

Universidade Federal de Minas Gerais

ORMEU COELHO DA SILVA JÚNIOR

**O PROBLEMA DINÂMICO DE RE-CONFIGURAÇÃO DE
LINHAS DE MONTAGEM**

Belo Horizonte

2007

Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção
Escola de Engenharia
Universidade Federal de Minas Gerais

**O Problema Dinâmico de Re-Configuração de Linhas
de Montagem**

POR:
ORMEU COELHO DA SILVA JÚNIOR

Dissertação de mestrado submetida à banca examinadora aprovada pelo Colegiado do Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção da Universidade Federal de Minas Gerais como requisito para obtenção do título de Mestre em Engenharia.

Orientador: Professor Gilberto de Miranda Júnior

Co-orientador: Professor Samuel Vieira Conceição

Belo Horizonte
Março de 2007

AGRADECIMENTOS

Este trabalho não seria realizado se faltasse o apoio de algumas pessoas e entidades que aqui cito, brevemente:

- O projeto de cooperação científico-tecnológica entre o Departamento de Engenharia de Produção da Universidade Federal de Minas Gerais e a empresa *Jabil Circuit Indústria Eletroeletrônica*.
- Os Professores Samuel Vieira Conceição e Gilberto de Miranda Júnior, meus orientadores, cujos conselhos e o incentivo me guiaram durante todo o curso.
- Senhores Francisco Rodrigues e Wellington Amaral, sempre receptivos às nossas iniciativas e atenciosos às nossas demandas.
- Todos os amigos do BIT – *Build Improvement Team*, meus companheiros de dia a dia, nas lamentações e nas risadas.
- Os amigos que fiz em Belo Horizonte, que me acompanharam durante todo este período e que espero guardar para toda vida.
- Minha noiva, Lívia, sempre ao meu lado, dando-me paz e apoio em tudo que faço.
- Minha família, sempre presente e carinhosa e, em especial, aos meus pais e irmãos que trouxeram até aqui.

“Toda a educação científica que não se inicia com a Matemática é, naturalmente, imperfeita na sua base”.

Auguste Conté

RESUMO

Este trabalho explora uma variação dos problemas sobre linhas de montagem em que se considera a re-configuração destes sistemas quando estão sujeitos à variação nos níveis de demanda. Tenta-se refletir aspectos inerentes às mudanças na estrutura e na operação de um sistema de montagem. Para isso, consideram-se os custos de realocação de tarefas, de abertura e de manutenção de estações abertas. Em contrapartida, existem economias ou mesmo lucros com o fechamento de uma estação. Simultaneamente, para que a carga de trabalho entre as estações seja “suavizada”, seus tempos são limitados a um intervalo específico. Quatro formulações de programação inteira mista são propostas para versões deste problema, das quais três tratam o re-projeto de sistemas de montagem de maneira dinâmica, considerando um horizonte discreto dividido em períodos. Estas formulações foram melhoradas com a adaptação de limites inferiores disponíveis para o Problema de Balanceamento de Linha de Montagem Simples (SALBP), além de duas regras de redução desenvolvidas para as versões deste problema e que se baseiam nas restrições de ocupação das estações. Testes computacionais para as quatro formulações são apresentados e reportam seu desempenho em instâncias adaptadas da literatura e em exemplos aleatórios. Três casos reais de re-configuração de linhas de montagem mono-produto no setor eletroeletrônico são estudados e a abordagem proposta é comparada àquelas usualmente empregadas pela literatura e pela empresa analisada. Os resultados mostram que esta abordagem é adequada aos sistemas flexíveis em que a redução dos custos totais de re-configuração e operação pode ser obtida através da gestão da capacidade.

Palavras-chave: Re-configuração de linhas de montagem, programação inteira mista, re-configuração dinâmica.

ABSTRACT

This work investigates a version of the assembly line balancing problem in which the variations on demand levels makes its re-configuration desirable. It reflects aspects related with changing the structure and the operation patterns of the assembly lines. We consider the costs due to tasks reallocation, station activation and a wage tax at each active station. We also consider the occurrence of a profit each time a station is closed. Simultaneously the station workload is forced to fall into a predefined interval. Four integer programming formulations are proposed to the variations of the problem and three of them do the re-configuration under a discrete time horizon with dynamic demands. The computational performance of the models are improved through the adaptation of lower bounds available for the Simple Assembly Line Balancing Problem (SALBP) and two reduction rules were developed for the problem versions based on smoothening restrictions. Computational experiments for the four formulations are reported. It covers tests with instances adapted from literature and random generated examples. Three real cases of mono-product assembly lines re-configuration at an electronic industry were analyzed and the proposed approach compared to classical literature methods and to the enterprise practices. The results show our approach is successful in reducing the total costs with re-configuration and operation of flexible assembly systems through managing its capacity.

Key-words: Assembly line re-configuration, Mixed-integer programming, dynamic re-configuration.

SUMÁRIO

AGRADECIMENTOS	I
RESUMO	III
ABSTRACT	IV
SUMÁRIO	V
LISTA DE FIGURAS	VII
LISTA DE SIGLAS	VIII
LISTA DE TABELAS	IX
1. INTRODUÇÃO	1
1.1. Contextualização do Problema	1
1.2. Proposta de Abordagem.....	1
1.3. Objetivos Gerais	2
1.4. Objetivos Específicos	2
2. REVISÃO BIBLIOGRÁFICA	3
2.1. Linhas de Montagem	3
2.2. O Problema de Balanceamento de Linha de Montagem (ALBP)	6
2.3. O Problema Simples de Balanceamento de Linha de Montagem (SALBP) ..	8
2.4. O Problema Generalizado de Balanceamento de Linha (GALBP)	11
2.5. Métodos de Solução do SALBP-1	13
(a) Limites Inferiores para o SALBP-1	14
(b) Regras de Dominância	15
(c) Regras de Redução.....	16
(d) Desigualdades Válidas	18
(e) Algoritmos de Branch-and-Bound	18
(f) Algoritmos de Programação Dinâmica	21
(g) Métodos Heurísticos de Solução do SALBP-1	22
3. RE-CONFIGURAÇÃO DE LINHAS DE MONTAGEM	26
3.1. Problema de Re-configuração de Linhas de Montagem (ALRP).....	27
3.2. Problema de Re-configuração Dinâmica de Linhas de Montagem (DALRP)	
.....	30
(a) Custo e Receita Simétricos para Variação da Estrutura.....	31
(b) Custo e Receita Assimétricos para Variação da Estrutura.....	33

(c) Separação entre Custos de Aquisição e Ativação de Estações	35
3.3. Limites Inferiores para os Problemas de Re-configuração.....	37
3.4. Regras de Redução para os Problemas de Re-configuração.....	38
4. EXPERIMENTOS COMPUTACIONAIS	42
4.1. Desempenho computacional das formulações.....	42
4.2. Comparação das formulações com o SALBP-1 e o WSP	51
4.3. Resposta à variação nos parâmetros de custo.....	56
4.4. Resposta à variação nos limites de folga e excesso de ocupação.....	58
5. ESTUDO DE CASO: RE-CONFIGURAÇÃO DE LINHAS DE MONTAGEM MANUAIS NO SETOR ELETROELETRÔNICO	62
6. CONCLUSÕES	69
REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS.....	71

LISTA DE FIGURAS

Figura 2.1 – Representação esquemática da distribuição de atividades em linhas seriais e em forma de “U”	4
Figura 4.1 – Diagrama de precedência e tempos de processamento para um produto hipotético.	51
Figura 4.2 – Comparação das soluções obtidas pelas formulações DALRP-F1, F2, F3 e F4 versus as obtidas pelo SALBP-1	54
Figura 4.3 – Comparação do custo acumulado nas soluções das formulações SALBP-1 modificado, WSP, ALRP-F1 e DALRP-F2, F3 e F4.....	55
Figura 4.4 – Comparação do custo acumulado obtido pelas soluções das formulações DALRP-F3 e F4.....	56
Figura 4.5 – Diagrama de precedência com tempos de processamento para uma montagem com dez tarefas.....	59
Figura 5.1 – Comparação da abordagem DALRP-F4 e com abordagem empregada pela empresa quanto ao custo acumulado de re-configuração e operação da linha A...	65
Figura 5.2 – Comparação da abordagem DALRP-F4 e com abordagem empregada pela empresa quanto ao custo acumulado de re-configuração e operação da linha B...	66
Figura 5.3 – Comparação dos custos das soluções do DALRP-F4 na presença e na ausência de restrições de suavização da carga de trabalho na re-configuração da linha B.....	67

LISTA DE SIGLAS

- ALBP – Problema de balanceamento de linha de montagem
- ASDP – Problema de projeto de sistemas de montagem
- ALRP – Problema de re-configuração de linhas de montagem
- BPP – Problema de empacotamento
- CALBP-W – Problema de balanceamento de linha com custos de salários e de capital
- DALRP – Problema dinâmico de re-configuração de linhas de montagem
- DFS – Busca em profundidade
- DFSC – Desenvolvimento completo de nós
- GALBP – Problema generalizado de balanceamento de linha
- LLB – Limite inferior local
- LLBM – Método de limite inferior local
- LM_i – limite inferior i para o SALBP-1
- LS – Busca Rápida
- MLB – Estratégia de limite inferior mínimo
- NPP – Problema de empacotamento de nós
- RCPSP – Problema de programação de projetos de recursos restritos
- SALBP – Problema simples de balanceamento de linha de montagem
- SPASDP – Projeto de sistemas de montagem mono- projeto
- SULBP – Problema simples de balanceamento de linhas em formato de “U”
- WSP – Problema de suavização da carga de trabalho

LISTA DE TABELAS

Tabela 2.1 – Notações para o SALBP	8
Tabela 2.2 – Versões do SALBP	9
Tabela 2.3 – Revisão dos procedimentos.	20
Tabela 2.4 – Regras de prioridade das heurísticas construtivas	23
Tabela 3.1 – Conjuntos, parâmetros e variáveis para o problema de re-configuração de linhas de montagem ALRP-F1.....	28
Tabela 3.2 – Dados para o problema de re-balanceamento dinâmico de linhas de montagem.....	31
Tabela 4.1 – Desempenho computacional da formulação ALRP-F1 em instâncias adaptadas da literatura e instância geradas aleatoriamente.....	44
Tabela 4.2 – Comparação das duas regras de redução propostas quanto ao desempenho computacional da formulação ALRP-F1 em instâncias adaptadas da literatura	45
Tabela 4.2 – Desempenho computacional das formulações DALRP-F3 em instâncias adaptadas da literatura.....	46
Tabela 4.3 – Desempenho computacional das formulações DALRP-F3 em um conjunto de instâncias aleatórias.....	47
Tabela 4.4 – Desempenho computacional das formulações DALRP-F4 em instâncias adaptadas da literatura.....	48
Tabela 4.5 – Desempenho computacional das formulações DALRP-F4 em um conjunto de instâncias aleatórias.....	49
Tabela 4.6 – Comparação do desempenho computacional das formulações DALRP-F2 e DALRP-F3 no problema dinâmico com custo e lucro marginais simétricos.....	50
Tabela 4.7 – Parâmetros para instância ilustrada na figura 4.1	52
Tabela 4.8 – Parâmetros adaptados para a instância obtida em becker & scholl (2006)	59
Tabela 5.1 – Relações de precedência e tempos das tarefas dos dois casos reais	63
Tabela 5.2 – Previsões de tempo de ciclo revistas para cada linha estudada	64

1. INTRODUÇÃO

A seguir, dá-se uma breve contextualização do problema tratado nesta dissertação e definem-se os objetivos deste trabalho.

1.1. Contextualização do Problema

O balanceamento e projeto de sistemas de montagem e, em especial das linhas de montagem, constitui um dos temas de maior interesse da área de Engenharia Industrial. Este fato se reflete no desenvolvimento de ferramentas de Pesquisa Operacional para resolver uma grande variação destes problemas. Entretanto, a grande maioria dos trabalhos desenvolvidos até então trata apenas o balanceamento de linhas de montagem e alguns poucos abordam o problema de projeto. Praticamente, não há trabalhos na literatura que discorram sobre a re-configuração de linhas de montagem sujeitas a variações nos níveis de demanda. Pode-se afirmar o mesmo com relação a este problema em um horizonte de planejamento discreto e dividido em períodos.

Todavia, em alguns sistemas de manufatura flexível pode ser interessante variar a quantidade de estações da linha de montagem e a alocação das tarefas entre elas. Esta estratégia permitiria que a capacidade se adaptasse às variações da taxa de produção requerida, propiciando uma redução dos custos de operação da linha de montagem. Contrapõem-se às variações de capacidade os custos de re-alocação de tarefas e de variação do número de estações de trabalho.

1.2. Proposta de Abordagem

São apresentadas quatro formulações de programação inteira mista, direcionadas a variações do problema de re-configuração, que consideram os custos de re-alocação de tarefas juntamente aos custos pela ativação e às receitas pela desativação de estações de trabalho. Em todos os casos, espera-se uma modificação nos níveis de demanda e, por conseguinte, do tempo de ciclo requerido da linha. Assume-se que não há alteração

na estrutura tecnológica dos produtos. Uma das formulações trata a re-configuração em única ocasião e as demais consideram um horizonte de planejamento discreto, dividido em períodos de mesma duração, em que o tempo de ciclo tem comportamento determinístico e dinâmico.

1.3. Objetivos Gerais

Através deste trabalho, procura-se desenvolver uma nova abordagem que minimize o custo de re-configuração e operação de uma linha de montagem serial mono-produto sujeita a variações nos níveis de demanda, à ação de custos e receitas com a variação do número de postos de trabalho e custos de re-alocação de tarefas.

1.4. Objetivos Específicos

Além do objetivo central definido na seção anterior, podem-se listar:

- Desenvolver formulações de programação inteira mista para resolver problemas de re-configuração de tamanho considerável em tempo de processamento viável para tomada de decisão;
- Adaptar limites inferiores e regras aplicáveis a outras versões do problema de balanceamento e projeto de linhas de montagem para que o custo computacional das formulações possa ser reduzido;
- Gerar limites inferiores e regras de redução próprias ao problema em questão.
- Analisar, através de um estudo de caso e de testes teóricos, o impacto desta abordagem em termos do custo e da variação no número de estações.

2. REVISÃO BIBLIOGRÁFICA

Esta revisão se ocupou em caracterizar as linhas de montagem e os principais problemas inerentes ao seu projeto e balanceamento. É válido ressaltar, entretanto, que é muito restrita a literatura que discorre sobre o re-projeto de sistemas de montagem, não havendo trabalhos que abordem diretamente a questão da re-configuração em um cenário dinâmico. Mesmo assim, como o objeto de estudo deste trabalho está intimamente ligado às versões mais simples do problema de balanceamento e projeto, buscou-se descrever as formulações e as técnicas de Otimização que foram empregadas nos casos já descritos. Com isso, espera-se ampliar o domínio do tema e aproveitar os desenvolvimentos correlatos neste caso específico.

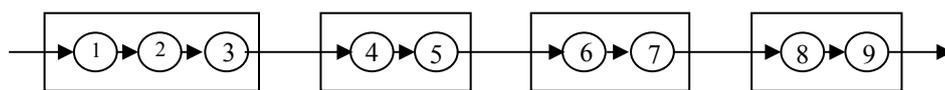
2.1. Linhas de Montagem

As linhas de montagem são sistemas de produção orientados por fluxo presentes especialmente em indústrias de alto volume de bens padronizados. Em geral, são constituídas por uma série de estações de trabalho, manuais ou automatizadas, ligadas por uma correia transportadora – ou mecanismo similar. Em cada uma destas estações uma ou mais tarefas são executadas. Os princípios básicos que suportam as linhas de montagem são a intercambialidade e a divisão do trabalho (Becker & Scholl, 2006). Gagnon & Gosh (1991) relatam o desenvolvimento de pesquisas sobre o tema há pelo menos cinqüenta anos.

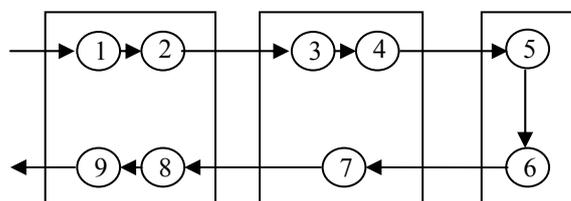
Em boa parte das empresas que empregam processos contínuos, há uma forte presença de linhas de montagem, principalmente nas fases finais de sua produção. A principal vantagem de sua implantação é a redução das perdas de produtividade devido às atividades de *setup* e à preparação de materiais e equipamentos, o que permite maior utilização dos bens de capital. Ao contrário dos sistemas de *job shop*, o tempo de *setup* em uma linha de montagem tende a ser mínimo, visto que há grande repetitividade das tarefas executadas em cada posto de trabalho. Desta maneira, não há necessidade de grandes filas de materiais em processo, proporcionando, além da economia de espaço,

redução dos custos de manutenção de estoques e aumento da taxa de saída do processo (Askin & Standridge, 1993).

Boa parte da pesquisa e dos desenvolvimentos sobre as linhas de montagem se refere às linhas seriais. Nestas linhas os equipamentos e as ferramentas usadas em cada um dos postos são dedicados às atividades alocadas a ele, possuindo pouca ou nenhuma flexibilidade para produtos diferenciados. Este leiaute de linha é preferível quando houver grande uniformidade entre os produtos projetados, de modo que eles possam ser agrupados em famílias, devido à similaridade de seu roteiro de produção, obtendo assim uma demanda agregada razoável que justifique o capital imobilizado. Um tipo de leiaute alternativo que vem ganhando espaço na indústria – particularmente nos setores que operam com baixo volume e alta variedade de produtos – dispõe as estações de trabalho com um formato parecido com a letra “U”. Este tipo de leiaute propõe algumas vantagens como integração do fluxo de materiais na linha, melhoria da comunicação e da supervisão dos trabalhadores, economia de espaço e facilidade de movimentação de materiais entre diferentes partes da linha. Outra flexibilidade se refere ao fato de um mesmo operário poder realizar tarefas em pontos diferentes da linha. Todavia, este tipo de organização pode exigir maior capacitação e coordenação dos trabalhadores. A figura 2.1 ilustra as diferenças na distribuição das tarefas em linhas seriais e em linhas em “U” (Askin & Standridge, 1993; Becker & Scholl, 2006).



(a) Linha de Montagem Serial.



(b) Linha de Montagem em forma de “U”.

Figura 2.1 – Representação esquemática da distribuição de atividades em linhas seriais e em forma de “U”. Fonte: Gökçen & Ağpak (2006).

Muitas vezes é possível que um produto individual não tenha demanda suficiente para construção de uma linha dedicada. Nestes casos uma alternativa é agrupar produtos similares em famílias e dedicar uma linha a cada uma delas. Quando este tipo de situação ocorre, é necessário decidir entre dois padrões distintos de operação. Em um extremo, podem-se produzir os diferentes produtos em bateladas separadas entre si por operações de *setup*. Kabir & Tabucanon (1995) caracterizam este tipo de linha como linha de montagem de modelos em batelada. Em geral, uma decisão de sequenciamento dos lotes de produção também é necessária para que seja possível satisfazer todas as demandas existentes. Alternativamente, as produções de mais de um modelo pode ser feitas simultaneamente, caracterizando as linhas de montagem de modelos mistos nas quais as operações de *setup* são insignificantes, ou mesmo inexistentes (Becker & Scholl, 2006).

Uma das primeiras decisões a ser tomada durante o planejamento das linhas se refere ao número a ser construído. Em dois extremos estão: uma linha única onde cada trabalhador executa apenas uma tarefa; ou múltiplas linhas com uma única estação, onde o trabalhador executa todas as atividades sobre os produtos. Entretanto, é natural que se escolha um formato intermediário em função de fatores específicos a cada caso. Askin & Standridge (1993) e Süer (1998) listam algumas das vantagens e desvantagens do uso de múltiplas linhas paralelas. Também é possível que algumas operações de montagem requeiram tempos consideravelmente maiores que as demais, ou mesmo, maiores que o *takt-time*, mas não podem ser fragmentadas em tarefas menores. Para compatibilizar estas diferenças é possível criar postos paralelos da mesma estação até que sua capacidade seja compatível com a cadência esperada da linha (Becker & Scholl, 2006).

Quanto à forma de operação, há, basicamente, dois tipos de linhas. As linhas cadenciadas são aquelas em que todas as estações operam sob um mesmo tempo ciclo ao fim do qual o produto é levado para o próximo posto por um mecanismo transportador. Este tipo está presente em sistemas fortemente automatizados e uma de suas vantagens é melhorar o controle da cadência de operação. Em atividades não automatizadas é comum utilizar estoques intermediários para contornar problemas com a variabilidade dos tempos de operação. Este tipo de abordagem caracteriza as linhas não-cadenciadas em que não há um valor de tempo de ciclo para toda a linha, e sua

cadência é ditada pela estação com maior ocupação, comumente chamada de “gargalo” da linha.

2.2. O Problema de Balanceamento de Linha de Montagem (ALBP)

Para Becker & Scholl (2006) o problema de balanceamento de linha de montagem (ALBP) se refere à atribuição de tarefas às estações de uma linha, segundo um objetivo específico e restrições tecnológicas e organizacionais pertinentes. Durante o projeto e o balanceamento de uma linha de montagem alguns parâmetros são fundamentais e aparecem em praticamente todos os casos. A saber:

- Tempo de processamento das tarefas.
- Carga da estação k , S_k – conjunto de tarefas atribuídas à estação k .
- Tempo de uma estação k , $t(S_k)$ – tempo necessário para execução do conjunto de tarefas alocadas à estação, tal que $t(S_k) = \sum_{j \in S_k} t_j$.
- Tempo de ciclo – máximo tempo disponível para a realização das tarefas em uma estação.
- Tempo ocioso – diferença entre o tempo de ciclo e o tempo de uma estação.
- *Takt-time* – intervalo de tempo entre saída de dois produtos consecutivos. É calculado como a razão do tempo disponível para produção e a quantidade de unidades necessárias para atender à demanda.
- Restrições de precedência – refletem as restrições tecnológicas e organizacionais que obrigam a execução de algumas tarefas antes de outras.

