

UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação
Departamento de Engenharia de Computação e Automação Industrial



**Heurísticas para sistemas APS utilizando janelas de
processamento: propostas, implementação e exemplos**

Autor: **Richard Andres Estombelo Montesco**

Orientador: **Prof. Dr. Luis Gimeno Latre**

Co-orientadora: **Prof. Dra. Maria Teresa Moreira Rodrigues**

Banca Examinadora:

Dra. Evelin Maria Abreu Teixeira (Consultora/Campinas/SP)

Prof. Dr. Luis Gimeno Latre (DCA/FEEC/UNICAMP)

Prof. Dr. Márcio Luiz de Andrade Netto (DCA/FEEC/UNICAMP)

Prof. Dr. Paulo Morelato França (DENSIS/FEEC/UNICAMP)

Dissertação submetida à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas, para o preenchimento dos pré-requisitos parciais para obtenção do Título de Mestre em Engenharia Elétrica.

Dezembro - 2003

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA
BIBLIOTECA DA ÁREA DE ENGENHARIA - BAE - UNICAMP

Estombelo Montesco, Richard Andres

E87h Heurísticas para sistemas APS utilizando janelas de
processamento: propostas, implementação e exemplos /
Richard Andres Estombelo Montesco. -- Campinas, SP
:[s.n.], 2003.

Orientadores: Luis Gimeno Latre e Maria Teresa Moreira
Rodrigues.

Dissertação (mestrado) – Universidade Estadual de
Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de
Computação.

1. Planejamento de Produção. 2. Escalonamento de
produção. 3. Programação heurística. I. Latre, Luis
Gimeno. II. Rodrigues, Maria Teresa Moreira. III.
Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de
Engenharia Elétrica e de Computação. IV. Título.

Resumo

Este trabalho constitui a segunda parte do projeto de desenvolvimento de heurísticas de alocação de operações utilizando janelas de processamento. O objetivo deste trabalho foi o de desenvolver heurísticas de alocação em ambientes *APS* utilizando as janelas de tempo de processamento dos lotes, para problemas de programação da produção com datas de entrega para os produtos finais. Foram propostas três heurísticas: a alocação no início ou fim da janela de processamento, a utilização de informação do carregamento dos equipamentos e finalmente uma heurística de busca em árvore limitada com decisões de programação na forma de modificações das janelas por parte do usuário. As heurísticas de alocação mais cedo ou mais tarde nas janelas de processamento eliminam o esquema de prioridades. A heurística orientada pelos gargalos aloca preferencialmente os lotes menos envolvidos nos gargalos diminuindo a sua importância. A heurística de busca em árvore limitada, permite com os recortes pode-se conseguir uma solução com características adicionais como reduzir ao máximo a alternância entre lotes de operações diferentes.

Abstract

This work constitutes the second part of the project developing schedules heuristics using tasks processing time windows. The objective of this work is to consider scheduling heuristics in APS environments using the tasks processing time windows for scheduling problems with important due dates. Three types of heuristics had been proposed: the allocation at the beginning or end of the task time window, heuristics using the aggregated demand of the equipments to detect equipment units bottlenecks, and limited tree search heuristics with programming decisions in the form of modifications of the task time window by the user. The allocation heuristics at the beginning or end of the task time window eliminates the need of priorities. The heuristics to detect equipment units bottlenecks allocates the task far from the bottleneck reducing his importance. A limited tree search heuristic allows, through time window modifications, a solution with additional characteristics as reducing the needs of setup tasks.

Ao meus pais Eufemia e Andres

Agradecimentos

Aos professores Luis Gimeno Latre e Maria Teresa Moreira Rodrigues pela orientação e ensino ao longo deste tempo.

Ao CNPq pelo suporte financeiro.

À diretoria da empresa TECMARAN por toda a atenção e suporte na utilização do sistema PREACTOR durante o desenvolvimento deste trabalho.

Aos meus pais Andrés e Eufemia, pelo melhor exemplo de apoio e carinho, obrigado por acreditar em mim. Ao meu irmão Carlos por esse apoio incondicional.

À minha namorada Miluska, que é o mais importante da minha vida e pelo apoio constante.

Aos professores Paulo França e Vinicius Armentano, que acreditaram em mim.

Aos meus grandes amigos da pós-graduação Marcosiris, Alessandro, Geraldo, Olinto, pelo apoio constante e aos debates para seguir melhorando cada vez mais.

Aos meus amigos da FEEC/UNICAMP, Helder, Giovani, Pepe, Edivaldo, Cristiano, Renata, Carolina, Jose Maria, Maria, Pascual, Karen e Percy, pela amizade incondicional.

E agradeço a Deus pela vida e saúde de todos nós.

Sumário

Resumo	i
Abstract	ii
Agradecimentos	iv
1 Introdução	1
2 Técnicas heurísticas baseadas nas janelas de processamento	3
2.1 Introdução	3
2.2 Heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est)	5
2.2.1 Geração de um horizonte de seleção	5
2.2.2 Seleção do lote	7
2.2.3 Alocação do lote escolhido	7
2.3 Heurística de alocação no instante de início mais tarde (H1-Lst)	9
2.3.1 Geração de um horizonte de seleção	9
2.3.2 Seleção do lote	10
2.3.3 Alocação do lote escolhido	10
2.4 Heurística orientada pelos gargalos	12
2.4.1 Escolha do lote a alocar	13
2.4.2 Alocação do lote escolhido	23
2.5 Heurística de busca em árvore limitada através de recortes nas janelas de processamento	26

2.6	Conclusões	30
3	Exemplos de aplicação	31
3.1	Exemplo 1 com carregamento alto	32
3.1.1	Aplicação da heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-EST)	33
3.1.2	Aplicação da heurística de alocação no instante de início mais tarde (H2-Lst)	40
3.1.3	Aplicação da Heurística de alocação orientada por gargalos	45
3.2	Exemplo 1 com carregamento baixo	52
3.2.1	Aplicação da Heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est)	54
3.2.2	Aplicação da Heurística de alocação no instante de início mais tarde (H2-Lst).	58
3.2.3	Aplicação da Heurística de alocação orientada por gargalos	60
3.2.4	Heurística de busca em árvore limitada através de recortes nas janelas de processamento	66
3.3	Exemplo 2	79
3.3.1	Aplicação da heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est)	82
3.3.2	Aplicação da heurística de alocação no instante de início mais tarde (H2-Lst)	86
3.3.3	Aplicação da Heurística de alocação orientada por gargalos	88
3.3.4	Exemplo Heurística de busca em árvore limitada através de recortes nas janelas de processamento	92
4	Conclusões	99
	Bibliografia	101

Capítulo 1

Introdução

Este trabalho constitui a segunda parte do projeto de desenvolvimento de heurísticas de alocação de operações utilizando janelas de processamento. A primeira parte é a Tese de Mestrado “*Heurísticas para sistemas APS utilizando janelas de processamento: Interesse, conceitos e abordagens*” (Pessoa, 2003).

O objetivo do projeto foi o de propor, implementar e testar heurísticas de alocação do tipo utilizado em sistemas APS (“*Advanced Planning and Scheduling*”) para situações em que as datas de entrega dos produtos são importantes. Para isto foram utilizadas diversas técnicas que se apóiam na existência de janelas de processamento para os lotes. A geração e utilização de janelas de processamento em problemas de planejamento e programação é uma linha de pesquisa em andamento desde faz algum tempo na Faculdade de Engenharia Elétrica e Computação, e na Faculdade de Engenharia Química da UNICAMP. Como principais referências cabe citar: Gimeno (Gimeno et al., 2000), Rodrigues M. (Rodrigues et al., 1996), (Rodrigues, Latre e Rodrigues, 2000b), (Rodrigues, Latre e Rodrigues, 2000a), (Rodrigues et al., 2004), Rodrigues L. (Rodrigues, Graells, Canton, Gimeno, Rodrigues, Espuña e Puigjaner, 2000), (Rodrigues, 2000), Alvarenga (Alvarenga, 2001).

A Tese de Mestrado “*Heurísticas para sistemas APS utilizando janelas de processamento: Interesse, conceitos e abordagens*” (Pessoa, 2003) apresenta primeiramente o tipo das heurísticas utilizadas nos sistemas APS comerciais analisando as suas vantagens e inconvenientes. A seguir discute as técnicas utilizadas para as propostas de novas heurísticas, especificamente o sistema de planejamento PCPIP (Rodrigues, Latre e Rodrigues, 2000a) para geração das janelas, as técnicas de propagação de restrições e os sistemas de programação da

produção baseados em busca orientada por restrições. Finalmente à luz dos problemas das heurísticas APS e das ferramentas analisadas propõe as linhas de desenvolvimento de novas heurísticas no capítulo 2 e a sua implementação e testes no capítulo 3.

No capítulo 2, são descritas as heurísticas propostas de forma detalhada, apresentando os passos de cada heurística e a sua implementação. Foram propostas três heurísticas: heurística de alocação no início ou no fim da janelas de processamento encontrando o lote mais crítico dentro de um determinado horizonte de seleção e aloca-o no instante de início mais cedo ou no instante de início mais tarde. Uma outra heurística que avalia os gargalos dinamicamente e é selecionado para alocação o lote mais crítico não envolvido em nenhum intervalo gargalo. E finalmente a heurística de busca em árvore limitada, esta é baseada em modificações interativas das janelas de processamento por parte do usuário a fim de acrescentar características adicionais ao problema como reduzir a alternância entre lotes de operação diferentes no mesmo equipamento.

No capítulo 3 são descritos os testes das heurísticas. Foram considerados dois exemplos apresentados por Papageorgiou e Pantelides (1993 e 1996). Para cada uma das heurísticas propostas foram apresentadas: uma análise de cada passo e as conclusões sobre a sua adequação a situações diferentes de carregamento da planta. As conclusões e propostas para trabalhos futuros foram descritas no Capítulo 4.

Capítulo 2

Técnicas heurísticas baseadas nas janelas de processamento

2.1 Introdução

Neste capítulo serão apresentados detalhadamente três tipos de heurísticas: i) heurística alocando nos inícios ou fins das janelas de processamento, ii) heurísticas utilizando a informação do carregamento dos equipamentos para detectar equipamentos gargalos e iii) heurísticas de busca em árvore limitada com decisões de “*scheduling*” na forma de modificação interativa das janelas por parte do usuário.

As razões, origem e adequação destas heurísticas foram discutidas no capítulo 3 da Tese de Mestrado “*Heurísticas para sistemas APS utilizando janelas de processamento: Interesse, conceitos e abordagens*” (Pessoa, 2003) e são resumidas a seguir.

As heurísticas de alocação no início ou fim das janelas de processamento tiveram a sua origem nas heurísticas APS de alocação mais cedo e mais tarde e na heurística APS Relógio. Todas estas heurísticas apresentam um problema em comum: a necessidade de definir previamente prioridades para a escolha de ordens de produção, equipamentos e lotes. Estas prioridades devem ser definidas pelo usuário e tem um grande impacto sobre o resultado, ou seja, sobre a carta de Gantt. O usuário pode gerar diferentes cenários mas a comparação e seleção de uma solução pode não ser fácil.

As heurísticas aqui propostas eliminam a necessidade do estabelecimento de prioridades porque a seleção do lote que será alocado a cada passo é feita de forma automática

utilizando informações sobre a criticalidade de cada lote. Um outro fator importante é que as heurísticas propostas conseguem tratar mais facilmente os problemas com restrições de armazenagens, o que não acontece nas heurísticas APS “convencionais” (Pessoa, 2003).

A heurística orientada pelos gargalos utiliza a informação de carregamento dos equipamentos para dinamicamente (a cada passo) determinar o equipamento e o intervalo de tempo gargalo. A partir desta informação procede a alocar os lotes atribuídos a este equipamento que tenham menor influência no gargalo de forma a reduzir a dimensão do problema no gargalo sem aumentar a sua gravidade. Esta abordagem permite tratar sucessivamente todos os gargalos presentes de uma forma correta, dado que as características de carregamento, o análise leva ou não a gargalos, são atualizadas a cada passo, através dos mecanismos de propagação de restrições.

Em relação as heurísticas orientadas por gargalos nos sistemas APS este tipo de heurísticas tem os seguintes interesses: i) a detecção dos gargalos é automática e dinâmica, enquanto que nos sistemas APS analisados a identificação do gargalo é feita pelo usuário e apenas no cenário inicial, e ii) a solução de programação no gargalo pode não ser óbvia e sem dúvida tem um impacto grande sobre a solução total, portanto uma abordagem delimitando o gargalo e reduzindo a sua dimensão parece adequada, especialmente quando o objetivo é uma heurística rápida (que não pode incluir mecanismos complexos de busca em árvore).

A heurística de busca em árvore limitada através de recortes nas janelas de processamento tem como objetivo tratar problemas de baixo carregamento onde existem inúmeras soluções do problema de programação. Argumenta-se que nestas situações o usuário certamente terá interesse em soluções com características adicionais, como por exemplo uma separação dos produtos na planta para diminuição de tempos de preparação. Este objetivo pode ser perseguido pelo usuário de uma forma interativa através da manipulação das janelas de processamento, obrigando que as alocações (dentro das janelas) obedeçam aqueles requisitos. A propagação de restrições atualiza o cenário após cada decisão, e como esta atualização pode levar a situações infactíveis, a heurística inclui um mecanismo manual de retrocesso (*backtracking* interação do usuário).

2.2 Heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est)

Na heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est), gera-se um horizonte de seleção (a geração do horizonte será discutido na seção 2.2.1), e é escolhido para alocação o lote mais crítico envolvido neste horizonte. O lote escolhido é alocado no instante de início mais cedo de sua janela de processamento.

Após a alocação do lote escolhido é ativado o mecanismo de propagação de restrições. O fato do lote mais crítico ser escolhido para alocação, é porque diminui as chances de que sua janela seja eliminada por alguma propagação de restrição resultante de uma alocação anterior.

Esta heurística tem algumas características que se assemelham a heurística APS Relógio, utilizada nos sistemas APS, (Pessoa, 2003). As semelhanças entre as heurísticas são que: i) ambas as heurísticas alocam por lotes, ou seja, alocam um lote por vez; ii) a alocação é feita alocando o mais cedo possível.

O lote a alocar em cada passo é escolhido considerando os inícios e fins dos lotes ainda não alocados e suas criticalidades. Em princípio o lote escolhido poderia ser o lote com menor início de janela, mas esta abordagem ignoraria um lote mais crítico com início da janela levemente superior. A alocação do primeiro lote poderia levar, após a propagação de restrições, a uma janela inferior ao tempo de processamento para o segundo lote, e portanto a uma situação infactível.

Uma forma de evitar este problema é criar um horizonte de seleção, e analisar um conjunto de lotes envolvidos nele a fim de escolher o mais crítico. Portanto a escolha do lote a alocar é feita em dois passos: i) geração de um horizonte de seleção; e ii) a seleção do lote.

2.2.1 Geração de um horizonte de seleção

A proposta é de uma heurística de alocação em sentido crescente de tempo, ou seja, partindo do início do horizonte de planejamento, portanto, a seleção do lote tem que ser iniciada pelo menor tempo de início mais cedo (*Est*) de todas as janelas de processamento dos

lotes ainda não alocados. Desta forma, o início do horizonte de seleção é o menor Est de todas as janelas de processamento dos lotes ainda não alocados, e a sua duração é igual ao maior tempo de processamento de todos os lotes. Esta duração foi escolhida pois permite selecionar um conjunto reduzido de lotes com possibilidades de terem suas janelas reduzidas pela alocação daquele com o menor Est . Para que um lote possa ser considerado envolvido no horizonte de seleção é necessário que o instante de início mais cedo de sua janela (Est) esteja dentro do horizonte de seleção.

Considerando por exemplo um processador genérico habilitado para os lotes $A1$ e $B1$, sendo o tempo de processamento de ambos os lotes de 3 horas, e as suas janelas de processamento sendo, respectivamente, $A1(1;20)$ e $B1(3;7)$, a figura 2.1 mostra as janelas de processamento do exemplo considerado, e o horizonte de seleção $(1;4)$.

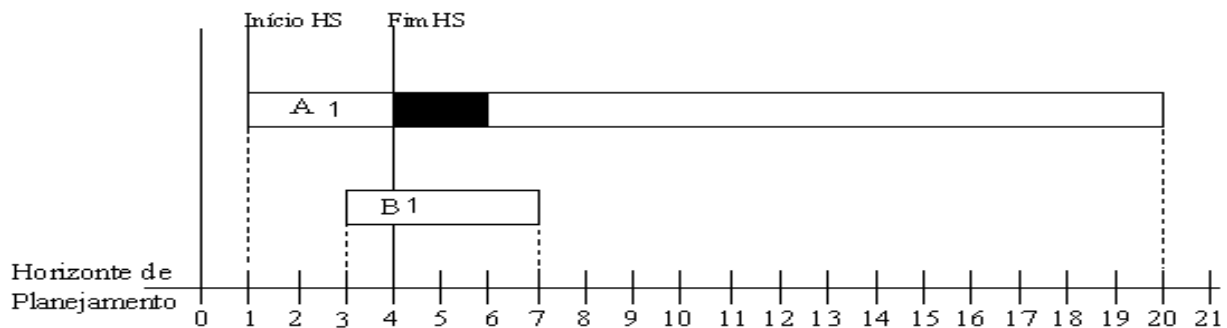


Figura 2.1: Janelas de processamento dos lotes $A1(1;20)$ e $B1(3;7)$, e o horizonte de seleção $(1;4)$.

No exemplo citado, percebe-se que a alocação do lote $B1$ é mais crítica que a de $A1$, pois a janela de $B1$ é menor que a de $A1$, ou seja, existem menos possibilidades de alocação de $B1$. Se fosse utilizado somente o menor tempo de início mais cedo das janelas dos lotes habilitados no processador, o lote selecionado para alocação seria o lote $A1$. Entretanto a alocação de $A1$ implicaria que a janela do lote $B1$ fosse recortada de $(3;7)$ para $(4;7)$, o que aumentaria ainda mais a criticidade de $B1$, o que não é desejado. Mas, com a utilização do horizonte de seleção, é possível uma análise de todos os lotes envolvidos nele, a fim de selecionar o mais crítico para a alocação, neste caso o lote selecionado seria o $B1$ e não o $A1$.

2.2.2 Seleção do lote

Como mencionado anteriormente, a heurística proposta escolhe para alocação o lote mais crítico envolvido no horizonte de seleção. O critério utilizado para medir este lote mais crítico é a criticalidade (Keng et al., 1988), onde a criticalidade de um lote é o quociente entre o tempo de processamento do lote e a duração da sua janela de processamento. Sendo assim, é calculada a criticalidade de todos os lotes envolvidos no horizonte de seleção. O lote escolhido para alocação será o de maior criticalidade. Há casos em que existem empates entre dois lotes mais críticos, nestes casos é escolhido o último lote mais crítico analisado. Poderia ser utilizado outro critério de desempate qualquer (por exemplo, o lote de menor janela de processamento). Depois de tomada a primeira decisão, ou seja, a escolha do lote a alocar, passa-se a segunda decisão, a alocação do lote escolhido, que é descrita a seguir.

2.2.3 Alocação do lote escolhido

A alocação do lote será feita no instante de início mais cedo de sua janela. Após a alocação do lote selecionado, a propagação de restrições pode recortar as janelas de processamento, sendo assim qualquer análise ou alocação de um outro lote será feita sobre a janela atualizada. Utilizando o exemplo citado anteriormente (geração de um horizonte de seleção), e alocando o lote selecionado (*B1*), será mostrado a redução das janelas resultante da propagação de restrições e a geração do novo horizonte de seleção. As figuras 2.1 (já referida) e 2.2 ilustram respectivamente: i) as janelas de processamento iniciais e o horizonte de seleção (1;4); ii) a alocação do lote selecionado (*B1*), a propagação de restrições devido a sua alocação e o novo horizonte de seleção (6;9).

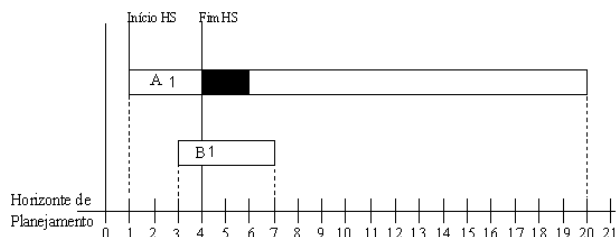


Figura 2.1: Janelas de processamento dos lotes A1(1;20) e B1(3;7), e o horizonte de seleção (1;4).

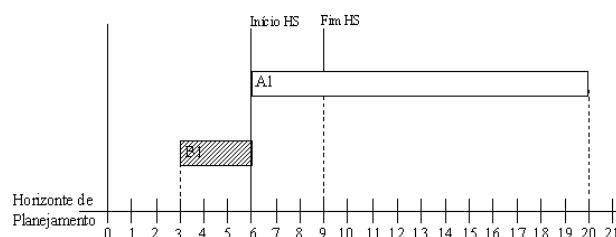


Figura 2.2: Alocação do lote selecionado (*B1*), a propagação de restrições devido a sua alocação, e o novo horizonte de seleção (6;9)

A figura 2.2 mostra que com a alocação do lote *B1* a sua janela passa a ter o mesmo valor do seu tempo de processamento, e a propagação de restrições recortou a janela inicial do lote

A1 de (1;20) para (6;20). Com as janelas atualizadas é gerado um novo horizonte de seleção, e o seu início é o menor instante de início mais cedo das janelas dos lotes a alocar. Neste caso é a nova janela do lote A1 que tem o menor início. O novo horizonte de seleção passa a ser (6;9), e como somente existe um único lote a alocar, ele será o escolhido para a próxima alocação. A solução final é quando todos os lotes estão alocados.

Após a alocação de um lote, a heurística é reiniciada até que não existam mais lotes a alocar ou até que seja gerada uma situação infactível. Caso uma alocação gere alguma situação infactível, ou seja, janela de processamento menor que o tempo de processamento de seu lote, é emitido um alerta para o usuário e esta alocação é eliminada. Ocorrendo tal situação a heurística é finalizada, dado que não é possível prosseguir a alocação dentro das janelas.

A figura 2.3 apresenta a heurística proposta.

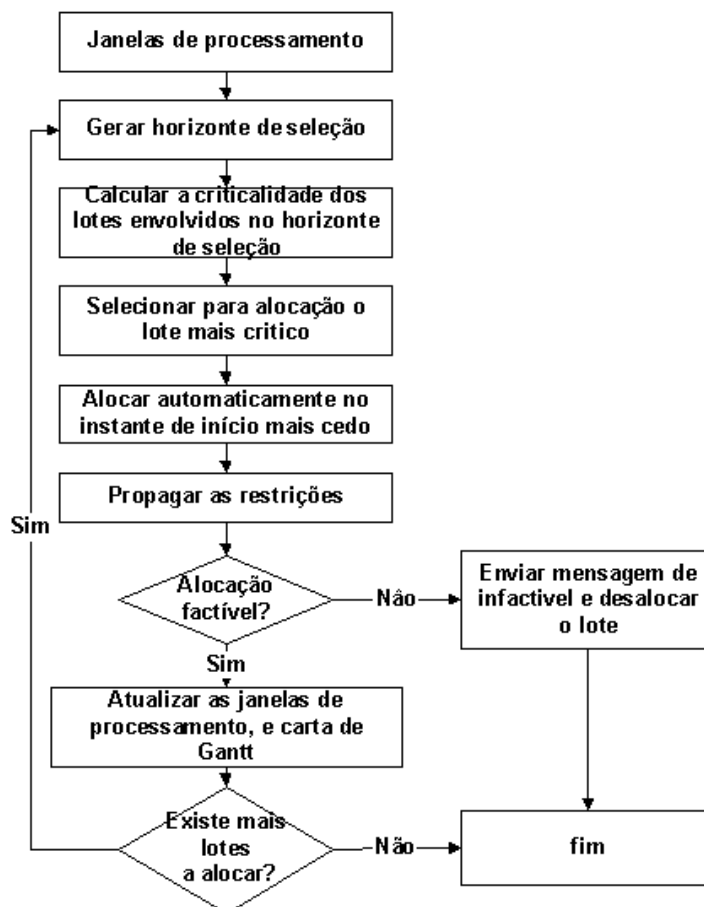


Figura 2.3: Algoritmo da heurística proposta.

2.3 Heurística de alocação no instante de início mais tarde (H1-Lst)

Nesta heurística, gera-se um horizonte de seleção e é escolhido para alocação o lote mais crítico envolvido neste horizonte. O lote escolhido é alocado no instante de início mais tarde de sua janela de processamento.

Após a alocação, a fim de manter as janelas de processamento atualizadas, é ativado o mecanismo de propagação de restrições. Esta heurística tem algumas características que se assemelham a heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1 EST) (seção 2.2), e a heurística utilizada no sistema APS relógio, no método de alocação por ordens de produção (alocação no instante mais tarde, Pessoa (Pessoa, 2003)). As semelhanças entre a heurística proposta e a de alocação no instante de início mais cedo (H1 Est) são que: i) ambas utilizam um horizonte de seleção; e ii) ambas utilizam o critério de criticidade para escolherem o lote a alocar. Entretanto, o critério de alocação do lote é completamente diferente. Enquanto que na heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1 EST) a alocação é no instante de início mais cedo (*Est*), na heurística proposta a alocação se assemelha com a utilizada no sistema APS (alocação no instante mais tarde), onde o lote é alocado o mais tarde possível. A escolha do lote a alocar é feita em dois passos: i) geração de um horizonte de seleção; ii) a seleção do lote.

2.3.1 Geração de um horizonte de seleção

A proposta é de uma heurística de alocação em sentido decrescente de tempo, ou seja, partindo do fim do horizonte de planejamento. Portanto, a seleção do lote tem que ser iniciada pelo maior tempo de fim mais tarde (*Lft*) de todas as janelas de processamento dos lotes ainda não alocados. Sendo assim o início do horizonte de seleção é o maior *Lft* de todas as janelas de processamento, dos lotes ainda não alocados e a sua duração é igual ao maior tempo de processamento de todos os lotes. Para que um lote possa ser considerado envolvido no horizonte de seleção é necessário que o instante de início mais tarde de sua janela (*Lst*) esteja dentro do horizonte de seleção.

Considerando o exemplo já citado (seção 2.2.1), onde existe um processador genérico habilitado para os lotes *A1* e *B1*, sendo o tempo de processamento de ambos os lotes

de 3 horas e suas janelas de processamento, respectivamente, $A1(1;20)$, e $B1(3;7)$, a figura 2.4 mostra as janelas de processamento do exemplo considerado e o horizonte de seleção (17;20).

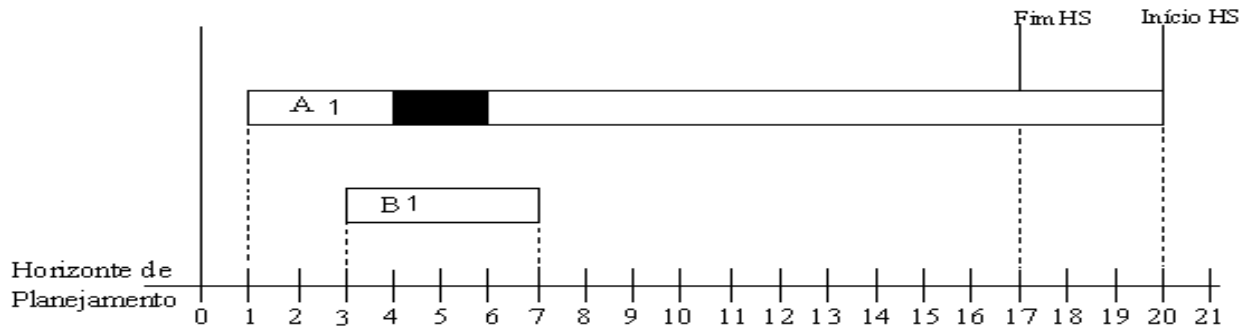


Figura 2.4: Janelas de processamento dos lotes $A1(1;20)$ e $B1(3;7)$, e o horizonte de seleção (17;20).

2.3.2 Seleção do lote

Na heurística proposta, a seleção do lote a ser alocado é feita de forma idêntica a utilizada na heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1 Est) (seção 2.2), ou seja, será selecionado para a alocação o lote mais crítico, utilizando o critério de criticalidade (Keng et al., 1988). Após o passo de seleção do lote, passa-se para o passo da decisão de alocação do lote escolhido.

2.3.3 Alocação do lote escolhido

A alocação do lote será feita no instante de início mais tarde de sua janela. Após a alocação do lote selecionado, são propagadas todas as restrições de processamento, sendo assim qualquer análise ou alocação de um lote será feita numa janela atualizada. Utilizando o exemplo citado anteriormente (geração de um horizonte de seleção), e alocando o lote selecionado ($A1$), será mostrado a redução das janelas por propagação e a geração do novo horizonte de seleção. As figuras 2.4 (já referida) e 2.5 ilustram respectivamente: i) as janelas de processamento iniciais, e o horizonte de seleção (17;20); ii) a alocação do lote selecionado ($A1$), a propagação de restrições devido a sua alocação, e o novo horizonte de seleção (4;7).

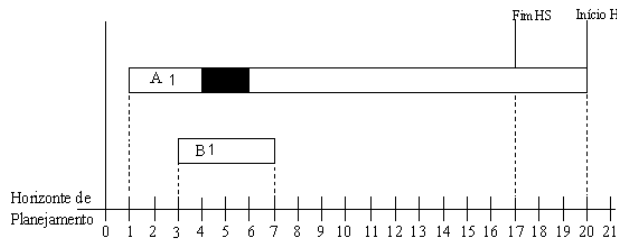


Figura 2.4: Janelas de processamento dos lotes A1(1;20) e B1(3;7), e o horizonte de seleção (17;20).

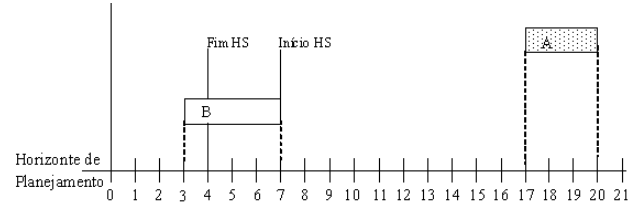


Figura 2.5: Alocação do lote selecionado (A1), a propagação de restrições devido a sua alocação, e o novo horizonte de seleção (4;7)

Após a alocação de um lote a heurística é reiniciada até que não existam mais lotes a alocar ou até que seja gerada uma situação infactível. Caso a alocação gere alguma situação infactível, é emitido um alerta para o usuário, e esta alocação é eliminada. Ocorrendo tal situação a heurística é finalizada.

A figura 2.6 exemplifica a heurística proposta.

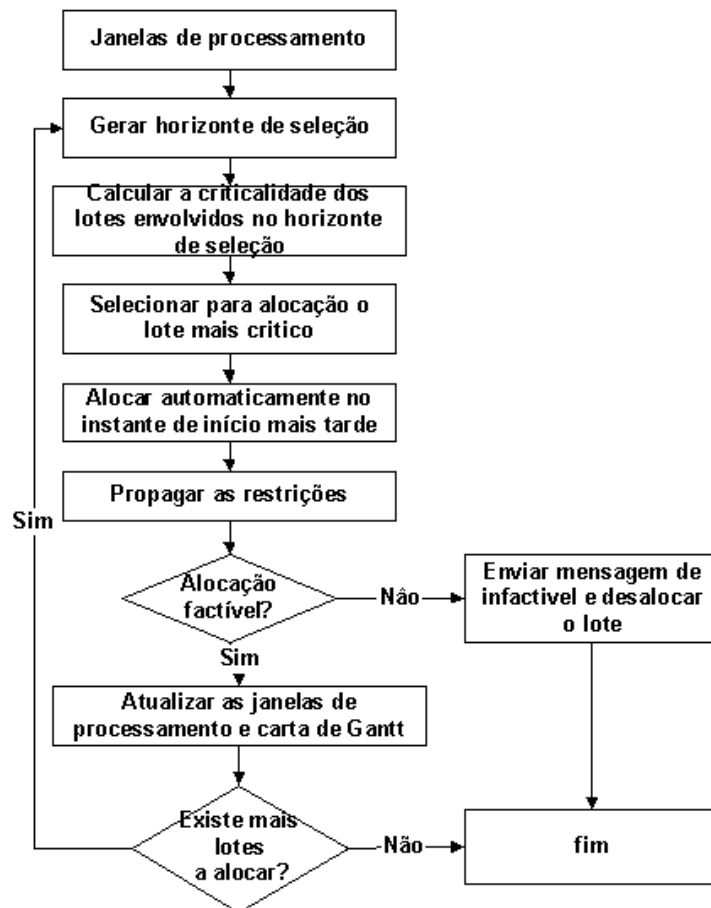


Figura 2.6: Algoritmo da heurística proposta.

2.4 Heurística orientada pelos gargalos

É proposta uma heurística rápida utilizando o conceito de janelas de processamento e orientada por gargalos, onde o gargalo é originado pela competição entre lotes por um mesmo processador. Esta heurística tem algumas características semelhantes às heurísticas existentes na literatura de busca orientada por restrições (Keng et al., 1988); (Sadeh, 1991); (Smith e Cheng, 1993).

Apesar da heurística proposta ser orientada por gargalos, ou seja, a escolha do lote a ser alocado a cada passo, é feito a partir do maior gargalo vigente, a heurística proposta escolhe o lote a ser alocado de uma maneira completamente oposta às heurísticas citadas. Estas heurísticas escolhem primeiro o lote (Keng et al., 1988), (Sadeh, 1991) ou o par de lotes (Smith e Cheng, 1993) com maior “contribuição” para o gargalo. Supõe-se que tomando as decisões sobre o(s) lotes(s) com maiores restrições, e resolvendo primeiro os problemas “mais graves” o problema resultante será mais fácil de resolver. Em contraste a heurística proposta escolhe um lote com baixa contribuição ao gargalo e o aloca de forma a reduzir, ou no mínimo não aumentar, a importância do gargalo.

Nas heurísticas utilizadas em técnicas de busca orientada por restrições (CBS) escolhem-se lotes com grande contribuição no gargalo porque eles operam dentro de um ambiente de busca em árvore e o objetivo principal é a redução do espaço de busca. Sendo assim, a escolha de um lote, ou de um par de lotes envolvidos no maior gargalo é feita de maneira a levar a uma redução grande do espaço de busca. Isto porque através dos mecanismos de propagação de restrições a decisão de programação leva a: i) uma redução grande nas janelas de processamento, ou ii) gera uma infactibilidade, ou seja, não existe uma solução para o problema respeitando todas as restrições, constituindo um “*dead end*”. Nos dois casos tem-se a redução pretendida para o espaço de busca.

Como a heurística proposta não opera num ambiente de busca em árvore, mas, num “ambiente APS” que não inclui mecanismos de busca em árvore, porque o que se deseja é uma solução rápida, tem que ser minimizada a possibilidade de uma situação infactível. Uma situação desse tipo gera a necessidade de alocar lotes fora das suas janelas de processamento, ou seja, as datas de entrega dos produtos finais seriam desrespeitadas, o que não é o desejado.

Para minimizar a possibilidade de uma situação infactível, a idéia básica da heurística proposta é a de alocar aqueles lotes com pouca influência nos gargalos de forma a não aumentar os problemas nos gargalos. Pretende-se assim, encapsular os problemas nos gargalos reduzindo o seu âmbito aos lotes com alocação mais crítica. A solução posterior dos problemas nos gargalos poderá requerer técnicas de *scheduling* mais sofisticadas que esta heurística, por exemplo, programação matemática ou busca em árvore, mas a dimensão de cada um dos problemas será menor e principalmente será eliminado o problema de degenerescência.

A seguir discutem-se as propostas para as duas decisões a serem tomadas, ou seja, a escolha do lote a alocar e a decisão de alocação propriamente dita.

2.4.1 Escolha do lote a alocar

A heurística proposta faz uma análise global do problema utilizando as janelas de processamento. Nesta análise são identificados os intervalos de carregamento alto em todos os processadores. Escolhe-se o processador que possui o intervalo com maior carregamento. Para este processador consideram-se todos os intervalos com carregamento alto e determinam-se os lotes associados, e os lotes envolvidos com cada um dos intervalos. Os lotes candidatos para alocação (lotes disponíveis) são os lotes que não estão envolvidos com nenhum intervalo gargalo. Um lote é considerado associado se a sua janela de processamento estiver dentro do intervalo gargalo ou se pelo menos sua janela esteja parcialmente dentro do intervalo gargalo.

2.4.1.1 Seleção do processador

Este passo é feito em três etapas: a) identificação dos intervalos gargalos; b) determinação dos lotes envolvidos em cada intervalo gargalo; e c) seleção do intervalo gargalo com menor folga relativa. A seguir discutem-se as três etapas da seleção do processador.

A) Identificação dos intervalos gargalos

Para identificar os gargalos é utilizado o conceito de demanda agregada (Sadeh, 1991). Na heurística proposta os intervalos gargalo são intervalos onde existe uma competição entre lotes por um mesmo processador superior a um valor definido pelo usuário. Especificamente,

são aqueles intervalos com demanda agregada maior que o valor da demanda agregada mínima ($dagmin$) fixado pelo usuário. A figura 2.7 exemplifica um gráfico de curva de demanda agregada, e os seus respectivos intervalos gargalo para o valor $dagmin = 0,8$.

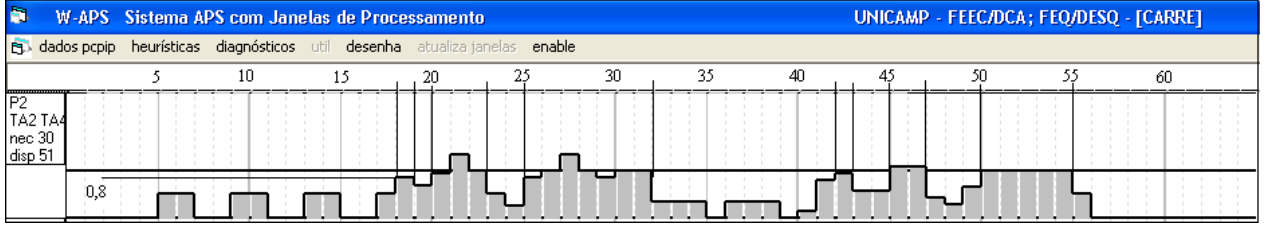


Figura 2.7: Curva de demanda agregada e seus respectivos intervalos gargalos para o valor $dagmin = 0,8$. Intervalos gargalo: (18;19),(20;23),(25;33),(42;43),(45;47),(50;55).

À medida em que o valor da demanda agregada mínima aumenta, o tamanho do intervalo associado diminui. Analogamente pode-se dizer que quanto menor for o valor de $dagmin$ maior será o intervalo gargalo.

B) Determinação dos lotes envolvidos em cada intervalo gargalo

Um lote envolvido no intervalo gargalo é um lote associado ao intervalo mas que sua alocação gera um impacto forte dentro do intervalo. Os demais lotes associados não são considerados envolvidos. A questão está em quantificar esta consideração, ainda que seja de uma forma heurística.

Considerando, por exemplo, o intervalo (18;19) do processador $P2$, na figura 2.8, tem-se dois lotes associados: $TA2/4$ e $TA4/1$. Caso $TA2/4$ seja alocado no início da janela isto não terá influência sobre as possíveis alocações de $TA4/1$, e vice-versa se $TA4/1$ for alocado no fim de sua janela. Caso contrário, se $TA2/4$ for alocado no fim da sua janela, as possibilidades de alocação de $TA4/1$ serão reduzidas (porque a sua janela iniciará em $T = 19$ e não em $T = 20$ como antes), da mesma forma que as possibilidades de alocação de $TA2/4$ serão reduzidas se $TA4/1$ for alocado no início da sua janela. Portanto o impacto sobre as janelas dos demais lotes resultante da alocação de um lote que contribui para o gargalo depende da escolha do lote a alocar e da decisão da alocação.

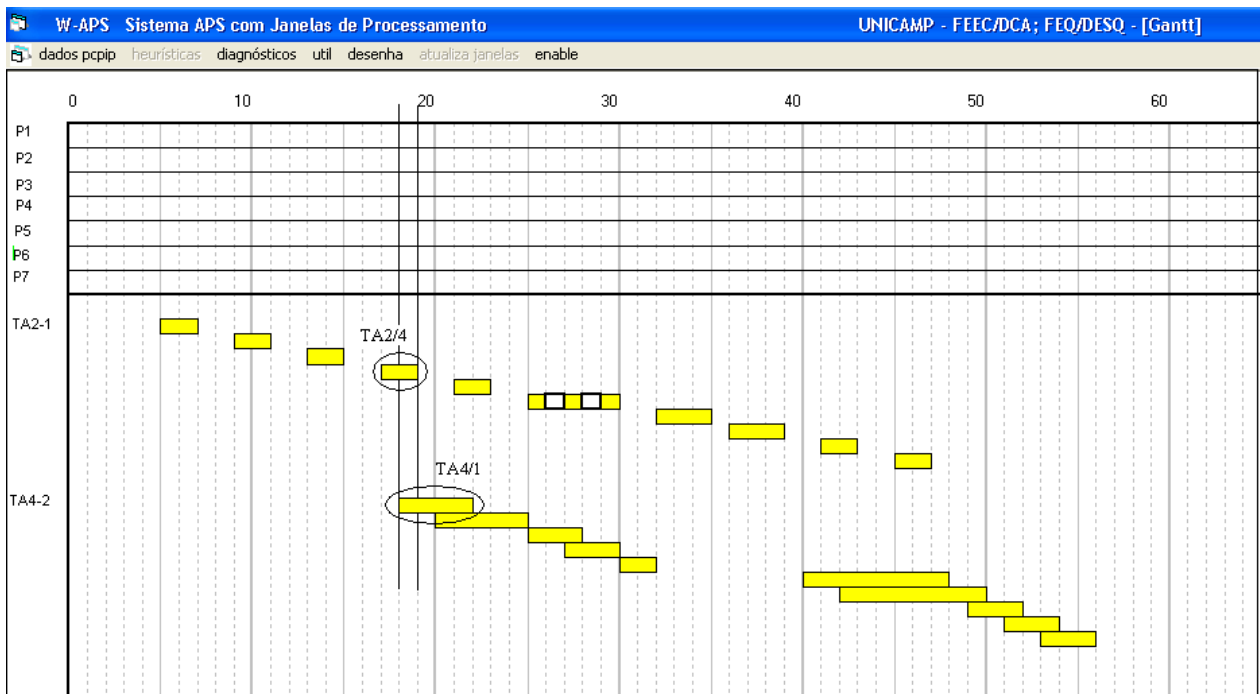


Figura 2.8: Janelas de processamento dos lotes habilitados para o processador $P2$ e lotes associados com o intervalo gargalo de 18 a 19.

A proposta é considerar que um lote associado ao intervalo possa ser considerado envolvido no intervalo gargalo se: i) sua janela de processamento estiver dentro do intervalo gargalo, ou, ii) se a sua janela de processamento estiver parcialmente dentro do intervalo gargalo e a parte da janela que estiver fora do intervalo seja pequena, conforme descrito a seguir.

No primeiro grupo estão os lotes mais críticos, pois qualquer alocação que seja feita destes lotes terá maior influência na alocação dos outros envolvidos no gargalo. O segundo grupo inclui lotes que estão parcialmente envolvidos com o intervalo gargalo. Neste grupo o número de possíveis alocações fora do intervalo depende do tempo de processamento da operação e do tamanho da parte da janela que está fora do intervalo, sendo que, quanto maior for a parte da janela fora do intervalo e menor for o tempo de processamento, maior será o número de possíveis alocações fora do intervalo. Para representar esta condição define-se que um lote está envolvido no gargalo se a parte da janela que está fora do intervalo gargalo é menor ou igual ao produto do fator de espalhamento (Fe) pelo tempo de processamento do lote (Tp) analisado.

O fator de espalhamento é um parâmetro determinado pelo usuário. Quanto maior for o fator de espalhamento, mais lotes poderão ser definidos como envolvidos no intervalo gargalo.

Um fator de espalhamento nulo fará com que nenhum lote seja definido como envolvido, ou seja, o segundo grupo não conterá nenhum lote. Neste caso existe a possibilidade de considerar um lote, cuja *alocação* possa invadir o intervalo gargalo, como um lote *não envolvido com o intervalo*. Esse fato acontece quando a parte da janela do lote que está parcialmente fora do intervalo, for menor que o tempo de processamento do lote, não existindo assim um “espaço” suficiente para uma alocação fora do intervalo gargalo. Um fator de espalhamento, no mínimo unitário, garante que todos os lotes que não foram considerados envolvidos com o intervalo tenham possibilidades de alocação fora do intervalo.

Existem casos particulares em que, apesar da demanda agregada ser alta num determinado intervalo, este não constitui um intervalo gargalo no sentido de representar uma grande competição entre lotes. O primeiro caso é quando um intervalo contém apenas lotes de uma mesma operação. Apesar do intervalo poder ter uma demanda agregada alta, os lotes, por serem de uma mesma operação, não competem entre si, porque as suas janelas já garantem a alocação devido à restrição de monotonicidade descrita em Alvarenga (Alvarenga, 2001). Estes lotes apesar de serem associados não podem ser considerados envolvidos. O segundo caso é quando um lote tem uma janela de alocação obrigatória, ou seja, o valor da janela do lote é igual ao seu tempo de processamento. Esse lote também não pode ser considerado envolvido em nenhum intervalo gargalo, pois a sua alocação (única) já foi levada em consideração nas outras janelas através da propagação de restrições.

Como os valores da demanda agregada mínima (*dagmin*) e do fator de espalhamento (*Fe*) tem influência em relação a quantidade de lotes envolvidos nos intervalos gargalo a seguir será apresentado um exemplo mais detalhado sobre: i) a influência do valor de *dagmin* e ii) a influência do fator de espalhamento.

i) Influência do valor da demanda agregada mínima (dagmin)

Utilizando, por exemplo, um processador genérico com as janelas dos lotes representados na figura 2.9 e um gráfico de demanda agregada dado na figura 2.10. As figuras de 2.11 a 2.13 e a tabela 2.1 irão exemplificar a influência do valor de *dagmin* sobre os intervalos e os lotes envolvidos no exemplo considerado.

