

**MODELO E ALGORITMOS PARA UM
PROBLEMA INTEGRADO DE PLANEJAMENTO,
SEQUENCIAMENTO E ALOCAÇÃO DE PÁTIOS.**

GUSTAVO CAMPOS MENEZES

**MODELO E ALGORITMOS PARA UM
PROBLEMA INTEGRADO DE PLANEJAMENTO,
SEQUENCIAMENTO E ALOCAÇÃO DE PÁTIOS.**

Tese apresentada ao Programa de
Pós-Graduação em Ciência da Computação
do Instituto de Ciências Exatas da
Universidade Federal de Minas Gerais -
Departamento de Ciência da Computação.
como requisito parcial para a obtenção do
grau de Doutor em Ciência da Computação.

ORIENTADOR: GERALDO ROBSON MATEUS

Belo Horizonte
Setembro de 2016

© 2016, Gustavo Campos Menezes.
Todos os direitos reservados.

Menezes, Gustavo Campos

M543m Modelo e algoritmos para um problema integrado
de planejamento, sequenciamento e alocação de pátios.
/ Gustavo Campos Menezes. — Belo Horizonte, 2016
xxi, 109 f. : il. ; 29cm

Tese (doutorado) — Universidade Federal de Minas
Gerais - Departamento de Ciência da Computação.

Orientador: Geraldo Robson Mateus

1. Computação – Teses. 2. Otimização matemática.
3. Algoritmos de computador. 4. Logística.
I. Orientador. II. Título.

CDU 519.6*61(043)



UNIVERSIDADE FEDERAL DE MINAS GERAIS
INSTITUTO DE CIÊNCIAS EXATAS
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM CIÊNCIA DA COMPUTAÇÃO

FOLHA DE APROVAÇÃO

Modelo e algoritmos para um problema integrado de planejamento,
sequenciamento e alocação de pátios

GUSTAVO CAMPOS MENEZES

Tese defendida e aprovada pela banca examinadora constituída pelos Senhores:

PROF. GERALDO ROBSON MATEUS - Orientador
Departamento de Ciência da Computação - UFMG

PROF. ALEXANDRE SALLES DA CUNHA
Departamento de Ciência da Computação - UFMG

PROF. HENRIQUE PACCA LOUREIRO LUNA
Instituto de Computação - UFAL

PROF. MARTIN GOMEZ RAVETTI
Departamento de Engenharia de Produção - UFMG

PROF. REINALDO MORABITO NETO
Departamento de Engenharia de Produção - UFSCar

Belo Horizonte, 12 de setembro de 2016.

Dedico esta tese a todos aqueles que me ajudaram durante esse percurso, em especial à Daniele e aos meus pais Mário e Zilda.

Agradecimentos

Agradeço ao meu orientador, Prof. Geraldo Robson Mateus, pela paciência, dedicação e conselhos.

Ao Prof. Martín Gómez Ravetti, agradeço pelo apoio, paciência em revisar os artigos e incentivo.

Agradeço à minha família, meus pais Mário e Zilda e minha irmã Laura, que sempre torceram pelo meu sucesso e, em especial, agradeço à Daniele, por estar sempre ao meu lado, pelo apoio, votos de confiança e suporte nos momentos difíceis.

Agradeço ao Centro Federal de Educação Tecnológica de Minas Gerais (CEFET-MG), ao Conselho Nacional de Desenvolvimento Científico e Tecnológico (CNPq) e ainda à Fundação de Amparo à Pesquisa do Estado de Minas Gerais (FAPEMIG) pelo apoio financeiro e material durante o curso.

Resumo

As organizações estão constantemente em busca de qualidade, produtividade e redução de custos. O planejamento adequado, sustentado por sistemas de apoio à decisão e por uma visão integrada das operações, é uma estratégia importante para a garantia de sobrevivência em mercados globais, dinâmicos e extremamente competitivos. Esta tese investiga um problema integrado de planejamento, sequenciamento e alocação de pátios. Este problema consiste em planejar a produção, ou seja, definir a quantidade e o destino para cada produto existente nos pontos de oferta de produtos e pátio (estoque) e, ao mesmo tempo, estabelecer um conjunto de rotas viáveis (onde não existem conflitos entre equipamentos) para garantir que os produtos sejam transportados e entregues dentro do prazo. Nesta pesquisa, este problema será abordado tendo como base as operações em um terminal portuário. O principal objetivo está em desenvolver uma formulação integrada para os problemas de planejamento, sequenciamento e alocação, bem como projetar algoritmos capazes de fornecer soluções de qualidade para instâncias de grande porte do problema. As contribuições desta pesquisa são as seguintes: um modelo de programação matemática integrado, um algoritmo exato baseado no uso de Geração de Colunas e *Branch and Bound*, e um algoritmo heurístico baseado em uma abordagem hierárquica para os problemas de planejamento, sequenciamento e alocação de pátios. Os problemas foram resolvidos por meio de uma combinação de heurísticas e métodos exatos baseados em problemas clássicos de coloração de vértices e conjunto independente de peso máximo. Os resultados computacionais mostram que as abordagens exata e heurística foram capazes de oferecer limites inferiores e superiores de qualidade, além de resolverem instâncias baseadas em casos reais.

Palavras-chave: Planejamento integrado, Sequenciamento, Branch and Price, Logística.

Abstract

Organizations are continuously searching for quality, productivity and cost reduction. Proper planning, supported by decision support systems and by an integrated view of operations is an important strategy to guarantee survival in global, dynamic and highly competitive markets. This thesis investigates an integrated production planning, scheduling and yard allocation problem. The problem is to define the amount and destination of each input or output order in a bulk cargo terminal, establishing a set of feasible routes to guarantee that products are stored and shipped on schedule, minimizing operational costs. In this research, this problem will be addressed based on the operations in a bulk port terminal. The main objective consists in developing an integrated formulation for the production planning, scheduling and yard allocation problem, as well as designing algorithms which are able to provide quality solutions for large instances of the problem. The contributions of this research are the following ones: an integrated mathematical programming model, an exact algorithm based on the use of Column Generation and *Branch and Bound*, and an heuristic algorithm based on a hierarchical approach. The problems were solved through a combination of heuristics and exact methods based on two classical graph optimization problems: vertex coloring and the maximum weight independent set. The computational results show that the exact and heuristic approaches have been able to produce exact solutions for small- and medium-size instances but is compatible with real cases and that it offers strong bounds for large instances for which optimization packages are not able to provide solutions.

Keywords: integrated planning, scheduling, branch and price, logistics.

Lista de Figuras

2.1	Abordagem Integrada	11
2.2	Abordagem Interativa	12
4.1	Virador de vagão	20
4.2	Correia transportadora	20
4.3	Recuperadora	20
4.4	Empilhadeira	20
4.5	Rotas com equipamentos compartilhados	21
4.6	Subsistemas e Rotas	21
4.7	Subsistema Pátios	22
4.8	Complexo portuário e seus subsistemas.	23
4.9	Planta completa de um Complexo portuário de minério de ferro (Terminal Marítimo de Ponta da Madeira - VALE).	23
5.1	Estratégia de solução	36
5.2	Rotas com conflito	38
5.3	Grafo de Conflito	38
6.1	Decomposição do PPSFP	50
6.2	Rotas e conflitos	56
6.3	Grafo de conflito	56
6.4	Solução viável obtida através da solução do PCV	57
6.5	Grafo Ponderado	57
6.6	Solução viável obtida através da solução do PCPV	58
6.7	Algoritmo de Branch and Price (Fluxograma).	59
7.1	Qualidade dos limites entre as Heurísticas - Instâncias Tipo 1	71
7.2	Qualidade dos limites entre as Heurísticas - Instâncias Tipo 2	72
7.3	Qualidade dos limites entre as Heurísticas - Instâncias Tipo 3	72

7.4	GAP x Custo com troca de produtos na subárea (Heurística HFB)	74
7.5	Tempo x Custo com troca de produtos na subárea (Heurística HFB)	74
7.6	Custo x Tipo de Instância	75
7.7	Custo x Capacidade dos equipamentos	81
8.1	Tela principal para lançamento de dados	97
8.2	Detalhamento das rotas.	98
8.3	Sequenciamento das tarefas por período.	98

Lista de Tabelas

4.1	Definição dos conjuntos para o PPSFP	25
4.2	Definição dos parâmetros para o PPSFP	26
4.3	Variáveis	27
5.1	Solução para o PPSFP relaxado (desconsiderando as restrições de sequenciamento)	37
6.1	Variáveis, conjuntos e parâmetros	48
6.2	Dados Iniciais	55
7.1	Dados utilizados para gerar as instâncias	66
7.2	CPLEX - Instâncias com 110 rotas, capacidade entre 8.000 e 12.000 t/h . .	68
7.3	Limite Superior: Instâncias com 110 rotas e capacidade entre 8.000 e 12.000 t/h	70
7.4	110 rotas, capacidade entre 8.000 e 12.000 t/h e custo com troca de produtos na subárea em 20.	73
7.5	110 rotas, capacidade entre 8.000 e 12.000 t/h e custo com troca de produtos na subárea em 40.	73
7.6	Branch and Price - Instâncias com 110 rotas, capacidade entre 8.000 e 12.000 t/h	76
7.7	CPLEX - Instâncias com 110 rotas, capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h .	77
7.8	Limite Superior: Instâncias com 110 rotas e capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h	79
7.9	Branch and Price - Instâncias com 110 rotas, capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h	80
7.10	CPLEX - Instâncias com 150 rotas, capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h .	82
7.11	Limite Superior: Instâncias com 150 rotas e capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h	83

7.12 Branch and Price - Instâncias com 150 rotas, capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h	84
7.13 CPLEX - Instâncias variando oferta, demanda e estoque	85
7.14 Limite Superior : Instâncias com variação no estoque, oferta e demanda. .	87
7.15 Branch and Price - Instâncias com variação no estoque, oferta e demanda.	88
7.16 Algoritmo de Branch and Price: Influência do LS inicial	90

Sumário

Agradecimentos	ix
Resumo	xi
Abstract	xiii
Lista de Figuras	xv
Lista de Tabelas	xvii
1 Introdução	1
1.1 Motivação	1
1.2 Objetivos	2
1.2.1 Objetivos específicos	2
1.3 Contribuições	3
1.4 Organização da tese	3
2 Fundamentos	5
2.1 Introdução	5
2.2 Problemas de Planejamento e Sequenciamento	6
2.2.1 Planejamento	6
2.2.2 Sequenciamento	9
2.3 Planejamento e Sequenciamento Integrados	10
2.4 Considerações finais	12
3 Otimização dos fluxos e operações portuárias	13
3.1 Motivação	13
3.2 Problemas de Otimização em Terminais Portuários	14
3.2.1 Problemas de Otimização em Terminais de Contêiner	15
3.2.2 Problemas de Otimização em Terminais de Carga a Granel	16

3.3	Considerações Finais	18
4	Problema integrado de planejamento, sequenciamento e alocação de pátios	19
4.1	Definição do problema	19
4.2	Formulação para o PPSFP	24
4.3	Formulação alternativa para o PPSFP	33
4.4	Considerações Finais	34
5	Solução hierárquica para o PPSFP	35
5.1	Introdução	35
5.2	Fase de Planejamento	36
5.3	Fase de Sequenciamento	37
5.3.1	Complexidade do PSRI	38
5.3.2	Heurística para o PSRI	39
5.4	Troca de informação entre o planejamento e sequenciamento	41
5.4.1	Heurística de redução de capacidade de rotas (HCR)	41
5.4.2	Restrições baseadas em cliques maximais	42
5.5	Abordagem hierárquica	44
5.6	Considerações Finais	45
6	Solução exata para o PPSFP	47
6.1	Geração de Colunas	47
6.2	Formulação baseada em GC	47
6.2.1	Problema Mestre Linear Restrito	48
6.2.2	Subproblema de Pricing	51
6.2.3	Algoritmo de Geração de Colunas	53
6.2.4	Branch and Price	59
6.3	Considerações finais	63
7	Experimentos computacionais	65
7.1	Gerador de Instâncias	65
7.2	Descrição das instâncias e resultados	66
7.2.1	Bateria 1: Experimentos com 110 rotas e capacidade entre 8.000 e 12.000 t/h	68
7.2.2	Bateria 2: Experimentos com 110 rotas e capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h	77

7.2.3	Bateria 3: Experimentos com 150 rotas e capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h	81
7.2.4	Bateria 4: Experimentos variando oferta, demanda e estoque . .	85
7.2.5	Bateria 5: Branch and Price (Análise do Limite Superior Inicial)	89
7.3	Considerações Finais	91
8	Conclusão e trabalhos futuros	93
8.1	Conclusão	93
8.1.1	Solução Hierárquica versus Exata	94
8.2	Trabalhos publicados	95
8.3	Trabalhos futuros	95
	Referências Bibliográficas	101

Capítulo 1

Introdução

Este capítulo fornece uma breve introdução sobre os principais problemas que serão discutidos nesta tese. A seção 1.1 apresenta a motivação desta pesquisa, enquanto os objetivos estão detalhados na seção 1.2. A seção 1.3 especifica as principais contribuições e, por último, a seção 1.4 descreve a estrutura da tese.

1.1 Motivação

Nas últimas décadas, diversos autores, entre eles Christopher [1998] e Shapiro. [2006], apontam a informação como o principal ativo de uma empresa. É crescente a integração de empresas, países e pessoas, através dos mecanismos de comunicação. O crescimento do comércio internacional e a busca pela qualidade, produtividade e redução de estoques, pressionam cada vez mais os profissionais responsáveis pela tomada de decisão das empresas.

A Pesquisa Operacional e o uso da Tecnologia da Informação tornaram-se ferramentas importantes para estes profissionais conseguirem obter os resultados desejados em suas organizações. Para procurar atender os objetivos acima, as empresas dividem sua estrutura de decisão em três níveis: nível estratégico (planejamento de longo prazo), nível tático (planejamento de médio prazo) e nível operacional (programação de curto prazo).

Os grandes desafios envolvidos na integração das operações de produção e logística motivam pesquisas voltadas para aumento da produtividade, redução de custos e geração de valor nos empreendimentos. Nesta linha de pesquisa, diversos trabalhos como os de Bichou & Gray [2004], Newman et al. [2010] , Singh et al. [2012] e Pimentel et al. [2013], destacam a necessidade de soluções integradas que levem em consideração os problemas associados aos três níveis: estratégico, tático e operacional. Nesta tese,

são investigadas soluções integradas para um problema que envolve os níveis tático e operacional.

A pesquisa pela integração entre os níveis de decisão não é uma ideia nova. Vários esforços já foram feitos buscando realizar este desafio, como em Mahey & Carvalho [1999], Meyr [2000], Gaglioppa et al. [2008], Ferreira et al. [2009], Mateus et al. [2010] e, mais recentemente, com Kis & Kovács [2012]. Entretanto, realizar esse procedimento não é uma tarefa trivial. Os problemas obtidos a partir desta integração são conhecidamente NP-Difíceis. A coerência entre os dados nos dois níveis não é facilmente garantida e, em boa parte, não se consegue representar com grande sucesso os problemas reais das empresas.

O principal desafio que esta tese procura solucionar consiste em propor soluções integradas, ou seja, que envolvam os níveis de decisão tático e operacional, e que sejam aplicadas em um problema real de fluxo de produtos existente em terminais portuários de granéis sólidos (minério de ferro, carvão e grãos).

1.2 Objetivos

O tema deste trabalho envolve o estudo do problema integrado de Planejamento, Sequenciamento e Alocação de Pátios. O principal objetivo está relacionado com o desenvolvimento de modelos matemáticos e algoritmos para resolução desse problema, além da avaliação da qualidade dos resultados obtidos.

1.2.1 Objetivos específicos

Entre os objetivos específicos deste trabalho, é possível citar os seguintes:

- Reformular e/ou desenvolver modelos matemáticos que consigam gerar uma representação integrada dos problemas de Planejamento, Sequenciamento e Alocação;
- Propor algoritmos exatos e heurísticos capazes de solucionar de forma integrada os três problemas; e
- Resolver instâncias de grande porte e baseadas em casos reais.

1.3 Contribuições

A partir dos objetivos apresentados na seção anterior, cumpre destacar as principais contribuições alcançadas com esta tese.

- Proposição de uma representação integrada para o Planejamento, Sequenciamento e Alocação, com destaque para a aplicação em um terminal portuário;
- Desenvolvimento de um algoritmo exato capaz de resolver de forma integrada o problema;
- Desenvolvimento de uma estratégia de solução hierárquica e interativa; e
- Obtenção de boas soluções para instâncias baseadas em casos reais.

1.4 Organização da tese

Esta tese está organizada da seguinte forma: O Capítulo 2 apresenta os principais conceitos relacionados aos problemas de Planejamento e Sequenciamento. O Capítulo 3 descreve alguns dos problemas encontrados na otimização das operações portuárias. O Capítulo 4 é dedicado à definição do problema e à apresentação do modelo matemático. Já o Capítulo 5 descreve uma solução hierárquica. O Capítulo 6 apresenta um método exato baseado em um algoritmo de Branch and Price. O Capítulo 7 discute os experimentos computacionais realizados para validar o modelo matemático e os algoritmos. E, por fim, o Capítulo 8 encerra com a conclusão e os trabalhos futuros.

Capítulo 2

Fundamentos

Neste capítulo, são discutidos brevemente os principais conceitos e definições sobre os problemas de Planejamento e Sequenciamento.

2.1 Introdução

Conforme já dito no capítulo anterior, as decisões do nível estratégico normalmente estão relacionadas à escolha de produtos e serviços a serem oferecidos, localização e tamanho das instalações. Estas decisões definem as restrições de capacidade que os níveis tático e operacional deverão levar em conta ao serem formulados. Já o planejamento de médio prazo leva em consideração as quantidades a serem produzidas, preços e contratação. O nível operacional (curto prazo) busca um modo de alcançar as metas estabelecidas nos níveis superiores. Basicamente, os problemas encontrados nos dois últimos níveis são estudados na Pesquisa Operacional como problemas de Planejamento e Sequenciamento.

O Planejamento da produção é feito no nível tático da hierarquia de tomada de decisão da empresa. Normalmente, nesse nível, as decisões tomadas estão relacionadas a quanto (oferta) e quando produzir, e duas informações são necessárias: quantidades e datas para as demandas futuras.

Se as demandas não são conhecidas, um estudo inicial é realizado para estabelecer com maior precisão a demanda. Caso a demanda prevista seja maior ou menor que a oferta disponível, o uso de estoques e alguns ajustes são feitos para equilibrar a linha de produção (mão de obra e equipamentos), com a demanda prevista. O objetivo do planejamento da produção é gerar um plano de produção que equilibre oferta, demanda e estoque e seja viável de ser executado no nível operacional.

Uma vez estabelecido o plano de produção, a etapa seguinte consiste em

estabelecer os tempos para utilização dos recursos necessários à execução do plano de produção. Esta etapa é conhecida como sequenciamento.

Enquanto o plano de produção define os lotes de itens a serem produzidos, o sequenciamento estabelece a ordem que esses lotes (no sequenciamento são conhecidos como tarefas) serão processados na linha de produção. O processamento de uma tarefa em um determinado recurso é definido, segundo alguns autores como uma operação. A atividade de sequenciamento consiste, então, em especificar um par de tempo de início e de finalização para cada operação, ou seja, o intervalo de tempo que uma tarefa está utilizando um recurso.

O sequenciamento é viável quando não existem dois intervalos de tempo associados a uma mesma tarefa ou ao mesmo recurso. O que se procura nesta fase é encontrar uma condição de equilíbrio entre a máxima utilização de equipamentos e mão de obra e a maior taxa de produção.

2.2 Problemas de Planejamento e Sequenciamento

A classificação, modelagem e complexidade dos problemas de planejamento e sequenciamento dependem das condições a serem tratadas nos modelos, como: horizonte de planejamento, número de produtos, tipo de demanda, capacidade dos recursos, entre outras. Nesta seção, serão discutidas as principais características que definem os problemas de planejamento e sequenciamento.

2.2.1 Planejamento

Na literatura, em trabalhos como os de Karimi et al. [2003] e Drexl & Kimms [1997] os problemas de Planejamento podem ser classificados quanto: ao horizonte de planejamento, número de níveis, número de produtos, capacidade dos recursos, demanda e outros.

- **Horizonte de planejamento:** É um intervalo de tempo em que será realizada a produção de um ou vários produtos para atender a uma determinada demanda. Esse horizonte pode ser ou não discretizado em períodos de mesma duração ou variável, para atender a uma demanda específica, geral ou por períodos. Esta demanda pode ser dinâmica ou previamente definida para cada período.
- **Número de estágios:** O sistema de produção pode ser com um único ou vários estágios. Quando o sistema é de um único estágio, a matéria prima

necessária para a produção de um produto sofre pouca ou nenhuma modificação no processo de produção para se tornar um produto manufaturado. Quando possui vários estágios, o planejamento da produção se torna mais complexo, uma vez que a matéria prima para se transformar em produto passará por várias etapas de processamento, que deverão obedecer a uma ordem e intervalos de tempo específicos.

- **Número de produtos:** O número de itens ou produtos finais em um modelo de planejamento de produção é outra característica que afeta a modelagem e complexidade dos problemas envolvidos. Quanto maior o número de produtos e de níveis, maior será a complexidade para resolver os modelos adotados.
- **Restrições de capacidade:** Em um modelo de planejamento, recursos podem ser: mão de obra, máquinas, energia, equipamentos, etc. Os modelos podem ser: não capacitados (não existem restrições no uso dos recursos) ou capacitados (restrições de capacidade são impostas). As restrições de capacidade normalmente são relevantes, pois representam melhor situações reais e podem aumentar consideravelmente a complexidade dos modelos.
- **Demanda:** A demanda é considerada como um valor de entrada para os modelos de planejamento. Pode ser: estática (seu valor não muda com o tempo), dinâmica (seu valor pode alterar com os períodos) ou em tempo real.

Entre os diversos problemas de planejamento associados ao nível tático de decisão (alguns podem ser encontrados em Christopher [1998], Shapiro. [2006] e Pinedo [2005]), serão investigados nesta tese os problemas ligados ao dimensionamento de lotes de produção. O dimensionamento de lotes consiste em planejar a quantidade de itens a ser produzida em várias (ou uma) máquinas, em cada período ao longo de um horizonte de planejamento finito, de modo a atender uma demanda e obedecer a um conjunto de restrições, como, por exemplo, limitações de capacidade, tendo como objetivo minimizar custos.

Com base nas características acima, diversas formulações para problemas de dimensionamento de lotes podem ser encontradas. Abaixo, segue a descrição de algumas dessas formulações.

De acordo com Drexl & Kimms [1997], as pesquisas sobre problemas de dimensionamento de lotes partiram da fórmula clássica de dimensionamento de lotes econômicos de produção, conhecida como EOQ (Economic Order Quantity). O objetivo do EOQ é definir o tamanho ideal do lote de produção, reduzindo os custos de produção e estoque. Soluções para o EOQ podem ser obtidas facilmente (em tempo polinomial) através, por exemplo, do algoritmo desenvolvido por Wagner & Whitin [1958].

Uma variação do EOQ, conhecida na literatura como ELSP (Economic Lot Scheduling Problem) apresenta como características vários níveis de produção e restrições de capacidade. Conforme os trabalhos de Hsu [1983], enquanto soluções para o EOQ são fáceis de obter, o ELSP é NP-Difícil. Em Brahimi et al. [2006] é feita uma análise do EOQ e da sua importância na resolução de problemas mais complexos.

Enquanto o EOQ e o ELSP podem ser classificados como problemas com horizonte de tempo contínuo, na literatura problemas com período de tempo discreto são chamados de DLSP (Discrete Lot Sizing Problems). Nestes modelos, assume-se que o horizonte de planejamento é finito e dividido em períodos discretos, para os quais existe uma demanda pré-definida, que pode variar entre os períodos. Os primeiros trabalhos relacionados a esse problema podem ser encontrados em Wagner & Whitin [1958] e Manne [1958]. Outra variação do EOQ é o CLSP (Capacitated Lot Sizing Problem). O CLSP difere basicamente do EOQ em função dos períodos serem discretos e de serem incluídas restrições de capacidade. O CLSP pode ser estudado em estruturas com um único nível ou vários níveis de produção. Para todos os casos, de acordo com os trabalhos de Bitran & Yanasse [1981], o CLSP é NP-Difícil.

Embora ainda existam outras variações do problema de dimensionamento de lotes, basicamente elas apresentam uma combinação das características relatadas nos problemas acima. Estes podem ser discretos ou contínuos, apresentar um ou vários níveis de produção, possuir ou não restrições de capacidade. O que se pode observar é que a dificuldade destes problemas se torna mais evidente quando são inseridas restrições de capacidade.

As estratégias de solução adotadas na literatura para resolver os problemas de dimensionamento de lotes podem ser: Relaxações (Lagrangeana e Linear), métodos de decomposição, planos de corte, separação e avaliação, além de heurísticas e metaheurísticas como: GRASP, Genéticos, entre outras. O trabalho de Ferris & Maravelias [2009] e Pinedo [2005] destaca algumas destas estratégias. Em Maravelias [2008] é feita uma apresentação do estado da arte da área e dos próximos desafios. Em Meyr [2000] os problemas de Planejamento e Sequenciamento são solucionados através da combinação de pesquisa local e métodos duais. Em Pochet & Wolsey [2004] são discutidas formulações matemáticas baseadas em programação inteira para diversos

tipos de problemas de dimensionamento de lotes.

2.2.2 Sequenciamento

Os problemas de sequenciamento consistem em alocar um conjunto de recursos a tarefas por certo período de tempo com o intuito de alcançar um ou vários objetivos, tais como: redução de custos associados ao uso das máquinas, redução do tempo de execução de uma tarefa ou do prazo de execução de um projeto ou produto (que normalmente envolve a execução de várias tarefas), minimizar atrasos.

As aplicações práticas dos modelos de sequenciamento podem ocorrer: nas indústrias químicas, de alimento, no escalonamento de processos na unidade central de processamento, entre outros usos. Pinedo [2005] apresenta algumas aplicações práticas dos problemas de sequenciamento, bem como definições e classificações dos modelos.

Considerando a grande variedade de aspectos que estão envolvidos no contexto dos problemas de sequenciamento, diversos modelos são propostos para caracterizá-los. Esses modelos são classificados de acordo com o tipo de recurso, as características das tarefas que serão executadas e com base no objetivo a ser alcançado.

Nesta tese, será utilizada como referência a classificação adotada em Ravetti [2003], que foi baseada nos trabalhos de Blazewicz et al. [1996] e Graham et al. [1979]. Os problemas de sequenciamento podem ser classificados, em sua maioria, por três conjuntos: $T = \{T_1, T_2, \dots, T_n\}$ de n tarefas, $P = \{P_1, P_2, \dots, P_m\}$ de m processadores ou máquinas e $R = \{R_1, R_2, \dots, R_s\}$ de s recursos. As máquinas podem ser classificadas em dois tipos: paralelas, quando podem processar a mesma tarefa; ou dedicadas, quando são especializadas na realização de determinado tipo de tarefa. As máquinas podem ainda ser: idênticas (quando possuem a mesma velocidade de processamento); uniformes (as velocidades de processamento diferem de forma constante); não relacionadas (velocidades dependem da tarefa a ser executada). Assim, o problema de sequenciamento pode ser definido como a alocação de máquinas do conjunto P e de recursos do conjunto R para completar todas as tarefas de T , otimizando uma função objetivo e respeitando as restrições específicas de cada problema.

Na literatura, as tarefas podem também ser denominadas de *Job*. Onde cada *Job* pode representar um subconjunto de tarefas de T .

Os problemas de sequenciamento para máquinas dedicadas podem ainda ser classificados em:

- **Open Shop** : o número de tarefas necessárias para completar um *Job* é o mesmo para todos os *Jobs* e igual ao número de máquinas.

- **Flow Shop** : mesma situação do caso anterior, com a diferença que existe uma relação de precedência entre as tarefas de um mesmo Job.
- **Job Shop** : nesta classe de problemas o número de tarefas necessárias para cada Job é arbitrário, assim como as relações de precedência.

Além das características definidas acima, em Blazewicz et al. [1996] e Pinedo [1995] as tarefas podem ser classificadas quanto a uma série de fatores (tempo de processamento, datas de disponibilidade e entrega e prioridade). Os critérios de otimização podem ser: duração do sequenciamento (*makespan*), tempo médio de fluxo e atraso máximo.

Os problemas de Sequenciamento são problemas de Otimização Combinatória com difícil solução Garey & Johnson [1979]. A maioria dos problemas apresentados são NP-Difíceis. Trabalhos como os de Pinedo [2005], Lorenzoni [2003] e Manne [1959] abordam mais detalhes quanto a formulações, complexidade e aplicações.

Com relação às abordagens de solução (métodos de solução, algoritmos exatos e heurísticos), boas referências são os trabalhos de Méndez et al. [2006] e Maravelias [2008]. Estes trabalhos mostram diversos problemas de sequenciamento. Já as abordagens mais utilizadas neles são: métodos de relaxação e decomposição, ramificação e poda, metaheurísticas, planos de corte, entre outros. Outros trabalhos relacionados são os de Ravetti [2003] e de Paula et al. [2010], que tratam do problema de sequenciamento com máquinas paralelas e tempos de processamento dependentes da sequência.