As decisões sobre o balanceamento influenciam a quantidade de recursos empregados na montagem da linha, a saúde, a quantidade e qualificação da mão-de-obra e a taxa de produção esperada. Visto que a instalação ou a reformulação de uma linha de produção é uma decisão de longo prazo que envolve um montante considerável de investimentos, espera-se uma solução de boa eficiência. Em consequência disto, os objetivos buscados nestes problemas representam aspectos econômicos como custo e lucro. Todavia, muitas vezes, pode ser complicado estimar os custos de parada de uma

linha ou mesmo o lucro associado à venda dos produtos. Uma alternativa muito comum é maximizar a utilização da linha, melhorando a relação entre o tempo total de operação e tempo disponível (Scholl & Becker, 2006).

As relações de precedência – diretas e indiretas – existentes entre as tarefas de um produto podem ser facilmente representadas por um diagrama de precedência. Esta entidade é um grafo direcionado cujos nós representam as tarefas e os arcos que os ligam saem das tarefas precedentes para suas sucessoras imediatas. Cada nó tem um peso associado que corresponde ao tempo de processamento da tarefa (Scholl & Becker, 2006).

Dar-El (1973, apud Gökçen & Erel, 1998) alega que dificuldade de solução de um problema de balanceamento é função dos números de tarefas e de relações de precedência entre elas. Para medir este efeito, propõe-se um indicador, F , chamado de Razão de Flexibilidade. Seu cálculo pode ser ilustrado através de uma matriz de precedência que lista as relações de precedência direta existentes na estrutura do produto. Gökçen & Erel (1998) reportam o fato de que quanto menor for o número de relações de precedência mais difícil se torna o problema de balanceamento. Logo, pode-se dizer que esta dificuldade aumenta com o crescimento de F , pois mais seqüências de montagem têm que ser consideradas.

Neste trabalho se adotou a mesma terminologia utilizada por Becker & Scholl (2006). Outros autores como Bayards (1986) e Rekiek et al (2002) empregaram a mesma nomenclatura em pelo menos uma parte dos problemas descritos em suas obras. Boysen et al (2006) propuseram um sistema de classificação para os problemas de balanceamento, similar àquele empregado nos problemas de sequenciamento. Todavia, este trabalho ainda é muito recente para que esta classificação seja tomada como referência. Por isso, ela não foi empregada. A tabela 2.1 apresenta a notação considerada.

NOTAÇÃO – ALBP	
tc	Tempo de ciclo.
p_j	Ocupação imposta à estação pela tarefa j , tal que $p_j = t_j / tc$.
P_j	Conjunto das tarefas que precedem diretamente a tarefa j .
P_j^*	Conjunto de todas as tarefas precedentes da tarefa j .
F_j	Conjunto das tarefas que são sucessoras diretas da tarefa j .
F_j^*	Conjunto de todas as tarefas sucessoras da tarefa j .
E_j	Primeira estação (isto é, aquela de menor índice) à qual a tarefa j pode ser atribuída.
$L_j(m)$	Última estação (maior índice) à qual a tarefa j pode ser atribuída, dada uma solução com m estações.

Tabela 2.1 – Notações para o SALBP. Adaptado de: Scholl & Becker (2006).

2.3. O Problema Simples de Balanceamento de Linha de Montagem (SALBP)

A forma menos complexa do ALBP ocorre para o caso de uma linha de montagem que produz um único produto. O Problema de Balanceamento de Linha de Montagem Simples (SALBP), como ficou conhecido em boa parte da literatura corrente, considera alguns pressupostos particulares, dentre os quais (Rekiek et al, 2002; Scholl & Becker, 2006):

- Produção em massa de um produto homogêneo.
- Linha cadenciada operando sob um mesmo tempo de ciclo constante, tc .
- Tempos de operação, t_j , determinísticos e inteiros para cada tarefa j .
- Ausência de restrições de alocação além daquelas de precedência.
- Leiaute serial com m estações posicionadas do mesmo lado da linha.
- Estações igualmente equipadas com trabalhadores e equipamentos.
- Busca-se maximizar a eficiência da linha, expressa pela relação $E = t_{sum} / m.tc$,

tal que $t_{sum} = \sum_{j \in J} t_j$, J é o conjunto de todas as tarefas de montagem.

Apesar de estabelecido em alguns trabalhos, não se vê, a princípio, razões práticas que justifiquem a exigência de tempos de operação inteiros. Quanto às diferenças entre os objetivos destes modelos, caracterizam-se quatro versões gerais do SALBP que estão sintetizados na tabela 2.2.

Nº DE ESTAÇÕES (m)	TEMPO DE CICLO (tc)	
	Dado	A ser minimizado
Dado	SALBP-F	SALBP-2
A ser minimizado	SALBP-1	SALBP-E

Tabela 2.2 – Versões do SALBP. Fonte: Scholl & Becker (2006).

A versão mais explorada, o SALBP-1, é um problema de minimização do número total de estações de trabalho, sujeito apenas a restrições de precedência, de respeito ao tempo de ciclo em cada estação, de alocação e de indivisibilidade de todas as tarefas. O SALBP-2 está intimamente relacionado do SALBP-1 pois procura minimizar o tempo de ciclo a partir de um número fixo de estações de trabalho (Uğurdağ et al, 1997; Guéret et al, 2000). O SALBP-F representa o problema de viabilidade para um balanceamento com m estações e um tempo de ciclo tc . Por fim, o SALBP-E concilia os objetivos do SALBP-1 e SALBP-2, minimizando, simultaneamente, m e tc . Scholl & Becker (2006) comentam ainda que estas versões do SALBP podem ser complementadas por um objetivo secundário, como, por exemplo, a suavização das cargas de trabalho entre as estações. Bayards (1986) e We & Magazine (1982, apud Scholl & Becker, 2006) classificam as versões 1, 2 e E como NP-difíceis, pois podem ser resolvidas pela inspeção iterativa de várias instâncias do SALBP-F – um problema de viabilidade NP-completo. Uğurdağ et al (1997) fazem uma classificação alternativa dos tipos de SALBP. Os autores entendem três tipos de problemas, sendo dois deles definidos como Scholl & Becker (2006) fazem para o SALBP-1 e 2. O terceiro tipo, SALBP-3, busca distribuir a carga de trabalho da forma mais equitativa o possível.

Salveson (1955, apud Bayards,1986) propôs a primeira formulação analítica para o SALBP-1. Entretanto, ele formulou um problema linear para o qual Bowman (1960

apud Bayards,1986) demonstrou que não era possível garantir a indivisibilidade das tarefas. Em substituição, este último autor propôs a primeira formulação que considera a existência de variáveis binárias. A partir deste trabalho, White (1961, apud Bayards,1986) propôs uma formulação de programação inteira – apenas com variáveis binárias – cujas restrições são as mesmas utilizadas em Askin & Standridge (1993) e Pinnoi & Wilhelm (1998) e que diferem da primeira apenas na função objetivo. Formulações alternativas para as restrições propostas por White (1961, apud Bayards, 1986) foram apresentadas em Thangavelu & Shetty (1971, apud Bayards, 1986) e Patterson & Albracht (1975, apud Bayards 1986). A formulação apresentada por Bayards (1986), apesar de incorporar mais variáveis inteiras, é a mais “justa” quanto ao limite de programação linear. Talbot & Patterson (1984) propuseram a primeira – e por esta revisão a única - formulação de programação inteira mista para o SALBP-1 associada a um algoritmo de *branch-and-bound* para resolvê-la. À exceção de White (1961, apud Bayards, 1986), Salveson (1955, apud Bayards 1986) e Pinnoi e Wilhelm (1998) as demais formulações utilizam limites – inferiores e superiores – e relações para determinar os índices das estações de menor e maior índice às quais uma dada tarefa pode ser atribuída. Através disso, é possível reduzir o número de variáveis e restrições que devem ser consideradas. Formas alternativas de escrever as relações de precedência e alocação estão disponíveis em trabalhos como Amen (2006) e Bayards (1986). Sugere-se que a escolha entre uma ou outra dependerá da técnica de solução que será empregada.

Pinnoi & Wilhelm (1998) apresentaram uma formulação para um problema chamado de RASDP que corresponde a uma variação do SALBP-1 na qual os tempos de processamento de cada tarefa podem depender da estação. Estabelecem-se ainda as condições sobre os parâmetros desta formulação para que sua solução convirja para aquela do SALBP-1. Pinnoi & Wilhelm (1995) apresentam uma variação do SALBP cujo objetivo é minimizar a diferença entre os tempos das estações. Os autores o denominaram de Problema de Suavização da Carga de Trabalho (WSP). Ele é adequado quando o balanceamento de linha é feito hierarquicamente, ou seja, toma-se uma solução ótima gerada pelo SALBP-1 e se procura uma distribuição de tarefas que tenha o mesmo número de estações, mas que minimize o tempo ocioso nos postos de trabalho.

2.4. O Problema Generalizado de Balanceamento de Linha (GALBP)

Becker & Scholl (2006) revisaram vários problemas de balanceamento cujos pressupostos diferem pelo menos parcialmente do SALBP. Este conjunto de problemas foi classificado como Problema Generalizado de Balanceamento de Linha (GALBP) (Bayards, 1986). Alguns deles consideram funções objetivo com sentido de custo real, sendo, portanto, diferentes daquelas usadas no SALBP. Nesta linha, Amen (2000) define o Problema de Balanceamento de Linha com Custos de Salário e de Capital (CALBP-W), cujo objetivo é minimizar o custo unitário de montagem de um produto, definido pela soma das taxas de salário e de capital em cada estação. Scholl & Becker (2005) retificaram uma das regras de dominância empregadas por Amen (2000) junto a seu algoritmo de *branch-and-bound*. Os autores ainda reescreveram a formulação através de programação inteira e propuseram uma nova regra de dominância. Amen (2006) re-escreveu o problema analisando suas relações com o problema generalizado de atribuição, além de propor formas alternativas para as relações de precedência e de alocação.

O projeto de sistemas de montagem envolve, além das questões operacionais da linha (como atendimento da precedência, a indivisibilidade das tarefas, etc.), a escolha entre tecnologias alternativas de processamento das tarefas, com custos e desempenhos possivelmente diferentes. A integração destas decisões configura o Problema de Projeto de Sistemas de Montagem (ASDP). Pinto et al (1983) propõe uma formulação para este problema com intuito de minimizar o custo total de projeto e operação de uma linha de mono-produto ao longo de seu ciclo de vida. Considera-se que existe uma tecnologia de processamento base e um conjunto de alternativas, cada uma com diferentes custos de capital. Há ainda custos com remuneração da mão-de-obra e com horas de trabalho extras. O trabalho traz ainda um algoritmo *branch-and-bound* para resolver o problema e uma aplicação bem sucedida ao re-projeto de linhas de montagem no setor automotivo. Pinnoi & Wilhelm (1998) apresentam um modelo de programação inteira para o ASDP que considera as alternativas de processamento, mas que não assume uma tecnologia básica pré-existente. Escrito como está, o problema pode ser muito bem aplicado ao projeto, mas não ao re-projeto de uma linha de montagem mono-produto, como no caso do trabalho de Pinto et al (1983). Gadidov & Wilhelm (1999) propuseram uma formulação alternativa para este mesmo problema,

chamada Problema de Projeto de Sistema de Montagem Mono-Produto (SPASDP), que trata separadamente os custos de abertura de estações e os custos de alocação de máquinas a elas. Também são propostas duas variações deste problema que incluem o uso de máquinas paralelas e a alocação de tarefas nas quais há atividades a serem executadas em duas partes diferentes, chamadas de “frente” e “verso”. Bukchin & Tzur (2000) propõe uma formulação para projeto de linhas de montagem que considera em seu objetivo apenas o custo de seleção de equipamentos e usa os mesmos conjuntos de restrições do ASDP. Além desta formulação, apresenta-se um algoritmo de *branch-and-bound* e uma heurística que empregam limites inferiores e regras de dominância, particulares para o problema.

Quanto mais de um produto – ou família de produtos – for produzido numa mesma linha, serão basicamente dois os possíveis problemas de balanceamento. Becker & Scholl (2006) os chamam de Problema de Balanceamento de Linha com Modelos Mistos e Problema de Balanceamento com Múltiplos Modelos (ou de Modelos em Batelada). O primeiro deles tem recebido bastante destaque na literatura, pois reflete uma situação bastante interessante para empresas que operam com baixos volumes e alta variedade de produtos e, por isso, requerem maior flexibilidade de seus ativos (Macaskill, 1972; Fokkert & Kok, 1997). Gökçen & Erel (1998) propuseram a primeira formulação de programação inteira para este problema, analisando algumas propriedades relativas a ela. Bukchin & Rabinowitch (2005) tratam uma versão do problema com modelos mistos que permite a “duplicação” de tarefas, ou seja, permite que tarefas idênticas de modelos diferentes sejam coladas em estações diferentes. Como mais de um produto é produzido na linha ao mesmo tempo, é necessário empregar uma ferramenta de sequenciamento para determinar as quantidades relativas de cada um. Thomopoulos (1970) propôs um algoritmo para o problema de modelos mistos cujo princípio é a suavização dos tempos das estações. Em muitos sistemas de manufatura produzir ao mesmo tempo mais de um produto pode ser inviável operacional ou gerencialmente. Mesmo assim, algum esforço é necessário para que as linhas de montagem tenham flexibilidade de *mix*. O Problema de Balanceamento de Múltiplos Modelos descreve uma situação intermediária entre os extremos de uma linha mono-produto e outra operando com modelos mistos. O exemplo mais comum são as linhas que operam a produção de uma mesma família de produtos, programando

a produção através de bateladas, separadas por operações de *setup* consideráveis. As abordagens de solução empregadas se apóiam nos métodos aplicáveis ao SALBP-1 ou ao Problema de Modelos Mistos (Fokkert & Kok, 1997).

Recentemente, alguns trabalhos passaram a tratar o balanceamento de linhas de montagem com leiautes em “U”. Aase et al (2004) analisam as condições em que o uso de linhas seriais permite um aumento na produtividade dos sistemas de montagem. Miltenburg (2004), por sua vez, conduziu um estudo experimental para avaliar o impacto dos leiautes em “U” sobre a produtividade. Neste trabalho, apontam-se as condições em que a mudança de um leiaute serial para formato em “U” seria vantajosa, relacionando isso ao número e a diversidade de tarefas de montagem assim como às características do sistema de manufatura. Miltenburg & Wijngaard (1994) definiram o Problema Simples de Balanceamento de Linhas em Formato de “U” (SULBP), uma versão mono-produto similar ao SALBP, porém com um conjunto de restrições tecnológicas diferentes. Ao invés de garantir uma alocação que respeite as relações de precedência, procura-se evitar que haja cruzamento entre as áreas de trabalho das estações. Uma formulação de programação inteira para o SULBP pode ser encontrada em Aase et al (2004). Miltenburg (2002) propôs um algoritmo exato para integrar o balanceamento e o sequenciamento de linhas em “U” que operam com modelos mistos. Em um trabalho anterior, o mesmo autor estudou o balanceamento de múltiplas linhas em “U” integradas (Miltenburg, 1998). Gökçen et al (2005) propuseram uma formulação para o SULBP que se baseia no algoritmo de caminho mínimo de Gutjahr & Nemhauser (1964, apud Gökçen et al, 2005).

2.5. Métodos de Solução do SALBP-1

Boa parte dos métodos de solução aplicados às versões generalizadas do ALBP se baseia em técnicas utilizadas no SALBP-1. Por isso, conduziu-se uma revisão particular das abordagens empregadas neste problema. Duas classes de métodos representam a grande maioria dos trabalhos: métodos baseados em *branch-and-bound* e métodos baseados em programação dinâmica. Junto ao desenvolvimento destes procedimentos também foram estudados limites inferiores, regras de dominância e de

redução que possibilitassem a redução do espaço de busca e, conseqüentemente o esforço computacional e de armazenamento (Rikiek et al, 2002; Fleszar & Hindi, 2003; Scholl & Becker, 2006; Becker & Scholl, 2006). Uma pequena parte dos trabalhos aplicou outras técnicas como *branch-and-cut* associado ao desenvolvimento de desigualdades válidas (Pinnoi & Wilhelm, 1998).

(a) Limites Inferiores para o SALBP-1

A maioria dos limites inferiores desenvolvidos para o SALBP-1 se baseia em sua relaxação como um Problema de Empacotamento (BPP), em que o objetivo pode ser interpretado como minimizar o número de caixas necessárias para alocar um dado número de objetos. Daí, os limites válidos para o BPP também podem ser empregados no SALBP-1. Pelo menos três limites muito empregados na literatura são baseados nesta relaxação. O limite LM1 se baseia na relaxação da indivisibilidade das tarefas, enquanto LM2 e LM3 contam, respectivamente, as tarefas cujas ocupações estão em intervalos calculados pela metade pelas terças partes do tempo de ciclo (Bayards, 1986; Fleszar & Hindi, 2003).

Johnson (1988) propôs um limite inferior baseado na relação do SALBP-1 como um problema de sequenciamento em máquina única com objetivo de minimização do *makespan*. Considera-se a existência de tempos de latência e datas de chegada para cada tarefa que correspondem, nesta mesma ordem, a algum limite inferior do número de estações necessários pelas tarefas sucessoras e precedentes de uma dada tarefa. Regras para fortalecer o cálculo dos tempos de latência e das datas de chegada são mostradas em Fleszar & Hindi (2003).

Klein & Scholl (1999) propuseram uma classe de limites para um problema análogo ao SALBP-1. O Problema de Programação de Projetos de Recursos Restritos (RCPSP). Eles os chamaram de limites de melhoria destrutiva, pois tomam um limite inferior, \underline{m} , calculado por uma das técnicas acima mencionadas e tenta contradizê-lo. Isto é feito através da comparação com E_j , e $L_j(\underline{m})$, parâmetros cujos valores são iguais aos índices das estações de maior e menor índice às quais uma dada tarefa j pode ser atribuída. Se, para um certo limite inferior, pode-se afirmar que $E_j > L_j(\underline{m})$, este limite

pode ser aumentado em uma unidade, pois é impossível que uma solução viável seja encontrada com esta quantidade de estações. A repetição deste processo até que a desigualdade $E_j \leq L_j(\underline{m})$ seja verdadeira determina o limite LM5.

Scholl & Klein (1997, apud Scholl & Becker, 2006) utilizaram a “dualidade” existente o SALBP-1 e SALBP-2 para computar outro limite inferior, LM6, através de melhorias destrutivas. Para um dado limite inferior, \underline{m} , computa-se um limite inferior do SALBP-2, $tc(\underline{m})$, e caso ele seja maior que tc , aumenta-se \underline{m} em uma unidade e o processo é repetido. Quando $tc(\underline{m}) < tc$, o calculo pára e \underline{m} representa o valor de LM6. Outros limites baseados em melhorias destrutivas foram apresentados por Fleszar & Hindi (2003). O limite LM7 considera $\underline{m}+1$ primeiras tarefas, ordenadas por tempos de processamento não-decrescentes, e tenta atribuí-las às primeiras \underline{m} estações. Isto obviamente requer que pelo menos uma estação receba duas tarefas, o que é impossível se os tempos somados das duas últimas tarefas ordenadas excederem o tempo de ciclo. Quando isso ocorrer, \underline{m} pode ser incrementado em uma unidade. Este limite pode ser generalizado para as $r.\underline{m}+1$ primeiras estações, se

$\exists r = 1, \dots, \lfloor (n-1)/\underline{m} \rfloor : \sum_{q=0}^r t_{r.\underline{m}-q} \geq tc$. O limite LM8 também emprega a idéia de primeira e

última estação às quais uma tarefa pode ser atribuída. Tenta-se contradizer um limite inferior inicial calculando limites para os conjuntos de tarefas que podem ser alocadas entre duas estações com índice menor ou igual ao limite inferior \underline{m} . Se algum destes limites exceder a capacidade disponível entre algum destes pares de estação, aumenta-se para $\underline{m}+1$ o limite inferior. Scholl & Becker (2006) apontam o limite LM4, como aquele de melhores resultados, mas recomendam o uso de todos devido à diversidade de problemas existentes e ao baixo custo computacional para calculá-los.

(b) Regras de Dominância

Estas regras comparam soluções parciais e – seus problemas residuais – buscando identificar relacionamentos de dominância entre elas para que uma possa ser excluída. Para isso, baseia-se no fato de que todas as soluções que não podem ser completadas

dentro um número mínimo de estações e aquelas que não são capazes de melhorar uma dada solução não precisam ser analisadas. Jackson (1956, apud Johnson, 1988) propôs a chamada Regra de Carga Máxima, segundo a qual uma estação tem carga máxima se não há nenhuma tarefa disponível que possa ser atribuída a ela. Através desta regra, excluem-se todas soluções parciais $P2$ que contém pelo menos uma estação com carga não-máxima, pois existe pelo menos uma outra solução parcial $P1$ com todas estações com carga máxima e cujo complemento ótimo é menor ou igual ao de $P2$. A Regra de Dominância de Jackson emprega o conceito de dominância potencial entre duas tarefas h e j , não relacionadas por precedência. Através dela, diz-se que a tarefa h domina potencialmente j se $F_j \subseteq F_h^*$ e $t_j \leq t_h$. Se a tarefa h pertence ao conjunto de tarefas ainda não-atribuídas e j está contida em uma estação de carga máxima, S_k , elas poderão ser trocadas se $t(S_k) - t_j + t_k < tc$. Isto faz com que as soluções que consideram a tarefa j alocada na estação k podem ser desconsideradas (Johnson, 1988).

A Regra de Dominância de Conjunto Viável considera uma solução viável, $P2$, construída da primeira para a última estação, à qual a Regra de Máxima Carga foi aplicada, de modo que um conjunto viável de tarefas, $T2$, é atribuído às m_2 estações já carregadas. Diz-se que uma nova solução, $P1$, domina $P2$ se ela puder atribuir um conjunto viável $T1$, $T_2 \subseteq T_1$, a m_1 estações, $m_1 \leq m_2$. Analogamente à Regra de Dominância de Jackson, as soluções derivadas de $P2$ serão excluídas (Scholl & Klein, 1999). Entretanto, esta abordagem requer boa gestão da memória, pois é preciso armazenar todos os subconjuntos de tarefas viáveis juntamente com a quantidade mínima de estações necessárias por eles. Por fim, as Regras de Ordenamento de Estações se aproveitam do fato de não ser necessário analisar soluções com mesmas cargas nas estações, mas que diferem apenas na seqüência em que são atribuídas às estações (Johnson, 1988).