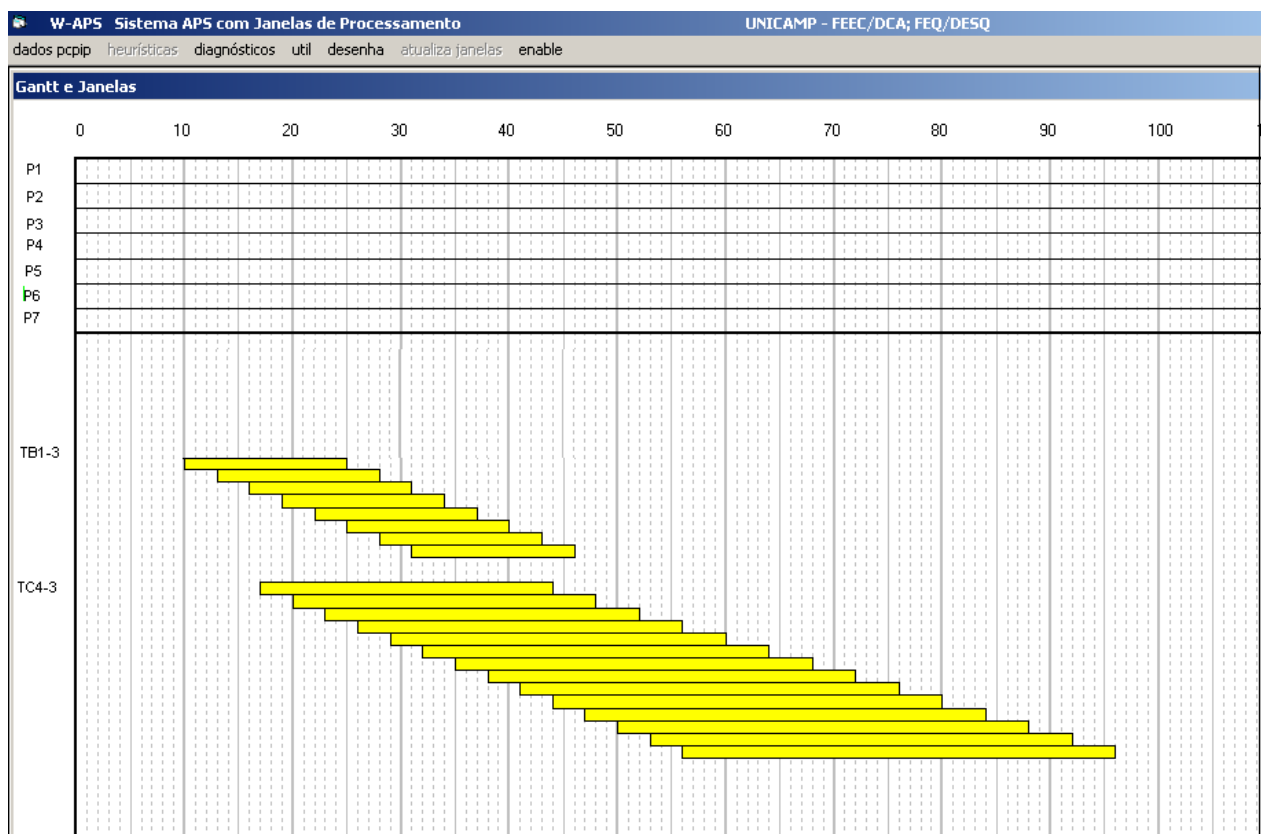


Figura 2.9: Janelas de processamento dos lotes.

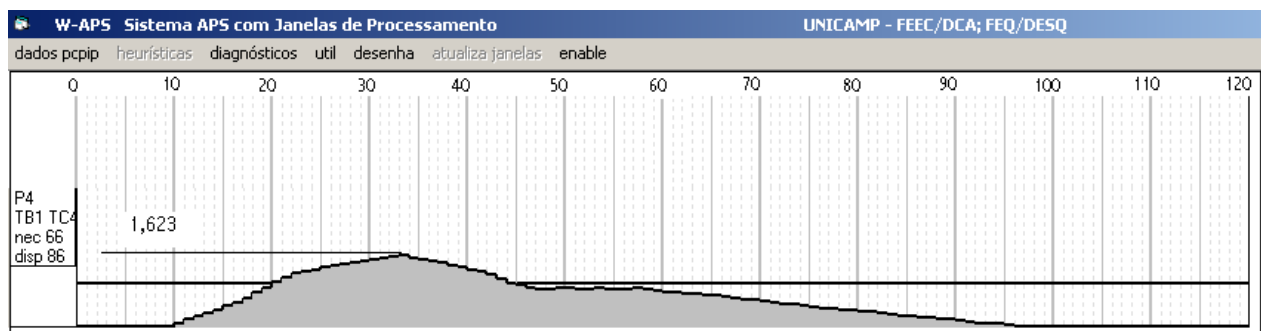


Figura 2.10: Curva de demanda agregada.

Utilizando o valor $dagmin = 1,3$, a figura 2.11 mostra a curva da demanda agregada do exemplo considerado e o intervalo gargalo de (24;41). A linha sombreada representa o limite $dagmin = 1,3$. Assim o intervalo gargalo é o intervalo em que a curva da demanda agregada está acima da linha sombreada (24;41).

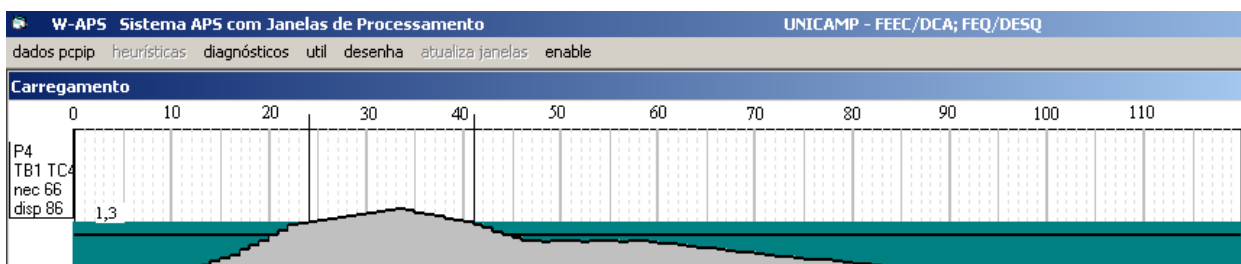


Figura 2.11: Curva de demanda agregada utilizando o valor de $dagmin = 1,3$.

Utilizando o valor de $dagmin = 0,8$ o intervalo gargalo passou de (24;41) para (19;60) e para o valor de $dagmin = 0,2$ o intervalo passou a ser de (12;87). As figuras 2.12 e 2.13 mostram respectivamente os aumentos dos intervalos gargalo. Quanto menor for o valor do $dagmin$, maior será o intervalo gargalo e pode haver um maior número de lotes envolvidos no intervalo.

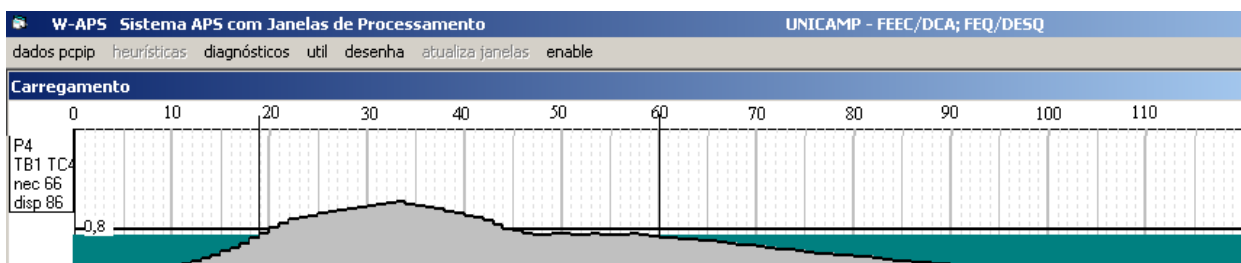


Figura 2.12: Curva de demanda agregada utilizando o valor de $dagmin = 0,8$.

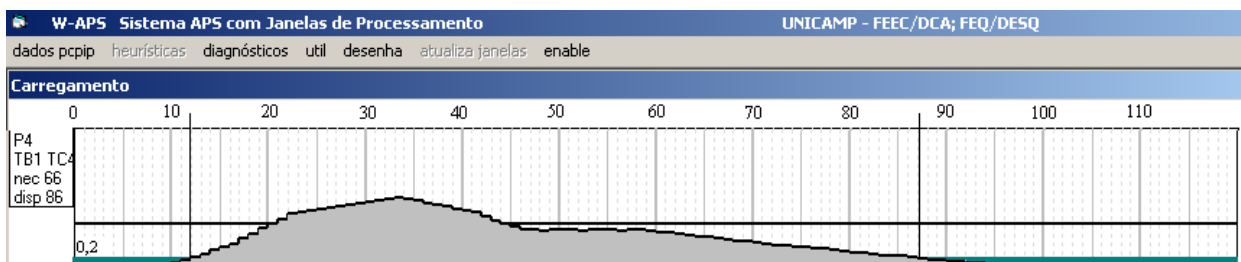


Figura 2.13: Curva de demanda agregada utilizando o valor de $dagmin = 0,2$.

A tabela 2.1 apresenta os intervalos gargalos das figuras de 2.11 a 2.13 com seus respectivos lotes associados e envolvidos e lotes disponíveis para alocação.

$dagmin$	Intervalo	Lotes associados	lotes envolvidos	Lotes disponíveis para alocar
1,3	(24; 41)	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,7,8	—	—
0,8	(19; 60)	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,13,14	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,5,6	TB1/1 TC4/7,8,...,13,14
0,2	(12; 87)	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,13,14	TB1/1,2,...,7,8, TC4/1,2,...,12,13	TC4/14

Tabela 2.1: Intervalos gargalo com seus lotes associados e envolvidos e lotes disponíveis para alocação.

Percebe-se pela tabela 2.1, que no intervalo de (24;41) não houve nenhum lote envolvido. Esse fato ocorreu pois os lotes da operação *TC4* associados com esse intervalo eram lotes que não cumpriam com as condições para serem considerados envolvidos (a parte da janela que está fora do intervalo não é pequena o suficiente), restando apenas os lotes associados da operação *TB1*, que não podem ser considerados envolvidos por serem lotes de operação única.

A escolha do valor $dagmin$ ideal não é trivial, pois um valor muito alto de $dagmin$ pode gerar vários intervalos excluídos (intervalos gargalo sem nenhum lote dentro). Mas em contraste, um valor muito baixo de $dagmin$ pode diminuir muito a quantidade de lotes disponíveis para a alocação em um processador.

ii) Influência do fator de espalhamento (Fe)

Um outro valor que também tem influência sobre a quantidade de lotes envolvidos é o fator de espalhamento (Fe), conforme exemplificado a seguir.

A tabela 2.2 apresenta o intervalo gargalo da figura 2.11, com seus respectivos lotes associados e envolvidos e lotes disponíveis para alocação com os valores do fator de espalhamento (Fe) de 2, 3, e 9. Aumentando o valor do fator de espalhamento, aumenta-se a quantidade de lotes envolvidos nos intervalos gargalos, portanto pode-se dizer que quanto maior for o valor de Fe maior será a quantidade de lotes envolvidos nos intervalos gargalo e menor será a quantidade de lotes disponíveis para alocação.

$dagmin$	Fe	Intervalo	Lotes associados	Lotes envolvidos	Lotes disponíveis para alocar
1,3	2	P4(24; 41)	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,7,8	—	—
1,3	3	P4(24; 41)	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,7,8	TB1/3,4,...,7,8, TC4/1,2	TB1/1,2 TC4/3,4,...,13,14
1,3	9	P4(24; 41)	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,7,8	TB1/1,2,...,7,8, TC4/1,2,...,6,7	TC4/8,9,...,13,14

Tabela 2.2: Intervalos gargalo com seus lotes associados e envolvidos e lotes disponíveis para alocação com o fator de espalhamento (Fe) de 2, 3, e 9.

Como os valores do fator de espalhamento e da demanda agregada são utilizados em conjunto pela heurística proposta, será utilizada a tabela 2.3 para ilustrar a influência do fator

de espalhamento e do valor da demanda agregada sobre a quantidade de lotes envolvidos nos intervalos gargalo. A tabela 2.3 apresenta os intervalos gargalo das figuras de 2.11 a 2.13 com seus respectivos lotes associados e envolvidos e lotes disponíveis para alocação com os valores do fator de espalhamento (Fe) de 2, 3.

$dagmin$	Fe	Intervalo	Lotes associados	Lotes envolvidos	Lotes disponíveis para alocar
1,3	2	(24; 41)	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,7,8	—	—
1,3	3	(24; 41)	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,7,8	TB1/3,4,...,7,8, TC4/1,2	TB1/1,2 TC4/3,4,...,13,14
0,8	2	(19; 60)	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,13,14	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,5,6	TB1/1 TC4/7,8,...,13,14
0,8	3	(19; 60)	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,13,14	TB1/1,2,...,7,8, TC4/1,2,...,6,7	TC4/8,9,...,13,14
0,2	2	(12; 87)	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,13,14	TB1/1,2,...,7,8, TC4/1,2,...,12,13	TC4/14
0,2	3	(12; 87)	TB1/2,3,...,7,8, TC4/1,2,...,13,14	TB1/1,2,...,7,8, TC4/1,2,...,13,14	

Tabela 2.3: Intervalos gargalo com seus lotes associados e envolvidos e lotes disponíveis para alocação com o fator de espalhamento (Fe) de 2 e 3.

Como um valor de $dagmin$ muito pequeno gera grandes intervalos gargalo, não é necessário utilizar um fator de espelhamento alto, pois o mesmo apenas aumentaria ainda mais a quantidade de lotes envolvidos no intervalo gargalo. Assim, é melhor utilizar um valor de $dagmin$ baixo em conjunto com um fator de espalhamento baixo, pois é possível aumentar a quantidade de lotes disponíveis para alocação. E é melhor utilizar um valor de $dagmin$ alto em conjunto com um fator de espalhamento alto, pois assim é possível aumentar a quantidade de lotes envolvidos nos intervalos gargalo e diminuir a quantidade de intervalos gargalo excluídos por envolverem apenas lotes da mesma operação. Como não é trivial encontrar os valores ideais para o fator de espalhamento e para o valor de $dagmin$, uma proposta para este problema é a utilização de uma sucessão de valores para o fator de espalhamento e para o valor de $dagmin$.

Após a determinação dos lotes envolvidos nos intervalos gargalo, é necessário escolher o intervalo gargalo mais crítico. O pico da demanda agregada não é suficiente para identificar qual é o gargalo mais crítico, pois o valor numérico da demanda agregada não tem um significado físico preciso (a soma das medidas). A seleção do gargalo mais crítico é feita com a utilização da menor folga relativa ($slackrel$).

C) Seleção do intervalo gargalo com menor folga relativa

Dentre todos os intervalos gargalo definidos na etapa anterior escolhe-se aquele que tem a menor folga relativa para o conjunto de lotes envolvidos nele. A seleção do intervalo obviamente implica na seleção do processador. Para tanto determina-se para cada intervalo:

- i) o tempo necessário (*nec*), que é a somatória dos tempos de processamento dos lotes envolvidos no intervalo gargalo;
- ii) o tempo disponível no intervalo (*disp*), que é a diferença entre o maior tempo de término mais tarde (*Lft*) das janelas envolvidas no intervalo gargalo e o menor tempo de início mais cedo (*Est*) das janelas envolvidas no intervalo gargalo;
- iii) a folga do intervalo (*slack*), que é a diferença entre o tempo disponível (*disp*) e o tempo necessário (*nec*).

A folga relativa (*slackrel*), é o quociente entre a folga (*slack*) e o tempo necessário (*nec*). Quanto menor for a folga relativa (*slackrel*), menor será a flexibilidade de alocação dos lotes envolvidos neste intervalo. Escolhe-se o intervalo com menor folga relativa, pois este é o intervalo gargalo mais crítico. Após a seleção do intervalo e do processador, passa-se para o segundo passo que é o da seleção do lote a alocar.

2.4.1.2 Seleção do lote a alocar

Como foi antecipado anteriormente a seleção do lote a ser alocado é feita de forma diferente dos procedimentos utilizados em técnicas de busca orientada por restrições (*CBS*). Nestas escolhe-se um dos lotes envolvidos no gargalo, ou um par de lotes, o que em geral leva a uma redução grande do espaço de busca, seja no caso factível através de propagação de restrições, ou no caso infactível através do corte do ramo.

A heurística proposta não contém nenhum mecanismo de busca em árvore e “*backtracking*”, ou seja, no caso de uma alocação infactível, ela deverá ser mantida como tal (alertando o usuário de que uma data de entrega, por exemplo, não será respeitada). Se o usuário não quiser aceitar a solução fornecida pela heurística, ele pode reiniciar o processo e modificar os parâmetros (*dagmin* e espalhamento), a fim de obter novas soluções.

Nesta heurística propõe-se selecionar para alocação um dos lotes não envolvidos em nenhum intervalo gargalo. Como o lote a ser escolhido não está envolvido com nenhum intervalo gargalo, é possível que a sua alocação não modifique substancialmente a demanda agregada nos intervalos gargalo.

A idéia básica é de que a solução do intervalo gargalo não é óbvia e sem “backtracking” uma solução ruim poderá comprometer a solução global, portanto convém delimitar bem o intervalo gargalo para reduzir a complexidade da sua análise e solução. Para delimitá-lo a heurística procede a escolha e alocação fora do intervalo gargalo dos lotes não envolvidos em nenhum intervalo gargalo.

Como podem existir vários lotes não envolvidos em nenhum intervalo gargalo do processador selecionado, e tem que ser selecionado apenas um lote, é necessário uma heurística para a seleção do lote. A seguir é exemplificada esta questão.

A figura 2.14 e a tabela 2.4 exemplicam o caso em questão, considerando por exemplo que o processador selecionado tenha os intervalos gargalo de: (18;19), (20;23), (25;32), (45;47). A figura 2.14 mostra as janelas dos lotes habilitados para o processador selecionado, e as linhas delimitantes dos intervalos gargalos. A tabela 2.4 apresenta os intervalos com seus lotes envolvidos e os lotes disponíveis para alocação.

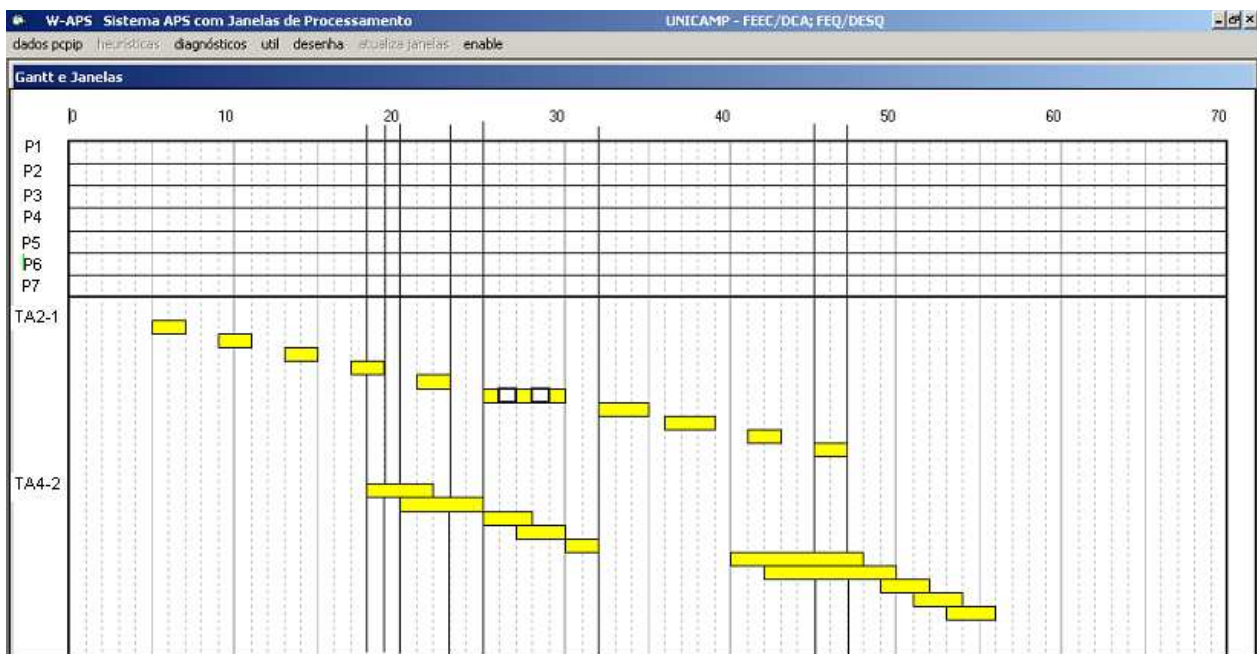


Figura 2.14: Janelas de processamento dos lotes habilitadas para o processador selecionado, e os intervalos gargalos de (18;19), (20;23), (25;32)e (45;47).

Pela figura 2.14 observa-se que qualquer que seja a alocação dos lotes (TA2/1,2,3,7,8,9) nas suas janelas de processamento não irão aumentar a concorrência nos

intervalos gargalo e a alocação dos outros lotes (TA4/6,8,9,10) terão “pouca” influência nos intervalos gargalo, se os lotes serão alocados o mais distante possível do intervalo gargalo crítico, conforme a seção 2.4.2 descrita a seguir.

Intervalo	Lotes envolvidos	Lotes disponíveis para alocar
(18; 19)	TA2/4 TA4/1	TA2/1/2/3 TA2/7/8/9 TA4/6 TA4/8/9/10
(20; 23)	TA2/5 TA4/1/2	
(25; 32)	TA2/6 TA4/3/4/5	
(45; 47)	TA2/10 TA4/7	

Tabela 2.4: Intervalos gargalo com seus lotes envolvidos e lotes disponíveis para alocação no processador selecionado.

A tabela 2.4 mostra os lotes candidatos a alocação, sendo necessária uma heurística para escolher um deles. Na heurística proposta é escolhido para a alocação o lote mais crítico. Para definir o lote mais crítico, é utilizado o critério de criticalidade apresentado por Keng (Keng et al., 1988).

Caso exista mais de um lote mais crítico, como critério de desempate é escolhido o lote cuja janela se distancie o máximo do intervalo gargalo selecionado. Para calcular a distância entre a janela do lote e o intervalo gargalo é utilizado o seguinte critério: se o início da janela for menor que o início do intervalo gargalo selecionado, calcula-se a distância entre o início da janela e o início do intervalo gargalo, caso contrário, calcula-se a distância entre o fim da janela e o fim do intervalo gargalo selecionado. Se mesmo assim ainda houver mais de um lote para escolher, o escolhido será o último lote na ordem declarada de operações.

Quando escolhido o lote a ser alocado, encerra-se a primeira decisão da heurística proposta, e inicia-se a segunda etapa, que é a decisão de alocação propriamente dita.

2.4.2 Alocação do lote escolhido

Após a escolha do lote, é necessário tomar uma decisão de alocação. A decisão de alocação é a escolha do instante em que o lote é iniciado. Como a decisão de alocação da heurística proposta é alocar o mais longe possível do intervalo gargalo crítico, a decisão de alocação da heurística proposta é que o lote que tem a sua janela de processamento anterior ao intervalo selecionado seja alocado o mais cedo possível, ou seja, no início de sua janela de processamento. No caso do lote em que a sua janela de processamento está depois do intervalo, este será alocado

o mais tarde, ou seja, no fim da janela de processamento. Desta forma, em ambos os casos, a alocação será o mais longe possível do intervalo gargalo crítico.

Supondo um processador com o intervalo gargalo crítico de (10;40), e sendo o lote $TC1/6$ o escolhido para alocação, as figuras 2.15 e 2.16 exemplificam a questão a respeito da decisão de alocação. A figura 2.15 mostra as janelas de processamento e o intervalo gargalo crítico (10;40) no processador. A figura 2.16 mostra as janelas de processamento depois da alocação de $TC1/6$, o intervalo gargalo crítico (10;40) no processador e a propagação das restrições em $TA1/6, 7, 8, 9$ e $TA1/10$, geradas pela alocação de $TC1/6$.

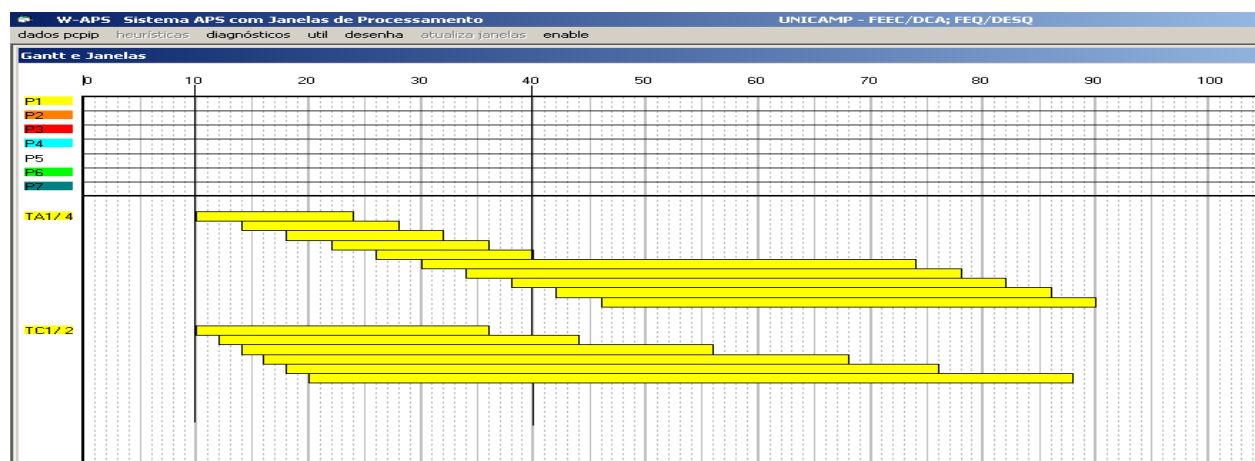


Figura 2.15: Janelas de processamento e o intervalo gargalo crítico (10;40).

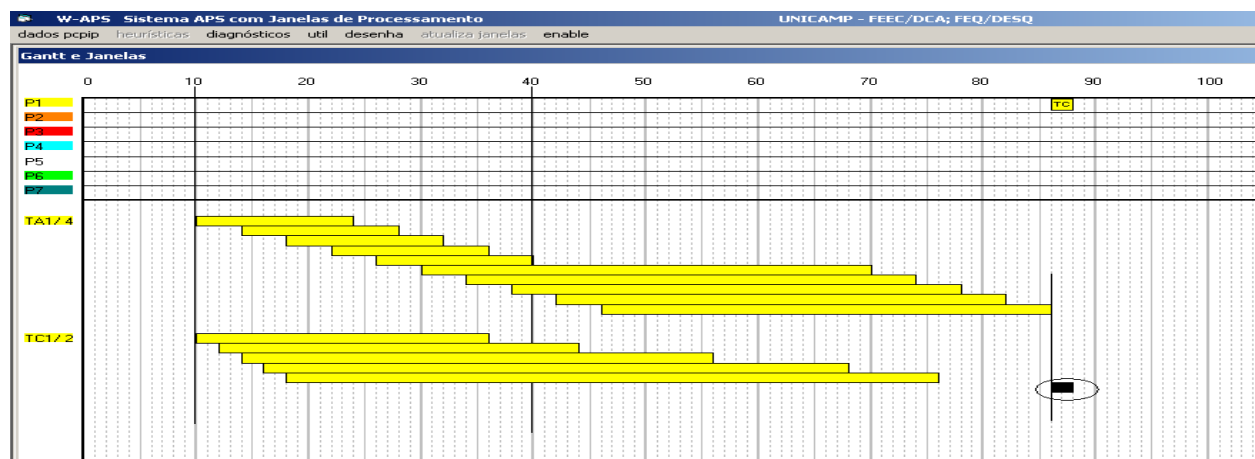


Figura 2.16: Janelas de processamento depois da alocação de $TC1/6$, o intervalo gargalo crítico (10;40) e a propagação das restrições em $TA1/6, 7, 8, 9$ e $TA1/10$ gerada pela alocação.

Como o lote selecionado foi o $TC1/6$, e ele encontra-se após o intervalo gargalo crítico (10;40), para que a alocação seja o mais distante do intervalo, o lote tem que ser alocado no final da sua janela de processamento, conforme a figura 2.15. Pela figura 2.16 observa-se que quando foi feita a alocação de $TC1/6$, a sua janela de processamento passou a ter o mesmo valor do seu tempo de processamento. Como o processador é um recurso que não pode ser utilizado por mais de um lote ao mesmo tempo, a alocação de $TC1/6$ gerou essa restrição que foi propagada reduzindo assim as janelas $TA1/6, 7, 8, 9$ e $TA1/10$.

A figura 2.17 apresenta a heurística proposta.

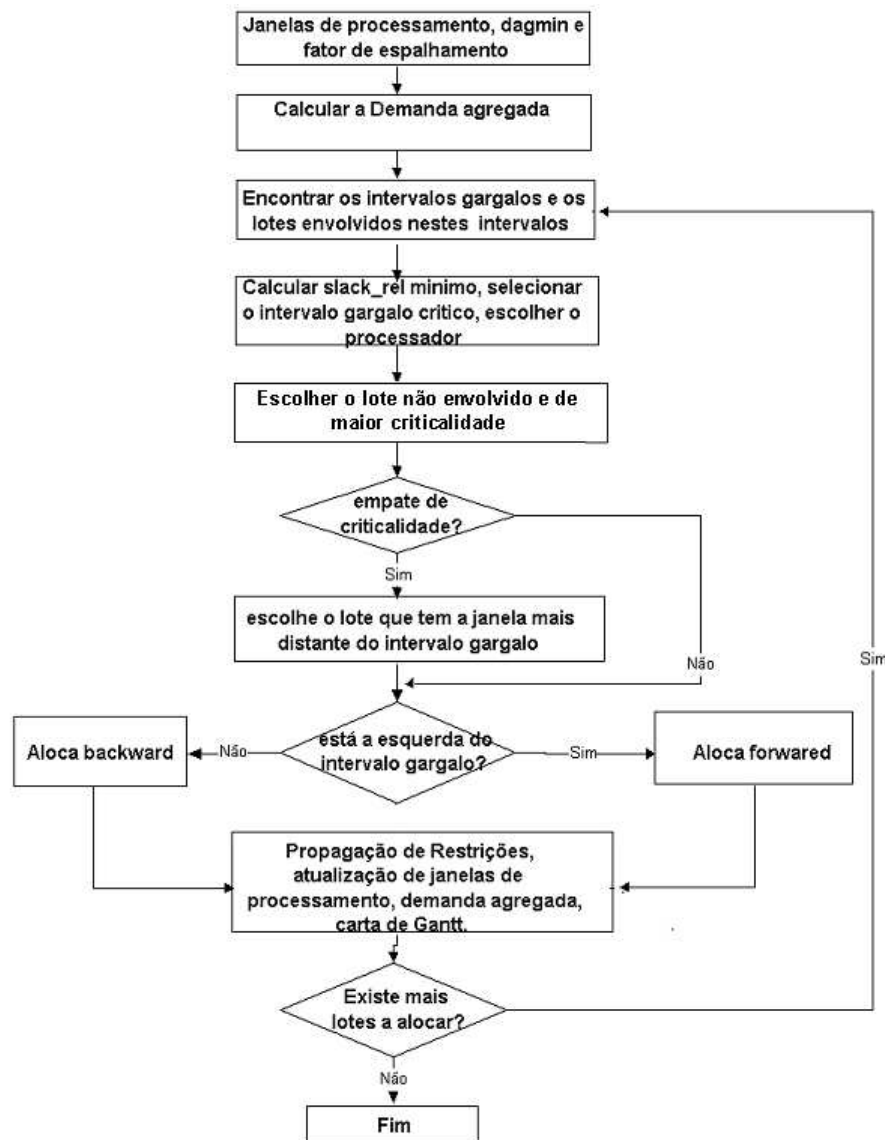


Figura 2.17: Algoritmo da heurística proposta.

2.5 Heurística de busca em árvore limitada através de recortes nas janelas de processamento

A heurística de busca em árvore limitada utiliza uma busca em árvore orientada por restrições (*CBS*) e as decisões nesta heurística são recortes nas janelas de processamento tomadas pelo usuário. O cenário inicial são as janelas de processamento resultantes da fase de planejamento e as curvas de carregamento dos processadores.

Esta é uma heurística de recorte de janelas de processamento, ou seja, pode-se aumentar o início ou reduzir o fim da janela de processamento. Esta decisão de recorte engloba duas decisões: a primeira a decisão de escolha do lote, e a segunda a decisão de atribuir novos valores para os limites da janela de processamento (Est, Lst) deste lote.

A escolha da janela a ser recortada e a atribuição de novos valores são orientadas pelo cenário inicial, ou seja, o usuário faz um análise no cenário inicial, e escolhe o lote que terá a janela recortada e os valores a serem atribuídos. Após a definição dos novos limites para a janela (atribuição de valores), ativa-se a propagação de restrições com o objetivo de diminuir as janelas de processamento dos lotes ainda não alocados. Algumas reduções causadas por propagação de restrições podem gerar janelas de tamanho igual ao tempo de processamento do lote e isto levaria a alocações obrigatórias, as quais seriam realizadas.

As reduções também podem gerar situações infactíveis. Estas situações infactíveis podem ser geradas após a propagação de restrições, quando uma janela de processamento ficar menor que o tempo de processamento do lote. Neste caso torna-se necessário fazer um retrocesso ou *backtracking* interação do usuário, conforme descrito em Pessoa (Pessoa, 2003), e, conseqüentemente, a mudança na decisão.

Supondo um problema de baixo carregamento, o usuário, de uma forma simples, pode recortar as janelas de processamento, porque as janelas de processamento geralmente são grandes, ou seja, tem inúmeras possibilidades para alocar os lotes em suas janelas de processamento.

Com estes recortes pode-se conseguir uma solução com características adicionais, como reduzir ao máximo a alternância entre lotes de operações diferentes no mesmo equipamento (*setups*). Uma análise simples da possibilidade de eliminar esta alternância é mostrada a seguir.

Suponha a situação representada na figura 2.18 onde três lotes de TA e três lotes de TB competem pelo mesmo equipamento.

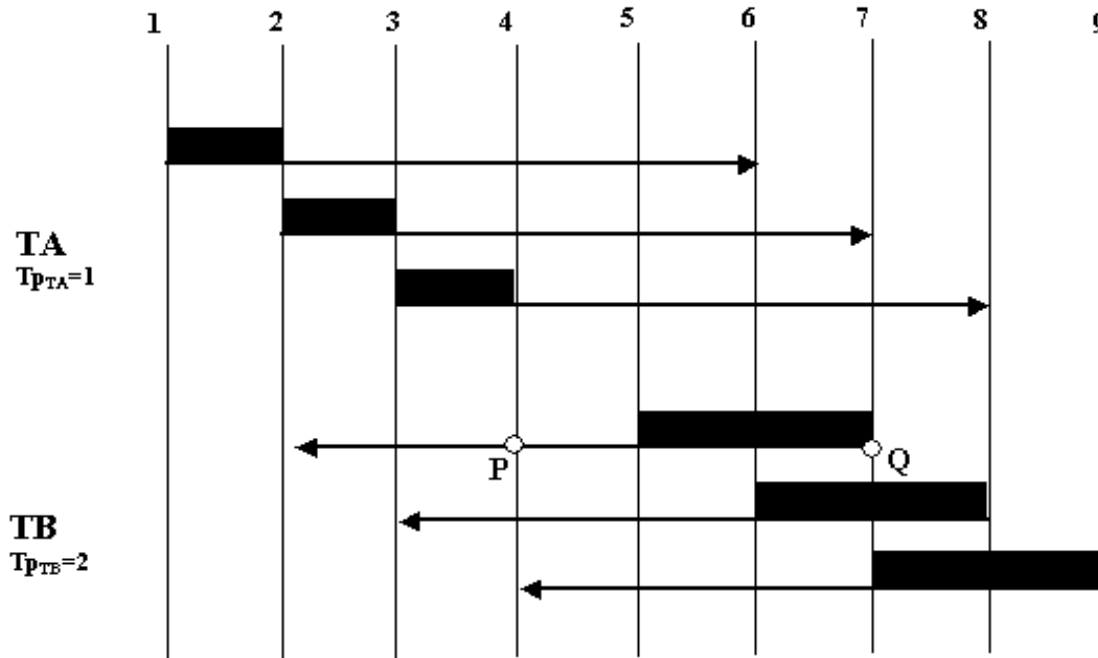


Figura 2.18: Lotes que competem pelo mesmo equipamento os lotes de TA poderão ser processados antes dos lotes de TB , evitando a possibilidade de alternância.

Considerando o terceiro lote de TA , se $PQ \geq TP_{TB}$ os lotes de TA poderão ser processados antes dos lotes de TB , por exemplo como indicado em negrito. Inversamente se $PQ < TP_{TB}$ no mínimo $TB/1$ deverá preceder $TA/3$. Obviamente esta análise limita-se a um equipamento, se o interesse do usuário é de fabricar o produto A antes do B deverá ser analisada a situação em todos os processadores onde exista concorrência. É possível também conseguir soluções que impliquem diferentes seqüências de produção de produtos determinadas pelo usuário, facilitando a operação da planta.

Esta heurística tem mostrado bons resultados em situações de carregamento baixo e carregamento médio. Por outro lado, em uma situação de carregamento alto esta heurística não tem mostrado bons resultados. Para este tipo de situações os recortes de janelas não são óbvios, isto porque as janelas de processamento são pequenas, ou seja, são reduzidas as possibilidades para a alocação dos lotes.

Nesta heurística a escolha da janela de processamento é feita pelo usuário. Para a escolha da janela de processamento a reduzir é possível usar as informações do gráfico das janelas, assim também como gráfico da curva de carregamento, a fim de direcionar para uma solução desejada pelo usuário.

Através desta análise o usuário pode identificar janelas de processamento que permitam cumprir com os seus objetivos, que são eliminar a alternância entre lotes e determinar uma sequência arbitrada de produção. A figura 2.19 mostra um problema de programação (carregamento baixo), à esquerda mostra a curva de carregamento e na parte central temos as janelas de processamento.

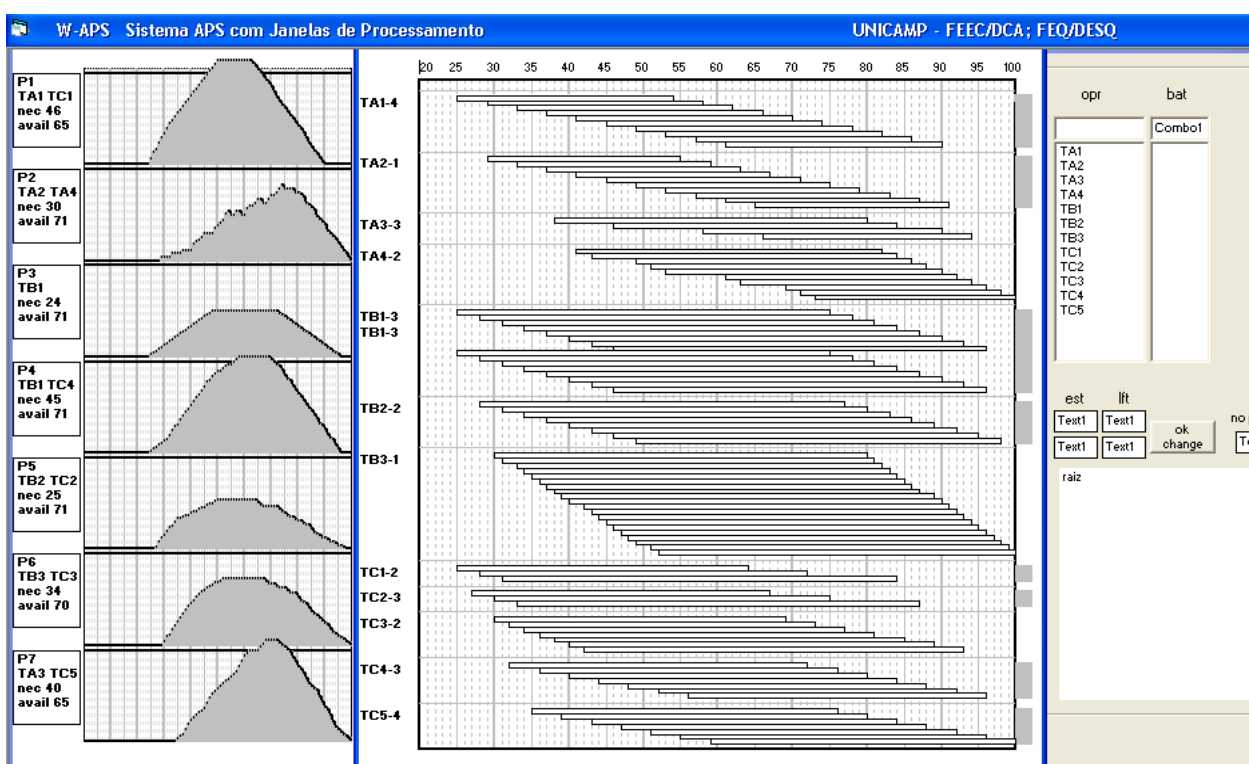


Figura 2.19: Curva de carregamento, janelas de processamento, parte interativa do usuário.

Como foi descrito anteriormente os valores que serão atribuídos aos limites da janela escolhida são feitas de forma interativa, ou seja, utilizando as informações dos gráficos de janelas e do carregamento pode-se indicar o novo início e fim da janela deste lote. E desejável que estes novos valores mantenham uma flexibilidade razoável nas janelas de processamento para a alocação destes lotes.

Após atribuído os valores, ativa-se o mecanismo de propagação de restrições, mecanismo que irá verificar se a redução é factível ou não. Caso não seja factível, o sistema marca como infactível o nó, e torna-se necessário fazer um retroceso ou *backtracking* interação do usuário. A cada decisão de recorte a carta de Gantt é atualizada. A figura 2.20 exemplifica a heurística proposta.

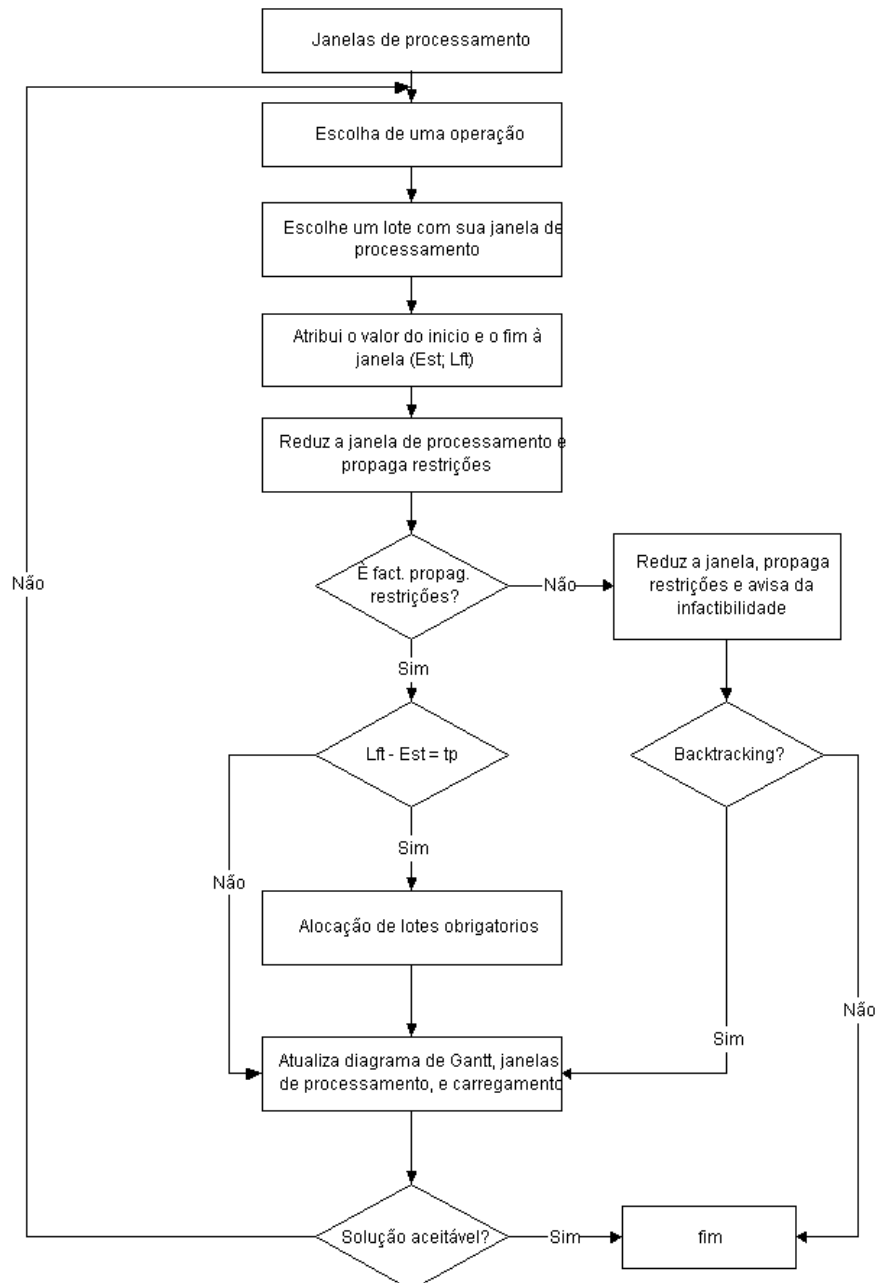


Figura 2.20: Algoritmo da heurística proposta.

2.6 Conclusões

As heurísticas de alocação no instante de início mais cedo, ou no instante de início mais tarde, utilizam um horizonte de seleção.