2.3 Planejamento e Sequenciamento Integrados

As empresas estão constantemente sendo penalizadas por seus atrasos na linha de produção e na entrega de seus produtos e serviços. O grande desafio dos sistemas que gerenciam a cadeia de suprimentos é alcançar um alto nível de satisfação dos seus clientes com um baixo custo e qualidade elevada. Para obter esse resultado, ou seja, uma maior eficiência, controle de custos, estoques e qualidade, as atividades de planejamento e sequenciamento devem trabalhar de forma integrada. Trabalhos como os de Christopher [1998] e Shapiro. [2006] destacam esses aspectos e reforçam que a solução é uma maior integração entre os diversos níveis da cadeia de suprimentos.

Do ponto de vista da modelagem dos problemas, a integração dos dois níveis é feita partindo de um problema de planejamento (dimensionamento de lotes) e inserindo restrições basicamente associadas aos recursos e na estrutura do custo de produção. Uma vez obtido o modelo integrado, o passo seguinte consiste em resolvê-lo. Em Ferris & Maravelias [2009] soluções para o problema integrado podem ser classificadas em três estratégias: Métodos Hierárquicos, Métodos Iterativos e Métodos Integrados.

Quando a formulação inicial não inclui restrições associadas ao sequenciamento, as informações necessárias (previsão da demanda, intervalos no horizonte de planejamento, configuração inicial do estoque, etc) são utilizadas como entrada para formular o Problema de Planejamento e resolvê-lo, obtendo um Plano de Produção. Esse plano é utilizado como entrada para a fase de sequenciamento. Caso não exista uma realimentação, ou seja, as informações obtidas no nível inferior (sequenciamento) não são reutilizadas no nível do planejamento para melhorar a solução, o método é conhecido como hierárquico. Se realimentações são feitas, ou seja, soluções do nível operacional (sequenciamento) são utilizadas para construir ou aperfeiçoar o plano de produção, o método é iterativo.

Por último, métodos integrados são aqueles que partem de um modelo completo, que representa os detalhes do planejamento e sequenciamento, e geram soluções com toda a informação necessária para os níveis tático e operacional. Esses modelos são difíceis de resolver e requerem abordagens de solução bastante específicas. As figuras 2.1 e 2.2 ilustram, respectivamente, as estratégias integrada e iterativa.

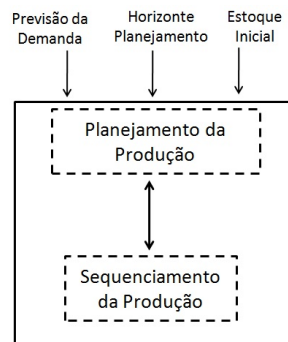


Figura 2.1. Abordagem Integrada

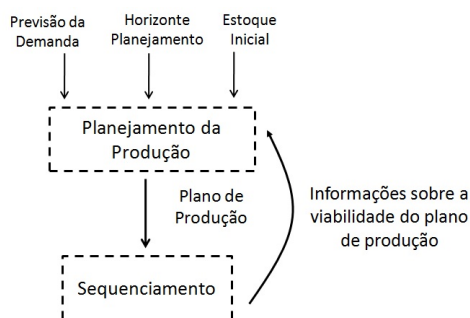


Figura 2.2. Abordagem Interativa

Os algoritmos que podem ser aplicados nessas abordagens baseiam-se nos que já foram apresentados para o planejamento e sequenciamento nas seções anteriores. Por último, Copil et al. [2016] descreve uma evolução histórica dos problemas de planejamento e sequenciamento, além de identificar tendências futuras de pesquisa.

2.4 Considerações finais

Neste capítulo, foram discutidos os principais conceitos e definições sobre os problemas de Planejamento e Sequenciamento. Nessa tese estes problemas são tratados no contexto de otimização de fluxos e alocação de pátios, mais especificamente sobre Otimização dos Fluxos e Operações Portuárias, tema do próximo capítulo.

Capítulo 3

Otimização dos fluxos e operações portuárias

O relatório das Nações Unidas sobre transporte marítimo (UNCTAD [2012]) relata que, em 2011, o comércio marítimo alcançou o total de 8,7 bilhões de toneladas. Este volume compreende principalmente o transporte de contêineres, graneis sólidos e líquidos. Este capítulo destaca a importância de investigar problemas de otimização relacionados aos terminais portuários, além de fornecer uma breve revisão da literatura.

3.1 Motivação

O transporte marítimo é o modal mais utilizado no comércio internacional. Cerca de 80% do volume global e 70% do valor são transportados pelo oceano e manuseados nos terminais portuários ao redor do planeta (UNCTAD [2012]).

Com o crescimento do comércio internacional, segue também a preocupação com o cumprimento de prazos, redução de custos e meio ambiente. Estes fatores pressionam produtores, consumidores, operadores portuários, donos de navio e demais personagens do comércio internacional a encontrar soluções de custo mínimo, que envolvam economia de combustível, rotas eficientes, redução dos atrasos no carregamento e descarregamento de navios e demais estratégias que busquem eficiência e eficácia em todas as operações que envolvam o comércio marítimo internacional.

Ainda de acordo com o relatório das Nações Unidas (UNCTAD [2012]), considerando o transporte de cargas secas, que inclui contêineres e diversos produtos a granel, a proporção destas cargas foi a seguinte: 62.4% para os maiores produtos a granel (minério de ferro, grãos, carvão, bauxita, alumínio, fosfato e aço), 23.3% para contêineres, e os demais 14.3% para cargas com menor volume. As estatísticas das

Nações Unidas confirmam que, independente das flutuações da demanda provenientes de guerras, desastres naturais e, recentemente, da crise econômica mundial, o transporte de cargas continua a crescer a cada ano.

Diante deste cenário, o terminal portuário é uma peça fundamental neste processo. A Otimização de suas atividades, em especial a redução do tempo no transporte de cargas e a confiabilidade das operações, reflete diretamente em economia de tempo, redução de multas e, conseqüentemente, aumento de lucros para os operadores do terminal e seus clientes.

3.2 Problemas de Otimização em Terminais Portuários

Um cenário de globalização e alta competitividade associado à complexidade das operações portuárias, permite o desenvolvimento de campo fértil para a aplicação de técnicas de Pesquisa Operacional. Com o crescimento do tamanho e capacidade de carga dos navios e com o sucesso no uso de contêineres, os terminais estão alcançando o seu limite de capacidade, gerando aumento de tráfego e congestionamento UNCTAD [2012].

Uma alternativa imediata para resolver esse problema é a expansão da capacidade dos terminais: aumento das áreas nos pátios de estocagem, criação de mais terminais e utilização de equipamentos mais modernos.

Entretanto, o aumento da capacidade de um terminal portuário envolve grande soma de investimentos e de tempo. Além disso, outro ponto a considerar é que o fluxo de produtos no terminal está associado a flutuações da demanda, sendo influenciado por crises financeiras, economia, desastres naturais e guerras. Portanto, o grande desafio é conseguir melhorias na produtividade e eficiência do terminal, por meio do uso inteligente dos recursos disponíveis, procurando minimizar o investimento pesado em infra-estrutura.

O gerenciamento das operações portuárias, sejam elas em terminais de contêiner, graneis ou em ambos, pode ser resumido nos seguintes itens:

- determinar o atendimento de uma fila de navios que necessitam atracar para realizar o embarque/ desembarque de cargas;
- determinar para um conjunto de produtos que chegam ao porto, quais devem ficar estocados e onde, e quais devem ser carregados nos navios;

- escolher a melhor rota por onde os produtos estocados no porto devem ser transportados, da chegada aos pátios e dos pátios aos navios;
- definir quais máquinas (correias transportadoras, recuperadoras, empilhadeiras, caminhões, guindastes) deverão ser usadas para manipular os produtos no pátio e transportá-los até os navios;
- estabelecer a ordem em que as máquinas serão utilizadas para reduzir custos de preparo de máquinas e atrasos, respeitando os limites de capacidade.

A infra-estrutura do terminal portuário está diretamente associada ao tipo de carga que será manipulado. Basicamente, os terminais portuários podem ser divididos em terminais de contêiner e de produtos a granel. De uma maneira geral, os esforços de pesquisa estão mais concentrados em soluções para os terminais de contêiner. Soluções integradas para Planejamento e Sequenciamento do fluxo de produtos em terminais a granel não foram encontradas na literatura. As subseções seguintes abordam alguns dos principais conceitos, problemas clássicos e a revisão da literatura para terminais de contêiner e de carga a granel.

3.2.1 Problemas de Otimização em Terminais de Contêiner

Um contêiner é um recipiente de grandes dimensões destinado ao acondicionamento e transporte de carga em navios. É uma unidade de carga padronizada (com dimensões padrão e medida em pés). A unidade base utilizada é o TEU (*twenty feet equivalent unit*). A produtividade do terminal ou de determinados equipamentos do pátio, pode ser medida em quantos TEU são manipulados por unidade de tempo. A capacidade dos navios também é medida em TEU. Um dos principais fatores utilizados para medir o desempenho de um terminal de contêiner é a eficiência no empilhamento e transporte deste tipo de carga ao carregar ou descarregar o navio.

O número de problemas de decisão associados a terminal de contêineres é bastante elevado. Envolvem problemas ligados à alocação e manipulação de equipamentos, definição da quantidade e alocação de horas para os funcionários do terminal, problemas de atracação e gerenciamento da fila de navios, alocação e sequenciamento de guindastes, gerenciamento do pátio, entre outros. A grande maioria destes problemas é classificada na literatura como NP-Difícil. Stahlbock & Voß [2008] e Bierwirth & Meisel [2010] abordam alguns desses problemas e a complexidade de solução. Desta forma, obter soluções que representem situações reais do terminal portuário envolve um grande esforço de pesquisa.

Na literatura, podem ser encontrados alguns relatos relacionados a problemas e características dos terminais de contêiner. Em Stahlbock & Voß [2008] são discutidos problemas de pesquisa operacional, associados a terminais de contêiner, bem como uma vasta revisão da literatura. Outra coletânea interessante é a de Zijverde et al. [2012]. Este trabalho oferece uma revisão da literatura mais recente na área de modelagem e controle de terminais de contêiner. Outro resumo relevante é o de Bierwirth & Meisel [2010]. Este artigo oferece um auxílio no processo de caracterização, modelagem e algoritmos para os problemas de alocação de berços de atracação e sequenciamento de guindastes em portos de contêiner. Steenken et al. [2005] destacam a complexidade das operações em terminais de contêiner e a impossibilidade de tratar estes problemas sem o uso apropriado de métodos de otimização.

Outros trabalhos na literatura envolvem alocação de berços, sequenciamento e atribuição de guindastes e pesquisas relacionadas à integração destes problemas: Wong & Kozan [2010] investigam o relacionamento entre os problemas de alocação e sequenciamento de equipamentos com armazenamento de contêineres em um terminal com vários pontos de atracação de navios.

Em Raa et al. [2011] é proposto um modelo de programação inteira mista, que trata os problemas de alocação de berços e de atribuição de guindastes considerando prioridades para os navios, localizações específicas para algumas embarcações e tempos para os equipamentos. As soluções são baseadas em heurísticas e validadas com dados reais. Meisel & Bierwirth [2013] apresentam um framework para resolver os problemas de alocação de berços, atribuição de guindastes e sequenciamento de guindastes. A abordagem utilizada consegue resolver algumas instâncias de tamanho real. Por último, Vacca et al. [2013] apresenta um modelo integrado de alocação de berços e atribuição de guindastes com soluções exatas baseadas em um algoritmo Branch and Price.

3.2.2 Problemas de Otimização em Terminais de Carga a Granel

Os terminais de carga a granel apresentam desafios semelhantes aos encontrados nos terminais de contêiner: problemas de atracação de navios, sequenciamento e roteamento de equipamentos e alocação de pátios. Entretanto, esses terminais possuem problemas e características peculiares, permitindo a criação de praticamente outra linha de pesquisa. Estas características serão discutidas a seguir.

Um terminal portuário de cargas a granel é constituído basicamente dos seguintes componentes: píeres e atracadouros (onde os navios são atracados para carregamento ou descarregamento dos produtos) e uma ou várias áreas de armazenamento (pátios

de estocagem de produtos). A conexão do porto com o território é feita através de linhas ferroviárias que permitem o escoamento dos produtos para os consumidores ou o recebimento dos produtos de fornecedores (minas, produtores agrícolas, usinas) para carregamento nos navios. O fluxo dos produtos entre ferrovias, pátios e navios é feito através de equipamentos específicos: correias transportadoras, caminhões, pás carregadoras, etc. A disponibilidade e a capacidade dos equipamentos, bem como os limites de estocagem dos pátios, são fatores que definem a capacidade do terminal em atender os contratos com os navios. O atraso na liberação de um navio do terminal (*demurrage*) ou até mesmo a liberação mais cedo do que o programado (*despath*), geram custos para o operador do terminal (no caso da incidência de *demurrage*), ou uma recompensa para o porto a ser paga pelo dono da embarcação, caso o navio seja liberado mais cedo que o programado (*despath*).

Ao comparar o volume de pesquisa em terminais de carga a granel com o de contêiner e com os problemas estudados na otimização da extração em minas, como em Newman et al. [2010], o volume relativo aos problemas associados à otimização em terminais de carga a granel são raros. Poucos artigos foram encontrados na literatura sobre o tema.

Bilgen & Ozkarahan [2007], apresentaram trabalhos relacionados ao problema de blendagem e alocação de navios para o transporte de grãos. A pesquisa envolve o desenvolvimento de um modelo de programação linear inteira mista com restrições para a mistura, carregamento, transporte e estoque de produtos, bem como restrições associadas à capacidade dos navios e do terminal. Em Masatoshi et al. [2007], a matéria-prima utilizada na indústria siderúrgica deve ser armazenada em pátios para atender a linha de produção. Os produtos são transportados através de várias correias até a linha. Existem várias possibilidades de rotas para o transporte. O objetivo é otimizar a alocação dos produtos no pátio, bem como resolver os problemas de roteamento associados ao transporte dos produtos através das correias. Conradie et al. [2008] trata da otimização do fluxo de produtos (no caso, carvão) entre as minas e a linha de produção, onde o carvão é utilizado para a produção de combustíveis líquidos. O trabalho é baseado em um modelo de programação matemática multiobjetivo, com soluções baseadas na metaheurística *Simulated Annealing*. Kim et al. [2009] aborda o problema de alocação de produtos no pátio. Este problema é resolvido utilizando um modelo de programação inteira mista. Boland et al. [2012] abrange o problema de gerenciamento das pilhas de carvão em um terminal portuário na Austrália. Em sua pesquisa, é necessário escolher quais equipamentos serão utilizados para o transporte, em qual área do pátio será montada a pilha (de preferência, próxima da embarcação que vai receber o produto), bem como sincronizar todo o processo com a hora de

chegada e partida dos navios do terminal. Barros et al. [2011] desenvolveram um modelo de programação linear inteira para o problema de alocação de berços de atracação associado às condições de estoque do pátio. As soluções foram baseadas em pacotes de otimização e Simulated Annealing. A pesquisa foi motivada por um problema existente no complexo portuário de São Luís, no Brasil. Singh et al. [2012] apresenta um modelo de programação inteira mista para o problema de planejamento da expansão de capacidade da cadeia de produção de carvão na Austrália. O modelo procura propor alternativas para a expansão da capacidade de atendimento da demanda, enquanto minimiza o custo com infraestrutura e *demurrage*. As instâncias do problema foram resolvidas através de pacotes de otimização e por meio do uso de heurísticas, como Algoritmos Genéticos e Busca Local.

Outra frente de pesquisa na área de terminais de carga a granel é em simulação. Em Marasani et al. [2001], é proposto um modelo de simulação para o projeto do layout das pilhas de estocagem e gerenciamento do espaço. Já Ayoub [2002] propôs modelos para simular o número de pilhas de produtos nos pátios, considerando a frequência de chegada dos navios.

Outros problemas relacionados são os envolvidos com otimização de uma frota de navios. O objetivo é definir as melhores rotas para os navios entre os diversos terminais portuários, para o atendimento da demanda. Em [Bilgen, 2007], os autores consideram o planejamento do transporte entre diversos destinos, abrangendo a blendagem de produtos em cada terminal. Seguem esta mesma linha de pesquisa os trabalhos de [Li et al., 2010], [Cóccola & Méndez, 2015], e [Wang & Meng, 2015].

Semelhante aos trabalhos reportados anteriormente, esta tese propõe um modelo integrado que define a quantidade e destino de cada produto, além de realizar o sequenciamento dos equipamentos para o carregamento e descarregamento de produtos no terminal. Além disso, é considerado o problema de alocação e qualidade de produtos. Uma visão integrada destas atividades em um terminal portuário é fundamental para a redução de custos.

3.3 Considerações Finais

Neste capítulo, foram abordados a motivação e os principais conceitos e problemas de otimização que estão sendo investigados em terminais portuários de contêiner e de carga a granel. No capítulo seguinte será definido o problema e enunciada uma formulação matemática com o objetivo de fornecer soluções para um importante terminal portuário de cargas a granel existente no Brasil.

Capítulo 4

Problema integrado de planejamento, sequenciamento e alocação de pátios

Este capítulo descreve um problema real encontrado em um terminal portuário reconhecido como um dos maiores do mundo na movimentação de granéis sólidos, localizado no Brasil. A seguir, será definido o problema e apresentada uma formulação matemática. Esta pesquisa teve início com o trabalho de Drumond [1998]. Nesta pesquisa, a autora faz uma análise detalhada das características do terminal portuário e propõe uma abordagem hierárquica de solução. A formulação que será descrita em breve apresenta características semelhantes a deste trabalho.

4.1 Definição do problema

O Brasil é um dos maiores exportadores de minério de ferro do mundo. Dados da Agência Nacional de Transportes Aquaviários, ANTAQ [2013] mostram que este produto respondeu por 36,4% do total de mercadorias movimentadas pelas instalações portuárias brasileiras. O total de movimentação foi de 330 milhões de toneladas. O terminal portuário em estudo, conta com vários equipamentos diferentes para fazer o embarque de minério nos navios : viradores de vagão, correias transportadoras, empilhadeiras e retomadoras de minérios (figuras 4.1, 4.2, 4.3 e 4.4).

Os principais produtos movimentados são minério de ferro e pelotas, carvão, grãos, fertilizantes e granéis líquidos (combustíveis). O principal produto comercializado é o minério de ferro. São manipulados basicamente três tipos de



Figura 4.1. Virador de vagão



Figura 4.2. Correia transportadora



Figura 4.3. Recuperadora



Figura 4.4. Empilhadeira

minério-de-ferro: Granulado, *Sinter* e Pelota. Para cada um deles, é derivada uma série de outros produtos, que se diferenciam de acordo com as características químicas (quantidade de ferro, alumina, sílica, manganês e umidade), e físicas (granularidade).

O complexo portuário pode ser representado como um conjunto de três subsistemas: Recepção, Pátios e Píeres. Os minérios provenientes das minas chegam até o subsistema Recepção através do sistema ferroviário. Cada trem pode transportar um conjunto de lotes de vagões. A carga de um trem pode ser dividida de forma que cada lote fique com um virador de vagão. O tempo de viagem médio das minas até o porto é de 12 horas, e o tempo para descarregar um trem inteiro é de aproximadamente 5 horas e 30 min, se não ocorrer ociosidade ou falhas. Existe um planejamento para o controle da chegada dos trens e, em média, o produto chega um dia antes de ser embarcado.

Na Recepção, os produtos podem ser transferidos diretamente para os navios atracados ou para uma área de estoque (pátios). Quando o navio atraca em um dos píeres, é gerada uma demanda que precisa ser atendida. Além de decidir o destino da carga e a quantidade de produtos, é necessário escolher uma ou mais rotas para fazer o transporte.

As rotas são uma combinação de equipamentos e definem as várias opções de caminhos por onde os produtos podem ser transportados para os subsistemas. A quantidade de equipamentos é limitada e várias rotas podem compartilhar estes equipamentos. Cada equipamento tem uma determinada capacidade de transporte por hora. O equipamento de menor capacidade da rota define a capacidade da mesma.

No terminal portuário, as rotas já estão previamente definidas e o objetivo é ativar as melhores rotas para transportar os produtos. Caso um determinado par de rotas compartilhe algum equipamento, estas rotas não podem ficar ativas simultaneamente. A Figura 4.5 exibe um caso em que duas rotas (rotas 1 e 2) compartilham um equipamento.

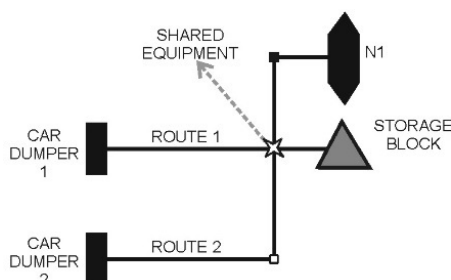


Figura 4.5. Rotas com equipamentos compartilhados

A Figura 4.6 destaca os três subsistemas (Recepção, Pátio e Embarque), além de exibir os três tipos de rotas existentes: rotas que transportam diretamente os produtos da recepção para o embarque (Rotas Y), as rotas que estocam os produtos da recepção nos pátios (Rotas X) e as rotas que recuperam os produtos do pátio para entrega nos navios (Rotas Z).

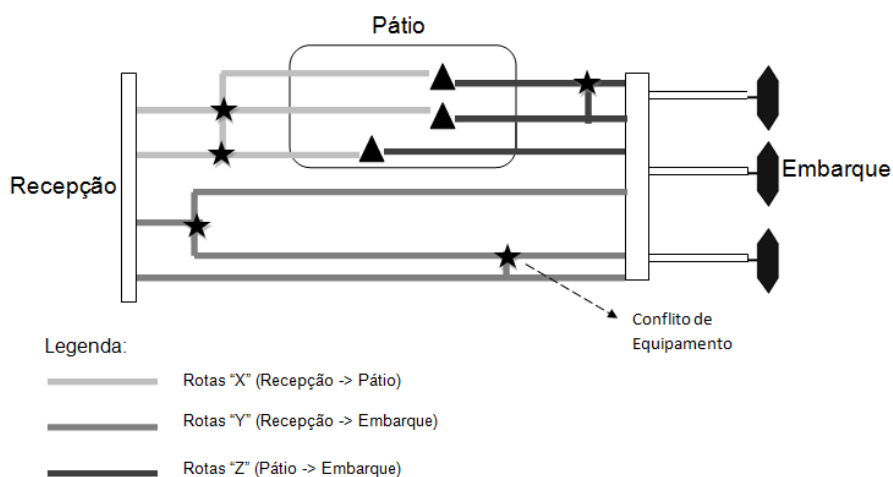


Figura 4.6. Subsistemas e Rotas

O subsistema Pátios é constituído de grandes áreas para armazenagem de minério. Cada área de estocagem é subdividida em diversas áreas menores, que serão chamadas nesta tese de subáreas. São nas subáreas que os produtos são armazenados. O tamanho de cada subárea é variável. Depende do tipo de produto, produção das minas e,

demandas nos píeres, entre outros fatores. Entre duas subáreas deve ser mantida uma área livre, para evitar a contaminação das pilhas por produtos vizinhos. A Figura 4.7 apresenta uma visão geral do subsistema Pátio. As subáreas 1,4,6 e 8 possuem produtos armazenados. As cores em tons de cinza nestas subáreas indicam o nível de armazenamento de produtos.

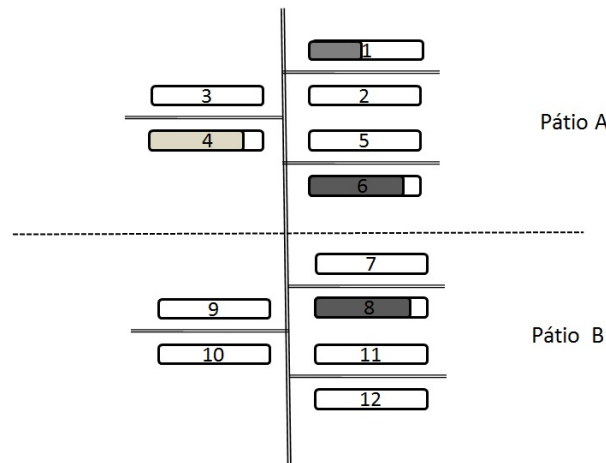


Figura 4.7. Subsistema Pátios

Do ponto de vista do subsistema Pátio, o desafio consiste em escolher qual o melhor produto deve ser descarregado em cada subárea e, ao mesmo tempo, evitar que produtos diferentes sejam descarregados em uma mesma subárea, o que levaria a uma contaminação dos produtos. Sempre que uma subárea fica vazia e outro produto (com características químicas ou físicas) distintas é descarregado, existe um custo adicional de limpeza (descontaminação) desta subárea para entrada do novo produto. A contabilização deste custo através da troca de produtos em uma subárea será considerado no modelo matemático (que é discutido na próxima seção).

A seguir, a Figura 4.8 apresenta uma visão geral do porto incluindo os três subsistemas: recepção, pátio e píeres. Já a Figura 4.9 apresenta uma planta completa de um terminal portuário de minério de ferro existente no Brasil.

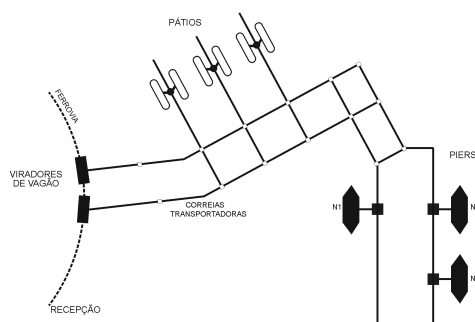


Figura 4.8. Complexo portuário e seus subsistemas.

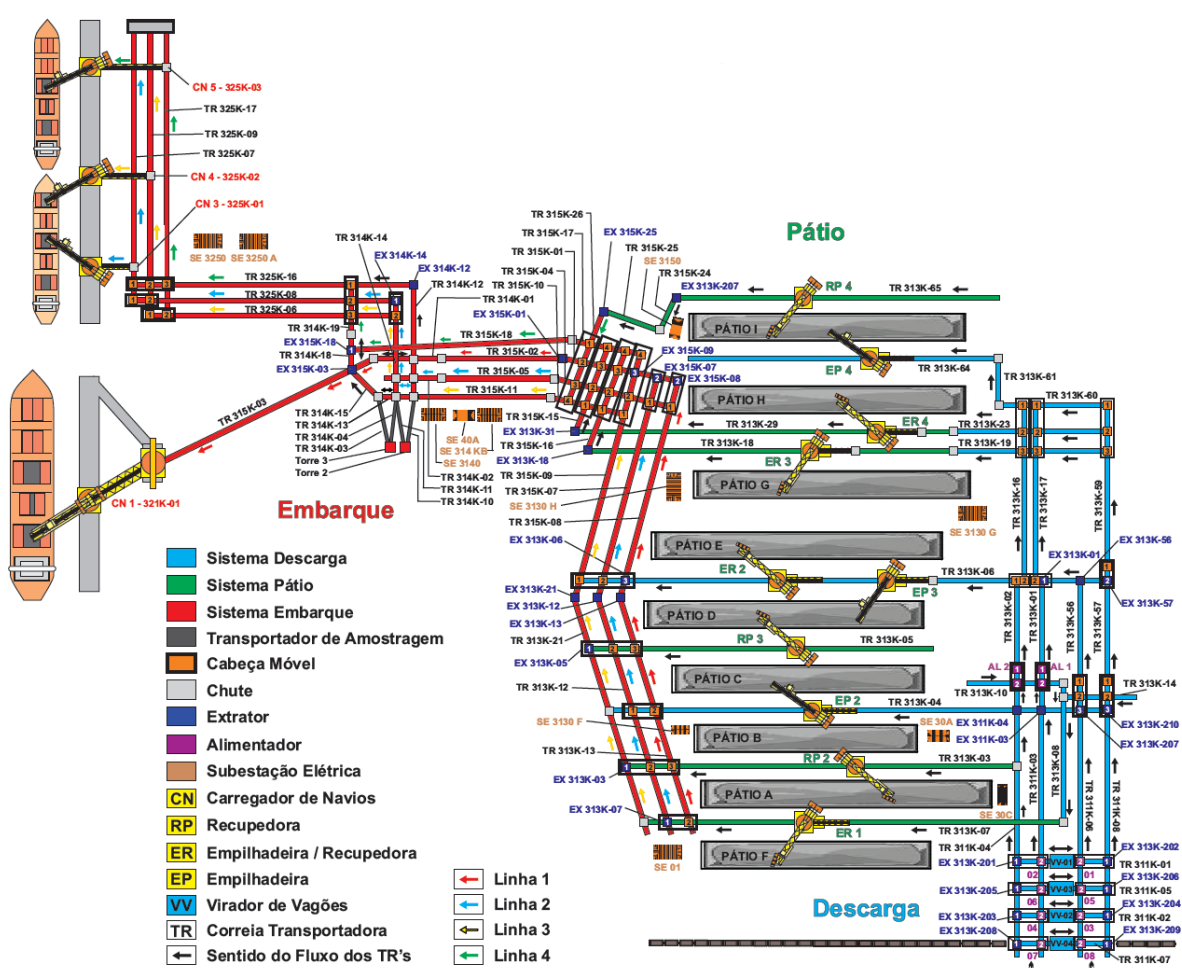


Figura 4.9. Planta completa de um Complexo portuário de minério de ferro (Terminal Marítimo de Ponta da Madeira - VALE).