(c) Regras de Redução

Através das regras de redução se fazem alterações nos tempos das tarefas e nas relações de precedência, de modo que o problema reduzido possua pelo menos uma solução em comum com o problema original. Espera-se assim que este problema

requiera menor esforço computacional. Fleszar & Hindi (2003) apresentam a mais extensa lista de regras de redução. Seu trabalho dá uma descrição detalhada de quase todas as regras encontradas na literatura. A mais simples delas, a Regra de Aumento do Tempo da Tarefa, consiste em elevar o tempo de processamento de uma tarefa sempre que ela não puder ser compartilhada com nenhuma das outras. Seu desempenho pode ser melhorado se forem aplicadas a conjuntos específicos de tarefas. Esta regra pode ser estendida para subconjuntos de tarefas que agrupadas respeitam as restrições de precedência e tempo de ciclo, sendo chamados de empacotamentos. Para cada tarefa, tenta-se identificar todos os empacotamentos que a contem, de modo que seu tempo de processamento possa ser incrementado com o tempo ocioso do empacotamento mais carregado. Já a Regra para Pré-fixar Tarefas toma um limite superior válido para o problema, UB , e procura as tarefas para as quais é possível afirmar que $E_j = L_j(UB - 1)$. Esta condição permite que a tarefa j possa ser prefixada na estação E_j em qualquer solução com menos de UB estações. Alternativamente, podem-se estabelecer relações de precedência entre pares de tarefas, a princípio não relacionadas, sempre que se provar que uma dada seqüência entre elas leva a uma solução com mais estações de UB estações. Esta estratégia configura a Regra de Aumento das Relações de Precedência. A Regra de Junção de Tarefas emprega um raciocínio análogo ao da Regra de Aumento do Tempo das Tarefas aos empacotamentos de tarefas. Procura-se identificar todos os empacotamentos máximos – que não podem ser estendidos pelo acréscimo de novas tarefas – que contém uma certa tarefa. Se em todos estes empacotamentos houver, além de tarefa j , um mesmo subconjunto de tarefas, elas poderão ser “fundidas” a j . Isto, obviamente, reduz o tamanho da instância em questão. As relações de precedência são exploradas pela Regra de Subdivisão da Rede. Ela tenta identificar tarefas que mantenham relações de precedência com todas as demais e analisam a alocação conjunta destas tarefas com suas sucessoras e precedentes. A partir daí, determina-se se a rede poderá ser subdividida e em quantas partes ela será. Uma análise dos tempos de processamento é empregada através da Regra das Tarefas Máximas sobre todas as tarefas em que este valor é igual ao do tempo de ciclo. Estas tarefas poderão ser atribuídas à primeira ou à última estação possível sempre que elas não possuírem predecessores ou sucessoras. Por fim, a Regra das Tarefas Falsas consiste em adicionar tarefas com tempo de processamento nulo ao diagrama de precedência original. Inserem-se duas tarefas, uma

como precedente de todas aquelas que originalmente não possuem precedentes e outra como sucessora daquelas que não possuem sucessoras. Este processo é feito sobre o diagrama de precedência original ou sobre as sub-redes obtidas a partir dele. O objetivo é obter uma nova rede à qual podem ser aplicadas as regras de aumento de tempo e de junção das tarefas.

(d) Desigualdades Válidas

Pinnoi & Wilhelm (2000) foram os primeiros autores a propor um conjunto de desigualdades válidas para o SALBP-1 – e extensíveis ao WSP e ao ASDP – que se baseiam em sua relaxação como Problema de Empacotamento de Nós (NPP). A partir de definições de primeira e última estações às quais se pode atribuir uma tarefa e de uma definição para separação mínima entre tarefas relacionadas por precedência, constrói-se um grafo para o problema de empacotamento associado. Com este grafo é possível gerar três conjuntos de desigualdades baseadas em *cliques* e duas famílias de desigualdades baseadas em *packing cover inequalities*.

(e) Algoritmos de *Branch-and-Bound*

Dentre os métodos exatos aplicados às versões do SALBP-1, os algoritmos baseados na técnica de *branch-and-bound* são os mais estudados e também aqueles que obtiveram o melhor desempenho. Estes procedimentos diferem pela estratégia de busca empregada e pelos esquemas utilizados na construção de soluções. Diferenciam-se três estratégias principais. Na busca em profundidade (*depth-first search* – DFS) cada vez que um ramo é escolhido para *branching* ele deve ser completamente explorado até que um nó folha seja atingido ou o nó atual seja podado. Durante a busca, só se retorna a um nó pai após o nó filho ser completamente explorado. Em geral a busca em profundidade pode ser orientada de duas formas, através de uma busca rápida (*laser search* - LS) ou de um desenvolvimento completo dos nós (DFSC). Enquanto no primeiro caso apenas um nó do ramo corrente é desenvolvido a cada vez, no segundo todos os nós de um ramo são gerados e ordenados para exploração através de alguma regra de prioridade. Uma regra de prioridade também pode ser utilizada

para enumerar os nós que serão explorados através da busca rápida. Busca-se desta forma escolher os nós em que haja possíveis atribuições mais promissoras. Pela estratégia de limite inferior mínimo (MLB) se escolhe, a partir de uma lista de nós candidatos, aquele com limite inferior de menor valor para, então, explorá-lo. A desvantagem desta estratégia, quando comparada à estratégia DFS, é que ela precisa gerenciar uma grande quantidade de nós ainda não explorados. A busca em profundidade também possui desvantagens, como, por exemplo, gastar muito tempo explorando partes da árvore de busca até que uma solução melhor seja encontrada. Já o desenvolvimento completo do ramo obriga a geração de todos os nós, mesmo que uma solução ótima pudesse ser encontrada no primeiro nó. O terceiro grupo de estratégias de busca tenta evitar estes dois contrapontos. O método de limite inferior local (LLBM) divide os subproblemas de um nó em duas classes: (1) os problemas que contém o mesmo limite inferior local (LLB); (2) os demais problemas cujo LLB é maior. Exploram-se, então, os subproblemas da primeira classe para só depois investigar aqueles pertencentes ao segundo. Durante a exploração dos nós, comparações entre possíveis soluções e o LLB permite que problemas da primeira ou da segunda classe sejam podados. Scholl & Klein (1999) comentam que o desempenho da estratégia utilizada depende da instância em questão, mas na maioria das situações testadas o LLBM apresentou os melhores resultados. As diferenças entre as estratégias são reduzidas quando são utilizados os limites inferiores e as regras de dominância e de redução descritas anteriormente.

Os esquemas construtivos utilizados nos problemas de balanceamento se dividem entre aqueles orientados por tarefa e os orientados por estação. Nos dois casos, as tarefas são classificadas segundo uma regra de prioridade e se diferenciam apenas no princípio que utilizam para atribuir a tarefa de maior prioridade a uma estação. Procedimentos orientados por estação, carregam totalmente uma estação antes que a próxima seja aberta, enquanto aqueles orientados por tarefa atribuem a tarefa corrente a uma das estações à qual ela pode ser atribuída.

Scholl & Klein (1999) descrevem os resultados computacionais de testes comparativos entre quatro métodos de *branch-and-bound*, considerados por eles os melhores disponíveis na literatura. Os procedimentos são caracterizados segundo o critério de

enumeração, de poda da árvore de busca e pelos testes lógicos utilizados. Os resultados desta análise são apresentados na tabela 2.3.

	FABLE	OptPack	Eureka	SALOME
<i>Forma de branching</i>	Orientado por tarefa. Planejamento para frente. Sem uso adicional de heurísticas. Busca rápida (LS).	Orientado por tarefa. Planejamento para frente. Heurísticas de cobertura e heurística de Hoffman. Busca rápida (LS).	Orientado por estação. Planejamento para frente ou para trás. Heurística de Hoffman. Mínimo limite inferior (MLB).	Orientado por estação. Planejamento bidirecional. Sem uso adicional de heurísticas. Método do limite inferior local (LLBM).
<i>Bounding</i>	Limite de capacidade total, limite da mochila e limites de sequenciamento em máquina única.	Limite de capacidade total (LM1).	Limite de capacidade total (LM1).	Limite de capacidade total, limite de mochila e limites de sequenciamento em máquina única e em paralelas.
<i>Testes lógicos</i>	Regra de carga máxima. Regra de dominância de rotulagem. Regra de dominância de Jackson. Regra de dominância da primeira estação. Regra de aumento do tempo de tarefa.	Regra de carga máxima. Regra de dominância de árvore.	Não emprega testes.	Regra de carga máxima. Regra de permutação simples. Regra de dominância de Jackson. Regra de aumento do tempo de tarefa. Pré-fixagem dinâmica.

Tabela 2.3 - Revisão dos procedimentos. Fonte: Scholl & Klein (1999).

Scholl & Klein (1999) apontam o procedimento SALOME como o de melhor desempenho em instâncias mais difíceis, ressaltando seu desempenho comparativo nos outros casos. Descrições detalhadas de cada um destes algoritmos, assim como comparações e discussões sobre sua efetividade podem ser encontradas nos trabalhos

de Johnson (1988), Hoffmann (1992), Johnson (1993a), Hoffmann (1993), Johnson (1993b), Nourie & Venta (1996) e Miltenburg (2006).

Em um trabalho recente, Peteers & Degraeve (2006) apresentaram um algoritmo de *branch-and-bound* para o SALBP-1 utilizando um limite inferior de programação linear, calculado através do método de decomposição de Dantzig-Wolfe. Para resolver a formulação foi desenvolvido um algoritmo de geração de colunas. Os testes conduzidos mostram que este novo limite é competitivo com os melhores disponíveis na literatura, sendo que em muitos problemas o valor calculado foi igual ao da solução ótima. Todavia, o custo computacional para calculá-lo o torna muito custoso em instâncias em que há grande quantidade de tarefas.

(f) Algoritmos de Programação Dinâmica

Os trabalhos de Jackson (1956, apud Scholl & Becker, 2006) e Held (1963, apud Scholl & Becker, 2006) descrevem uma abordagem em que a solução ótima para o SALBP-1 é buscada estágio a estágio, cada um deles correspondente a uma estação. A cada passo todas as cargas para a estação são enumeradas. Nesta etapa a Regra de Johnson pode ser aplicada para evitar que cargas máximas dominadas não tenham que ser enumeradas, reduzindo assim o esforço computacional. O problema é então escrito como um Problema de Caminho Mínimo através de um grafo em que cada nó representa uma estação com sua carga associada e arcos aos quais se atribui o tempo ocioso na estação. Neste grafo, cada caminho corresponde a uma solução viável e o menor caminho à solução ótima. Como o número de nós cresce exponencialmente com o número de tarefas, o uso de regras de dominância, de limites inferiores e superiores pode reduzir do esforço de processamento e armazenagem.

Kao & Queyranne (1981) analisaram o funcionamento de dois algoritmos de programação dinâmica para o problema de sequenciamento quando aplicados aos problemas de balanceamento. Para um deles, o método de Schrage & Baker (1978, apud Kao & Queyranne, 1981), propôs-se uma variante capaz de ampliar sua aplicabilidade. Resultados de experimentos computacionais entre as três formulações e comparações entre as três abordagens também estão disponíveis. Carraway (1989)

apresentou dois algoritmos de programação dinâmica para a versão estocástica do SALBP-1 que se baseiam no algoritmo pioneiro de Held (1963, apud Carraway, 1989) para a versão determinística.

(g) Métodos Heurísticos de Solução do SALBP-1

Um número significativo de abordagens heurísticas foi proposto para as versões do SALBP. Os métodos utilizados abrangem uma ampla variedade de técnicas de otimização como heurísticas construtivas, heurísticas de busca local e algoritmos genéticos, capazes de resolver instâncias de tamanho considerável (com mais de mil tarefas) em um tempo reduzido (Scholl & Becker, 2006). Talbot et al (1986) fazem uma comparação entre vinte e seis regras heurísticas para resolver o SALBP-1, classificando-as em quatro categorias: (1) regras de decisão de passo único; (2) regras de decisão compostas; (3) regras de decisão com *backtracking*; e (4) regras de decisão de busca ótima. A primeira categoria consiste nas regras que utilizam os tempos das tarefas e as relações de precedência para estabelecer uma lista não-crescente de prioridades. Para fazer a atribuição das tarefas são empregados os mesmos princípios utilizados nos métodos exatos, ou seja, orientação por tarefa e por estação. Um resumo das possíveis regras é reproduzido na tabela 2.4.

As regras de decisão compostas são empregadas em procedimentos que utilizam as regras de decisão de passo único para gerar múltiplas soluções de uma só vez, para, então, selecionar a melhor. Uma heurística classificada neste grupo é chamada COMSOAL e foi proposta por Arcus (1966, apud DePuy & Whitehouse, 2000; Askin & Standridge, 1993). Ela consiste em manter uma lista de tarefas disponíveis para atribuição e que são selecionadas aleatoriamente. Múltiplas soluções são geradas e a melhor delas é guardada.

Regra	Referência	Notação	Base de cálculo da prioridade da tarefa
1. Máximo Peso Posicional Ponderado	Helgelson & Birnie (1961)	MAXRPW	$RPW_i = t_i + \sum_{j \in F_j} t_j$
2. Máximo Número Total de Tarefas Sucessoras	Talbot & Patterson (1984)	MAXTFOL	$ F_i $
3. Máximo Tempo de Tarefa	Moodie & Young (1965)	MAXDUR	t_i
4. Máximo Número de Tarefas Sucessoras Diretas	Tonge (1961)	MAXIFOL	$ F_i^* $
5. Mínima Folga	Talbot & Patterson (1984)	MINTSLK	$UB_i - LB_i$
6. Atribuição Aleatória de Tarefa	Arcus (1963)	RANDOM	Aleatória (Distribuição Uniforme)
7. Mínimo Limite Inferior	Talbot & Patterson (1984)	MINLB	$LB_i = \left\lceil \left(t_i + \sum_{j \in P_i} t_j \right) / tc \right\rceil$
8. Mínimo Limite Superior	Talbot & Patterson (1984)	MINUB	$UB_i = N + 1 - \left\lfloor \left(t_i + \sum_{j \in F_i} t_j \right) / tc \right\rfloor$
9. Número de Tarefa Mínimo	Arcus (1963)	MINTSKNO	Número da tarefa, i.
10. Máximo Peso Posicional Ponderado Médio	Talbot & Patterson (1984)	MAXAVGRPW	$RPW_i / (F_i + 1)$
11. Mínimo Limite Superior Dividido pelo Número Total de Sucessoras	Talbot & Patterson (1984)	MIN (UB / TFOL)	$UB_i / (F_i + 1)$
12. Máximo Tempo de Tarefa Dividido pelo Limite Superior da Tarefa	Talbot & Patterson (1984)	MAX (DUR / UB)	t_i / UB_i
13. Máximo Total de Sucessoras Dividido pela Folga da Tarefa	Talbot & Patterson (1984)	MAX (TFOL / SLK)	$ F_i / (UB_i - LB_i)$

Tabela 2.4 – Regras de Prioridade das Heurísticas Construtivas. Fonte: Talbot et al (1986).

A terceira categoria – de regras com *backtracking* – engloba os procedimentos de melhora de uma solução inicial. Uma heurística desta categoria é a enumeração parcial feita por Hoffman (1963, apud Talbot et al, 1986), que aplica um procedimento unidirecional orientado por estação para escolher, a cada iteração, a carga de trabalho

com o mínimo tempo ocioso na estação. Também pertence a esta categoria a heurística MALB de Dar-El (1973, apud Talbot et al, 1986). Este procedimento utiliza a heurística MAXRPW associada a um procedimento de melhora para gerar um número limitado de seqüências de atribuição viáveis. Ele foi desenvolvido para resolver o SALBP-2 e opera gerando soluções para uma seqüência de instâncias do SALBP-1.

A quarta e última categoria engloba as regras heurísticas baseadas em limitar o tempo de solução de procedimentos ótimos. Nesta categoria, inclui-se a heurística MUST de Dar-El & Rubinovitch (1979) que opera de maneira similar ao procedimento MALB para resolver o SALBP-2 e, portanto também pode ser adaptada para resolver o SALBP-1. Ele emprega uma enumeração exaustiva para gerar todas as soluções do SALBP-2, ou pelo menos boa parte delas. Considera-se um limite para o número de estações e mínimo tempo de ciclo correspondente a ele. A partir daí, tenta-se construir uma solução para o SALBP-1 através do princípio de orientação por estação. Caso não seja possível, *tc* é incrementado e o processo é repetido.

Magazine & Wee (1981b, apud Talbot et al, 1986) aplicaram um procedimento de *branch-and-bound* em que cada nó da árvore de busca representa um conjunto de atribuições viáveis de máxima carga para uma dada estação. Logo, todos os conjuntos em um mesmo nível se referem à mesma estação. Emprega-se uma estratégia de busca em largura e critérios de poda e ramificação baseados em regras heurísticas de passo único e regras de dominância. Em cada nó, um limite superior para o número de tarefas não atribuídas é determinado, permitindo que o método pare sem que se prove a otimalidade da solução. Talbot & Patterson (1984) desenvolveram um algoritmo de melhora com busca em profundidade que emprega várias técnicas de busca e de poda e regras de decisão para aceitação de soluções. Também é possível utilizar procedimentos de *branch-and-bound* e de Programação Dinâmica associados a algum princípio heurístico para, por exemplo, completar uma solução parcial (Hackman et al, 1989).

O uso de metaheurísticas para solução do SALBP-1 é observado em trabalhos como o de Rubinovitz & Levitin (1995) que aplicam algoritmos genéticos para gerar várias soluções alternativas para uma mesma instância. Leu et al (1994) avaliam a aplicação de algoritmos genéticos sobre populações iniciais geradas segundo heurísticas

convencionais para o SALBP-1 e Sabuncuoglu et al (2000) propõem um procedimento genético associado à técnica de Recozimento Simulado capaz de superar as heurísticas convencionais em um bom número de instâncias. Bautista e Pereira (2006) aplicam a técnica colônia de formigas a um problema de balanceamento de produto único sob restrições de espaço e tempo na indústria automobilística. Dentre todas as abordagens meta-heurísticas, os algoritmos genéticos são aquela que está presente no maior número de publicações dedicadas ao tema (Becker & Scholl, 2006; Rubinovitz & Levitin, 1995; Kim et al, 1996, Kim et al, 1998; Gonçalves & Almeida, 2002; Levitin et al, 2006). Lapierre et al (2006) estudaram o problema de balanceamento de linhas através da técnica de Busca Tabu.

3. RE-CONFIGURAÇÃO DE SISTEMAS DE MONTAGEM

Muitas empresas operam em cenários cuja variabilidade da demanda torna a configuração de seu sistema de montagem ociosa ou sobrecarregada ao longo do tempo. Para fazer frente a estas questões outras formas de organizar a manufatura foram propostas, como as linhas flexíveis que produzem mais de um produto e as células de trabalho onde um trabalhador, com múltiplas habilidades, executa uma gama maior de atividades. Entretanto estas abordagens trazem inconvenientes como maior uso de espaço físico e baixa utilização dos recursos. Em alguns contextos, estas desvantagens podem inviabilizar seu uso, e tornando mais atraentes as linhas de montagem seriais dedicadas a famílias de produtos. É o que acontece, por exemplo, nas empresas de manufatura contratada do setor eletroeletrônico em que há grande pressão por uma operação com baixos custos logísticos e de produção.

Mesmo assim, a grande maioria dos trabalhos sobre linhas de montagem se refere a seu balanceamento e apenas uma pequena parte trata o projeto destes sistemas. Mais restrita ainda é a literatura que versa sobre a re-configuração frente a demandas flutuantes. Pinto et al (1983) ao considerar esta questão analisam apenas a possibilidade de seleção de tecnologias para executar as tarefas na nova configuração. Desconsideram-se assim todos os custos com a re-alocação de tarefas, que podem, inclusive, ser independentes da tecnologia utilizada. Estes custos compreendem as despesas para adaptar ferramentas e outros dispositivos à nova estação à qual a tarefa foi alocada. Num cenário de demandas dinâmicas, a re-configuração em uma única ocasião também pode ser questionada. Ou seja, se o re-projeto proposto não acomodar as oscilações no nível de demanda, rapidamente a linha estará sobrecarregada ou ociosa, outra vez. Bukchin & Rabinowitch (2005) ao tratar uma formulação para o problema de balanceamento de linhas consideram os custos de alocar uma dada tarefa a mais de uma estação, mas não atentam para a mudança de sua localização. Já em Pinnoi & Wilhelm (1998) e Gadidov & Wilhelm (1999) são considerados os custos de atribuição da tarefa a cada uma das tecnologias disponíveis, mas não há dependência direta destes custos em relação às estações às quais podem ser alocadas. Além disso, nestes três trabalhos, a re-configuração do sistema de montagem não prevê a variação do número de postos da estrutura. Estes dois aspectos também não são contemplados

nos trabalhos de Bukchin & Tzur (2000), de Fernandes & Delalio (2000), Sawik (2002), Kimms (2000). Há ainda trabalhos nos quais o termo projeto de linhas de montagem é usado como sinônimo para o problema de balanceamento, como é o caso de Rekiek et al (2002).

Para cobrir esta lacuna teórica, são propostas quatro formulações de programação inteira para o problema de re-configuração que, além dos custos já citados, também consideram os custos e os lucros com a abertura e o fechamento de estações de trabalho. Compreende-se que o fechamento de uma estação poderá representar lucro sempre que o ativo desmobilizado tiver algum valor residual, podendo ser vendido ou utilizado para outra finalidade. Também são levados em conta os custos de manutenção de estações, advindos da taxa de salário dos trabalhadores e de outros gastos que incorram em todos os períodos sobre cada estação aberta. Visto que em todas as formulações há dependência entre os custos e a alocação das tarefas, não é possível dar um tratamento hierárquico ao problema de re-configuração. Isto é, não se pode determinar o menor número de estações para atingir uma dada taxa de produção e depois procurar uma distribuição mais equitativa da carga de trabalho com o mesmo número de postos. Por este motivo, em todas as formulações o conjunto de restrições do tempo de ciclo é escrito com limites mínimos e máximos de ocupação para tratar a suavização. Além de possuir este conjunto de custos, três destes modelos são escritos para o planejamento da capacidade da linha em um horizonte discretizado em períodos, que pode, inclusive operar de maneira rolante. A seguir cada uma destas formulações é apresentada em detalhe.