No primeiro caso, o início é o menor tempo de início mais cedo das janelas dos lotes ainda não alocados. Analogamente, no segundo caso o início é o maior tempo de término das janelas dos lotes ainda não alocados. Nos dois casos a sua duração é igual ao maior tempo de processamento das operações. O objetivo do horizonte de seleção é delimitar a análise ao conjunto de lotes envolvidos nele. Um critério de seleção heurístico posterior escolhe o lote a ser alocado. Este procedimento elimina a necessidade de um esquema de prioridades para a seleção do lote. A utilização de janelas por outro lado permite que a alocação não seja necessariamente cronológica focalizando os lotes mais críticos.

A heurística orientada pelos gargalos determina e avalia os gargalos dinamicamente. Isto é possível porque a propagação de restrições atualiza as janelas após cada alocação. A seleção do lote a alocar é feita considerando o equipamento com maior gargalo e selecionando um lote com influência pequena no gargalo. Desta forma a importância do gargalo é diminuída ou, no mínimo não aumentá-la.

A heurística com busca em árvore limitada está baseada na modificação interativa das janelas por parte do usuário. Ela está bem adaptada para situações de carregamento baixo porque permite que o usuário restrinja as soluções que está disposto a aceitar de uma forma relativamente fácil.

As três heurísticas utilizam procedimentos rápidos que permitem tempos de execução compatíveis com a rapidez desejada em sistemas APS como será visto no próximo capítulo.

Capítulo 3

Exemplos de aplicação

Neste capítulo serão considerados dois exemplos apresentados por Papageorgiou e Pantelides (Papageorgiou e Pantelides, 1993) (Papageorgiou e Pantelides, 1996) com algumas modificações. A figura 3.1 mostra a representação STN do primeiro exemplo, onde constam as operações, tempos de processamento, tamanhos dos lotes e condições de armazenagem. As tabelas 3.1, e 3.2 apresentam, respectivamente, a habilitação das operações nos processadores, e as condições de armazenagem.

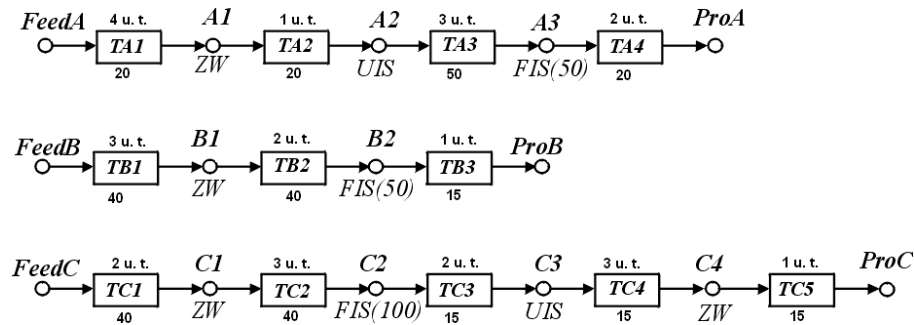


Figura 3.1: Representação STN do exemplo considerado.

Processadores	Operações
P1	TA1,TC1
P2	TA2,TA4
P3	TB1
P4	TB1,TC4
P5	TB2,TC2
P6	TB3,TC3
P7	TA3,TC5

Tabela 3.1: Habilitação das operações.

Estados	Armazenagem
A1, B1, C1, C4	ZW
A3,B2	FIS(50)
C2	FIS(100)
A2,C3	UIS

Tabela 3.2: Condições de armazenagem.

3.1 Exemplo 1 com carregamento alto

A tabela 3.3 apresenta as demandas e datas de entrega dos produtos finais.

Produtos	Demanda	Data de entrega	Demanda	Data de entrega
ProA	100	32	90	56
ProB	270	32		
ProC	75	56		

Tabela 3.3: Demanda de produtos finais, e datas de entrega.

lotes	<i>Est-Lft</i>	lotes	<i>Est-Lft</i>	lotes	<i>Est-Lft</i>	lotes	<i>Est-Lft</i>	lotes	<i>Est-Lft</i>
TA1/1	1 - 6	TA2/10	45 - 47	TB1/3	7 - 16	TB3/7	13 - 21	TC3/1	26 - 40
TA1/2	5 - 10			TB1/4	10 - 19	TB3/8	14 - 22	TC3/2	28 - 43
TA1/3	9 - 14	TA3/1	14 - 20	TB1/5	13 - 22	TB3/9	15 - 23	TC3/3	30 - 46
TA1/4	13 - 18	TA3/2	22 - 26	TB1/6	16 - 25	TB3/10	16 - 24	TC3/4	32 - 49
TA1/5	17 - 22	TA3/3	37 - 46	TB1/7	19 - 28	TB3/11	18 - 25	TC3/5	34 - 52
TA1/6	21 - 28	TA3/4	46 - 50			TB3/12	19 - 26		
TA1/7	25 - 34			TB2/1	4 - 12	TB3/13	20 - 27	TC4/1	28 - 43
TA1/8	32 - 38	TA4/1	18 - 22	TB2/2	7 - 15	TB3/14	21 - 28	TC4/2	31 - 46
TA1/9	37 - 42	TA4/2	20 - 25	TB2/3	10 - 18	TB3/15	22 - 29	TC4/3	34 - 49
TA1/10	41 - 46	TA4/3	25 - 28	TB2/4	13 - 21	TB3/16	23 - 30	TC4/4	37 - 52
		TA4/4	27 - 30	TB2/5	16 - 24	TB3/17	24 - 31	TC4/5	40 - 55
TA2/1	5 - 7	TA4/5	30 - 32	TB2/6	19 - 27	TB3/18	25 - 31		
TA2/2	9 - 11	TA4/6	40 - 48	TB2/7	22 - 30			TC5/1	31 - 44
TA2/3	13 - 15	TA4/7	42 - 50			TC1/1	21 - 34	TC5/2	34 - 47
TA2/4	17 - 19	TA4/8	49 - 52	TB3/1	6 - 15	TC1/2	25 - 38	TC5/3	37 - 50
TA2/5	21 - 23	TA4/9	51 - 54	TB3/2	7 - 16			TC5/4	40 - 53
TA2/6	25 - 30	TA4/10	53 - 56	TB3/3	9 - 17	TC2/1	23 - 37	TC5/5	43 - 56
TA2/7	32 - 35			TB3/4	10 - 18	TC2/2	27 - 41		
TA2/8	36 - 39	TB1/1	1 - 10	TB3/5	11 - 19				
TA2/9	41 - 43	TB1/2	4 - 13	TB3/6	12 - 20				

Tabela 3.4: Lotes, *Est* e *Lst*.

Os dados da tabela 3.4 apresentam os lotes com os tempos iniciais e tempos finais de suas janelas de processamento. Estes dados são referentes às janelas de processamento iniciais utilizadas pelas heurísticas propostas e são dados de entrada fornecidos pelo sistema de planejamento PCPIP (Rodrigues, Latre e Rodrigues, 2000b). A figura 3.2 apresenta as janelas de processamento e o gráfico da demanda agregada referente aos dados da tabela 3.4.

Entende-se por problema de carregamento alto uma situação em que a disputa pelos recursos compartilhados, no caso processadores, é alta. Esta disputa alta pode ser caracterizada por tempos de folga pequenos e curvas de carregamento altas.

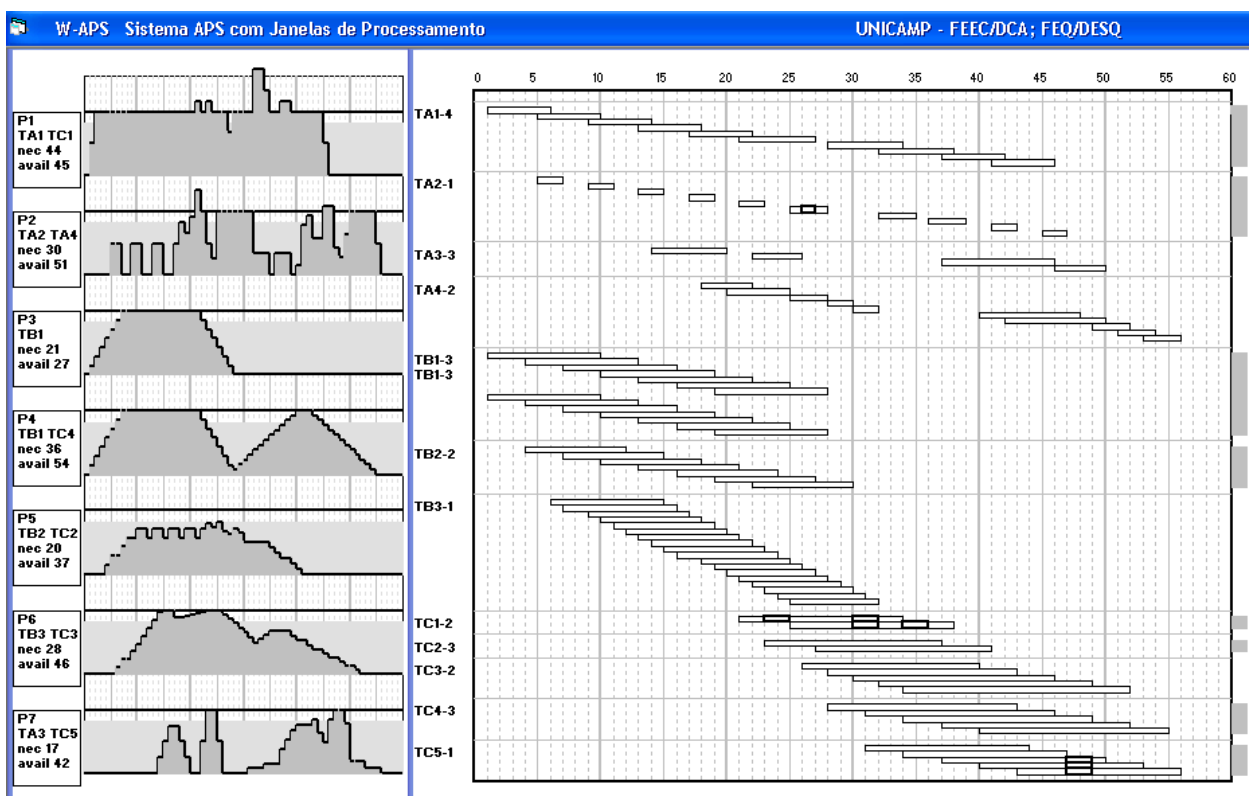


Figura 3.2: Janelas de processamento e gráfico da demanda agregada referente aos dados da tabela 3.4.

Por sua vez tempos de folga pequenos e curvas de carregamento altas acontecem quando os lotes disputando o mesmo equipamento tem janelas de processamento pequenas (relativas ao tempo de processamento). Pela figura 3.2 percebe-se que este é um problema de carregamento alto com curva de carregamento alta no processador $P1$ devido as janelas de processamento pequenas para os lotes de $TA1$ no processador $P1$ o tempo necessário para produzir os lotes é de $T_{nec} = 44$, enquanto o tempo disponível é de $T_{disp} = 45$, gerando um folga de $1 u.t.$

3.1.1 Aplicação da heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-EST)

Na heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est), o lote escolhido será alocado no instante de início mais cedo de sua janela de processamento. A escolha do lote utiliza o horizonte de seleção. Neste exemplo o maior tempo de processamento é o da operação $TA1$ com $T_p = 4$, e no primeiro passo, o menor início das janelas de processamento dos lotes é $T = 1$, portanto o horizonte de seleção neste passo é de $(1; 5)$. A figura 3.3 apresenta as janelas de

processamento utilizando os dados da tabela 3.4, e o horizonte de seleção, no primeiro passo.

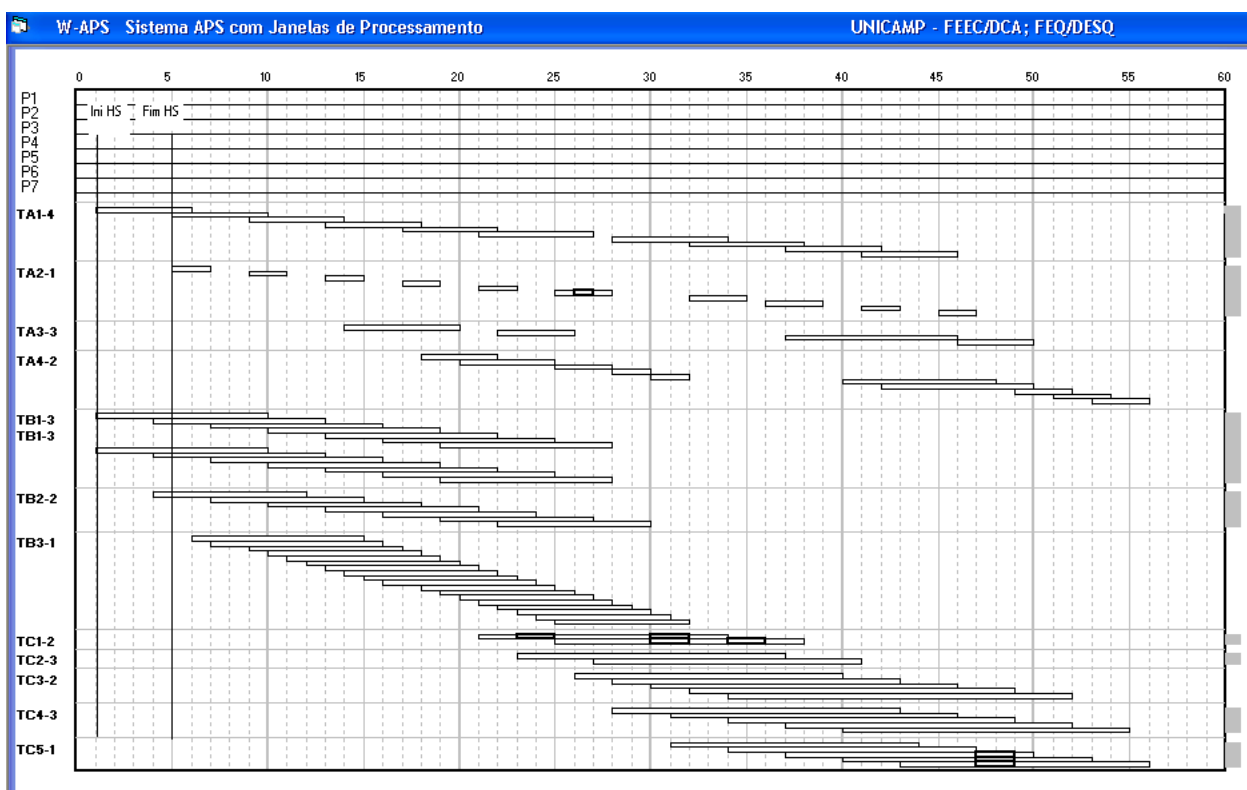


Figura 3.3: Janelas de processamento referente aos dados da tabela 3.4.

Após a determinação do horizonte de seleção, seleciona-se as janelas envolvidas nele. As janelas envolvidas são: $TA1/1$, $TA1/2$, $TA2/1$, $TB1/1$, $TB1/2$ e $TB2/1$. O lote escolhido para alocação será o de maior criticalidade. A tabela 3.5 apresenta os lotes selecionados com as suas respectivas criticalidades.

Lote	Criticalidade
TA1/1	0,80
TA1/2	0,80
TA2/1	0,50
TB1/1	0,33
TB1/2	0,33
TB2/1	0,25

Tabela 3.5: Lotes habilitados e a criticalidade.

Neste caso existem dois lotes ($TA1/1$ e $TA1/2$) com o valor máximo de criticalidade (0,80), para esta situação é escolhido o último lote analisado o $TA1/2$. Após a escolha do lote, a

alocação deste deve ser no instante de início mais cedo de sua janela de processamento ($T = 5$). A alocação de $TA1/2$ (5; 9) ativa o mecanismo de propagação de restrições, que leva a modificações das janelas de processamento dos lotes indicados na tabela 3.6 e representados na figura 3.4, que mostra a alocação do lote $TA1/2$ (5; 9) e os recortes de janelas por propagação de restrições.

lote	Jan. Inicial	Jan. Modif.
TA1/1	1;6	1;5
TA2/1	5;7	5;6
TA2/2	9;11	9;10

Tabela 3.6: Modificações nas janelas após a alocação de $TA1/2$.

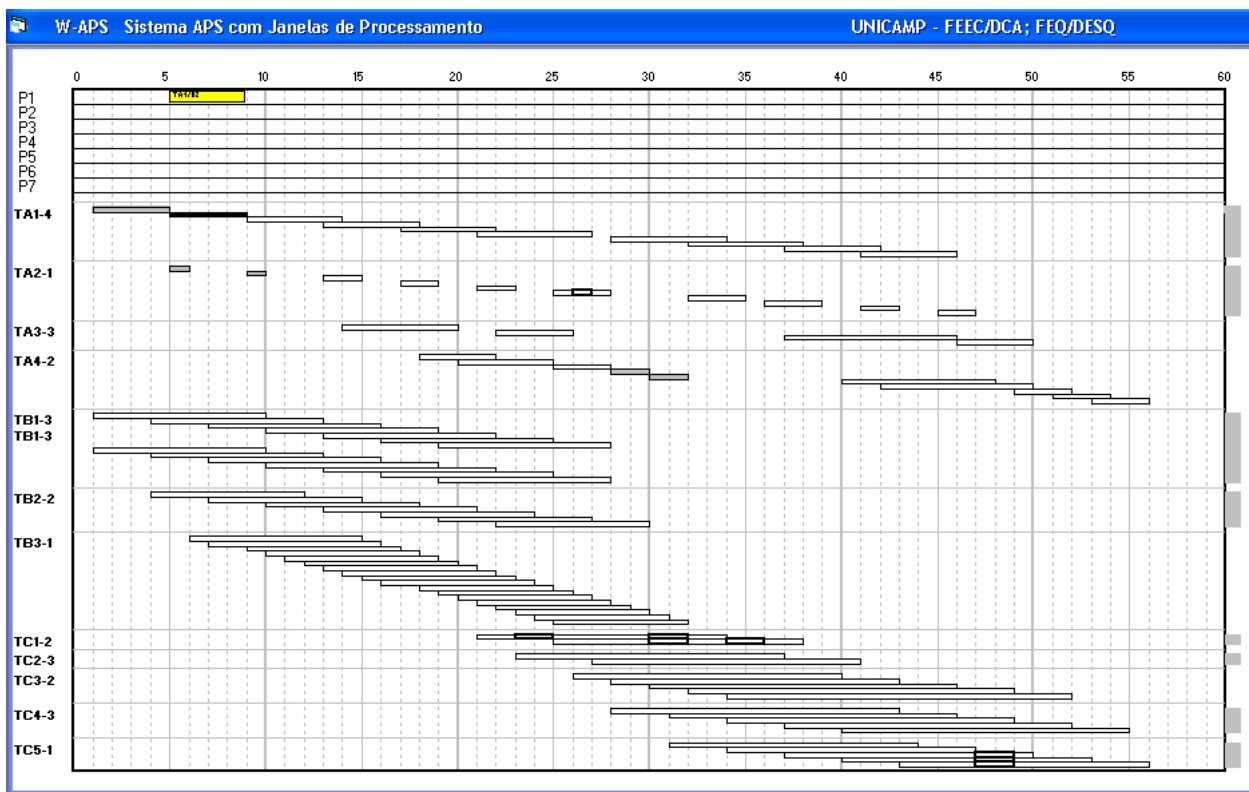


Figura 3.4: Alocação de $TA1/2$ e os recortes das janelas de processamento de $TA1/1$, $TA2/1$ e $TA2/2$ por propagação de Restrições.

Após a alocação e a propagação de restrições, é determinado o novo horizonte de seleção. Neste caso, como o menor início das janelas dos lotes não alocados é de $T = 1$, o horizonte de seleção continuou sendo de (1; 5). Após a determinação do novo horizonte de seleção, escolhe-se o lote a alocar. Os lotes envolvidos são: $TA1/1$, $TA2/1$, $TB1/1$, $TB1/2$ e $TB2/1$. A tabela 3.7 apresenta os lotes envolvidos no novo horizonte de seleção e as suas criticalidades.

Lote	Criticalidade
TA1/1	1,00
TA2/1	1,00
TB1/1	0,33
TB1/2	0,33
TB2/1	0,25

Tabela 3.7: Lotes habilitados e suas criticalidades.

Neste caso existem dois lotes ($TA1/1$ e $TA2/1$) com o valor máximo de criticalidade (1,00). Para esta situação é escolhido o último lote analisado o $TA2/1$. A figura 3.5 mostra o resultado da alocação de $TA2/1$.

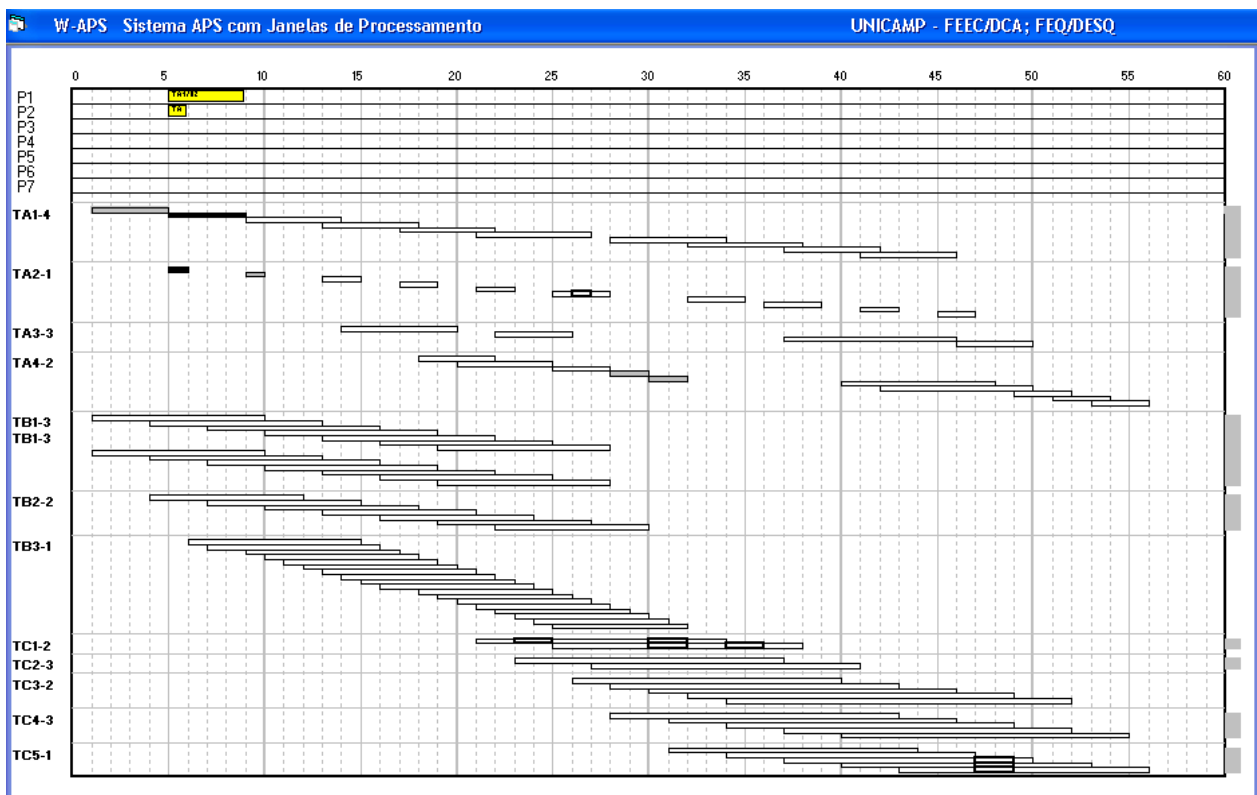


Figura 3.5: Alocação de $TA2/1$ e os recortes das janelas de processamento por propagação de restrições.

A figura 3.6 mostra um passo a mais à frente, resultado da alocação de $TA3/2$. Na figura estão também representadas as janelas iniciais (linhas achuradas) permitindo ver o efeito da propagação das restrições sobre as janelas. Por exemplo, o lote $TA2/6$ já tem uma janela com duração igual ao tempo de processamento e, portanto, com alocação obrigatória. Pode-se notar que esta alocação será no fim da janela inicial.

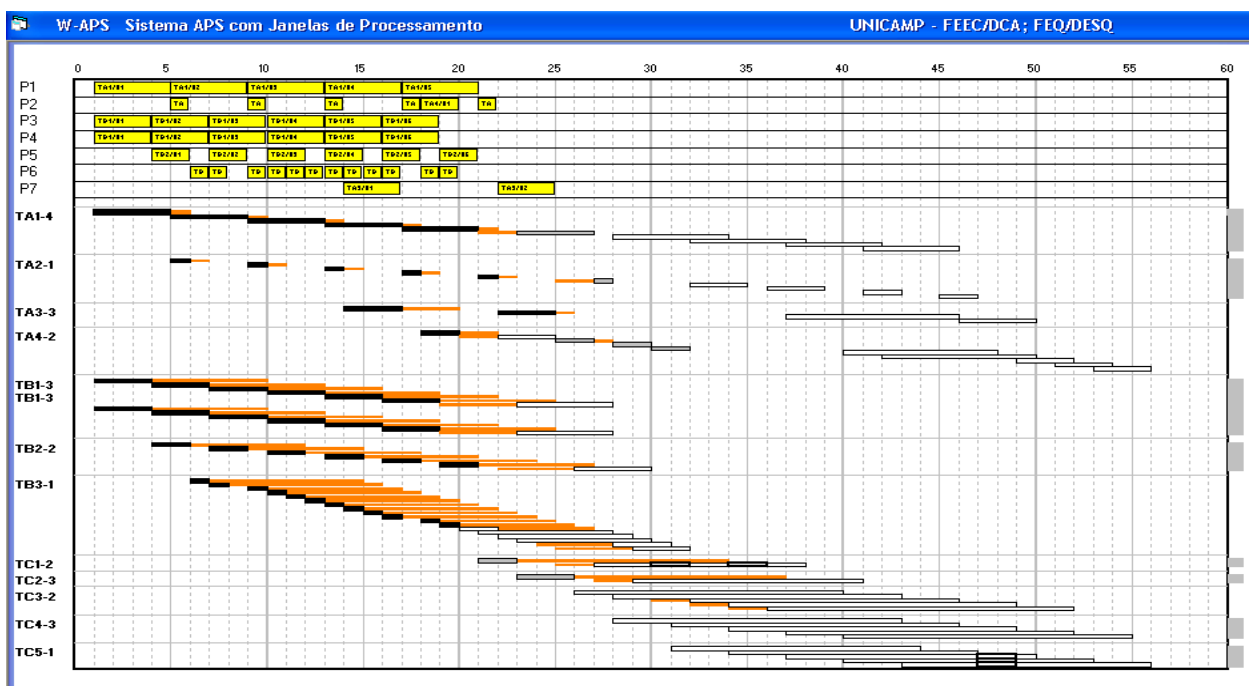


Figura 3.6: Alocação de $TA3/2$ e os recortes das janelas de processamento por propagação de restrições, com as suas janelas iniciais (achurado).

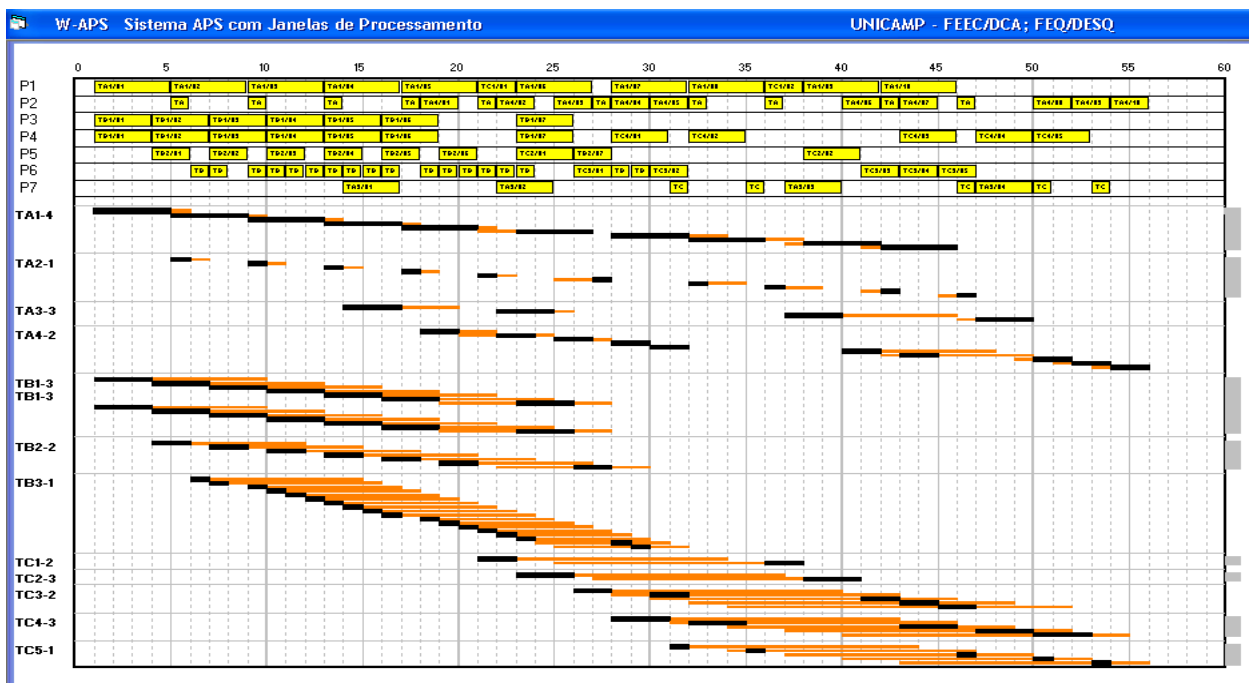


Figura 3.7: Solução final do problema proposto, após aplicação da heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est), com as janelas iniciais e os intervalos onde foram alocados os lotes.

A figura 3.7 apresenta a solução final do problema, com suas janelas de

processamento iniciais e os intervalos onde foram alocados os lotes. Como neste exemplo todos os lotes foram alocados dentro de suas janelas de processamento, todos os produtos finais serão entregues no prazo correto. O tempo de solução foi de 5 segundos num computador com processador Pentium 4 de 1.5 GHz com 256 Mb de memória RAM.

3.1.1.1 Comparação com a heurística APS Relógio

O desempenho da heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est) pode ser comparado com o da heurística de alocação utilizando relógio discutida em (Pessoa, 2003). Esta última requer a definição de uma lista de prioridades de processadores e de prioridades de operações no mesmo processador. Lembrando estes aspectos, discutidos em Pessoa (Pessoa, 2003), a lista de prioridades de processadores é utilizada para selecionar um equipamento se o relógio permite alocar lotes em diferentes processadores.

A segunda lista é utilizada para selecionar um lote em um processador (já selecionado), se o relógio permitir alocar mais de um lote. Como a heurística de alocação utilizando relógio não parece permitir problemas com restrições de armazenagem conforme comentado na seção 2.1, foram eliminadas estas restrições e mantidas todas as outras condições do problema para fazer a comparação.

A figura 3.8 mostra a solução final para o exemplo modificado (sem restrições de armazenagem) utilizando a heurística de alocação no instante de início mais cedo. A figura 3.9 mostra a solução da heurística APS Relógio para a lista de prioridades de operações, utilizando a seguinte ordem de prioridades de operações: primeiro alocar os lotes do produto *ProA*, depois do produto *ProB*, e por último os do produto *ProC*, e, para a lista de prioridades de processadores, utilizando a seguinte ordem de prioridades de processadores *P1*, *P2*, *P3*, *P4*, *P5*, *P6* e *P7*.

Na figura 3.9 os lotes de cor cinza na carta de Gantt são lotes que foram alocados dentro de suas janelas de processamento, e os de cor escura são lotes que foram alocados fora de suas janelas de processamento. Pela figura é possível perceber que a alocação de diversos lotes foi feita fora das respectivas janelas (que não são utilizadas pela heurística), o que leva a atraso na entrega do produto *ProC* de $T = 56$, para $T = 64$. Como já foi comentado na seção 2.1 a priorização da lista de operações tem influência direta sobre a solução e esta priorização é de responsabilidade do usuário.

Neste caso o produto *ProC* será entregue fora do prazo porque todos os lotes da operação *TA1* foram alocados antes dos lotes da operação *TC1* no processador *P1*. Como os sistemas APS não utilizam janelas de processamento, não foi possível identificar que os lotes da operação *TC1* obrigatoriamente teriam que ter sido alocados entre alguns lotes da operação *TA1* (*TA1/5* a *TA1/10*), como pode ser deduzido das janelas iniciais (figura 3.3). Obviamente para problemas de carregamento baixo o usuário tem mais chances de gerar uma lista de prioridades de produtos que tenha, como solução final da heurística, alocações onde todos os produtos cumpram com o prazo de entrega. Entretanto utilizando a heurística proposta, a figura 3.8 apresenta todos os lotes alocados dentro de suas janelas de processamento. Desta forma todos os produtos finais cumpririam os prazos de entrega.

3.1.2 Aplicação da heurística de alocação no instante de início mais tarde (H2-Lst)

Na heurística de alocação no instante de início mais Tarde (H2-Lst), o lote escolhido será alocado no instante de início mais tarde de sua janela de processamento. Para escolher este lote é utilizado o horizonte de seleção. Como o maior tempo de processamento é o da operação *TA1* com $Tp = 4$ e no primeiro passo, o maior instante final mais tarde das janelas de processamento dos lotes é $T = 56$, portanto o horizonte de seleção neste passo é de $(52; 56)$. A figura 3.10 apresenta as janelas de processamento utilizando os dados da tabela 3.4 e o horizonte de seleção deste primeiro passo.

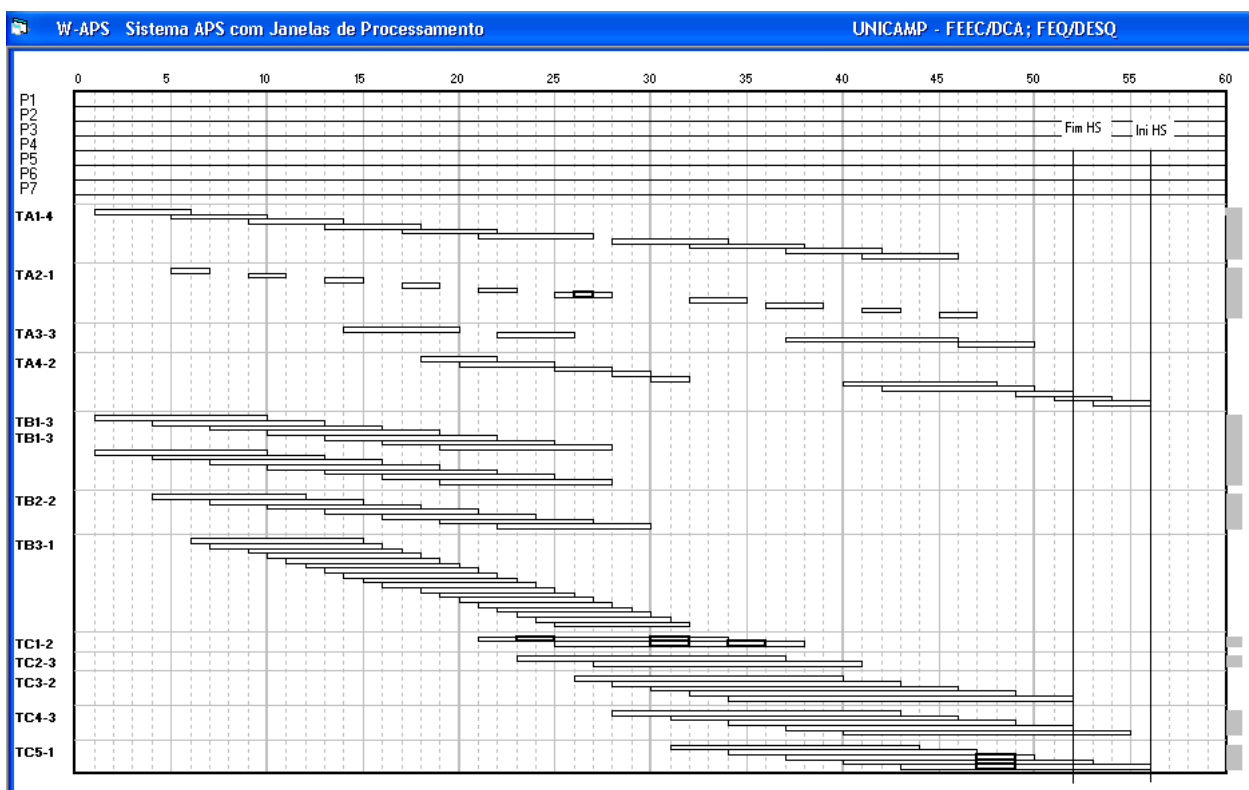


Figura 3.10: Janelas de processamento referente aos dados da tabela 3.4.

Após a determinação do horizonte de seleção, seleciona-se as janelas envolvidas nele. As janelas envolvidas são: $TA4/8$, $TA4/9$, $TA4/10$, $TC3/5$, $TC4/4$, $TC4/5$, $TC5/4$ e $TC5/5$. O lote escolhido para alocação será o de maior criticalidade. A tabela 3.8 apresenta os lotes selecionados com as suas respectivas criticalidades.

Lote	Criticalidade
$TA4/8$	0,66
$TA4/9$	0,66
$TA4/10$	0,66
$TC3/5$	0,11
$TC4/4$	0,22
$TC4/5$	0,22
$TC5/4$	0,07
$TC5/5$	0,07

Tabela 3.8: Lotes habilitados e suas criticalidades.

Neste caso existem três lotes ($TA4/8$, $TA4/9$ e $TA4/10$) com o valor máximo de criticalidade (0,66). Para esta situação é escolhido o último lote analisado, o $TA4/10$. Após

a escolha do lote, a alocação deste deve ser no instante de início mais tarde de sua janela de processamento ($T = lft - TP; T = 54$). A alocação de $TA4/10$ (54;56) ativa o mecanismo de propagação de restrições. Neste caso não houve modificações em outras janelas. A figura 3.11 mostra a alocação do lote $TA4/10$.

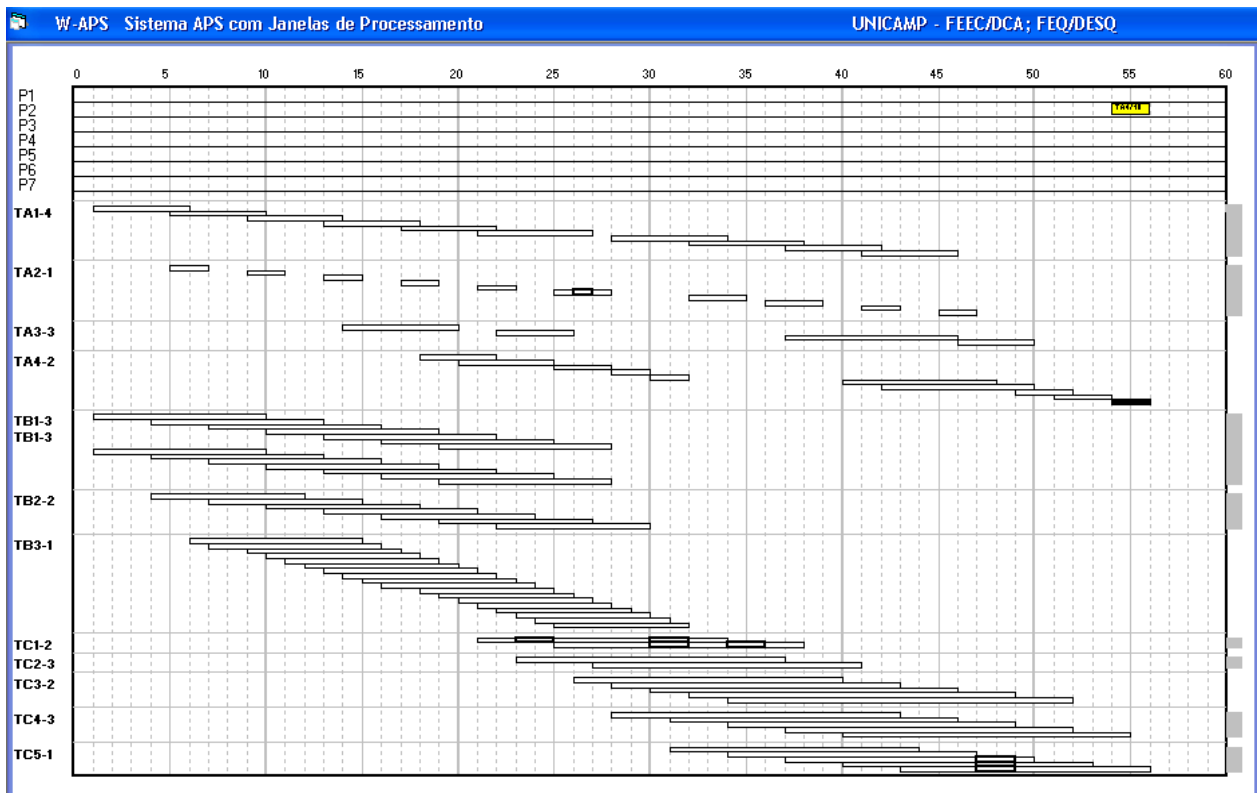


Figura 3.11: Alocação de $TA4/10$ na sua janela de processamento.

Após a alocação e a propagação de restrições, é determinado um novo horizonte de seleção. Neste caso, como o final mais tarde das janelas de processamento dos lotes não alocados é de $T = 56$, o horizonte de seleção continuou sendo de (52;56). Após a determinação do novo horizonte de seleção, escolhe-se o lote a alocar. Os lotes envolvidos são: $TA4/8$, $TA4/9$, $TC3/5$, $TC4/4$, $TC4/5$, $TC5/4$ e $TC5/5$. A tabela 3.9 apresenta os lotes envolvidos no novo horizonte de seleção e as suas criticalidades.

Lote	Criticalidade
TA4/8	0,66
TA4/9	0,66
TC3/5	0,11
TC4/4	0,22
TC4/5	0,22
TC5/4	0,07
TC5/5	0,07

Tabela 3.9: Lotes habilitados e suas criticalidades.

O lote escolhido é o *TA4/9*. A figura 3.12 mostra o resultado da alocação de *TA4/9*.

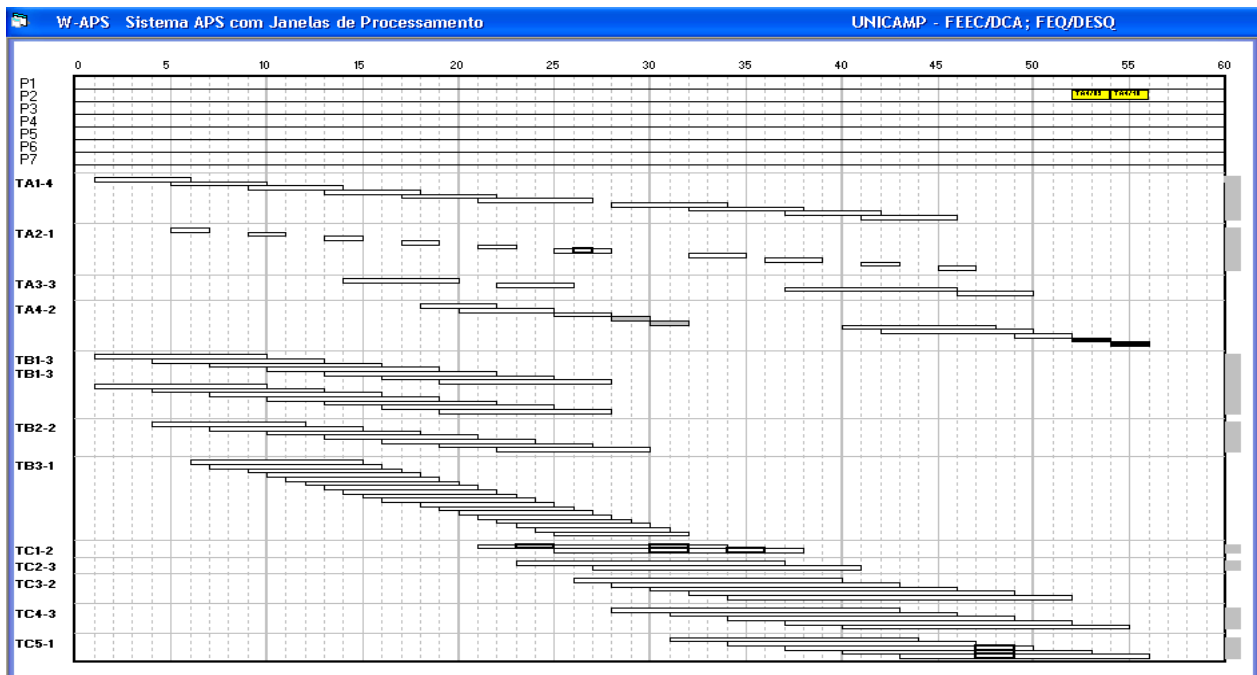


Figura 3.12: Alocação de *TA4/9* e o recorte da janela de processamento.

A figura 3.13 mostra um passo a mais à frente, resultado da alocação de *TA4/6*. Na figura estão também representadas as janelas iniciais permitindo ver o efeito da propagação das restrições sobre as janelas. Por exemplo, o lote *TA2/10* já tem uma janela com duração igual ao tempo de processamento e, portanto, com alocação obrigatória. Pode-se notar que esta alocação será no início da janela inicial.

