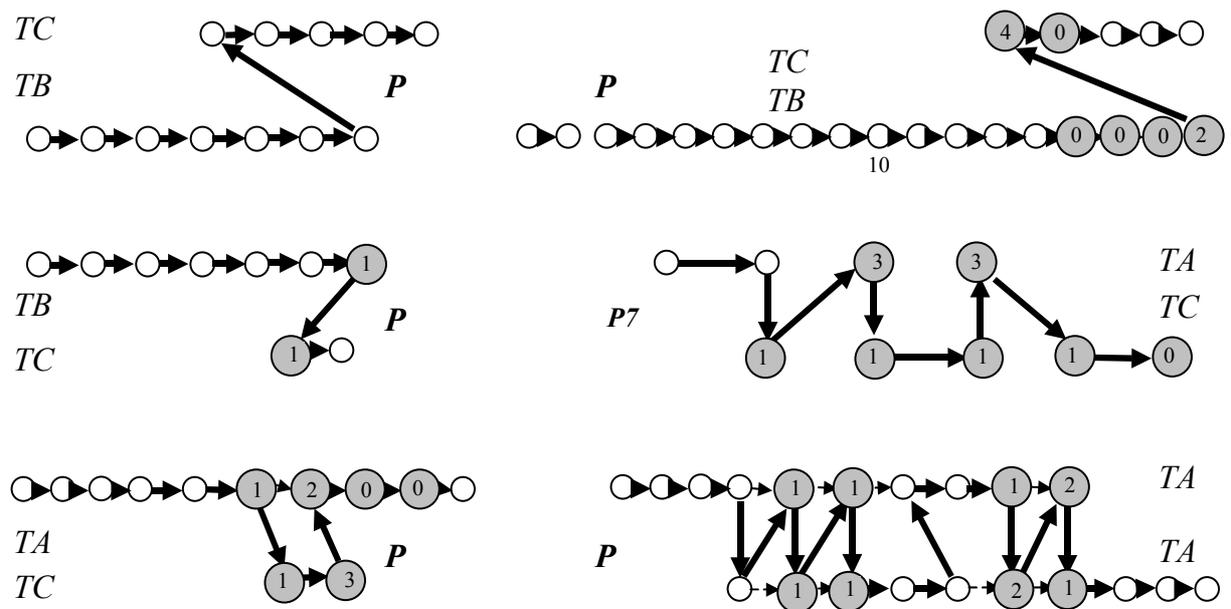


Figura 12 – Solução vigente e quantidade de permutações possíveis de cada uma das bateladas candidatas ao primeiro sorteio.

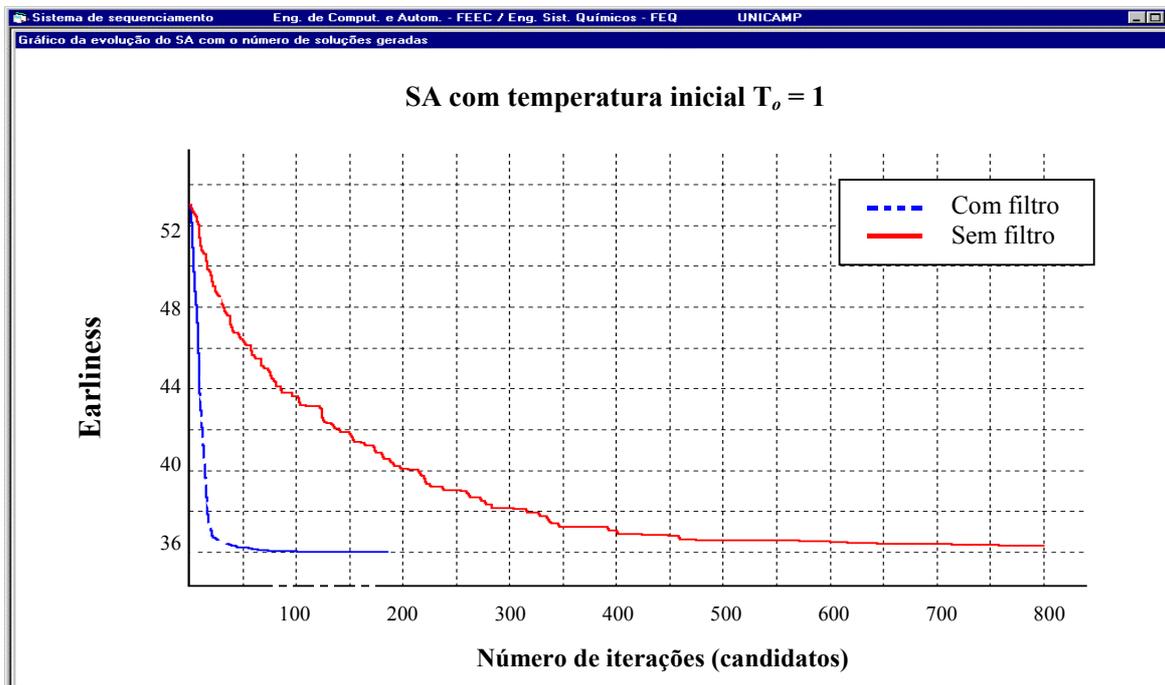


Figura 13 – Comparação entre as duas abordagens do *Simulated Annealing*.