3.1. Problema de Re-configuração de Sistemas de Montagem (ASRP)

É fato conhecido que a demanda por um produto varia ao longo de seu ciclo de vida. Por isso pode ser necessário re-configurar a linha de montagem para um novo patamar de demanda que possa ser considerado estável por um intervalo de tempo que justifique a intervenção sobre o sistema. Nestes casos, o rearranjo deverá minimizar o custo total de abertura de novas estações e de re-alocação de tarefas, em contraposição à receita com o fechamento.

Considere, então, uma solução inicial para o balanceamento de uma linha mono-produto serial e um novo valor para o tempo de ciclo sob o qual ela deverá operar a partir de então. Não há alterações na estrutura e nas tarefas de montagem do produto e, logo, as relações de precedência e demais restrições tecnológicas permanecem inalteradas. As notações da tabela 3.1 são suficientes para compreender a primeira formulação de re-configuração, ASRP-F1, descrita nas expressões em (F1-1) - (F1-9).

Conjuntos de Índices	Parâmetros
J – Conjunto das tarefas a serem alocadas.	t_j – Tempo de processamento da tarefa j . tc – Tempo de ciclo.
K – Conjunto de estações disponíveis para alocação.	IP – Conjunto de pares de tarefas, i e j , tal que i precede j . y_{o_k} – 1, se a estação k está aberta na solução inicial e 0, caso contrário.
Variáveis	
$y_k = 1$, se a estação k , está aberta na nova solução, e 0, caso contrário.	x_{oj} – 1, se a tarefa j estava alocada à estação k na solução inicial. ca_k – Custo (ou lucro) com a abertura ou o fechamento da estação k , respectivamente.
$x_{kj} = 1$, se a tarefa j foi atribuída a estação k na nova solução, e 0, caso contrário.	c_{kj} – Custo de re-alocar a tarefa j à estação k . M – Meta de ocupação de cada estação aberta. $FMAX$ – Folga máxima de ocupação em qualquer estação aberta. $EMAX$ – Máximo excesso de ocupação em qualquer estação aberta.

Tabela 3.1 – Conjuntos, parâmetros e variáveis para o problema de re-configuração de linhas de montagem ASRP-F1. Fonte: autor.

A função objetivo (F1-1) representa o custo total com a re-configuração da linha de montagem. Observe que este custo pode assumir valores negativos significando, neste caso, que o lucro obtido com a retração do número de postos supera os custos de re-alocação das tarefas. Em (F1-2), (F1-3) e (F1-4) são escritas, respectivamente, as restrições de obrigatoriedade de atribuição de cada tarefa a exatamente uma estação, respeito ao tempo de ciclo e respeito às relações de precedência. Além do objetivo, a formulação difere do SALBP-1 na restrição (F1-3) que foi escrita como uma igualdade

para incorporar o cálculo das folgas e excessos de carregamento em cada estação. Observe que há uma meta de capacidade e limites mínimos e máximos para ocupação das estações, mesmo que o alcance desta meta não seja forçado. Sendo assim, ela apenas representa uma referência para a carga de trabalho desejada nos postos e em relação à qual serão definidas as máximas folgas e excessos aceitáveis. A restrição (F1-5) tem por objetivo melhorar limites de programação linear, forçando a abertura sequencial das estações e, por conseguinte, limitando o número de soluções possíveis. Em (F1-6) e (F1-7) são estabelecidos os valores máximos das folgas e excessos. Em (F1-8) e (F1-9) declara-se os domínios das variáveis do modelo.

$$\min f = \sum_{k \in K} ca_k \cdot (y_k - yo_k) + \sum_{k \in K} \sum_{j \in J} c_{kj} \cdot (1 - xo_{kj}) \cdot x_{kj} \quad (F1-1)$$

sujeito a :

$$\sum_{k \in K} x_{kj} = 1 \quad \forall j \in J \quad (F1-2)$$

$$\sum_{j \in J} t_j \cdot x_{kj} = M \cdot tc \cdot y_k + e_k - f_k \quad \forall k \in K \quad (F1-3)$$

$$x_{kj} \leq \sum_{h \in K / h \leq k} x_{hi} \quad \forall (i, j) \in IP, \forall k \in K \quad (F1-4)$$

$$y_{k-1} \geq y_k \quad \forall k \in K \setminus \{k=1\} \quad (F1-5)$$

$$e_k \leq E_{MAX} \cdot y_k \quad \forall k \in K \quad (F1-6)$$

$$f_k \leq F_{MAX} \cdot y_k \quad \forall k \in K \quad (F1-7)$$

$$x_{kj}, y_k \in \{0,1\} \quad \forall k \in K, \forall j \in J \quad (F1-8)$$

$$e_k, f_k \geq 0 \quad \forall k \in K \quad (F1-9)$$

Esta formulação tem como limitação o fato dos valores do custo e do lucro de expansão e contração serem simétricos. Em muitas situações este pressuposto pode não ser adequado, especialmente, se houver forte efeito de depreciação da infraestrutura. Uma pequena alteração nesta formulação permite que ela contabilize separadamente os custos e lucros com a variação do número de estações. Isto pode ser obtido com a substituição do primeiro termo da função objetivo (F1-1) pela expressão (F1-10) a seguir e pela inserção de um conjunto adicional de restrições, escrito em (F1-11)-(F1-12), cuja função é contabilizar a quantidade de estações fechadas ou abertas.

$$f = ca_k \cdot \sum_{k \in K} A_k - cf_k \cdot \sum_{k \in K} F_k + \sum_{k \in K} \sum_{j \in J} c_{kj} \cdot (1 - xo_{kj}) \cdot x_{kj} \quad (\text{F1-10})$$

$$\sum_{k \in K} (y_k - yo_k) - \sum_{k \in K} A_k + \sum_{k \in K} F_k = 0 \quad (\text{F1-11})$$

$$A_{k-1} \geq A_k \quad \forall k \in K \setminus \{k=1\} \quad (\text{F1-12})$$

$$F_{k-1} \geq F_{k-1} \quad \forall k \in K \setminus \{k=1\} \quad (\text{F1-13})$$

$$A_k, F_k \in \{0,1\} \quad \forall k \in K \quad (\text{F1-14})$$

As variáveis binárias A_k e F_k em (F1-11) contabilizam o número de estações abertas ou fechadas no re-projeto. Também é necessário considerar um novo parâmetro, cf_k , que representa o lucro com o fechamento de uma estação, tal que $ca_k > cf_k$. Todavia, se esta formulação for utilizada em um caso simétrico ($ca_k = cf_k$), as restrições (F1-15) deverão ser incorporadas para que não haja abertura e fechamento simultâneos. Se isto não fosse feito haveria equivalência entre uma solução em que n estações são abertas e outra em que m estações são abertas e $(m - n)$ são fechadas. Obviamente, uma má descrição dos “movimentos” da estrutura.

$$A_k + F_k \leq 1 \quad \forall k \in K \quad (\text{F1-15})$$

É possível obter uma formulação alternativa às expressões em (F1-10)-(F1-15) com apenas duas variáveis binárias e duas contínuas não-negativas. Entretanto, observou-se que melhores *gaps* de programação linear são obtidos com a formulação apresentada. Esta abordagem reflete uma certa “inércia” do sistema de montagem, pois os custos de re-alocação das tarefas tendem a inibir as modificações que acontecerão apenas quando os custos de fechamento forem suficientemente atraentes.

3.2. Problema de Re-configuração Dinâmica de Sistemas de Montagem (DASRP)

Três versões dinâmicas para o problema de re-configuração são apresentadas a seguir. Elas correspondem a variações nos pressupostos sobre os parâmetros de custo e receita com a variação da estrutura que tornam uma ou outra mais adequada em certos contextos.

(a) Custo e Receita Simétricos para Variação da Estrutura

Se a variação nos níveis de demanda for muito grande, re-configurar o sistema oferecerá uma forma de gerir adequadamente a capacidade e reduzir os custos de operação. Este cenário se tornará mais atraente ainda quando houver custos de manutenção das estações abertas. Por isso, é preciso utilizar uma ferramenta que permita dizer em quais momentos vale a pena – ou mesmo é obrigatório – alterar a estrutura. Considere, então, uma previsão de demanda para um horizonte de planejamento finito, discretizado em períodos, ao longo do qual a taxa de produção almejada tem um comportamento dinâmico e determinístico. Deseja-se definir o número de estações que deverão ser abertas em cada período e quais tarefas serão atribuídas a elas, de modo que os custos totais sejam minimizados e as restrições de precedência e suavização da carga sejam atendidas. A segunda formulação proposta, DASRP-F2, tenta responder a este problema de planejamento. A tabela 3.2 traz as notações necessárias para descrever esta nova formulação.

Conjuntos de Índices	Parâmetros
J – Conjunto das tarefas a serem alocadas.	t_j – Tempo de processamento da tarefa j . tc_t – Tempo de ciclo no período t .
K – Conjunto de estações disponíveis para alocação.	IP – Conjunto de pares de tarefas, i e j , tal que i precede j .
T – Conjunto de períodos do horizonte de planejamento.	$y_{0k} - 1$, se a estação k está aberta na solução inicial e 0 , caso contrário.
Variáveis	$x_{0kj} - 1$, se a tarefa j estava alocada à estação k na solução inicial.
y_{kt} – se a estação k , está aberta na solução do período t .	ca_k – Custo (ou lucro) com a abertura (ou o fechamento) da estação k .
x_{kjt} – se a tarefa j foi atribuída a estação k na solução do período t .	c_{kj} – Custo de re-alocar a tarefa j à estação k .
	s_k – Custo de manter a estação k aberta por um período.

Tabela 3.2. – Dados para o problema de re-balanceamento dinâmico de linha de montagem. Fonte: autor.

A partir destas definições, uma primeira formulação para o problema de re-configuração multi-período é mostrada nas expressões (F2-1) – (F2-9).

$$\min \sum_{k \in K} \sum_{t \in T} ca_k \cdot (y_{kt} - y_{kt-1}) + \sum_{k \in K} \sum_{j \in J} \sum_{t \in T} c_{kj} \cdot (1 - x_{kjt-1}) \cdot x_{kjt} + \sum_{k \in K} \sum_{t \in T} s_k \cdot y_{kt} \quad (\text{F2 - 1})$$

s.a.

$$\sum_{k \in K} x_{kjt} = 1 \quad \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F2 - 2})$$

$$\sum_{j \in J} t_j \cdot x_{kjt} = M \cdot tc_t \cdot y_{kt} + e_{kt} - f_{kt} \quad \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F2 - 3})$$

$$x_{kjt} \leq \sum_{h \in K / h \leq k} x_{hit} \quad \forall (i, j) \in IP, \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F2 - 4})$$

$$y_{k-t} \geq y_{kt} \quad \forall k \in K \setminus \{k=1\}, \forall t \in T \quad (\text{F2 - 5})$$

$$e_{kt} \leq E_{MAX} \cdot y_{kt} \quad \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F2 - 6})$$

$$f_{kt} \leq F_{MAX} \cdot y_{kt} \quad \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F2 - 7})$$

$$x_{kjt}, y_{kt} \in \{0,1\} \quad \forall k \in K, \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F2 - 8})$$

$$e_{kt}, f_{kt} \geq 0 \quad \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F2 - 9})$$

A função objetivo em (F2-1) contabiliza o custo total de re-projeto do sistema somando em cada período os mesmos custos considerados no modelo ASRP-F1 e mais uma parcela que representa o custo de manutenção da estrutura. A incorporação deste parâmetro motiva os movimentos de retração da estrutura assim como o lucro pelo fechamento. É importante notar que a função objetivo é não-linear em relação às variáveis de atribuição. Porém, um modelo linear pode ser facilmente obtido com a inserção de uma nova variável, m_{kjt} , tal que $m_{kjt} = x_{kjt} \cdot x_{kjt-1}$ com a qual se re-escreve a parcela de atribuição da função objetivo e mais três novos grupos de restrições, escritos em (F2-10)- (F2-13). Ressalta-se que a linearização proposta é válida devido ao formato da função objetivo que força a variável m_{kjt} para o valor um sempre que possível. Entretanto, o mesmo resultado não poderia ser garantido para outros formatos de custo.

$$f = \left[\sum_{k \in K} \sum_{t \in T} ca_k \cdot (y_{kt} - y_{kt-1}) + \sum_{k \in K} \sum_{j \in J} \sum_{t \in T} c_{kj} \cdot (x_{kjt} - m_{kjt}) + \sum_{k \in K} \sum_{t \in T} s_k \cdot y_{kt} \right] \quad (\text{F2 - 10})$$

$$m_{kjt} \leq x_{kjt} \quad \forall k \in K, \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F2 - 11})$$

$$m_{kjt} \leq 1 - x_{kjt} + x_{kjt-1} \quad \forall k \in K, \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F2 - 12})$$

$$m_{kjt} \in \{0,1\} \quad \forall k \in K, \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F2 - 13})$$

Em (F2-2)-(F2-9) estão escritas, período a período, restrições equivalentes àquelas da formulação ASRP-F1. Também se adotam custos e lucros de variação da estrutura simétricos, pressuposto que dá mais flexibilidade ao modelo, incentivando-o a acompanhar períodos de baixa demanda operando com uma estrutura mais enxuta. Isto se deve a ausência de custos de depreciação.

(b) Custo e Receita Assimétricos para Variação da Estrutura

Conforme se mencionou na seção anterior, a retração da estrutura pode ser desmotivada se houver efeitos de depreciação consideráveis cada vez que uma estação é aberta e depois fechada. Neste caso o saldo entre o lucro de fechamento e o custo de abertura é negativo, podendo fazer com seja mais vantajoso manter a estrutura ociosa em períodos de baixa demanda do que retrai-la para, futuramente, expandi-la de novo. Obviamente, isto também dependerá da intensidade dos custos de manutenção e da quantidade de períodos em que a estação puder operar com um número reduzido de estações. Para tratar este problema, propõe-se a formulação DASRP-F3, que difere da anterior apenas pela presença de $2.T$ novas variáveis inteiras e um conjunto de T restrições em (F3-9)-(F3-11) para computar, em cada período, o custo ou lucro marginais a cada unidade de variação no número de estações. Para isso, considera-se dois novos grupos de variáveis binárias, A_{kt} e F_{kt} , e seus respectivos custos ca_k e cf_k . Sendo assim, a formulação DASRP-F3 fica escrita como nas expressões (F3-1)-(F3-16).

$$\min \sum_{k \in K} \sum_{t \in T} (ca_k \cdot A_{kt} - cf_k \cdot F_{kt}) + \sum_{k \in K} \sum_{j \in J} \sum_{t \in T} c_{kj} \cdot (x_{kjt} - m_{kjt}) + \sum_{k \in K} \sum_{t \in T} s_k \cdot y_{kt} \quad (\text{F3-1})$$

s.a.

$$\sum_{k \in K} x_{kjt} = 1 \quad \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F3-2})$$

$$\sum_{j \in J} t_j \cdot x_{kjt} = M \cdot tc_t \cdot y_{kt} + e_{kt} - f_{kt} \quad \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F3-3})$$

$$x_{kjt} \leq \sum_{h \in K \setminus \{h \leq k\}} x_{hit} \quad \forall (i, j) \in IP, \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F3-4})$$

$$e_{kt} \leq E_{MAX} \cdot y_{kt} \quad \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F3-5})$$

$$f_{kt} \leq F_{MAX} \cdot y_{kt} \quad \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F3-6})$$

$$y_{k-1t} \geq y_{kt} \quad \forall k \in K \setminus \{k=1\}, \forall t \in T \quad (\text{F3-7})$$

$$m_{kjt} \leq x_{kjt} \quad \forall k \in K, \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F3-8})$$

$$m_{kjt} \leq 1 - x_{kjt} + x_{kjt-1} \quad \forall k \in K, \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F3-9})$$

$$\sum_{k \in K} (y_{kt} - y_{kt-1}) - \sum_{k \in K} A_{kt} + \sum_{k \in K} F_{kt} = 0 \quad \forall t \in T \quad (\text{F3-10})$$

$$A_{k-1t} \geq A_{kt} \quad \forall k \in K \setminus \{k=1\}, \forall t \in T \quad (\text{F3-11})$$

$$F_{k-1t} \geq F_{kt} \quad \forall k \in K \setminus \{k=1\}, \forall t \in T \quad (\text{F3-12})$$

$$A_{kt} + F_{kt} \leq 1 \quad \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F3-13})$$

$$x_{kjt}, y_{kt}, A_{kt}, F_{kt} \in \{0,1\} \quad \forall k \in K, \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F3-14})$$

$$m_{kjt}, e_{kt}, f_{kt} \geq 0 \quad \forall k \in K, \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F3-15})$$

Em (F3-1), a única parcela da função objetivo que a torna diferente de (F2-1) é aquela que diz respeito ao custo ou lucro com a variação da estrutura. Aqui, as variáveis A_{kt} e F_{kt} são ativadas, em ordem crescente de k , $k \in K$, até que se atinja a quantidade de estações variada, no período em questão. Este efeito é obtido pelas restrições em (F3-11) e (F3-12). Em (F3-13) se garante que em nenhum período haverá abertura e fechamento simultâneos, caso o custo e a receita de abertura sejam simétricos. Esta restrição foi incorporada, pois a formulação pode substituir a anterior no caso simétrico. No capítulo quatro, comparam-se os desempenhos computacionais das duas alternativas de modelagem. As demais restrições são as mesmas que foram definidas para a formulação F-2, inclusive no que se refere a linearização da segunda parcela da função objetivo.

O formato dos parâmetros de custo e lucro marginais, ca_k e cf_k , respectivamente, pode especializar ainda mais o modelo. A princípio, pode-se considerar que eles possuem valores constantes para qualquer quantidade de estações aberta ou fechada. Outra

possibilidade é definir custos e receitas marginais decrescentes com quantidade de estações adicionais abertas ou fechadas. Procura-se assim representar despesas como contratação, treinamento e compra de equipamentos e ferramentas, que em maiores quantidades propiciam redução do custo unitário. Com os custos assim estabelecidos, a estrutura tem um estímulo adicional para se contrair quando há elevação do tempo de ciclo. Também é possível considerar este efeito de escala durante a contração da estrutura, visto que as operações de venda de ativos também podem ser afetadas por ele. Entretanto, neste trabalho se estudou somente o caso em que o valor do lucro marginal é constante. Os testes computacionais apresentados na próxima seção analisam o impacto dos dois perfis de custo na variação da estrutura.

(c) Separação entre Custos de Aquisição e Ativação de Estações

Nas duas primeiras formulações dinâmicas as estações foram tratadas como recursos escassos, pois possuíam um valor residual quando eram desativadas. Este pressuposto se apóia na idéia de que há possíveis compradores para estas estações, mesmo que eles sejam outros centros de trabalho da mesma empresa. Todavia, há situações que o valor residual das estações é nulo, fazendo com que uma estação desativada permaneça a disposição para ser utilizada em um momento futuro. Mesmo assim, poderão existir custos apenas para reativar estas estações quando o tempo de ciclo se tornar mais restritivo. A última formulação DASRP-F4 tenta refletir este comportamento. Nela, os custos marginais de abertura, ca_k , incidem apenas sobre as unidades adicionais em relação ao número máximo de estações já instaladas, podendo ser constantes ou decrescentes como na formulação DASRP-F3. Estes parâmetros representam as despesas com a aquisição dos novos ativos. Sobre a quantidade total de estações abertas em cada período incide um custo de instalação por estação k , ci_k . Esta variante do problema foi idealizada a partir de nossa experiência com uma empresa de manufatura contratada do setor eletroeletrônico, mais especificamente, nos processos de montagem manual de produtos finais. As expressões de (F4-1)-(F4-19) definem o modelo proposto:

$$\min \sum_{k \in K} \sum_{t \in T} (ca_k \cdot \delta_{kt} + ci_k \cdot A_{kt}) + \sum_{k \in K} \sum_{j \in J} \sum_{t \in T} c_{kj} \cdot (x_{kjt} - m_{kjt}) + \sum_{k \in K} \sum_{t \in T} s_k \cdot y_{kt} \quad (\text{F4-1})$$

s.a.

$$\sum_{k \in K} x_{kjt} = 1 \quad \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F4-2})$$

$$\sum_{j \in J} t_j \cdot x_{kjt} = M \cdot tc_t \cdot y_{kt} + e_{kt} - f_{kt} \quad \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F4-3})$$

$$x_{kjt} \leq \sum_{h \in K / h \leq k} x_{hjt} \quad \forall (i, j) \in IP, \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F4-4})$$

$$e_{kt} \leq E_{MAX} \cdot y_{kt} \quad \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F4-5})$$

$$f_{kt} \leq F_{MAX} \cdot y_{kt} \quad \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F4-6})$$

$$y_{k-t} \geq y_{kt} \quad \forall k \in K \setminus \{k=1\}, \forall t \in T \quad (\text{F4-7})$$

$$m_{kjt} \leq x_{kjt} \quad \forall k \in K, \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F4-8})$$

$$m_{kjt} \leq 1 - x_{kjt} + x_{kjt-1} \quad \forall k \in K, \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F4-9})$$

$$\sum_{k \in K} (y_{kt} - y_{kt-1}) - \sum_{k \in K} A_{kt} + \sum_{k \in K} F_{kt} = 0 \quad \forall t \in T \quad (\text{F4-10})$$

$$A_{k-t} \geq A_{kt} \quad \forall k \in K \setminus \{k=1\}, \forall t \in T \quad (\text{F4-11})$$

$$F_{k-t} \geq F_{kt} \quad \forall k \in K \setminus \{k=1\}, \forall t \in T \quad (\text{F4-12})$$

$$A_{kt} + F_{kt} \leq 1 \quad \forall k \in K, \forall t \in T \quad (\text{F4-13})$$

$$d_t = d_{t-1} - a_t + F_t \quad \forall t \in T \quad (\text{F4-14})$$

$$a_t \leq d_{t-1} \quad \forall t \in T \quad (\text{F4-15})$$

$$\sum_{k \in K} \delta_{kt} = \sum_{k \in K} A_{kt} - a_t \quad \forall t \in T \quad (\text{F4-16})$$

$$\delta_{k-t} \geq \delta_{kt} \quad \forall k \in K \setminus \{k=1\}, \forall t \in T \quad (\text{F4-17})$$

$$x_{kjt}, y_{kt}, A_{kt}, F_{kt}, \delta_{kt} \in \{0,1\} \quad \forall k \in K, \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F4-18})$$

$$m_{kjt}, e_{kt}, f_{kt}, a_t, d_t \geq 0 \quad \forall k \in K, \forall j \in J, \forall t \in T \quad (\text{F4-19})$$

Esta formulação divide o total de estações que o sistema de manufatura possui em cada período em dois grupos, de estações ativadas e desativadas. Para calcular e aplicar custos apenas à quantidade de estações adicionais, utilizou-se quatro novas variáveis, d_t , a_t e δ_{kt} , as duas primeiras contínuas e a última binária. A primeira armazena, em cada período, a quantidade de estações disponíveis, que é regulada pela equação de balanço (F4-14). Nela, a_t aparece no lugar de $\sum_{k \in K} A_{kt}$ para evitar que d_t se torne negativo quando a quantidade de estações necessárias superar as disponíveis. Por isso ela foi limitada com a quantidade de estações disponíveis no período anterior através da restrição (F4-15). Em (F4-16), as variáveis δ_t têm a função de contabilizar o número de estações adicionais, por período, para que os custos marginais na primeira parcela na função objetivo (F4-1) incidam sobre elas. Em (F4-17) se usa o mesmo recurso que

(F4-11) e (F4-12) para garantir a ativação das variáveis na ordem crescente do índice das estações. Isto permite que diferentes formatos de custos marginais sejam aplicados através desta formulação, ao mesmo tempo, melhorando o *gap* de programação linear. As restrições (F4-18) e (F4-19) declaram os domínios das variáveis e as demais têm o mesmo papel que nas formulações anteriores.