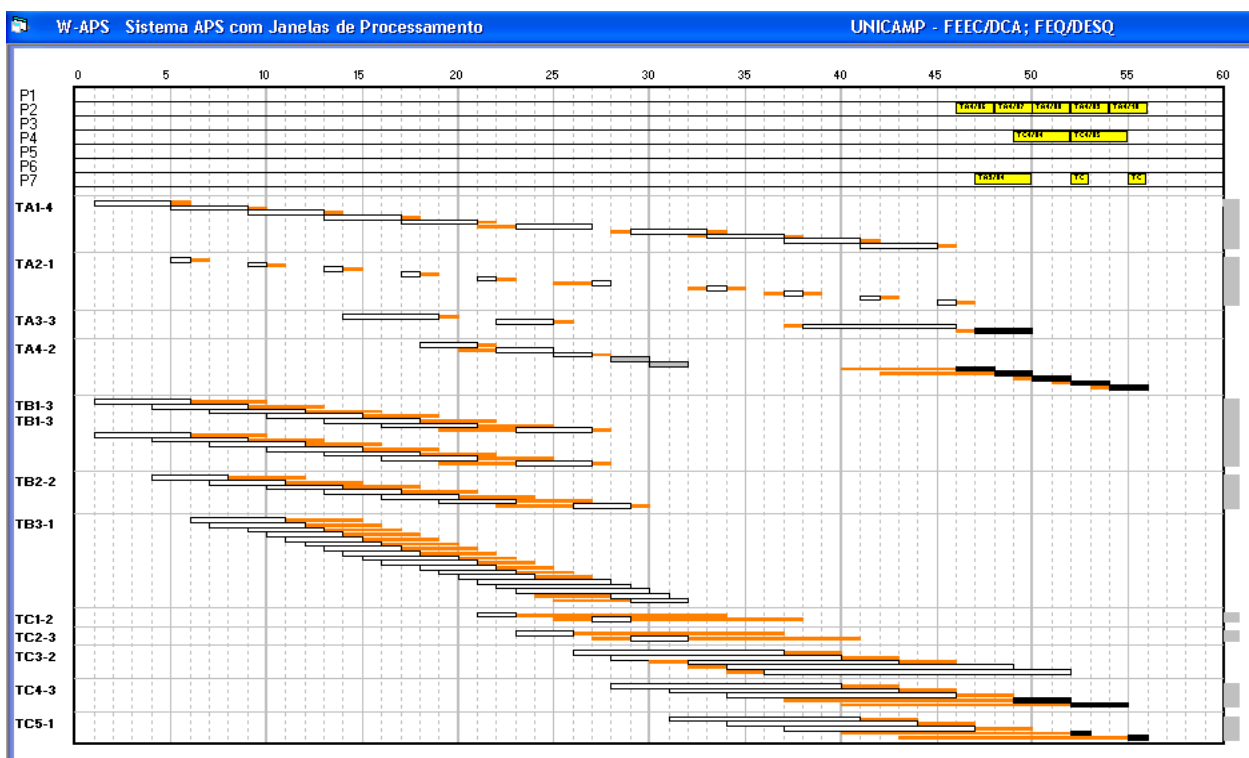


Figura 3.13: Alocação de $T44/6$ e os recortes das janelas de processamento por propagação de restrições.

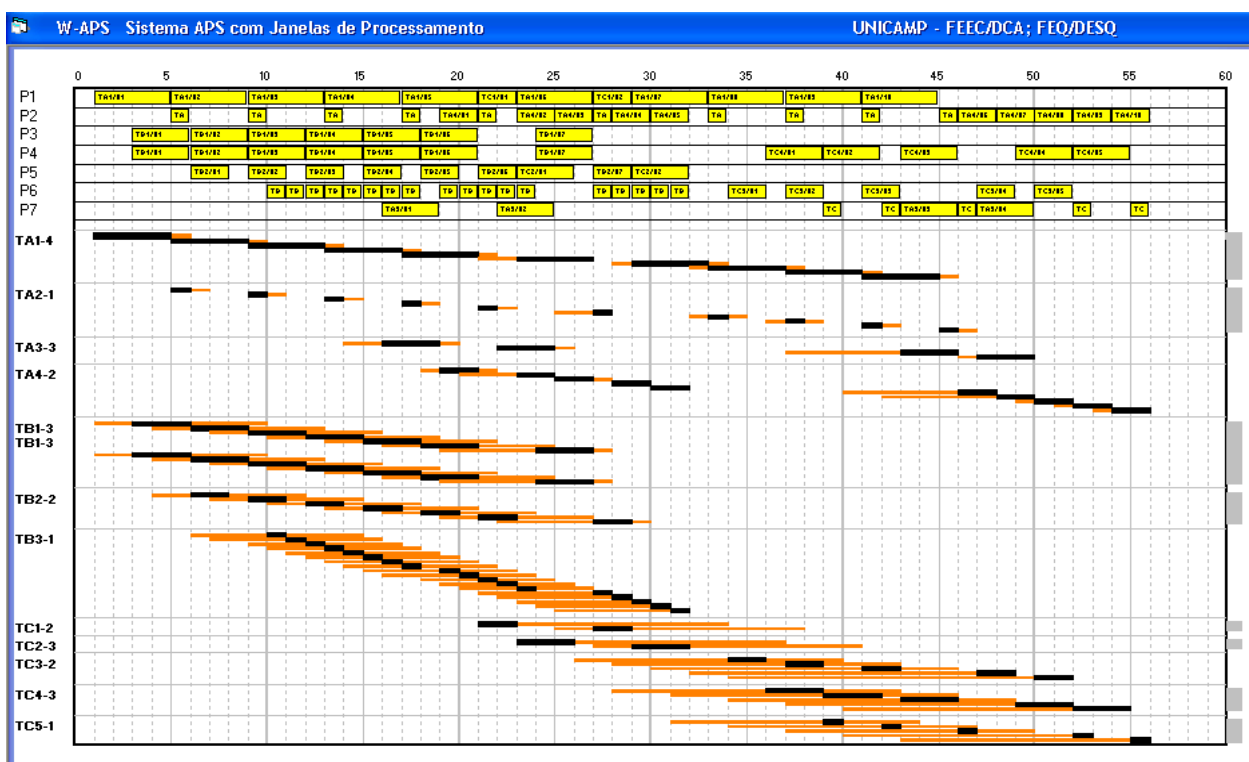


Figura 3.14: Solução final ao problema proposto, após aplicação da heurística de alocação no instante de início mais tarde (H2-Lst), com as janelas iniciais e os intervalos onde foram alocados os lotes.

A figura 3.14 mostra a solução final do problema, com suas janelas de processamento iniciais, e o intervalo onde foram alocados os lotes. Como neste exemplo todos os lotes foram alocados dentro de suas janelas de processamento, todos os produtos finais serão entregues no prazo correto. O tempo de solução foi de 6 segundos num computador com processador Pentium 4 de 1.5 GHz com 256 Mb de memória RAM.

3.1.3 Aplicação da Heurística de alocação orientada por gargalos

A figura 3.15 apresenta as janelas de processamento e o gráfico da demanda agregada referente aos dados da tabela 3.4.

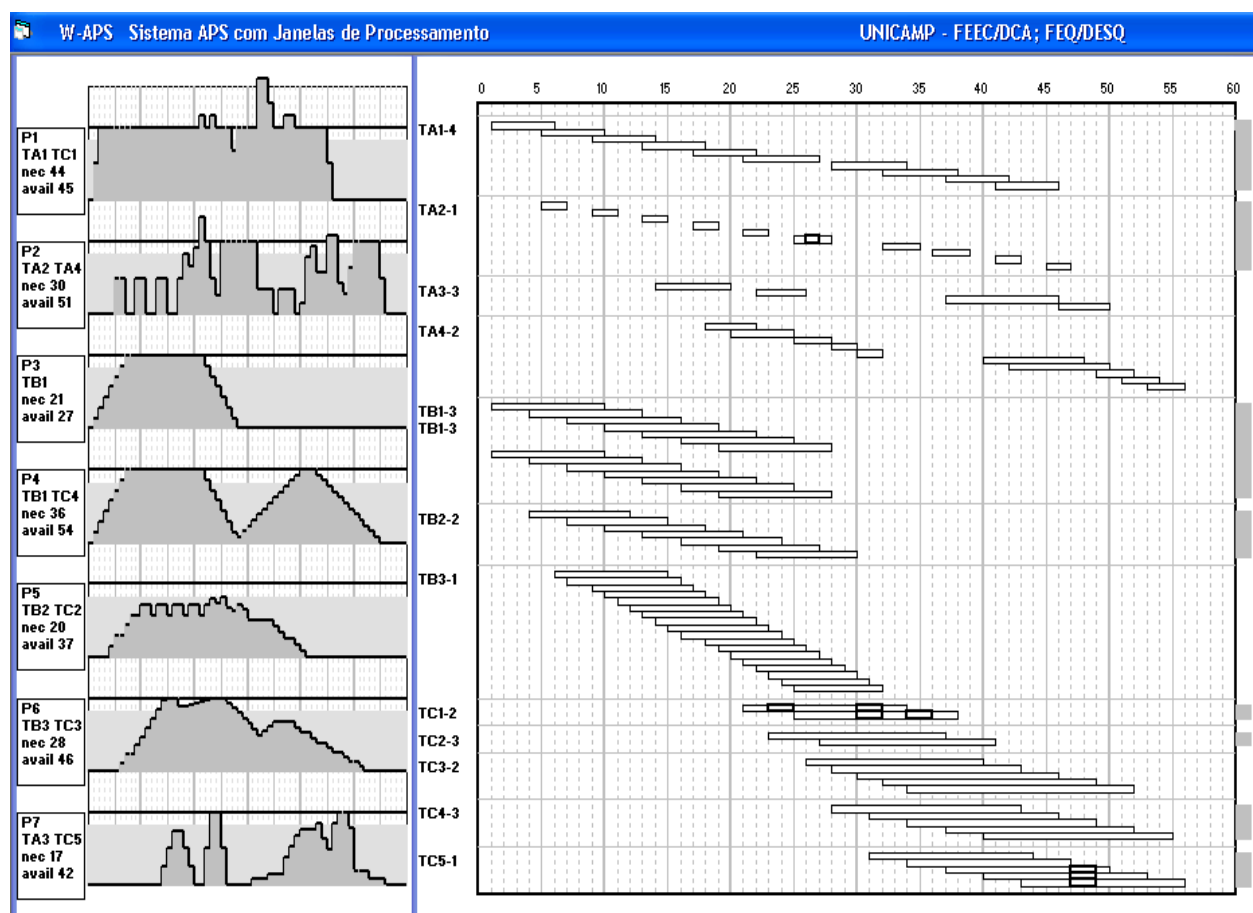


Figura 3.15: Janelas de processamento e o gráfico da demanda agregada referente aos dados da tabela 3.4.

Utiliza-se o valor da demanda agregada mínima (*dagmin*) para selecionar intervalos de demanda alta, candidatos a serem intervalos gargalos. Neste exemplo foi utilizado o valor de

$dagmin = 0,8$.

Para cada intervalo determina-se os lotes associados utilizando o fator de espalhamento (Fe). No exemplo foi utilizado o valor de $Fe = 2$.

Utilizando o procedimento descrito na seção 2.4.1.1, o intervalo é caracterizado, ou não como gargalo. Caso o intervalo seja caracterizado como gargalo, determina-se os lotes envolvidos nele. Estas informações estão incluídas na tabela 3.10 para o primeiro passo da heurística.

Proc.	Intervalo	Lotes associados ao intervalo	Lotes envolvidos no gargalo	Proc.	Intervalo	Lotes associados ao intervalo	Lotes envolvidos no gargalo
P1	2 ; 27	TA1/1,....,6	nenhum	P3	6 ; 23	TB1/1,....,7	nenhum
	28 ; 45	TA1/7,8,9,10, TC1/2	TA1/7,8,9,10, TC1/2	P4	6 ; 23	TB1/1,....,7	nenhum
P2	18 ; 19	TA2/4, TA4/1	TA2/4, TA4/1		38 ; 45	—	nenhum
	20 ; 23	TA2/5, TA4/1,2	TA2/5, TA4/1,2	P5	25 ; 26	—	nenhum
	25 ; 32	TA2/6, TA4/3,4,5	TA2/6, TA4/3,4,5	P6	13 ; 28	TB3/5,....,16	nenhum
	42 ; 43	TA2/9	nenhum	P7	23 ; 25	TA3/2	nenhum
	45 ; 47	TA2/10	nenhum		43 ; 44	—	nenhum
	50 ; 55	TA4/8,9,10	nenhum		46 ; 49	TA3/4	nenhum

Tabela 3.10: Processadores com seus intervalos gargalos, lotes associados e lotes envolvidos os intervalos.

Pode-se notar pela tabela 3.10 que, em determinados intervalos, não existem lotes envolvidos. Este caso ocorre quando os lotes associados com o intervalo que está sendo analisado são lotes de uma mesma operação (por ex. processador $P1$, intervalo 2; 27), ou quando não existe nenhum lote satisfazendo os critérios apresentados na seção 2.4.1.1 (por ex. processador $P4$, intervalo 38; 45). Após encontrar os intervalos gargalos e seus lotes, calcula-se a folga relativa dos intervalos. A tabela 3.11 apresenta os processadores com seus intervalos gargalos, os lotes envolvidos no gargalo e a folga relativa de cada intervalo.

Processador	Intervalo	Lotes envolvidos no gargalo	folga relativa
P1	28 ; 45	TA1/7,8,9,10, TC1/2	0,167
P2	18 ; 19	TA2/4, TA4/1	0,666
P2	20 ; 23	TA2/5, TA4/1,2	0,400
P2	25 ; 32	TA2/6, TA4/3,4,5	0

Tabela 3.11: Processadores com seus intervalos gargalos e a folga relativa de cada intervalo.

O próximo passo é o de selecionar o intervalo gargalo com menor folga relativa. Conforme a tabela 3.11, o intervalo gargalo com menor folga relativa é o intervalo (25;32) do processador *P2*. Portanto o processador selecionado é o processador *P2*.

Após a seleção do processador, seleciona-se o lote a alocar. A tabela 3.12 apresenta os lotes disponíveis para alocação no processador *P2*, com os valores *Est* e *Lst*, e as criticalidades. É importante notar que os lotes disponíveis para alocação não estão envolvidos com nenhum intervalo gargalo.

Lotes disponíveis	<i>Est</i> e <i>Lst</i>	Crit.	Lotes disponíveis	<i>Est</i> e <i>Lst</i>	Crit
TA2/1	5 ; 7	0,50	TA2/10	45 ; 47	0,50
TA2/2	9 ; 11	0,50	TA4/6	40 ; 48	0,25
TA2/3	13 ; 15	0,50	TA4/7	42 ; 50	0,25
TA2/7	32 ; 35	0,34	TA4/8	49 ; 52	0,67
TA2/8	36 ; 39	0,34	TA4/9	51 ; 54	0,67
TA2/9	41 ; 43	0,50	TA4/10	53 ; 56	0,67

Tabela 3.12: Lotes disponíveis para alocação no processador *P2* e seus *Est* e *Lst*.

O lote escolhido é o lote de maior criticalidade. Neste caso como os lotes *TA4/8*, *TA4/9* e *TA4/10* tiveram valor máximo de 0,67, para esta situação, é escolhido o lote que tem a janela mais distante do intervalo gargalo, o lote *TA4/10*. O próximo passo é a alocação do lote escolhido. Neste passo analisa-se a localização da janela do lote escolhido em relação ao intervalo gargalo selecionado (25;32). Como a janela do lote escolhido está a direita do intervalo gargalo selecionado, a alocação será no instante de início mais tarde da janela ($T = 54$). A figura 3.16 mostra: a carta de Gantt após a alocação de *TA4/10*; as janelas de processamentos atualizadas e a nova curva de demanda agregada.

Após a primeira alocação, é reiniciado o processo novamente e segue alocando os lotes até que não exista mais lotes que podem ser selecionados para a alocação. A figura 3.17 representa: a Carta de Gantt, as janelas de processamentos, as janelas iniciais e as curvas de demanda agregada, após a alocação de todos os lotes possíveis pela heurística.

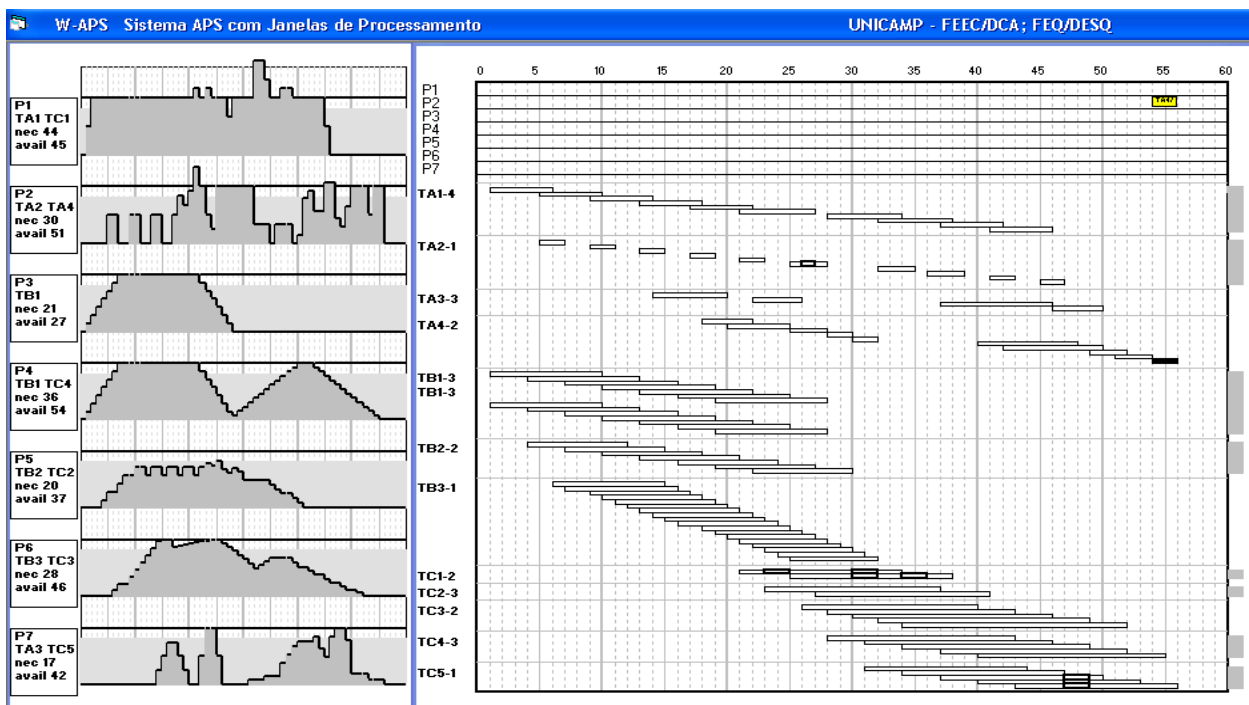


Figura 3.16: Carta de Gantt; as janelas de processamentos e a curva de demanda agregada (após a alocação de TA4/10).

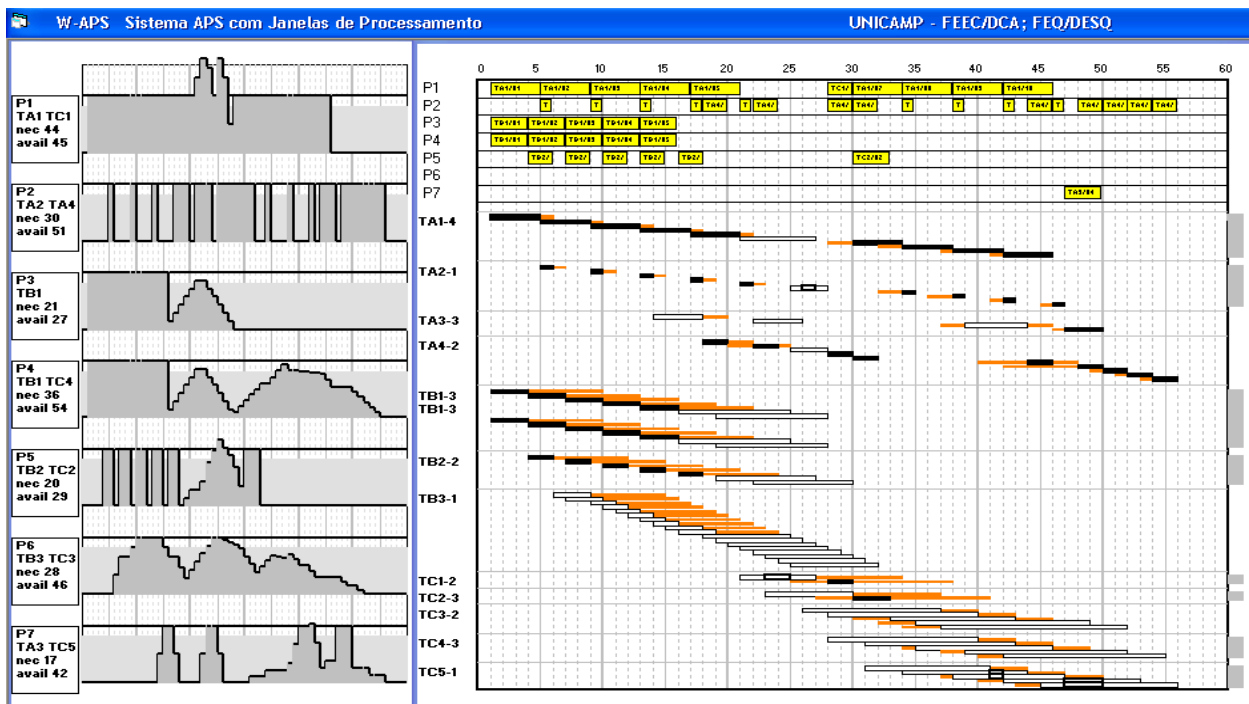


Figura 3.17: Carta de Gantt; as janelas de processamentos, as janelas iniciais e a curva de demanda agregada (após todas as alocações com os parâmetros de $dagmin = 0, 8$ e $fe = 2$).

A figura 3.17 mostra que ainda restaram muitos lotes sem serem alocados. Estes lotes não foram alocados ou porque estão envolvidos com algum intervalo gargalo ($TA1/6$, $TC1/1$, $TA2/6$, e $TA4/3$), ou porque estão habilitados em processadores sem intervalos gargalo. Esta última situação acontece nos processadores detalhados na tabela 3.13.

A tabela 3.13 apresenta os processadores sem intervalos gargalos, os intervalos com as curvas de carregamento maiores que o valor de $dagmin$ mas que não podem ser considerados gargalos e o motivo porque estes intervalos foram eliminados. Os lotes que não estão envolvidos no intervalo são porque: a parte de sua janela que está parcialmente fora do intervalo é maior que o produto do valor do fator de espalhamento (Fe) pelo tempo de processamento do lote (Tp) analisado (conforme já descrito na seção 2.4.1.1. Os lotes eliminados pelo intervalo por ter operação única são lotes que, apesar de estarem associados com os intervalos, não podem ser considerados envolvidos, pois o intervalo contém apenas lotes de uma mesma operação, conforme já descrito na seção 2.4.1.1.

Proc.	Intervalo	Lotes associados	Motivo para o intervalo não ser considerado gargalo		lotes não alocados em consequência
			opr única	lotes não envolvidos	
P3	21 ; 23	TB1/6,7		TB1/6,7	TB1/6,7
P4	21 ; 23 36 ; 42	TB1/6,7 TC4/1,2,3,4	TC4/3	TB1/6,7 TC4/1,2,4	TB1/6,7, TC4/1,2,3,4
P5	24 ; 28	TB2/6,7,TC2/1	TC2/1	TB1/6,7	TB2/6,7,TC2/1
P6	9 ; 16 23 ; 30	TB3/2,3,...,9 TB3/11,12,...,18,TC3/1,2	TB3/2,3,...,9 TB3/14...18	TB3/11,12,13,TC3/1,2	TB3/2,3,...,9,11,...,18 TC3/1,2
P7	15 ; 17 23 ; 25 40 ; 43 47 ; 50	TA3/1 TA3/2 TA3/3, TC5/1,2,3,4 TC5/4,5	TA3/1 TA3/2 TA3/3	TC5/1,2,3,4 TC5/4,5	TA3/1,2,3, TC5/1,2,3,4,5

Tabela 3.13: Processadores, intervalos, motivos para eliminação dos intervalos.

A figura 3.17 mostra alguns lotes com diferentes opções de alocação. E em alguns casos estas opções implicam em ordenamentos diferentes nos mesmos processadores. Estas últimas situações estão listadas na tabela 3.14.

Processador	Lotes	Processador	Lotes	Processador	Lotes
P1	TA1/6 ; TC1/1	P6	TC3/1 ; TB3/15	P6	TC3/1 ; TB3/18
P2	TA2/6 ; TA4/3		TC3/1 ; TB3/16		TC3/2 ; TB3/18
P5	TB2/6 ; TC2/1		TC3/1 ; TB3/17	P7	TA3/3 ; TC5/2
	TB2/7 ; TC2/1		TC3/2 ; TB3/17		TA3/3 ; TC5/3

Tabela 3.14: Processadores, e pares de lotes que podem ser ordenados.

Estes ordenamentos não definidos podem representar em geral decisões de *scheduling* difíceis, isto porque algumas opções de ordenamento podem levar a situações infactíveis. Não é esta a situação neste problema, pois qualquer que seja a alocação dentro das respectivas janelas dos lotes apresentados na tabela 3.14 não leva a situações infactíveis.

Como ainda sobraram vários lotes sem serem alocados, uma opção que tem mostrado bons resultados é a redução do valor de *dagmin* num segundo passo. Isto leva a intervalos maiores com demanda agregada maior que *dagmin*, e à possibilidade de que outros lotes sejam alocados pois pode aumentar a quantidade de lotes associados com os intervalos, e portanto diminuir a quantidade de intervalos eliminados por operação única, ou por não haver nenhum lote envolvido.

A seguir mostra-se o resultado de um segundo passo conforme discutido anteriormente. Para tanto o valor de *dagmin* é reduzido para $dagmin = 0,2$. O resultado obtido é mostrado na figura 3.18. O tempo de solução para os dois passos (alocações com o valor $dagmin = 0,8$ e com $dagmin = 0,2$) foi de 7 segundos num computador com processador Pentium 4 de 1.5 GHz com 256 Mb de memória RAM.

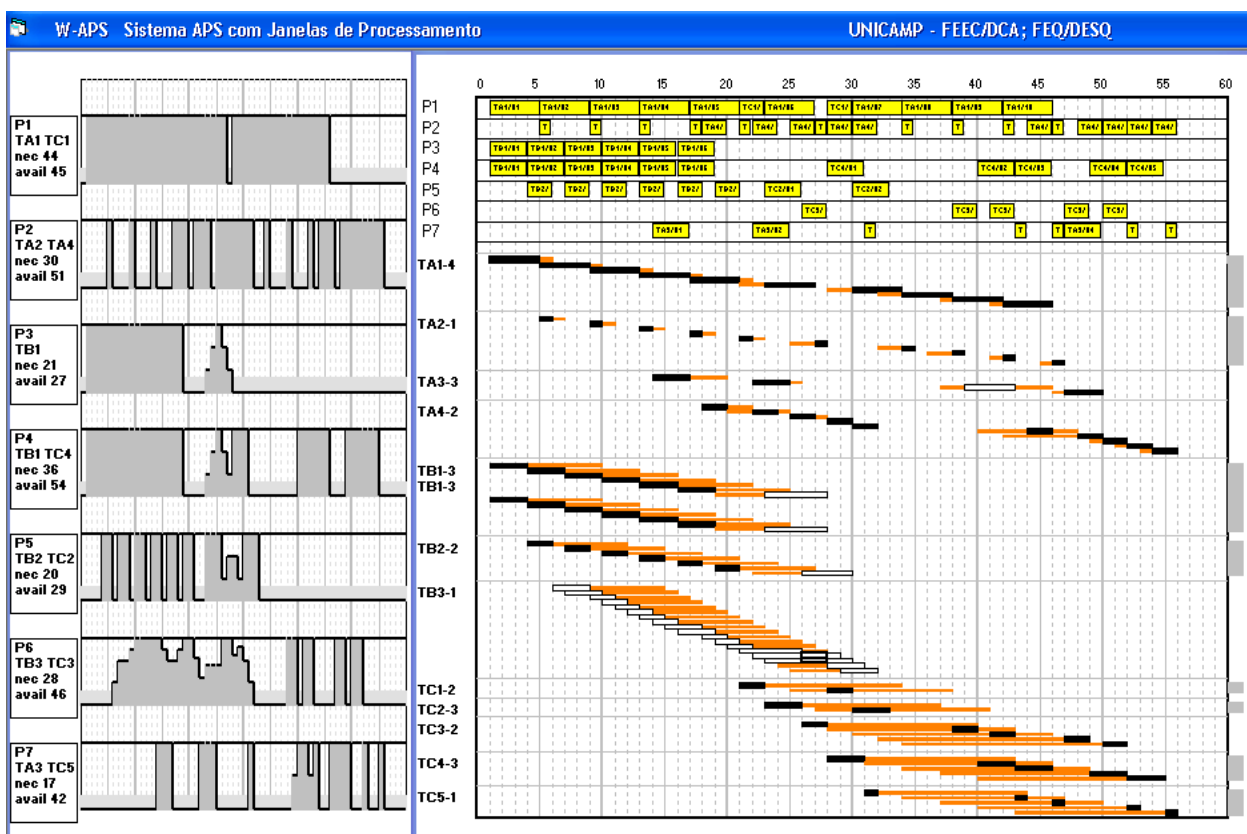


Figura 3.18: Carta de Gantt, as janelas de processamentos, as janelas iniciais, e a curva de demanda agregada (após todas as alocações com o parâmetro de $dagmin$ decrescendo de $dagmin = 0,8$ para $dagmin = 0,2$).

Pela figura 3.18 percebe-se que ainda sobraram lotes não alocados, entretanto estes lotes não competem entre si por processadores. Os lotes com diferentes opções de alocações mas que não competem por processadores não representam nenhum problema de *scheduling*. Na verdade estas janelas representam um grau de liberdade para o chão de fábrica, pois qualquer que seja a alocação ela será factível. Estes graus de liberdade podem ser interessantes pois permitem a absorção de perturbações durante a operação da planta. Se o usuário desejar alocar estes lotes, ele pode utilizar, por exemplo, a heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-EST). A figura 3.19 mostra o resultado final das alocações dos lotes restantes pela heurística de alocação no instante de início mais cedo.

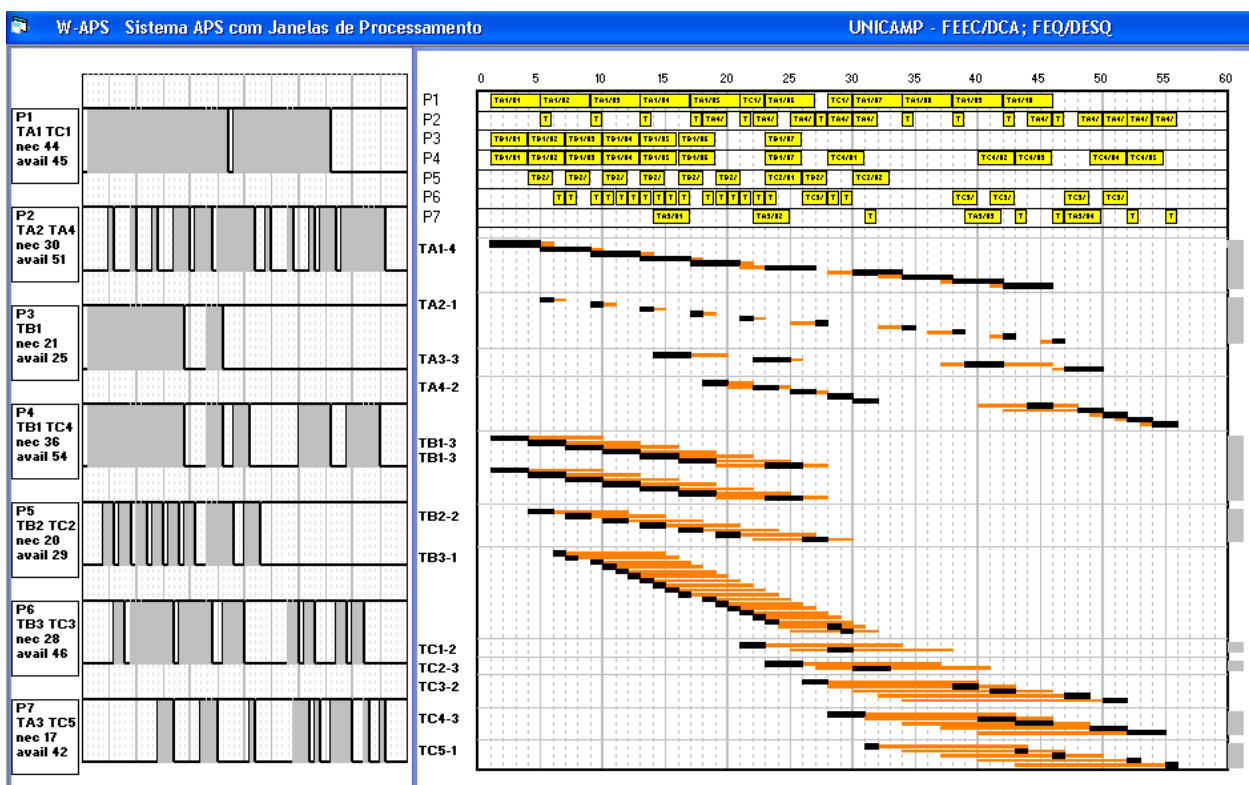


Figura 3.19: Carta de Gantt, as janelas de processamentos, as janelas iniciais e a curva de demanda agregada (após todas as alocações utilizando a heurística de alocação no instante de início mais cedo).

3.2 Exemplo 1 com carregamento baixo

Este exemplo utiliza os mesmos dados do STN da figura 3.1, e das tabelas 3.1, e 3.2, aumentando-se a massa e a data de entrega dos produtos finais como indicado na tabela 3.15, e disponibilizando as matérias primas em $T = 25$. O horizonte total que na seção anterior era $56 - 1 = 55u.t.$ passou a ser $100 - 25 = 75u.t.$. O tempo de processamento da operação $TC5$ foi modificado de $1u.t.$ para $4u.t.$. A tabela 3.16, apresenta os lotes com os valores de Est e Lst .

Produtos	Demanda	Data de entrega
ProA	200	100
ProB	300	100
ProC	100	100

Tabela 3.15: Demanda de produtos finais e datas de entrega.

Lotes	<i>Est-Lft</i>	Lotes	<i>Est-Lft</i>	Lotes	<i>Est-Lft</i>	Lotes	<i>Est-Lft</i>	Lotes	<i>Est-Lft</i>
TA1/1	25 - 54	TA3/1	38 - 80	TB1/7	43 - 93	TB3/11	42 - 91	TC3/5	38 - 85
TA1/2	29 - 58	TA3/2	46 - 84	TB1/8	46 - 96	TB3/12	43 - 92	TC3/6	40 - 89
TA1/3	33 - 62	TA3/3	58 - 90	TB2/1	28 - 77	TB3/13	44 - 93	TC3/7	42 - 93
TA1/4	37 - 66	TA3/4	66 - 94	TB2/2	31 - 80	TB3/14	45 - 94	TC4/1	32 - 72
TA1/5	41 - 70	TA4/1	41 - 82	TB2/3	34 - 83	TB3/15	46 - 95	TC4/2	36 - 76
TA1/6	45 - 74	TA4/2	43 - 84	TB2/4	37 - 86	TB3/16	47 - 96	TC4/3	40 - 80
TA1/7	49 - 78	TA4/3	49 - 86	TB2/5	40 - 89	TB3/17	48 - 97	TC4/4	44 - 84
TA1/8	53 - 82	TA4/4	51 - 88	TB2/6	43 - 92	TB3/18	49 - 98	TC4/5	48 - 88
TA1/9	57 - 86	TA4/5	53 - 90	TB2/7	46 - 95	TB3/19	51 - 99	TC4/6	52 - 92
TA1/10	61 - 90	TA4/6	61 - 92	TB2/8	49 - 98	TB3/20	52 - 100	TC4/7	56 - 96
TA2/1	29 - 55	TA4/7	63 - 94	TB3/1	30 - 80	TC1/1	25 - 64	TC5/1	35 - 76
TA2/2	33 - 59	TA4/8	69 - 96	TB3/2	31 - 81	TC1/2	28 - 72	TC5/2	39 - 80
TA2/3	37 - 63	TA4/9	71 - 98	TB3/3	33 - 82	TC1/3	31 - 84	TC5/3	43 - 84
TA2/4	41 - 67	TA4/10	73 - 100	TB3/4	34 - 83	TC2/1	27 - 67	TC5/4	47 - 88
TA2/5	45 - 71	TB1/1	25 - 75	TB3/5	35 - 84	TC2/2	30 - 75	TC5/5	51 - 92
TA2/6	49 - 75	TB1/2	28 - 78	TB3/6	36 - 85	TC2/3	33 - 87	TC5/6	55 - 96
TA2/7	53 - 79	TB1/3	31 - 81	TB3/7	37 - 86	TC3/1	30 - 69	TC5/7	59 - 100
TA2/8	57 - 83	TB1/4	34 - 84	TB3/8	38 - 87	TC3/2	32 - 73		
TA2/9	61 - 87	TB1/5	37 - 87	TB3/9	39 - 89	TC3/3	34 - 77		
TA2/10	65 - 91	TB1/6	40 - 90	TB3/10	40 - 90	TC3/4	36 - 81		

Tabela 3.16: Lotes com os *Est* e *Lst*.

A figura 3.20 apresenta as janelas de processamento e o gráfico da demanda agregada referente aos dados da tabela 3.16.

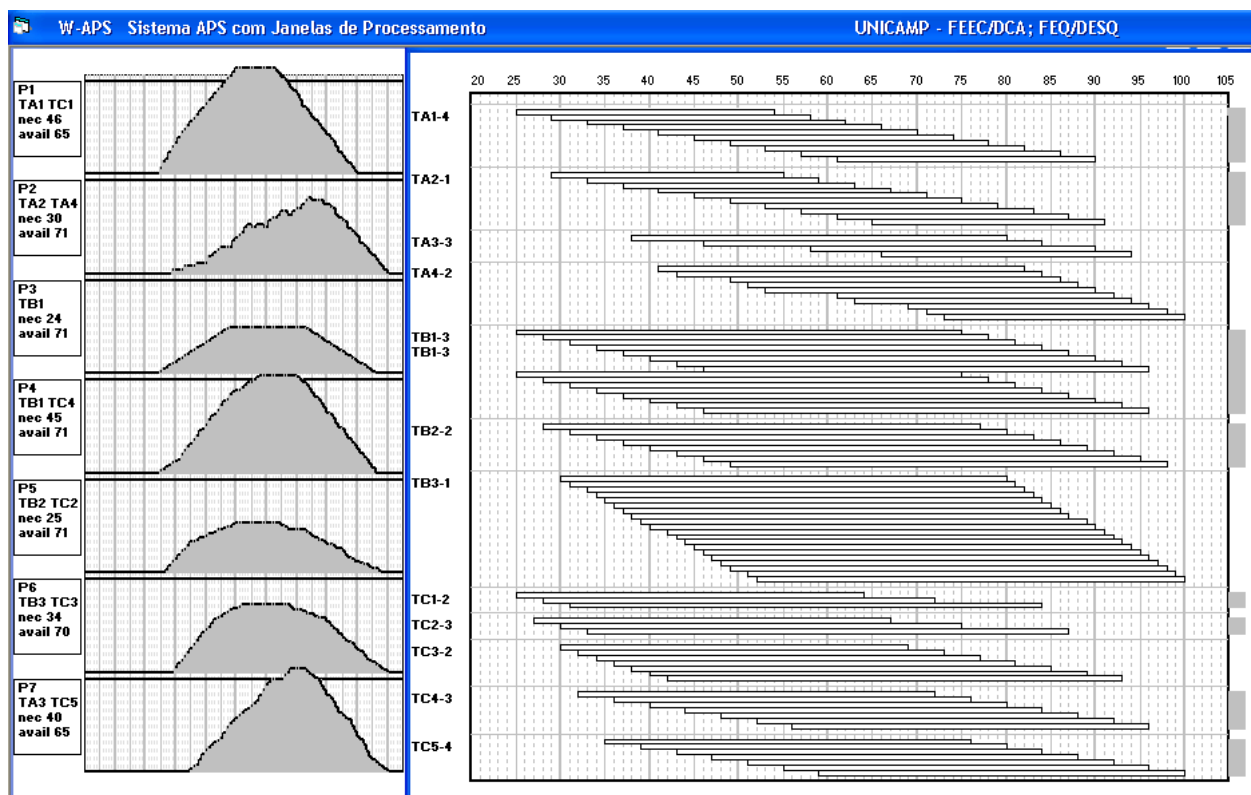


Figura 3.20: Janelas de processamento e o gráfico da demanda agregada referente aos dados da tabela 3.16.

O carregamento baixo pode ser deduzido dos tempos de folga grandes existentes em todos os processadores (folga média de 33 *u.t.*) devido grandes janelas de processamento.

O exemplo mostra que somente a alta demanda agregada não é conclusiva para identificar o tipo de problema. Como foi indicado no capítulo 2, o valor numérico da demanda agregada não tem um significado físico quantitativo. Ele apenas indica o grau de disputa pelo intervalo de tempo discreto correspondente. Desta forma uma sobreposição grande de janelas, como neste exemplo, pode levar a grandes demandas agregadas ainda que as janelas sejam grandes.

3.2.1 Aplicação da Heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est)

Neste exemplo o primeiro horizonte de seleção é de (25; 29). A figura 3.21 apresenta as janelas de processamento utilizando os dados da tabela 3.16 e o horizonte de seleção.

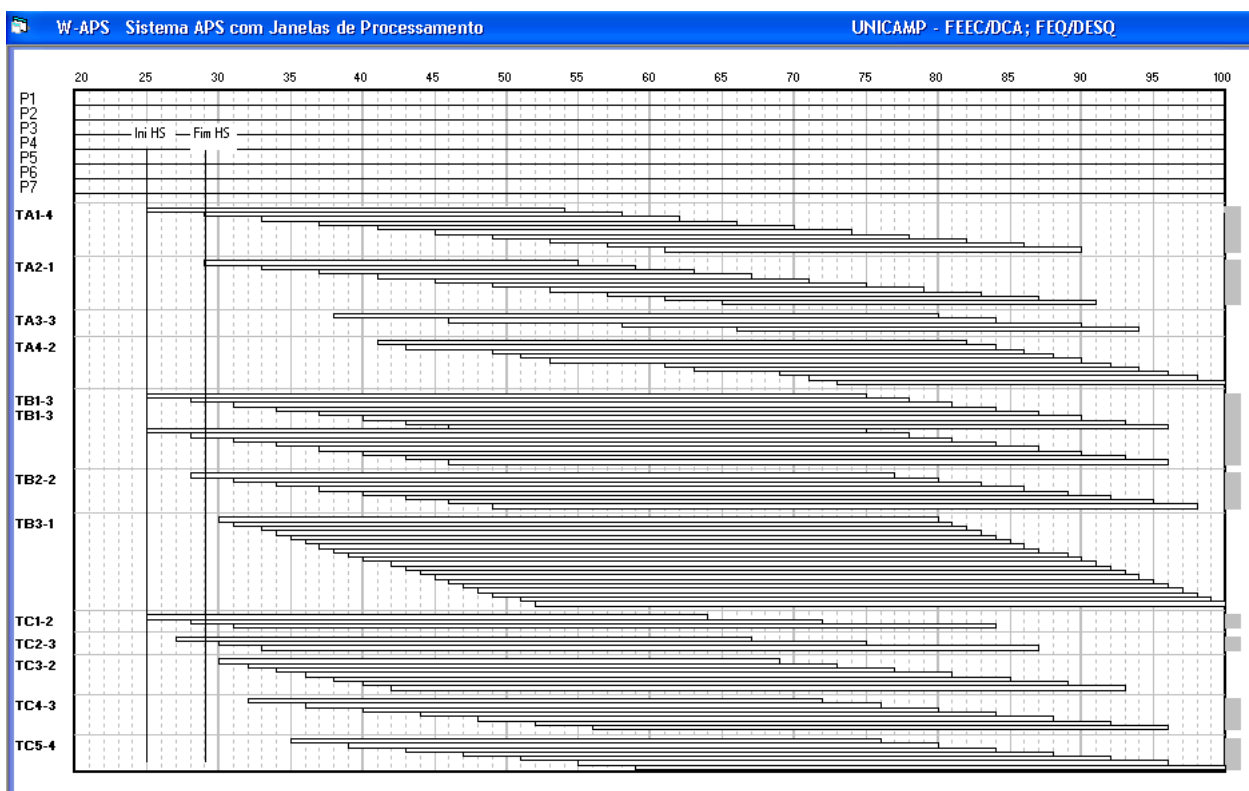


Figura 3.21: Janelas de processamento referente aos dados da tabela 3.16.

Após a determinação do horizonte de seleção, selecionam-se as janelas envolvidas

nele, e escolhe-se para a alocação o lote mais crítico envolvido no horizonte. As janelas envolvidas são: $TA1/1$, $TA1/2$, $TA2/1$, $TB1/1$, $TB1/2$, $TB2/1$, $TC1/1$, $TC1/2$ e $TC2/1$. O lote escolhido para alocação é o lote $TA1/2$. Após a escolha do lote, a alocação deste deve ser no instante de início mais cedo de sua janela de processamento ($T = 29$). A figura 3.22, mostra a alocação do lote $TA1/02$ (29; 33) e os recortes de janelas por propagação de restrições.