Aproximadamente 40 navios são atendidos pelo porto mensalmente. As capacidades dos navios variam de 100.000 a 400.000 toneladas, e o tempo médio para carregamento de um navio é de dois dias. Exceto em condições adversas: falhas de equipamentos, clima, marés, o porto opera os 7 dias da semana em todos os turnos.

Da mesma forma que na recepção, existe um planejamento para definir a ordem que os navios serão atracados. De uma maneira geral, os navios são posicionados em filas próximos ao porto, sendo utilizada a política FIFO para atendimento dos mesmos. Um dos principais desafios na otimização das operações portuárias é minimizar o tempo para embarque de produtos. Ao diminuir este tempo, o tamanho das filas e o tempo de espera são reduzidos e, conseqüentemente, a multa por atrasos será menor.

Em situações onde os produtos disponíveis nos pátios e na recepção não apresentam a mesma qualidade dos produtos necessários para atender aos navios (demanda), produtos diferentes (mas de qualidade próxima ao produto demandado) podem ser utilizados para carregar os navios. Esta estratégia é adotada em situações reais do terminal. Caso o produto necessário não seja suficiente para atender a demanda, é melhor carregar o navio com um produto semelhante do que deixá-lo partir com um volume de carga menor do que o acertado. Este ajuste normalmente é feito e envolve um custo adicional. Na formulação matemática que será proposta na próxima seção, esta característica foi modelada e representada através do uso do produto p' para atender a demanda do produto p .

O problema de otimização que motivou o desenvolvimento desta pesquisa pode ser definido da seguinte forma: seja uma oferta de produtos (minério de ferro) disponível na recepção e no pátio, e uma demanda que precisa ser atendida nos píeres. O problema consiste em planejar a produção, ou seja, definir a quantidade e o destino para cada produto existente na recepção e no pátio e, ao mesmo tempo, ativar um conjunto de rotas viáveis (onde não existe conflito entre equipamentos) para garantir que os navios sejam carregados com os melhores produtos (que atenda a qualidade) dentro do prazo, minimizando, assim, o tempo de espera e o tamanho das filas de navios no porto. No restante desta tese, este problema será definido como: Problema de Planejamento e Sequenciamento do Fluxo de Produtos e será referenciado pela sigla *PPSFP*. Cabe ressaltar que este problema é um caso particular de planejamento e sequenciamento da produção, em que as ofertas são dadas e não segue as classificações clássicas.

4.2 Formulação para o PPSFP

O modelo matemático descrito a seguir integra os problemas de planejamento, sequenciamento e alocação de pátios. A formulação proposta é bastante flexível e pode ser utilizada com algumas alterações em outros terminais portuários de transporte de grânéis sólidos (minérios, carvão, grãos).

O planejamento de toda a produção é realizado para certo horizonte de tempo

discretizado em T períodos. Os principais desafios que são focos desta pesquisa estão concentrados na alocação de produtos no pátio e na alocação e sequenciamento das rotas para atender a oferta e demanda. A seguir, são descritos os conjuntos, parâmetros, variáveis e as restrições do modelo.

Tabela 4.1. Definição dos conjuntos para o PPSFP

Conjunto	Descrição
T	Conjunto de períodos.
P	Conjunto de produtos.
S	Conjunto de subáreas.
R^x	Conjunto de rotas (Recepção/Pátio).
R_s^x	Subconjunto de rotas x que alcançam a subárea s .
R^y	Conjunto de rotas (Recepção/Pier).
R^z	Conjunto de rotas (Pátio/Pier).
R_s^z	Subconjunto de rotas z que partem da subárea s .
M	Conjunto de equipamentos.
R_m^x	Subconjunto de rotas x que utilizam o equipamento m .
R_m^y	Subconjunto de rotas y que utilizam o equipamento m .
R_m^z	Subconjunto de rotas z que utilizam o equipamento m .
R	Conjunto de todas as rotas. $R = R^x \cup R^y \cup R^z$.
N	Conjunto de berços de atracação.
E	Conjunto de pares de rotas que compartilham pelo menos um equipamento para transporte de produtos.

A Tabela 4.1 define os conjuntos utilizados na formulação do PPSFP.

Tabela 4.2. Definição dos parâmetros para o PPSFP

Parâmetro	Descrição
a_{pt}	Oferta do produto p no início do período t .
d_{npt}	Demanda do produto p no berço de atracação n , no início do período t .
K	Constante de valor elevado.
l_{pt}^s	Capacidade de armazenamento da subárea s para o produto p no período t .
b^m	Capacidade do equipamento m (em t/h).
j_t^m	Tempo disponível (em horas) para a utilização do equipamento m no período t .
H_t	Tempo total disponível para o período t (em horas).
c^{rx}	Capacidade (em t/h) da rota $r \in R^x$.
c^{ry}	Capacidade (em t/h) da rota $r \in R^y$.
c^{rz}	Capacidade (em t/h) da rota $r \in R^z$.
β_{npt}	Penalidade em não atender a demanda do produto p atracado no berço n no período t .
α_{pt}	Penalidade em não atender a oferta do produto p no período t .
$\gamma_{pp't}^s$	Custo de preparação associado com a substituição do produto p pelo produto p' na subárea s no período t .
$\lambda_{pp'}$	Custo associado com a troca do produto p pelo produto p' para atender a demanda do produto p . Quando $p = p'$, $\lambda_{pp'} = 0$.
σ^r	Custo de manutenção pelo uso da rota $r \in R$.

A Tabela 4.2 estabelece os parâmetros. Estes parâmetros definem os limites de capacidade dos períodos, subáreas, equipamenos, rotas e custos associados com a função objetivo.

Tabela 4.3. Variáveis

Variável	Descrição
$f_{pt}^s \in \{0, 1\}, \quad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T.$	Seu valor é 1 quando a subárea s está alocada para o produto p no período t .
$0 \leq S f_{pp't}^s \leq 1, \quad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall p' \in (P \cup 0), p \neq p', \forall t \in T.$	Seu valor é 1 quando o produto p foi substituído pelo produto p' no período t . Esta substituição só pode acontecer quando no período anterior $(t - 1)$ a quantidade do produto p na subárea s esgotou.
$x_{pt}^r \geq 0, \quad \forall r \in R^x, \forall p \in P, \forall t \in T.$	Tempo utilizado no período t para transportar o produto p da recepção até o pátio, utilizando a rota $r \in R^x$.
$y_{pp't}^r \geq 0, \quad \forall r \in R^y, \forall p, p' \in P, \forall t \in T.$	Tempo utilizado para transportar o produto p' para atender a demanda do produto p no período t utilizando a rota $r \in R^y$. Quando p' é igual a p , o produto entregue é o mesmo que foi solicitado.
$z_{pp't}^r \geq 0, \quad \forall r \in R^z, \forall p, p' \in P, \forall t \in T.$	Tempo utilizado para transportar o produto p' para atender a demanda do produto p no período t utilizando a rota $r \in R^z$. Quando p' é igual a p , o produto entregue é o mesmo que foi solicitado.
$e_{pt}^s \geq 0, \quad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T.$	Quantidade do produto p estocado na subárea s no período t .
$IR_{pt} \geq 0, \quad \forall p \in P, \forall t \in T.$	Representa a quantidade do produto p presente no subsistema Recepção que não foi entregue até o final do período t .
$IP_{npt} \geq 0, \quad \forall n \in N, \forall p \in P, \forall t \in T.$	Representa a quantidade do produto p que não foi entregue no berço de atracação n até o final do período t .
$t_{pp't}^r \geq 0, \quad \forall r \in R, \forall p, p' \in P, \forall t \in T.$	Tempo de início da operação de processamento utilizando a rota $r \in R$ no período t . Para cada variável $x_{pt}^r, y_{pp't}^r$ e $z_{pp't}^r$, existe um tempo de início ($t_{pp't}^r$). Quando $t_{pp't}^r$ está associado com x_{pt}^r, p e p' são o mesmo produto.
$u_{pp't}^r \in \{0, 1\}, \quad \forall r \in R, \forall p, p' \in P, \forall t \in T.$	Seu valor é 1 se o produto p' usa a rota r do conjunto R no período t . Para todo $r \in R^x, p = p'$.
$\theta_{pp'\hat{p}\hat{p}'t}^{rr'} \in \{0, 1\}, \quad \forall r, r' \in E, \forall p, p', \hat{p}, \hat{p}' \in P, \forall t \in T.$	Seu valor é 1 se o produto p ou p' (utilizado para atender p) precede o produto $\hat{p}$ or $\hat{p}'$ (utilizado para atender $\hat{p}$) nas rotas com conflito $r, r' \in E$ no período t .

A Tabela 4.3 apresenta todas as variáveis de decisões utilizadas na formulação. Estas variáveis estão associadas com a alocação de subáreas, alocação e sequenciamento das rotas e com a oferta e demanda não atendidas em cada período.

• Função objetivo

A função objetivo minimiza custos e penalidades associados com o atendimento da oferta, demanda, alocação do pátio de estocagem e utilização das rotas.

$$\begin{aligned}
\min f(z) = & \sum_{p \in P} \sum_{t \in T} \alpha_{pt} IR_{pt} + \sum_{n \in N} \sum_{p \in P} \sum_{t \in T} \beta_{npt} IP_{npt} \\
& + \sum_{s \in S} \sum_{p \in P} \sum_{p' \in (P \cup 0)} \sum_{t \in T} \gamma_{pp't}^s S f_{pp't}^s + \sum_{p \in P} \sum_{p' \in P} \sum_{t \in T} \lambda_{pp'} \left(\sum_{r \in R^y} c^{ry} y_{pp't}^r + \sum_{r \in R^z} c^{rz} z_{pp't}^r \right) \\
& + \sum_{p \in P} \sum_{t \in T} \sum_{r \in R^x} \sigma^r (c^{rx} x_{pt}^r) + \sum_{p \in P} \sum_{p' \in P} \sum_{t \in T} \sum_{r \in R^y} \sigma^r (c^{ry} y_{pp't}^r) + \sum_{p \in P} \sum_{p' \in P} \sum_{t \in T} \sum_{r \in R^z} \sigma^r (c^{rz} z_{pp't}^r)
\end{aligned} \tag{4.1}$$

O primeiro termo representa a penalidade em não atender a oferta no subsistema Recepção. IR_{pt} representa a oferta do produto p no subsistema Recepção que não foi atendida até o final do período t , e α_{pt} é o seu custo unitário. O segundo termo representa a penalidade de não atendimento da demanda no subsistema Píeres. IP_{npt} representa a demanda do produto p no subsistema Píeres que não foi atendida até o final do período t , e β_{npt} é o seu custo unitário. O terceiro termo representa o custo de manutenção de uma subárea. Para alguns pares de produtos, ex: manganês e minério de ferro, antes de substituir um produto por outro na subárea, é necessário realizar uma limpeza para evitar a contaminação. O custo desta limpeza é representado por $(\gamma_{pp't}^s)$ e a variável $S f_{pp't}^s$ indica se houve troca do produto p por p' na subárea s no período t .

Quando não houver quantidade do produto p suficiente para atender a demanda, produtos diferentes, mas de qualidade próxima de p , serão utilizados para garantir o atendimento total da demanda do navio. Neste caso, a utilização destes produtos é penalizada através dos custos $\lambda_{pp'}$ (quarto termo da função objetivo). Quando $p = p'$, $\lambda_{pp'} = 0$. Desta forma, esta alternativa só será utilizada caso não tenha quantidade do produto p suficiente na recepção ou no pátio. Finalmente, o quinto, sexto e sétimo termos representam os custos para a utilização de uma rota para o transporte de produto. Este custo está associado à quantidade de produtos transportada por uma rota e a sua distância (medida em metros do ponto de origem até o seu destino). Se a rota é do tipo x (distância de um determinado virador de vagão até uma subárea), y (distância do virador de vagão até um atracadouro e z (distância de uma subárea do pátio até um atracadouro).

• Restrições para atendimento da oferta e demanda

$$\sum_{r \in R^x} c^{rx} x_{pt}^r + \sum_{r \in R^y} c^{ry} \left(\sum_{p' \in P} y_{p'pt}^r \right) - IR_{p(t-1)} + IR_{pt} = a_{pt}, \quad \forall p \in P, \forall t \in T. \tag{4.2}$$

As restrições (4.2) formulam o atendimento da oferta ou conservação de fluxo no subsistema recepção. O fluxo de produtos da recepção para o pátio e para os navios, mais a oferta não atendida, é igual a oferta do produto p no período t . As ofertas não atendidas no período zero (IR_{p0}), são dados de entrada para o problema.

$$\sum_{r \in R^z} c^{rz} \left(\sum_{p' \in P} z_{pp't}^r \right) + \sum_{r \in R^y} c^{ry} \left(\sum_{p' \in P} y_{pp't}^r \right) - IP_{np(t-1)} + IP_{npt} = d_{npt}, \quad \forall n \in N, \forall p \in P, \forall t \in T. \quad (4.3)$$

As restrições (4.3) estão relacionadas com o atendimento da demanda ou conservação de fluxo no subsistema Píer. O fluxo de produtos do pátio e recepção para o berço de atracação n , é igual a demanda do produto p no período t . As demandas não atendidas no período zero (IP_{np0}) são dados de entrada para o problema.

• Controle do estoque nas subáreas

A atualização de estoques nas subáreas é garantida pelas restrições (4.4). O estoque do produto p na subárea s no período $t + 1$, é igual ao estoque do período t mais o fluxo de produtos que entra menos o fluxo de produtos que sai, utilizando todas as possíveis rotas. Inicialmente, a quantidade de produto p na subárea s no primeiro período (e_{p1}^s) é dado de entrada para o problema. As restrições (4.5) definem a capacidade de armazenamento de cada subárea.

$$e_{p(t+1)}^s = e_{pt}^s + \sum_{r \in R_s^x} c^{rx} x_{pt}^r - \sum_{r \in R_s^z} c^{rz} \left(\sum_{p' \in P} z_{p'pt}^r \right), \quad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T. \quad (4.4)$$

$$e_{pt}^s \leq l_{pt}^s, \quad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T. \quad (4.5)$$

• Restrições de capacidade para as rotas

Uma máquina pode ser usada por mais de uma rota. As restrições (4.6) certificam que nenhuma máquina terá sua capacidade excedida.

$$\sum_{p \in P} \left(\sum_{r \in R_m^x} c^{rx} x_{pt}^r + \sum_{r \in R_m^z} c^{rz} \left(\sum_{p' \in P} z_{pp't}^r \right) + \sum_{r \in R_m^y} c^{ry} \left(\sum_{p' \in P} y_{pp't}^r \right) \right) \leq j_t^m b^m, \quad \forall m \in M, \forall t \in T. \quad (4.6)$$

Estas restrições permitem que duas rotas que compartilham um mesmo equipamento sejam utilizadas ao mesmo tempo desde que não excedam a capacidade. Entretanto, esta restrição não impede que rotas transportando produtos diferentes e que compartilham equipamentos sejam utilizadas simultaneamente. Para garantir esta condição, foram incluídas restrições de sequenciamento.

• **Restrições para Alocação dos pátios**

As restrições (4.7) controlam a alocação dos pátios. A partir do momento que uma subárea foi alocada para um produto, ela não pode mais ser utilizada por nenhum outro produto neste mesmo período. Quando uma subárea esta vazia, o produto 0 é alocado a ela.

$$\sum_{p \in (P \cup 0)} f_{pt}^s = 1, \quad \forall s \in S, \forall t \in T. \quad (4.7)$$

As restrições (4.8) controlam a troca de produtos em uma subárea. Se $Sf_{pp't}^s = 1$, o produto p foi substituído por p' no período t . Esta troca pode acontecer quando no fim de um período uma determinada subárea ficou vazia e, no período seguinte, outro produto foi armazenado. Conforme dito anteriormente, esta restrição está associada a manutenção/limpeza de uma subárea e é representada como um termo na função objetivo do modelo.

$$Sf_{pp't}^s \geq f_{p,(t-1)}^s + f_{p't}^s - 1, \quad \forall s \in S, \forall t \in T, \forall p \in P, \forall p' \in (P \cup 0), p \neq p'. \quad (4.8)$$

A exigência de que só pode haver estoque de um produto p em uma subárea s no período t se a variável de decisão de alocação de pátio for 1, é garantida pelas restrições (4.9) e (4.10).

$$l_{pt}^s f_{pt}^s - e_{pt}^s \geq 0, \quad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T. \quad (4.9)$$

$$l_{pt}^s f_{pt}^s - \sum_{r \in R_s^x} c^{rx} x_{pt}^r \geq 0, \quad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T \quad (4.10)$$

• **Restrições para alocação de rotas**

Se a rota r é utilizada no período t ($u_{pp't}^r = 1$) para transportar o produto p ou p' , as restrições (4.11, 4.12 e 4.13) garantem a sua disponibilidade e capacidade (medida em horas).

$$x_{pt}^r \leq H_t u_{pp't}^r, \quad \forall p, p' \in P, p \neq p', \forall t \in T, \forall r \in R^x \quad (4.11)$$

$$y_{pp't}^r \leq H_t u_{pp't}^r, \quad \forall p, p' \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^y \quad (4.12)$$

$$z_{pp't}^r \leq H_t u_{pp't}^r, \quad \forall p, p' \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^z \quad (4.13)$$

• **Restrições para sequenciamento das tarefas**

As restrições (4.14) e (4.15), definem as restrições disjuntivas para cada par de rotas conflitantes $(r, r' \in E)$ e $(r, r') \in R^x$. Estas restrições também estabelecem a ordem que os produtos p e $\hat{p}$ compartilham os equipamentos. Se $\theta_{pp'\hat{p}t}^{rr'} = 1$, (4.15) é redundante, e (4.14) garante que o produto p ou (p') precede $\hat{p}$ or $(\hat{p}')$ e que o tempo de início de $\hat{p}$ é maior que o tempo de início p ; se $\theta_{pp'\hat{p}t}^{rr'} = 0$, $\hat{p}$ precede p . O mesmo é verdadeiro para todos os outros pares de rotas conflitantes $(r, r' \in E)$ tal que $r \in R^x$ e $r' \in R^y$ restrições (4.16, 4.17); $r \in R^x$ e $r' \in R^z$ restrições (4.18, 4.19); $r, r' \in R^y$ restrições (4.20, 4.21); $r, r' \in R^z$ restrições (4.22, 4.23), e $r \in R^z$ e $r' \in R^y$ restrições (4.24, 4.25).

$$H_{tt}(1 - u_{pp't}^r) + H_{tt}(1 - u_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'}) + H_{tt}(1 - \theta_{pp'\hat{p}t}^{rr'}) + t_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} \geq t_{pp't}^r + x_{pt}^r \quad (4.14)$$

$$H_{tt}(1 - u_{pp't}^r) + H_{tt}(1 - u_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'}) + H_{tt}(\theta_{pp'\hat{p}t}^{rr'}) + t_{pp't}^r \geq t_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} + x_{\hat{p}t}^{r'} \quad (4.15)$$

$$\forall (r, r') \in E, (r, r') \in R^x, \forall p = p' \in P, \forall \hat{p} = \hat{p}' \in P, \forall t \in T$$

$$H_{tt}(1 - u_{pp't}^r) + H_{tt}(1 - u_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'}) + H_{tt}(1 - \theta_{pp'\hat{p}t}^{rr'}) + t_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} \geq t_{pp't}^r + x_{pt}^r \quad (4.16)$$

$$H_{tt}(1 - u_{pp't}^r) + H_{tt}(1 - u_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'}) + H_{tt}(\theta_{pp'\hat{p}t}^{rr'}) + t_{pp't}^r \geq t_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} + y_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} \quad (4.17)$$

$$\forall (r, r') \in E, r \in R^x, r' \in R^y, \forall p = p' \in P, \forall \hat{p}, \hat{p}' \in P, \forall t \in T$$

$$H_{tt}(1 - u_{pp't}^r) + H_{tt}(1 - u_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'}) + H_{tt}(1 - \theta_{pp'\hat{p}t}^{rr'}) + t_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} \geq t_{pp't}^r + x_{pt}^r \quad (4.18)$$

$$H_{tt}(1 - u_{pp't}^r) + H_{tt}(1 - u_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'}) + H_{tt}(\theta_{pp'\hat{p}t}^{rr'}) + t_{pp't}^r \geq t_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} + z_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} \quad (4.19)$$

$$\forall (r, r') \in E, r \in R^x, r' \in R^z, \forall p = p' \in P, \forall \hat{p}, \hat{p}' \in P, \forall t \in T$$

$$H_{tt}(1 - u_{pp't}^r) + H_{tt}(1 - u_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'}) + H_{tt}(1 - \theta_{pp'\hat{p}t}^{rr'}) + t_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} \geq t_{pp't}^r + y_{pp't}^r \quad (4.20)$$

$$H_{tt}(1 - u_{pp't}^r) + H_{tt}(1 - u_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'}) + H_{tt}(\theta_{pp'\hat{p}t}^{rr'}) + t_{pp't}^r \geq t_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} + y_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} \quad (4.21)$$

$$\forall (r, r') \in E, (r, r') \in R^y, \forall p, p', \hat{p}, \hat{p}' \in P, \forall t \in T$$

$$H_{tt}(1 - u_{pp't}^r) + H_{tt}(1 - u_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'}) + H_{tt}(1 - \theta_{pp'\hat{p}t}^{rr'}) + t_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} \geq t_{pp't}^r + z_{pp't}^r \quad (4.22)$$

$$H_{tt}(1 - u_{pp't}^r) + H_{tt}(1 - u_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'}) + H_{tt}(\theta_{pp'\hat{p}t}^{rr'}) + t_{pp't}^r \geq t_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} + z_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} \quad (4.23)$$

$$\forall (r, r') \in E, (r, r') \in R^z, \forall p, p', \hat{p}, \hat{p}' \in P, \forall t \in T$$

$$H_t t (1 - u_{pp't}^r) + H_t t (1 - u_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'}) + H_t t (1 - \theta_{pp'\hat{p}\hat{p}'t}^{rr'}) + t_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} \geq t_{pp't}^r + z_{pp't}^r \quad (4.24)$$

$$H_t t (1 - u_{pp't}^r) + H_t t (1 - u_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'}) + H_t t (\theta_{pp'\hat{p}\hat{p}'t}^{rr'}) + t_{pp't}^r \geq t_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} + y_{\hat{p}\hat{p}'t}^{r'} \quad (4.25)$$

$$\forall (r, r') \in E, r \in R^z, r' \in R^y, \forall p, p', \hat{p}, \hat{p}' \in P, \forall t \in T$$

As restrições 4.14 até 4.25 são clássicas em problemas de sequenciamento e são baseadas na formulação proposta por Manne [1960] para o problema de Job-Shop. Outras formulações alternativas podem ser investigadas, tais como: Wagner [1959], Wilson [1989], Liao & You [1992] e de Paula et al. [2010], entre outras. As Restrições (4.26, 4.27), (4.28, 4.29) and (4.30, 4.31), garantem que uma tarefa não pode ter o seu início antes do período em que foi utilizada no plano de produção.

$$t_{pp't}^r + x_{pt}^r \leq \sum_{i=1}^t H_i \quad (4.26)$$

$$t_{pp't}^r \geq \sum_{i=1}^{t-1} H_i \quad (4.27)$$

$$\forall r \in R^x, \forall p = p' \in P, \forall t \in T$$

$$t_{pp't}^r + y_{pp't}^r \leq \sum_{i=1}^t H_i \quad (4.28)$$

$$t_{pp't}^r \geq \sum_{i=1}^{t-1} H_i \quad (4.29)$$

$$\forall r \in R^y, \forall p, p' \in P, \forall t \in T$$

$$t_{pp't}^r + z_{pp't}^r \leq \sum_{i=1}^t H_i \quad (4.30)$$

$$t_{pp't}^r \geq \sum_{i=1}^{t-1} H_i \quad (4.31)$$

$$\forall r \in R^z, \forall p, p' \in P, \forall t \in T$$

4.2.0.1 Restrições para os limites das variáveis

As restrições seguintes definem os limites das variáveis de planejamento, estoque, demandas, alocação de pátios e as variáveis que definem o sequenciamento das tarefas.

$$x_{pt}^r \geq 0, \quad \forall r \in R^x, \forall p \in P, \forall t \in T. \quad (4.32)$$

$$y_{pp't}^r \geq 0, \quad \forall r \in R^y, \forall p, p' \in P, \forall t \in T. \quad (4.33)$$

$$z_{pp't}^r \geq 0, \quad \forall r \in R^z, \forall p, p' \in P, \forall t \in T. \quad (4.34)$$

$$e_{pt}^s \geq 0, \quad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T. \quad (4.35)$$

$$IR_{pt} \geq 0, \quad \forall p \in P, \forall t \in T. \quad (4.36)$$

$$IP_{npt} \geq 0, \quad \forall n \in N, \forall p \in P, \forall t \in T. \quad (4.37)$$

$$f_{pt}^s \in \{0, 1\}, \quad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T. \quad (4.38)$$

$$0 \leq Sf_{pp't}^s \leq 1, \quad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall p' \in (P \cup 0), p \neq p', \forall t \in T. \quad (4.39)$$

$$t_{pp't}^r \geq 0, \quad \forall r \in R, \forall p, p' \in P, \forall t \in T. \quad (4.40)$$

$$u_{pp't}^r \in \{0, 1\}, \quad \forall r \in R, \forall p, p' \in P, \forall t \in T. \quad (4.41)$$

$$\theta_{pp'\hat{p}\hat{p}'t}^{rr'} \in \{0, 1\}, \quad \forall r, r' \in E, \forall p, p', \hat{p}, \hat{p}' \in P, \forall t \in T. \quad (4.42)$$

4.3 Formulação alternativa para o PPSFP

Conforme já dito anteriormente, outras formulações alternativas para o problema de sequenciamento podem ser investigadas. A formulação proposta nesta seção consiste em dividir o período t em microperíodos (μ_{it}). Onde $i \in I^t$ e I^t representa o total de microperíodos disponíveis para o período t . A duração de cada microperíodo é calculada da seguinte forma: $\mu_{it} = H_t/I^t$. Onde o parâmetro H_t estabelece a duração máxima de cada período t . Cada microperíodo irá conter apenas as tarefas que podem ser executadas simultaneamente, ou seja, que não possuem conflito em seus equipamentos. A garantia desta condição é obtida através das restrições 4.46. Para esta nova formulação, as restrições 4.11 até 4.31 do PPSFP são substituídas por:

$$x_{pt}^r \leq \sum_{i \in I^t} q_{pit}^r \mu_{it}, \forall p \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^x \quad (4.43)$$

$$y_{pp't}^r \leq \sum_{i \in I^t} q_{p'it}^r \mu_{it}, \forall p, p' \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^y \quad (4.44)$$

$$z_{pp't}^r \leq \sum_{i \in I^t} q_{p'it}^r \mu_{it}, \forall p, p' \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^z \quad (4.45)$$

$$0 \leq q_{pit}^r + q_{p'it}^{r'} \leq 1, \forall i \in I^t, \forall p, p' \in P, \forall (r, r' \in E), \forall t \in T. \quad (4.46)$$

$$q_{pit}^r \in \{0, 1\}, \forall i \in I^t, \forall p \in P, \forall r \in R, \forall t \in T. \quad (4.47)$$

Para permitir o transporte dos produtos (variáveis x_{pt}^r , $y_{pp't}^r$ e $z_{pp't}^r$) é necessário, agora, alocar um número de microperíodos para cada uma destas tarefas (restrições 4.43, 4.44 e 4.45). Por último, as variáveis binárias q_{pit}^r definem se uma determinada rota pode ser ativa em um microperíodo i dentro do período t . Seu valor é 1 se pode ser ativa e 0 caso contrário. As restrições 4.46 são responsáveis por ativar apenas as rotas que não apresentam conflito entre os equipamentos.

4.4 Considerações Finais

Neste capítulo, foi definido o problema central que será investigado nesta tese: Problema de Planejamento e Sequenciamento do Fluxo de Produtos (*PPSFP*). Além da definição do problema, foi proposto um modelo matemático de programação inteira com duas alternativas para representar o problema de Sequenciamento. Os capítulos seguintes apresentam duas abordagens para resolver o PPSFP: uma hierárquica (Capítulo 5) e outra exata (Capítulo 6), enquanto o Capítulo 7 discute os experimentos computacionais realizados para comparar a formulação proposta para o PPSFP e as soluções hierárquica e exata.

Capítulo 5

Solução hierárquica para o PPSFP

Resolver o PPSFP de maneira integrada e exata em pacotes de otimização é uma tarefa extremamente difícil para problemas realistas e de dimensões mais elevadas. O principal objetivo deste capítulo é apresentar uma estratégia hierárquica de solução para o PPSFP que seja capaz de produzir um bom limite superior.

5.1 Introdução

A abordagem hierárquica consiste em resolver os problemas de Planejamento e Sequenciamento separadamente, mas provendo mecanismos de comunicação entre as partes. A Figura 5.1 revela como a estratégia de solução foi construída.