Por fim, deve-se observar que não foram feitas considerações sobre os impactos destas variações do sistema de manufatura sobre a curva de aprendizado da operação. Logo, a funcionalidade desta abordagem dependerá de outros fatores como a pluri-especialização (pelo menos parcial) dos operadores e a possibilidade de ajustar a infraestrutura dentro de um tempo razoável frente à velocidade de variação da demanda prevista. Se estas condições não puderem ser garantidas, o modelo pode fornecer uma descrição inadequada dos custos reais.

3.3. Limites Inferiores para os Problemas de Re-configuração

Algumas propriedades que os problemas de re-configuração possuem em comum com o SALBP-1 permitem que vários limites inferiores sejam aplicados em todos os períodos para gerar números mínimos de estações em cada um deles e, conseqüentemente, melhorar o limite de programação linear. Basta, por exemplo, relaxar o pressuposto de integralidade das tarefas para aplicar, em cada período, o limite LM1. A exigência de que as tarefas sejam feitas seqüencialmente em qualquer estação permite que o problema de atribuição de cada período seja relaxado como problema de empacotamento. Daí, os limites LM2 e LM3 podem ser empregados, bastando para isso calculá-los em cada período com seu respectivo tempo de ciclo. O limite de seqüenciamento, LM4, proposto por Johnson (1988) também pode ser aplicado a cada valor de tempo de ciclo. Assim como também o podem aqueles que se baseiam no princípio de melhorias destrutivas como LM5, LM7 e LM8 (Fleszar & Hindi, 2003). Este raciocínio também se estende ao limite LM6 que se baseia na dualidade entre as versões um e dois do SALBP (Scholl & Klein, 1997, apud Scholl & Becker, 2006).

Durante os testes computacionais com as formulações geradas foram utilizados os limites LM1, LM2, LM3, LM6 e LM7. Os demais não foram empregados devido a dificuldades de implementação e ao tempo restrito para desenvolvimento desta pesquisa. Porém, acredita-se que os resultados não foram comprometidos porque os limites implementados foram suficientes para obter valores bem próximos ao número de estações abertas em cada período na solução ótima. Em boa parte das instâncias os limites gerados foram iguais aos números de estações ativas na solução ótima, em boa parte dos períodos. Nos demais casos, os limites calculados estiveram de dez a trinta por cento abaixo do número da solução ótima. Alguns resultados que exemplificam estas afirmações estão disponíveis no capítulo quatro.

3.4. Regras de Redução para os Problemas de Re-configuração

Fleszar & Hindi (2003) descrevem um bom número de regras de redução para o SALBP-1. Entretanto, algumas destas regras não podem ser diretamente aplicadas às formulações de re-configuração, pois seu objetivo não é, necessariamente, buscar a configuração de linha com menor número de estações. A exemplo, as regras que empregam o princípio de aumentar o tempo de algumas tarefas não podem ser usadas porque haveria interferência inadequada nas restrições de suavização da carga. Entretanto elas poderiam ser empregadas apenas para calcular os limites inferiores visto que se apóiam nos pressupostos de indivisibilidade das tarefas e em relações de precedência válidas para todos os períodos. As Regras de Aumento das Relações de Precedência, de Máximas Tarefas e de Junção de Tarefas, também refletem a minimização do número de estações e, logo, não poderiam ser aplicadas diretamente.

Já a Regra de Sub-divisão da Rede poderia ser aplicada, pois ela depende apenas de questões tecnológicas presentes em cada período, como as relações de precedência e o tempo de ciclo da linha. Assim como as regras de aumento do tempo de tarefas, ela poderia ser utilizada na geração de limites para o número de estações. O mesmo sendo válido para a Regra de Falsas Tarefas. Mesmo considerando estas regras aplicáveis aos modelos deste trabalho, elas não foram empregadas nos casos testados. Sugere-se, portanto, que seu impacto seja analisado em um estudo futuro. Outra possibilidade é

estudar variações destas e das regras de dominância como faz Amen (2006) para um problema de balanceamento de linha cujo objetivo tem sentido de custo real.

Nos problemas testados foram empregadas duas regras de redução para limitar o número máximo de estações na nova configuração. Uma delas foi desenvolvida para caso de re-projeto em única ocasião e se baseia na viabilidade da solução inicial para o novo tempo de ciclo. A outra é aplicável a esta versão, como também às três formulações dinâmicas e se baseia nas restrições de ocupação mínima de cada estação. Visto que na revisão bibliográfica não se encontraram referências a estas regras, dois teoremas foram formulados e provados para garantir sua validade no caso geral. A seguir eles são apresentados.

Proposição – 1: *Seja X' , uma dada solução viável para a formulação ASRP-FI, as restrições de abertura seqüencial, $y_{k-1} \geq y_k, \forall k \in K \setminus \{k=1\}$ e carga mínima,*

$$\sum_{j \in J} t_j . x_{kj} = M . tc . y_k - f_k + e_k, \forall k \in K, \quad f_{kt} \leq F_{\max} . tc . y_k, \forall k \in K. \text{ Considere ainda que } M \text{ e}$$

F_{\max} *representam, respectivamente, a meta de ocupação e a folga máxima em cada estação. Então, é válido afirmar que:*

$$\{\{\exists Q \subseteq J \mid (q \in Q) \wedge (p_q < M - F_{\max})\} \rightarrow [\exists k \mid (y_k = 1) \wedge (x_{kq} = 1) \wedge (x_{ks} = 0, \forall s \in J, s \neq q)]\} \\ \Rightarrow (y_k = 0, \forall k, |K| - \lceil |Q|/2 \rceil + 1 \leq k \leq |K|).$$

Prova: *Seja $S, S = \{(t_1, s_1), (t_2, s_2), \dots, (t_N, s_N)\}$, uma seqüência de atribuição de tarefas t a estações s que atende as relações de precedência e em que há somente uma tarefa por estação. Considere, ainda, \underline{m} como o número de tarefas j , tais que $p_j < (M - E_{\max})$. Logo, N estações são usadas nesta solução que é inviável, pois contém \underline{m} estações nas quais as restrições de carga mínima não são atendidas.*

Para que uma solução viável seja obtida, além de atender as restrições de precedência, estas \underline{m} tarefas deverão ser alocadas em uma estação em que haja pelo menos mais uma tarefa para que as restrições de carga mínima sejam atendidas.

Se \underline{m} representar um número par de tarefas, o caso mais favorável ao atendimento das restrições de taxa de ocupação mínima (que corresponde ao menor número de estações fechadas por não atender estas restrições) ocorre quando há, entre as

combinações destas \underline{m} tarefas, de duas em duas, $\frac{m}{2}$ agrupamentos tais que a desigualdade $p_i + p_j > (M - F_{max})$ é válida para o par de tarefas i e j de cada agrupamento e não há tarefas repetidas entre estes agrupamentos. Se cada agrupamento representar a carga de uma estação, nesta solução, $\frac{m}{2}$ estações deverão estar fechadas, pois terão taxa de ocupação nula. Pela restrição de abertura seqüencial, as estações fechadas em qualquer solução são sempre as últimas de maior índice dentre o total de estações disponíveis. Portanto, as últimas $\frac{m}{2}$ estações deverão estar fechadas em qualquer solução viável.

Se \underline{m} for um número ímpar de tarefas, o caso mais favorável ao atendimento das restrições de carga mínima ocorrerá em uma das duas situações: (1) se houver pelo menos $(\underline{m} - 1)/2$ estações, cada uma com um agrupamento de duas tarefas i e j , tal que $p_i + p_j > (M - F_{max})$, e uma tarefa restante que pode ser atribuída a uma das estações que contém as tarefas maiores que $(M - F_{max})$; (2) ou se houver $(\underline{m} - 3)/2$ agrupamentos de duas tarefas e um agrupamento de três tarefas, tal que a ocupação que cada um exige da estação em que estão alocados é maior que $(M - F_{max})$. Nos dois casos o número de estações que fica vazia após a formação dos agrupamentos é $\lceil (\underline{m} - 1)/2 \rceil$. Pelas mesmas restrições acima comentadas, estas são as $\lceil (\underline{m} - 1)/2 \rceil$ estações de maior índice.

Portanto, para qualquer valor de \underline{m} , o número de estações fechadas será $\lceil (\underline{m} - 1)/2 \rceil$.

Corolário da Proposição – 1: Em cada período t , $t \in T$, a quantidade de tarefas cujo tempo de processamento é maior que $(M - F_{max}) \cdot t_c$ depende de seu respectivo valor para o tempo de ciclo, t_c . Logo, a proposição 1 pode ser aplicada para determinar o número de tarefas com esta característica em cada período, \underline{m}_t , e, por conseguinte, a quantidade de estações que permanecerão fechadas nesta solução.

Proposição – 2: Considere uma solução inicial, X_0 , com n_0 estações. Se esta solução também for viável para as restrições (F1-2)-(F1-9) calculadas no novo tempo de ciclo, t_c , n_0 representará um limite superior para o número de estações, n , nesta solução.

Prova: Dado que X_0 é uma solução viável para as restrições (F1-2)-(F1-9) calculadas em tc , o custo total de re-projeto se a estrutura for mantida inalterada será nulo, pois todas as parcelas de (1.1) também o serão. Qualquer solução com mais de n_0 estações implicará em um custo total de deslocamento $\sum_{k \in K} \sum_{j \in J} c_{kj} \cdot (1 - x_{0kj}) \cdot x_{kj} > 0$, pois um número de tarefas pelo menos igual a quantidade de estações adicionais deverá ser movimentada. Além disso, em qualquer expansão, $\sum_{k \in K} ca \cdot (y_k - y_{0k}) > 0$. Portanto, qualquer solução com mais de n_0 estações poderá ser desconsiderada, pois implicaria em um custo total superior ao de manter a solução inicial.

4. EXPERIMENTOS COMPUTACIONAIS

Os experimentos foram realizados em quatro frentes. Os testes foram feitos com e sem os limites citados na seção anterior e os exemplos usados consistem na adaptação de um conjunto de casos da literatura, de outros gerados aleatoriamente e de alguns obtidos a partir da colaboração com uma empresa de manufatura contratada do setor eletroeletrônico. Os casos da literatura foram obtidos a partir do endereço www.assembly-line-balancing.de. Deles foram utilizados apenas os tempos das tarefas e as relações de precedência, sendo os demais parâmetros gerados aleatoriamente de acordo com o modelo em que foram testados. Para isso, utilizou-se um gerador congruencial multiplicativo com multiplicador igual 16.807 e módulo $2^{31}-1$. Os tempos de ciclo e os tempos de atividades foram sorteados no mesmo intervalo. A mesma lógica foi empregada para gerar os custos de ativação e de re-alocação e os lucros de desativação de estações. Procurou-se assim, produzir valores para estes parâmetros que não sejam muito discrepantes entre si.

Os testes foram realizados em um PC DELL com processador Intel Pentium 2.4 GHz, memória RAM de 2 GygaBytes e sistema operacional Microsoft Windows XP. Os modelos foram implementados e resolvidos através do pacote comercial Xpress. Nele, empregaram-se ainda funções auxiliares para gerar cortes, heurísticas para obtenção de solução inicial e pré-processamento. Maiores detalhes sobre estas funções podem ser encontrados no tutorial do *software*.

4.1. Desempenho computacional das formulações

Nesta seção, apresenta-se uma série de testes computacionais em que são avaliados os tempos de processamento e os *gaps* de programação linear frente à escala das instâncias testadas. Em todos os experimentos foram utilizados dois grupos de instâncias, um deles adaptado da literatura e outro gerado aleatoriamente. Com intuito de avaliar o impacto das regras de redução propostas, fizeram-se comparações entre o desempenho das formulações quando as regras de redução propostas são aplicadas junto aos limites adaptados do SALBP-1 e quando somente os últimos são empregados. Os testes indicam que o uso das regras de redução teve impacto mais que

significativo na redução do número de variáveis das instâncias, e, por conseguinte, no desempenho computacional.

A tabela 4.1 apresenta os resultados obtidos para a formulação ASRP-F1 quando a regra de redução baseada na ocupação mínima é aplicada nos dois grupos de instâncias acima referidas. As instâncias formuladas a partir de casos da literatura aparecem referenciadas como na fonte. Foram registrados os valores do *gap* de programação linear, do tempo de processamento e da quantidade de variáveis restantes após algumas variáveis serem prefixadas com o uso dos limites inferiores do número de estações e da regra de ocupação mínima. Observa-se facilmente que o número de variáveis “podadas” foi bem superior quando a regra de redução foi aplicada junto aos limites. Na maioria dos casos foi possível eliminar metade ou mais do total de variáveis. Entretanto, o impacto da regra sobre o *gap* de programação linear foi limitado quando comparado à aplicação somente dos limites.

O impacto da segunda regra de redução proposta (baseada na redução do tempo de ciclo) foi analisado com base em um subconjunto das instâncias mostradas na tabela 4.1. Nestas instâncias o tempo de ciclo na nova solução foi, propositalmente, definido abaixo do valor da solução inicial para que a regra baseada na redução do tempo de ciclo pudesse ser aplicada. Como se vê na tabela 4.2, em todas as instâncias o impacto de redução do tempo de processamento foi considerável. Entretanto, observou-se que ela seria inócua em muitas instâncias, pois depende de condições muito específicas para ser aplicada. Ao contrário do que acontece com a regra de redução baseada na ocupação mínima.

Como se vê, problemas de tamanho considerável foram resolvidos através desta formulação, mesmo empregando um método de propósito geral – no caso, o algoritmo de *branch-and-bound* baseado em programação linear que faz parte do pacote de otimização empregado. Obviamente, espera-se que instâncias maiores possam ser resolvidas através de procedimentos especializados e com o desenvolvimento de limites e regras de redução e de dominância que permitam reduzir o esforço computacional.

Instância	Tarefas	Estações	No. Var.	ASRP-F1*			ASRP-F1**		
				Gap de PL (%)	Tempo (h / ' / '')	No. Var. final	Gap de PL (%)	Tempo (h / ' / '')	No. Var. Final
Mertens	7	7	84	2,7	0,1''	23	2,68	0,1''	50
Bowman8	8	8	104	33,4	0,1''	14	33,4	0,1''	48
Jaeschke	9	9	126	7,3	0,0''	27	0,00	0,0''	64
Mansoor	11	11	176	4,7	0,1''	66	4,69	0,1''	118
Jackson	11	11	176	0,0	0,1''	56	0,00	0,1''	145
Mitchell	21	21	546	0,0	0,2''	165	1,11	0,1''	456
Roszieg	25	25	750	20,0	0,7''	259	20,13	1,3''	732
Heskia	28	28	924	9,5	0,5''	623	9,47	1,0''	902
Buxey	29	29	986	13,6	5,7''	572	13,59	7,1''	924
Sawyer30	30	30	1.050	65,9	1,1''	400	65,88	5,0''	1.026
Lutz1	32	32	1.184	7,6	34,7''	613	7,63	16,0''	1.138
Gunther	35	35	1.400	43,9	23,8''	730	43,83	80,1''	1.376
Kilbrid	45	45	2.250	30,5	20,9''	1.170	30,44	33,7''	2.226
Hahn	53	53	3.074	47,6	14,8''	1.653	47,59	50,9''	3.053
Tonge70	70	70	5.250	$\leq 20,98^+$	$> 8' 30''$	2.778	$\leq 20,55^+$	$> 27' 25,8''$	5.041
Wee-Mag	75	75	6.000	21,48	4' 4,4''	2.991	21,48	12' 48''	5955

* Resultados obtidos com os limites inferiores adaptados do SALBP-1 e a regra de ocupação mínima.

** Resultados obtidos apenas com os limites adaptados do SALBP-1.

+ Instâncias em que o processo de solução foi interrompido antes que o método convergisse.

Tabela 4.1 – Desempenho computacional da formulação ASRP-F1 em instâncias adaptadas da literatura e instância geradas aleatoriamente.

Instância	Tarefas	Estações	No. Var.	ASRP-F1*		ASRP-F1**	
				Tempo (h / ' / '')	No. Var. final	Tempo (h / ' / '')	No. Var. final
Roszieg	25	25	750	0,1''	73	0,2''	257
Heskia	28	28	924	0,3''	130	0,9''	571
Buxey	29	29	986	0,5''	192	1,2''	514
Sawyer30	30	30	1050	2,0''	226	3,0''	471
Lutz1	32	32	1184	0,2''	88	0,3''	615
Gunther	35	35	1400	0,5''	188	1,1''	701
Kilbrid	45	45	2250	0,1''	289	0,3''	1131
Hahn	53	53	3074	0,1''	226	0,3''	1553
Warnecke	58	58	3654	1' 2,1''	1123	2' 11,2''	1855
Tonge70	70	70	5250	8,3''	632	1' 15,4''	2683
Wee-Mag	75	75	6000	44,4''	1734	1' 9,1''	3000
Lutz2	89	89	8366	6' 43,1''	1709	46' 4,6''	4199
Lutz3	89	89	8366	1' 35,0''	1703	10' 52,2''	4279

* Resultados obtidos com os limites adaptados do SALBP-1 e com as duas regras de redução.

** Resultados obtidos com os limites adaptados do SALBP-1 e com a regra de redução ocupação mínima.

Tabela 4.2 – Comparação das duas regras de redução propostas quanto ao desempenho computacional da formulação ASRP-F1 em instâncias adaptadas da literatura.

As tabelas 4.3 e 4.4 mostram, respectivamente, o desempenho computacional da formulação DASRP-F3 em instâncias adaptadas da literatura e em outras geradas aleatoriamente. Novamente, a regra de redução baseada na ocupação mínima, foi capaz de reduzir significativamente o número de variáveis no modelo, sendo que a melhora nos tempos de processamento foi superior àquela obtida quando este recurso foi aplicado à formulação ASRP-F1. A escala das instâncias tratáveis por esta abordagem parece razoável mesmo com o efeito multiplicador que o número de períodos exerce sobre a quantidade de variáveis do problema. A este respeito, vale lembrar que à medida que as linhas de montagem ficam expostas a demandas com maior nível de incerteza, menos valioso se torna o emprego de um horizonte muito extenso. Entretanto, a quantidade de tarefas na montagem ainda é um parâmetro

relevante. Nos experimentos conduzidos foi possível encontrar soluções para problemas com aproximadamente trinta tarefas e três períodos de planejamento, em tempo razoável para tomada de decisão. Instâncias com este tamanho possuem bastante relevância prática, haja visto os dois casos reais mostrados no estudo de caso do capítulo 5. Obviamente, como a decisão de re-configuração tem caráter de médio prazo, tempos computacionais maiores poderiam ser tolerados para instâncias acima deste número de tarefas.

Instância	Tarefas	Estações	Períodos	No. Variáveis	DASRP-F3**			DASRP-F3***		
					Gap de PL (%)	Tempo (: / ' / '')	No. Var. final	Gap de PL (%)	Tempo (h / ' / '')	No. Var. final
Mertens	7	7	12	1.596	2,67	1,3''	378	1,44	1,2''	1.596
Bowman 8	8	8	10	1.680	7,63	0,5''	588	7,54	0,5''	1.680
Jaeschke	9	9	10	2.070	5,08	0,2''	368	3,87	0,7''	2.070
Mitchell	21	21	4	3.948	7,20	15,0''	1022	7,86	50,1''	3.948
Mansoor	11	11	7	2.079	11,44	5,3''	795	11,44	13,1''	2.079
Jackson	11	11	10	2.970	11,74	12,5''	851	10,57	41,3''	2.970
Roszieg	25	25	3	4.125	11,87	23,4''	1209	11,87	89,0''	4.125
Heskia	28	28	4	6.832	10,15	6' 51,6''	3569	10,15	11' 12,4''	6.832
Gunther	35	35	3	7.875	20,23	32' 1,9''	2997	18,21	3: 50' 26,7''	6464

** Resultados obtidos com os limites adaptados do SALBP-1 e a regra de ocupação mínima.

*** Resultados obtidos apenas com os limites adaptados do SALBP-1.

Tabela 4.3 – Desempenho computacional das formulações DASRP-F3 em instâncias adaptadas da literatura.