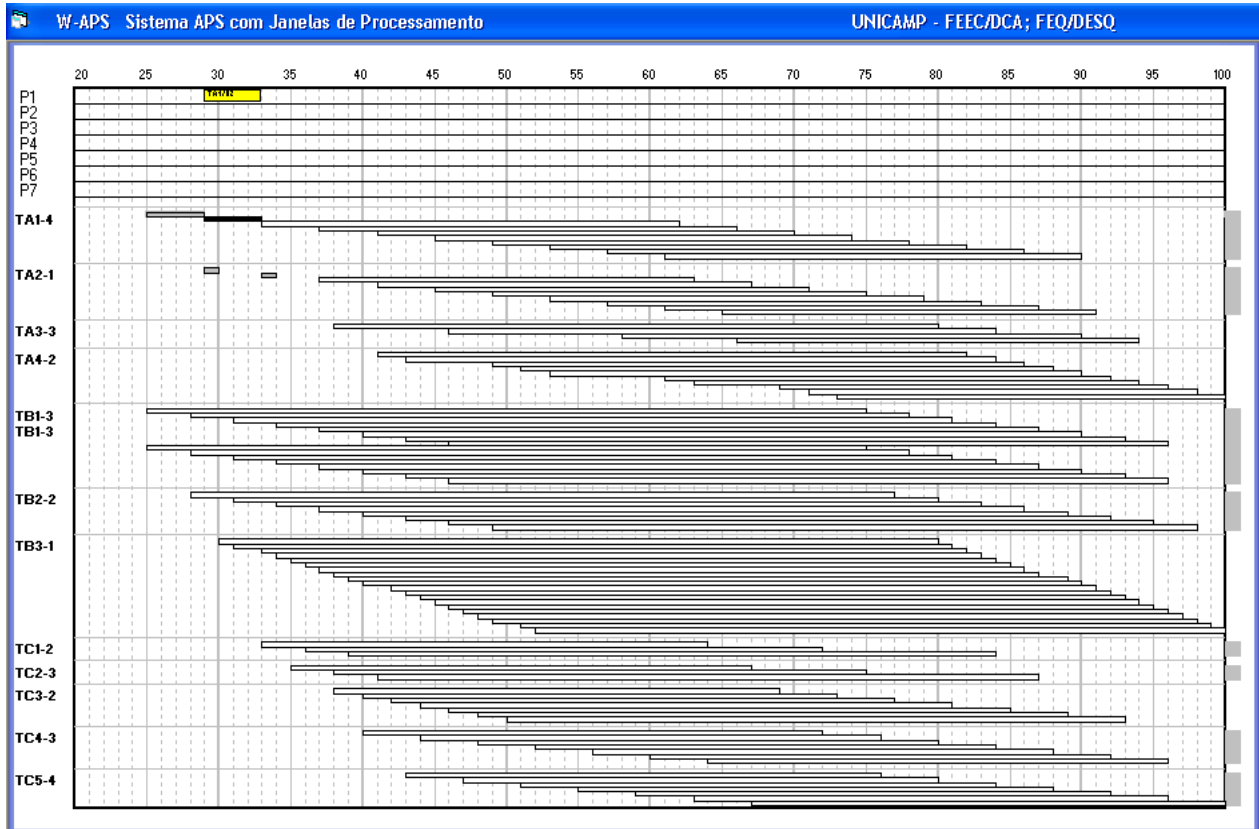


Figura 3.22: Alocação de $TA1/02$ e os recortes das janelas de processamento por propagação de Restrições.

Após a alocação do primeiro lote, é reiniciado o processo até que todos os lotes estejam alocados, ou até que exista uma situação de infactibilidade. A figura 3.23 apresenta a solução final do problema com suas janelas de processamento iniciais (linhas achuradas), permitindo ver o efeito da propagação das restrições sobre as janelas. Neste exemplo todos os produtos finais serão entregues no prazo correto. O tempo de solução foi de 11 segundos num computador com processador Pentium 4 de 1.5 GHz com 256 Mb de memória RAM.

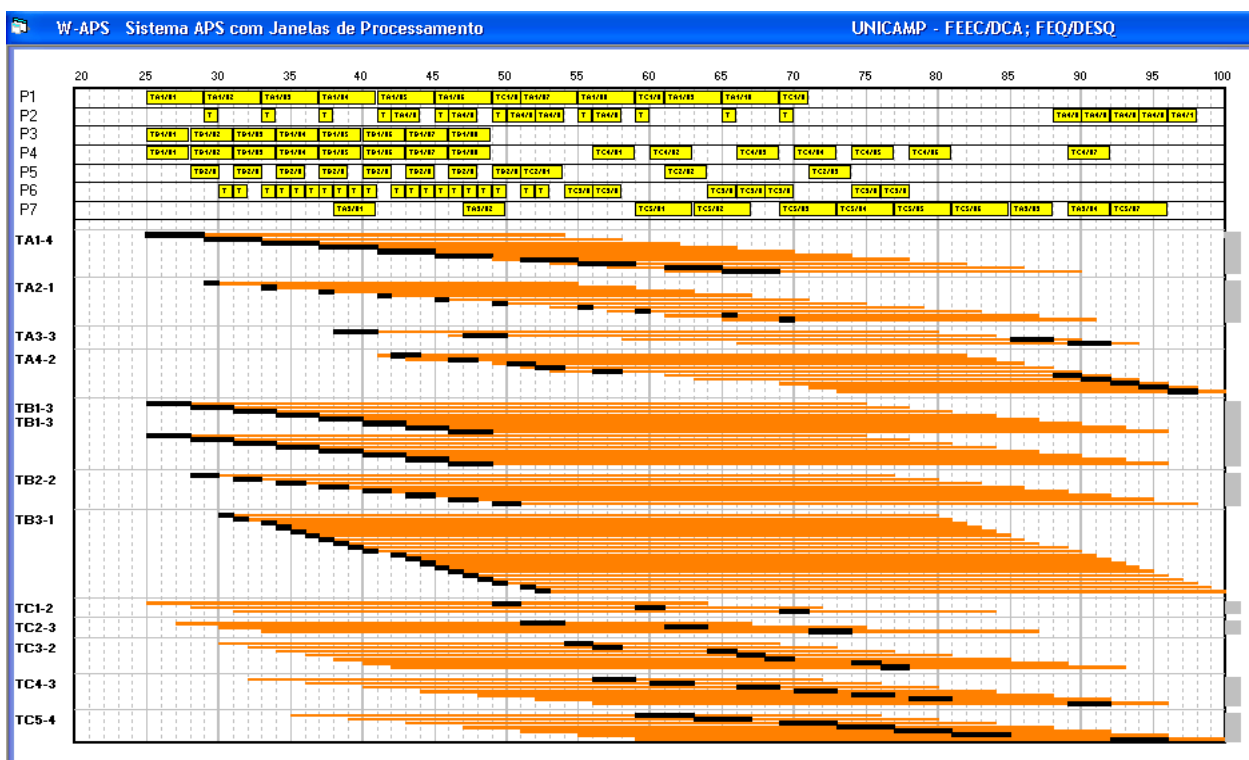


Figura 3.23: Solução final do problema proposto, após aplicação da heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est), com as janelas iniciais e alocações.

3.2.1.1 Comparação com a heurística APS Relógio

Conforme já apresentado, é necessário retirar as restrições de armazenagem do problema. A figura 3.24 apresenta as alocações do exemplo (sem restrições) pela heurística de alocação no instante de início mais cedo. A figura 3.25 mostra a solução utilizando a heurística APS Relógio para o problema, utilizando a seguinte ordem de prioridades de lote: primeiro alocar os lotes do produto *ProA*, depois do produto *ProB*, e por último os do produto *ProC*. A ordem de prioridades dos processadores é: *P1*, *P2*, *P3*, *P4*, *P5*, *P6*, e *P7*.

Na figura 3.25 os lotes que estão na carta de Gantt na cor cinza são lotes que foram alocados dentro de suas janelas de processamento, e os de cor escura são lotes que foram alocados fora de suas janelas de processamento. Pela figura é possível perceber que houve muitos menos casos de alocações fora das janelas (14 lotes) comparando com as alocações do problema de carregamento alto (35 lotes). Conforme já mencionado, se o carregamento é baixo as heurísticas APS podem achar uma solução de *scheduling* que cumpra com a data de entrega mais facilmente.

Entretanto, mesmo em problemas de carregamento baixo como este, as heurísticas APS relógio podem resultar em produtos sendo entregue fora do prazo. Neste caso o atraso foi de 3 *u.t.*, enquanto que no problema de carregamento alto foi de 8 *u.t.*. Mas nas alocações utilizando a heurística de alocação no instante de início mais cedo todos os lotes foram alocados dentro das janelas.

3.2.2 Aplicação da Heurística de alocação no instante de início mais tarde (H2-Lst).

Neste primeiro passo o horizonte de seleção é de (96; 100). A figura 3.26 mostra as janelas de processamento utilizando os dados da tabela 3.16, e o horizonte de seleção.

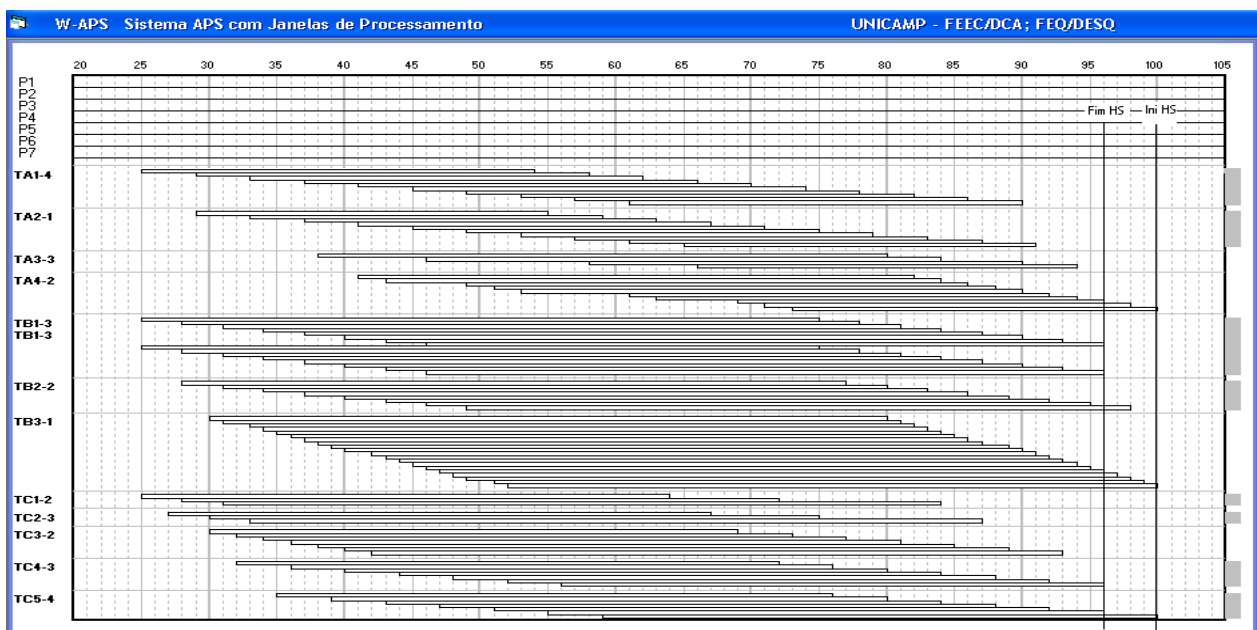


Figura 3.26: Janelas de processamento referente aos dados da tabela 3.16.

As janelas envolvidas no horizonte de seleção são: $TA4/8$, $TA4/9$, $TA4/10$, $TB1/8$, $TB2/8$, $TB3/16$, $TB3/17$, $TB3/18$, $TB3/19$, $TB3/20$, $TC4/7$, $TC5/6$, e $TC5/7$. O lote escolhido para alocação é o lote $TC5/7$, que é o último lote mais crítico analisado, e ele será alocado no instante de início mais tarde de sua janela de processamento ($T = lft - TP$; $T = 96$). A figura 3.27 mostra a alocação do lote $TC5/7$ (96; 100) e os recortes de janelas por propagação de restrições.

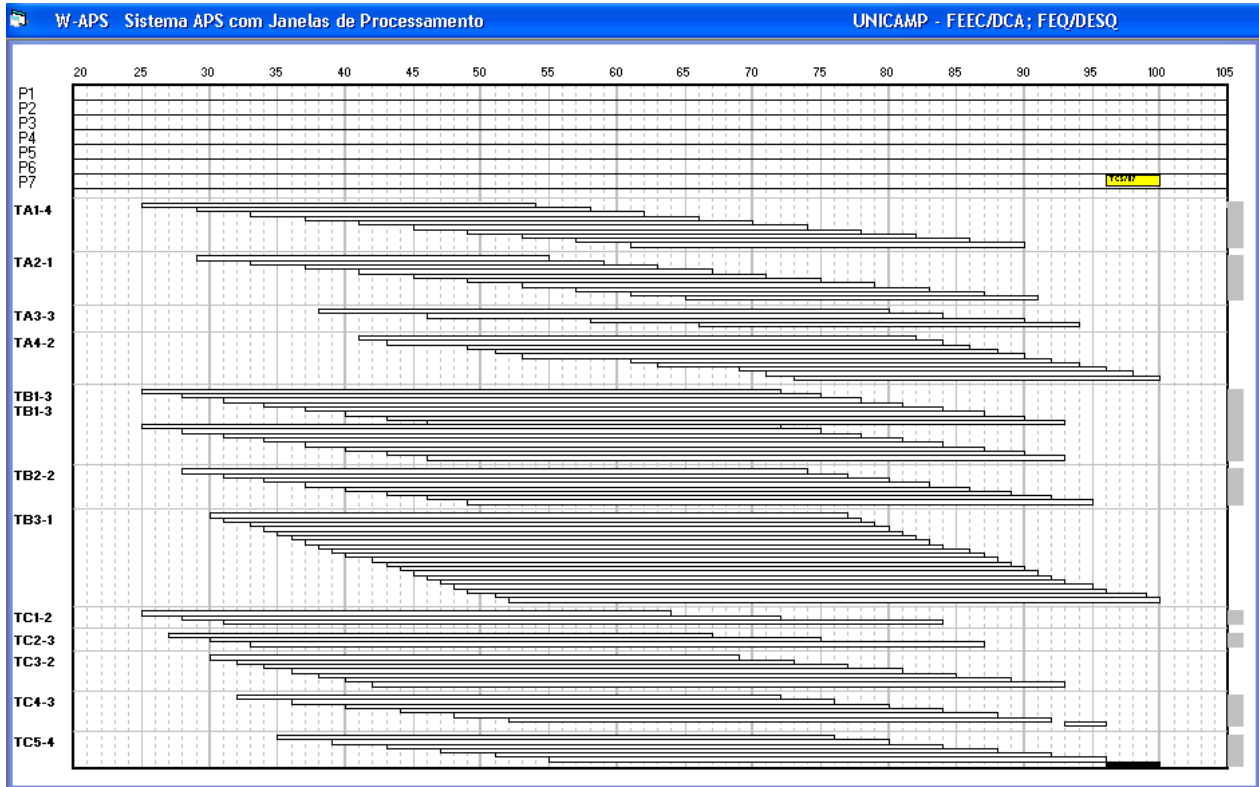


Figura 3.27: Alocação de $TC5/7$ e os recortes nas janelas de processamento por propagação de restrições.

A figura 3.28 apresenta a solução final do problema (neste caso todas os lotes alocados) com suas janelas de processamento iniciais (linhas achuradas), permitindo ver o efeito da propagação das restrições sobre as janelas e os intervalos onde foram alocados. Neste exemplo todos os lotes foram alocados dentro de suas janelas de processamento. O tempo de solução foi de 8 segundos num computador com processador Pentium 4 de 1.5 GHz com 256 Mb de memória RAM.

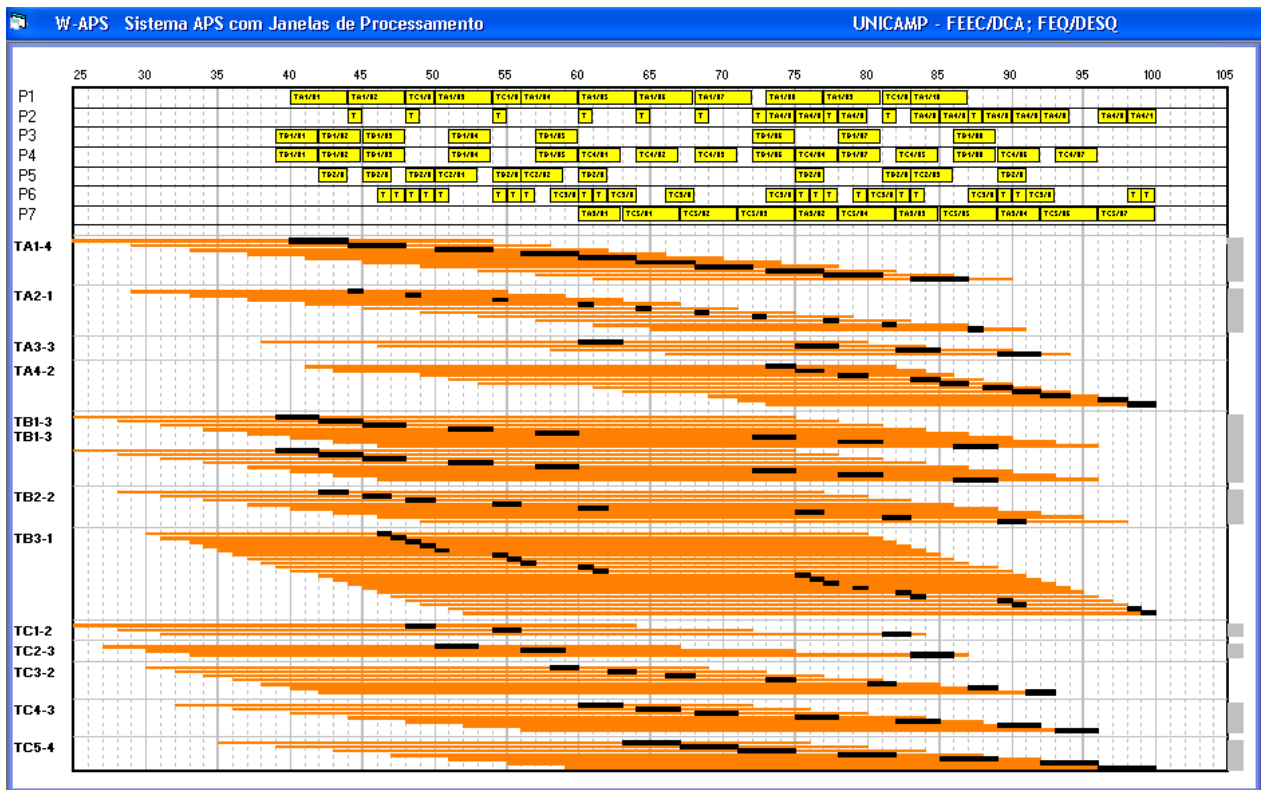


Figura 3.28: Solução final ao problema proposto, após aplicação da heurística de alocação no instante de início mais tarde (H2-Lst), com as janelas iniciais e alocações.

3.2.3 Aplicação da Heurística de alocação orientada por gargalos

A heurística de alocação orientada por gargalos não é recomendada para problemas de baixo carregamento com janelas de processamento muito maiores que o tempo de processamento de seus lotes, ou seja, problemas com folgas grandes. Esta heurística não é indicada para estes problemas pois ela pode gerar cartas de Gantt com grandes intervalos entre os lotes, diminuindo assim a eficiência do chão de fábrica. Isto acontece porque como as janelas de processamento são muito grandes, e os lotes são alocados ora no início de suas janelas e ora no fim (dependendo da decisão de alocação), determinadas alocações podem resultar em intervalos grandes não utilizados entre lotes. A seguir será exemplificado o caso em questão. A figura 3.29 apresenta as janelas de processamento e o gráfico da demanda agregada referente aos dados da tabela 3.16.

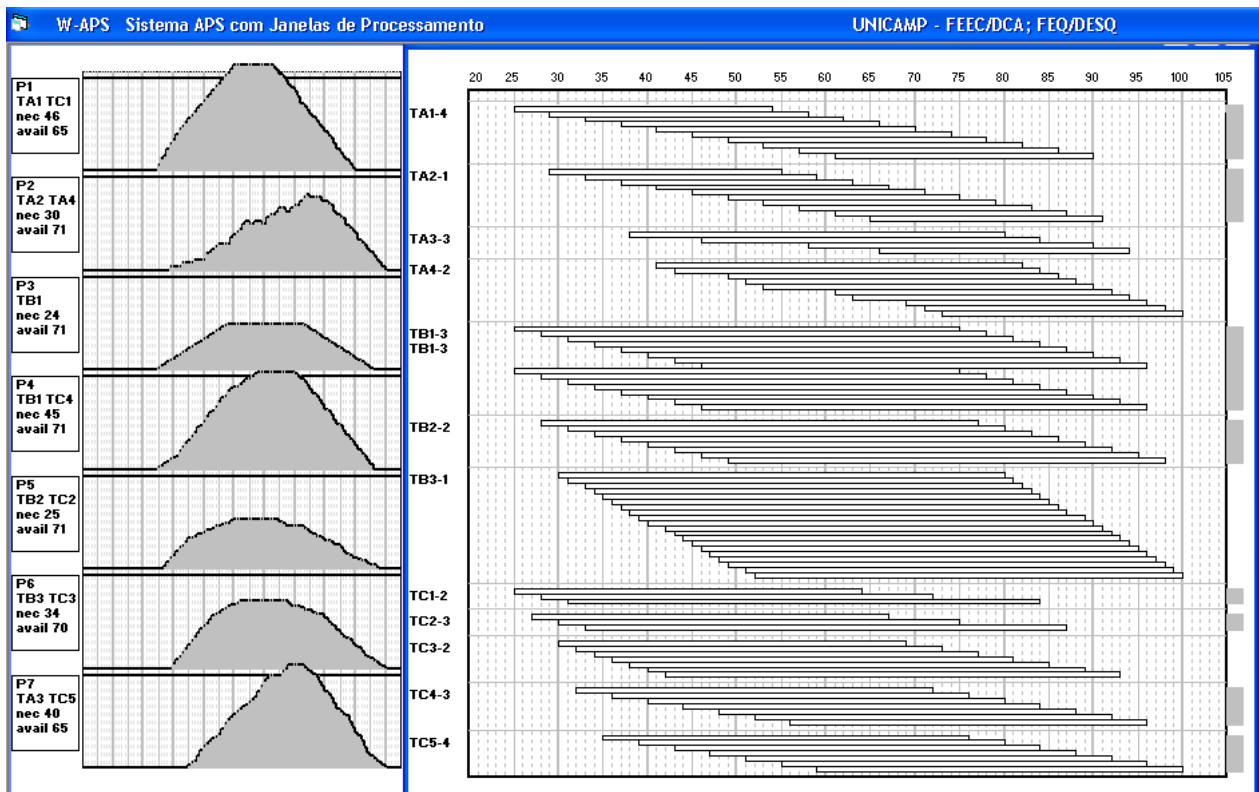


Figura 3.29: Janelas de processamento e o gráfico da demanda agregada referente aos dados da tabela 3.16.

Com os valores do gráfico da demanda agregada encontra-se os intervalos gargalos e os lotes envolvidos com os intervalos. A tabela 3.17 apresenta os processadores com seus intervalos gargalos e seus lotes envolvidos. Neste exemplo utiliza-se os valores de demanda agregada mínima de ($dagmin = 0,8$) e o fator de espalhamento de ($Fe = 2$).

Proc.	Intervalo	Lotes associados ao intervalo	Lotes constituindo o gargalo
P1	42 ; 71	TA1/4,5,6,7	nenhum
P2	74 ; 75	—	nenhum
P4	48 ; 77	—	nenhum
P7	58 ; 81	—	nenhum

Tabela 3.17: Processadores com seus intervalos gargalos, lotes associados e lotes constituindo os intervalos.

Neste exemplo, apesar de existirem intervalos cuja curva de carregamento é maior que o valor de $dagmin$, não existe nenhum lote envolvido em algum intervalo. Isto ocorre quando

as janelas dos lotes relacionados com o intervalo que está sendo analisado forem janelas de lotes de uma mesma operação (intervalo 42; 71 do processador $P1$) ou quando as janelas dos lotes não são consideradas envolvidas com o intervalo (conforme já descrito na seção 2.4.1.1, processadores $P2$, $P4$, e $P7$). Portanto para os valores de demanda agregada mínima de ($dagmin = 0,8$) e o fator de espalhamento de ($Fe = 2$) não existe nenhum intervalo gargalo. Neste caso é necessário diminuir o valor de $dagmin$, para tentar aumentar o intervalo analisado a fim de encontrar algum intervalo gargalo.

Com o valor de $dagmin = 0,63$ já é possível encontrar intervalos gargalos e este será o valor inicial utilizado. A tabela 3.18 apresenta os processadores com seus intervalos gargalos, e seus lotes envolvidos.

Proc.	Intervalo	Lotes associados ao intervalo	Lotes constituindo o gargalo	Proc.	Intervalo	Lotes associados ao intervalo	Lotes constituindo o gargalo
P1	37 ; 75	TA1/2, ..., 8	nenhum	P6	47 ; 73	—	nenhum
P2	64 ; 84	—	nenhum	P7	52 ; 85	TA3/2, 3, TC5/4	TA3/2, 3, TC5/4
P4	43 ; 81	TC4/3, 4	nenhum				

Tabela 3.18: Processadores com seus intervalos gargalos, lotes associados e lotes constituindo os intervalos.

A folga relativa do intervalo (52; 85) é de 3,4 (uma folga grande), mas como este é o único intervalo gargalo existente, ele será o intervalo selecionado, portanto o processador selecionado será o processador $P7$. Após a seleção do processador, seleciona-se o lote a alocar. O lote selecionado é o lote $TC5/1$, que é o lote mais crítico e que tem a janela mais distante do intervalo gargalo. O próximo passo é a alocação do lote escolhido. Como a janela do lote escolhido está a esquerda do intervalo gargalo selecionado, a alocação será no instante de início mais cedo da janela ($T = 35$). A figura 3.30 mostra: a carta de Gantt após a alocação de $TC5/1$; as janelas de processamentos atualizadas e a nova curva de demanda agregada.

Após a primeira alocação, é reiniciado o processo novamente e segue alocando os lotes até que não existam mais lotes que possam ser selecionados para a alocação. A figura 3.31 representa: a Carta de Gantt, as janelas de processamentos, as janelas iniciais e as curvas de demanda agregada, após a alocação de todos os lotes possíveis pela heurística.

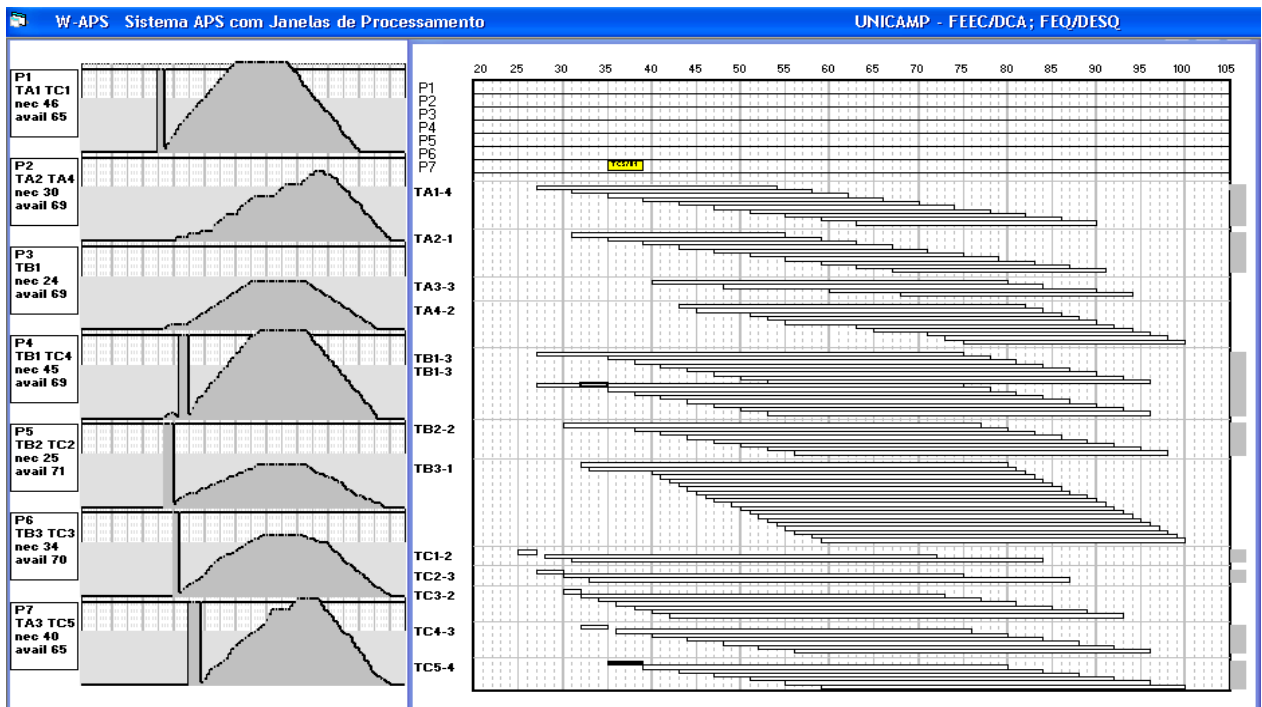


Figura 3.30: Carta de Gantt, as janelas de processamentos e a curva de demanda agregada (após a alocação de $TC5/1$).

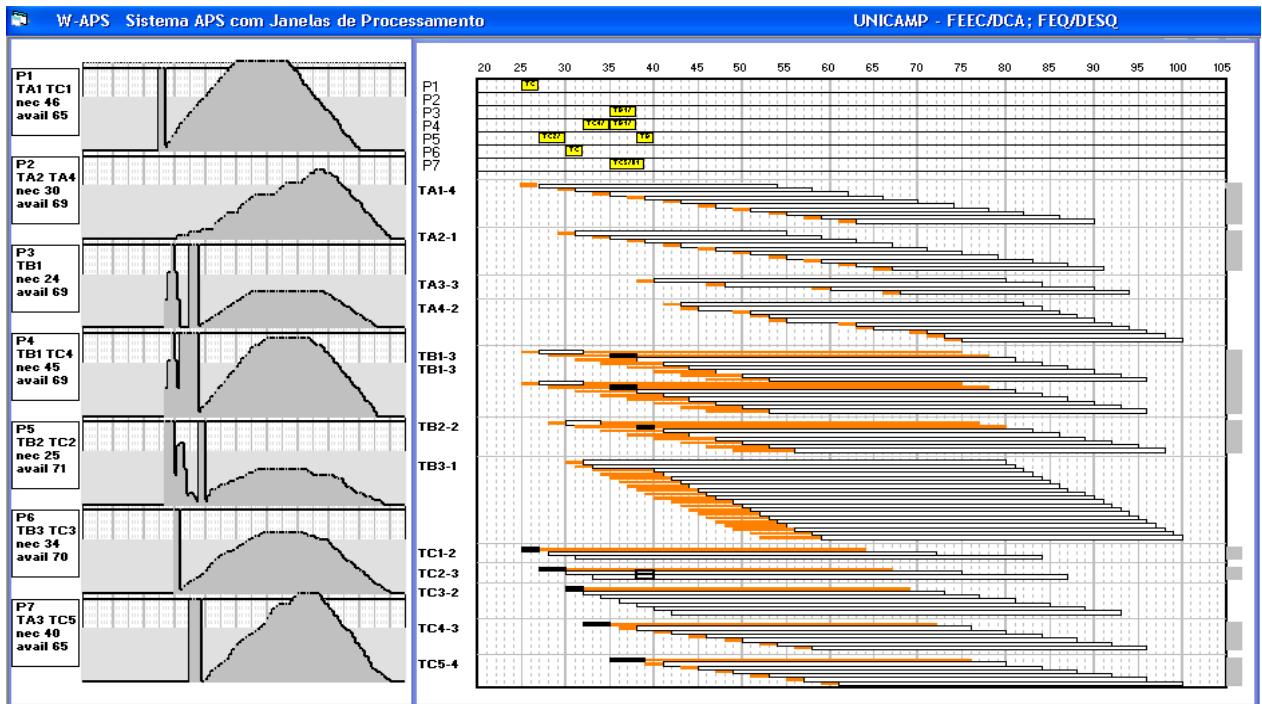


Figura 3.31: Carta de Gantt; as janelas de processamentos, as janelas iniciais e a curva de demanda agregada (após todas as alocações com os parâmetros de $dagmin = 0,63$ e $fe = 2$).

Como ainda restaram muitos lotes sem serem alocados, a fim de alocar mais lotes é reduzido o valor de $dagmin = 0,63$ para $dagmin = 0,2$. O resultado obtido é mostrado na figura 3.32. O tempo de solução para os dois passos da heurística orientada por gargalos (alocação para o valor de $dagmin = 0,63$ e $dagmin = 0,2$) foi de 13 segundos num computador com processador Pentium 4 de 1.5 GHz com 256 Mb de memória RAM.

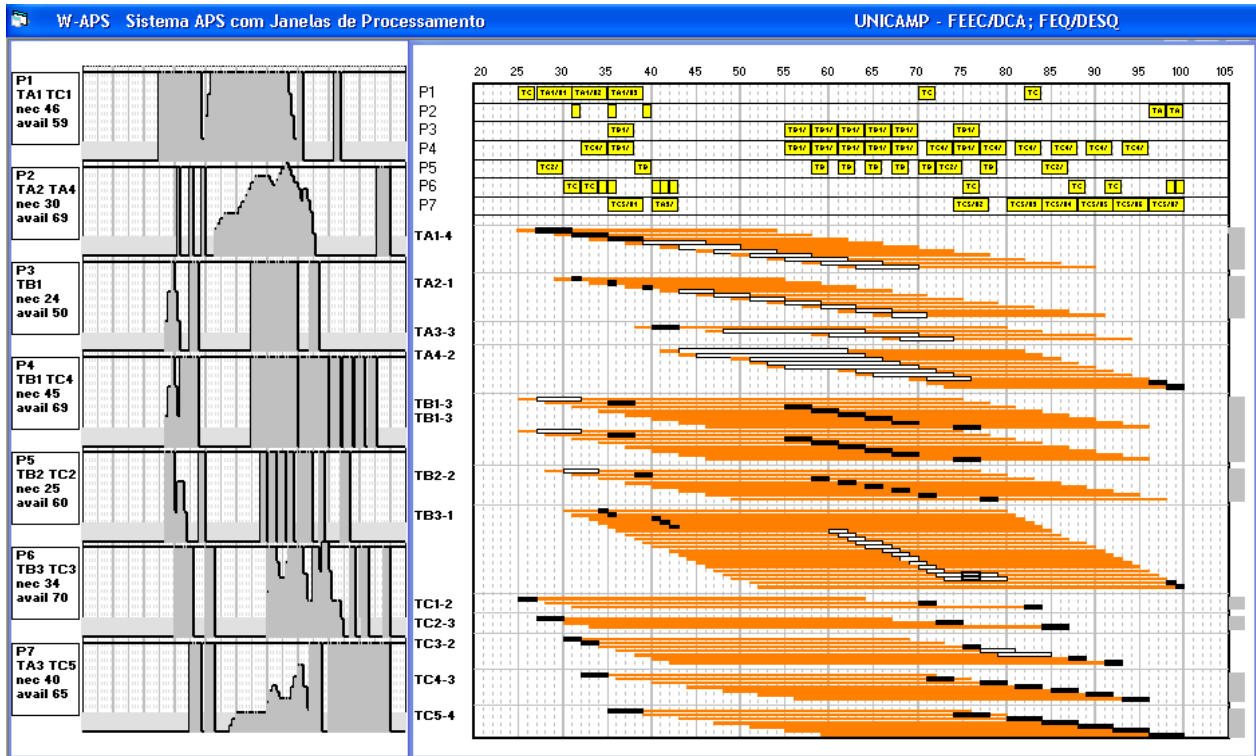


Figura 3.32: Carta de Gantt, as janelas de processamentos, as janelas iniciais e a curva de demanda agregada (após todas as alocações com o parâmetro de $dagmin$ decrescendo de $dagmin = 0,63$ para $dagmin = 0,2$).

Pela figura 3.32 percebe-se que ainda restaram muitos lotes sem serem alocados. Os lotes habilitados para os processadores $P2$, e $P6$, estão todos envolvidos em intervalos gargalos, e os habilitados para os processadores $P1$, $P3$, $P4$, $P5$, e $P7$, não estão envolvidos em nenhum intervalo gargalo, pois os intervalos foram eliminados por terem operação única. Pela figura 3.32 é possível perceber que existem problemas de competição entre lotes nos processadores $P2$ e $P6$, mas que não haveria problemas de alocação dos lotes do processador $P6$ no instante de início mais cedo de suas janelas.

Os lotes com diferentes opções de alocação mas que não estão envolvidos com problemas de ordenamento não representam nenhum problema de *scheduling* (lotes $TA1/4...10$,

$TB1/1$, $TB2/1$, $TB3/6...18$, e $TC3/4, 5$). Entretanto se o usuário desejar alocar estes lotes, ele pode utilizar por exemplo a heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-EST), conforme já demonstrado. No processador $P2$ a competição é entre lotes das operações de um mesmo produto ($ProdA$). As suas precedências já estão garantidas pela propagação de restrições e ainda não há como eliminar a alternância entre operações, o seus lotes também poderão ser alocados utilizando a heurística de alocação no instante de início mais cedo. A figura 3.33 mostra a alocação dos lotes restantes utilizando a heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est).

Comparando as figuras 3.23 (já referida) e 3.33 percebe-se o problema de utilizar-se esta heurística em problemas de *scheduling* com baixo carregamento. Pela figura 3.33 é possível perceber que foram gerados grandes intervalos não utilizados entre lotes (principalmente no processador $P3$). Estes intervalos levarão a uma carta de Gantt que irá sub-utilizar os processadores $P3$, $P4$, $P5$, e $P6$. Isto não acontece de maneira tão acentuada na heurística de alocação no instante de início mais cedo, conforme mostrado na figura 3.23.

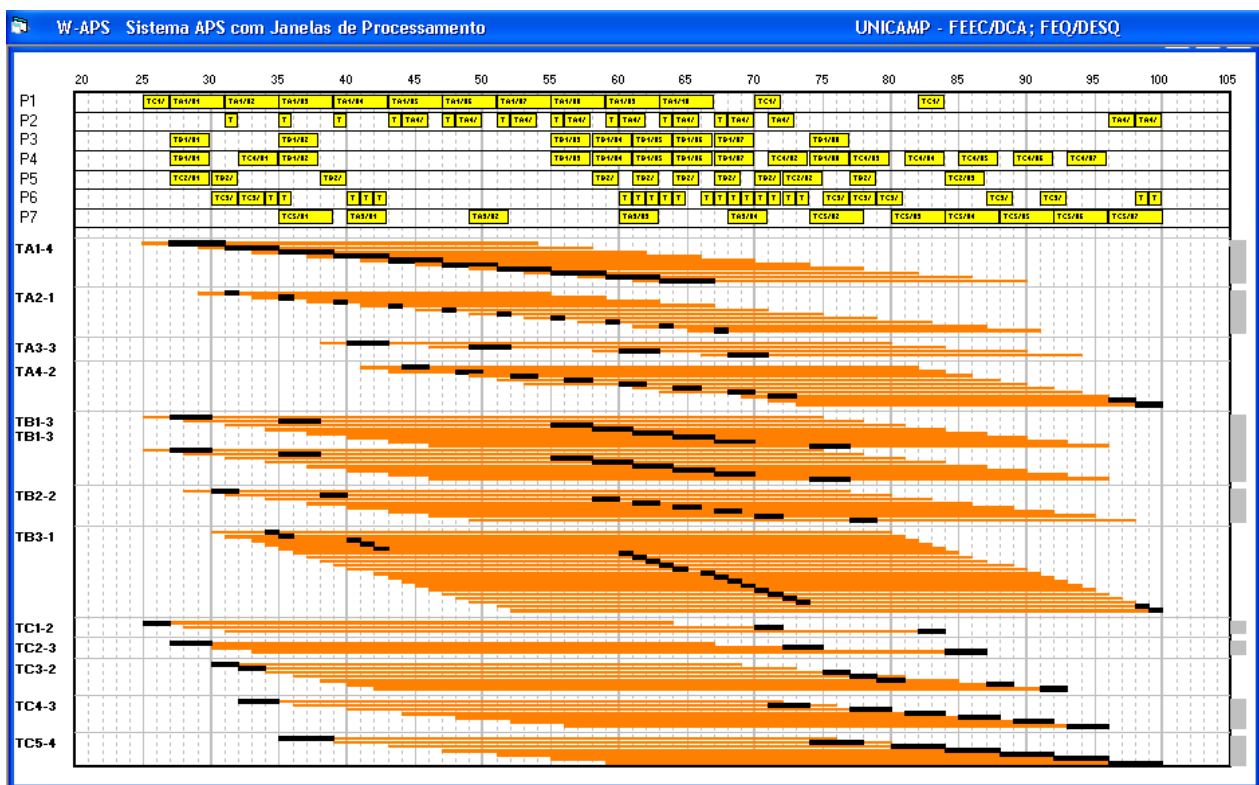


Figura 3.33: Carta de Gantt, as janelas de processamentos e as janelas iniciais (após utilizar a heurística de alocação no instante de início mais cedo para alocar os lotes restantes da heurística orientada por gargalo).

3.2.4 Heurística de busca em árvore limitada através de recortes nas janelas de processamento

Nesta heurística as decisões de “*scheduling*” são recortes das janelas de processamento dos lotes (realizadas interativamente pelo usuário). Após cada decisão a propagação de restrições determina as eventuais modificações em outras janelas como consequência da decisão.

A figura 3.34 apresenta a curva de carregamento dos processadores e janelas de processamento utilizando os dados da tabela 3.16. Este problema é de baixo carregamento, com as grandes janelas de processamento, ou seja, com inúmeras possibilidades para a alocação dos lotes. Esta heurística ajusta-se bem a este tipo de situações, como foi discutido na seção 2.5.

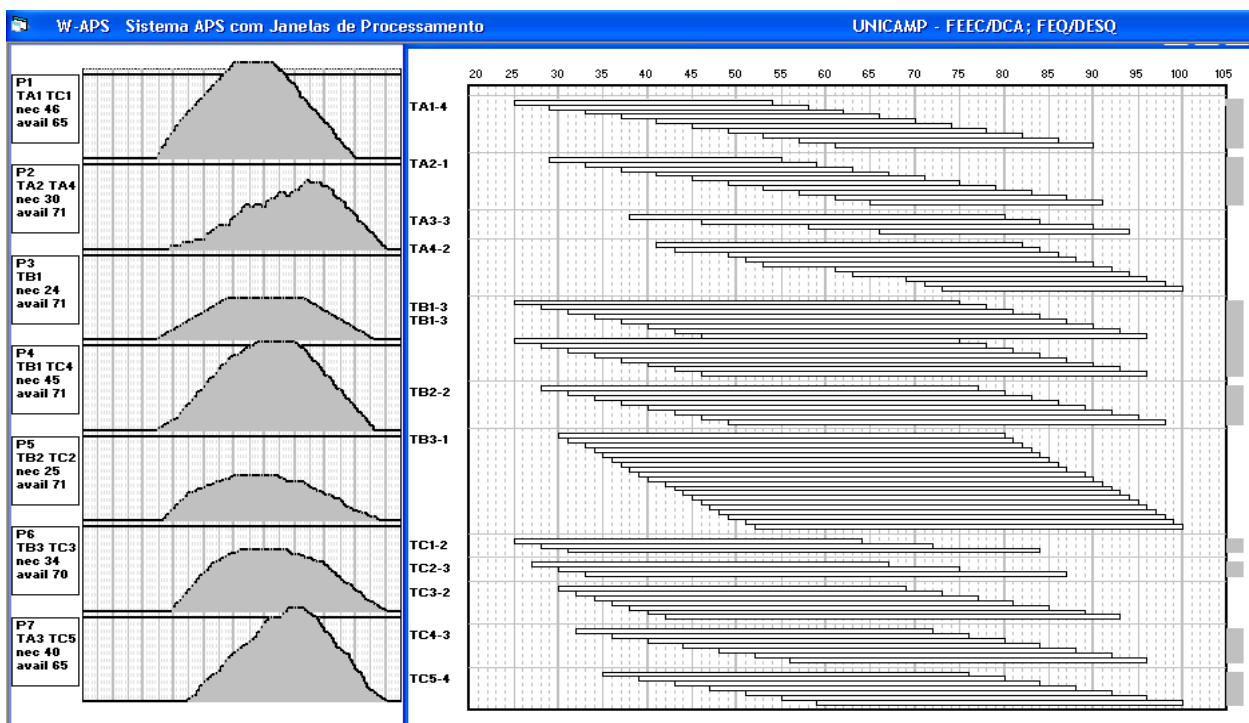


Figura 3.34: Janelas de processamento e curva de carregamento referente aos dados da tabela 3.4.

Numa situação de baixo carregamento, a concorrência entre operações nos processadores é baixa, levando a uma situação de folga grande. Isto porque, os lotes com suas grandes janelas de processamento (relativas aos tempos de processamentos) permitem diversas soluções de *scheduling*.

Como foi discutido na seção 2.5, nesta situação o usuário provavelmente colocará

restrições adicionais na solução desejada. Por exemplo diminuir a alternância de lotes entre operações diferentes no mesmo equipamento, permitindo diminuir as necessidades de preparação de equipamentos (*setup*).

No exemplo da figura 3.34 observa-se que os seguintes ordenamentos são possíveis: $TC1/1, 2, 3$ precederem $TA1/1, \dots, 10$ em $P1$, e $TC5/1, \dots, 7$ precederem $TA3/1, \dots, 4$ em $P7$, permitindo eliminar a alternância entre lotes do produto ProdA e ProdC, e possivelmente manter uma flexibilidade razoável. Para obter este resultado é necessário eliminar a concorrência entre os produtos ProdA e ProdC pelos processadores $P1$ e $P7$.

Uma forma de eliminar esta concorrência é reduzindo os fins das janelas dos lotes $TC5/7$ e $TC1/3$ de (59; 100) para (59; 70) e de (31; 54) para (31; 40) e aumentando os inícios das janelas dos lotes $TA1/1$ e $TA3/1$ de (25; 54) para (40; 54) e de (53; 80) para (70; 80), respectivamente. Estes recortes eliminaram a concorrência dos lotes nos processadores $P1(TA1$ e $TC1)$ e $P7(TA3$ e $TC5)$. A figura 3.35 mostra a redução dos fins das janelas de processamento dos lotes $TC5/7$ e $TC1/3$ com a propagação de restrições e a figura 3.36 mostra o aumento do início das janelas de processamento dos lotes $TA1/1$ e $TA3/1$ com a propagação de restrições.