Nesta abordagem, o planejamento da produção e o sequenciamento são resolvidos por período. Na fase de planejamento, uma versão relaxada do PPSFP é resolvida em um pacote de otimização. Nesta versão relaxada, as restrições de sequenciamento não são utilizadas (restrições 4.14 até 4.31, 4.38, e 4.40 até 4.42). As variáveis de produção ou tarefas (x_{pt}^r , $y_{pp't}^r$ e $z_{pp't}^r$) são enviadas para a fase de sequenciamento, que estabelece o tempo de início e fim de cada tarefa, respeitando os compartilhamentos de equipamentos entre as rotas.

Se o sequenciamento não consegue produzir uma solução viável (que respeite a capacidade dos períodos), duas decisões podem ser tomadas: retornar à fase de planejamento e selecionar novas tarefas, ou simplesmente transferir as tarefas que não puderam ser sequenciadas dentro do período t para o período seguinte (*backlog*). A estratégia utilizada consiste em fornecer um *feedback* para a fase de planejamento sempre que o sequenciamento em um determinado período não for viável. Este retorno de informações procura orientar o módulo de planejamento a ativar novas rotas e facilitar o sequenciamento a encontrar um plano de execução viável para as tarefas.

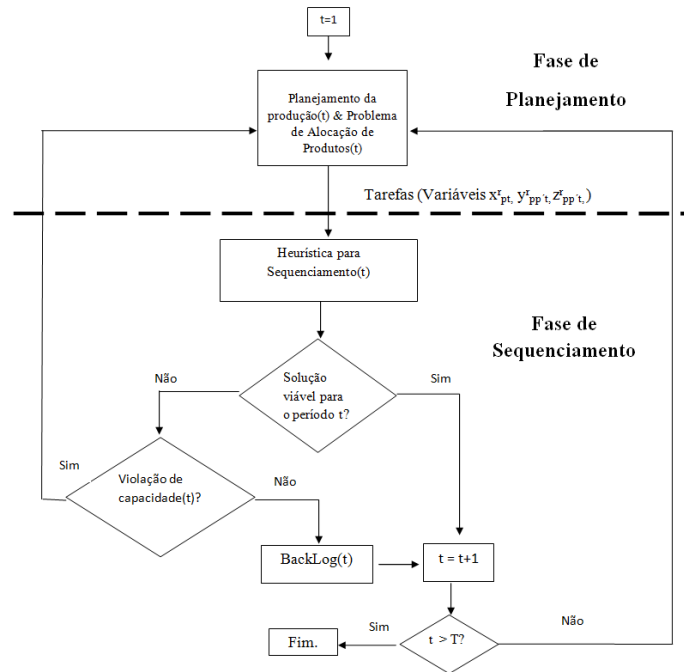


Figura 5.1. Estratégia de solução

Embora métodos integrados ofereçam soluções de melhor qualidade (este assunto será discutido no próximo capítulo), normalmente suas soluções estão associadas a um alto custo computacional. Ainda mais, problemas reais de planejamento apresentam um ambiente dinâmico, com incertezas associadas à oferta, demanda e falha nos equipamentos. Portanto, no ambiente real da indústria, muitas vezes a prioridade é produzir boas soluções e de maneira eficiente. As seções seguintes apresentam cada uma das etapas e os algoritmos construídos.

5.2 Fase de Planejamento

Nesta fase, os problemas de planejamento e alocação de produtos são resolvidos. Enquanto simplesmente o problema de selecionar as rotas e definir qual produto e quantidade serão transportados é facilmente resolvido por um pacote de otimização, o problema de alocação de produtos envolve diversas variáveis inteiras, tornando mais difícil a sua solução.

Uma alternativa para produzir uma solução viável para a fase de planejamento, consiste em combinar o uso de um pacote de otimização com uma heurística semelhante a um procedimento *relax-and-fix*. Procedimentos como o *relax-and-fix* são utilizados em diversos problemas de otimização, tais como: Lot sizing, Mohammadi et al. [2008];

Planejamento da produção e sequenciamento, Ferreira et al. [2010] e problemas de planejamento multinível, Toledo et al. [2015].

A heurística proposta funciona fixando variáveis de decisão em uma sequência até ser encontrada uma solução viável (inteira). No caso do PPSFP, a variável de decisão utilizada é a variável de alocação de produtos em uma subárea (variável f_{pt}^s). O algoritmo consiste em selecionar, em cada passo, a variável fracionária cujo valor está mais próximo de 1, fixá-la em 1 e resolver o PPSFP relaxado. Quando não houver mais variáveis de alocação de produtos fracionárias, uma solução inteira para o problema de planejamento e alocação de produtos foi encontrada e o passo seguinte consiste em sequenciar as tarefas produzidas (Fase de sequenciamento).

5.3 Fase de Sequenciamento

As variáveis de produção do PPSFP (x_{pt}^r , y_{ppt}^r e z_{ppt}^r) definem o tipo de produto, a quantidade e por qual rota os produtos serão transportados. Enquanto na fase de planejamento são definidos os valores para estas variáveis, o problema de sequenciamento consiste em estabelecer tempos de início e fim para cada uma destas tarefas, levando em consideração restrições de incompatibilidade. As restrições de incompatibilidade estabelecem que, para alguns pares de tarefas i e j , seus períodos de processamento não podem se sobrepor. A preempção não é permitida e o objetivo é minimizar o makespan. Este problema de sequenciamento será chamado, a partir de agora, de: Problema de Sequenciamento com Restrições de Incompatibilidade (PSRI). Para tornar a definição do PSRI mais clara, suponha que o PPSFP relaxado tenha sido resolvido e que as seguintes variáveis (tarefas) para o período 3 (três) foram extraídas da solução (Tabela 5.1).

Tabela 5.1. Solução para o PPSFP relaxado (desconsiderando as restrições de sequenciamento)

Vértices	Variáveis	Valores	Rotas
A	x_{23}^1	4	R_1
B	x_{53}^2	6	R_2
C	y_{553}^8	3	R_8
D	y_{333}^9	5	R_9
E	z_{663}^{10}	6	R_{10}
F	z_{443}^6	3	R_6

Na primeira linha da tabela 5.1, a variável x_{23}^1 (coluna *Variáveis*) representa que o produto 2 deve ser transportado pela rota 1 no período 3, e que o tempo total para transportar este produto pela rota 1 (coluna *Rotas*) será de 4 horas (coluna *Valores*).

Esta variável corresponde à tarefa ou ao vértice A no grafo de conflito (Figura 5.3). As linhas restantes da tabela 5.1 representam operações semelhantes.

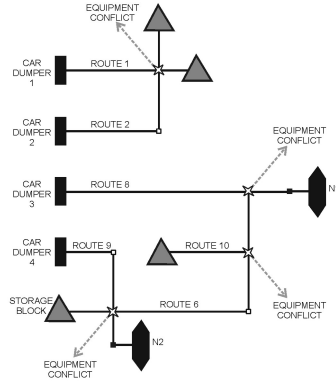


Figura 5.2. Rotas com conflito

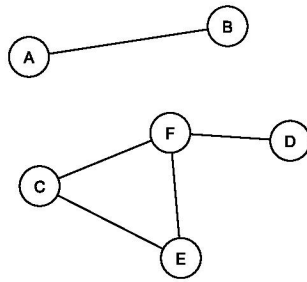


Figura 5.3. Grafo de Conflito

A Figura 5.2 ilustra as incompatibilidades (ou conflitos) entre rotas. As rotas 1 e 2 compartilham algum equipamento e, portanto, não podem ser executadas simultaneamente. O mesmo acontece para as rotas de número 6 e 9. Outras três rotas compartilham equipamentos entre si (rotas 6, 8 e 10). Para gerar o grafo de conflito G (Figura 5.3), os vértices são as tarefas (Tabela 5.1) e arestas são criadas considerando os conflitos apresentados na Figura 5.2.

5.3.1 Complexidade do PSRI

O PSRI não é um problema novo. Na literatura existem diversas variações deste problema, tais como: *Scheduling with incompatible jobs*: Bodlaender et al. [1994], *scheduling jobs with agreement graph*: Bendraouche & Boudhar [2012], *multi-coloring and job-scheduling*: Blöchliger & Zufferey [2013], entre outros. Em Bodlaender et al. [1994] e Gandhi et al. [2005] o PSRI e suas variações são demonstrados ser NP-Completo

para diversos tempos de processamento, preempção ou não-preempção e classes de grafo. A seção seguinte descreve uma heurística GRASP para resolver o PSRI.

5.3.2 Heurística para o PSRI

Com o intuito de encontrar boas soluções e de maneira eficiente, foi implementada a meta-heurística GRASP. O GRASP é um algoritmo iterativo proposto por Feo & Resende [1989], e consiste basicamente em duas fases: Construção Gulosa e Busca Local. A fase de construção gulosa constrói uma solução viável s , enquanto a busca local investiga a vizinhança de s à procura de melhores soluções. A metaheurística GRASP foi adotada por sua simplicidade e habilidade em produzir bons resultados, tais como os obtidos em: Binato et al. [2000], Rocha et al. [2008] e Rajkumar et al. [2011]. Entretanto, outras heurísticas também podem ser avaliadas, tais como: Iterated greedy Ruiz & Stützle [2007] e Pan & Ruiz [2014], Iterated local search Xu et al. [2014], Algoritmos genéticos Omara & Arafa [2010], entre outras. A seguir, são descritos os principais módulos da heurística.

```

1: procedure GRASP-SEQUENCIAMENTO() ▷
2:   Tarefas = Variáveis de produção do PPSFP relaxado;
3:   for i=1 do MaxIteracoes
4:     Solucao = ConstrucãoAleatoriaGulosa(Seed);
5:     Solucao = BuscaLocal(Solucao);
6:     Solucao = AtualizaSolucao(Solucao, MelhorSolucao);
7:   end for
8:   Return MelhorSolucao;
9: end procedure

```

O módulo principal do GRASP constrói uma solução gulosa inicial que, em seguida, é atualizada por uma Busca Local. Nestes procedimentos são executados um número máximo de iterações, retornando a melhor solução encontrada.

```

1: procedure CONSTRUCAOALEATORIAGULOSA(SEED) ▷
2:   Solucao =  $\emptyset$ 
3:   Calcule o custo incremental dos elementos candidatos();
4:   while <Solucao não é completa> do
5:     Construa a lista de candidatos restrita(RCL);
6:     i = Selecione um Elemento aleatório da RCL;;
7:      $Solucao = Solucao \cup i$ 
8:     Recalcule os custos incrementais();
9:   end while
10:  Return Solucao;

```

11: **end procedure**

A cada iteração do procedimento *ConstrucaoAleatoriaGulosa*, considere a lista de elementos candidatos como sendo as tarefas extraídas do planejamento e que não foram sequenciadas (ou seja, ainda não possuem tempos de início e fim definidos). O objetivo do PSRI é estabelecer estes tempos para todas as tarefas, respeitando os conflitos (incompatibilidades) e minimizando o makespan. Ao se estabelecer estes tempos para todas as tarefas, o PSRI foi resolvido e, desta forma, todas as tarefas foram sequenciadas.

O cálculo do custo incremental dos elementos (linha 3) define qual será o novo valor do makespan caso a tarefa i da lista seja sequenciada. Sequenciar uma tarefa i da lista, equivale a estabelecer o menor tempo de início para esta tarefa, evitando que tarefas já sequenciadas e que possuem conflito com a tarefa i sobreponham seus tempos de processamento. Como na linha 3 ainda não foi sequenciado nenhum elemento, o custo incremental de cada tarefa é a sua própria duração. Uma vez calculados os custos, é criada a lista de candidatos restrita (LCR) na linha 5 do pseudo-código.

A LCR contém um subconjunto de todas as tarefas ainda não sequenciadas em ordem crescente de seu custo incremental. Na linha 6, é selecionada uma tarefa i da LCR de forma aleatória, que é inserida na solução (linha 7). Note que a ordem em que as tarefas são selecionadas na LCR afeta o makespan. Por isso, a utilização do fator aleatório nesta seleção e mesmo a utilização da busca local (que será discutida mais adiante). Feita esta inserção na solução, é necessário recalcular novamente o custo incremental de todas as tarefas candidatas (ainda não sequenciadas), pois seus tempos de início e fim podem sofrer alteração com a inserção do novo elemento i . Quando todas as tarefas da lista forem sequenciadas, a linha 10 retorna uma solução viável para o PSRI.

5.3.2.1 Busca Local

Uma vez sequenciadas todas as tarefas, ou seja, que tenha ocorrido a finalização do procedimento *ConstrucaoAleatoriaGulosa*, o próximo passo é procurar melhorar a solução encontrada através de uma busca local. Duas vizinhanças foram exploradas: a primeira, consiste em realizar trocas entre a primeira e última tarefa, depois com a segunda e penúltima e assim sucessivamente. A segunda vizinhança explora trocas entre pares de tarefas: troca-se a primeira e segunda com a última e penúltima, seguindo o mesmo modelo da primeira vizinhança. Caso alguma das vizinhanças retorne uma solução melhor que a atual, a solução atual é alterada.

5.4 Troca de informação entre o planejamento e sequenciamento

No terminal portuário, atrasos no carregamento do navio (*demurrage*) resultam em multas consideráveis. Resultados preliminares mostraram que a abordagem hierárquica sem o uso do *feedback* na fase de sequenciamento produz uma solução viável muito ruim. Tarefas que não puderam ser sequenciadas no período t são simplesmente encaminhadas para os períodos seguintes, gerando atrasos e, consequentemente, um alto custo financeiro para os operadores do terminal.

Portanto, a troca de informação de capacidade entre o sequenciamento e o planejamento é fundamental para que a fase de planejamento da produção seja capaz de, cuidadosamente, selecionar o melhor conjunto de tarefas para serem sequenciadas na fase seguinte. Esta troca de informação permite uma maior consistência entre ambos os níveis de decisão. Nesta tese, foram investigadas duas maneiras de realizar esta comunicação: a primeira baseada em uma heurística simples de redução de capacidade e uma segunda, mais efetiva, baseia-se no uso de cliques maximais.

5.4.1 Heurística de redução de capacidade de rotas (HCR)

O PPSFP possui restrições relacionadas com o tempo que cada rota pode ficar ativa em um período. O objetivo desta heurística é inserir a cada iteração um conjunto de restrições (semelhantes às restrições 4.11, 4.12 e 4.13 do PPSFP) para limitar a duração de algumas tarefas. Reduzindo este tempo, o planejamento será obrigado a selecionar outras tarefas para continuar a garantir o atendimento da oferta e demanda. Esta restrição é criada da seguinte forma: Seja n o total de tarefas ativas no período t , $Conflito(j)$ representa o número de tarefas que não podem ser executadas simultaneamente com a tarefa j e $Duracao(j)$ representa a duração da tarefa j .

$$Tarefa_j \leq Duracao(j) - ((Conflito(j)/n) * Duracao(j)) \quad (5.1)$$

A restrição 5.1 limita a duração de uma tarefa em função do número de conflitos. Se uma tarefa i possui mais conflito que a tarefa j , sua duração máxima para a próxima iteração será menor. Foram avaliadas diversas regras para selecionar as tarefas, nas quais será aplicada a restrição 5.1.

Três regras produziram melhor efeito. A primeira regra consiste em penalizar todas as tarefas sequenciadas. Entretanto, tarefas com mais conflito serão mais penalizadas que as demais. A segunda regra é idêntica à primeira. Mas serão

penalizadas apenas as k primeiras tarefas com maior conflito. Por último, a terceira regra é aplicada apenas às tarefas que excederam o limite máximo de duração do período. Ou seja, que o tempo de fim da tarefa é maior que a duração do período. Das três regras acima, a que retornou melhores resultados (menor número de iterações com o planejamento) foi a primeira.

5.4.2 Restrições baseadas em cliques maximais

O problema da clique diz respeito a encontrar subgrafos completos em um grafo. Este problema e suas variações são largamente estudados em ciência da computação e otimização. Nesta tese, o problema da clique maximal é explorado para facilitar a geração de uma solução viável para o PPSFP. Foi usada uma técnica bem conhecida na literatura, chamada de *clique cuts* (Dijkhuizen & Faigle [1993], Ji & Mitchell [2007], Méndez-Díaz & Zabala [2008] e Boland et al. [2011]).

Uma clique maximal é uma clique que não está contida em uma clique maior. Uma restrição associada a uma clique maximal pode ser inserida na fase de planejamento para fortalecer a formulação e facilitar a busca por um sequenciamento viável. Como exemplo, considere o grafo de conflito (Figura 5.3). Neste grafo, existem três cliques maximais: uma clique com os vértices A e B, outra com F e D, e a terceira com os vértices C, F e E. Note que os vértices representam as variáveis de produção x_{pt}^r , $y_{pp't}^r$ e $z_{pp't}^r$ e o valor destas variáveis está associado com o tempo que a rota r é usada para transportar o produto p . Portanto, os vértices em uma clique representam as tarefas que não podem ser executadas simultaneamente.

A soma dos tempos de processamentos das tarefas em uma clique maximal não pode exceder à duração do período (os tempos de início e fim de cada tarefa não podem se sobrepor). Após resolver a fase de sequenciamento, se não foi encontrado um sequenciamento viável, uma restrição baseada em uma clique maximal (onde a soma dos tempos de duração de seus vértices é maior que a duração do período), pode ser inserida na formulação do PPSFP (fase de planejamento da produção) para guiar o planejamento na seleção de novas rotas. Existem diversos algoritmos para encontrar cliques maximais, tais como os propostos por Bron & Kerbosch [1973], Stix [2004] e Tomita et al. [2006]. Encontrar todas as cliques maximais em um grafo é NP-Completo. Nesta tese, foi desenvolvida uma variação do algoritmo de Bron-Kerbosch, com o objetivo de inserir algumas estratégias de poda na árvore de enumeração para melhorar a performance do algoritmo e fornecer mais facilmente as cliques maximais.

5.4.2.1 Algoritmo para geração das cliques maximais

Para o PPSFP, o objetivo é detectar cliques maximais que são maior que um determinado valor (peso). O peso de uma clique é calculado com base na soma dos pesos de seus vértices. No PPSFP, o peso de um vértice é exatamente o tempo de duração da tarefa associada. Portanto, em uma clique maximal, se a soma dos pesos de seus vértices é maior que a duração do período t , esta clique deve ser inserida na formulação do PPSFP. Como exemplo, considere o grafo de conflito (Figura 5.3) e a informação sobre a duração das tarefas disponível na Tabela 5.1, considere também que a duração máxima de um período é de oito horas. Duas cliques maximais podem ser inseridas no PPSFP.

$$x_{23}^1 + x_{53}^2 \leq 8 \quad (5.2)$$

$$y_{553}^8 + z_{663}^{10} + z_{443}^6 \leq 8 \quad (5.3)$$

A restrição (5.2) é uma clique maximal associada aos vértices A e B (Figura 5.3), e a restrição (5.3) está relacionada aos vértices C, F e D formando outra clique maximal. Observe que a soma dos tempos de duração das tarefas em ambas as cliques viola a duração do período (valores extraídos da tabela 5.1). Na restrição (5.2) a soma é 10 e, na restrição (5.3) a soma é 12. Como as cliques maximais referentes aos vértices F e D (Figura 5.3) não violam o tamanho do período, esta restrição não precisa ser inserida na formulação do PPSFP.

O algoritmo a seguir é uma extensão do algoritmo de Bron-Kerbosch (Bron & Kerbosch [1973]) com pivoteamento e estimativa de peso. Sejam os seguintes conjuntos: C, conjunto de vértices já definidos como parte da clique, P o conjunto de vértices candidatos a fazer parte da clique, e S os vértices já explorados e que não levam ao aumento do conjunto de candidatos P. O valor do parâmetro *PesoMinimo* é a duração do período t .

```

1: procedure BK3(C,P,S)▷ Algoritmo de Bron-Kerbosch com pivoteamento e estimativa de peso
2:   if (P and S são vazios) then
3:     if ( $w(C) > \text{PesoMinimo}$ ) then ▷ Se o peso da clique C excede a duração do período t.
4:       AdicionaCliqueMaximal(C) ▷ insere a clique C na formulação do PPSFP.
5:     end if
6:   end if
7:   if ( $w(C) + h(C) > \text{PesoMinimo}$ ) then ▷ Se o peso da clique C mais a estimativa de peso
   dos outros vértices que podem fazer parte da clique C, excede a duração do período t.
8:     Random pivot (u) entre  $P \cup S$ 
9:     for i do 1  $P \setminus N(u)$  ▷ vizinhança do vértice u.
```

```

10:      BK3(  $C \cup \{i\}, P \cap N(i), S \cap N(i)$ )
11:       $P := P \setminus \{i\}$ 
12:       $S := S \setminus \{i\}$ 
13:  end for
14: end if
15: end procedure

```

A principal vantagem nesta modificação no algoritmo de Bron-Kerbosch, está relacionada com o cálculo da estimativa de peso (linha 7 do pseudocódigo). Uma vez que o objetivo é obter apenas cliques maximais que atendem uma condição de peso mínimo, diversas podas na árvore de enumeração podem ser feitas se determinados nós não levam a uma clique que viola a estimativa de peso.

5.5 Abordagem hierárquica

Conforme dito anteriormente, esta abordagem separa os problemas de planejamento e sequenciamento. O pseudocódigo a seguir ilustra os principais procedimentos adotados para obter um limite superior (solução viável) para o PPSFP.

```

1: procedure ABORDAGEM HIERÁRQUICA(N) ▷
2:    $t = 1$  ▷ contador de períodos
3:   repeat
4:     SolucaoParaPPSFPRelaxado(t) ▷ resolve o PPSFP relaxado
5:     if  $VerificaAlocacaoProdutos(t) = true$  then ▷ Se todas as variáveis  $f_{pt}^s$  são inteiras
       para o período  $t$ 
6:       HeuristicaSequenciamento(t) ▷ Heurística GRASP
7:       if  $PSRIViavel(t) = true$  then ▷ Verifica se todas as tarefas sequenciadas
       respeitaram a duração do período  $t$ 
8:          $t = t + 1$  ▷ se PSRI é viável para  $t$ , inicia a busca de viabilidade para o período
          $t + 1$ 
9:       else
10:        if  $ViolacaoCapacidade(t) = False$  then ▷ Se houve violação de capacidade do
        período  $t$ 
11:          Backlogging(t) ▷ Transfere oferta e demanda para o próximo período
12:           $t = t + 1$ 
13:        else
14:          AdicionaRestricaoCapacidade(t) ▷ Adiciona restrições associadas com
          capacidade
15:        end if
16:      end if
17:    else
18:      HeuristicaRelax-and-Fix(t) ▷ Heurística apra garantir a integralidade da variável  $f_{pt}^s$ 

```

```

19:      end if
20:  until  $t > TotPeriod$ 
21:    return Solucao
22: end procedure

```

Na linha 4 do pseudocódigo, o PPSFP relaxado é resolvido em um pacote de otimização. A viabilidade do PPSFP é resolvida para cada período. Ou seja, a viabilidade do período (sequenciamento e alocação de produtos) t é garantida antes do início da busca pela viabilidade do período seguinte $t + 1$.

Uma vez que o PPSFP relaxado é resolvido (linha 4), o algoritmo checa a viabilidade do problema de alocação de produtos (verifica se todas as variáveis f_{pt}^s são inteiras para o período t). Em caso positivo, a heurística para a fase de sequenciamento é iniciada na linha 6. Caso contrário, existem variáveis de alocação de produtos fracionárias e a heurística de alocação de produtos é acionada na linha 18, fazendo também com que o PPSFP relaxado seja resolvido novamente (linha 4). Embora a integralidade das variáveis f_{pt}^s e o problema de sequenciamento sejam resolvidos por período, o PPSFP relaxado é sempre resolvido do primeiro período inviável até o último. Estes passos são repetidos até que uma solução viável para o problema de alocação de produtos seja encontrada.

Após a execução da heurística para o problema de sequenciamento (linha 6), é necessário verificar se todas as tarefas sequenciadas respeitam a duração do período t . Se positivo, este período está resolvido e a busca da solução para o próximo período é iniciada. Ou seja, o período corrente (t) é incrementado em 1 (linha 8). Nos casos em que a heurística para o sequenciamento não encontrou uma solução viável, são feitas tentativas de encontrar restrições (linha 10) para orientar a ativação de novas rotas e facilitar a busca por um sequenciamento viável. Se nenhuma destas restrições foi encontrada, não há nada mais a ser feito para este período e as ofertas e demandas que não puderam ser atendidas, respeitando a duração do período t , são encaminhadas para o período seguinte (backlogging, linha 11). Uma vez que todos os períodos foram explorados (linha 20), a abordagem hierárquica finaliza com uma solução (linha 21).

5.6 Considerações Finais

Neste capítulo foi apresentada uma estratégia hierárquica para resolver o PPSFP. Diferente das principais abordagens hierárquicas existentes na literatura, em que os problemas de planejamento e sequenciamento são resolvidos de maneira isolada, a abordagem proposta neste capítulo insere uma alternativa de comunicação entre estes dois níveis de decisão. Este *feedback* entre os dois níveis permitiu uma melhoria

significativa na qualidade da solução e na eficiência do algoritmo. Estes resultados computacionais serão discutidos no Capítulo 7.

Capítulo 6

Solução exata para o PPSFP

Enquanto o capítulo anterior propôs uma estratégia aproximada para o PPSFP, este capítulo descreve uma abordagem exata para resolver o PPSFP com o uso de Geração de Colunas.

6.1 Geração de Colunas

A técnica de geração de colunas (GC), surgiu inicialmente através da Decomposição de Dantzig-Wolfe (Dantzig & Wolfe [1960]), para a resolução de problemas de programação linear de grande porte. Esta decomposição é feita por meio de uma reformulação do problema original. Posteriormente, com os trabalhos de Gilmore. & Gomory [1961] e Gilmore. & Gomory [1963], a reformulação de Dantzig-Wolfe também foi aplicada em Programação Inteira, para o problema de Padrões de Corte. Atualmente, a geração de colunas ainda é muito empregada para a solução de problemas de grande porte com grande número de variáveis, incluindo, problemas de roteamento de veículos: Desrochers et al. [1992]; Desaulniers [2010]; Santos et al. [2015]; sequenciamento de máquinas: Van Den Akker et al. [2000]; problemas de empacotamento: Ceselli & Righini [2008]; entre outros.

Neste capítulo, será apresentada uma formulação baseada em GC. Serão definidos o problema mestre, subproblema, heurísticas e um algoritmo de Branch and Price.

6.2 Formulação baseada em GC

Resolver o PPSFP é desafiador. O número de variáveis e a quantidade de combinações geradas pelas máquinas e tarefas na fase de sequenciamento tornam a solução de

instâncias de tamanho real em pacotes de otimização inviável. Como tentativa de contornar estas limitações e obter melhores limites, será discutida nas próximas seções uma estratégia de decomposição para o PPSFP. Esta decomposição consiste em dividir o PPSFP em um problema mestre linear restrito (PMLR) que representa o planejamento da produção e alocação de pátios, e em um subproblema de pricing, responsável pelo sequenciamento de tarefas. O subproblema de pricing foi resolvido por meio de uma combinação de heurísticas e métodos exatos baseados em problemas clássicos de coloração de vértices e conjunto independente de peso máximo.

6.2.1 Problema Mestre Linear Restrito

Na formulação proposta para o PPSFP no Capítulo 4, os tempos necessários para transportar os produtos são limitados pela duração de um período. O sequenciamento é garantido através das restrições (4.14 até 4.31). Portanto, este conjunto de restrições determina os tempos de início de cada tarefa em um período específico e considera a disjunção entre tarefas conflitantes. Por outro lado, estas restrições impõem uma grande dificuldade em resolver o PPSFP de forma integrada. Seu número é combinatório e gera um grande consumo de memória e processamento. Uma alternativa para contornar esta dificuldade e, uma vez que os tempos necessários para transportar os produtos entre recepção, pátios e pieres, representados pelas variáveis x_{pt}^r , $y_{pp't}^r$ e $z_{pp't}^r$ são menores que a duração de um período, consiste em dividir o período t em microperíodos. A Tabela 6.1 lista as variáveis, conjuntos e parâmetros utilizados na formulação do problema mestre linear restrito e no subproblema.

Tabela 6.1. Variáveis, conjuntos e parâmetros

Variáveis $\mu_{it} \geq 0, \quad \forall i \in I^t, \forall t \in T.$	Descrição Duração (em horas) do microperíodo $i \in I^t$ no período t .
$q_{it}^r \in \{0, 1\}, \forall r \in R, \forall i \in I^t, \forall t \in T.$	Seu valor é 1 se a rota r pode ser alocada ao microperíodo i no período t e 0 caso contrário.
Conjuntos I^t	Descrição Conjunto de colunas (microperíodos) disponíveis no período t .
Parâmetros $HMax$	Descrição Duração máxima para o microperíodo.
ξ_{it}^r	Seu valor é 1 se a rota r pode ser alocada ao microperíodo i no período t , e 0 caso contrário (parâmetro associado ao valor da variável q_{it}^r , proveniente da solução do subproblema).