Instância	Tarefas	Estações	Períodos	No. Variável	DASRP-F3**			DASRP-F3***		
					Gap de PL (%)	Tempo (: / ' / '')	No. Var. final	Gap de PL (%)	Tempo (h / ' / '')	No. Var. final
Aleatória	15	15	3	1.575	70,91	4,3''	434	71,19	43,0''	778
Aleatória	10	10	8	2.000	0,00	0,2''	114	0,00	0,2''	1.682
Aleatória	15	15	4	2.100	24,83	0,7''	505	24,86	5,1''	1.101
Aleatória	15	15	5	2.625	30,92	0,4''	639	16,76	11,6''	1.526
Aleatória	15	15	5	2.625	16,71	1,1''	692	16,73	2,4''	1.576
Aleatória	20	20	3	2.700	15,87	1' 5,6''	795	17,53	1' 43,9''	2.145
Aleatória	13	13	7	2.821	19,28	1,4''	486	26,55	4,9''	1.406
Aleatória	17	17	5	3.315	33,79	7,0''	877	33,80	4' 41,5''	2.729
Aleatória	20	20	4	3.600	30,79	16,8''	1648	18,49	13,6''	2.785
Aleatória	20	20	4	3.600	26,48	4,0''	1081	57,62	10,6''	2.794
Aleatória	20	20	4	3.600	50,72	9' 10,0''	2948	50,18	12' 38,7''	2.948
Aleatória	20	20	4	3.600	17,14	1' 5,5''	940	17,53	13' 16,2''	2.802
Aleatória	20	20	4	3.600	26,24	19,5''	994	26,50	1' 12,3''	2.920
Aleatória	18	18	6	4.428	18,9	7,2''	1131	19,37	32,5''	3.575
Aleatória	25	25	3	4125	54,08	1' 5,8''	1027	56,61	5' 39,1	2916
Aleatória	27	27	3	4779	50,51	8' 29,8''	2071	50,51	26' 52,4''	3443
Aleatória	35	35	3	7875	73,93	5: 14' 33,1''	2983	< 61,9 ⁺	> 25: 0' 0''	5553

* Resultados obtidos com os limites adaptados do SALBP-1 e a regra de ocupação mínima.

** Resultados obtidos apenas com os limites adaptados do SALBP-1.

⁺ Instâncias em que o processo de solução foi interrompido antes que o método convergisse.

Tabela 4.4 – Desempenho computacional das formulações DASRP-F3 em um conjunto de instâncias aleatórias.

Nas tabelas 4.5 e 4.6 os mesmos conjuntos de instâncias são testados com a formulação DASRP-F4. No que se refere ao porte das instâncias, o desempenho deste modelo se mostrou muito próximo ao DASRP-F3, mesmo contendo mais variáveis. A proporção do total de variáveis que foi eliminada com o a regra de redução foi igual ou

superior a obtida para esta última formulação. Da mesma forma que nos modelos dois modelos dinâmicos acima referidos, o *gap* de programação linear teve qualidade igual ou ligeiramente inferior ao das instâncias em que apenas os limites inferiores forma usados.

Instância	Tarefas	Estações	Períodos	No. Variável	DASR-F4**			DASR-F4***		
					Gap de PL (%)	Tempo (: / ' / '')	No. Var. final	Gap de PL (%)	Tempo (: / ' / '')	No. Var. final
Mertens	7	7	12	1.704	2,66	1,4''	397	1,54	2,3''	941
Bowman 8	8	8	10	1.780	5,93	0,5''	627	5,93	0,7''	840
Mansoor	11	11	7	2.170	11,97	13,7''	739	10,35	36,3''	1.557
Jaeschke	9	9	10	2.180	3,84	0,2''	391	3,89	0,6''	983
Jackson	11	11	10	3.100	14,35	11,4''	883	13,39	23,6''	2.154
Mitchell	21	21	4	4.040	7,21	15,8''	1.046	7,86	1' 11,7''	2.589
Roszieg	25	25	3	4.206	11,87	10,1''	1.268	11,87	1' 10,9''	3.477
Heskia	28	28	4	6.952	6,46	13' 15,6''	3.621	6,46	24' 6,8''	6.001
Gunther	35	35	3	7.986	17,33	59' 32,3''	3.034	≤ 22,82	> 3: 12' 35''	6.573

** Resultados obtidos com os limites adaptados do SALBP-1 e a regra de ocupação mínima.

*** Resultados obtidos apenas com os limites adaptados do SALBP-1.

+ Instâncias em que o processo de solução foi interrompido antes que o método convergisse.

Tabela 4.5 – Desempenho computacional das formulações DASRP-F4 em instâncias adaptadas da literatura.

Instância	Tarefas	Estações	Períodos	No. Var. inicial	DASR-F4*			DASR-F4**		
					Gap de PL (%)	Tempo (h / ' / '')	No. Var. final	Gap de PL (%)	Tempo (h / ' / '')	No. Var. final
Aleatória	15	15	3	1.626	36,11	4,6''	445	36,17	14,7''	803
Aleatória	10	10	8	2.096	0,00	0,1''	114	0,00	0,1''	333
Aleatória	15	15	4	2.168	2,90	0,2''	516	2,90	0,4''	1.131
Aleatória	15	15	5	2.710	30,92	2,2''	650	16,86	5,8''	1.603
Aleatória	15	15	5	2.710	4,95	1,1''	709	4,97	2,6''	1.623
Aleatória	13	13	7	2.926	19,22	3,0''	510	19,22	5,2''	1.474
Aleatória	17	17	5	3.410	19,01	8,0''	898	19,02	4' 49,8''	2.822
Aleatória	20	20	3	2.766	11,58	43,0''	1756	13,04	1' 17,9''	2209
Aleatória	20	20	4	3.688	16,09	24,8''	1.154	8,32	10,4''	2880
Aleatória	20	20	4	3.688	9,78	6' 29''	3.034	9,78	7' 2,9''	3034
Aleatória	20	20	4	3.688	18,34	7' 56,6''	959	18,91	1: 38'' 15,6''	2871
Aleatória	20	20	4	3.688	12,34	14,4''	1.012	12,52	2' 16,8''	3006
Aleatória	18	18	6	4.548	13,15	1,8''	1163	13,61	9,9''	3693
Aleatória	25	25	3	4.206	12,34	14,4''	1.088	12,52	2' 16,8''	2.995
Aleatória	27	27	3	4.866	19,99	1' 10,4''	2.156	19,99	4' 51,8''	3528
Aleatória	35	35	3	7986	38,48	2: 12' 24''	3092	< 41,21 ⁺	> 9: 36' 20''	5662

* Resultados obtidos com os limites adaptados do SALBP-1 e a regra de ocupação mínima.

** Resultados obtidos apenas com os adaptados do SALBP-1.

⁺ Instâncias em que o processo de solução foi interrompido antes que o método convergisse.

Tabela 4.6 – Desempenho computacional das formulações DASRP-F4 em um conjunto de instâncias aleatórias.

Conforme se viu no capítulo 3, há duas formas de escrever o modelo dinâmico de reconfiguração com custo e lucro marginais simétricos. A primeira é através da formulação DASRP-F2, enquanto a segunda emprega o caso particular de DASRP-F3 onde $ca_k = cf_k, \forall k \in K$. Estas duas alternativas foram avaliadas com respeito ao seu desempenho computacional. A tabela 4.7 reporta os resultados destes modelos em

onze das instâncias testadas anteriormente. Os resultados indicam que os tempos de processamento da formulação DASRP-F2 são ligeiramente inferiores aos da DASRP-F3 nas instâncias menores, acontecendo o contrário quando o tamanho das instâncias aumenta. Todavia, os limites de programação linear parecem não ter sofrido grande impacto com a mudança do modelo de programação inteira mista.

Instância	Tarefas	Estações	Períodos	DASRP-F2				DASRP-F3 ($ca_k = cf_k$)			
				Gap de PL (%)	Tempo (h / ' / '')	No. Var. inicial	No. Var. final	Gap de PL (%)	Tempo (h / ' / '')	No. Var. inicial	No. Var. final
Mertens	7	7	12	3,06	0,3''	1.428	364	3,06	0,3''	1.596	378
Bowman g	8	8	10	7,33	0,4''	1.520	535	9,14	0,5''	1.680	588
Mansoor	11	11	7	12,78	3,3''	1.925	751	12,78	7,9''	2.079	795
Jaeschke	9	9	10	5,84	0,2''	1.890	351	5,84	0,2''	2.070	368
Jackson	11	11	10	13,85	24,7''	2.750	817	13,85	35,1''	2.970	851
Mitchell	21	21	4	7,21	9,3''	3.780	989	7,21	19,8''	3.948	1.022
Roszieg	25	25	3	11,87	22,5''	3.975	1.194	11,87	45,4''	4.125	1.209
Heskia	28	28	4	11,03	10' 23,0''	6.608	3.475	11,03	12' 41,8''	6.832	3.569
Aleatória	20	20	4	50,18	9' 10,1''	3.440	2.788	50,18	24' 1,8''	3.600	2.948
Aleatória	20	20	4	62,43	19,4''	3.440	1.024	63,76	14,7''	3.600	1.648
Aleatória	20	20	4	22,42	5,6''	4.212	1.075	22,42	4,3''	4.428	1.131
Aleatória	25	25	3	59,77	1' 17,1''	3.975	994	59,42	55,1''	4.125	1.027
Aleatória	27	27	3	59,85	22' 4,0''	4.617	1.909	59,85	11' 44,7''	4.779	2.071

Tabela 4.7 – Comparação do desempenho computacional das formulações DASRP-F2 e DASRP-F3 no problema dinâmico com custo e lucro marginais simétricos.

4.2. Comparação das formulações com o SALBP-1 e o WSP

O segundo grupo de testes compara o desempenho das formulações de re-configuração dinâmica com a aplicação sucessiva do SALBP-1, isto é, sem que se considerem os custos de deslocamento e de variação da estrutura e sem a visualização integral do horizonte de planejamento. Estas comparações foram feitas contra duas possíveis abordagens de solução: (1) empregar o SALBP-1 adaptado com restrições de excesso e folga em cada estação, tal que as restrições de capacidade sejam substituídas pelo conjunto de restrições $\sum_{j \in J} t_j \cdot x_{kj} = M \cdot tc + e_k - f_k, \forall k \in K$; (2) resolver o problema hierarquicamente empregando uma formulação convencional para o SALBP-1 – em particular aquela proposta por Bayards (1986) – e a seguir outra para suavizar a carga de trabalho entre as estações – por sua vez, o WSP.

Para esta finalidade, utilizou-se uma instância gerada aleatoriamente cujos tempos de processamento e as relações de precedência podem ser vistos na figura 4.1.

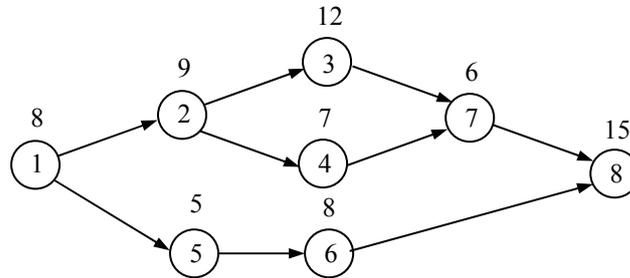


Figura 4.1 – Diagrama de precedência e tempos de processamento para um produto hipotético.

Além dos dados da tabela 4.8, considera-se ainda o custo marginal de abertura, o lucro marginal de fechamento e custo unitário de manutenção com valores de 2.029,0, 1.591,3 e 279,89 unidades monetárias, respectivamente.

Tarefa	Custo de Deslocamento	Períodos	Tempo de Ciclo	Solução Inicial ($tc = 11$)
1	190,7	1	15	Estação 1: {1,2}
2	210,9	2	18	Estação 2: {3}
3	115,6	3	26	Estação 3: {4,5}
4	297,6	4	27	Estação 4: {6,7}
5	101,1	5	18	Estação 5: {8}
6	277,1	6	15	Estação 6: {}
7	258,6	7	16	Estação 7: {}
8	188,7	8	27	Estação 8: {}
-	-	9	19	-
-	-	10	31	-

Tabela 4.7 – Parâmetros para instância ilustrada na figura 4.1.

As figuras 4.2-(a) a 4.2-(d) comparam a evolução do número de estações calculado pelas formulações DASRP-F-1, F-2, F-3 e F-4 com as soluções prescritas pela aplicação sucessiva do SALBP-1. Para fazer esta comparação de maneira mais igualitária, os custos marginais de abertura e de instalação da formulação DASRP-F4 foram definidos de modo que sua soma seja igual ao custo marginal de abertura usado no modelo DASRP-F3, sendo o primeiro calculado como a diferença entre este custo e o lucro marginal de fechamento. Na função objetivo da formulação ASRP-F1, foi inserida uma parcela referente aos custos de manutenção com os mesmos valores dos custos unitários utilizados nas demais formulações.

A única solução de re-projeto que apresentou a mesma evolução do número de estações que o SALBP-1 foi aquela gerada pela aplicação sucessiva do ASRP-F1. Entretanto, as duas soluções são diferentes quanto à alocação das tarefas, sendo que a solução do ASRP-F1, mesmo não contemplando o horizonte de planejamento inteiro, proporcionou um custo total de re-configuração e operação menor. Tal fato sinaliza que mesmo não contemplando o horizonte de planejamento integral, a primeira formulação de re-configuração proposta supera o SALBP-1 ao considerar os custos de re-alocação de cada tarefa. Para ilustrar o efeito destas abordagens sobre o custo total de re-projeto e operação da linha de montagem, a figura 4.3 apresenta a evolução dos

custos acumulados das formulações ASRP-F1, DASRP-F2 e DASRP-F3 comparados com os custos gerados pela solução do SALBP-1 e do WSP. Como era de se esperar, as últimas duas abordagens implicaram em custos maiores que dos modelos propostos. A solução proposta pelo WSP, a mais cara delas, superou os custos da solução do DASRP-F3 em 54,9%.

A importância da visibilidade do horizonte de planejamento é facilmente percebida se os resultados das formulações ASRP-F1 e DASRP-F3 forem comparados. Através das figuras 4.2-(a) e (c), vê-se que elas diferem apenas nos períodos três, quatro e oito, onde a primeira levou a uma contração maior da linha de montagem, por não considerar a mudança do tempo de ciclo nos períodos à frente. Sendo assim, ela apenas pondera entre as economias obtidas com a redução da linha e os respectivos custos de deslocamento, desconsiderando a necessidade de aumentar nos períodos cinco e seis. O mesmo pode ser observado no período oito. Além de obter uma movimentação mais suave da linha de montagem, a abordagem dinâmica é capaz de atingir um custo total menor. Na figura 4.3, estas vantagens são evidenciadas nos períodos três e quatro em que o uso de ASRP-F1 prescreveu uma retração da estrutura, gerando um custo de reabertura muito maior nos dois períodos seguintes e, conseqüentemente, fazendo com que seu custo acumulado se tornasse superior ao do DASRP-F3 a partir do período cinco. O mesmo padrão de movimentação acontece entre os períodos oito e nove.

Os efeitos de depreciação são notados ao se comparar as soluções dos modelos DASRP-F2 e DASRP-F3 nas figuras 4.2-(b) e 4.2-(c), respectivamente. Visto que DASRP-F2 desconsidera a existência de custos de depreciação, ela é mais flexível quanto ao ajuste da estrutura. Nos períodos, três e quatro, por exemplo, ela ofereceu o mesmo número de estações que o SALBP-1, pois o lucro obtido com o fechamento das estações compensou os custos da reabertura nos períodos seguintes. Entretanto, no período oito, este efeito não é suficiente para contrabalançar os custos dos deslocamentos para retrain a estrutura para três estações e de expandi-la novamente para quatro, no período nove (que seriam de no mínimo 377,36 unidades monetárias, correspondentes a dois deslocamentos sucessivos da menor tarefa sem sucessoras). A inexistência de efeitos de depreciação fez com que DASRP-F2 oferecesse o menor custo total de re-configuração e operação dentre as abordagens analisadas.

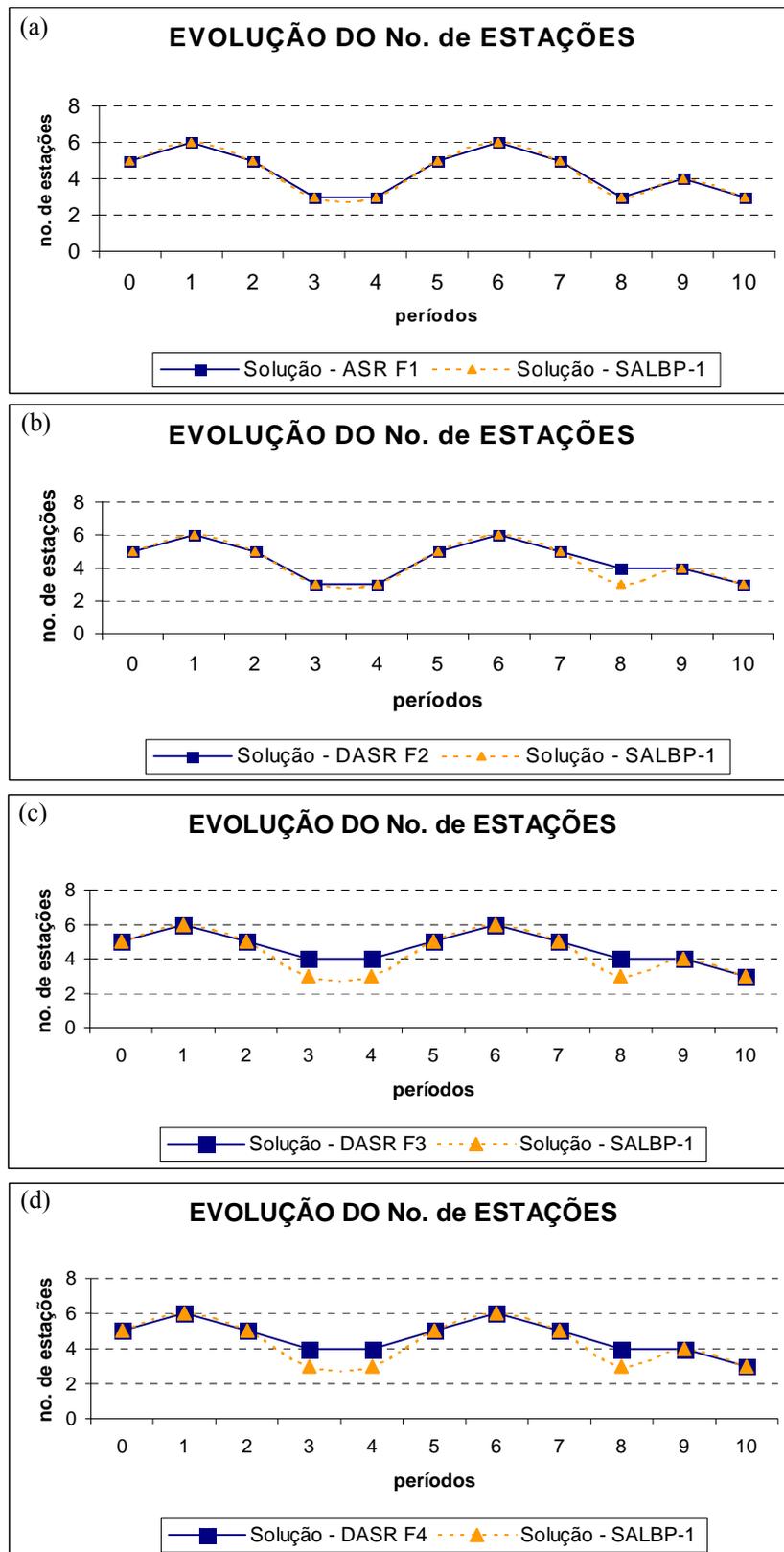


Figura 4.2 – Comparação das soluções obtidas pelas formulações DASRP-F1, F2, F3 e F4 versus as obtidas pelo SALBP-1.

A figura 4.4 compara em separado as soluções das formulações DASRP-F3 e DASRP-F4 para evidenciar o efeito da depreciação total dos ativos adquiridos. Como era esperado, o custo da solução do DASRP-F4 é não-decrescente ao longo do horizonte. Visto que os ativos não possuem valor residual, esta abordagem resulta em um custo total superior ao DASRP-F3. Mesmo assim, a abordagem hierárquica, com o WSP, e aquela que aplica o SALBP-1 modificado tiveram custos superiores aos do DASRP-F4 em 17,6% e 10,8%, respectivamente.

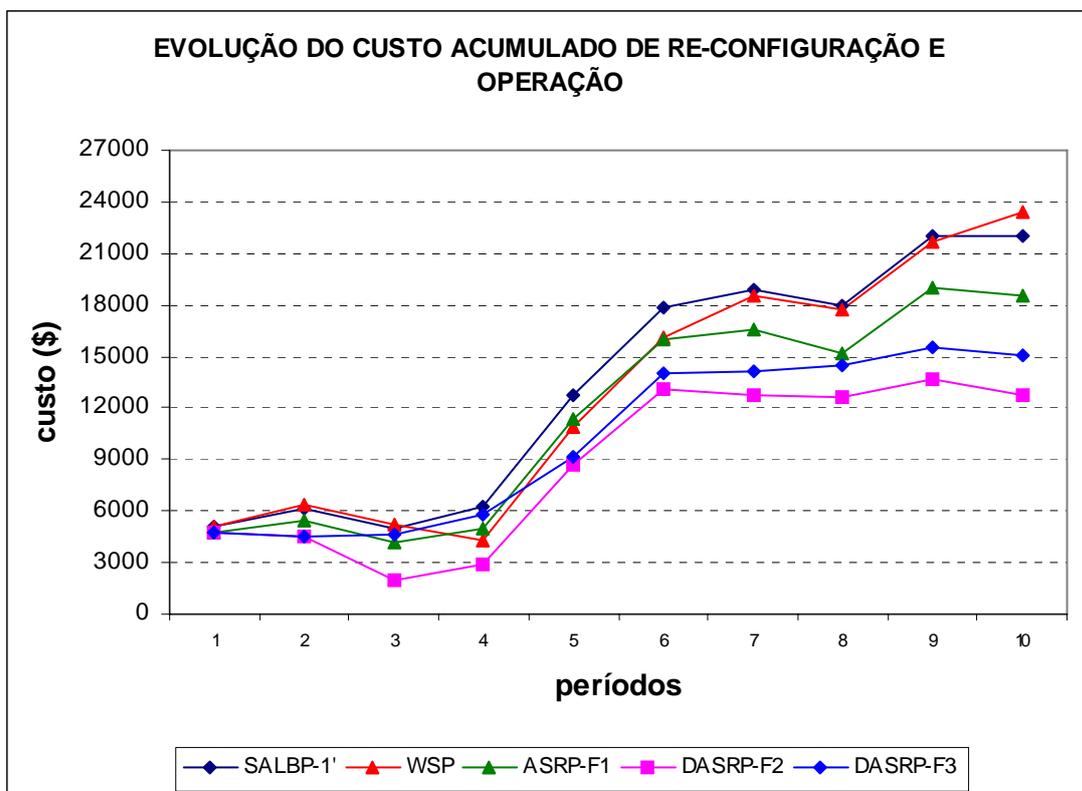


Figura 4.3 – Comparação do custo acumulado nas soluções das formulações SALBP-1 modificado, WSP, ASRP-F1, DASR-F2, DASR-F3 e DASR-F4.