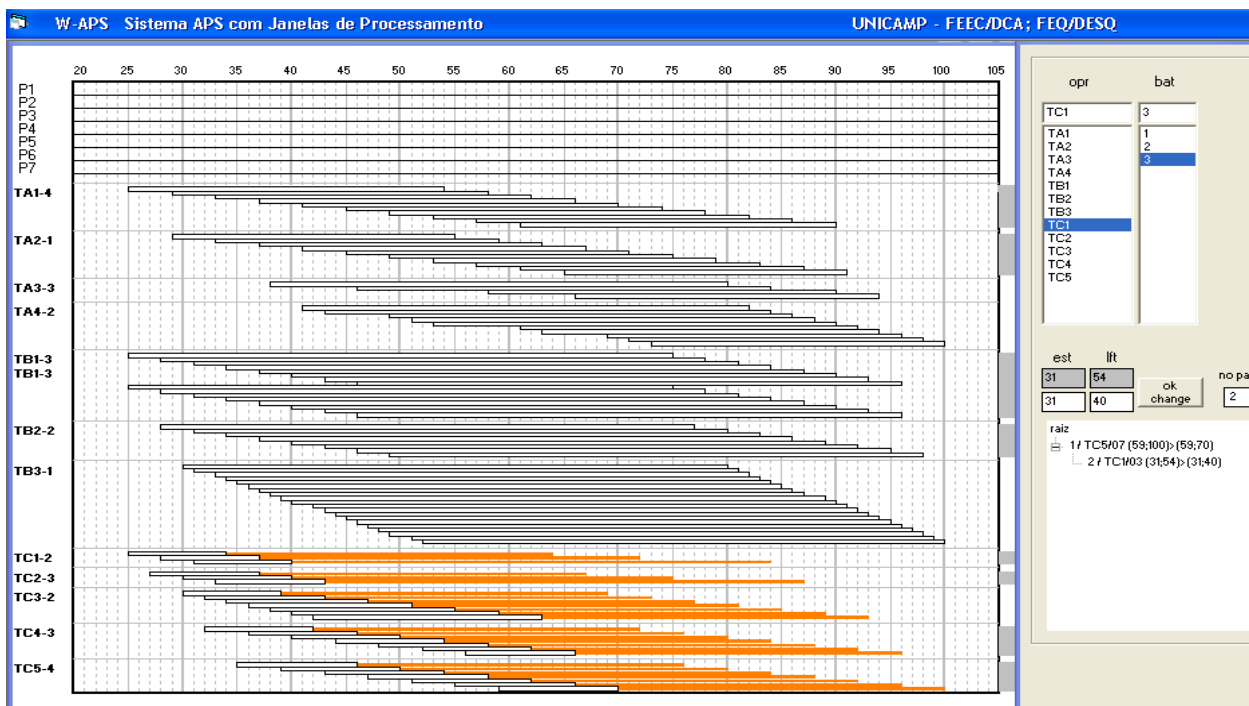


Figura 3.35: Diminuição dos fins das janelas de processamento dos lotes $TC5/7$ e $TC1/3$ com a propagação de restrições.

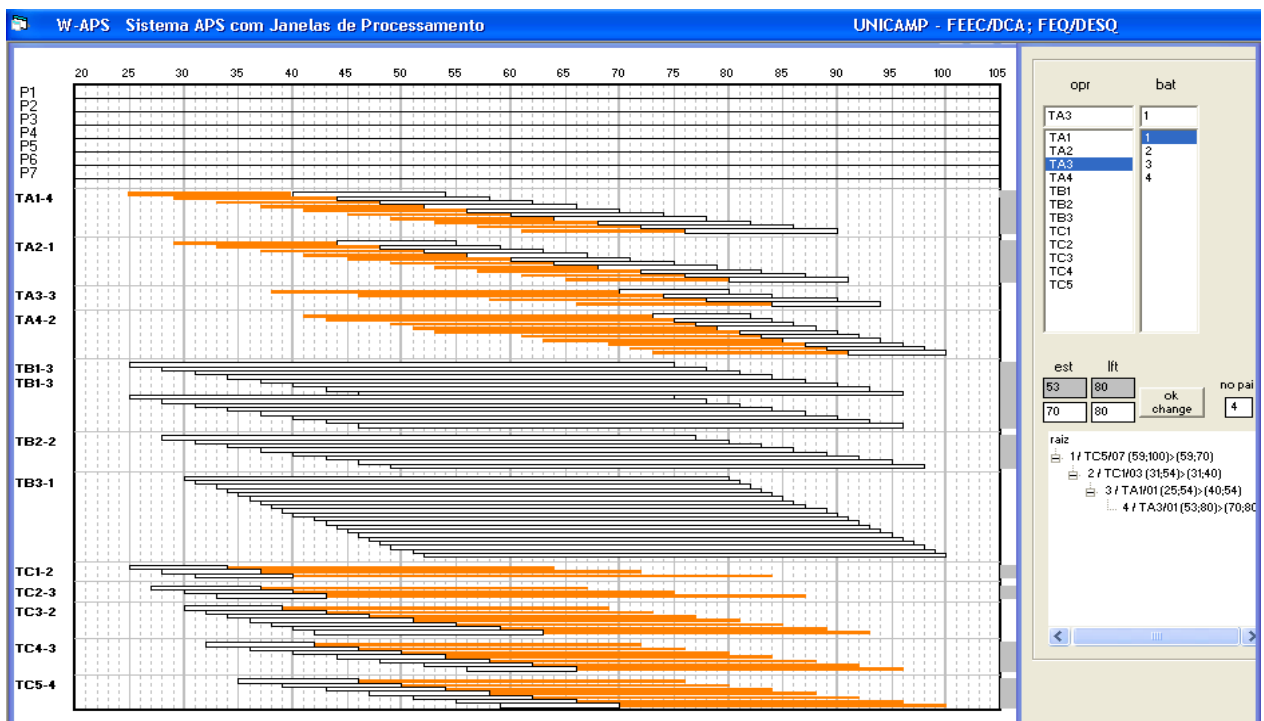


Figura 3.36: Aumento dos inícios das janelas de processamento dos lotes $TA1/1$ e $TA3/1$ com a propagação de restrições.

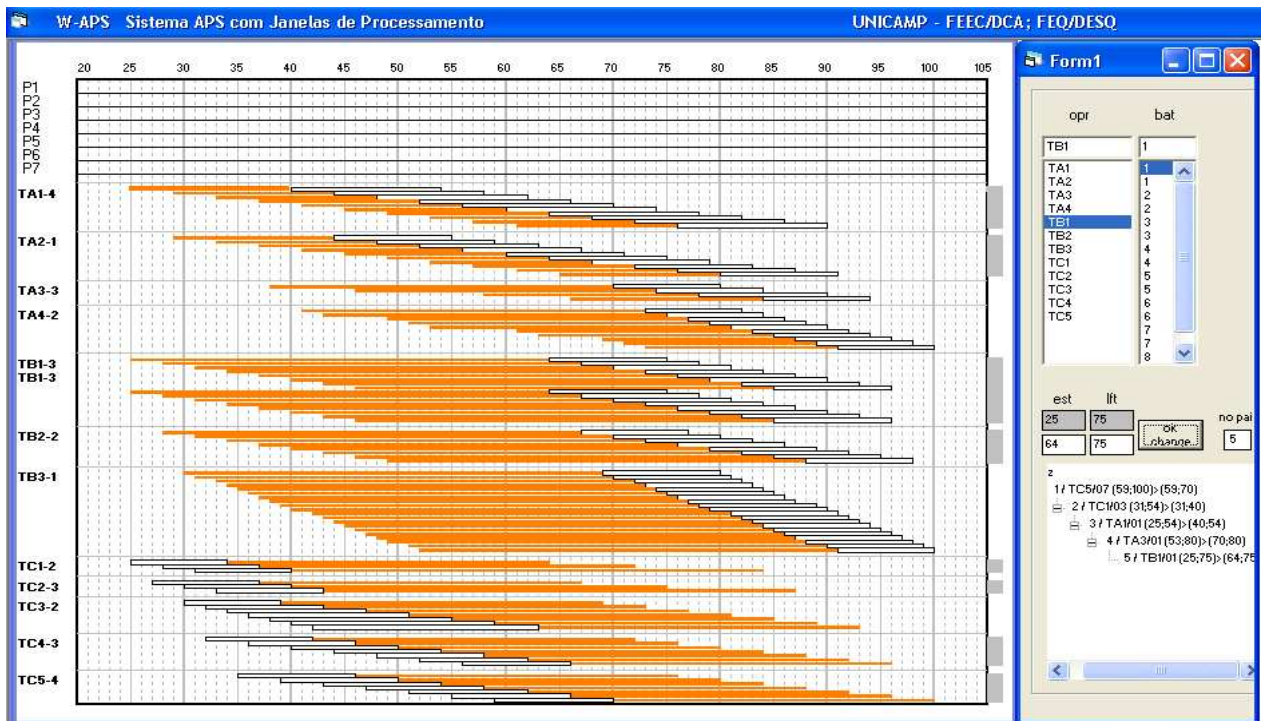


Figura 3.37: Aumento no início da janela de processamento do lote $TB1/1$ com a propagação de restrições.

Numa segunda análise das janelas pode-se eliminar a concorrência entre os produtos *ProdB* e *ProdC* pelos processadores *P4*, *P5* e *P6*. Uma forma de eliminar esta concorrência será aumentando o início da janela do lote *TB1/1* de (25;75) para (64;75). Com isto elimina-se a concorrência dos lotes nos processadores *P4*(*TB1* e *TC4*), *P5*(*TB2* e *TC2*) e *P6*(*TB3* e *TC3*). A figura 3.37 mostra o aumento do início da janela de processamento do lote *TB1/1* com a propagação de restrições.

Finalmente a figura 3.38 mostra a situação após os aumentos e diminuições dos inícios e fins das janelas e as curvas de demanda agregada correspondente.

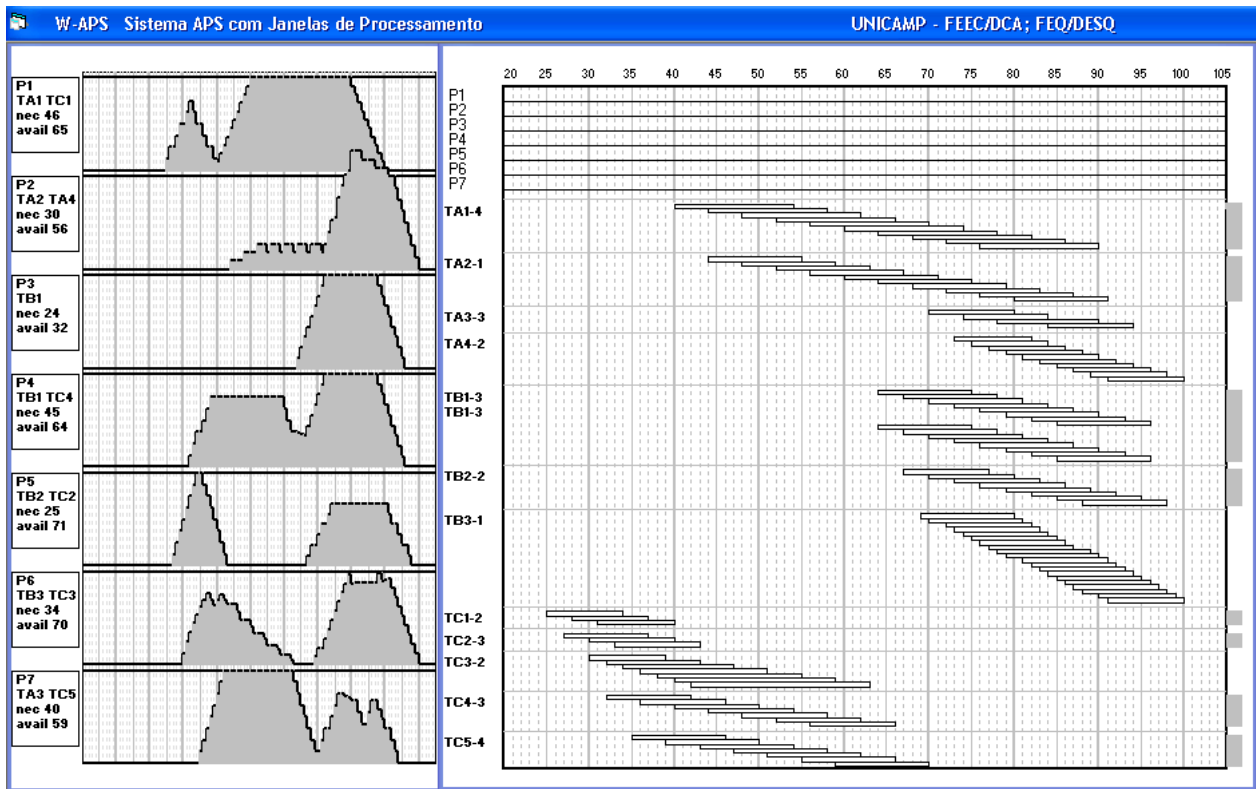


Figura 3.38: Resultado dos recortes das janelas de processamento do problema proposto, após aplicação da heurística de recorte de janelas.

Percebe-se pela figura 3.38 que as janelas dos lotes de operações diferentes não tem sobreposição, portanto não existirá alternância entre produtos para qualquer solução de *scheduling*, mas necessariamente existirá alguma alternância entre os lotes de *TA2* e *TA4* no processador *P2*. Além de manter uma flexibilidade razoável para a alocação dos lotes a decisão será de produzir primeiramente o produto *ProdC* e depois o produto *ProdA* junto com o produto *ProdB*, dado que

não compartilham processadores. Após a obtenção desta sequência pode se optar por continuar com recortes nas janelas, apertando mais a solução, ou alocar os lotes utilizando alguma heurística, como, por exemplo, a heurística de alocação no instante de início mais cedo.

O exemplo considerado corresponde a uma situação de carregamento baixo ou médio, com tempos de folga relativos maiores que 40%, ou seja folgas relativamente grandes (P1: $(65-46)/46 = 0,4130$; P7: $(59-40)/40 = 0,4750$). Estes tipos de situações permitem que o usuário, de uma maneira relativamente fácil, manipule as janelas de processamento de forma a conseguir diferentes cenários para a operação da planta. Estes cenários, por outro lado, podem envolver janelas ainda relativamente grandes como mostra a figura 3.38. Estas janelas implicam tempos de folga ainda razoáveis. Por exemplo na figura 3.38 tem-se: (P1: $TC1/1,2 (15-6)/6 = 1,500$; $TA1/1,...10 (50-40)/40 = 0,250$).

Como já foi alcançado o objetivo desejado pelo usuário, que era o de eliminar a alternância entre alocações dos lotes de produtos diferentes, pode-se alocar os lotes utilizando, por exemplo, a heurística de alocação no instante de início mais cedo. A figura 3.39 mostra a alocação dos lotes utilizando esta heurística.

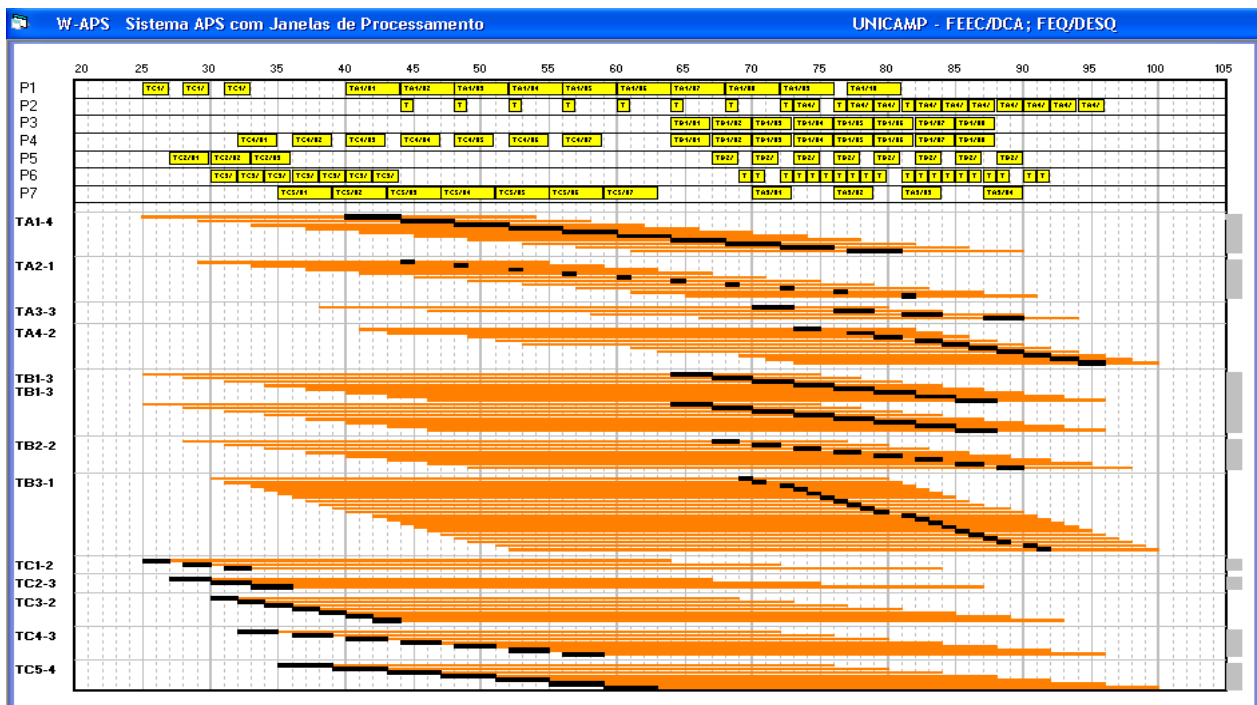


Figura 3.39: Carta de Gantt, as janelas de processamentos e as janelas iniciais (após utilizar a heurística de alocação no instante de início mais cedo).

Pode-se antever que em situação de carregamento alto esta abordagem será bem mais difícil, implicando modificações de decisões até conseguir eventualmente um cenário razoável. Estas modificações são possíveis através da manutenção de uma árvore de busca permitindo o retrocesso ou *backtracking*. A seção seguinte discute um exemplo com estas características.

3.2.4.1 Heurística de busca em árvore limitada através de recortes nas janelas de processamento para um problema de carregamento alto

A figura 3.40 apresenta a curva de carregamento dos processadores e as janelas de processamento utilizando os dados da tabela 3.4. Este é um problema de carregamento alto, com janelas de processamento pequenas, ou seja, são reduzidas as possibilidades para a alocação dos lotes em suas janelas de processamento. Numa situação de carregamento alto existe uma grande concorrência entre as operações pelos processadores, ou seja, uma situação de menor folga.

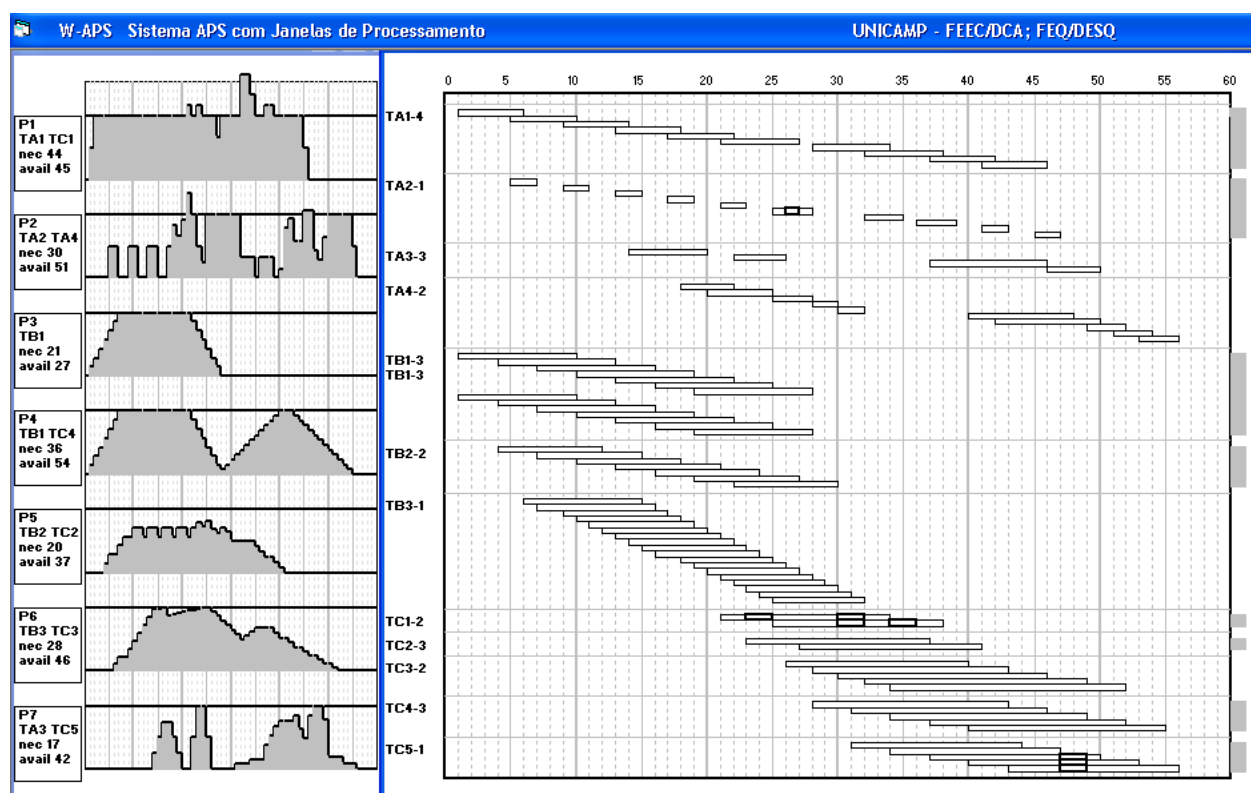


Figura 3.40: Janelas de processamento e curva de carregamento referente aos dados da tabela 3.4.

Pela figura 3.40 percebe-se que pode ser possível diminuir alguma concorrência entre lotes por processadores, se for possível eliminar a alternância entre os produtos ProdB

e ProdC, elimina-se a concorrência entre os lotes nos processadores $P5$ e $P6$. Entretanto não é possível eliminar a concorrência entre os lotes nos processadores $P1$ e $P7$, isto porque não existe possibilidade de eliminar totalmente a alternância entre os lotes de $TA1/TC1$ e $TA3/TC5$ respectivamente. No máximo é possível diminuir a alternância, reduzindo assim o número de *setups* nos processadores.

Pela figura 3.40 é possível perceber uma situação de competição nos processadores $P1(TC1/1; TA1/5, 6, 7, 8)$, $P1(TC1/2; TA1/6, 7, 8, 9)$, $P5(TC2/1; TB2/5, 6, 7)$, $P5(TC2/2; TB2/7)$, $P6(TC3/1; TB3/13...18)$, $P6(TC3/2; TB3/15, 16, 17, 18)$, $P6(TC3/3; TB3/17, 18)$, $P7(TA3/3; TC5/1...5)$, e $P7(TA3/4; TC5/2, 3, 4, 5)$. Uma solução para este problema não é óbvia, mas para diminuir a concorrência no processador $P6$, recorta-se a janela de processamento do lote $TB3/18$ de $(25; 32)$ para $(25; 28)$. A figura 3.41 mostra o resultado da redução da janela do lote $TB3/18$ em conjunto com a propagação de restrições. Esta decisão eliminou a concorrência dos lotes no processador $P6$ ($TB3$ e $TC3$).

Pela figura 3.41 percebe-se que com a redução da janela do lote $TB3/18$, apesar dos processadores $P5$ e $P6$ continuarem tendo uma curva de carregamento alto, não há mais problema de concorrência entre operações e os produtos ProdB e ProdC serão produzidos sem nenhuma competição por processadores.

Um outro fator importante é que, apesar de ter recortado apenas a janela do lote $TB3/18$, houve reduções grandes das janelas dos lotes que pertencem a outro produto (lotes das operações $TA1$, $TA2$, $TA3$, e $TA4$), que levaram a alocações obrigatórias. Em particular, estas alocações foram conseqüências de um ordenamento obrigatório entre os lotes $TB2/7$ e $TC2/1$, resultante da redução da janela de $TB3/18$. Este ordenamento não é fácil de ser previsto com antecedência.

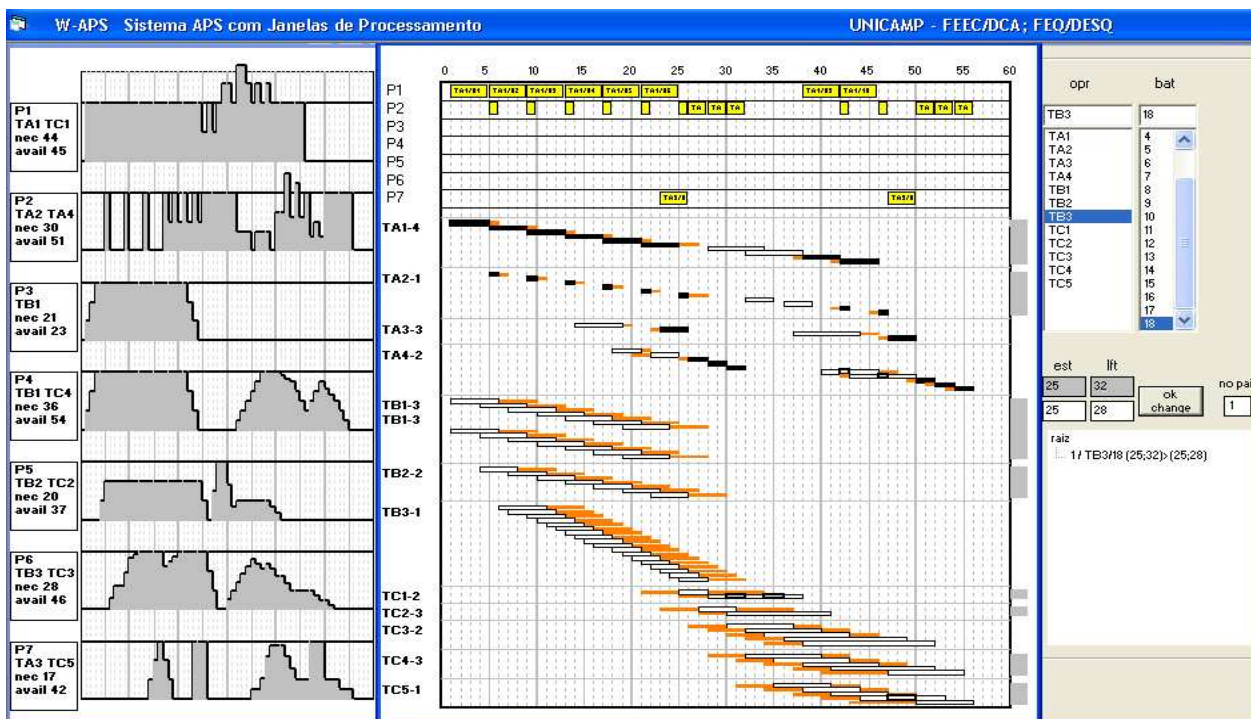


Figura 3.41: Diminuição do fim da janela de processamento $TB3/18$ com a propagação de restrições.

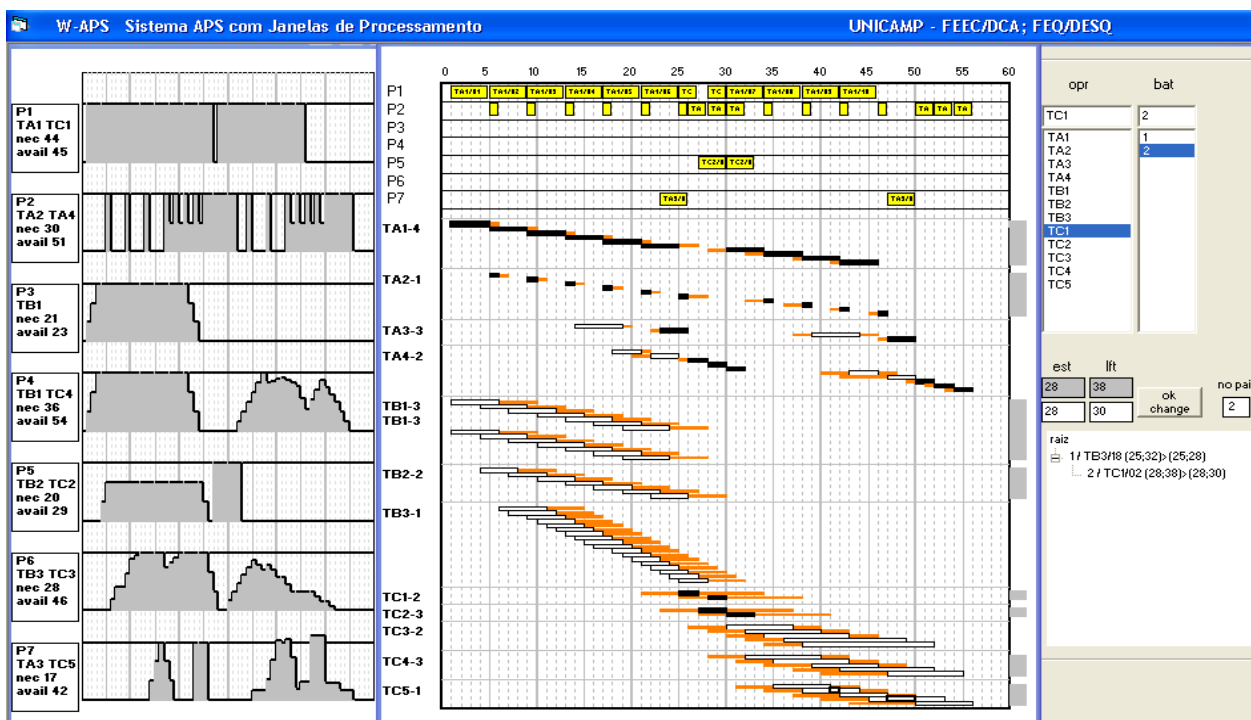


Figura 3.42: Redução do fim da janela de processamento $TC1/2$ para o instante (28;30) e sua respectiva propagação de restrições.

Numa segunda análise das janelas verifica-se que é possível diminuir a alternância entre os lotes das operações $TA1$ e $TC1$ dos produtos ProdA e ProdC respectivamente. Para diminuir esta alternância é necessário recortar a janela do lote $TC1/2$ de $(28; 38)$ para $(28; 30)$. Com este recorte foi diminuído o número de setups no processador. A figura 3.42 mostra o recorte de $TC1/2$ e a propagação de restrições resultante.

Pela figura 3.42 é possível perceber que sobrou apenas concorrência no processador $P7$, mas neste caso não há como evitar alternância entre lotes de $TA3$ e $TC5$. Uma solução possível é a indicada na figura 3.43 onde a janela de $TA3/3$ foi recortada de $(39; 44)$ para $(39; 42)$. A figura 3.43 mostra o recorte de $TA3/3$ e a propagação de restrições resultante. Percebe-se que não existe mais nenhuma competição entre lotes por processadores.

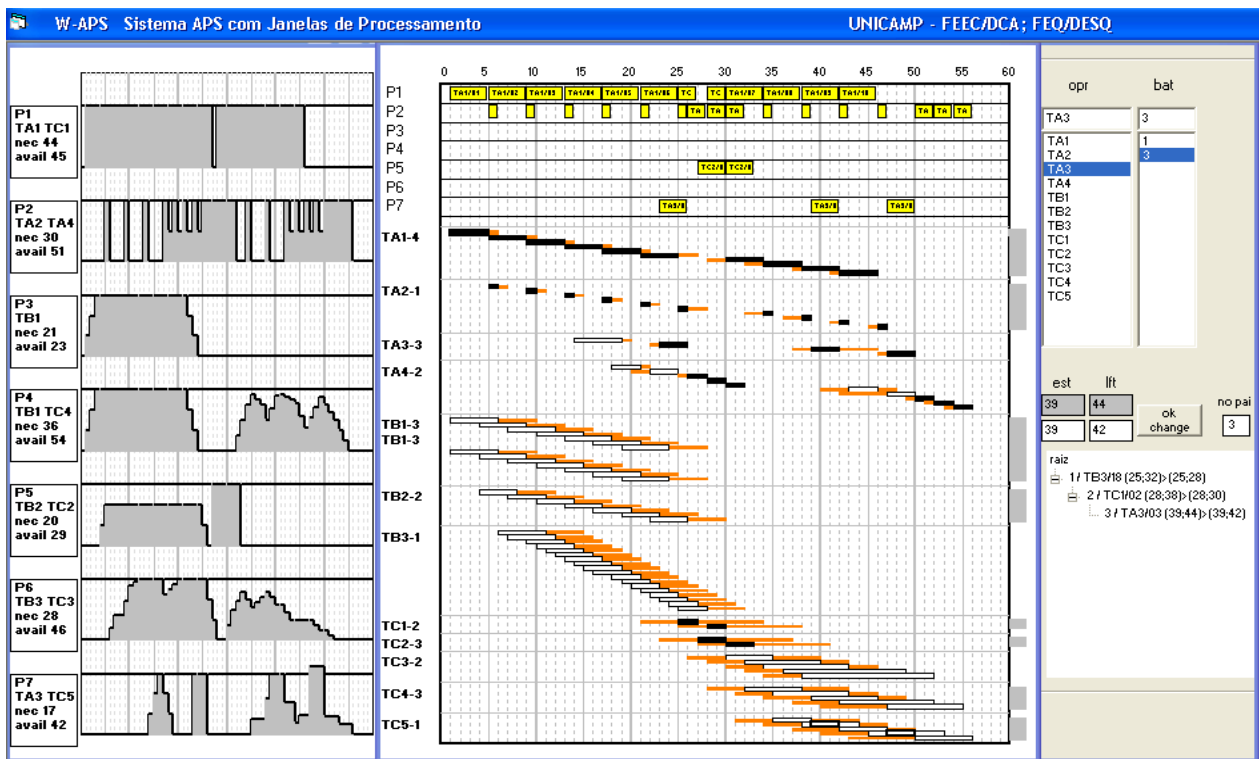


Figura 3.43: Redução do fim da janela de processamento $TA3/3$ para o instante $(39;42)$ e sua respectiva propagação de restrições.

Neste exemplo de alto carregamento não foi possível eliminar a alternância entre lotes mas foi possível diminuir esta alternância. Após as reduções nas janelas, pode-se alocar os lotes utilizando, por exemplo, a heurística de alocação no instante de início mais cedo. A figura 3.39 mostra a alocação dos lotes utilizando esta heurística.

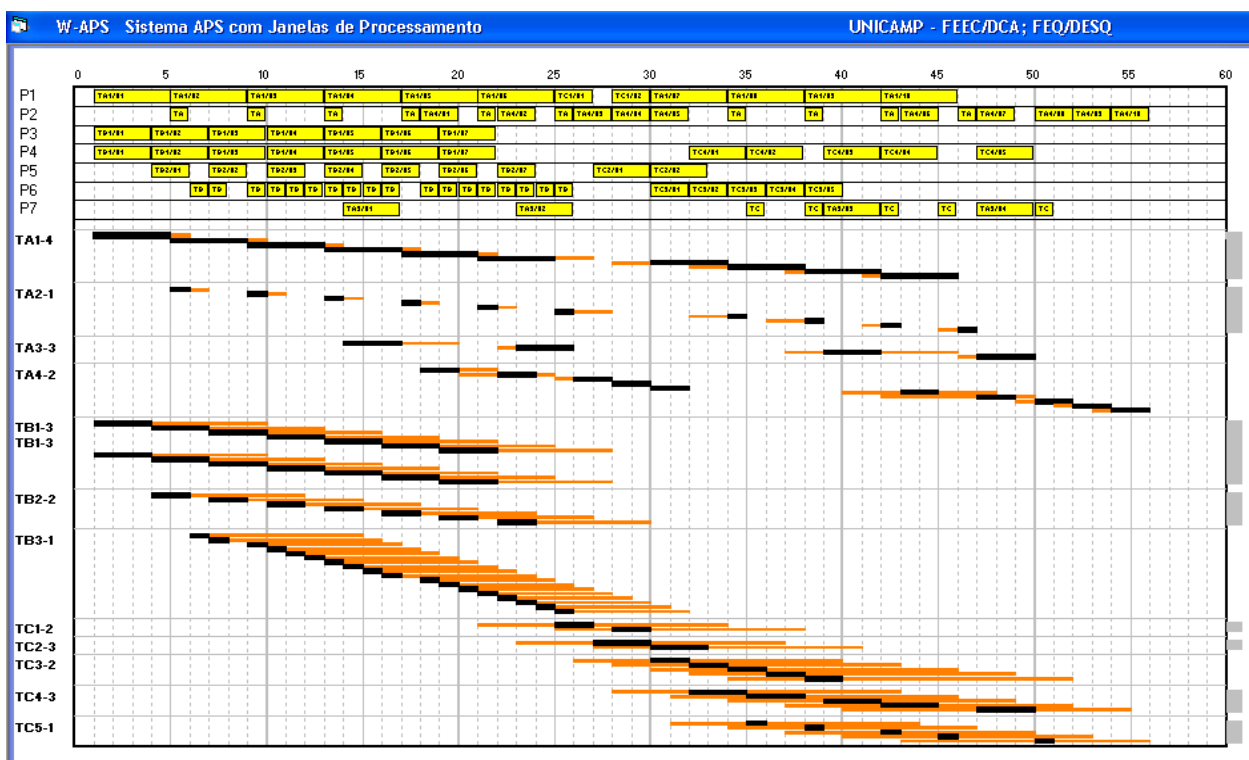


Figura 3.44: Carta de Gantt, as janelas de processamentos e as janelas iniciais (após utilizar a heurística de alocação no instante de início mais cedo).

Alguns recortes dos inícios e fins de janelas podem causar situações infactíveis após a propagação de restrições ou seja a janela fica menor que o tempo de processamento do lote. Por exemplo reduzindo, na situação inicial apresentada na figura 3.40, o fim da janela de processamento do lote $TA4/2$ de $(20; 25)$ a $(20; 23)$, após a propagação de restrições a janela de processamento do lote $TA3/2$ ficou menor que o seu tempo de processamento, causando uma infactibilidade. A possibilidade de acontecer uma infactibilidade é maior quando o carregamento é alto devido a janelas de processamento pequenas como neste problema. A figura 3.45 mostra esta situação. A heurística permite o retrocesso ou backtracking de modo a corrigir essa infactibilidade, retrocedendo a uma situação factível para continuar na procura de uma solução ao problema proposto.

Como o recorte da janela do lote $TA4/2$ gerou uma situação infactível, uma das maneiras possíveis de solucionar esta situação é fazer um backtracking até o nó raiz. Reduzindo o fim da janela do lote $TA2/6$ de $(25; 28)$ para $(25; 26)$, é possível recortar a janela do lote $TA4/2$ sem problemas de infactibilidade. A figura 3.46 mostra o recorte da janela de $TA2/6$ de $(22; 25)$

para (22; 24).

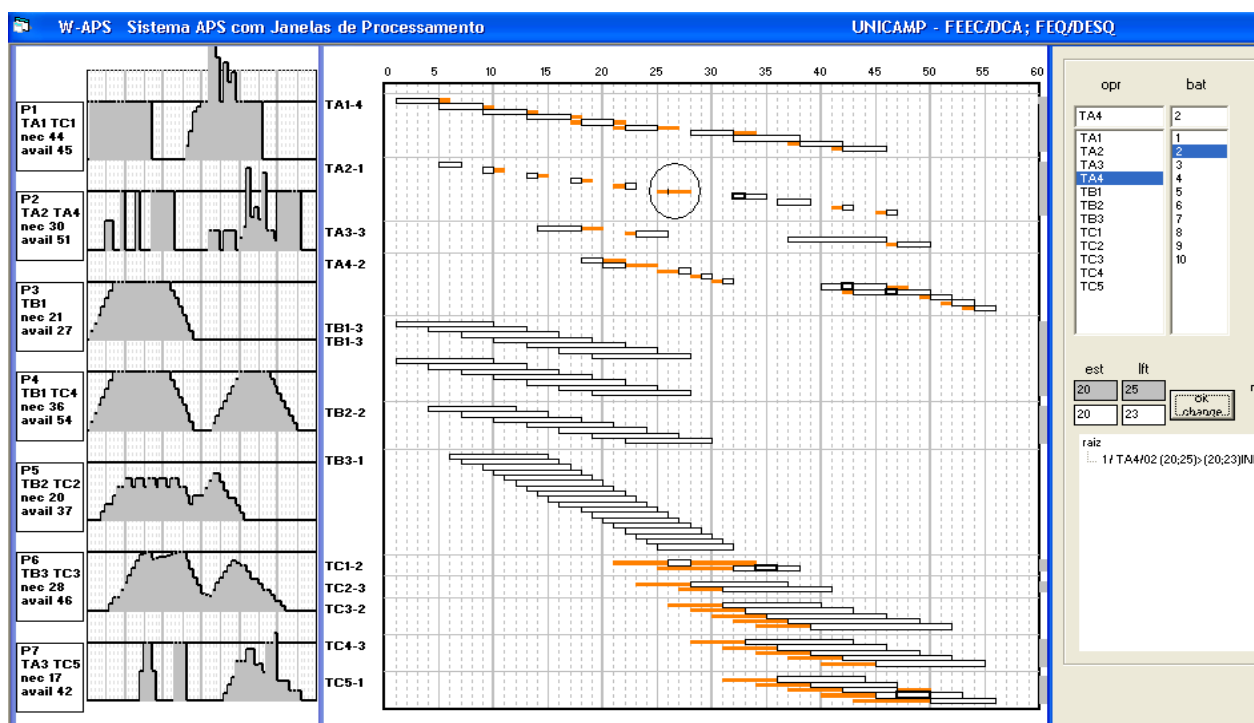


Figura 3.45: Solução parcial do problema proposto, o aumento do início do lote $TC2/1$ gerou uma infactibilidade.

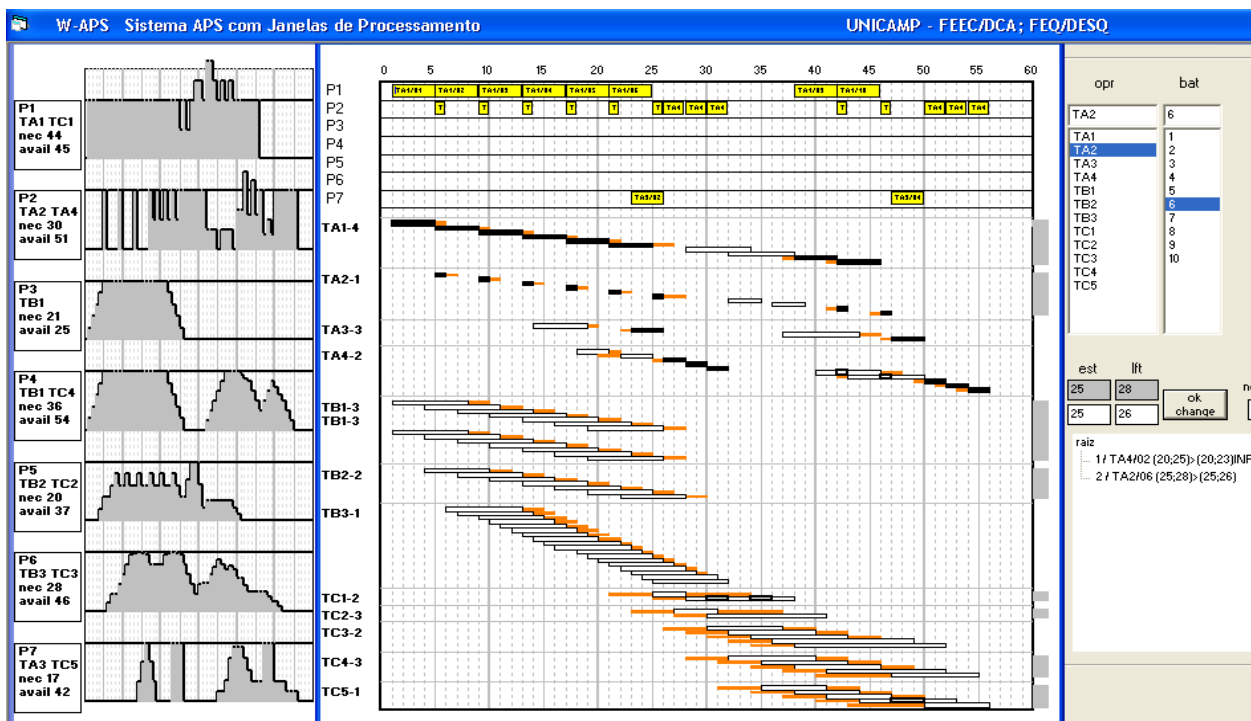


Figura 3.46: Solução parcial do problema proposto (após o backtracking), a diminuição do fim da janela do lote TA2/6.

Após os recortes desejados pode-se alocar os lotes utilizando por exemplo a heurística de alocação no instante de início mais cedo. A figura 3.47 mostra a alocação dos lotes utilizando esta heurística.