Dividindo cada período t em microperíodos $i \in I^t$, em que a duração de um microperíodo é definida pelo parâmetro $Hmax$, e a soma das durações de todos os microperíodos de um período não ultrapassa H_t , as equações (4.11) a (4.13) do PPSFP

podem ser reescritas como:

$$x_{pt}^r \leq \sum_{i \in I^t} \xi_{it}^r \mu_{it}, \forall p \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^x \quad (6.1)$$

$$y_{pp't}^r \leq \sum_{i \in I^t} \xi_{it}^r \mu_{it}, \forall p, p' \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^y \quad (6.2)$$

$$z_{pp't}^r \leq \sum_{i \in I^t} \xi_{it}^r \mu_{it}, \forall p, p' \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^z \quad (6.3)$$

$$\sum_{i \in I^t} \mu_{it} \leq H_t, \forall t \in T \quad (6.4)$$

$$0 \leq \mu_{it} \leq H_{max}, \forall i \in I^t, \forall t \in T \quad (6.5)$$

A variável μ_{it} corresponde à duração do microperíodo i no período t para cada produto alocado a $r \in R^x$, ou $r \in R^y$, ou $r \in R^z$. Desta forma, as durações das tarefas x_{pt}^r , $y_{pp't}^r$ e $z_{pp't}^r$ estão limitadas aos microperíodos alocados a cada uma.

O modelo original pode ser decomposto, mantendo no problema mestre todas as restrições de planejamento da produção e alocação, e substituindo (4.11, 4.12 e 4.13) por (6.1, 6.2, 6.3, 6.4 e 6.5). Caberá ao subproblema gerar as colunas relativas aos microperíodos e garantir o sequenciamento das tarefas para cada período, atendendo as restrições disjuntivas de sequenciamento. A formulação do problema mestre linear restrito é apresentada a seguir.

$$\begin{aligned} \min f(z) = & \sum_{p \in P} \sum_{t \in T} \alpha_{pt} IR_{pt} + \sum_{n \in N} \sum_{p \in P} \sum_{t \in T} \beta_{npt} IP_{npt} \\ & + \sum_{s \in S} \sum_{p \in P} \sum_{p' \in (P \cup 0)} \sum_{t \in T} \gamma_{pp't}^s S f_{pp't}^s + \sum_{p \in P} \sum_{p' \in P} \sum_{t \in T} \lambda_{pp'} \left(\sum_{r \in R^y} c^{ry} y_{pp't}^r + \sum_{r \in R^z} c^{rz} z_{pp't}^r \right) \\ & + \sum_{p \in P} \sum_{t \in T} \sum_{r \in R^x} \sigma^r (c^{rx} x_{pt}^r) + \sum_{p \in P} \sum_{p' \in P} \sum_{t \in T} \sum_{r \in R^y} \sigma^r (c^{ry} y_{pp't}^r) + \sum_{p \in P} \sum_{p' \in P} \sum_{t \in T} \sum_{r \in R^z} \sigma^r (c^{rz} z_{pp't}^r) \end{aligned} \quad (6.6)$$

sujeito a:

$$\text{Restrições (4.2 à 4.10, 4.32 à 4.37 e 4.39)} \quad (6.7)$$

$$x_{pt}^r \leq \sum_{i \in I^t} \xi_{it}^r \mu_{it}, \forall p \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^x \quad (6.8)$$

$$y_{pp't}^r \leq \sum_{i \in I^t} \xi_{it}^r \mu_{it}, \forall p, p' \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^y \quad (6.9)$$

$$z_{pp't}^r \leq \sum_{i \in I^t} \xi_{it}^r \mu_{it}, \forall p, p' \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^z \quad (6.10)$$

$$\sum_{i \in I^t} \mu_{it} \leq H_t, \forall t \in T \quad (6.11)$$

$$0 \leq \mu_{it} \leq Hmax, \forall i \in I^t, \forall t \in T \quad (6.12)$$

$$f_{pt}^s \geq 0, \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T. \quad (6.13)$$

A função objetivo permanece a mesma do PPSFP. E envolve o custo em não atender as ofertas na recepção e as demandas nos píeres, além do custo em utilizar uma subárea de estocagem. Conforme dito anteriormente, a principal diferença entre o modelo integrado (PPSFP) e o PMLR reside na divisão do período em microperíodos. As variáveis $x_{p,t}^r$, $y_{pp't}^r$ e $z_{pp't}^r$ podem ser interpretadas como atividades de transporte (tarefas), uma vez que os seus valores representam o número de horas necessárias para transportar os produtos entre os subsistemas Recepção, Pátio e Píer, respectivamente. Entretanto, para permitir este transporte, é necessário, agora, alocar um número de microperíodos para cada uma destas tarefas (restrições 6.8, 6.9 e 6.10).

Além de alocar os microperíodos, se duas tarefas compartilham pelo menos um equipamento, o índice r em cada variável x_{pt}^r , $y_{pp't}^r$ ou $z_{pp't}^r$ indica qual rota será utilizada para o transporte. Estas tarefas não podem ser inseridas em um mesmo microperíodo. A garantia desta restrição será obtida por meio da solução do subproblema, que fornece as colunas (microperíodos) para o PMLR. A Figura 6.1 ilustra a estratégia de decomposição desenvolvida para solucionar o PPSFP.

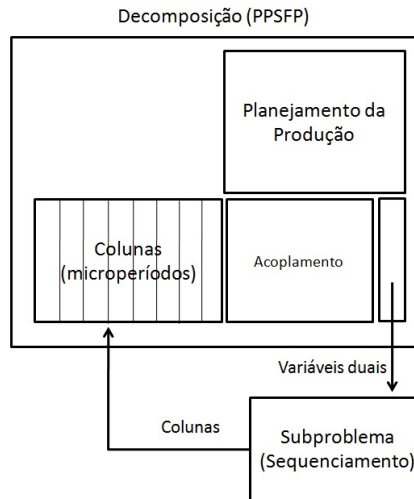


Figura 6.1. Decomposição do PPSFP

6.2.2 Subproblema de Pricing

A cada iteração são resolvidos um subproblema para cada período t . Em cada subproblema, o objetivo é encontrar o melhor subconjunto de tarefas que podem ser executadas simultaneamente, ou seja, tarefas cujas rotas não compartilham equipamentos. Associando variáveis duais $\pi_{pp't}^r \geq 0$ as restrições 6.8, 6.9 e 6.10 (para 6.8, $p = p'$) e variáveis duais $\eta_t \geq 0$ para as restrições 6.11, e como os custos associados às variáveis μ_{it} na função objetivo são nulos, o custo reduzido associado a uma variável μ_{it} no período t é dado por:

$$-\sum_{r \in R} \sum_{p \in P} \sum_{p' \in P} \pi_{pp't}^r + \eta_t, \forall t \in T \quad (6.14)$$

Se o custo reduzido for negativo, a variável μ_{it} deve ser adicionada ao problema mestre como candidata a entrar na base. Se o mínimo custo reduzido for positivo, a condição de otimalidade está atendida. Portanto, o subproblema consiste em buscar uma coluna q_{it}^r associada ao microperíodo μ_{it} tal que:

$$\max \sum_{r \in R} \sum_{p \in P} \sum_{p' \in P} \pi_{pp't}^r q_{it}^r - \eta_t \quad (6.15)$$

onde $q_{it}^r = 1$ se a rota r pode ser alocada ao microperíodo i no período t .

Portanto, para garantir que o sequenciamento seja atendido, para duas rotas r e r' conflitantes, o subproblema para um microperíodo i no período t , resulta em:

$$\max \sum_{r \in R} \sum_{p \in P} \sum_{p' \in P} \pi_{pp't}^r q_{it}^r - \eta_t \quad (6.16)$$

sujeito a:

$$0 \leq q_{it}^r + q_{it}^{r'} \leq 1, \forall (r, r' \in E) \quad (6.17)$$

$$q_{it}^r \in \{0, 1\} \quad (6.18)$$

A função objetivo procura maximizar o número de rotas ativas não conflitantes no microperíodo i no período t . Ainda mais, o subproblema pode ser definido sobre um grafo ponderado não direcionado $G = (V, E)$, onde um vértice é criado para cada variável $x_{p,t}^r$, $y_{pp't}^r$ e $z_{pp't}^r$, o peso do vértice é o valor da variável dual extraída das restrições 6.8, 6.9 e 6.10 da solução do PMLR, e uma aresta é criada para cada par de tarefas cujas rotas r e r' são conflitantes. Ou seja, pertencem ao conjunto E (conjunto de pares de rotas que compartilham pelo menos um equipamento). A solução do subproblema vai procurar gerar um subconjunto com as variáveis que mais contribuem para minimizar o custo do PMLR e que podem ser executadas simultaneamente. Esta garantia é obtida através das restrições 6.17.

Resolver o subproblema acima no ótimo não é uma tarefa trivial. Se o valor

da variável η_t na função objetivo for nulo, a formulação matemática do problema do conjunto independente de peso máximo (PCIPM) e do subproblema de pricing são idênticas. Consequentemente, encontrar a solução ótima para cada um dos T subproblemas, em cada iteração do processo de geração de colunas, continua sendo uma tarefa difícil. Além disso, fornecer para o PMLR apenas uma coluna para cada período, e a cada iteração, vai tornar a convergência do método muito lenta. O ideal é que maior número de colunas seja fornecido para o PLMR a cada iteração.

6.2.2.1 Heurística para geração de colunas

São conhecidos na literatura os relacionamentos entre conjunto independente e coloração de vértices. Colorir um grafo G com k cores (onde, em cada cor, só é possível haver vértices que não são adjacentes), equivale a encontrar k conjuntos independentes. Portanto, uma estratégia para retornar mais colunas para o PMLR consiste em, para cada período, produzir mais de um conjunto independente. A heurística utilizada para fornecer mais colunas por iteração para o PMLR é uma heurística baseada em um problema clássico de coloração, conhecido como problema de coloração ponderada de vértices (PCPV). No PCPV, cada vértice i de um grafo não direcionado $G = (V, E)$ tem associado um peso w_i . Semelhante ao problema clássico da coloração de vértices (PCV), no PCPV, é necessário atribuir uma cor para cada vértice i , de tal maneira que vértices adjacentes possuam cores diferentes, e a soma dos custos das cores seja minimizada. Enquanto no PCV o custo de cada cor é igual a 1, no PCPV o custo de cada cor é igual ao máximo dos pesos de cada vértice atribuídos a esta cor.

Produzir uma instância para o PCPV a partir de uma solução do PMLR é simples: Considere que as tarefas (variáveis x_{pt}^r , $y_{pp't}^r$ ou $z_{pp't}^r$) são os vértices de um grafo não direcionado $G = (V, E)$, os pesos dos vértices continuam sendo as variáveis duais $\pi_{pp't}^r \geq 0$, e uma aresta é inserida entre cada par de tarefas cujas rotas não podem ficar ativas simultaneamente. Uma solução do PCPV aloca uma cor para cada conjunto de vértices que não são adjacentes (formam um conjunto independente). Desta forma, uma solução do PCPV gera exatamente um conjunto de microperíodos (cada cor é um microperíodo), em que as tarefas (vértices do PCPV) deste microperíodo não possuem conflito. Ou seja, podem ser executadas simultaneamente durante o tempo em que o microperíodo for utilizado no PMLR.

Portanto, para uma determinada cor k , se o custo reduzido (equação 6.14) referente aos vértices selecionados para esta cor for negativo, as tarefas associadas à cor k vão fazer parte de um novo microperíodo disponível para o PMLR. Assim, cada solução do PCPV pode fornecer um número maior de colunas atraentes para o PMLR,

acelerando a convergência do método.

A heurística adotada para resolver o PCPV é uma estratégia gulosa baseada no trabalho de Malaguti et al. [2009]. Das estratégias gulosas implementadas, a que obteve melhor resultado foi a heurística conhecida na literatura pelo nome DSATUR. Esta heurística foi desenvolvida inicialmente para o PCV por Brélaz [1979]. Baseia-se em uma estratégia gulosa clássica para o PCV. A principal diferença é que cada vértice no DSATUR tem associada uma pontuação $k(i)$. Em cada iteração, a heurística seleciona o vértice com a maior pontuação e atribui a ele a menor cor possível. No caso de empate, é selecionado o vértice de menor índice. Na heurística implementada para gerar as colunas para o PMLR, a pontuação foi baseada no número de vértices adjacentes e no peso de cada um. O pseudocódigo seguinte apresenta a heurística DSATUR.

```

1: procedure DSATUR( $G, A_{v_j}, V$ ) ▷
2:    $c(v_j) \leftarrow 0, \forall 1 \leq j \leq n$ 
3:    $c(v_1) \leftarrow 1$ 
4:   while  $(\exists v_i \in V \mid c(v_i) = 0)$  do
5:      $v_i \leftarrow \text{SelecionaMaiorPontuacao}()$ 
6:      $c(v_i) \leftarrow \text{Min}(k \in \mathbb{Z} \mid k > 0, c(w) \neq k \forall w \in A_{v_i})$ 
7:   end while
8: end procedure

```

Embora fortemente relacionados, o subproblema de pricing e o PCPV são diferentes. Enquanto no subproblema de pricing se procura maximizar o peso dos vértices em um conjunto independente, no PCPV o que se procura é minimizar a soma dos custos das cores. Portanto, uma solução para o PCPV é útil apenas para fornecer boas colunas para o PMLR e não para garantir a convergência do método de geração de colunas. Deste modo, quando a heurística DSATUR for incapaz de fornecer colunas atrativas para o PLMR, o subproblema deve ser resolvido de forma exata garantindo solução ótima. Se, mesmo assim, não existir uma coluna com custo reduzido negativo para o mestre, o processo de geração de colunas é finalizado.

6.2.3 Algoritmo de Geração de Colunas

O pseudocódigo seguinte destaca em mais detalhes o procedimento para obter os limites inferior e superior para o PPSFP.

```

1: procedure GERAÇÃO DE COLUNAS ▷

```

```

2:    $\Omega_1 \leftarrow \emptyset$  ▷ Conjunto inicial de colunas é vazio
3:    $\Omega_1 \leftarrow \text{ObtemColunasIniciais}()$  ▷ Gera as colunas iniciais para o PMLR
4:    $duais \leftarrow \emptyset$ 
5:    $Solucao \leftarrow \emptyset$ 
6:   repeat
7:      $duais \leftarrow \text{ResolvePMLR}(\Omega_1)$  ▷ Solução exata através de solver
8:      $Fim \leftarrow true$ 
9:     for  $i = 1 \rightarrow T$  do ▷ Onde  $T$  é o conjunto de períodos
10:       $Cores \leftarrow \emptyset$  ▷ cada cor é um microperíodo (coluna para o PMLR)
11:       $Cores \leftarrow \text{HeuristicaPCPV}(i, duais)$  ▷ Retorna somente cores com
        custo reduzido negativo
12:      if  $Cores = \emptyset$  then ▷ Heurística acima falhou em fornecer novas
        colunas
13:         $Cores \leftarrow \text{ResolveOtimoSubProblema}(i, duais)$  ▷ Solução exata
        através de solver
14:      end if
15:      if  $Cores \neq \emptyset$  then
16:         $\Omega_1 \cup Cores$ 
17:         $Fim = false$ 
18:      end if
19:    end for
20:  until  $Fim = true$ 
21:   $Solucao \leftarrow \text{ResolvePMLR}(\Omega_1)$ 
22:  if  $\text{SolucaoFracional}(Solucao)$  then ▷ Checa se a solução ótima do PMLR é
    fracional
23:     $Solucao \leftarrow \text{ObtemLimiteSuperior}()$ 
24:  end if
25: end procedure

```

Para obter as colunas iniciais do PMLR (linhas 2 a 5 do pseudocódigo acima), resolve-se o PPSFP desconsiderando as restrições de sequenciamento. Deste modo, o PPSFP se transforma em um problema de dimensionamento de lotes e soluções, por meio de pacotes de otimização, são obtidas facilmente. Cada uma das variáveis x_{pt}^r , $y_{pp't}^r$ e $z_{pp't}^r$ é inserida na heurística DSATUR como vértices de um grafo não direcionado. Para o peso de cada vértice, é considerado inicialmente a duração (valor de cada variável). Para cada par de tarefas cujas rotas possuem conflito, insere-se uma aresta ligando estes vértices no grafo. Em seguida, aplica-se a heurística, obtendo-se as cores

(microperíodos) iniciais, que serão repassadas ao PMLR.

Nas linhas seguintes (6 a 20), o PMLR é resolvido em um solver. Para cada uma das restrições 6.8, 6.9 e 6.10 é criado um vértice em um grafo não direcionado. O peso deste vértice é o valor da variável dual associado a esta restrição. Para cada par de vértices que apresenta conflito (rotas que compartilham equipamentos), é criada uma aresta. O grafo criado com este processo representa uma instância para o PCPV, que é resolvida por meio da heurística DSATUR. Se a solução do PCPV apresenta alguma cor (microperíodo) com custo reduzido negativo (equação 6.14), o mesmo é inserido no PMLR como mais uma coluna. Este processo iterativo continua até que a heurística DSATUR não consiga fornecer uma coluna atraente para o PMLR. Neste momento, resolve-se no ótimo a formulação relativa ao subproblema de pricing. Se for possível fornecer uma coluna para o PMLR, o processo iterativo reinicia. Caso contrário, o processo de geração de colunas é finalizado.

Uma vez que as restrições de integralidade foram relaxadas, a solução ótima do PMLR não necessariamente será inteira. Para os casos em que a solução não for inteira, o PMLR será convertido na sua forma inteira e resolvido pelo solver CPLEX, para a obtenção de um limite superior para o PPSFP (linhas 21 a 24).

6.2.3.1 Exemplo prático

Para ilustrar toda a metodologia adotada para resolver o PPSFP, bem como detalhar como é criado o grafo de conflito (onde algumas tarefas que compartilham equipamentos não podem estar ativas simultaneamente), segue um pequeno exemplo didático que ilustra o funcionamento do algoritmo.

Suponha que o PPSFP relaxado (sem as restrições de sequenciamento) tenha sido resolvido no solver e que as seguintes variáveis (tarefas) do período 3 (três) foram extraídas da solução (tabela 6.2):

Vértices	Variáveis	Valor	Rotas
<i>A</i>	x_{23}^1	4	R_1
<i>B</i>	x_{53}^2	6	R_2
<i>C</i>	y_{533}^8	3	R_8
<i>D</i>	y_{333}^9	5	R_9
<i>E</i>	z_{563}^{10}	6	R_{10}
<i>F</i>	z_{343}^6	3	R_6

Tabela 6.2. Dados Iniciais

Na primeira linha da Tabela 6.2, a variável x_{23}^1 representa que o produto 2 deve ser transportado pela rota 1 no período 3, e que o tempo total de transporte deste produto pela rota 1 (coluna rotas) será de 4 horas. As demais linhas da tabela realizam

operações semelhantes. Para gerar o grafo de conflito G (utilizado nas heurísticas de coloração), os vértices são as próprias tarefas (representadas pelas letras do alfabeto de A a F) e as arestas são criadas baseadas nos conflitos entre rotas exibidos na figura 6.2.

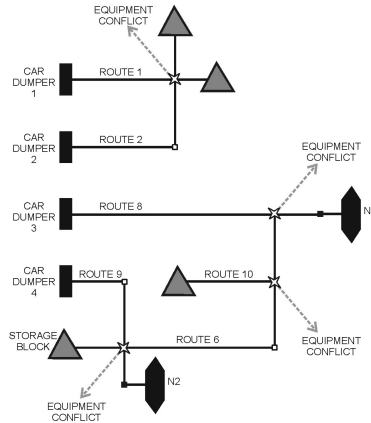


Figura 6.2. Rotas e conflitos

A Figura 6.2 ilustra os conflitos entre as rotas. As rotas 1 e 2 compartilham equipamentos. Portanto, não podem ser executadas simultaneamente. O mesmo acontece para as rotas 6 e 9. As rotas 6, 8 e 10 compartilham equipamentos entre si e também não podem ser executadas simultaneamente.

Seguindo estas regras de conflito entre equipamentos, o grafo obtido para o exemplo prático é o da Figura 6.3.

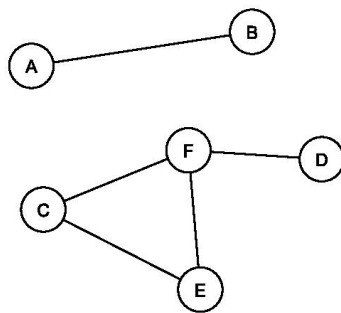


Figura 6.3. Grafo de conflito

Uma vez obtido o grafo, o passo seguinte é resolvê-lo com uma heurística gulosa de coloração. A Figura 6.4 apresenta uma possível solução:

Ao analisar a Figura 6.4, verifica-se que o número de microperíodos obtidos (que equivale ao total de cores dos vértices) é três. O microperíodo 1 (um) representa

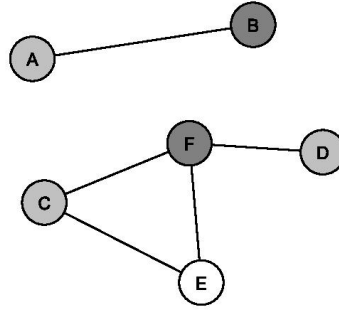


Figura 6.4. Solução viável obtida através da solução do PCV

o subconjunto de vértices (A, D e C), que equivale às tarefas: x_{23}^1 , y_{333}^9 e y_{533}^8 , respectivamente. Os demais microperíodos são obtidos da mesma maneira e repassados ao PMLR. As restrições 6.1, 6.2 e 6.3 do PMLR após a geração das colunas iniciais, é a seguinte:

$Micro_{13}$	$-x_{23}^1 \geq 0$	$, \pi_{223}^1$
$Micro_{23}$	$-x_{53}^2 \geq 0$	$, \pi_{553}^2$
$Micro_{13}$	$-y_{533}^8 \geq 0$	$, \pi_{533}^8$
$Micro_{13}$	$-y_{333}^9 \geq 0$	$, \pi_{333}^9$
$Micro_{33}$	$-z_{563}^{10} \geq 0$	$, \pi_{563}^{10}$
$Micro_{23}$	$-z_{343}^6 \geq 0$	$, \pi_{343}^6$

Considere que as variáveis $\Pi_1, \dots, \Pi_6$ representam o dual de cada uma das restrições e que foram obtidas após a solução do PMLR com os microperíodos. A partir de agora, inicia-se o processo de geração de colunas. As tarefas, bem como o valor de suas variáveis duais, serão utilizadas para transformar o grafo G em um grafo ponderado (Figura 6.5):

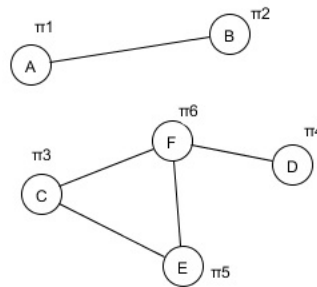


Figura 6.5. Grafo Ponderado

A heurística DSATUR recebe como entrada o grafo acima e retorna uma cor para cada vértice, de maneira que vértices adjacentes possuam cores diferentes. Figura 6.6:

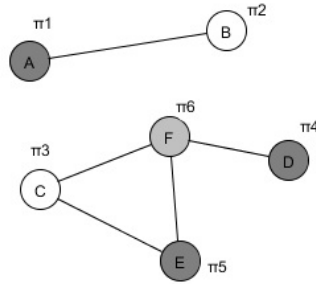


Figura 6.6. Solução viável obtida através da solução do PCPV

Para cada uma das cores da Figura 6.6 é feita a análise do custo reduzido:

$$custo_h = - \sum_{r \in R} \sum_{p \in P} \sum_{p' \in P} \pi_{pp't}^r + \eta_t, \forall h \in k \quad (6.19)$$

Se $custo_h < 0$, a cor h , juntamente com as tarefas associadas a esta cor, vão fazer parte de um novo microperíodo disponível para o PMLR. O PMLR, com as novas colunas, é o seguinte:

$$\begin{array}{llll}
 Micro_{13} & & +Micro_{63} & -x_{23}^1 \geq 0 \quad , \pi_{223}^1 \\
 & Micro_{23} & +Micro_{43} & -x_{53}^2 \geq 0 \quad , \pi_{553}^2 \\
 Micro_{13} & & +Micro_{43} & -y_{533}^8 \geq 0 \quad , \pi_{533}^8 \\
 Micro_{13} & & +Micro_{63} & -y_{333}^9 \geq 0 \quad , \pi_{333}^9 \\
 & Micro_{33} & +Micro_{63} & -z_{563}^{10} \geq 0 \quad , \pi_{563}^{10} \\
 & Micro_{23} & +Micro_{53} & -z_{343}^6 \geq 0 \quad , \pi_{343}^6
 \end{array}$$

Conforme descrito anteriormente, este processo iterativo continua até que a heurística DSATUR não consiga fornecer uma coluna atraente para o PMLR. Neste momento, resolve-se no ótimo o subproblema de pricing baseado no problema do conjunto independente de peso máximo. Se for possível fornecer uma coluna para o PMLR o processo iterativo reinicia. Caso contrário, o processo de geração de colunas é finalizado.

6.2.4 Branch and Price

Com o objetivo de encontrar bons limites e, eventualmente, uma solução ótima para o PPSFP, foi implementado um algoritmo de Branch and Price (B&P). Em cada nó da árvore de enumeração, aplicou-se o procedimento de GC descrito anteriormente. A Figura 6.7 apresenta um fluxograma deste algoritmo e as próximas seções detalham o seu funcionamento.

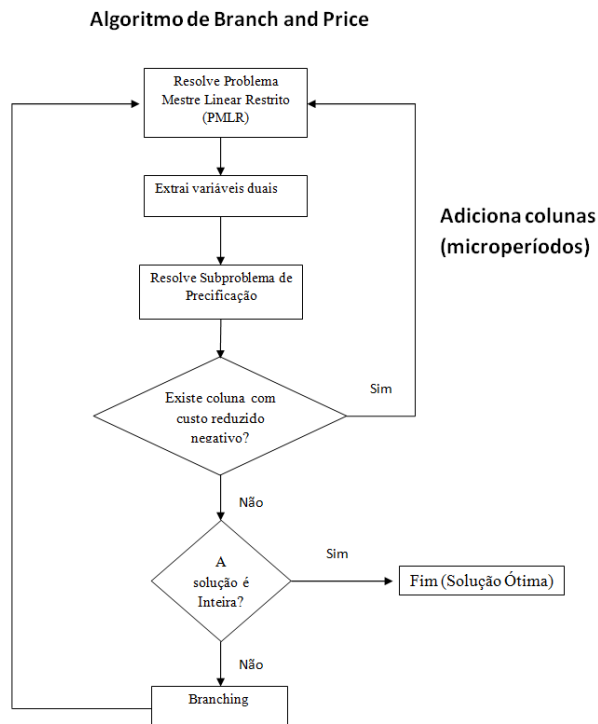


Figura 6.7. Algoritmo de Branch and Price (Fluxograma).

6.2.4.1 Branching

Ao final do processamento de um nó da árvore de enumeração, se não for possível podar o nó por inviabilidade ou por otimalidade, é necessário criar novos nós através de alguma regra de branching. O algoritmo funciona da seguinte forma: as variáveis relaxadas do PMLR são as variáveis binárias de alocação de subárea (f_{pt}^s) que representam qual produto p será armazenado na subárea s no período t . Aplicar branching nestas variáveis é, a princípio, um procedimento simples. Como estas variáveis não fazem parte do subproblema de pricing, fixá-las em 0 ou 1 não afeta a estrutura do subproblema. Portanto, não é necessária nenhuma alteração nos algoritmos ou na formulação do subproblema durante a resolução dos nós da árvore

de enumeração. Entretanto, dois outros problemas precisam ser analisados nesta estratégia:

O primeiro está relacionado com a forte simetria existente nestas variáveis: considere que, em um determinado nó da árvore, exista uma solução relaxada, em que na subárea 3 foram alocados, simultaneamente, os produtos 4, 5 e 6 no mesmo período. Isto é possível, pois se uma determinada rota que transporta ou recupera produto nesta subárea é mais eficiente (maior taxa de transporte por hora ou se está mais próxima do ponto de desembarque), a solução do PMLR irá procurar alocar a maior quantidade de produtos possível (respeitando apenas a restrição de capacidade).

Ao realizar branching neste nó, por exemplo, fixando f_{52}^3 em 1, os produtos 4 e 6 irão ser transferidos para outras subáreas (ou até mesmo para uma única subárea), tornando-as fracionárias também. Este processo pode continuar por muitos nós, retardando, assim, a obtenção de uma solução inteira. O segundo problema está relacionado com a regra de branching: como a restrição que garante que apenas um produto pode ser armazenado na subárea (restrição 4.7) é do tipo GUB (Generalized upper bound), se for aplicada uma regra de branching clássica, por exemplo, fixando em cada nó apenas uma variável f_{pt}^s por vez, a árvore de pesquisa ficará desbalanceada e também irá atrasar a obtenção de soluções.

Para a solução do primeiro problema, foi considerado inicialmente que, em cada subárea, pode ser armazenado apenas um elemento de um subconjunto do total de produtos manipulado pelo terminal portuário. Com menos produtos podendo ser manipulados em cada subárea, a simetria diminui e o número de nós na árvore de enumeração será menor. Esta solução não prejudica o planejamento do porto, pois, na prática, determinados produtos ficam alocados sempre nas mesmas subáreas. Para o segundo problema, conforme dito anteriormente, as restrições são do tipo GUB e a estratégia consiste em adotar como regra de branching a técnica conhecida na literatura como GUB Branching. Esta regra é mais efetiva que o tradicional branching, uma vez que o espaço de busca é mais uniformemente distribuído. Informações sobre como implementar esta técnica podem ser obtidas em Wolsey [1998], já uma revisão sobre regras de branching em Achterberg et al. [2004].