Referências Bibliográficas

- BAKER, K.R.:** "Requirements Planning". In: GRAVES S.C. (ed.): *Handbooks in OR & MS*. Elsevier Science Publishers, New York, USA, 1993.
- BASSETT, M.H.; DAVE, P.; DOYLE III, F.J.; KUDVA, G.K.; PEKNY, J.F.; REKLAITIS, G.V.; SUBRAHMANYAM, S.; MILLER, D.L. & ZENTNER, M.G.:** "Perspectives on Model Based Integration of Process Operations". *Computers chem. Engng.*, v. 20, n. 6/7, p. 821-844, 1996.
- BAPTISTE, P. & LE PAPE, C.:** "A Theoretical and Experimental Comparison of Constraint Propagation Techniques for Disjunctive Scheduling". *Proceedings 14th International Joint Conference on Artificial Intelligence*. Montreal, Canada, 1995.
- CASEAU, Y. & LABURTHE, F.:** "Improved CLP Scheduling with Tasks Intervals". *Proceedings Eleventh International Conference on Logic Programming*. Ed. P. van Hentenryck, The MIT Press, 1994.
- DAS, B.P.; SHAH, N. & CHUNG, P.W.H.:** "Off-line scheduling a simple chemical batch process production plant using the ILOG scheduler". *Computers chem. Engng.*, v. 22, Suppl, p. S947-S950, 1998.
- DAS, B.P.; SHAH, N.; CHUNG, P.W.H. & HUANG, W.:** "A Comparative Study of the Time-Based and Activity Based Approaches to Multipurpose Multistage Batch process Production Scheduling". *Proceedings of PRES'99*. Budapest, Hungria, p. 229-234, 1999.
- DAS, H.; CUMMINGS, P.T. & LE VAN, M.D.:** "Scheduling of Serial Multiproduct Batch Processes with Simulated Annealing". *Comp. chem. Engng.*, v. 14, p. 1351-1357, 1990.
- ILOG.:** *ILOG Scheduler 4.0. User' Manual*. ILOG, Mountain View, USA, 1997.
- KENG, N.P.; YUN, D.Y.Y. & ROSSI, M.:** "Interaction Sensitive Planning System for Job-Shop Scheduling", em *Expert Systems and Intelligent Manufacturing*. Ed. M.D. Oliff, Elsevier, p. 57-69, 1988.

- KONDILI, E.; PANTELIDES, C.C. & SARGENT, R.W.H.:** “A General Algorithm for Short Term Scheduling of Batch Operations – I. MILP Formulation”. *Computers chem. Engng.*, v. 17, n. 2, p. 211-227, 1993.
- KU, H. & KARIMI, I.A.:** “An Evaluation of Simulated Annealing for Batch Process Scheduling”. *Ind. Eng. Chem. Res.*, v. 30, p. 163-169, 1991.
- KUDVA, G.; ELKAMEL, A.; PEKNY J.F. & REKLAITIS G.V.:** “Heuristic Algorithm for Scheduling Batch and Semi-Continuous Plants with Production Deadlines, Intermediate Storage Limitations and Equipment Changeover Costs”. *Computers chem. Engng.*, v. 18, n. 9, p. 859-875, 1994.
- LE PAPE C.:** “Implementation of Resource Constraints in ILOG SCHEDULE: A Library for the Development of Constrained Based Scheduling Systems”. *Intelligent Systems Engineering*, v. 3, n. 2, p. 55-66, 1994.
- LÖHL, T.; SCHULZ, C. & ENGELL, S.:** “Sequencing of Batch Operations for a Highly Coupled Production Process”. *Computers chem. Engng.*, v. 22, Suppl., p. 579-585, 1998.
- ORLICKY, J.:** *Material Requirements Planning*. McGraw-Hill Book Company, New York, 1975.
- RODRIGUES, L.; GRAELLS, M.; CANTON, J.; GIMENO, L.; RODRIGUES, M.T.; ESPUÑA, A. & PUIGJANER, L.:** “A Time-Windows Approach for Enhancing the Capabilities of Batch Scheduling Systems: An Application to Simulated Annealing Search”. *10th European Symposium on Computer Aided Process Systems Engineering – ESCAPE 10*. Florença, Italia, p. 1069-1074, 2000.
- SADEH, N.:** *Look-Ahead Techniques for Micro-Opportunistic Job Shop Scheduling*. PhD Thesis, CMU-CS-91-102, School of Computer Science, Carnegie Mellon University, 1991.
- SUBRAHMANYAM, S.; PEKNY, J.F. & REKLAITIS, G.V.:** “Decomposition Approaches to Batch Plant Design and Planning”. *Ind. Eng. Chem. Res.*, v. 35, n. 6, p. 1866-1876, 1996.

SHORT TERM PLANNING AND SCHEDULING FOR MULTIPURPOSE BATCH CHEMICAL PLANTS

Abstract

Short term scheduling in multipurpose batch chemical plants is specially complicated by the fact that plant capacity is not well defined due to the multipurpose nature of equipment units, allowing different routes. In order to reduce problem dimension, as well as allowing to analyze problem feasibility prior to spending time solving a large scheduling problem, a planning phase is proposed. At this level the objective is to determine a set of processing time windows for the batches necessary to fulfill final products' demand. The time windows allow analyzing equipment units load and plan feasibility in terms of satisfying final products due dates. To accomplish those tools from the area of Constrained Based Search are used. Feasibility analysis is done for a fixed assignment of tasks to equipment units. Through the analysis of equipment units load, the user can modify system's inputs, as raw material delivery plan, assignment task/equipment and product's demands, in order to obtain an acceptable final plan. This planning frame is especially well suited to reduce the dimension of the scheduling problem, as it is shown for a MILP formulation and for a Simulated Annealing application.

Key words: *multipurpose batch plants, short term planning and scheduling, constraint propagation.*