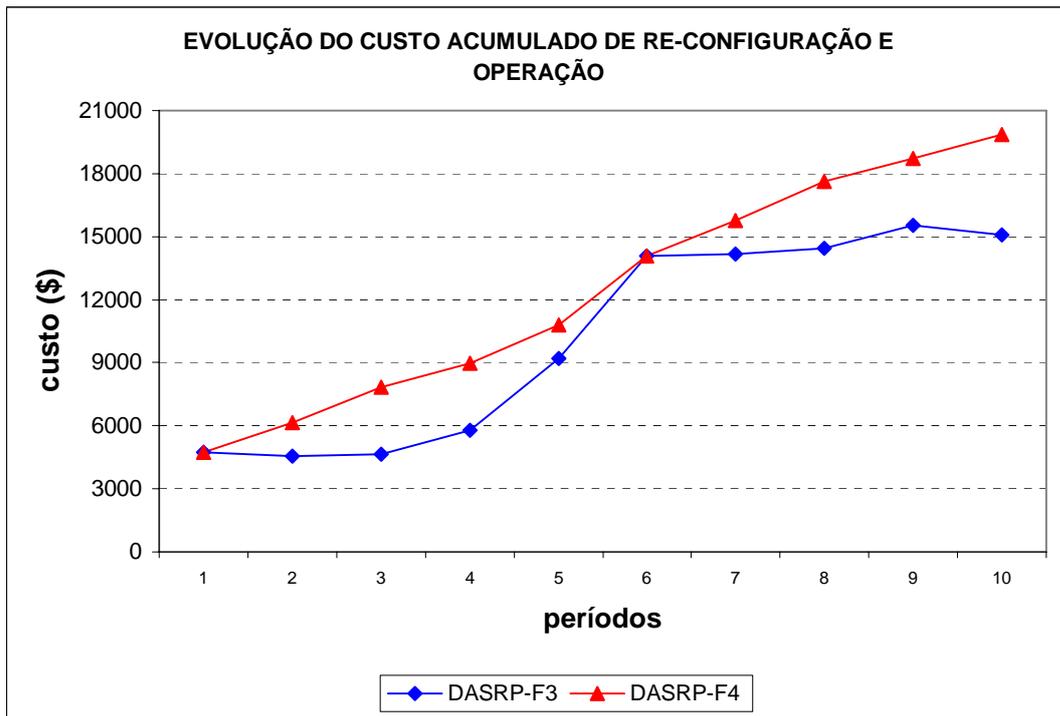


Figura 4.4 – Comparação do custo acumulado obtido pelas soluções das formulações DASRP-F3 e DASRP-F4.

4.3. Resposta à variação nos parâmetros de custo

As análises feitas sobre as variações dos custos dos modelos têm por objetivo observar o comportamento da solução à medida que as movimentações se tornam mais ou menos atrativas. Inicialmente, observou-se o efeito dos custos de manutenção. Para isso, duplicou-se o valor utilizado na instância original, resolvendo-a a seguir com as formulações dinâmicas. Esta alteração foi suficiente para que a formulação mais flexível, DASRP-F2, gerasse a mesma solução obtida pelo SALBP-1. O aumento da atratividade de retração da linha causou menos impacto sobre as soluções de DASRP-F3 e DASRP-F4, onde a duplicação do custo de manutenção foi suficiente para incentivar a redução do número de estações nos períodos três e quatro, mas não no período oito – como aconteceu na solução do DASRP-F2. A solução obtida por estes dois modelos é graficamente igual a da figura 4.2-(b). Aproximadamente em torno de

890 unidades monetárias de custo unitário de manutenção, a retração da linha no período oito passa ser interessante. Neste momento, as soluções obtidas por DASRP-F3 e DASRP-F4 se igualaram a solução do SALBP-1 em número de estações por período. Se um paralelo for traçado com os sistemas de montagem em que o custo de manutenção representa a taxa de salário dos trabalhadores, pode-se afirmar que há maior grau de movimentação à medida que o sistema se torna mais intensivo em mão-de-obra.

Os efeitos da depreciação também foram estudados. Para isso, o lucro de fechamento foi elevado gradativamente, reduzindo assim o custo de depreciação – calculado pela diferença entre o custo de abertura e a receita obtida com a desmobilização de uma estação. Os demais parâmetros foram definidos como na instância inicial. Observou-se que a linha sofre uma retração nos períodos três e quatro, quando o custo de depreciação está em torno de 104,2 unidades monetárias. Deste valor para cima a solução se iguala àquela obtida pelo DASRP-F2 e representada em 4.2-(b).

Uma terceira análise foi feita com mudanças nos custos de deslocamento. Foram necessárias mudanças muito significativas nos custos de deslocamento da formulação DASRP-F3 para que a solução ilustrada na figura 4.2-(c) sofresse alguma alteração. A primeira movimentação observada, uma retração da linha nos períodos três e quatro, se tornou atrativa somente quando os custos mudaram de um terço para um quarto dos valores originais, o que resultou em uma re-configuração com a mesma evolução no número de estações que aquele da figura 4.2-(b). Para qualquer redução além deste ponto a solução permanece inalterada, pois uma retração para três estações no período oito ofereceria uma economia de 279,89 contra custos de deslocamento de 825,69 unidades monetárias somente para re-alocar as tarefas do período sete para o oito. Em relação às soluções apresentadas nas figuras 4.2-(c) e 4.2-(d), o número de estações prescritas por DASRP-F3 e DASRP-F4 aumenta em uma unidade no período sete quando os custos de deslocamentos são aumentados em 50%. Isso é possível porque os movimentos de retração sucessivos para cinco e quatro estações são mais caros que a manutenção da configuração corrente por mais um período para, então retraindo a linha diretamente para quatro estações ($1204,41 + 1007,62 > 279,89 + 1007,62$).

Em todas as formulações apresentadas os custos de deslocamento dependem apenas da natureza da tarefa. Entretanto, é possível encontrar outros formatos para este parâmetro que sejam condizentes com uma aplicação específica. Uma possível variação leva em conta o número de estações em que a tarefa é deslocada durante uma re-alocação. Procurou-se desta forma representar as situações em que a transferência das tarefas implica em custos que dependem da distância que elas são deslocadas. Isso pode acontecer na mudança de recursos cujo suprimento de energia, de materiais e informações é feito através de cabos e tubulações cuja instalação varia significativamente com o comprimento utilizado. Este pressuposto é coerente quando todos os pares de postos adjacentes tiverem a mesma distância entre si, ou quando as diferenças forem consideradas desprezíveis. Considera-se, para cada tarefa, j , um custo dependente de sua natureza c_j que é aumentado de uma quantidade $\alpha_j \cdot c_j$, tal que $0 < \alpha_j \leq 1, \forall j \in J$, sempre que ela é re-allocada da estação k para a estação $k', k' = k + 1$ ou $k' = k - 1$. Uma generalização para um deslocamento para qualquer estação é obtido pela seguinte expressão:

$$c_{kj} = \begin{cases} c_j \cdot (1 + \alpha_j \cdot |k - k'|) & k \in K, k \neq k' \\ 0, & k \in K, k = k' \end{cases}$$

Se não for possível considerar a distância entre postos constante ao longo de toda linha, pode-se substituir o fator α_j por $\alpha'_j \cdot l_{k_1 k_2}$, onde α'_j representa o taxa de aumento por unidade de comprimento e $l_{k_1 k_2}$ é a distância entre duas estações da linha $k_1, k_2 \in K, k_1 \neq k_2$.

4.4. Resposta à variação nos limites de folga e excesso de ocupação

Em princípio, o uso de restrições de ocupação mínima e máxima permite que algumas soluções sejam desconsideradas, melhorando o desempenho dos métodos computacionais. Todavia, este efeito pode depender dos limites escolhidos em uma

instância específica. Para avaliar este impacto, considerou-se uma instância adaptada a partir do diagrama de precedência descrito em Becker & Scholl (2006) e ilustrado na figura 4.5. Além destes tempos de processamento e destas relações de precedência, foram considerados os dados de entrada listados na tabela 4.8. A solução inicial ali apresentada também foi obtida do trabalho de Becker & Scholl (2006). O custo e o lucro unitários de variação do número de estações foram $ca_k = 2500$ e $cf_k = 1500$ unidades monetárias, respectivamente, e a taxa de salário $s_k = 500$, $k \in K$.

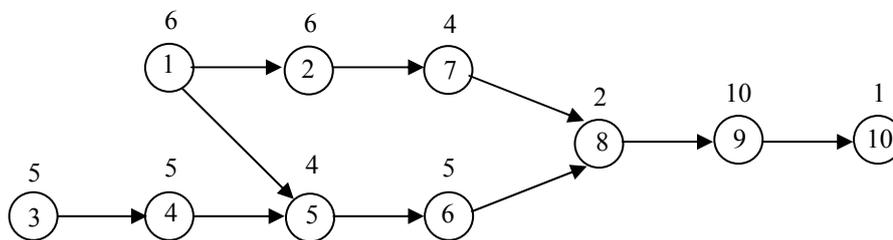


Figura 4.5 – Diagrama de precedência com tempos de processamento para uma montagem com dez tarefas. Fonte: Becker & Scholl, 2006.

Tarefa	Custo de Deslocamento	Períodos	Tempo de Ciclo	Solução Inicial ($tc = 11$)
1	150	1	13	Estação 1: {1,3}
2	200	2	18	Estação 2: {2,4}
3	320	3	29	Estação 3: {5,6}
4	180	4	27	Estação 4: {7,8}
5	100	5	16	Estação 5: {9,10}
6	220	6	13	Estação 6: {}
7	300	-	13	Estação 7: {}
8	250	-	14	Estação 8: {}
9	100	-	27	Estação 9: {}
10	270	-	17	Estação 10: {}

Tabela 4.8 – Parâmetros adaptados para a instância obtida em Becker & Scholl (2006). Fonte: autor.

Inicialmente, esta instância foi testada com o limite de ocupação superior fixado em 100% e o inferior em 0% (na verdade, estabeleceu-se um valor de 0,1%, para evitar soluções em que não haja nenhuma tarefa em uma estação aberta). A solução obtida pela formulação DASRP-F3 foi processada em 52,8 segundos, tendo podado 610 variáveis de um total de 2.500 somente com o uso de limites inferiores. Sendo a ocupação mínima praticamente nula, o resultado permaneceu inalterado quando a regra de redução de ocupação mínima foi aplicada. Nesta solução, as ocupações de maior e menor valor ao longo de todos os períodos, foram, respectivamente, 41,38 e 100%. Os parâmetros M , E_{\max} e F_{\max} foram, então, redefinidos para que correspondessem a estes valores de folga e excesso. Obviamente, isto tornou a formulação mais justa para esta instância, deixando o limite de programação linear um pouco mais próximo da solução ótima e reduzindo o tempo de processamento para 26,8 segundos. Ao mesmo tempo, o número de variáveis eliminadas aumentou para 802. Através da regra de ocupação mínima o número de variáveis eliminadas sobe para 1.750 e o tempo de processamento, cai novamente pela metade, atingindo 11 segundos.

Mesmo que a definição de limites de ocupação mais próximos daqueles presentes na solução ótima melhore o desempenho computacional do modelo, não se conhecem estes valores em princípio. Por sua vez, em uma aplicação prática, é comum definir os limites de ocupação para simular uma suavização da carga de trabalho entre as estações da linha. Neste caso, corre-se o risco de eliminar a melhor solução, ou seja, a solução ótima do problema menos restrito. Considere, por exemplo, que o limite máximo de ocupação desejado seja de 95% do tempo de ciclo e o limite inferior seja mantido em 0%. Neste caso, a solução ótima passaria a ser 19.830 unidades monetárias, 21,4% superior à anterior. Já para um limite de 85%, a solução ótima tem custo 24,9% superior, enquanto para uma ocupação máxima de 75% nem há solução viável. Estes resultados mostram que a forma como as restrições de folga e excesso são aplicadas pode ter grande impacto sobre o custo e a viabilidade das soluções obtidas. Sendo assim, é de extrema importância analisar bem as vantagens que a equalização da carga de trabalho traria, pois caso ela seja forçada poderá incorrer em elevação substancial dos custos de re-configuração e operação. Também é importante ressaltar que outras restrições tecnológicas como de separação e distanciamento de tarefas podem interferir na distribuição da carga, inviabilizando a obtenção de uma solução

dentro dos limites desejados. Nesta situação, será necessário fazer concessões sobre os limites de folga e excesso até que uma solução viável seja atingida.

5. ESTUDO DE CASO: RE-CONFIGURAÇÃO DE LINHAS DE MONTAGEM MANUAIS NO SETOR ELETROELETRÔNICO

A importância do problema proposto foi validada em duas linhas de montagem de uma filial brasileira de uma empresa multinacional de manufatura contratada. Esta empresa opera no setor eletroeletrônico em que as variações de demanda em curto prazo são de tal forma intensas que as linhas de montagem podem se tornar ociosas ou sobrecarregas em poucos meses. Outra particularidade deste setor são as baixas margens de lucro que, por sua vez, forçam as empresas a atuarem na redução de seus custos. Estas características justificam o emprego de uma metodologia de gestão de capacidade para que os custos de sua operação sejam minimizados ao longo do tempo.

O processo estudado é composto por uma série de linhas de montagem manuais, cada uma delas dedicada a uma família de produtos finais. Ele consiste em juntar as placas de circuito impresso e outros componentes e sub-montagens às carcaças, formando o produto que posteriormente será personalizado para o consumidor final. Aplicou-se a formulação dinâmica DASR-F4 aos dados obtidos para duas destas linhas considerando a existência de um horizonte de planejamento rolante – o que é mais adequado às oscilações da demanda descritas. A tabela 5.1 lista as restrições de precedência, de separação e de junção das tarefas, além dos tempos de processamento de cada uma das tarefas. Na tabela 5.2 são descritas as previsões de tempo de ciclo e suas revisões, ao longo do horizonte estudado. Assim como faz o departamento de Engenharia Industrial da empresa, empregou-se um horizonte com duração de três meses, no qual foram consideradas oito revisões mensais. A cada revisão, considerou-se que a solução do primeiro mês do planejamento anterior foi executada. Logo, ela foi a solução inicial para a análise no próximo período.

No experimento, o custo total acumulado com a formulação DASRP-F4 foi comparado àquele gerado com o SALBP-1 e com a abordagem empregada pelo departamento de Engenharia Industrial da empresa que consiste em manter uma coleção de possíveis balanceamentos e aplica-los à medida que o *takt-time* da linha assim o exija. O objetivo destas comparações é avaliar se a busca constante da redução do número de postos de trabalho ou se o uso de um catálogo de balanceamentos pré-definidos seriam boas práticas para gerir a capacidade da linha. Ao mesmo tempo, deseja-se validar a

superioridade das formulações dinâmicas – em particular da formulação DASRP-F4 – em obter menores custos de re-configuração e operação.

Linha	No. Tarefas	Relações de precedência direta	Tempos das tarefas	Restrições de Separação de Tarefas	Restrições de Junção de Tarefas
A	27	(1,22) – (2,14) – (3,18) – (4,19) – (5,17) – (6,7) – (7,24) – (8,11) – (9,11) – (10,11) – (11,23) – (12,15) – (13,14) – (14,15) – (15,16) – (16,26) – (17,18) – (18,19) – (19,20) – (20,22) – (21,22) – (22,23) – (23,24) – (24,25) – (25,26) – (26,27)	3,8 – 5 – 5 – 3 – 5 – 15,2 – 24,9 – 26,7 – 3,1 – 4,6 – 14,9 – 9,7 – 3,2 – 5,8 – 9,4 – 25 – 3 – 14 – 16,5 – 26 – 6,5 – 17,4 – 27 – 20,3 – 15 – 12,4 – 19,7	(1 com 18 a 21) – (2 com 18 a 21) (3 com 18 a 21) – (5 com 18 a 21) (6 com 18 a 21) – (7 com 18 a 21) (8 com 18 a 21) – (9 com 18 a 21) (10 com 18 a 21) – (11 com 18 a 21) (12 com 18 a 21) – (13 com 18 a 21) (14 com 18 a 21) – (15 com 18 a 21) (16 com 18 a 21) – (17 com 18 a 21)	(4 com 19) (5 com 17) (12 com 15) (13 com 14)
B	13	(1,3) – (2,4) – (3,4) – (4,5) – (5,12) – (6,7) – (7,10) – (8,9) – (9,10) – (10,12) – (11,12) – (12,13)	4,6 – 5,4 – 40,3 – 21,7 – 24,2 – 10,4 – 7,1 – 13,0 – 7,3 – 25,6 – 5,6 – 17,4 – 25,7	-----	-----

Tabela 5.1 – Relações de precedência e tempos das tarefas dos dois casos reais.

Deve-se destacar que a formulação dinâmica foi inicialmente aplicada com E_{\max} e F_{\max} iguais a 0,25 e com M igual 0,75. A cada revisão da previsão de demanda, o valor da máxima folga, F_{\max} , era aumentado apenas se não fosse possível encontrar uma solução viável. Nestas situações, foram feitos aumentos sucessivos de 0,05 sobre este valor até que a viabilidade fosse atingida. Como nas outras duas abordagens comparadas não há restrições de suavização da carga de trabalho, pode-se dizer que a formulação DASRP-F4 estaria, a princípio, em desvantagem.

PREVISÕES PARA O TEMPO DE CICLO DALINHA (8 REVISÕES PARA UM HORIZONTE DE 3 PERÍODOS)										
LINHAS	Período 1	Período 2	Período 3	Período 4	Período 5	Período 6	Período 7	Período 8	Período 9	Período 10
A	85,06	79,39	66,16	-	-	-	-	-	-	-
	-	79,39	66,16	81,03	-	-	-	-	-	-
	-	-	90,22	65,10	74,66	-	-	-	-	-
	-	-	-	94,51	91,61	86,05	-	-	-	-
	-	-	-	-	82,5	80,7	59,2	-	-	-
	-	-	-	-	-	56,4	41,9	72,9	-	-
	-	-	-	-	-	-	59,1	54,5	74,2	-
	-	-	-	-	-	-	-	55,3	98,9	186,1
B	219,60	207,43	144,70	-	-	-	-	-	-	-
	-	176,11	146,17	171,67	-	-	-	-	-	-
	-	-	226,403	136,52	98,60	-	-	-	-	-
	-	-	-	125,73	98,89	91,96	-	-	-	-
	-	-	-	-	76,09	74,11	106,71	-	-	-
	-	-	-	-	-	64,58	91,05	132,69	-	-
	-	-	-	-	-	-	77,90	158,78	224,69	-
	-	-	-	-	-	-	-	73,07	138,23	219,72

Tabela 5.2 – Previsões de tempo de ciclo revistas para cada linha estudada.

Nas figuras 5.1-(a) e (b), o custo acumulado de re-configuração e operação da linha A através da formulação DASRP-F4 é comparado ao obtido com aplicações sucessivas do SALBP-1 e com a abordagem da empresa. Como se vê, as diferenças entre os custos acumulados nos oito meses de operação da linha A foram pouco significativas quando se compararam as soluções do SALBP-1 e da formulação dinâmica. Atribui-se este resultado ao fato do sistema de montagem em estudo se basear em atividades manuais feitas com ferramentas e dispositivos simples, cuja re-alocação implica em custos muito pequenos em relação aos custos de variação do número de estações da linha. A medida em que o sistema se torna mais intensivo em capital, estes custos tendem a se tornar maiores, levando a diferenças entre as abordagens como aquelas

mostradas no exemplo da segunda seção do capítulo 4. Já com relação ao método aplicado pela empresa, obteve-se um custo 35,7% maior. Porém, deve-se ressaltar que as comparações foram feitas contra uma coleção de balanceamentos dedicada a um patamar de demanda bem superior ao que a linha enfrentou durante todo horizonte analisado. Obviamente, se neste período, a empresa dispusesse de configurações de linha mais “enxutas”, esta diferença tenderia a cair.

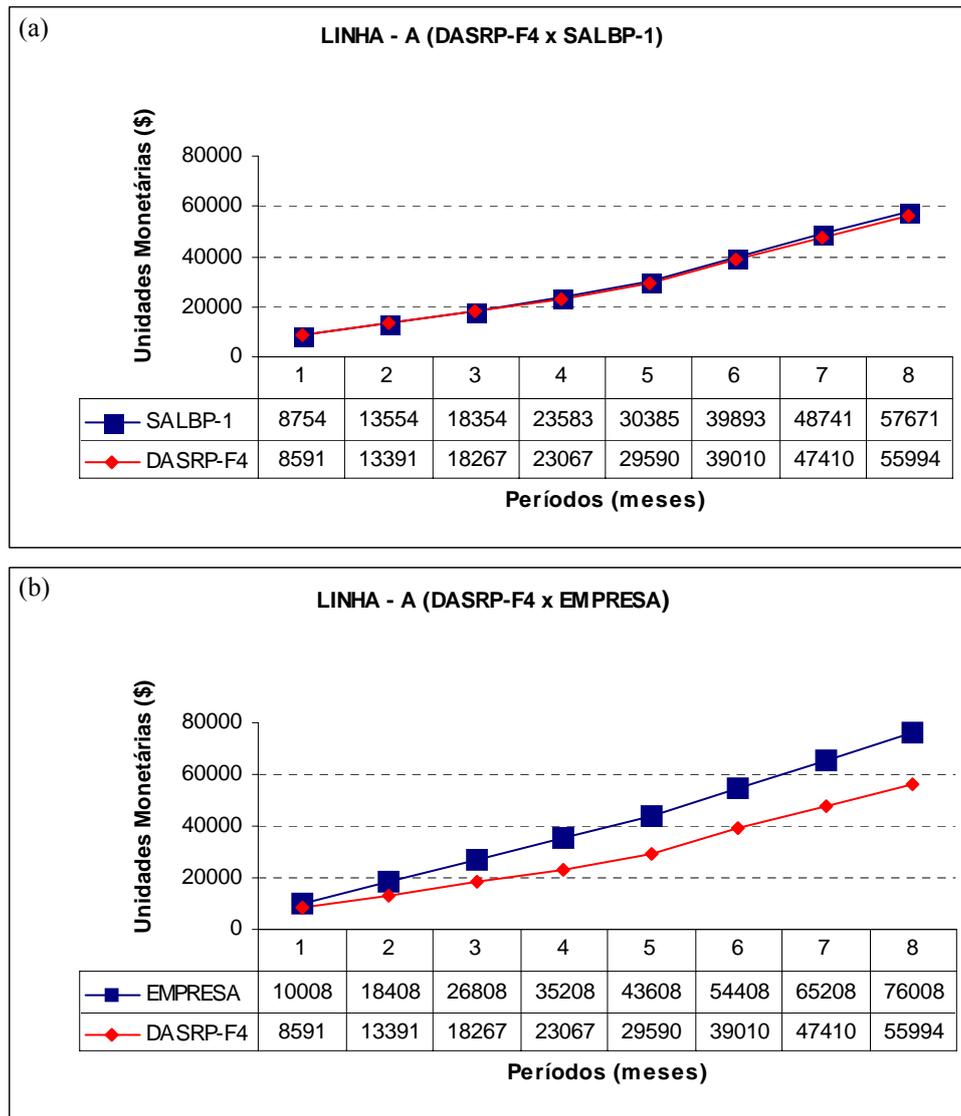


Figura 5.1 – Comparação da abordagem DASRP-F4 com o SALBP-1 e com abordagem empregada pela empresa quanto ao custo acumulado de re-configuração e operação da linha A.