6.2.4.2 Gerenciamento da árvore de busca

Ao longo da execução do B&P, é necessário decidir o próximo subproblema da lista de candidatos a ser processado. A escolha de uma estratégia influencia o tamanho da árvore e a velocidade com que se encontram boas soluções viáveis. De acordo com alguns experimentos realizados, a estratégia que foi utilizada combina busca em

profundidade com busca em largura. Até a primeira solução inteira, a árvore de enumeração é explorada por busca em profundidade. Após a primeira solução, são combinadas busca em largura (política do melhor limite) e busca em profundidade.

6.2.4.3 Limite Superior Inicial

Apenas a conversão das variáveis relaxadas do PMLR para inteiro, após a convergência do procedimento de geração de colunas, e sua resolução em um MIP solver, não fornece um bom limite superior inicial para o algoritmo de Branch and Price. Novas colunas que poderiam melhorar o limite do PMLR não são inseridas neste processo e o limite superior obtido na maioria dos casos é muito fraco. Para fornecer um limite superior de melhor qualidade, foi desenvolvida uma heurística para o PPSFP, baseada em uma estratégia de fixação de variáveis e busca em profundidade: Heurística de Fixação e Busca (HFB). Os algoritmos a seguir ilustram o funcionamento desta heurística.

```

1: procedure HEURISTICAHFB ▷
2:   Solucao  $\leftarrow$  GeracaoDeColunas()
3:   Taxa  $\leftarrow$  0.2
4:   for  $i = 1 \rightarrow 3$  do ▷
5:     if SolucaoFracional(Solucao) then ▷
6:       HFBFase1(Taxa)
7:       Solucao  $\leftarrow$  GeracaoDeColunas()
8:       Taxa = Taxa + 0.2
9:     end if
10:  end for
11:  if ( (SolucaoInteira(Solucao)) or (Solucao = Inviavel) ) then
12:    Retorne Solucao
13:  end if
14:  repeat
15:    HFBFase2()
16:    Solucao  $\leftarrow$  GeracaoDeColunas()
17:  until ( (Solucao = Inteira) or (Solucao = Inviavel) )
18:  Retorne Solucao
19: end procedure

```

A Heurística HFB é dividida em duas fases: Na Fase 1, considere como nó inicial a solução ótima do PMLR (quando não existem mais colunas com custo reduzido negativo), linha 2 do procedimento *HeuristicaHFB*. A partir do nó inicial, para cada subárea e período, fixe em 1 a variável de alocação de pátio (f_{pt}^s) mais fracionária, cuja quantidade de produto armazenada (variável e_{pt}^s) seja maior que 80% da capacidade da subárea. Em seguida, inicie novamente o processo de geração de colunas: resolva a cada iteração o PMLR e o subproblema de pricing até não haver mais colunas com custo reduzido negativo para serem inseridas. Caso a solução encontrada seja inteira ou inviável, encerre a heurística. Caso contrário, crie outro nó, agora fixando variáveis de alocação cujo estoque seja maior que 60% da capacidade. Repita todo o processo novamente. Caso a solução encontrada ainda não seja inteira, repita para 40% da capacidade. Esta etapa da heurística é descrita entre as linhas 4 a 10 do pseudocódigo. O parâmetro taxa (linha 6), corresponde aos valores de 80%, 60% e 40% (que são incrementados na linha 8). O procedimento completo *HFBFase1* é descrito a seguir.

```

1: procedure HFBFASE1(Taxa)                                ▷
2:   for  $t = 1 \rightarrow T$  do                                       ▷
3:     for  $s = 1 \rightarrow S$  do                                       ▷
4:       for  $p = 1 \rightarrow P$  do                                       ▷
5:         if ( ( $f_{pt}^s \notin \mathbb{Z}$ ) and ( ( $l_{pt}^s - e_{pt}^s$ )/100  $\leq Taxa$ ) ) then
6:            $f_{pt}^s = 1$ 
7:         end if
8:       end for
9:     end for
10:  end for
11: end procedure

```

Por último, se ainda não foi encontrada uma solução inteira, inicia-se a resolução da Fase 2: selecione a variável de alocação mais fracionária, fixe o seu valor em 1 e repita o processo de geração de colunas (note que, nesta fase, apenas uma variável é fixada em cada nó). Repita a Fase 2 até ser encontrada uma solução inteira ou uma solução inviável. A estratégia de fixar mais de uma variável por nó (Fase 1) e o fato de permitir a inserção de novas colunas, tornam esta heurística mais eficiente e com um bom limite superior inicial para o algoritmo de Branch and Price. As linhas 14 até 17 do procedimento *HeuristicaHFB* descrevem esta fase. A seguir o pseudocódigo do procedimento **HFBFase2**.

```

1: procedure HFBFASE2 ▷
2:    $VarFrac = 0$ 
3:   for  $t = 1 \rightarrow T$  do ▷
4:     for  $s = 1 \rightarrow S$  do ▷
5:       for  $p = 1 \rightarrow P$  do ▷
6:         if (  $(f_{pt}^s \notin \mathbb{Z})$  and  $(f_{pt}^s \geq VarFrac)$  ) then
7:            $VarFrac = f_{pt}^s$ 
8:            $sf = s$ 
9:            $pf = p$ 
10:           $tf = t$ 
11:        end if
12:      end for
13:    end for
14:  end for
15:   $f_{pftf}^{sf} = 1$ 
16: end procedure

```

6.3 Considerações finais

Este capítulo apresentou uma estratégia de decomposição para o PPSFP baseado na técnica de geração de colunas e forneceu um algoritmo capaz de produzir uma solução exata para o problema. Além disso, foi proposta uma heurística para geração de uma solução inicial para o algoritmo de *Branch and Price*. Cabe ressaltar também que, além desta heurística, a abordagem hierárquica proposta no Capítulo 5 também pode ser usada para gerar um limitante superior para o algoritmo de B&P. O capítulo seguinte irá descrever os experimentos computacionais realizados para validar o modelo matemático proposto para o PPSFP (Capítulo 4), bem como os algoritmos aproximado e exato (Capítulos 5 e 6 respectivamente).

Capítulo 7

Experimentos computacionais

Neste capítulo serão discutidos os experimentos computacionais realizados utilizando o modelo matemático e as abordagens baseadas em geração de colunas e no procedimento hierárquico.

7.1 Gerador de Instâncias

Para validar o modelo de otimização proposto para o PPSFP e os algoritmos, foi desenvolvido um gerador de instâncias. Com este gerador, é possível simular diversas características do terminal portuário. Os parâmetros de entrada são os seguintes:

- Número de berços de atracação;
- Número e capacidade das áreas de estocagem;
- Quantidade e configuração das rotas;
- Número e capacidade dos equipamentos;
- Horizonte de planejamento (número de períodos);
- Capacidade (número de horas) disponível para cada período;
- Oferta de produtos disponível na recepção por período;
- Demanda de produtos em cada berço de atracação por período;
- Custos associados a recepção, pátio, berços de atracação e a qualidade de produtos.

A tabela 7.1 destaca os parâmetros relativos à capacidade de estocagem, número de berços de atracação e equipamentos utilizados para criar as instâncias.

Tabela 7.1. Dados utilizados para gerar as instâncias

Parâmetro	Descrição
Pátio	Com capacidade de estocagem de 4.000.000 de toneladas. O pátio foi dividido em 40 subáreas com capacidade para 100.000 toneladas de minério cada.
Berços de atracação	Dois berços. Sendo que no berço 1 podem ser carregados dois navios simultaneamente.
Equipamentos	Cinco viradores de vagão, quatro recuperadoras de minério, três recuperadoras/empilhadeiras (equipamento que realiza as duas funções) e oito empilhadeiras. No terminal em estudo existe aproximadamente 50km de correias transportadoras. Cada rota utiliza um ou vários segmentos de correia. Portanto, no total, incluindo as correias e demais máquinas, foi considerado que o terminal portuário manipula 50 equipamentos.
α_{pt}	2 (duas unidades monetárias)
β_{npt}	10 (dez unidades monetárias para o berço 1), 50 (cinquenta unidades monetárias para o berço número 2).
$\gamma_{pp't}^s$	10 (dez unidades monetárias)
$\lambda_{pp'}$	Baseado no seguinte cálculo: 0.01 (unidade monetária) $\times p - p' $, onde $ p - p' $ representa o desvio de qualidade entre os produtos p e p' .
σ^r	0.01 (unidade monetária) $\times$ comprimento da rota r .

Os valores dos parâmetros foram obtidos por meio de entrevistas realizadas com os operadores de um terminal portuário brasileiro. Como exemplo, a penalidade em não atender a demanda do berço 2 é 5 vezes maior que em não atender no berço 1, pois, no terminal em consideração, navios maiores são atracados no berço 2 e a multa relacionada ao atraso no seu carregamento é maior. Da mesma forma, a penalidade em não atender a oferta é menor que o não atendimento da demanda, pois as multas relacionadas ao atraso no carregamento do navio são maiores que o atraso na recepção (oferta).

Com relação aos valores de oferta e demanda que devem ser atendidos em cada período, estes valores foram gerados aleatoriamente, mas baseados nos volumes de produtos carregados e descarregados no terminal portuário a cada período de 12 horas. Para os experimentos descritos a seguir, além dos parâmetros da tabela 7.1, foram produzidas instâncias variando a capacidade dos equipamentos, o número de rotas e o estoque inicial do pátio.

7.2 Descrição das instâncias e resultados

Foram construídos três conjuntos de instâncias: Para o primeiro conjunto (Instâncias do Tipo 1), foi considerado que qualquer um dos P produtos disponíveis pode ser

alocado em qualquer uma das subáreas. Já para o segundo conjunto (Tipo 2), o total de produtos foi dividido em dois subconjuntos: O primeiro subconjunto de produtos pode ficar armazenado em qualquer subárea dos pátios 1 e 2, e o segundo subconjunto, nas subáreas dos pátios 3 e 4. Por último, para o terceiro conjunto (Instâncias Tipo 3), os produtos foram divididos em 4 subconjuntos e alocados para cada um dos 4 pátios. Observe que, independente do conjunto de instâncias, a restrição (4.7) garante que apenas um produto pode ficar armazenado em uma subárea por período. Para todos os experimentos deste capítulo, a duração de cada período é de 12 horas.

A coluna Instância em cada uma das tabelas representa o número da instância, a quantidade de períodos e o número de produtos manipulados. Como exemplo, a instância: 03-08P05Prod equivale a instância de número 3 e a um horizonte de planejamento de 8 períodos, em que são manipulados cinco produtos diferentes. As colunas Z_{LS_1} e Z_{LI_1} fornecem os limites superior e inferior (melhor limite) obtidos com o algoritmo de branch and cut do solver CPLEX. A coluna GAP_1 , fornece o GAP: $GAP = 100(Z_{LS_1} - Z_{LI_1})/Z_{LS_1}$. Com relação ao procedimento de geração de colunas e as heurísticas, a coluna Z_{LI_2} fornece o valor da solução ótima do PMLR, Z_{LS_2} o valor da solução inteira do PMLR (conversão das variáveis relaxadas para inteiro e resolução no solver), Z_{LS_3} o limite superior obtido com a resolução da heurística HFB (Capítulo 6, seção 6.3.1) e Z_{LS_4} o limite superior obtido com a heurística hierárquica (Capítulo 5, com o uso das restrições baseadas em cliques maximais, seção 5.4.2). Por último, GAP_2 , GAP_3 e GAP_4 fornecem o gap : $GAP_2 = 100(Z_{LS_2} - Z_{LI_2})/Z_{LS_2}$, $GAP_3 = 100(Z_{LS_3} - Z_{LI_2})/Z_{LS_3}$ e $GAP_4 = 100(Z_{LS_4} - Z_{LI_2})/Z_{LS_4}$. Sobre o algoritmo de Branch and Price, as colunas Z_{LS_5} e Z_{LI_3} fornecem, respectivamente, o valor do melhor limite superior e inferior encontrados. O limite superior inicial fornecido para o B&P é o melhor limite entre $(Z_{LS_2}, Z_{LS_3}$ e $Z_{LS_4})$. GAP_5 apresenta o gap : $GAP_5 = 100(Z_{LS_5} - Z_{LI_3})/Z_{LS_5}$, Por último, $t(s)_1$, $t(s)_2$, $t(s)_3$, $t(s)_4$, $t(s)_5$ e $t(s)_6$ representam o tempo de processamento em segundos para a obtenção dos limites: Z_{LS_1} , Z_{LI_2} , Z_{LS_2} , Z_{LS_3} , Z_{LS_4} e Z_{LS_5} , respectivamente.

Os experimentos foram realizados em um computador Intel(R) Core(TM) i7 CPU 980 com 6 núcleos e 24GB de memória RAM, com a versão 12.5 do solver CPLEX. O subproblema de pricing foi paralelizado com o uso da API *OpenMp*. Para todas as instâncias, foi definido um tempo limite de 12 horas. Nas tabelas seguintes, o caracter (-) representa instâncias em que o solver não conseguiu obter uma solução para o PPSFP por falta de memória e os valores em negrito correspondem ao melhor limite superior encontrado. As seções seguintes descrevem as características das instâncias e os resultados obtidos com o uso do solver CPLEX e com os algoritmos projetados nesta tese.

7.2.1 Bateria 1: Experimentos com 110 rotas e capacidade entre 8.000 e 12.000 t/h

Para os experimentos descritos a seguir, a capacidade dos equipamentos variou entre 8.000 e 12.000 t/h. Foram consideradas 110 rotas no terminal e o estoque inicial de produtos no pátio ficou em 30% da capacidade do pátio.

Tabela 7.2. CPLEX - Instâncias com 110 rotas, capacidade entre 8.000 e 12.000 t/h

Tipo	Instância	CPLEX			
		Z_{LS_1}	$t(s)_1$	Z_{LI_1}	GAP_1
1	01-04P05Prod	68,27	217,00	68,27	0,00
	02-04P10Prod	82,23	1684,00	82,23	0,00
	03-08P05Prod	128,61	2587,00	128,61	0,00
	04-08P10Prod	362,66	18004(-)	149,15	58,87
	05-15P05Prod	244,16	18450,00	242,26	0,77
	06-15P10Prod	-	-	-	-
	07-15P15Prod	-	-	-	-
	08-15P20Prod	-	-	-	-
	09-20P05Prod	-	-	-	-
	10-20P10Prod	-	-	-	-
	11-20P15Prod	-	-	-	-
	12-20P20Prod	-	-	-	-
2	13-04P05Prod	73,72	28,00	73,72	0,00
	14-04P10Prod	89,38	206,00	89,38	0,00
	15-08P05Prod	137,75	157,00	137,75	0,00
	16-08P10Prod	160,86	2665,00	160,86	0,00
	17-15P05Prod	256,82	1969,00	256,82	0,00
	18-15P10Prod	-	-	-	-
	19-15P15Prod	-	-	-	-
	20-15P20Prod	-	-	-	-
	21-20P05Prod	361,28	2551,00	361,28	0,00
	22-20P10Prod	-	-	-	-
	23-20P15Prod	-	-	-	-
	24-20P20Prod	-	-	-	-
3	25-04P05Prod	78,01	11,00	78,01	0,00
	26-04P10Prod	103,29	46,00	103,29	0,00
	27-08P05Prod	147,11	41,00	147,11	0,00
	28-08P10Prod	175,84	424,00	175,84	0,00
	29-15P05Prod	275,13	295,00	275,13	0,00
	30-15P10Prod	362,39	3282,00	362,39	0,00
	31-15P15Prod	804,98	18020(-)	541,11	32,78
	32-15P20Prod	-	-	-	-
	33-20P05Prod	383,83	512,00	383,83	0,00
	34-20P10Prod	785,48	6844(-)	569,05	27,55
	35-20P15Prod	-	-	-	-
	36-20P20Prod	-	-	-	-

Com base nos resultados da Tabela 7.2, pode-se perceber que encontrar uma solução para o modelo integrado, por meio de pacotes de otimização, é inviável. Das

20 instâncias em que o solver conseguiu produzir um limite superior, em apenas 16 instâncias foi possível obter a solução ótima. Para outras 16 instâncias, o solver foi incapaz de produzir qualquer limite por falta de memória. Quando, em cada subárea, a faixa de produtos disponíveis para armazenamento é reduzida, a complexidade e o tamanho dos problemas são reduzidos. Desta forma, o solver consegue fornecer soluções para mais instâncias e em menor tempo. Este fenômeno pode ser observado na Tabela 7.2. Para as instâncias do tipo 1, foram encontradas três soluções ótimas, para o tipo 2, seis instâncias, e, para o tipo 3, o solver conseguiu provar a otimalidade para sete instâncias. Também foi possível verificar uma variação no custo total das operações no terminal. Como exemplo, para as instâncias 1, 13 e 25, em que a única alteração na instância é a restrição de alocação de determinados produtos por subárea, o valor do limite superior foi, respectivamente: 68,27, 73,72 e 78,01. Ou seja, quanto maior é a restrição de produtos alocados por subárea, maior é o custo total. Uma explicação para este comportamento está relacionado justamente com a restrição de produtos que podem ser alocados. Com esta restrição, torna-se necessário selecionar rotas mais caras para fazer o transporte dos produtos.

Tabela 7.3. Limite Superior: Instâncias com 110 rotas e capacidade entre 8.000 e 12.000 t/h

Tipo	Instância	Geração de colunas					Heurística - HFB				Abord. Hierárquica			
		Z_{LI_2}	$t(s)_2$	Z_{LS_2}	$t(s)_3$	GAP_2	Z_{LS_3}	$t(s)_4$	GAP_3	Z_{LS_4}	$t(s)_5$	GAP_4		
	01-04P05Prod	67,55	6,00	73,34	0,00	7,90	68,29	10,00	1,09	68,27	14,00	1,06		
	02-04P10Prod	77,32	28,00	125,33	7,00	38,31	91,28	89,00	15,29	87,45	14,00	11,58		
	03-08P05Prod	125,69	10,00	164,56	3,00	23,62	139,26	33,00	9,75	129,03	36,00	2,59		
	04-08P10Prod	141,87	39,00	256,92	79,00	44,78	220,23	174,00	35,58	150,45	41,00	5,70		
	05-15P05Prod	234,13	18,00	343,72	351,00	31,88	273,97	69,00	14,54	254,34	111,00	7,95		
1	06-15P10Prod	298,25	92,00	814,65	845,00	63,39	369,19	418,00	19,22	375,67	213,00	20,61		
	07-15P15Prod	440,13	614,00	1029,89	1089,00	57,26	634,58	1507,00	30,64	598,76	2264,00	26,49		
	08-15P20Prod	530,96	526,00	1573,96	1382,00	66,27	783,46	3052,00	32,23	794,28	5467,00	33,15		
	09-20P05Prod	331,74	20,00	494,22	821,00	32,88	403,66	108,00	17,82	346,28	673,00	4,20		
	10-20P10Prod	480,14	120,00	1663,92	1186,00	71,14	613,56	644,00	21,74	513,21	2636,00	6,44		
	11-20P15Prod	612,23	417,00	11304,00	1625,00	94,58	934,34	2345,00	34,48	867,78	3867,00	29,45		
	12-20P20Prod	680,16	826,00	2789,68	3636,00	75,62	1131,91	4621,00	39,91	1234,45	5445,00	44,90		
	13-04P05Prod	73,45	3,00	79,81	0,00	7,97	73,72	3,00	0,37	78,00	13,00	5,83		
	14-04P10Prod	86,54	15,00	210,32	0,00	58,85	99,18	35,00	12,74	103,36	14,00	16,27		
	15-08P05Prod	137,03	3,00	154,67	0,00	11,40	144,40	9,00	5,10	147,11	41,00	6,85		
	16-08P10Prod	155,76	15,00	213,32	1,00	26,98	175,95	42,00	11,47	162,04	31,00	3,88		
	17-15P05Prod	254,53	7,00	275,58	0,00	7,64	285,13	19,00	10,73	280,16	87,00	9,15		
2	18-15P10Prod	321,76	24,00	425,64	9,00	24,41	363,47	97,00	11,48	354,31	95,00	9,19		
	19-15P15Prod	461,89	81,00	732,69	60,00	36,96	662,59	380,00	30,29	607,78	110,00	24,00		
	20-15P20Prod	555,41	255,00	1398,06	200,00	60,27	890,34	1001,06	37,62	796,45	1454,00	30,26		
	21-20P05Prod	357,78	9,00	388,99	3,00	8,02	404,51	31,00	11,55	371,44	143,00	3,68		
	22-20P10Prod	507,79	42,00	700,80	19,00	27,54	573,95	158,00	11,53	570,50	150,00	10,99		
	23-20P15Prod	641,92	99,00	980,12	716,00	34,51	853,05	710,00	24,75	812,87	647,00	21,03		
	24-20P20Prod	714,18	189,00	1196,56	768,00	40,31	1027,44	1571,00	30,49	956,78	3457,00	25,36		
	25-04P05Prod	77,94	2,00	78,35	0,00	0,52	78,08	2,00	0,18	78,01	20,00	0,09		
	26-04P10Prod	100,59	5,00	114,12	0,00	11,86	111,48	14,00	9,77	103,29	16,00	2,61		
	27-08P05Prod	146,98	2,00	149,56	2,00	1,73	147,11	4,00	0,09	147,11	31,00	0,09		
	28-08P10Prod	170,41	12,00	244,12	12,00	30,19	183,91	15,00	7,34	180,68	46,00	5,68		
	29-15P05Prod	274,54	5,00	280,45	3,00	2,11	275,13	9,00	0,21	275,13	121,00	0,21		
3	30-15P10Prod	350,31	15,00	458,85	150,00	23,65	372,43	39,00	5,94	362,39	87,00	3,33		
	31-15P15Prod	509,26	46,00	865,77	754,00	41,18	621,61	197,00	18,07	656,78	621,00	22,46		
	32-15P20Prod	587,68	47,00	1087,90	719,00	45,98	741,91	3224,00	20,79	687,34	987,00	14,50		
	33-20P05Prod	382,62	6,00	390,56	14,00	2,03	383,83	11,00	0,32	383,83	189,00	0,32		
	34-20P10Prod	553,18	18,00	719,98	728,00	23,17	601,46	80,00	8,03	598,34	162,00	7,55		
	35-20P15Prod	703,22	61,00	1034,80	917,00	32,04	919,33	306,00	23,51	878,45	2125,00	19,95		
	36-20P20Prod	761,28	107,00	2337,25	948,00	67,43	1146,58	5546,00	33,60	1056,45	3234,00	27,94		

Com relação à abordagem baseada em geração de colunas (Tabela 7.3), a mesma foi mais competitiva que o solver: Foi possível calcular os limites superior e inferior para todas as instâncias em menos tempo. Com relação às heurísticas para cálculo do limite superior, a heurística baseada na abordagem hierárquica foi a que produziu os melhores resultados para praticamente todas as instâncias. Apenas para sete instâncias a heurística hierárquica apresentou um limite superior mais fraco (instâncias: 06, 08, 12, 13, 14, 15 e 31). Nestes casos, a heurística HFB conseguiu produzir um limite superior melhor. Com relação aos tempos para obter os limites, as duas heurísticas apresentaram valores semelhantes.

As Figuras 7.1, 7.2 e 7.3 apresentam uma comparação entre a qualidade da solução para os três tipos de instâncias. Em todos os casos, a abordagem hierárquica foi a que produziu os melhores resultados, seguindo da heurística HFB.

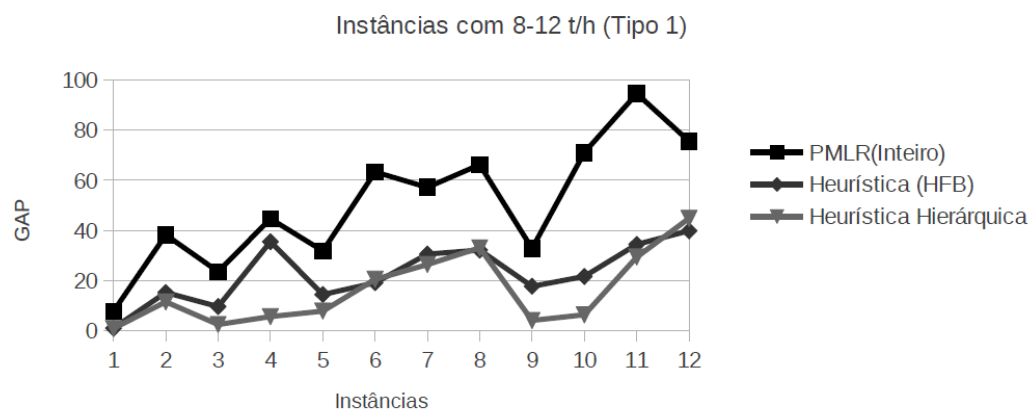


Figura 7.1. Qualidade dos limites entre as Heurísticas - Instâncias Tipo 1

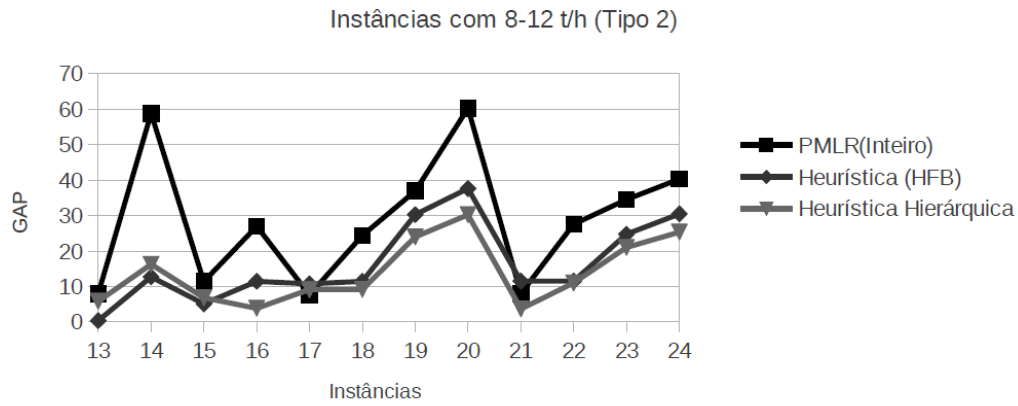


Figura 7.2. Qualidade dos limites entre as Heurísticas - Instâncias Tipo 2

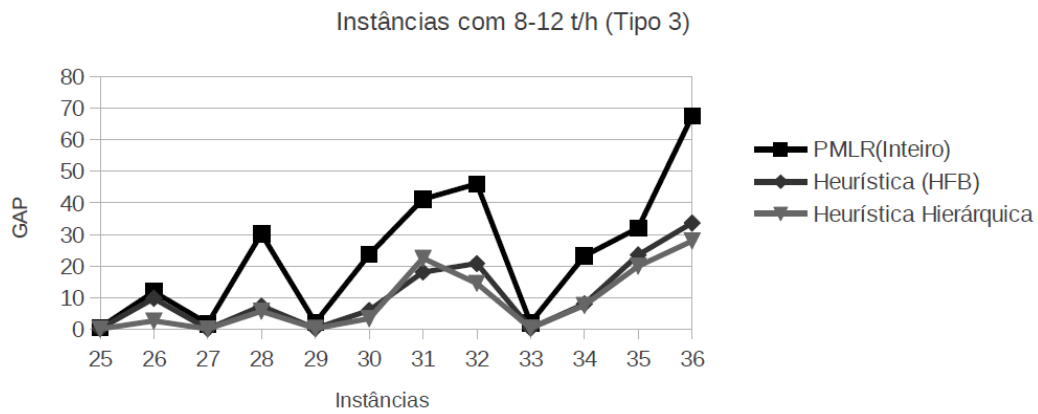


Figura 7.3. Qualidade dos limites entre as Heurísticas - Instâncias Tipo 3

Para avaliar a influência dos custos associados a troca de produtos nas subáreas (parâmetro $\gamma_{pp't}^s$), as Tabelas 7.4 e 7.5 apresentam os resultados para as instâncias de Tipo 1, considerando os custos de 20 e de 40 unidades monetárias para a troca de produtos.

Tabela 7.4. 110 rotas, capacidade entre 8.000 e 12.000 t/h e custo com troca de produtos na subárea em 20.