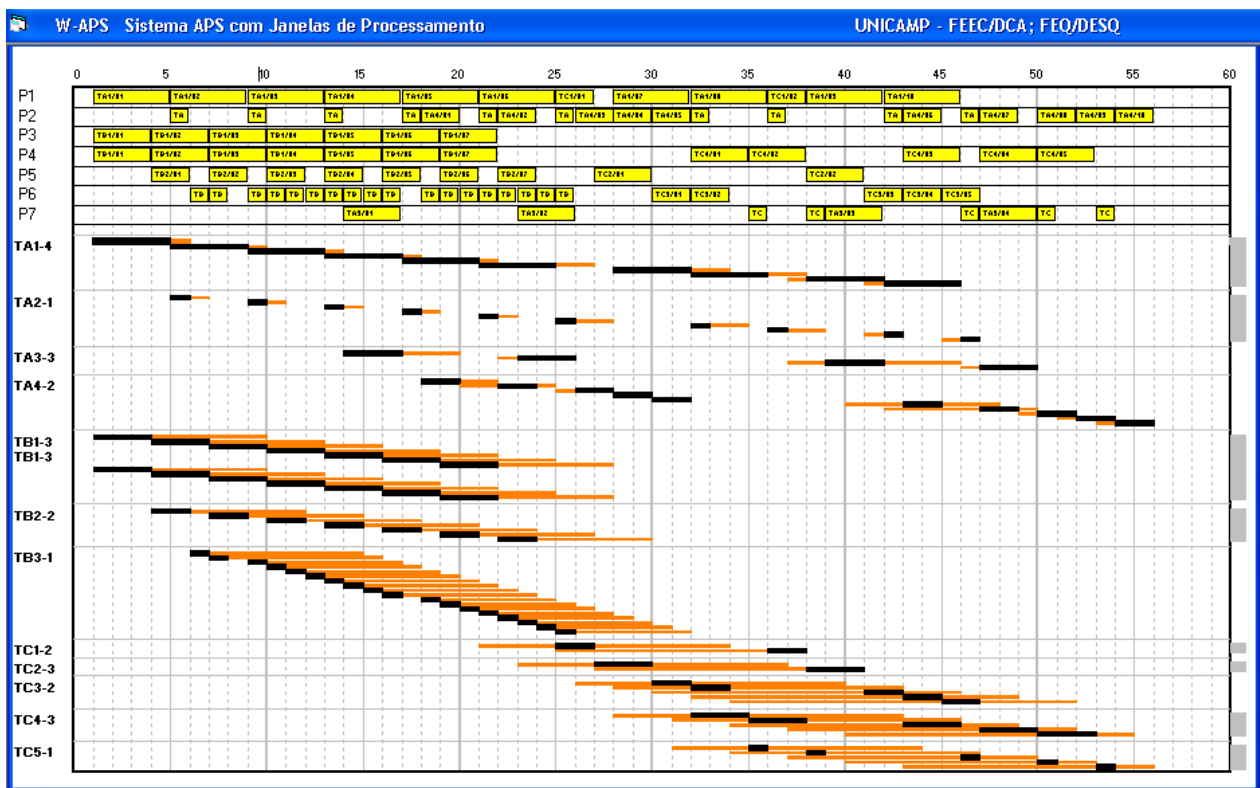


Figura 3.47: Carta de Gantt, as janelas de processamentos e as janelas iniciais (após utilizar a heurística de alocação no instante de início mais cedo).

3.3 Exemplo 2

Neste seção será considerado o exemplo apresentado por Papageorgiou e Pantelides (Papageorgiou e Pantelides, 1996). A figura 3.48 mostra a representação STN do exemplo, onde constam os lotes e tempos de processamento. As tabelas 3.19, e 3.20, apresentam respectivamente a habilitação dos lotes nos processadores, e as condições de armazenagem.

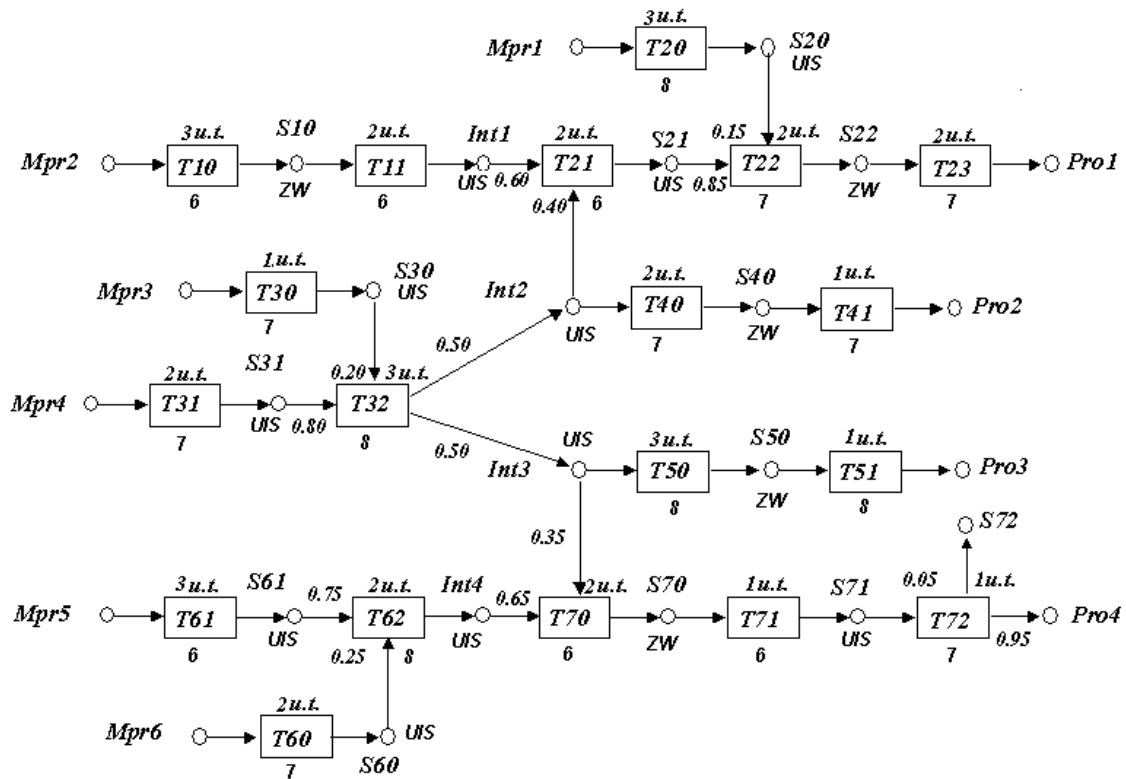


Figura 3.48: Representação STN do exemplo considerado.

Equipamentos	Lotes
P1	T10,T21
P2	T32
P3	T31,T72
P4	T23,T30, T60
P5	T20,T40, T50
P6	T61,T70
P7	T11,T22, T41
P8	T51,T62, T71

Tabela 3.19: Habilitação dos lotes.

Estados	Armazenagem
S10, S22, S40, S50, S70	ZW

Tabela 3.20: Condições de armazenagem.

As tabelas 3.21, e 3.22, apresentam respectivamente as demandas e datas de entrega dos produtos finais, e os lotes com valores de Est e Lst respectivos do problema.

Produtos	Demanda	Data de entrega
ProA	70	100
ProB	50	100
ProC	50	100
ProD	50	100

Tabela 3.21: Demanda de produtos finais e datas de entrega.

Lotes	Est - Lft	Lotes	Est - Lft	Lotes	Est - Lft	Lotes	Est - Lft	Lotes	Est - Lft
T10/1	30 - 73	T22/9	54 - 96	T31/16	60 - 82	T40/7	89 - 97	T62/2	36 - 82
T10/2	33 - 76	T22/10	56 - 98	T31/17	62 - 85	T40/8	95 - 99	T62/3	39 - 86
T10/3	36 - 79	T23/1	39 - 82	T31/18	64 - 88	T41/1	58 - 96	T62/4	42 - 90
T10/4	39 - 82	T23/2	42 - 84	T31/19	66 - 91	T41/2	64 - 88	T62/5	45 - 94
T10/5	42 - 86	T23/3	44 - 86	T31/20	68 - 94	T41/3	70 - 90	T70/1	35 - 80
T10/6	45 - 90	T23/4	46 - 88	T32/1	32 - 37	T41/4	73 - 92	T70/2	38 - 82
T11/1	33 - 75	T23/5	48 - 90	T32/2	35 - 40	T41/5	79 - 94	T70/3	40 - 84
T11/2	36 - 78	T23/6	50 - 92	T32/3	38 - 43	T41/6	85 - 96	T70/4	42 - 86
T11/3	39 - 81	T23/7	52 - 94	T32/4	41 - 46	T41/7	91 - 98	T70/5	44 - 88
T11/4	42 - 84	T23/8	54 - 96	T32/5	44 - 49	T41/8	97 - 100	T70/6	46 - 90
T11/5	45 - 88	T23/9	56 - 98	T32/6	47 - 52	T50/1	50 - 81	T70/7	48 - 92
T11/6	48 - 92	T23/10	58 - 100	T32/7	50 - 55	T50/2	62 - 84	T70/8	53 - 94
T20/1	30 - 78	T30/1	30 - 34	T32/8	53 - 58	T50/3	68 - 87	T70/9	55 - 96
T20/2	33 - 92	T30/2	31 - 46	T32/9	56 - 61	T50/4	74 - 90	T70/10	57 - 98
T21/1	35 - 78	T30/3	32 - 58	T32/10	59 - 64	T50/5	80 - 93	T71/1	37 - 81
T21/2	38 - 80	T30/4	33 - 73	T32/11	62 - 67	T50/6	86 - 96	T71/2	40 - 83
T21/3	40 - 82	T30/5	34 - 85	T32/12	65 - 70	T50/7	92 - 99	T71/3	42 - 85
T21/4	42 - 84	T31/1	30 - 34	T32/13	68 - 73	T51/1	53 - 82	T71/4	44 - 87
T21/5	44 - 86	T31/2	32 - 37	T32/14	71 - 76	T51/2	65 - 85	T71/5	46 - 89
T21/6	46 - 88	T31/3	34 - 40	T32/15	74 - 79	T51/3	71 - 88	T71/6	48 - 91
T21/7	48 - 90	T31/4	36 - 43	T32/16	77 - 82	T51/4	77 - 91	T71/7	50 - 93
T21/8	50 - 92	T31/5	38 - 46	T32/17	80 - 85	T51/5	83 - 94	T71/8	55 - 95
T21/9	52 - 94	T31/6	40 - 49	T32/18	83 - 88	T51/6	89 - 97	T71/9	57 - 97
T21/10	54 - 96	T31/7	42 - 52	T32/19	86 - 91	T51/7	95 - 100	T71/10	59 - 99
T22/1	37 - 80	T31/8	44 - 55	T32/20	89 - 94	T60/1	30 - 76	T72/1	41 - 93
T22/2	40 - 82	T31/9	46 - 58	T32/21	92 - 97	T60/2	32 - 88	T72/2	43 - 94
T22/3	42 - 84	T31/10	48 - 61	T40/1	56 - 85	T61/1	30 - 76	T72/3	45 - 95
T22/4	44 - 86	T31/11	50 - 64	T40/2	62 - 87	T61/2	33 - 80	T72/4	47 - 96
T22/5	46 - 88	T31/12	52 - 70	T40/3	68 - 89	T61/3	36 - 84	T72/5	49 - 97
T22/6	48 - 90	T31/13	54 - 73	T40/4	71 - 91	T61/4	39 - 88	T72/6	51 - 98
T22/7	50 - 92	T31/14	56 - 76	T40/5	77 - 93	T61/5	42 - 92	T72/7	58 - 99
T22/8	52 - 94	T31/15	58 - 79	T40/6	83 - 95	T62/1	33 - 78	T72/8	60 - 100

Tabela 3.22: Lotes com os Est e Lst .

Os dados da tabela 3.22 apresentam os lotes com os tempos iniciais e tempos finais de suas janelas de processamento. A figura 3.49 apresenta as janelas de processamento e o gráfico da demanda agregada referente aos dados da tabela 3.22.

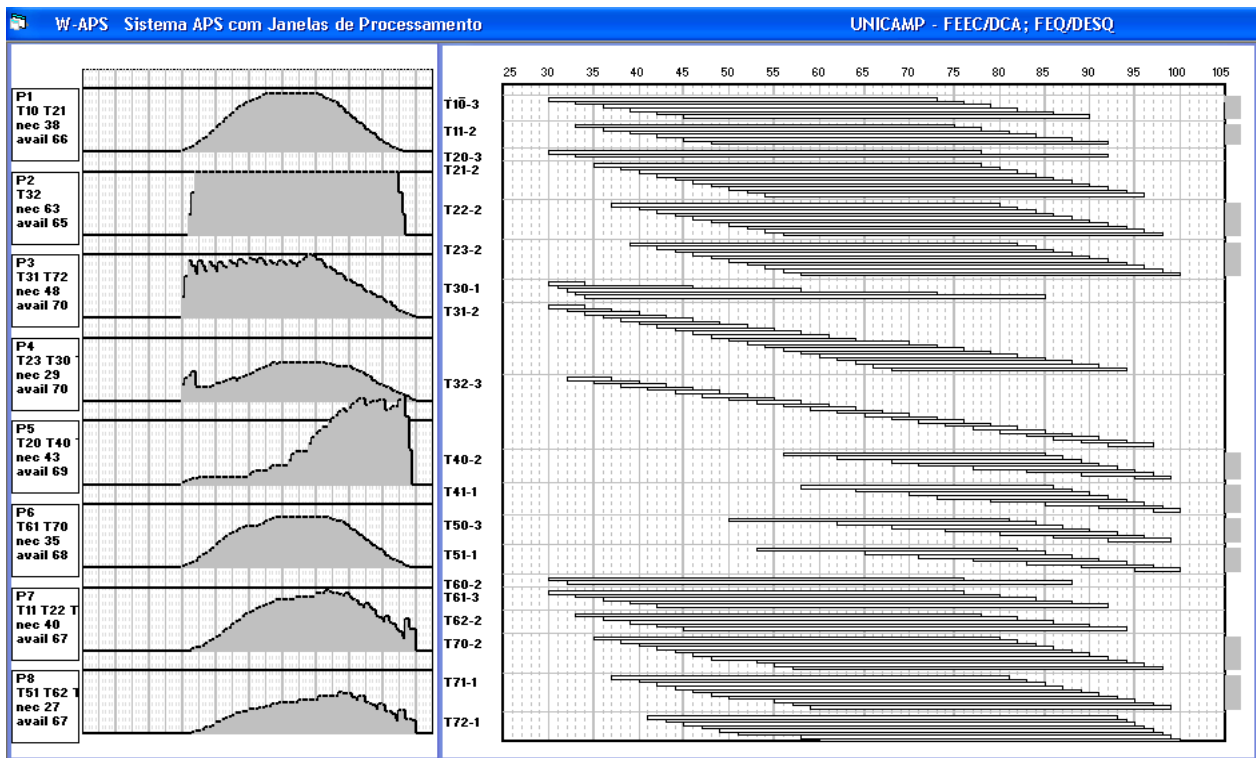


Figura 3.49: Janelas de processamento e o gráfico da demanda agregada referente aos dados da tabela 3.22.

Neste exemplo as principais características do problema, e da situação representada pelas janelas de processamento e curvas de carregamento, são as seguintes:

- Existe compartilhamento de produtos intermediários (*Int2* e *Int3*) por linhas de produtos diferentes (*Pro1/Pro2* e *Pro3/Pro4* respectivamente). Nestas situações o sistema de planejamento (Rodrigues et. al. 2000) determina um cenário de distribuição da massa produzida daqueles produtos intermediários. Como consequência são obtidas relações de precedência entre lotes e os correspondentes inícios de janelas dos lotes de *T21*, *T40*, *T50* e *T70* (figura 3.49).
- Tem-se um carregamento alto em todo o horizonte no processador *P2*, mas ele não é importante porque é um processador dedicado exclusivamente à tarefa *T32*.
- Os tempos de folgas totais nos outros processadores são razoavelmente grandes mas em alguns intervalos os tempos de folgas são reduzidos. Por exemplo o processador *P5* no intervalo (77;100), ou seja com um tempo disponível de 23 *u.t.* deve processar os lotes

$T40/5, 6, 7, 8, T50/5, 6, 7$ que requerem um tempo total de 17 *u.t.*, ou seja uma folga relativa de aproximadamente de 30%. Este fato é visível na curva de carregamento de $P5$ que forma valores altos nesta região. Além do carregamento alto existe um problema de armazenagem, dado que os intermediários de saída de $T40$ e $T50$ não podem ser armazenados (restrição de armazenagem ZW).

- O carregamento do processador $P3$ não deve representar problemas graves porque as operações $T31$ e $T72$ que o compartilham estão respectivamente no início e fim do STN.

3.3.1 Aplicação da heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est)

Neste exemplo o primeiro horizonte de seleção é de (30; 33). A figura 3.50 apresenta as janelas de processamento utilizando os dados da tabela 3.22 e o horizonte de seleção.

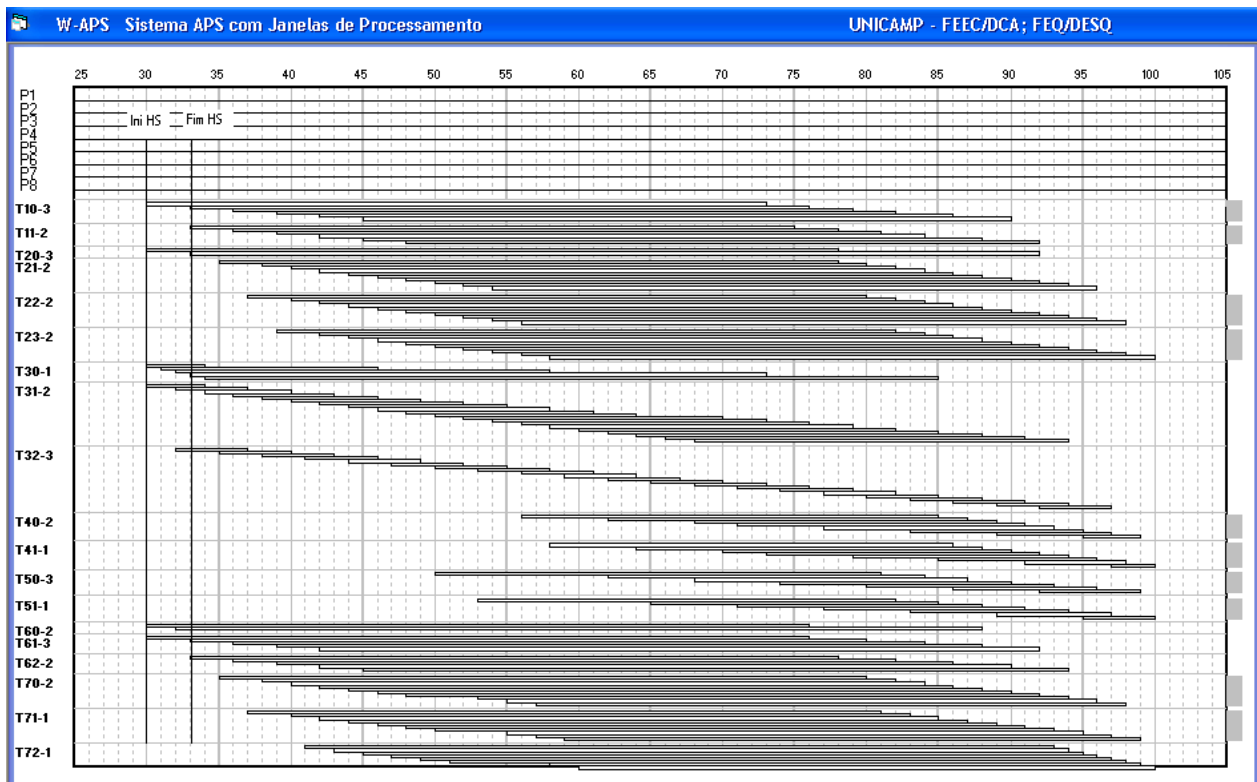


Figura 3.50: Janelas de processamento referente aos dados da tabela 3.4, e o horizonte de seleção.

Após a determinação do horizonte de seleção, seleciona-se as janelas envolvidas

nele. As janelas envolvidas são: $T_{10}/1,2$, $T_{11}/1$, $T_{20}/1,2$, $T_{30}/1,2,3,4$, $T_{31}/1,2$, $T_{32}/1$, $T_{60}/1,2$, $T_{61}/1,2$ e $T_{62}/1$. O lote escolhido para alocação é o lote $T_{32}/1$, que é o de maior criticalidade. Este lote será alocado no instante de início mais cedo de sua janela de processamento ($T = 32$). A figura 3.51 mostra a alocação do lote escolhido e os recortes de janelas por propagação de restrições.

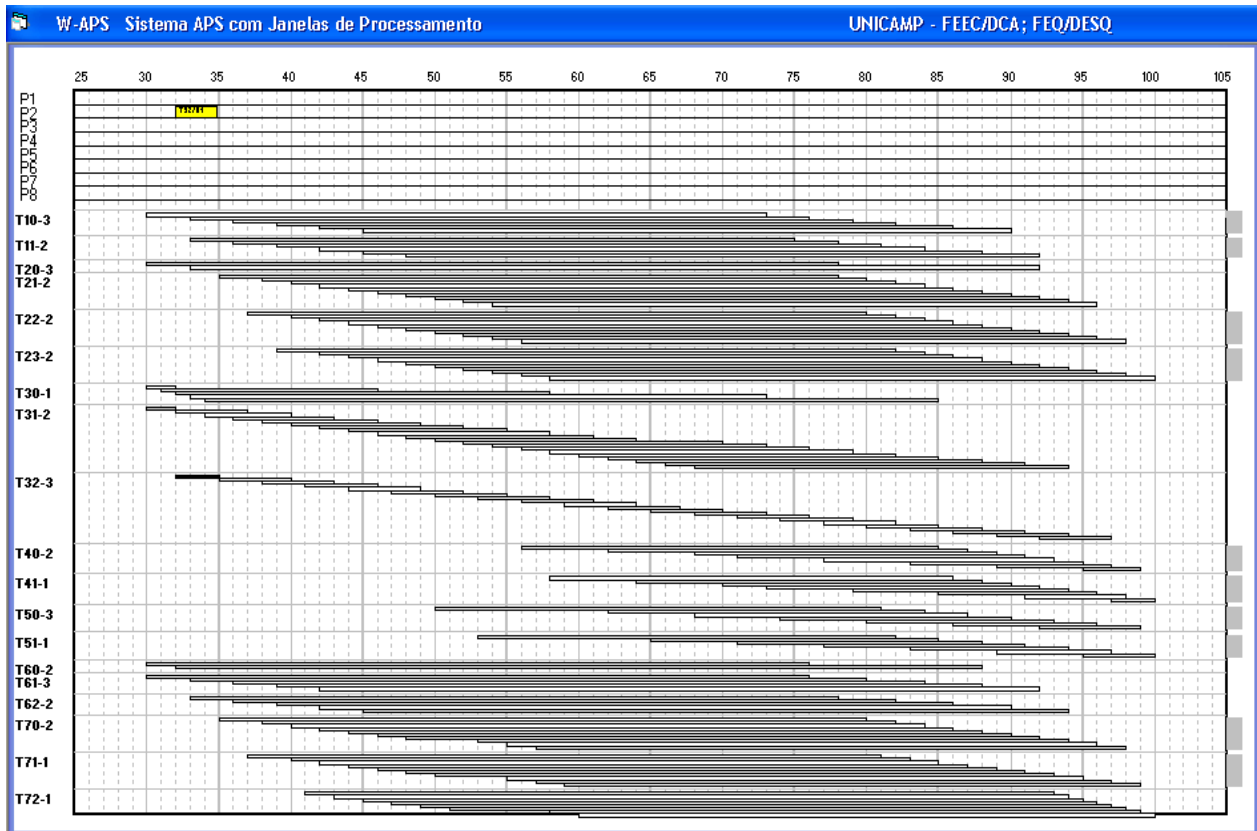


Figura 3.51: Alocação de $T_{32}/1$ e os recortes das janelas de processamento de $T_{30}/1$ e $T_{31}/1$ por propagação de Restrições.

Após a alocação do primeiro lote, a heurística segue alocando os próximos lotes escolhidos até que não exista mais nenhum lote para alocar ou até que seja gerada uma infactibilidade. A figura 3.52 apresenta a solução final do problema, com suas janelas de processamento iniciais, e os intervalos onde foram alocados os lotes. Neste exemplo todos os lotes foram alocados dentro de suas janelas de processamento. O tempo de solução foi de 12 segundos num computador com processador Pentium 4 de 1.5 GHz com 256 Mb de memória RAM.

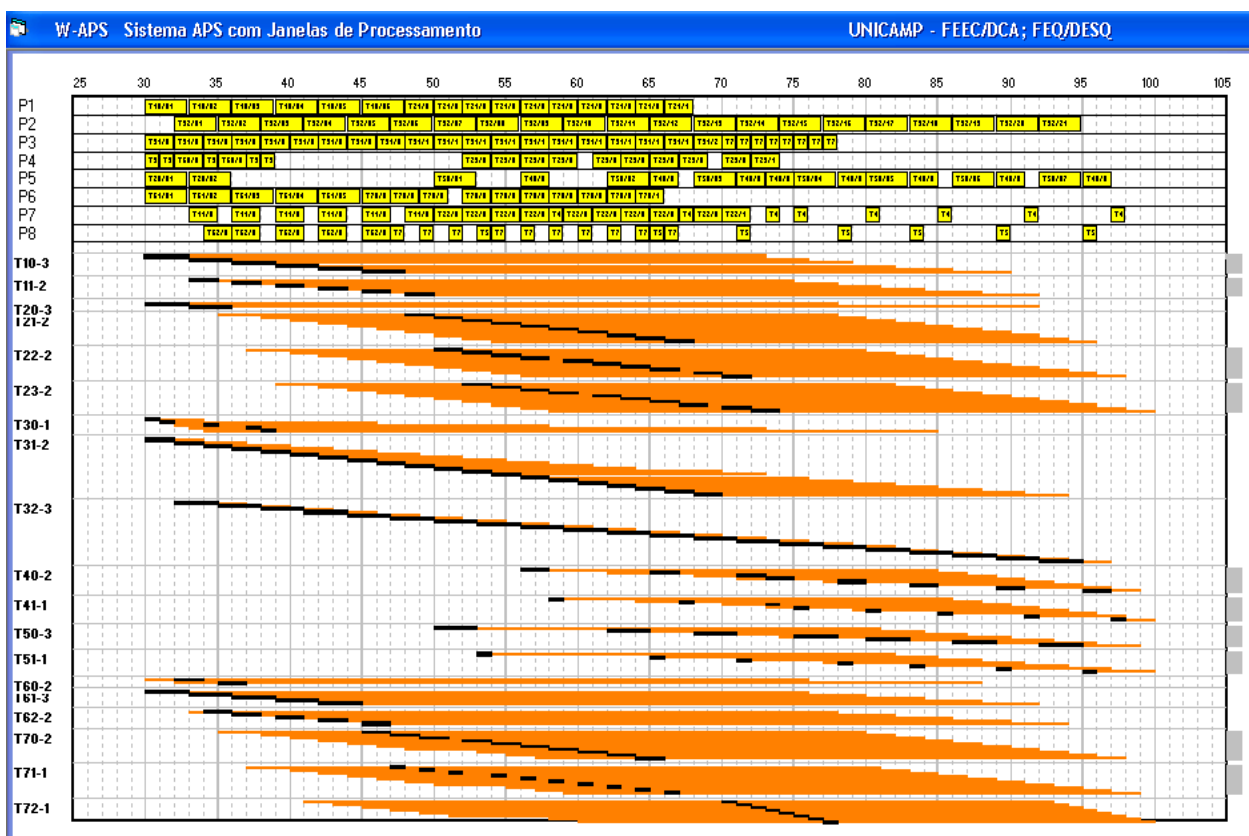


Figura 3.52: Solução final do problema proposto, após aplicação da heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-Est), com as janelas iniciais e os intervalos onde foram alocados os lotes.

3.3.1.1 Comparação com a heurística APS de alocação por ordens de produção (Relógio)

Conforme já apresentado, é necessário retirar as restrições de armazenagem do problema. A figura 3.53 apresenta as alocações do exemplo (sem restrições) pela heurística de alocação no instante de início mais cedo. A figura 3.54 mostra a solução utilizando a heurística APS Relógio para o problema, utilizando a seguinte ordem de prioridades de lote: primeiro alocar os lotes do produto *Pro1*, produto *Pro2*, produto *Pro3*, e por último os do produto *Pro4*. A ordem de prioridades de processador é a seguinte: *P1*, *P2*, *P3*, *P4*, *P5*, *P6*, *P7* e *P8*.

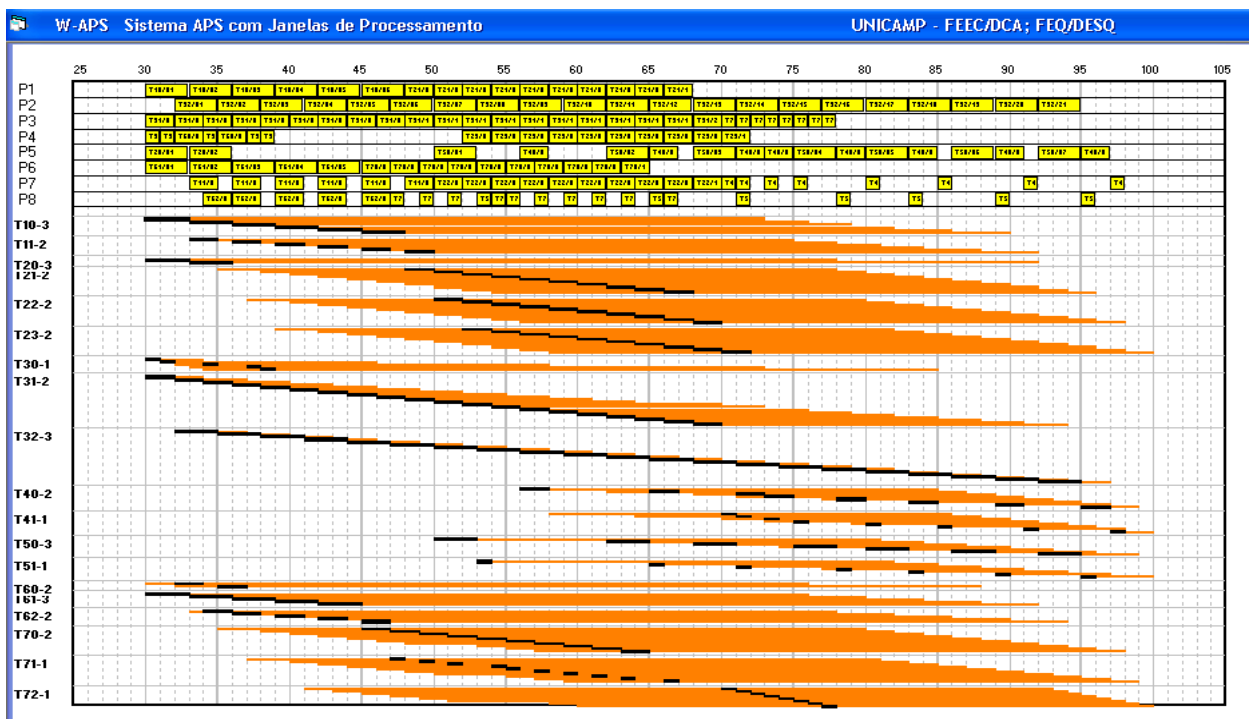


Figura 3.53: Solução final do problema proposto, após aplicação da heurística de alocação no instante de início mais cedo.

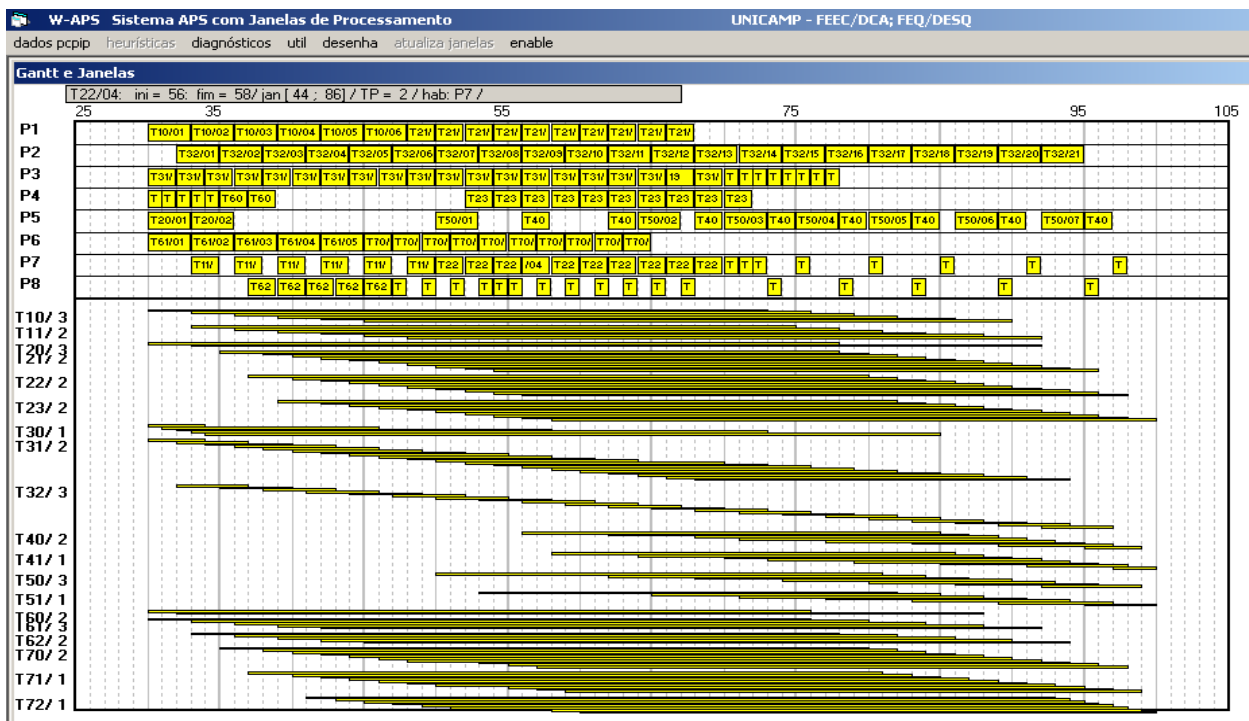


Figura 3.54: Solução final do problema proposto, após aplicação da heurística de relógio de acordo com a lista de ordens de produção (prioridade de alocação, *Prod1*, *Prod2*, *Prod3*, e *Prod4*).

Pelas figuras 3.53 e 3.54 percebe-se que ambas as heurísticas conseguiram alocar os lotes dentro dos prazos. Para este problema de carregamento baixo a heurística APS Relógio conseguiu alocar os lotes de maneira que os produtos finais sejam entregues dentro do prazo, diferente do que aconteceu nas outras duas comparações anteriores.

3.3.2 Aplicação da heurística de alocação no instante de início mais tarde (H2-Lst)

O horizonte de seleção no primeiro passo é de (97; 100). A figura 3.55 apresenta as janelas de processamento utilizando os dados da tabela 3.22 e o horizonte de seleção.

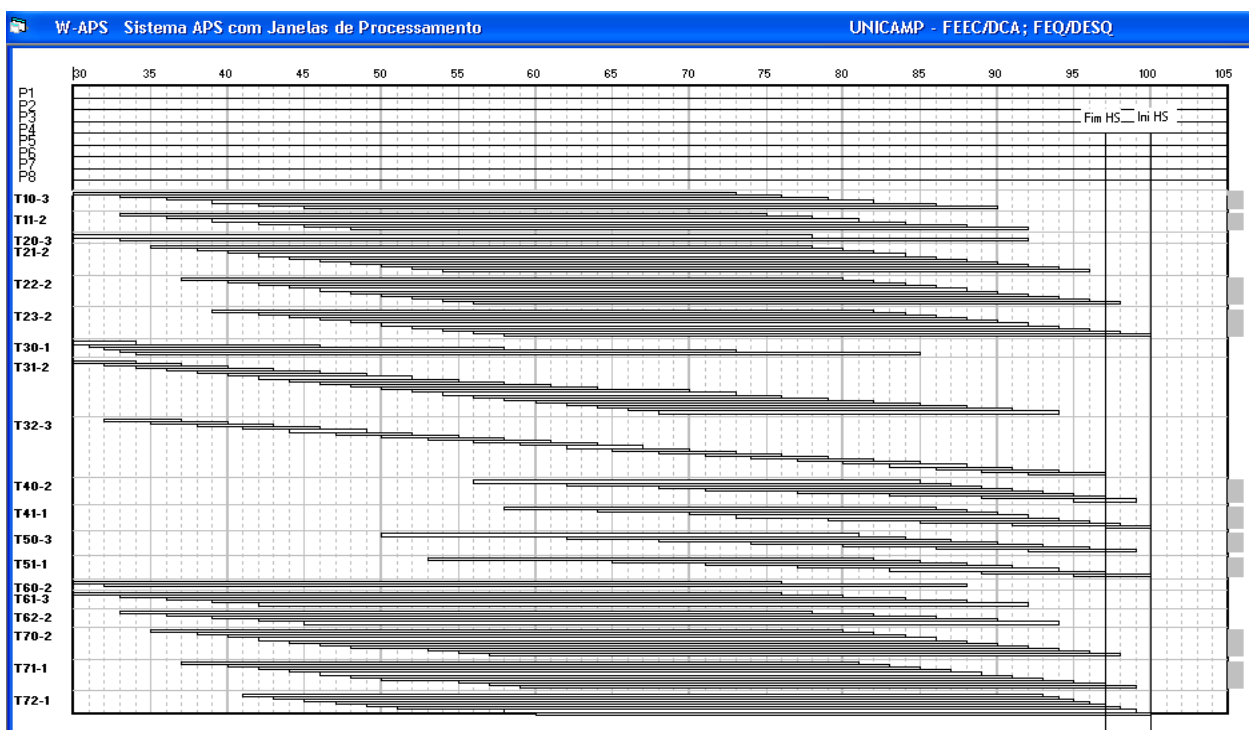


Figura 3.55: Janelas de processamento referente aos dados da tabela 3.4.

As janelas envolvidas no horizonte de seleção são: $T22/10$, $T23/9, 10$, $T32/21$, $T40/7, 8$, $T41/7, 8$, $T50/7$, $T51/6, 7$, $T70/10$, $T71/9, 10$ e $T72/5, 6, 7, 8$. O lote escolhido para alocação é o $T32/21$, que é o de maior criticalidade. A alocação do lote escolhido deve ser no instante de início mais tarde de sua janela de processamento ($T = 94$).

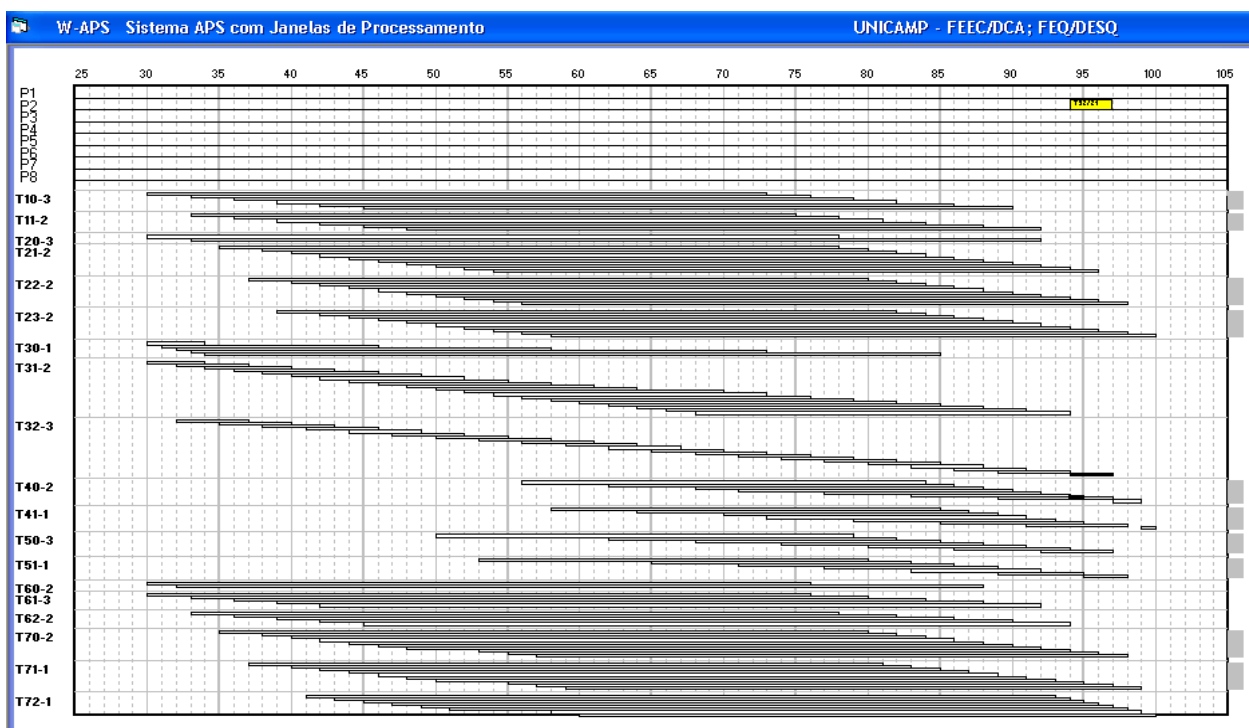


Figura 3.56: Alocação de $T32/21$ e os recortes das janelas de processamento por propagação de Restrições.

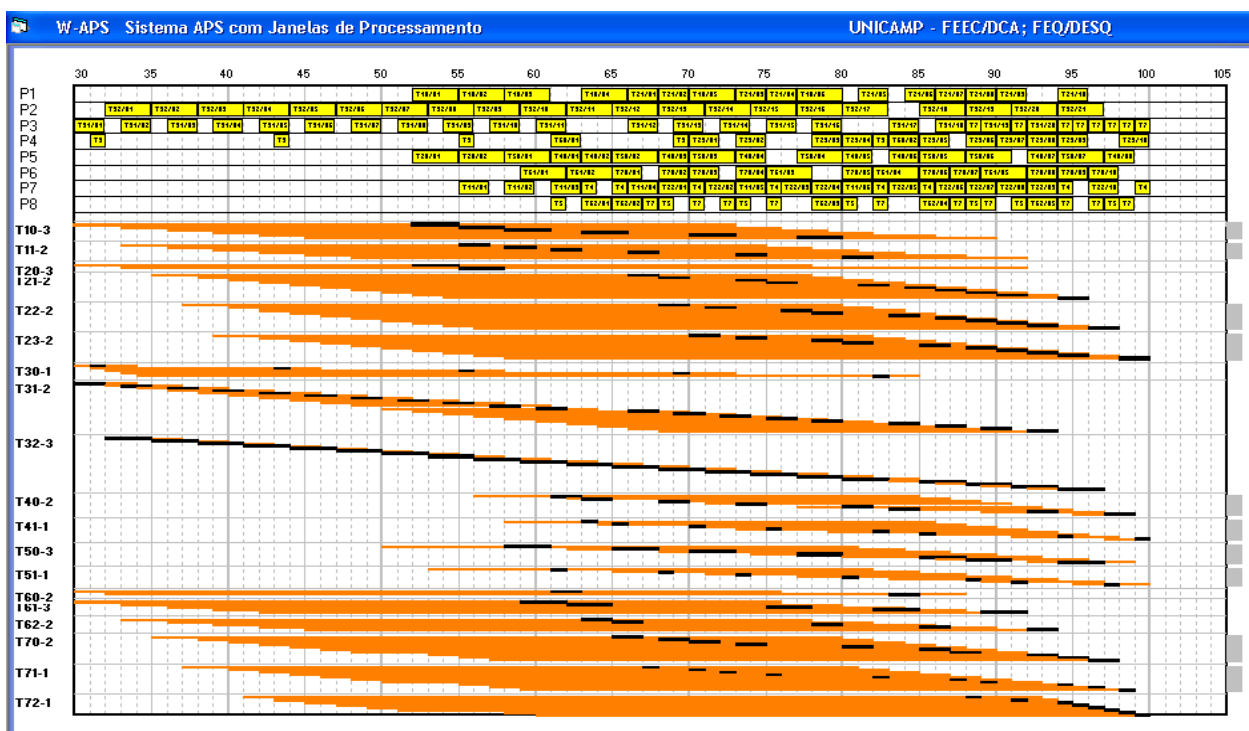


Figura 3.57: Solução final ao problema proposto, após aplicação da heurística de alocação no instante de início mais tarde (H2-Lst), com as janelas iniciais e os intervalos onde foram alocados os lotes.

A figura 3.56 mostra a alocação do lote $T_{32}/21$ (94;97) e os recortes de janelas por propagação de restrições. Após a alocação do primeiro lote escolhido, o sistema segue sempre alocando os outros lotes escolhidos até que não exista mais nenhum para alocar, ou até que seja gerado uma infactibilidade. A figura 3.57 mostra a solução final do problema, com suas janelas de processamento iniciais, e o intervalo onde foram alocados os lotes. Todos os produtos finais serão entregues no prazo correto. O tempo de solução foi de 15 segundos num computador com processador Pentium 4 de 1.5 GHz com 256 Mb de memória RAM.

3.3.3 Aplicação da Heurística de alocação orientada por gargalos

A partir dos dados da tabela 3.22 calcula-se a demanda agregada dos processadores. A figura 3.58 apresenta as janelas de processamento e o gráfico da demanda agregada referente aos dados da tabela 3.22.