Através da figura 5.2, observa-se que resultados análogos aos anteriores foram obtidos para a comparação entre o SALBP-1 e o DASRP-F4 na linha B. Mesmo com as diferenças em custo sendo muito pequenas como as destes exemplos, comprova-se que uma formulação dinâmica que reflete os custos de re-alocação de tarefas e de variação do número de postos de trabalho leva ao menor custo de re-configuração e operação do sistema.

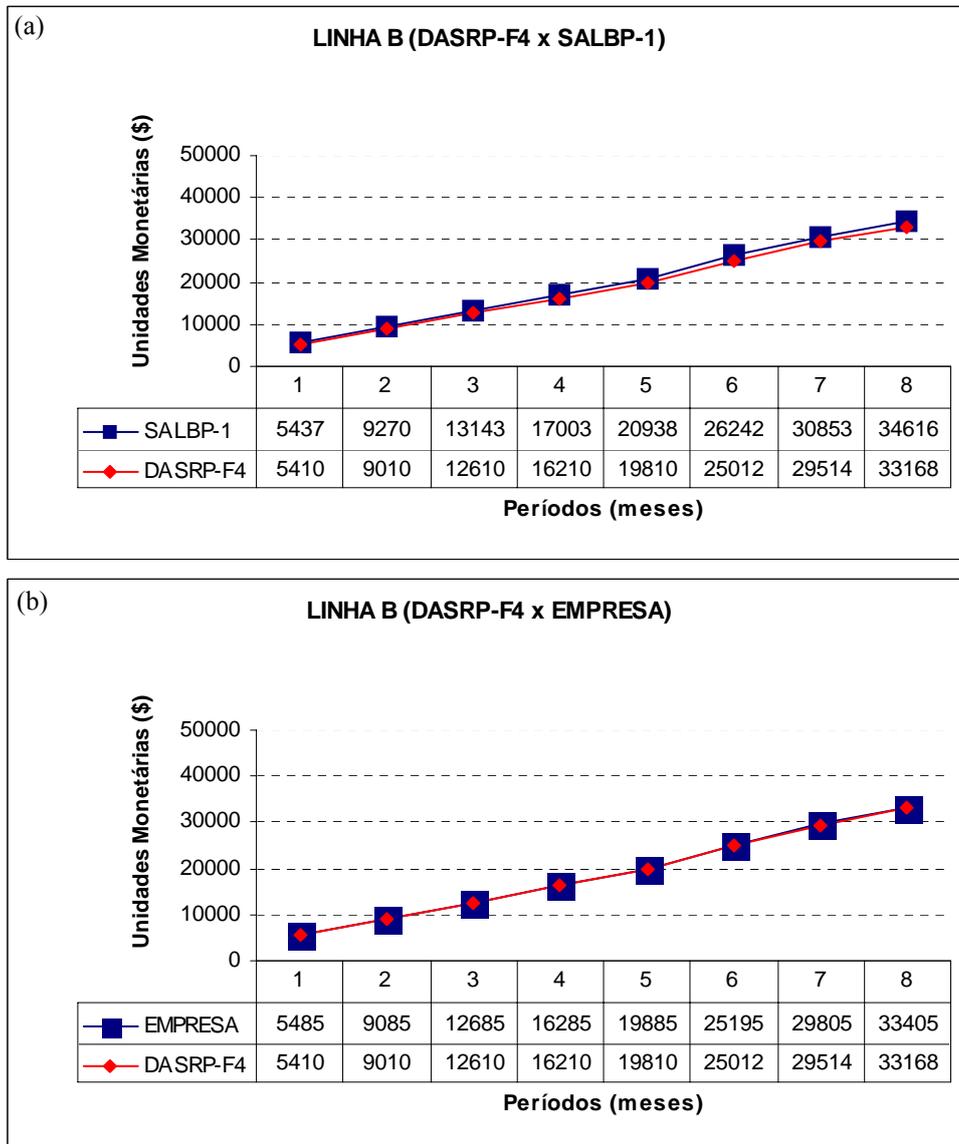


Figura 5.2 – Comparação da abordagem DASRP-F4 com o SALBP-1 e com abordagem empregada pela empresa quanto ao custo acumulado de re-configuração e operação da linha B.

Não se deve esquecer que a formulação DASRP-F4 foi aplicada às duas linhas na presença de restrições de ocupação mínima e máxima, tendendo a elevar seu custo total. Para medir a mudança que estas restrições impõe ao custo total, aplicou-se novamente o modelo DASRP-F4 com $F_{\max} = 0,749$, permitindo que uma solução de menor custo fosse obtida, sendo, porém, mais desbalanceada. O valor da máxima folga não foi definido como 0,75 para evitar que uma solução artificial fosse gerada. Do contrário, correr-se-ia o risco de propor uma solução em que uma ou mais estações estariam abertas sem que nenhuma tarefa fosse atribuída a elas. Este efeito seria inconsistente com as formulações propostas, onde o número de estações abertas define o número de trabalhadores. Uma solução artificial corresponderia, então, a manutenção de uma estação aberta e um trabalhador totalmente ocioso, mas que percebe salários. Na figura 5.3 apresenta-se a evolução do custo total quando as restrições de ocupação não estão presentes. Neste caso em particular a diferença de custo foi praticamente desprezível, justificando a implementação da solução “suavizada”.

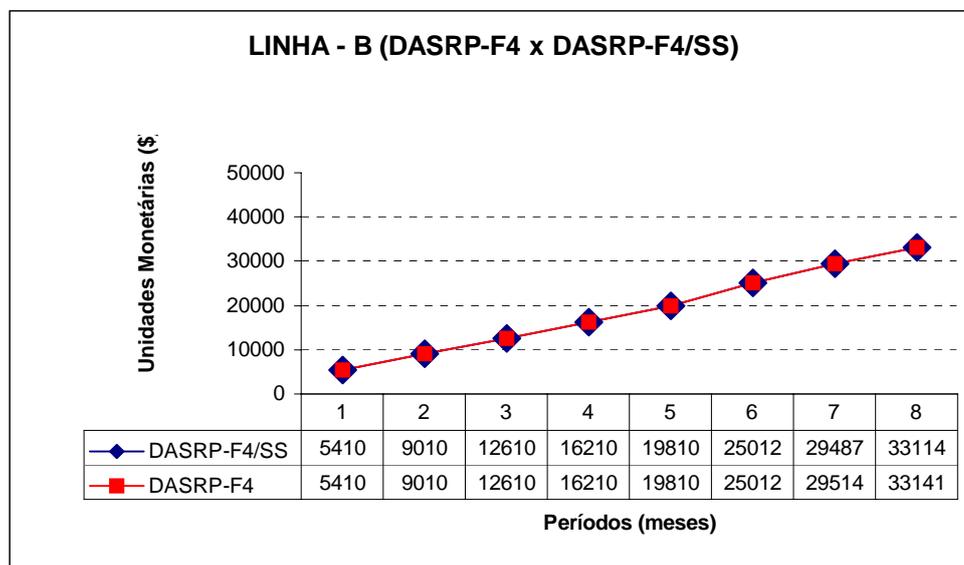


Figura 5.3 - Comparação dos custos das soluções do DASRP-F4 na presença e na ausência de restrições para suavização da carga de trabalho na re-configuração da linha B.

Ao contrário do que aconteceu na linha A, o custo total do método aplicado pela empresa se situou entre os valores propostos pelo SALBP-1 e pela formulação DASRP-F4. Desta forma, as três abordagens foram praticamente equivalentes quanto ao custo para gerir a capacidade da linha B. Este resultado pode ser atribuído à existência de uma coleção de balanceamentos viáveis mais apropriada aos níveis de demanda da linha. Outro fator que contribui para que as soluções se tornem muito parecidas são as restrições de separação e junção das tarefas. Estas restrições limitam o número de alocações de tarefas viáveis e, fazendo com que as soluções das abordagens testadas estejam mais próximas umas das outras.

6. CONCLUSÕES

Ao fim deste trabalho, acredita-se que foi possível validar a importância do ASRP e de suas versões dinâmicas como uma nova classe de problemas envolvendo as linhas de montagem. Desta forma, seu uso seria adequado aos casos em que a re-configuração da linha de montagem permite reduzir os custos de sua operação ao longo do tempo. A força desta abordagem é considerar que a alteração da estrutura existente incorre em custos de re-alocação de tarefas e de variação do número de estações, pressupostos até então negligenciados na literatura. Outra particularidade desta abordagem é tratar o problema de re-configuração e operação de maneira dinâmica, justificando seu emprego sempre que as alterações puderem ser feitas em tempo hábil sem prejuízo da produtividade do sistema. As comparações feitas com as abordagens tradicionais confirmam que as formulações propostas implicam em menores custos totais mesmo em um horizonte de planejamento sujeito a revisões de previsão da demanda.

Também foi possível mostrar que a dependência do custo de re-configuração em relação aos custos de re-alocação de tarefas faz com que o objetivo de suavização da carga de trabalho seja questionado à medida que ele implica em maiores custos totais. As abordagens mostradas neste trabalho tratam esta questão através da imposição de limites sobre a ocupação mínima e máxima, ao invés de buscar estritamente a igualdade entre os tempos de ciclos das estações. Sendo assim, estes limites podem ser manipulados de acordo com a necessidade de suavização que uma operação específica requeira, levando também em conta o custo de implementá-la.

Do ponto de vista computacional, estas formulações se mostraram adequadas para problemas de tamanho moderado que compreendem aproximadamente trinta tarefas de montagem e três períodos de planejamento. Todavia, algumas aplicações práticas envolvem montagens com número de tarefas superior a este, justificando maiores esforços no desenvolvimento de métodos especializados, de outros limites inferiores e outras regras de redução e de dominância. Obviamente, ampliar o horizonte de planejamento também seria desejável, porém menos relevante devido ao aumento das incertezas que ele acarretaria.

No estudo de caso desenvolvido, a abordagem de re-configuração aplicada se mostrou bem sucedida, pois obteve menor custo total se comparada à abordagem clássica da literatura, o SALBP-1, e à abordagem empregada pelo departamento de Engenharia Industrial da empresa. Os resultados obtidos sinalizaram ainda que estas diferenças de custos são maiores à medida que o sistema se torna mais intensivo em capital, implicando em maiores custos de re-alocação de tarefas. Particularmente em montagens manuais como aquelas estudadas, o emprego de uma coleção de balanceamentos parece ser uma boa forma de gerenciar a capacidade destas linhas de montagem, desde que existam balanceamentos viáveis adequados ao padrão em torno do qual a demanda oscila. Conta a favor desta estratégia, o fato de elevar muito pouco os custos totais de re-configuração e operação, sendo também de mais fácil aplicação. É óbvio, entretanto, que estas observações são restritas a este tipo de sistema de manufatura. Outros casos reais poderão apresentar comportamento bem diferente. Por fim, deve-se lembrar que o estudo foi feito com base em revisões mensais da previsão de demanda devido à falta de dados históricos sobre a demanda para um intervalo superior a um ano. Do contrário seria possível representar períodos mais longos, que comportem de maneira mais adequada as mudanças no sistema de manufatura. Mesmo assim, pode-se dizer que as comparações foram bem sucedidas em seu propósito central que é mostrar redução de custos e a suavização da carga de trabalho com a re-configuração e operação de linha de montagem através das abordagens propostas.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

Aase, G. R., Olson, J. R., Schniederjans, M. J. (2004). U-shaped assembly line layouts and their impact on labor productivity: an experimental study. *European Journal of Operational Research*, 156, 698-711.

Amen, M. (2000). Heuristic methods for cost-oriented assembly line balancing: A survey. *International Journal of Production Economics*, 68, 1-14.

Amen, M. (2006). Cost-oriented assembly line balancing: Model formulations, solution difficulty, upper and lower bounds. *European Journal of Operational Research*, 168, 747-770.

Askin, R. G., Standridge, C. R. (1993). *Modeling and analysis of manufacturing systems*. Wiley, New York.

Bayards, I. (1986) A survey on exact algorithms for the simple assembly line balancing problem. *Management Science*, 32, 909-932.

Bautista, J., Pereira, J. (2006). Ant algorithms for a time and space constrained assembly line balancing problem. *European Journal of Operational Research*, in press.

Becker, C., Scholl, A. (2006). A survey on problems and methods in generalized assembly line balancing. *European Journal of Operational Research*, 168, 694–715.

Boysen, N., Fliedner, M. & Scholl, A. (2006). A classification of assembly line balancing problems. *European Journal of Operational Research*, in press.

Bukchin, Y., Rabinowitch, I. (2005). A branch-and-bound based solution approach for the mixed-model assembly line-balancing problem for minimizing stations and task duplication costs. *European Journal of Operational Research*, in press.

Bukchin, J., Tzur, M. (2000). Design of flexible assembly line to minimize equipment cost. *IIE Transactions*, 32, 585-598.

- Carraway, R. L. (1989). A Dynamic programming approach to stochastic assembly line. *Management Science*, 35, 459-471.
- Dar-El, E. M., Rubinovitch, Y. (1979) MUST - A multiple solutions technique for balancing single model assembly lines. *Management Science*, 25, 1105-1114.
- DePuy, G. W., Whitehouse, G. E. (2000). Applying the COMSOAL computer heuristic to the constrained resource allocation problem. *Computers & Industrial Engineering*, 38, 413-422.
- Fernandes, A. C. F., Dalalio, A. G. (2000). Balanceamento e rebalanceamento de linhas de montagem operadas por grupos de trabalho autogerenciados. *Gestão e Produção*, 7, 378-398.
- Fleszar, K. L., Hindi, K. S. (2003). An enumerative heuristic and reduction methods for the assembly line balancing problem. *European Journal of Operational Research*, 145, 606-620.
- Fokkert, J. Z., Kok, T. G. (1997). The mixed and multi model line balancing problem: a comparison. *European Journal of Operational Research*, 100, 399-412.
- Gagnon, R. J., Gosh, S. (1991). Assembly line research: historical roots, research life cycles and future directions. *International Journal of Management Science*, 19, 381-399.
- Gadidov, R., Wilhelm, W. E. (1999). A cutting plane approach for the single-product assembly system design problem. *Working paper. Department of Industrial Engineering. Texas, A&M University.*
- Gökçen, H., Ağpak, K. (2006). A Goal programming approach to simple U-line balancing problem. *European Journal of Operational Research*, 171, 577-585.
- Gökçen, H., Ağpak, K., Gencer, C., Kizilkaya, E. (2005). Shortest-route formulation of mixed-model assembly line balancing problem. *Applied Mathematical Modelling*, 29, 373-380.

- Gökçen, H., Erel, E. (1998). Binary integer formulation for mixed-model assembly line balancing problem. *Computers and Industrial Engineering*, 34, 451-461.
- Gonçalves, J. F., Almeida, J. R. (2002). A Hybrid Genetic Algorithm for Assembly Line Balancing. *Journal of Heuristics*, 8, 629-642.
- Guéret, C., Prins, C., Sevaux, M.(2000). *Applications of optimization with Xpress-MP*. Dash optimization, Blisworth.
- Hackman, S. T., Magazine, M. J., Wee, T. S. (1989). Fast, Effective Algorithms for Simple Assembly Line Balancing Problems. *Operations Research*, 37, 916-924.
- Hoffmann, T. R. (1992). Eureka: A Hybrid System for Assembly Line Balancing. *Management Science*, 38, 39-47.
- Hoffmann, T. R. (1993). Response to Note on microcomputer performance of “FABLE” on Hoffmann’s data sets. *Management Science*, 39, 1192-1193.
- Johnson, R. V. (1988). Optimally Balancing Large Assembly Systems with “FABLE”. *Management Science*, 34, 240-253.
- Johnson, R. V. (1993a). Note: Microcomputer performance of OptPack on Hoffmann’s data sets. *Management Science*, 39, 1190-1192.
- Johnson, R. V. (1993b). Reply to Hoffmann. *Management Science*, 39, 1193-1193.
- Kabir, M. A., Tabucanon, M. T. (1995). Batch-model assembly line balancing: A multiattribute decision making approach. *International Journal on Production Economics*, 41, 193-201.
- Kao, E. P. C., Queyranne, M. (1981). On dynamic programming methods for assembly line balancing. *Operations Research*, 30, 375-391.
- Klein, R., Scholl, A. (1999). Computing lower bounds by destructive improvement – An application to resource-constrained project scheduling. *European Journal of Operational Research*, 112, 322–346.

- Kim, Y. J., Kim, Y. K., Cho, Y (1998). A heuristic-based genetic algorithm for workload Smoothing in assembly lines. *Computers and Operations Research*, 25, 99-111.
- Kim, Y. K., Kim, Y. J., Kim, Y. (1996). Genetic algorithms for assembly line balancing with various objectives. *Computers and Industrial Engineering*, 30, 397-409.
- Kimms, A. (2000). Minimal investments budgets for flow line configuration. *IIE Transactions*, 32, 287-298.
- Lapierre, S. D., Ruiz, A., Soriano, P. (2006). Balancing assembly lines with tabu search. *European Journal of Operational Research*, 168, 826-837.
- Leu, Y., Matheson, L. A, Rees, L. (1994). Assembly line balancing using genetic algorithms with heuristic-generated initial populations and multiple evaluation criteria. *Decision Sciences*, 25, 581-606.
- Levitin, G., Rubinovitz, J., Shnits, B. (2006). A genetic algorithm for robotic assembly line balancing. *European Journal of Operational Research*, 168, 811-825.
- Macaskill, J. L. C. (1972). Production-line balances mixed-model lines. *Management Science*, 19, 423-434.
- Miltenburg, J. (1998). Balancing U-lines in a multiple U-line facility. *European Journal of Operational Research*, 109, 1-23.
- Miltenburg, J. (2002). Balancing and scheduling mixed-model U-shaped production lines. *International Journal of Flexible Manufacturing*, 14, 119-151.
- Miltenburg, J. (2004). U-shaped assembly line layouts and their impact on labor productivity: An experimental study. *European Journal of Operational Research*, 156, 698-711.
- Miltenburg, J. (2006). Optimally balancing large assembly systems: updating Johnson's 1988 FABLE algorithm. *INFOR*, 44, 23-42.

- Miltenburg, G. J., Wijngard, J. (1994). The U-line balancing problem. *Management Science*, 40, 1378-1389.
- Nourie, F. J., Venta, E. R. (1996). Note: Microcomputer performance of OptPack on Hoffmann's data sets: Comparison with Eureka and Fable. *Management Science*, 42, 304-306.
- Pinnoi, A., Wilhelm, W. E. (1998). Assembly System Design: A branch-and-cut approach. *Management Science*, 44, 103-118.
- Pinnoi, A., Wilhelm, W. E. (2000). Valid Inequalities for a class of assembly system problems. *European Journal of Operational Research*, 126, 31-50.
- Pinnoi, A., Wilhelm, W. E. (1995). A branch-and-cut approach for workload smoothing on assembly lines. *Working paper. Department of Industrial Engineering. Texas, A&M University.*
- Pinto, P. A., Dannenbring, D. G., Khumawala, B. M. (1983). Assembly line balancing with processing alternatives: an application. *Management Science*, 29, 817-831.
- Peeters, M., Degraeve, Z. (2006). An linear programming based lower bound for the simple assembly line balancing problem. *European Journal of Operational Research*, 168, 716-731.
- Rekiek, B., Doigui, A., Delchambre, A. & Bratcu, A. (2002). State of art of optimization methods for assembly line design. *Annual Reviews in Control*, 26, 163-174.
- Rubinovitz, J., Levitin, G (1995). Genetic algorithm for assembly line balancing. *International Journal of Production Economics*, 41, 343-354.
- Sabuncuoglu, I. Erel, E., Tanyer, M. (2000). Assembly line balancing using genetic algorithms. *Journal of Intelligent Manufacturing*, 11, 295-310.
- Sawik, T. (2002). Monolithic vs. hierarchical balancing and scheduling of a flexible assembly line. *European Journal of Operational Research*, 143, 115-124.

Scholl, A., Becker, C. (2006). State-of-the-art exact and heuristic solution procedures for simple assembly line balancing. *European Journal of Operational Research*, 168, 666–693.

Scholl, A., Becker, C. (2005). A note on “an exact method for cost-oriented assembly line balancing”. *International Journal of Production Economics*, 97, 343–352.

Scholl, A., Klein, R. (1999). Balancing assembly lines effectively – A computational comparison. *European Journal of Operational Research*, 114, 50-58.

Süer, G. (1998). Designing parallel assembly lines. *Computers and Industrial Engineering*, 35, 467-470.

Talbot, F. B., Patterson, J. H. (1984). An integer programming algorithm with network cuts for solving the assembly line balancing problem. *Management Science*, 30, 85-99.

Talbot, F. B., Patterson, J. H., Gerhlein, W. V. (1986). A comparative evaluation heuristic for line balancing techniques. *Management Science*, 32, 430-454.

Thomopoulos, N. T. (1970). Mixed model line balancing with smoothed station assignments. *Management Science*, 16, 593-603.

Uğurdağ, H. F., Rachamadugu, R., Papachristou, C. A. (1997). Designing paced assembly lines with fixed number of stations. *European Journal of Operational Research*, 114, 50-58.