Tipo	Instância	Geração de colunas					Heurística - HFB		
		Z_{LI_2}	$t(s)_2$	Z_{LS_2}	$t(s)_3$	GAP_2	Z_{LS_3}	$t(s)_4$	GAP_3
	01-04P05Prod	67,83	6,00	87,37	0,00	22,36	68,39	11,00	0,82
	02-04P10Prod	77,44	53,00	144,24	3,00	46,31	102,02	117,00	24,09
	03-08P05Prod	125,96	11,00	152,71	9,00	17,51	148,86	34,00	15,39
	04-08P10Prod	141,92	45,00	279,14	239,00	49,16	269,91	174,00	47,42
	05-15P05Prod	234,13	18,00	318,87	96,00	26,58	283,84	78,00	17,52
1	06-15P10Prod	298,25	91,00	4705,41	789,00	93,66	429,19	329,00	30,51
	07-15P15Prod	440,25	210,00	16161,70	886,00	97,28	805,35	1513,00	45,33
	08-15P20Prod	531,16	469,00	12056,20	1575,00	95,59	1080,48	3464,00	50,84
	09-20P05Prod	332,01	22,00	484,49	843,00	31,47	505,10	131,00	34,27
	10-20P10Prod	480,27	146,00	5941,84	905,00	91,92	725,23	730,00	33,78
	11-20P15Prod	612,38	326,00	12450,20	1729,00	95,08	1105,73	1875,00	44,62
	12-20P20Prod	680,36	921,00	3400,78	3565,00	79,99	1539,13	5196,00	55,80

Tabela 7.5. 110 rotas, capacidade entre 8.000 e 12.000 t/h e custo com troca de produtos na subárea em 40.

Tipo	Instância	Geração de colunas					Heurística - HFB		
		Z_{LI_2}	$t(s)_2$	Z_{LS_2}	$t(s)_3$	GAP_2	Z_{LS_3}	$t(s)_4$	GAP_3
	01-04P05Prod	67,88	7,00	73,16	1,00	7,22	68,39	13,00	0,75
	02-04P10Prod	77,49	35,00	178,62	2,00	56,62	121,21	124,00	36,07
	03-08P05Prod	125,98	9,00	146,93	8,00	14,26	168,86	31,00	25,40
	04-08P10Prod	141,99	43,00	488,72	98,00	70,95	309,46	227,00	54,12
	05-15P05Prod	234,42	16,00	352,13	332,00	33,43	284,21	75,00	17,52
1	06-15P10Prod	298,44	91,00	777,88	845,00	61,63	549,19	370,00	45,66
	07-15P15Prod	440,27	260,00	16468,00	1113,00	97,33	1185,69	1868,00	62,87
	08-15P20Prod	531,56	744,00	3870,82	1409,00	86,27	1675,44	3457,00	68,27
	09-20P05Prod	332,03	22,00	453,65	795,00	26,81	668,78	130,00	50,35
	10-20P10Prod	480,34	123,00	2909,27	1170,00	83,49	831,93	737,00	42,26
	11-20P15Prod	612,40	330,00	3645,18	1734,00	83,20	1645,36	1812,00	62,78
	12-20P20Prod	680,76	981,00	13958,10	3622,00	95,12	2246,04	4803,00	69,69

Embora a solução ótima do PLMR (limite inferior) tenha sofrido pouca alteração, (coluna Z_{LI_2} nas Tabelas 7.3, 7.4 e 7.5. Os limites superiores obtidos foram piores com o aumento do custo com a troca de produtos. Estes resultados ficam mais claros ao se analisar os gráficos da Figura 7.4.

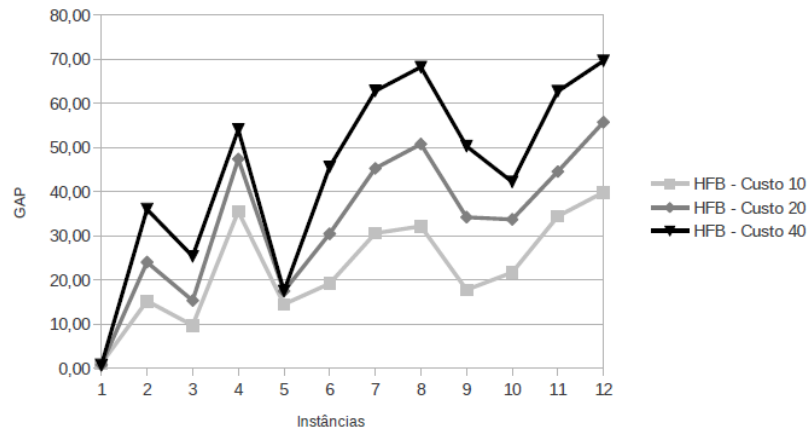


Figura 7.4. GAP x Custo com troca de produtos na subárea (Heurística HFB)

Com base na Figura 7.4 é possível perceber que quanto maior é o valor atribuído ao parâmetro $\gamma_{pp't}^s$, maior é o valor do GAP de integralidade. Uma das justificativas para este comportamento é que ao integralizar as variáveis de alocação de produtos (f_{pt}^s), muitas trocas de produtos acontecem transferindo produtos de uma subárea para outra, o que aumenta a influência do custo de troca ($\gamma_{pp't}^s$) na função objetivo do PPSFP.

Já a Figura 7.5 apresenta o tempo computacional transcorrido para obter os limites. Para os três valores atribuídos ao parâmetro $\gamma_{pp't}^s$, o tempo computacional transcorrido foi praticamente o mesmo para as instâncias.

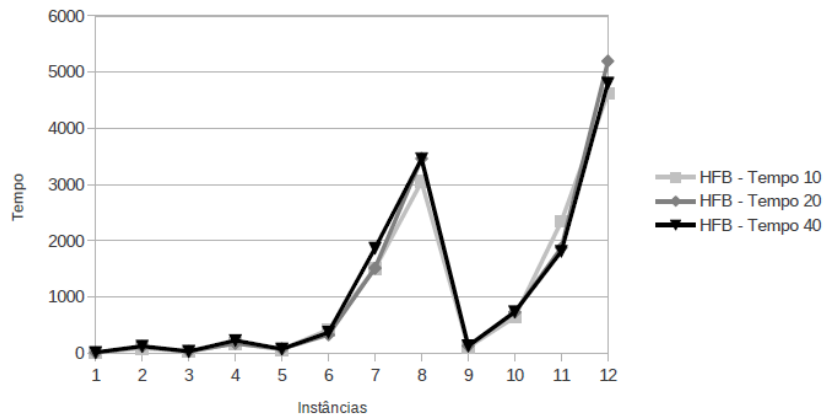


Figura 7.5. Tempo x Custo com troca de produtos na subárea (Heurística HFB)

A Figura 7.6 compara os custos obtidos considerando os três tipos de instâncias. Com base nesta figura, é possível perceber que as instâncias do tipo 3 foram as que apresentaram um custo maior, seguida das instâncias de tipo 2. Quanto maior a

restrição de produtos alocados por subárea, torna-se necessário a seleção de rotas mais caras para o transporte dos produtos, tornando o custo maior.

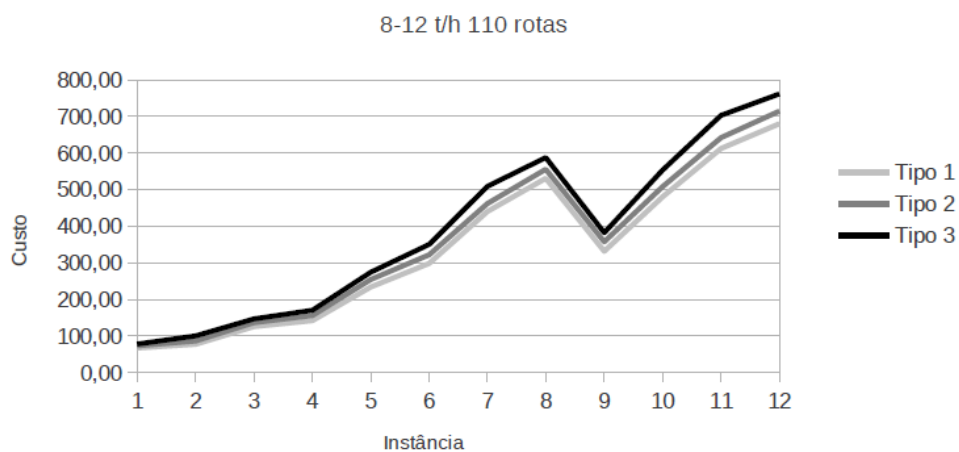


Figura 7.6. Custo x Tipo de Instância

Para melhorar os limites, tanto inferior como superior, a Tabela seguinte (7.6) descreve os resultados obtidos com a utilização do algoritmo de Branch and Price apresentado no Capítulo 6.

Tabela 7.6. Branch and Price - Instâncias com 110 rotas, capacidade entre 8.000 e 12.000 t/h

Tipo	Instância	Branch and Price			
		Z_{LS_5}	$t(s)_5$	Z_{LI_3}	GAP_5
1	01-04P05Prod	68,27	27,00	68,27	0,00
	02-04P10Prod	82,23	2823,00	82,21	0,02
	03-08P05Prod	128,61	2435,00	128,57	0,03
	04-08P10Prod	150,45	12h	147,22	2,15
	05-15P05Prod	244,16	12h	240,64	1,44
	06-15P10Prod	369,19	12h	303,04	17,92
	07-15P15Prod	580,37	12h	448,90	22,65
	08-15P20Prod	698,34	12h	538,82	22,84
	09-20P05Prod	346,28	12h	336,13	2,93
	10-20P10Prod	513,21	12h	485,15	5,47
	11-20P15Prod	773,20	12h	617,28	20,17
	12-20P20Prod	876,23	12h	694,16	20,78
2	13-04P05Prod	73,72	11,00	73,72	0,00
	14-04P10Prod	89,38	539,00	89,37	0,01
	15-08P05Prod	137,75	87,00	137,72	0,02
	16-08P10Prod	160,86	9551,00	160,86	0,00
	17-15P05Prod	256,82	482,00	256,76	0,02
	18-15P10Prod	338,38	12h	332,84	1,64
	19-15P15Prod	547,12	12h	468,09	14,44
	20-15P20Prod	717,08	12h	567,63	20,84
	21-20P05Prod	361,28	681,00	361,22	0,02
	22-20P10Prod	555,61	12h	512,73	7,72
	23-20P15Prod	767,99	12h	647,36	15,71
	24-20P20Prod	897,79	12h	724,99	19,25
3	25-04P05Prod	78,01	17,00	78,01	0,00
	26-04P10Prod	103,29	120,00	103,29	0,00
	270-8P05Prod	147,11	113,00	147,07	0,03
	28-08P10Prod	175,84	3701,00	175,80	0,02
	29-15P05Prod	275,13	21,00	275,11	0,01
	30-15P10Prod	362,39	12h	354,73	2,11
	31-15P15Prod	621,61	12h	567,00	8,79
	32-15P20Prod	621,00	12h	598,00	3,70
	33-20P05Prod	383,83	167,00	383,74	0,02
	34-20P10Prod	570,46	12h	563,43	1,23
	35-20P15Prod	851,62	12h	710,50	16,57
	36-20P20Prod	945,00	12h	763,53	19,20

De acordo com os resultados da Tabela 7.6, o algoritmo de B&P conseguiu provar a otimalidade ou obteve um GAP de até 0.03% para 15 instâncias. Para as demais instâncias, o algoritmo de B&P foi executado por 12 horas e os melhores limites inferior e superior foram recuperados. Considerando as instâncias de grande porte, os resultados atingiram a faixa de 22% de GAP. Cabe ressaltar que, para as instâncias

de tipo 1, como não existe restrição de produtos por subárea, o fenômeno da simetria é muito forte e afeta o desempenho do algoritmo de B&P. Para os demais experimentos, nos quais foi reduzido este fenômeno (instâncias tipo 2 e 3 da tabela 7.6), o algoritmo de B&P mostrou-se mais eficaz.

7.2.2 Bateria 2: Experimentos com 110 rotas e capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h

Para os experimentos que serão discutidos a seguir (7.7, 7.8 e 7.9), a única alteração feita nas instâncias foi aumentar a capacidade dos equipamentos que fazem o transporte dos produtos. Desta forma, uma maior quantidade de produtos pode ser transportada por hora.

Tabela 7.7. CPLEX - Instâncias com 110 rotas, capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h

Tipo	Instância	CPLEX			
		Z_{LS_1}	$t(s)_1$	Z_{LI_1}	GAP_1
1	37-04P10Prod	64,53	1.106,00	64,53	0,00
	38-08P10Prod	157,77	28.137,00(-)	115,44	26,83
	39-15P10Prod	-	-	-	-
	40-15P15Prod	-	-	-	-
	41-20P10Prod	-	-	-	-
	42-20P15Prod	-	-	-	-
2	43-04P10Prod	69,43	184,00	69,43	0,00
	44-08P10Prod	124,15	2.243,00	124,15	0,00
	45-15P10Prod	-	-	-	-
	46-15P15Prod	-	-	-	-
	47-20P10Prod	-	-	-	-
	48-20P15Prod	-	-	-	-
3	49-04P10Prod	78,15	52,00	78,15	0,00
	50-08P10Prod	133,34	284,00	133,34	0,00
	51-15P10Prod	284,89	2933	284,89	0,00
	52-15P15Prod	778,33	13093(-)	460,79	40,80
	53-20P10Prod	-	-	-	-
	54-20P15Prod	-	-	-	-

Com relação aos resultados da Tabela 7.7, é possível perceber que o CPLEX continua com grande dificuldade em resolver as instâncias. Para a maioria das instâncias, o solver não obteve nenhum limite. Com a possibilidade de entregar mais produtos por hora, o custo total diminuiu, mas a dificuldade em solucionar os problemas permanece.

Para os resultados obtidos com as heurísticas para gerar um limite superior (Tabela 7.8), houve uma melhora na qualidade de alguns limites (quando comparados com os resultados da Tabela 7.3). Cabe ressaltar também que, neste grupo de instâncias, o limite superior produzido pela heurística hierárquica foi melhor em todas as instâncias, quando comparado com os limites produzidos pelas outras duas heurísticas. Os tempos para obter os limites também apresentaram valores semelhantes. A seguir, são descritos os resultados computacionais aplicando o algoritmo de Branch and Price.

Tabela 7.9. Branch and Price - Instâncias com 110 rotas, capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h

Tipo	Instância	Branch and Price			
		Z_{LS_5}	$t(s)_5$	Z_{LI_3}	GAP_5
1	37-04P10Prod	64,53	3732,00	64,53	0,00
	38-08P10Prod	116,67	12h	114,74	1,65
	39-15P10Prod	275,77	12h	248,07	10,04
	40-15P15Prod	399,30	12h	386,97	3,09
	41-20P10Prod	422,16	12h	409,60	2,98
	42-20P15Prod	663,60	12h	542,06	18,32
2	43-04P10Prod	69,43	431,00	69,41	0,03
	44-08P10Prod	124,15	5745,00	124,12	0,03
	45-15P10Prod	267,89	12h	267,81	0,03
	46-15P15Prod	412,22	12h	404,72	1,82
	47-20P10Prod	437,14	12h	430,01	1,63
	48-20P15Prod	574,16	12h	564,86	1,62
3	49-04P10Prod	78,15	29,00	78,14	0,01
	50-08P10Prod	133,34	347,00	133,34	0,00
	51-15P10Prod	284,89	4587	284,89	0,00
	52-15P15Prod	469,37	12h	436,65	6,97
	53-20P10Prod	467,02	12h	461,90	1,10
	54-20P15Prod	641,93	12h	602,29	6,18

Os resultados com o algoritmo de Branch and Price também foram melhores. Os experimentos descritos na (Tabela 7.9) mostram uma melhoria nos valores dos limite superior e inferior. Para este conjunto de experimentos, o pior GAP encontrado foi para a instância 42, que ficou em 18,32%. Com o aumento na capacidade dos equipamentos, mais produtos podem ser transferidos por hora, facilitando o atendimento da oferta e demanda e reduzindo a complexidade do problema.

A Figura 7.7 compara os custos considerando as instâncias da Bateria 1, cuja capacidade dos equipamentos variou entre 8.000 e 12.000 t/h, com as instâncias da Bateria 2 (capacidades entre 12.000 e 16.000 t/h). Foi considerado nesta análise apenas as instâncias do Tipo 1. É possível perceber uma redução dos custos para as

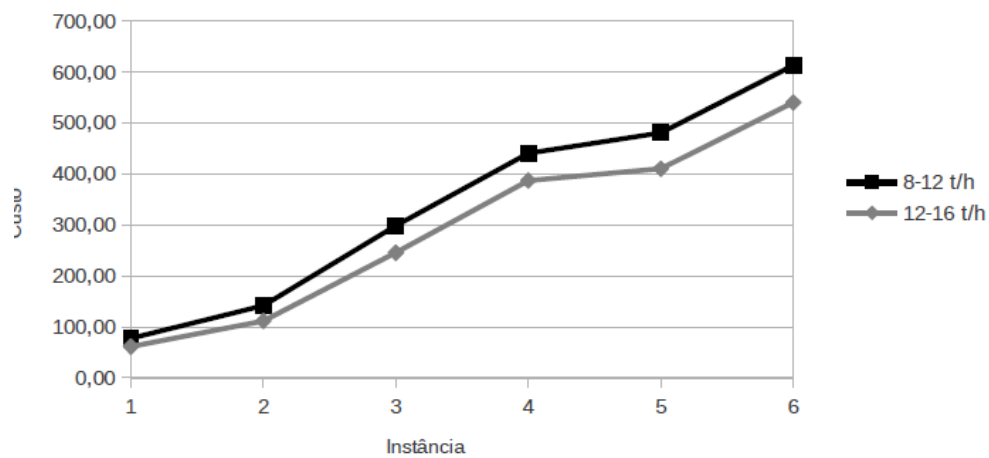


Figura 7.7. Custo x Capacidade dos equipamentos

instâncias em que os equipamentos apresentam maior capacidade. Nestes casos, uma maior quantidade de produtos pode ser transportada por unidade de tempo, reduzindo o custo total.

7.2.3 Bateria 3: Experimentos com 150 rotas e capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h

Para os experimentos que serão discutidos a seguir (7.10, 7.11 e 7.12), as alterações foram no aumento no número de rotas disponíveis para o transporte dos produtos e a capacidade dos equipamentos. Nestas instâncias, foram incluídas mais 40 rotas para transporte.

Com o aumento do número de rotas, encontrar uma solução para o PPSFP tornou-se mais difícil. Para os experimentos do tipo 1, apenas em uma instância o solver conseguiu encontrar uma solução (instância de número 55). Considerando instâncias do tipo 2, em que as combinações de subárea e produtos são menores, foram possíveis soluções pelo solver para duas instâncias (61 e 62). Sendo que, para a instância de número 62, foi possível apenas obter uma solução viável com GAP de 19,66%. Por último, para o terceiro tipo, foram encontradas três soluções ótimas (números 67, 68 e 69).

Tabela 7.10. CPLEX - Instâncias com 150 rotas, capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h

Tipo	Instância	CPLEX			
		Z_{LS_1}	$t(s)_1$	Z_{LI_1}	GAP_1
1	55-04P10Prod	64,53	1.257,00	64,53	0,00
	56-08P10Prod	-	-	-	-
	57-15P10Prod	-	-	-	-
	58-15P15Prod	-	-	-	-
	59-20P10Prod	-	-	-	-
	60-20P15Prod	-	-	-	-
2	61-04P10Prod	68,50	618,00	68,50	0,00
	62-08P10Prod	152,93	10508(-)	122,86	19,66
	63-15P10Prod	-	-	-	-
	64-15P15Prod	-	-	-	-
	65-20P10Prod	-	-	-	-
	66-20P15Prod	-	-	-	-
3	67-04P10Prod	77,35	225,00	77,35	0,00
	68-08P10Prod	132,49	5.813,00	132,49	0,00
	69-15P10Prod	284,07	15.962,00	284,07	0,00
	70-15P15Prod	-	-	-	-
	71-20P10Prod	-	-	-	-
	72-20P15Prod	-	-	-	-

Tabela 7.11. Limite Superior: Instâncias com 150 rotas e capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h

Tipo	Instância	Geração de colunas				Heurística - HFB				Abord. Hierárquica			
		Z_{LI_2}	$t(s)_2$	Z_{LS_2}	$t(s)_3$	GAP_2	Z_{LS_3}	$t(s)_4$	GAP_3	Z_{LS_4}	$t(s)_5$	GAP_4	
1	55-04P10Prod	60,76	52,00	92,42	5,00	34,26	73,16	146,00	16,94	72,34	231,00	16,01	
	56-08P10Prod	110,77	72,00	4317,41	21,00	97,43	145,81	378,00	24,04	116,12	37,00	4,61	
	57-15P10Prod	244,33	231,00	438,96	774,00	44,34	363,32	1001,00	32,75	254,01	986,00	3,81	
	58-15P15Prod	386,14	695,00	1025,44	987,00	62,34	535,74	2490,00	27,92	540,23	2133,00	28,52	
	59-20P10Prod	409,09	280,00	10888,00	850,00	96,24	544,07	1038,00	24,81	437,36	1957,00	6,46	
	60-20P15Prod	538,02	1685,00	2445,24	1844,00	78,00	752,38	3153,00	28,49	768,32	2487,00	29,97	
2	61-04P10Prod	67,65	36,00	96,90	1,00	30,19	78,37	60,00	13,68	68,50	16,00	1,24	
	62-08P10Prod	121,55	31,00	274,10	7,00	55,66	153,23	107,00	20,68	122,93	38,00	1,13	
	63-15P10Prod	261,80	77,00	355,38	51,00	26,33	325,23	308,00	19,50	265,61	117,00	1,43	
	64-15P15Prod	403,51	179,00	594,51	696,00	32,13	538,83	936,00	25,11	409,79	419,00	1,53	
	65-20P10Prod	430,12	77,00	576,83	256,00	25,43	527,21	420,00	18,42	435,73	256,00	1,29	
	66-20P15Prod	561,98	236,00	1007,11	740,00	44,20	730,69	1304,00	23,09	674,64	1553,00	16,70	
3	67-04P10Prod	76,60	12,00	227,53	1,00	66,33	77,39	26,00	1,03	77,35	13,00	0,97	
	68-08P10Prod	130,10	20,00	193,76	1,00	32,86	141,53	39,00	8,07	132,49	39,00	1,80	
	69-15P10Prod	278,44	36,00	365,53	4,00	23,83	288,83	97,00	3,60	284,07	107,00	1,98	
	70-15P15Prod	433,05	66,00	653,96	74,00	33,78	561,07	459,00	22,82	570,45	845,00	24,09	
	71-20P10Prod	457,96	52,00	20820,60	12,00	97,80	477,25	121,00	4,04	467,29	161,00	2,00	
	72-20P15Prod	599,26	90,00	913,75	683,00	34,42	827,26	567,00	27,56	845,67	998,00	29,14	

Considerando as heurísticas para o cálculo do limite superior, os resultados foram semelhantes aos experimentos com 100 rotas. As heurísticas também forneceram gaps semelhantes. A abordagem hierárquica também superou as demais heurísticas. Em apenas 4 instâncias a heurística HFB foi melhor (instâncias 58, 60, 70 e 72). Cabe ressaltar que, para a instância de número 62, a heurística hierárquica encontrou um limite superior melhor que o obtido pelo solver (que teve a resolução abortada por falta de memória). Os gaps foram 1,13% para a hierárquica e 19,66% para o solver (Tabela 7.10).

Tabela 7.12. Branch and Price - Instâncias com 150 rotas, capacidade entre 12.000 e 16.000 t/h

Tipo	Instância	Branch and Price			
		Z_{LS_5}	$t(s)_5$	Z_{LI_3}	GAP_5
1	55-04P10Prod	64,53	15659,00	64,53	0,00
	56-08P10Prod	116,12	12h	114,04	1,79
	57-15P10Prod	254,01	12h	244,68	3,67
	58-15P15Prod	475,28	12h	389,39	18,07
	59-20P10Prod	437,36	12h	413,56	5,44
	60-20P15Prod	752,38	12h	540,12	28,21
2	61-04P10Prod	68,50	1037,00	68,48	0,03
	62-08P10Prod	122,93	4653,00	122,93	0,00
	63-15P10Prod	265,61	12h	265,19	0,16
	64-15P15Prod	409,79	12h	404,27	1,35
	65-20P10Prod	435,73	12h	434,78	0,22
	66-20P15Prod	630,23	12h	563,57	10,58
3	67-04P10Prod	77,35	80,00	77,34	0,01
	68-08P10Prod	132,49	422,00	132,47	0,01
	69-15P10Prod	284,07	12h	280,44	1,28
	70-15P15Prod	451,78	12h	447,56	0,93
	71-20P10Prod	467,29	12h	462,30	1,07
	72-20P15Prod	700,85	12h	601,03	14,24

Por último, a Tabela 7.12 apresenta os resultados obtidos com o algoritmo de B&P. Foi possível encontrar a solução ótima para cinco instâncias (gap de até 0,03%, números: 55, 61, 62, 67 e 68). Para as demais instâncias nas quais não foi possível obter a solução ótima (procedimento encerrado após 12 horas de processamento), o maior GAP foi de 28,21% (instância 60), com os demais entre 10% e 18%, aproximadamente.

7.2.4 Bateria 4: Experimentos variando oferta, demanda e estoque

Para os experimentos a seguir (Tabelas 7.13, 7.14 e 7.15), as alterações foram relacionadas à variação na oferta e demanda de produtos, presença e ausência de estoque inicial nos pátios e à utilização de produtos iguais e diferentes entre os pontos de oferta e demanda. Nos casos em que a oferta é igual a demanda e os produtos são iguais (instâncias 73 a 80), o mesmo tipo de produto e quantidade ofertado é igual ao demandado e, nos casos em que a oferta é maior (instâncias 85 a 92), o tipo de produto ofertado é igual ao demandado, mas a quantidade ofertada é maior. Já para os conjuntos de instâncias (81 a 84 e 93 a 96), o tipo de produto ofertado é diferente do demandado. Para estas instâncias foram consideradas 110 rotas e a capacidade dos equipamentos entre 8.000 e 12.000 t/h.

Tabela 7.13. CPLEX - Instâncias variando oferta, demanda e estoque

		CPLEX				
	Tipo	Instância	Z_{LS_1}	$t(s)_1$	Z_{LI_1}	GAP_1
Oferta Igual a Demanda						
Estoque Vazio Produtos Iguais		73-04P05Prod	142,14	205	142,14	0,00
		74-04P10Prod	143,25	785	143,25	0,00
		75-08P05Prod	281,62	683	281,62	0,00
		76-08P10Prod	-	-	-	-
Estoque em 30% Produtos Iguais		77-04P05Prod	138,50	546	138,49	0,01
		78-04P10Prod	136,47	15246	136,47	0,00
		79-08P05Prod	281,90	1725	281,90	0,00
		80-08P10Prod	-	-	-	-
Estoque em 30% Produtos Diferentes		81-04P05Prod	200,74	298	200,74	0,00
		82-04P10Prod	206,64	11003	206,64	0,00
		83-08P05Prod	-	-	-	-
		84-08P10Prod	-	-	-	-
Oferta Maior que a Demanda						
Estoque Vazio Produtos Iguais		85-04P05Prod	149,93	1759	149,93	0,00
		86-04P10Prod	-	-	-	-
		87-08P05Prod	304,08	11495	304,05	0,01
		88-08P10Prod	-	-	-	-
Estoque em 30% Produtos Iguais		89-04P05Prod	150,83	1077	150,82	0,01
		90-04P10Prod	-	-	-	-
		91-08P05Prod	-	-	-	-
		92-08P10Prod	-	-	-	-
Estoque em 30% Produtos Diferentes		93-04P05Prod	191,26	1141	191,26	0,00
		94-04P10Prod	-	-	-	-
		95-08P05Prod	-	-	-	-
		96-08P10Prod	-	-	-	-

Com base nos resultados da Tabela 7.13 e considerando o caso em que a

quantidade de produtos ofertados é igual a quantidade demandada, o solver conseguiu encontrar a solução ótima para oito instâncias (instâncias: 73, 74, 75, 77, 78, 79, 81 e 82). Para os casos em que a oferta é maior que a demanda, os produtos ofertados que não são atendidos pela demanda são transferidos para os pátios de estocagem, produzindo maior fluxo de produtos entre a recepção e pátios. Nestes casos, foi possível encontrar a solução ótima apenas para quatro instâncias (85, 87, 89 e 93).

Tabela 7.14. Limite Superior : Instâncias com variação no estoque, oferta e demanda.