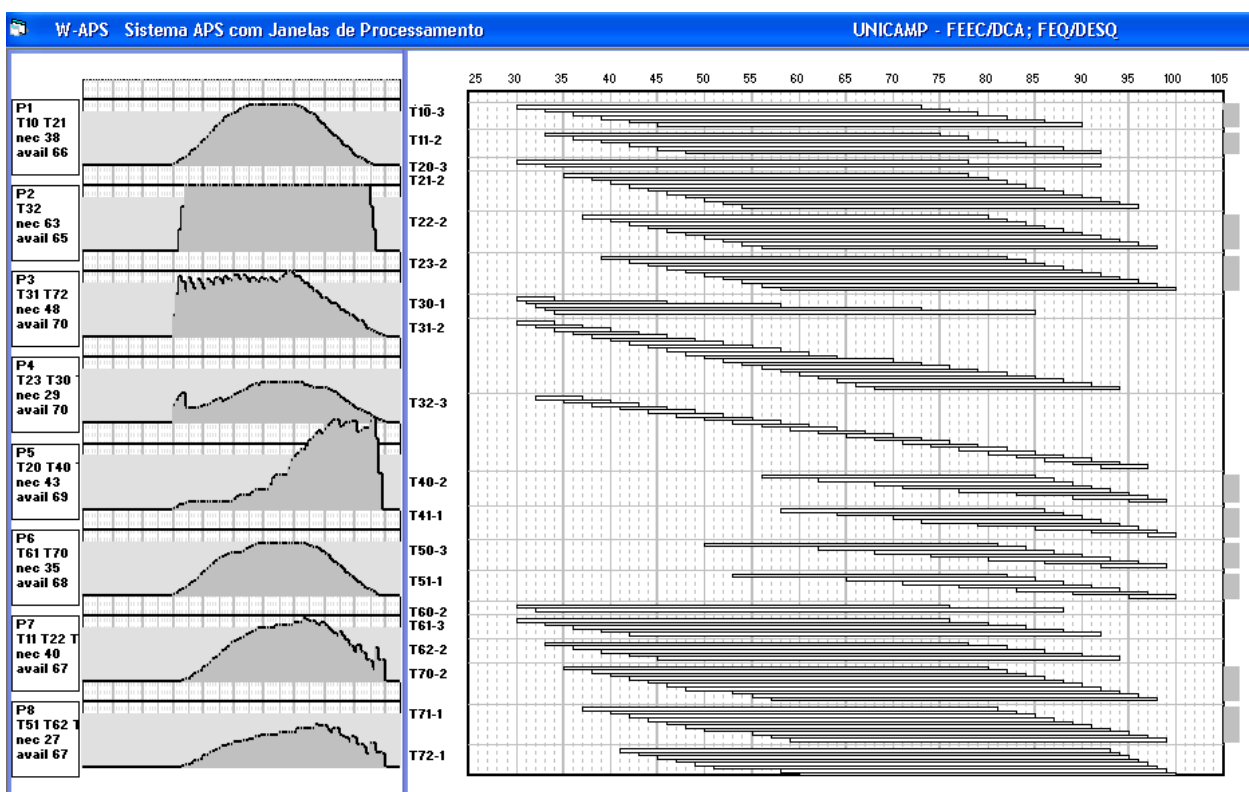


Figura 3.58: Janelas de processamento e o gráfico da demanda agregada referente aos dados da tabela 3.22.

Com os valores do gráfico da demanda agregada, determinam-se os intervalos gargalos e os lotes envolvidos com os intervalos. A tabela 3.23 apresenta os processadores com

seus intervalos gargalos, e os lotes envolvidos no gargalo. Neste exemplo utiliza-se o valor da demanda agregada mínima de ($dagmin = 0,8$) e o fator de espalhamento de ($Fe = 2$).

Processador	Intervalo	Lotes envolvidos no gargalo
P1	51 ; 75	nenhum
P2	34 ; 95	nenhum
P3	32 ; 34	nenhum
	35 ; 37	nenhum
	38 ; 40	nenhum
	41 ; 43	nenhum
	44 ; 75	nenhum
P5	70 ; 98	T40/3,...,8, T50/3,...,7
P6	58 ; 74	nenhum
P7	58 ; 82	nenhum

Tabela 3.23: Processadores com seus intervalos gargalos e lotes envolvidos com os intervalos.

A folga relativa do intervalo (70;98) é de 0,148, e como este foi o único intervalo gargalo existente, ele será o intervalo selecionado, portanto o processador selecionado será o processador *P5*. Após a seleção do processador, seleciona-se o lote a alocar. O lote selecionado é o lote *T50/2*, que é o lote mais crítico. O próximo passo é a alocação do lote escolhido, como a janela do lote escolhido está a esquerda do intervalo gargalo selecionado, a alocação será no instante de início mais cedo da sua janela ($T = 62$). A figura 3.30 mostra: a carta de Gantt após a alocação de *T50/2*; as janelas de processamentos atualizadas e a nova curva de demanda agregada. Após a primeira alocação, é reiniciado o processo novamente e segue-se alocando os lotes até que não exista mais lotes que podem ser selecionados para a alocação.

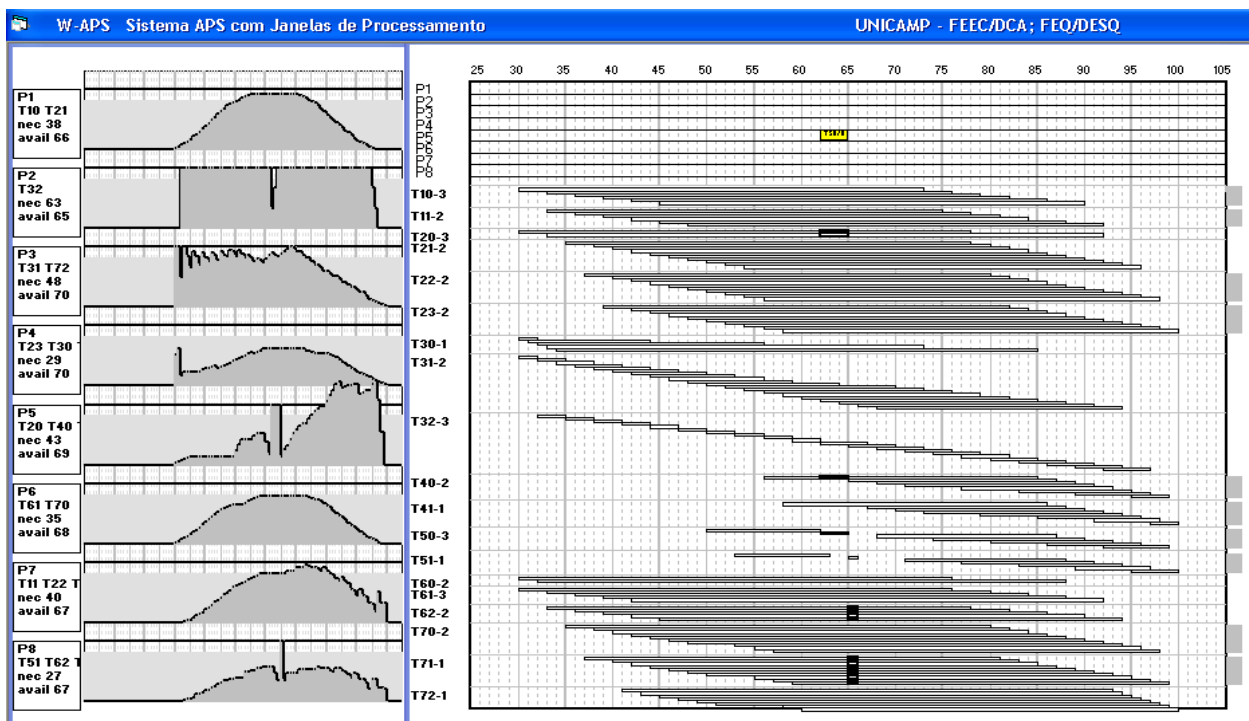


Figura 3.59: Carta de Gantt; as janelas de processamentos e a curva de demanda agregada (após a alocação de $T50/2$).

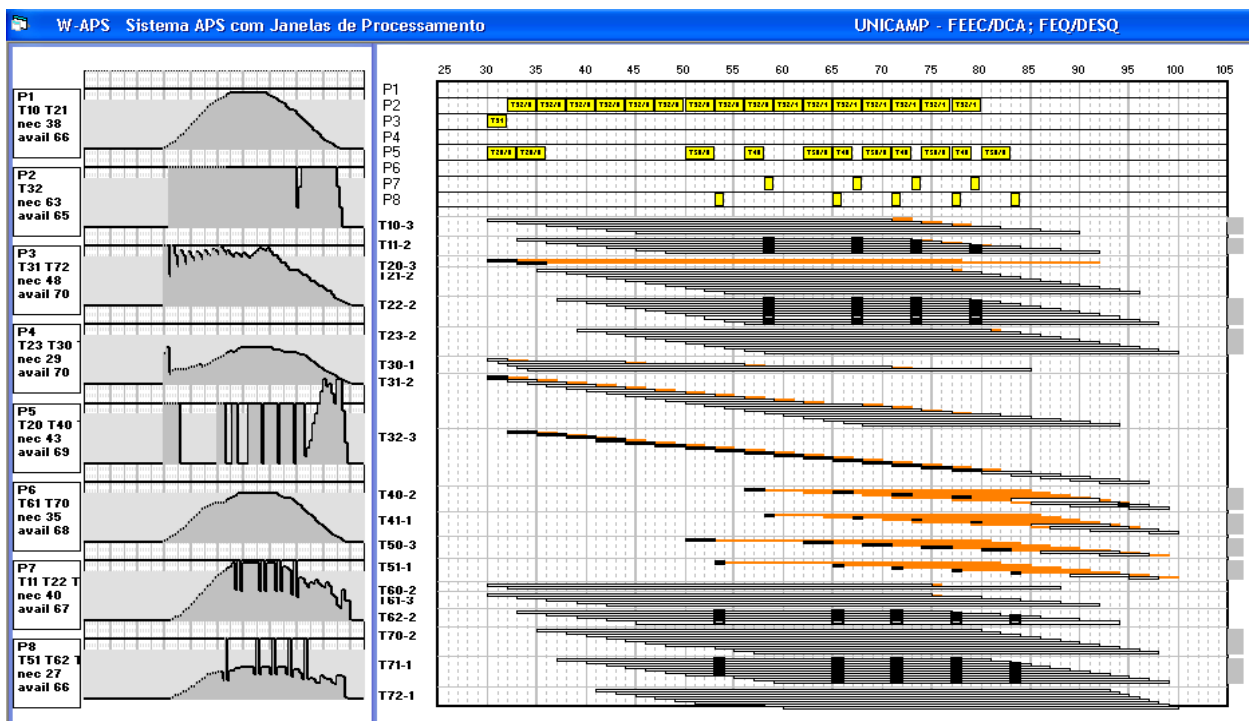


Figura 3.60: Carta de Gantt; as janelas de processamentos, as janelas iniciais e a curva de demanda agregada (após todas as alocações com os parâmetros de $dagmin = 0,8$ e $fe = 2$).

A figura 3.60 representa: a Carta de Gantt, as janelas de processamentos, as janelas iniciais e as curvas de demanda agregada após a alocação de todos os lotes possíveis pela heurística (com os parâmetros de $dagmin = 0,8$ e $Fe = 2$).

Como ainda sobraram vários lotes sem serem alocados, será reduzido o valor do $dagmin$ a fim de tentar alocar mais lotes conforme já discutido. A seguir mostra-se o resultado de um segundo passo conforme discutido anteriormente. Para tanto o valor de $dagmin$ é reduzido para $dagmin = 0,2$. O resultado obtido é mostrado na figura 3.61.

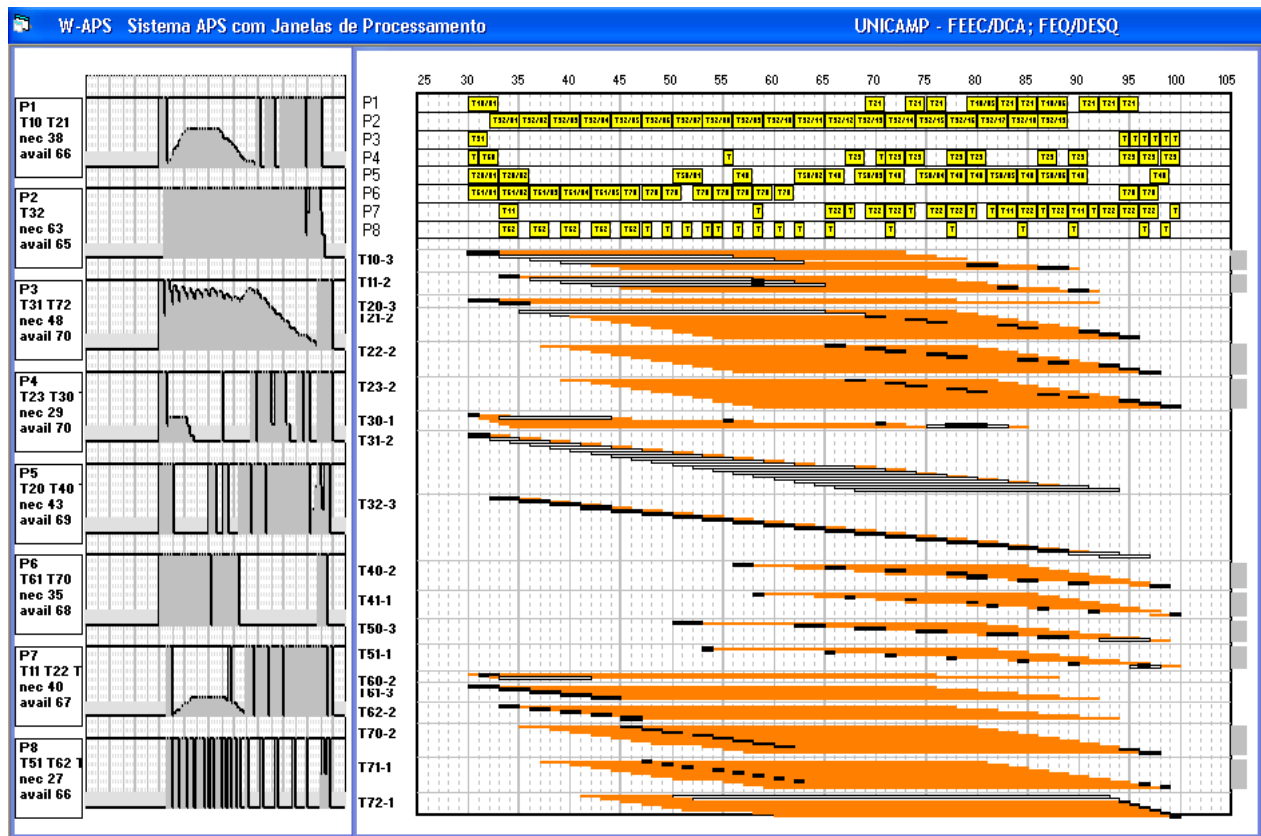


Figura 3.61: Carta de Gantt, as janelas de processamentos, as janelas iniciais, e a curva de demanda agregada (após todas as alocações com o parâmetro de $dagmin$ decrescendo de $dagmin = 0,8$ para $dagmin = 0,2$).

Pela figura 3.61 percebe-se que ainda restaram lotes sem serem alocados. Os lotes habilitados para os processadores P3 (T31/8...20; T72/1...2) e P4 (T30/2; T60/2), estão envolvidos em intervalos gargalos. Os lotes restantes não estão envolvidos.

O problema resultante pode ser considerado de baixo carregamento e uma heurística como a de alocação no instante de início mais cedo consegue alocar todos os lotes sem gerar

infactibilidade. Se o usuário desejar alocar estes lotes e a fim de obter uma solução final, ele pode utilizar a heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-EST). A figura 3.62 apresenta a solução final para a heurística de alocação no instante de início mais cedo.

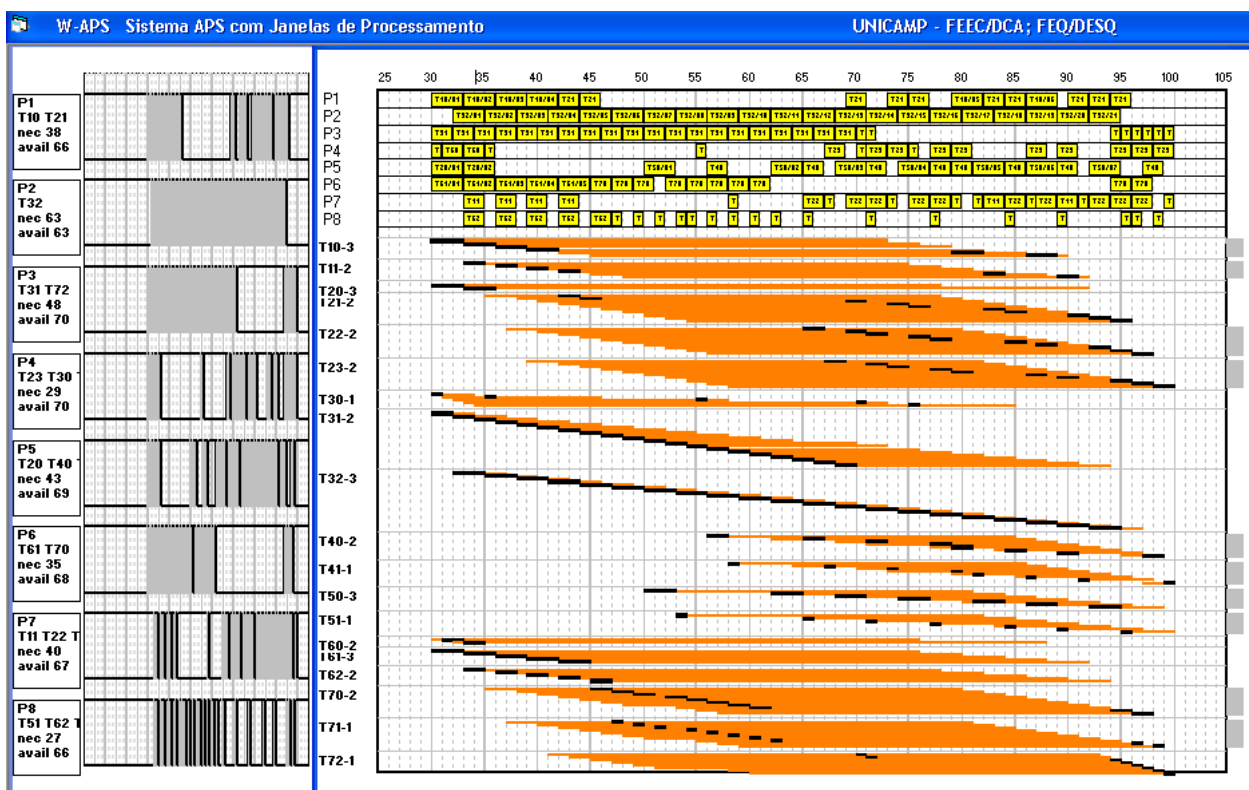


Figura 3.62: Carta de Gantt, as janelas de processamentos, as janelas iniciais e a curva de demanda agregada após todas as alocações mediante a heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-EST).

O tempo de solução para os dois passos da heurística orientada por gargalos (alocação para o valor de $dagmin = 0,8$ e $dagmin = 0,2$) foi de 16 segundos num computador com processador Pentium 4 de 1.5 GHz com 256 Mb de memória RAM. Como já foi discutido no Exemplo 1 com baixo carregamento esta heurística leva a sub-utilização de vários processadores. De fato levou a todos, com exceção de $P2$.

3.3.4 Exemplo Heurística de busca em árvore limitada através de recortes nas janelas de processamento

A figura 3.63 apresenta a curva de carregamento dos processadores e as janelas de processamento, utilizando os dados da tabela 3.22.

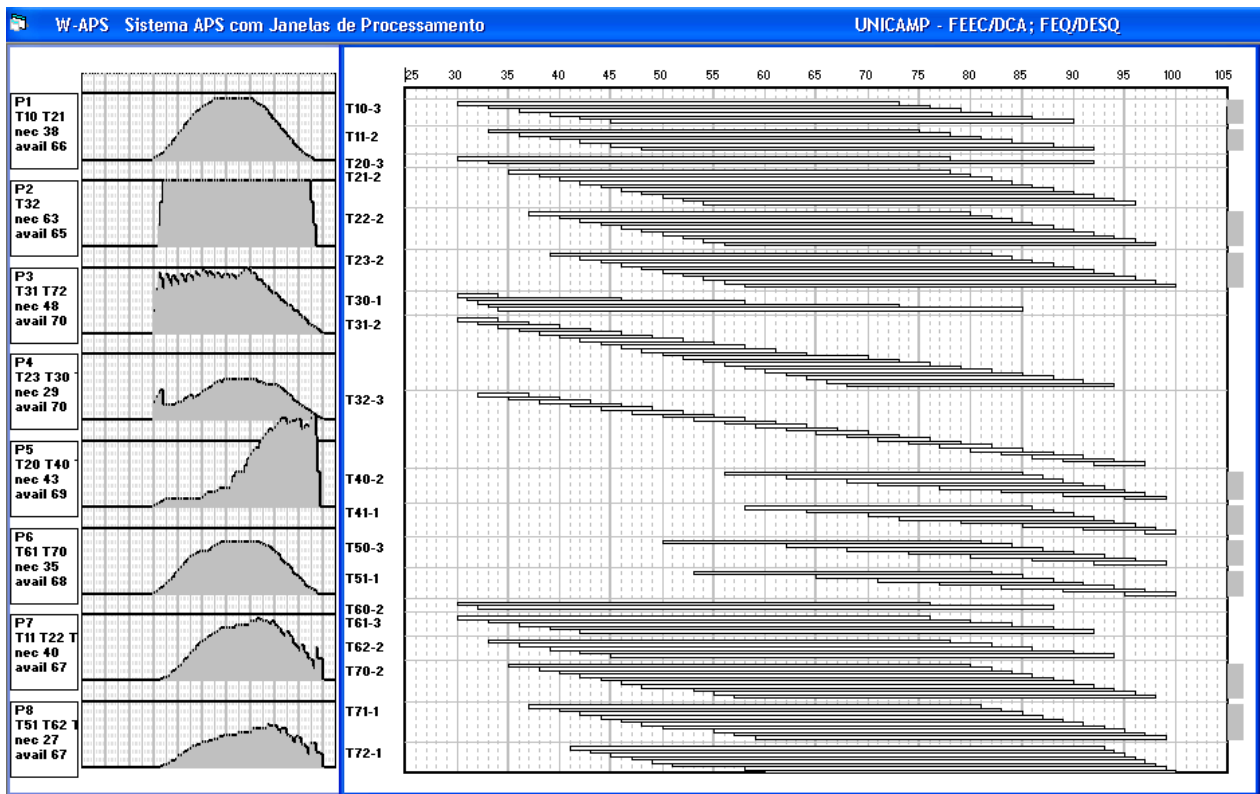


Figura 3.63: Janelas de processamento e o gráfico da demanda agregada referente à heurística utilizada.

Pela figura 3.63 observa-se que a curva mais carregada é do processador *P5* com as operações *T20*, *T40* e *T50*, operações que pertencem aos produtos *Prod2* e *Prod3*. Além disso, o tamanho das janelas dos lotes são muito diferentes. Por exemplo, uma análise de folgas no processador *P5* apresenta: *T40*: $(43-16)/16 = 1,6875$; *T50*: $(49-21)/21 = 1,333$. Isto indica que os tempos de folga relativos são grandes. Este resultado permitiria uma fácil manipulação nas janelas de processamento, mas, como foi mencionado, as janelas destas operações não são homogêneas.

Desta forma não é possível identificar uma sequência de produção das operações dos produtos, mas pode ser possível diminuir a alternância entre os lotes de diferentes operações, ou seja, não existe a possibilidade de eliminar totalmente a alternância entre os lotes *T40* e *T50* do processador *P5* dos produtos *Prod2* e *Prod3*. No máximo é possível diminuir a alternância, reduzindo assim o número de setups no processador.

Existe uma situação de competição no processador *P5* (*T40/1...8* e *T50/1...7*). Uma solução para este problema será diminuir a concorrência no processador. Desta forma recorta-se as janelas de processamento dos lotes *T40/1* de (56; 85) para (64; 85) e *T50/1* de (50; 81) para

(61;64). A figura 3.64 mostra o resultado da redução das janelas dos lotes $T40/1$ e $T50/1$ em conjunto com a propagação de restrições, esta decisão tenta diminuir a alternância entre as janelas maiores destas operações.

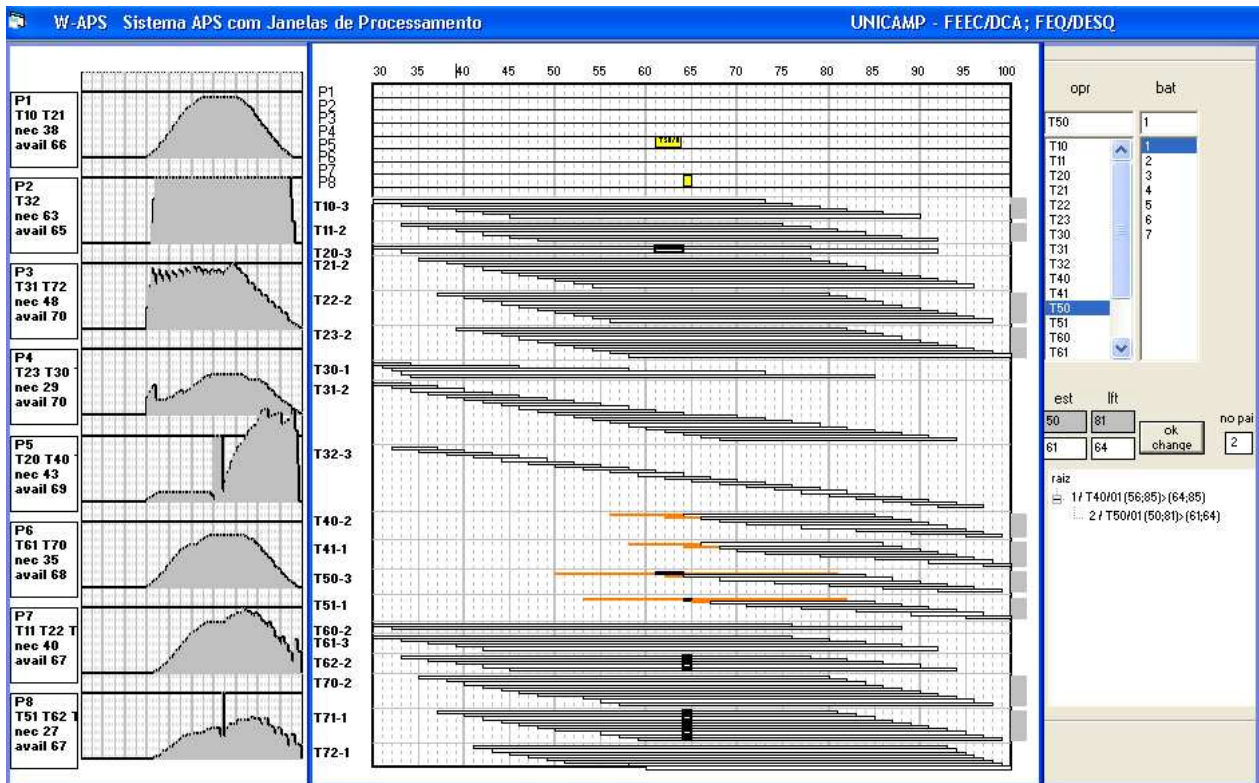


Figura 3.64: Recorte das janelas de processamento $T40/1$ e $T50/1$ com a propagação de restrições.

Após a redução e a propagação de restrições, verifica-se que é possível diminuir ainda mais a alternância entre os lotes das operações $T40$ e $T50$ dos produtos Prod2 e Prod3, respectivamente. Para continuar diminuindo esta alternância é necessário recortar a janela do lote $T40/3$ de (68; 89) para (68; 70), $T50/5$ de (80; 89) para (80; 83) e $T50/6$ de (87; 94) para (91; 94). Com estes recortes foi diminuído o número de setups no processador. A figura 3.65 mostra os recortes de $T40/3$, $T50/5$ e $T50/6$ e a propagação de restrições resultante.

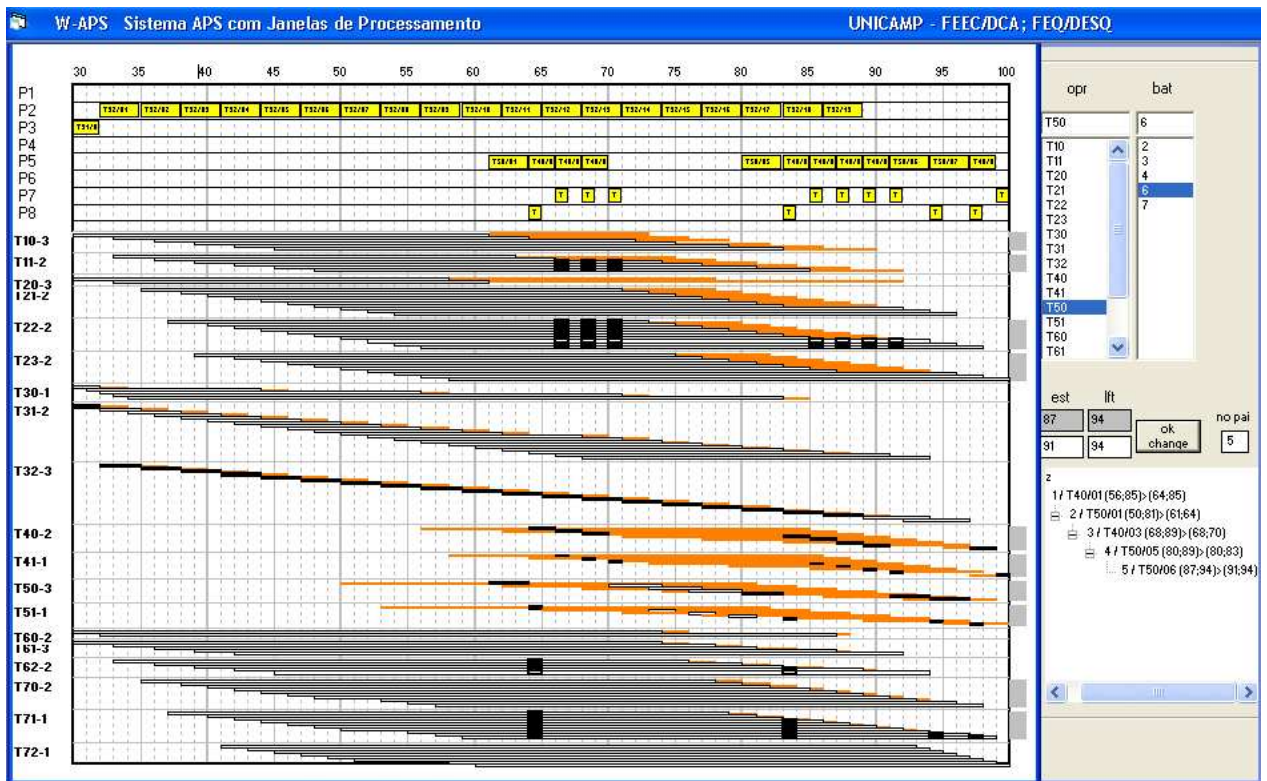


Figura 3.65: Reduções das janelas de processamento $T40/3$, $T50/5$ e $T50/6$ e sua respectiva propagação de restrições.

Pela figura 3.65 é possível perceber que houve apenas 5 setups entre os lotes das operações $T40$ e $T50$. Comparando esta parte da solução com as heurísticas anteriores das figuras 3.52, 3.57 e 3.62 é possível perceber que na heurística mais cedo seriam feitos 13 setups, na heurística de alocação mais tarde seriam feitos 11 setups e na heurística de alocação por gargalos (com $dagmin = 0,8$ depois mudando para um $dagmin = 0,2$ finalmente alocando com a heurística de alocação mais cedo) seriam feitos 13 setups no processador $P5$, enquanto que na heurística busca em árvore seriam feitos apenas 5 setups. Desta forma o objetivo de diminuir as alternâncias no processador de maior carregamento foi alcançado.

Pela figura 3.65 percebe-se que ainda restaram lotes sem serem alocados, mas a maioria das janelas de processamento restantes são janelas grandes (janelas de fácil alocação), além de que o produto $Prod1$ e $Prod4$ só concorrem com as operações de $T23$ e $T60$ as quais tem janelas grandes. Os demais lotes das operações do produto $Prod1$ não tem concorrência com os lotes das operações do $Prod4$.

Desta forma estes lotes com diferentes opções de alocação não representam nenhum problema de *scheduling*. Neste exemplo o objetivo era o de diminuir a alternância entre lotes e como já foi conseguido este objetivo, se o usuário desejar, ele pode alocar os lotes utilizando, por exemplo, a heurística de alocação no instante de início mais cedo ou a heurística de alocação mais tarde. As figuras 3.66 e 3.67 mostram a alocação dos lotes utilizando a heurística de alocação mais cedo e a heurística de alocação mais tarde respectivamente.

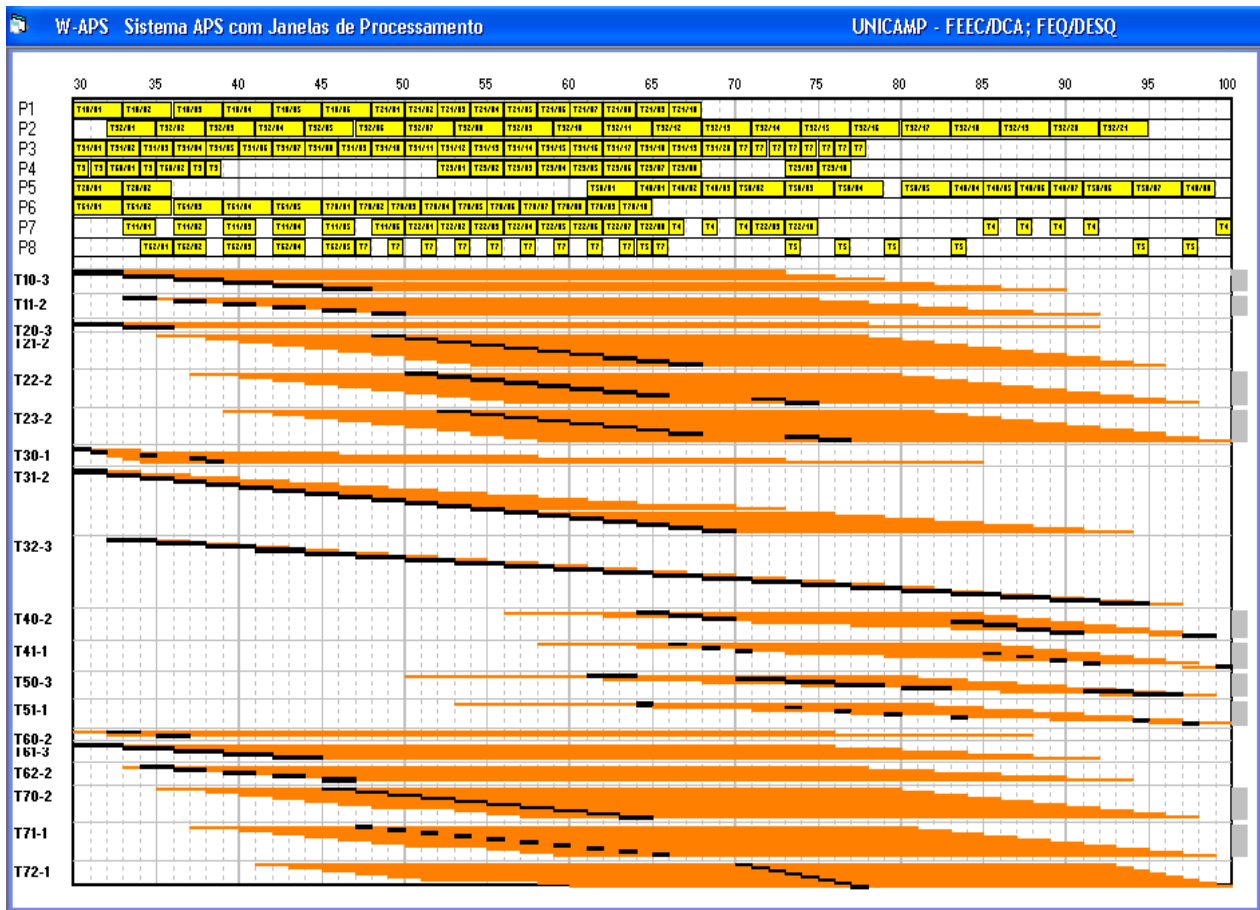


Figura 3.66: Carta de Gantt, as janelas de processamentos e as janelas iniciais após todas as alocações mediante a heurística de alocação no instante de início mais cedo (H1-EST).

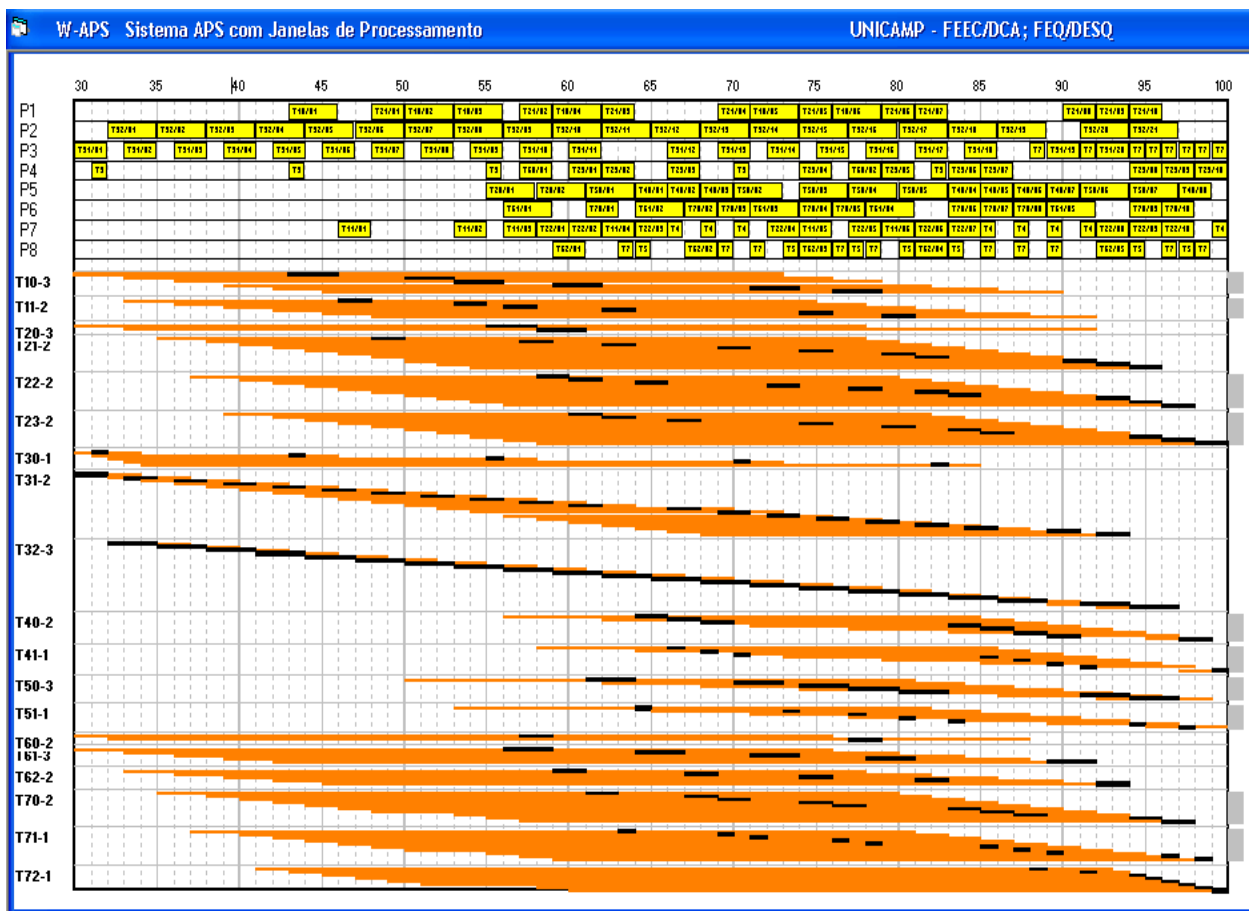


Figura 3.67: Carta de Gantt, as janelas de processamentos e as janelas iniciais após todas as alocações mediante a heurística de alocação no instante de início mais tarde (H1-LST).

Capítulo 4

Conclusões

O objetivo deste trabalho foi o de desenvolver heurísticas de alocação em ambientes *APS* utilizando as janelas de tempo de processamento dos lotes para problemas de programação da produção com datas de entrega para os produtos finais. As razões foram basicamente duas: a grande utilização na indústria dos sistemas *APS* dado o seu preço e rapidez na geração de cenários para a programação da produção e a dificuldade geral destes sistemas para lidar com problemas com datas de entrega em situações de carregamento alto dos equipamentos.

Disponha-se do sistema de planejamento *PCPIP* desenvolvido pela equipe de pesquisa em que foi desenvolvido este trabalho assim como grande experiência desta equipe em técnicas de otimização para a programação em problemas com datas de entrega.

Os resultados principais e contribuições deste trabalho foram:

- a análise detalhada do desempenho de um sistema *APS* comercial representativo e a implementação de um emulador. Isto exigiu o desenvolvimento de ferramentas de alocação, como a manutenção do estado de ocupação dos processadores, úteis para qualquer heurística de alocação que venha a ser analisada no futuro;
- a proposta, implementação e teste de heurísticas típicas de alocação mais cedo ou mais tarde com características importantes, basicamente a ausência de esquema de prioridades e um mecanismo de relógio com menor impacto na solução final. A primeira característica é importante para evitar um problema básico nas heurísticas equivalentes nos sistemas *APS* qual seja a grande variação na qualidade da carta de Gantt obtida em função do esquema de prioridades induzido pelo usuário. A eliminação de esquema de prioridades foi possível pela utilização das janelas de processamento de lotes e pela estimação da carga dos processadores, conceito este utilizado nas técnicas de programação da produção orientadas pelas restrições;

- a proposta, implementação e testes de uma heurística orientada pelos gargalos com uma abordagem nova. Esta heurística utiliza diversas informações obtidas a partir das janelas de processamento alocando preferencialmente os lotes menos envolvidos nos gargalos diminuindo assim a sua importância. Isto tem levado a soluções boas para problemas com carregamento alto resolvendo totalmente o problema ou reduzindo a dimensão do problema, que seria atacado a seguir por técnicas de otimização. A heurística proposta utiliza exclusivamente a informação de carregamento dos processadores obtida a partir das janelas de processamento e de uma forma dinâmica; isto possibilita focalizar a evolução dos gargalos induzidos pelas sucessivas alocações. Em contraste as heurísticas orientadas pelos gargalos em sistemas APS comerciais supõem uma solução do gargalo utilizando critérios estáticos avaliados sobre a situação inicial e a solução do problema remanescente utilizando esquemas de prioridades.
- Na heurística de busca em árvore limitada, com os recortes nas janelas de processamento por parte do usuário pode-se conseguir uma solução com características adicionais, tais como reduzir ao máximo a alternância entre lotes de operações diferentes no mesmo equipamento (setups). As duas últimas heurísticas podem dar lugar a uma solução em que alguns lotes tenham janelas de processamento maior que o tempo de processamento, estes graus de liberdade podem ser interessantes pois permitem a absorção de perturbações durante a operação da planta.

Como trabalhos futuros cabe citar:

- aprimoramento das heurísticas desenvolvidas tanto nos seus aspectos metodológicos quanto no aspecto de interação com o usuário para a sugestão de ajustes nos parâmetros das heurísticas;
- complementação das heurísticas desenvolvidas quando levam a uma situação infactível com heurísticas relaxando as restrições impostas pelas janelas;
- inclusão de medidas de desempenho para caracterizar e comparar as soluções;
- análise de outros sistemas APS comerciais.

Referências Bibliográficas

- Alvarenga, W. L. (2001). *Estudo da estratégia de busca orientada por restrições em plantas multipropósito operando em batelada*, Tese de mestrado, Faculdade de Engenharia Química, Universidade Estadual de Campinas, Campinas, São Paulo, Brasil.
- Gimeno, L., Rodrigues, M. T. M. e Rodrigues, L. (2000). Constraint propagation tools in multipurpose batch plants short term planning, *Proceedings of 2nd Conference on Management and Control and Production and Logistics*, Grenoble, France. em CD-ROM.
- Keng, N. P., Yun, D. Y. Y. e Rossi, M. (1988). Interaction sensitive planning system for job shop scheduling, *Expert systems and intelligent manufacturing*, Elsevier pp. 57–59.
- Papageorgiou, L. G. e Pantelides, C. C. (1993). A hierarchical approach for campaign planning of multipurpose batch plants, *Computers and Chemical Engineering* **17 (supplement)**: 27–32.
- Papageorgiou, L. G. e Pantelides, C. C. (1996). Optimal campaign planning/ scheduling of multipurpose batch/semicontinuous plants. 2. a mathematical decomposition approach, *Industrial Engineering and Chemical Research* **35**: 510–529.
- Pessoa, M. A. O. (2003). *Heurísticas para sistemas aps utilizando janelas de processamento: Interesse, conceitos e abordagens*, Tese de mestrado, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, Universidade Estadual de Campinas, Campinas, São Paulo, Brasil.
- Rodrigues, L. C. A. (2000). *Planejamento e programação da produção em plantas multipropósito operando em batelada: Proposta de uma estratégia de decomposição usando janelas de tempo*, Tese de doutorado, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, Universidade Estadual de Campinas, Campinas, São Paulo, Brasil.

- Rodrigues, L. C. A., Graells, M., Canton, J., Gimeno, L., Rodrigues, M. T. M., Espuña, A. e Puigjaner, L. (2000). Utilization of processing time windows to enhance planning and scheduling in short term multipurpose batch plants, *Computers and Chemical Engineering* **24**: 353–359.
- Rodrigues, M. T. M., Gimeno, L., Passos, C. A. S. e Campos, M. D. (1996). Reactive scheduling approach for multipurpose batch plants, *Computers and Chemical Engineering* **20 (supplement)**: S1215–S1220.
- Rodrigues, M. T. M., Latre, L. G., Pessoa, M. A. O. e Montesco, R. A. E. (2004). Scheduling heuristics based on tasks time windows for aps systems, *European Symposium on Computer Aided Process/ Engineering - ESCAPE 14*, Lisboa , Portugal.
- Rodrigues, M. T. M., Latre, L. G. e Rodrigues, L. C. A. (2000a). Production planning using time windows for short term multipurpose batch plants scheduling problems, *Industrial Engineering Chemistry Research* **39**: 3823–3834.
- Rodrigues, M. T. M., Latre, L. G. e Rodrigues, L. C. A. (2000b). Short-term planning and scheduling in multipurpose batch chemical plants: A multi-level approach, *Computers and Chemical Engineering* **24**: 2247–2258.
- Sadeh, N. (1991). *Look-ahead techniques for micro-opportunistic job shop scheduling*, Tese de doutorado, School of Computer Science, Carnegie Mellon University, Pittsburg, Pennsylvania, USA.
- Smith, S. F. e Cheng, C. C. (1993). Slack-based heuristics for constraint satisfaction scheduling. proc, *Proceedings of 11th National Conf. on Artificial Intelligence*, Washington DC, EUA, pp. 139–144.