		Geração de colunas				Heurística - HFB				Abord. Hierárquica			
		Instância	Z_{LI_2}	$t(s)_2$	Z_{LS_2}	$t(s)_3$	GAP_2	Z_{LS_3}	$t(s)_4$	GAP_3	Z_{LS_4}	$t(s)_5$	GAP_4
Oferta Igual a Demanda													
Estoque Vazio Produtos Iguais	73-04P05Prod	138,16	25,00	145,73	2,00	5,19	143,19	3,00	3,51	142,24	7,00	2,87	
	74-04P10Prod	140,40	62,00	145,60	13,00	3,57	143,25	4,00	1,99	144,00	9,00	2,50	
	75-08P05Prod	276,32	32,00	291,72	6,00	5,28	282,46	4,00	2,17	323,12	25,00	14,48	
	76-08P10Prod	279,70	102,00	291,94	23,00	4,19	289,39	14,00	3,35	325,34	45,00	14,03	
Estoque em 30% Produtos Iguais	77-04P05Prod	135,81	28,00	139,78	3,00	2,84	139,71	10,00	2,79	139,40	29,00	2,57	
	78-04P10Prod	134,63	72,00	139,60	14,00	3,56	137,30	33,00	1,94	136,47	342,00	1,35	
	79-08P05Prod	276,32	25,00	288,20	6,00	4,12	284,15	12,00	2,76	283,67	87,00	2,59	
	80-08P10Prod	272,66	106,00	284,58	167,00	4,19	283,20	55,00	3,72	283,20	432,00	3,72	
Estoque em 30% Produtos Diferentes	81-04P05Prod	197,35	29,00	240,36	26,00	17,89	215,20	71,00	8,29	222,91	24,00	11,47	
	82-04P10Prod	204,22	153,00	353,42	699,00	42,22	233,92	511,00	12,70	212,90	32,00	4,08	
	83-08P05Prod	492,56	35,00	623,70	128,00	21,03	510,51	325,00	3,52	512,85	86,00	3,96	
	84-08P10Prod	464,33	277,00	2973,58	1442,00	84,39	1134,55	2410,00	59,08	543,70	237,00	31,61	
Oferta Maior que a Demanda													
Estoque Vazio Produtos Iguais	85-04P05Prod	148,30	18,00	163,89	19,00	9,51	155,98	25,00	4,92	153,27	21,00	3,24	
	86-04P10Prod	150,40	72,00	157,90	110,00	4,75	157,42	151,00	4,46	175,38	23,00	14,24	
	87-08P05Prod	297,50	28,00	364,77	167,00	18,44	309,74	39,00	3,95	323,10	28,00	7,92	
	88-08P10Prod	305,46	102,00	343,49	813,00	11,07	342,22	200,00	10,74	343,49	47,00	11,07	
Estoque em 30% Produtos Iguais	89-04P05Prod	146,99	19,00	154,87	10,00	5,09	154,18	17,00	4,67	150,83	56,00	2,55	
	90-04P10Prod	145,55	91,00	158,98	134,00	8,45	156,81	174,00	7,18	150,64	478,00	3,38	
	91-08P05Prod	298,38	24,00	317,45	72,00	6,01	312,17	43,00	4,42	306,13	213,00	2,53	
	92-08P10Prod	295,67	125,00	340,17	834,00	13,08	316,57	181,00	6,60	308,22	1266,00	4,07	
Estoque em 30% Produtos Diferentes	93-04P05Prod	186,77	38,00	248,19	468,00	24,75	236,29	88,00	20,96	215,06	92,00	13,15	
	94-04P10Prod	216,13	294,00	1005,43	743,00	78,50	608,67	959,00	64,49	241,04	31,00	10,33	
	95-08P05Prod	419,54	47,00	561,79	714,00	25,32	510,86	109,00	17,88	486,70	111,00	13,80	
	96-08P10Prod	420,48	395,00	3214,50	3605,00	86,92	2794,98	2275,00	84,96	568,50	401,00	26,06	

Os resultados obtidos com o uso das heurísticas (Tabela 7.14) mostram que a qualidade das soluções (medida pela coluna de GAP) e o tempo para obter os limites são, de uma maneira geral, melhores para as instâncias em que a oferta é igual à demanda. Com o equilíbrio entre oferta e demanda, poucos produtos da oferta precisam ir para os pátios, reduzindo o tamanho dos problemas. Foram geradas também instâncias variando o estoque inicial e com diferentes produtos disponíveis na oferta e na demanda. Os custos são menores para os casos em que são considerados os mesmos produtos na oferta e demanda e nos quais existe estoque inicial (instâncias 77, 78, 79 e 80). Nestes casos, rotas provenientes dos pátios podem ser ativadas para atender a demanda, reduzindo o custo. Para instâncias com estoque inicial, porém com diferentes produtos, o custo aumenta (instâncias 81, 82, 83 e 84). Embora toda a demanda seja atendida, nestes casos incide a penalidade pela troca de produtos. Estes mesmos comportamentos são observados para as situações nas quais a quantidade de produtos ofertada é maior que a quantidade demandada.

Tabela 7.15. Branch and Price - Instâncias com variação no estoque, oferta e demanda.

		Branch and Price				
	Tipo	Instância	Z_{LS_5}	$t(s)_5$	Z_{LI_3}	GAP_5
Oferta Igual a Demanda						
		73-04P05Prod	142,14	543	142,14	0,00
	Estoque Vazio	74-04P10Prod	143,25	1450	143,25	0,00
	Produtos Iguais	75-08P05Prod	281,62	985	281,62	0,00
		76-08P10Prod	285,74	12h	283,12	0,92
		77-04P05Prod	138,50	654	138,50	0,00
	Estoque em 30%	78-04P10Prod	136,47	19456	136,47	0,00
	Produtos Iguais	79-08P05Prod	281,90	2276	281,90	0,00
		80-08P10Prod	280,56	12h	278,45	0,75
		81-04P05Prod	200,74	656	200,74	0,00
	Estoque em 30%	82-04P10Prod	206,64	12h	206,64	0,00
	Produtos Diferentes	83-08P05Prod	498,37	12h	498,20	0,03
		84-08P10Prod	623,80	12h	466,59	25,20
Oferta Maior que a Demanda						
	Estoque	85-04P05Prod	149,93	5687	149,89	0,03
	Vazio	86-04P10Prod	154,32	12h	152,54	1,15
	Produtos Iguais	87-08P05Prod	304,08	12h	299,30	1,57
		88-08P10Prod	342,22	12h	310,76	9,19
	Estoque em 30%	89-04P05Prod	150,83	7271	150,82	0,01
	Produtos Iguais	90-04P10Prod	145,85	12h	145,84	0,01
		91-08P05Prod	306,13	12h	304,56	0,51
		92-08P10Prod	308,22	12h	299,70	2,76
		93-04P05Prod	191,26	14976	191,26	0,00
	Estoque em 30%	94-04P10Prod	241,04	12h	216,96	9,99
	Produtos Diferentes	95-08P05Prod	469,7	12h	425,11	9,51
		96-08P10Prod	568,50	12h	423,61	25,49

Com relação ao algoritmo de Branch and Price (Tabela 7.15), foram encontradas nove soluções ótimas. Para outras sete instâncias, o GAP foi menor que 1%. Os piores resultados encontrados (em que o GAP chegou a até 25,49%, instância de número 96), foram para as instâncias nas quais a oferta é maior que a demanda, existe estoque inicial e os produtos ofertados e demandados são diferentes. Este resultado pior era esperado, uma vez que, com variação na quantidade de produtos ofertados e demandados e com produtos diferentes, um maior esforço é necessário para ativar as rotas mais baratas e para alocar produtos no pátio.

7.2.5 Bateria 5: Branch and Price (Análise do Limite Superior Inicial)

Para avaliar a influência de um limite superior inicial no algoritmo de B&P, os experimentos a seguir foram feitos iniciando o B&P sem limite superior inicial. Foram utilizadas as instâncias de tipo 1 e de tipo 3 da primeira bateria de experimentos. Ou seja, instâncias com 110 rotas e capacidade dos equipamentos entre 8.000 t/h e 12.000 t/h. Os valores em negrito na Tabela 7.16 destacam as instâncias em que o GAP de integralidade foi menor.

Tabela 7.16. Algoritmo de Branch and Price: Influência do LS inicial

Tipo	Instância	B&P com LS inicial				B&P sem LS inicial			
		Z_{LS_5}	$t(s)_5$	Z_{LI_3}	GAP_5	Z_{LS_5}	$t(s)_5$	Z_{LI_3}	GAP_5
1	01-04P05Prod	68,27	27,00	68,27	0,00	68,27	79,00	68,27	0,00
	02-04P10Prod	82,23	2823,00	82,21	0,02	82,23	19117,00	82,21	0,02
	03-08P05Prod	128,61	2435,00	128,57	0,03	128,61	1211,00	128,57	0,03
	04-08P10Prod	150,45	12h	147,22	2,15	163,03	12h	147,20	9,71
	05-15P05Prod	244,16	12h	240,64	1,44	261,42	12h	238,85	8,63
	06-15P10Prod	369,19	12h	303,04	17,92	433,55	12h	303,11	30,09
	07-15P15Prod	580,37	12h	448,90	22,65	580,37	12h	449,00	22,64
	08-15P20Prod	698,34	12h	538,82	22,84	-	12h	533,72	-
	09-20P05Prod	346,28	12h	336,13	2,93	410,43	12h	336,01	18,13
	10-20P10Prod	513,21	12h	485,15	5,47	609,35	12h	485,41	20,34
	11-20P15Prod	773,20	12h	617,28	20,17	-	12h	612,22	-
	12-20P20Prod	876,23	12h	694,16	20,78	-	12h	680,84	-
3	25-04P05Prod	78,01	17,00	78,01	0,00	78,01	25,00	78,01	0,00
	26-04P10Prod	103,29	120,00	103,29	0,00	103,29	136,00	103,29	0,00
	27-08P05Prod	147,11	113,00	147,07	0,03	147,11	145,00	147,07	0,03
	28-08P10Prod	175,84	3701,00	175,80	0,02	224,89	12h	174,10	22,58
	29-15P05Prod	275,13	21,00	275,11	0,01	275,13	207,00	275,11	0,01
	30-15P10Prod	362,39	12h	354,73	2,11	362,39	12h	353,71	2,40
	31-15P15Prod	621,61	12h	567,00	8,79	566,08	12h	518,45	8,41
	32-15P20Prod	621,00	12h	598,00	3,70	-	12h	592,75	-
	33-20P05Prod	383,83	167,00	383,74	0,02	383,83	818,00	383,74	0,02
	34-20P10Prod	570,46	12h	563,43	1,23	567,46	12h	563,40	0,71
	35-20P15Prod	851,62	12h	710,50	16,57	851,62	12h	709,68	16,67
	36-20P20Prod	945,00	12h	763,53	19,20	-	12h	763,54	-

Ao analisar os resultados dos experimentos da Tabela 7.16 e considerando as instâncias de tipo 1, torna-se evidente que oferecer um LS inicial para o algoritmo de B&P melhora consideravelmente a eficácia do algoritmo. Em todos os casos (com apenas uma única exceção), as soluções sem um limitante superior inicial produziram limites mais fracos. Apenas para a instância 07-15P15Prod, a qualidade dos limites foi igual entre as duas abordagens. Sobre os resultados para as instâncias de tipo 3, percebe-se também uma dificuldade maior do método em resolver o PPSFP. Para duas instâncias também não foi possível obter uma solução inteira após 12 horas de processamento.

Embora estes sejam resultados esperados, uma vez que ao oferecer um limite superior inicial mais podas podem ser feitas na árvore, os resultados demonstram que um esforço para produzir melhores limites (tanto superior como inferior), podem acelerar a convergência do algoritmo e garantir provas de otimalidade para mais instâncias do problema.

7.3 Considerações Finais

Sobre os experimentos realizados neste capítulo, as principais conclusões são as seguintes: o uso apenas do solver CPLEX para resolver o PPSFP é inviável. Foi possível produzir resultados apenas para algumas instâncias de pequeno e médio porte. Sobre o uso da técnica de geração de colunas, embora o limite inferior encontrado seja fraco (em nenhuma das instâncias a solução ótima do PLMR foi inteira), sua utilização combinada com o uso das heurísticas para geração do limite superior, permitiu resolver o PPSFP em um tempo razoável e com bons limites. Sobre o uso das heurísticas, a heurística hierárquica produziu melhores resultados para a maioria das instâncias, garantindo um limite superior inicial para o algoritmo de branch and price. Entretanto, ainda é estratégico um esforço maior no aperfeiçoamento ou desenvolvimento de novas heurísticas. Fornecer um limite superior inicial mais forte para o algoritmo de B&P, pode permitir melhorar o seu desempenho consideravelmente. Além disso, a estratégia de restringir os tipos de produtos que podem ser alocados em cada subárea (instâncias tipo 2 e 3), tornou claro que às restrições associadas a alocação de produtos nas subáreas (restrições 4.7,4.8,4.9,4.10 do PPSFP) influenciam fortemente o desempenho do algoritmo de Branch and Price. Desta forma, como trabalho futuro, pode ser considerada a pesquisa por cortes para estas restrições e a implementação de um algoritmo de branch-and-cut-and-price.

Capítulo 8

Conclusão e trabalhos futuros

A conclusão e os trabalhos futuros são apresentados neste capítulo. A seção 8.1 apresenta um sumário do trabalho realizado. A seção 8.2 relaciona os trabalhos publicados durante o doutoramento. Por último, a seção 8.3 discute possíveis linhas de pesquisa para continuar este estudo.

8.1 Conclusão

Nesta tese, foi discutido um importante problema de planejamento, sequenciamento e alocação do fluxo de produtos (PPSFP). Embora a motivação para investigar este problema tenha partido das operações existentes em um terminal portuário de transporte de minério de ferro, o problema, de uma maneira geral, bem como a sua formulação, pode ser ajustado para tratar diversos casos, nos quais estão envolvidos o planejamento da produção, a ativação e o sequenciamento de rotas para transporte de produtos e a alocação de pátios para estocagem dos mesmos. Alguns exemplos destas aplicações seriam: o planejamento e sequenciamento do transporte de produtos agrícolas (milho, soja) entre pontos de oferta, estoque e demanda; transporte de carvão entre mina, ferrovia e portos, entre outros.

Como contribuições, esta tese propôs um novo modelo integrado de planejamento, sequenciamento e alocação de pátios, bem como duas alternativas de solução:

Uma estratégia baseada na técnica de geração de colunas e um algoritmo hierárquico para solucionar o PPSFP. A abordagem baseada no procedimento de geração de colunas e em heurísticas de coloração para a solução do subproblema de pricing mostrou-se satisfatória. Este método conseguiu produzir limites inferiores e superiores para instâncias de médio e grande porte em cenários onde pacotes de otimização são incapazes de oferecer tais soluções. Além disso, a aplicação desta

abordagem, em um procedimento do tipo branch and bound, conseguiu fornecer soluções exatas para diversas instâncias de pequeno e médio porte, além de propiciar bons limites para as instâncias de grande porte.

Da mesma forma, a abordagem hierárquica também produziu bons resultados. Embora não seja uma solução exata, a abordagem consegue produzir um limite superior para o PPSFP em um tempo razoável, o que se mostrou útil para produzir um limite superior inicial para o algoritmo de Branch and Price. Para validar o modelo e os algoritmos, foram conduzidos diversos experimentos computacionais com diversas instâncias do problema, variando a capacidade dos equipamentos, número de rotas, quantidade de produtos, oferta, demanda e número de períodos.

8.1.1 Solução Hierárquica versus Exata

Com relação às abordagens hierárquica e exata que foram projetadas para resolver o PPSFP, as duas estratégias apresentam aspectos positivos e negativos. Se, por um lado, resolver de forma integrada e exata o PPSFP é justificado do ponto de vista teórico e prático, esta abordagem normalmente é demorada. Algumas instâncias não foram resolvidas no ótimo depois de 12 horas de processamento. Além disso, no dia a dia das operações, são constantes os atrasos na chegada de produtos (oferta) e também no carregamento dos navios. Estes atrasos fazem com que os valores de oferta e demanda sofram muitos ajustes ao dia. Ainda, são muito comuns falhas nos equipamentos, o que também atrasa as operações. Levando em consideração estes fatores, muitas vezes é mais importante para o tomador de decisão uma solução rápida e com uma qualidade razoável do que uma solução de custo mínimo, mas que consuma mais de um dia de processamento.

Portanto, uma sugestão para aplicar de forma mais adequada as soluções apresentadas nesta tese, em um ambiente real, seria a utilização das duas abordagens: a exata para um planejamento de médio prazo e para uma análise das capacidades do terminal, e a hierárquica para resolver problemas de planejamento de curto prazo, em que podem ser feitos ajustes nos parâmetros para, em um tempo aceitável, produzir uma solução.

8.2 Trabalhos publicados

Nesta seção são listados os trabalhos publicados durante o doutoramento.

- Menezes, G. C., Mateus, G. R., & Ravetti, M. G. (2015). Scheduling with incompatible jobs: Model and algorithms. In Proceedings of the 7th Multidisciplinary International Conference on Scheduling: Theory and applications (MISTA), 25-28 August, Prague, Czech Republic (pp. 776-781).
- Menezes, G. C., Mateus, G. R., & Ravetti, M. G. Heuristic methods to solve a production planning and scheduling problem in bulk ports. 6th International Conference on Metaheuristics and Nature Inspired Computing, META-2016 (p. 505-515).
- Menezes, G. C., Mateus, G. R. & Ravetti, M. G. A hierarchical approach to solve a production planning and scheduling problem in bulk cargo terminal. **Computers & Industrial Engineering**, 97:1-14, 2016.
- Menezes, G. C., Mateus, G. R., & Ravetti, M. G. A branch and price algorithm to solve the integrated production planning and scheduling in bulk ports. **European Journal of Operational Research**, v. 258, p. 926-937, 2017.

8.3 Trabalhos futuros

Os planos de continuidade desta tese podem ser divididos nas seguintes linhas:

- Desenvolvimento de novos algoritmos;
- Proposta de novas formulações para o PPSFP;
- Desenvolvimento de protótipos.

Conforme já dito anteriormente, ficou evidente que as restrições (4.7, 4.8, 4.9 e 4.10 do PFPSP) influenciam no desempenho do algoritmo de Branch and Price. Desta forma, como trabalho futuro, uma das pesquisas pode estar relacionada à utilização de planos de corte baseados nestas restrições e à implementação de um algoritmo de Branch -and -Cut -and -Price. Além disso, uma alternativa para explorar melhor a solução hierárquica, levando em consideração as operações do dia a dia do terminal

portuário, seria aplicar técnicas como horizontes deslizantes, tais como os trabalhos de Clark [2005] e Li & Ierapetritou [2010].

Com relação à proposta de novas formulações, algumas alternativas seriam: considerar incerteza com relação a oferta, demanda e falha nos equipamentos; testar outras formulações para o problema de sequenciamento, além de novas decomposições. Estas estratégias podem produzir limites mais fortes que os obtidos até o momento.

Para o desenvolvimento de protótipos, alguns trabalhos já foram iniciados neste sentido. Foi construído um protótipo com o objetivo de fornecer uma interface gráfica para o lançamento de dados e análise das soluções. Ferramentas deste tipo são úteis para obter um retorno imediato das necessidades da empresa e, com isso, aperfeiçoar os modelos e algoritmos. O protótipo possui as seguintes funcionalidades:

- Lançamento de oferta, demanda, estoque e rotas;
- Gráficos e Relatórios;
- Solver;

O software permite utilizar duas formas de solução: exata (com o uso de pacotes de otimização) e aproximada (com o uso do método hierárquico proposto no Capítulo 5). As Figuras 8.1, 8.2 e 8.3 apresentam algumas das telas deste protótipo.

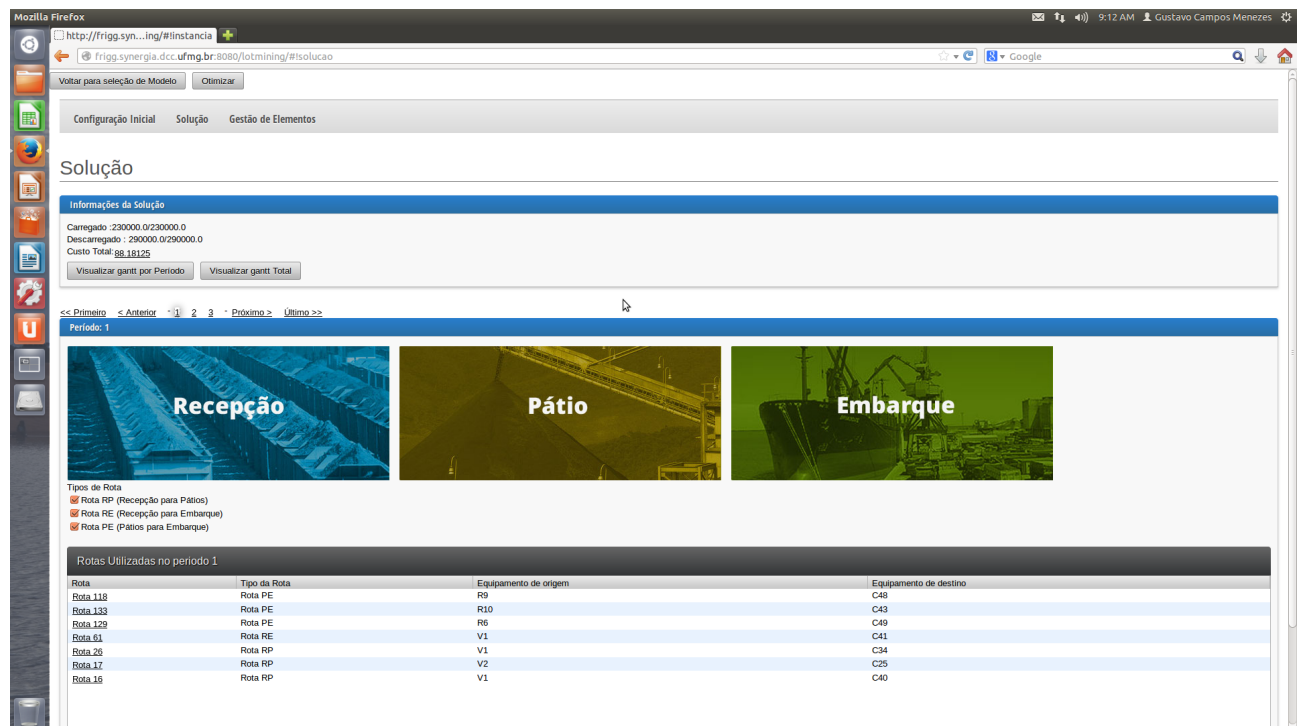


Figura 8.1. Tela principal para lançamento de dados

A Figura 8.1 apresenta a tela principal da ferramenta. Nesta tela é possível o cadastro dos três subsistemas: recepção (oferta), pátios e demanda (embarque). Já a Figura 8.2, destaca a interface responsável pela exibição de uma solução. Está em destaque a tela que exibe as rotas que foram ativas, bem como os seus respectivos produtos. Por último, a Figura 8.3, exibe um sequenciamento viável para atendimento da oferta e demanda.

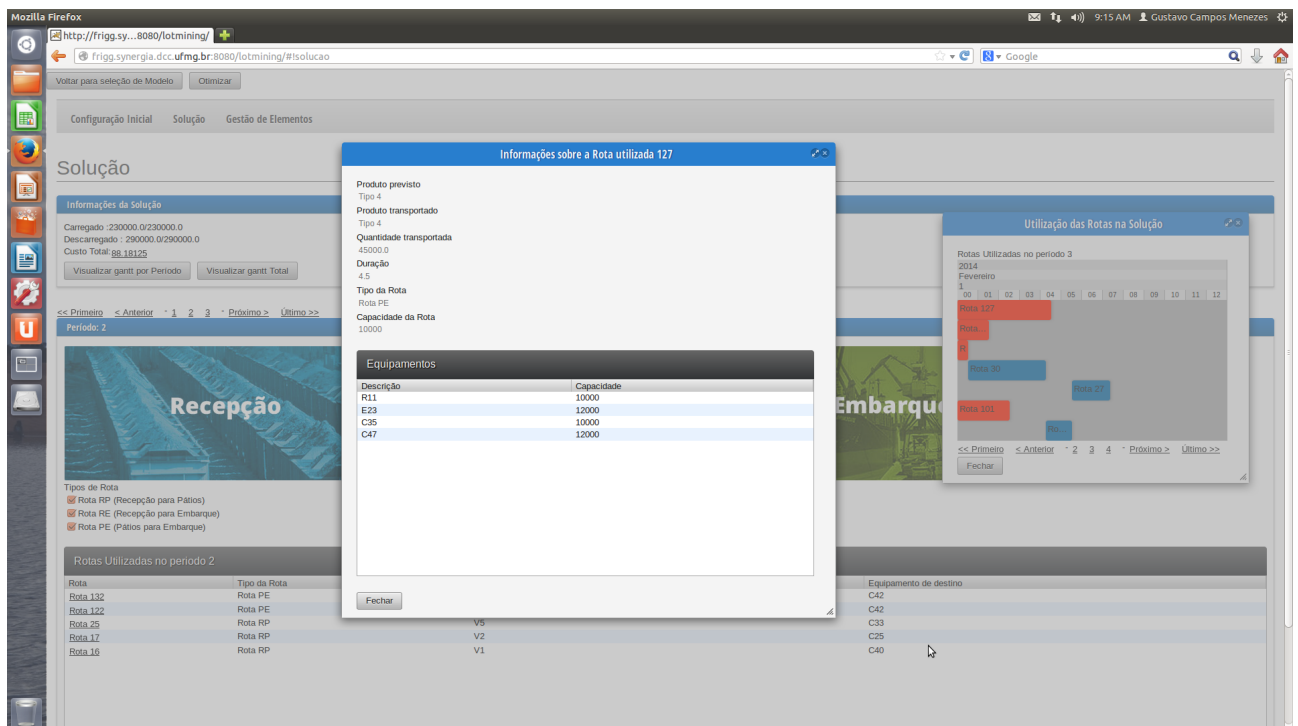


Figura 8.2. Detalhamento das rotas.

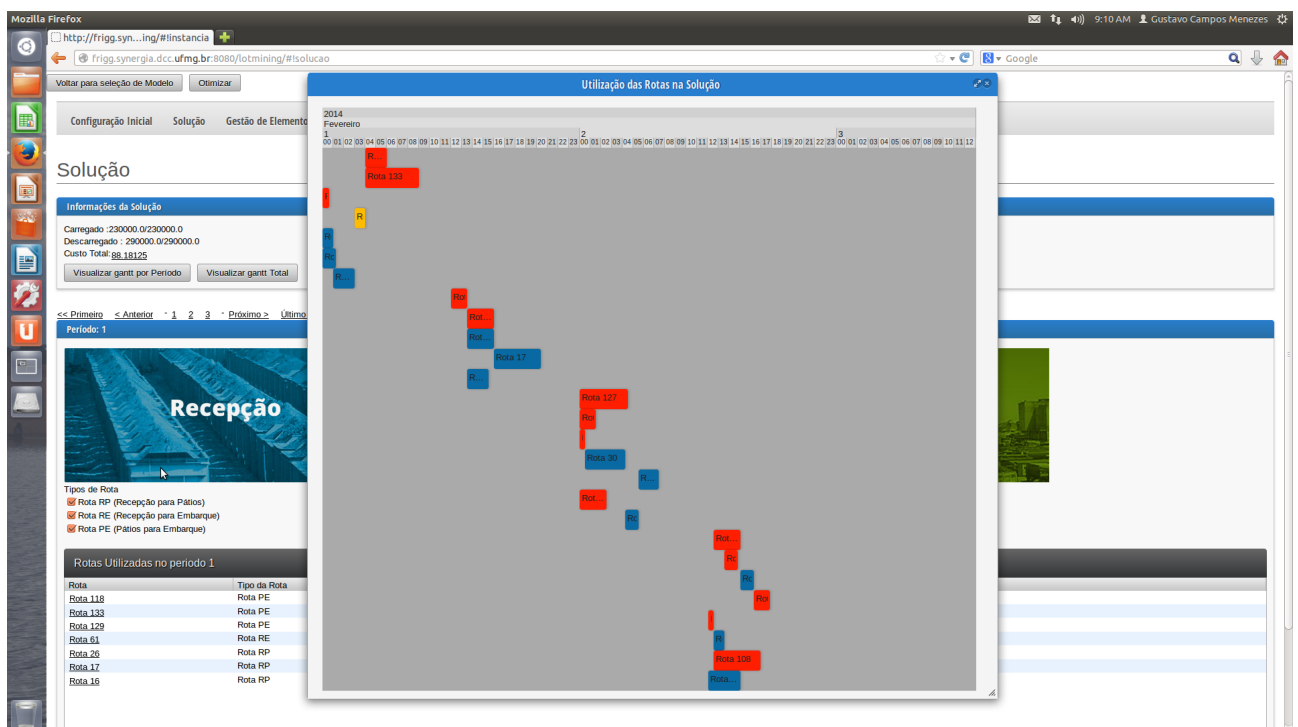


Figura 8.3. Sequenciamento das tarefas por período.

Embora o protótipo tenha sido construído para ser utilizado em um terminal portuário de transporte de minério de ferro, a sua interface, bem como os procedimentos inseridos no software, permite o lançamento, de maneira bastante geral, de pontos de oferta, demanda e estoque, além de permitir a construção de rotas e o cadastro de equipamentos e capacidades. Portanto, o protótipo pode ser empregado para solucionar situações de planejamento, sequenciamento e alocação de pátios existentes em diversos setores.

Referências Bibliográficas

- Achterberg, T.; Koch, T. & Martin, A. (2004). Branching rules revisited. *Operations Research Letters*, 33:42--54.
- ANTAQ (2013). Boletim anual de movimentação de cargas. Relatório técnico, Agência Nacional de Transportes Aquaviários, <http://www.antaq.gov.br>.
- Ayou, C. (2002). An application of infinitesimal perturbation analysis (ipa) approach to the optimization of a mining port stockyard system. Em *Proceedings of the Sixth International Workshop on Discrete Event Systems*, pp. 264–269.
- Barros, V. H.; Costa, T. S.; Oliveira, A. C. M. & Lorena, L. A. N. (2011). Model and heuristic for berth allocation in tidal bulk ports with stock level constraints. *Computers & Industrial Engineering*, 60(4):606 – 613.
- Bendraouche, M. & Boudhar, M. (2012). Scheduling jobs on identical machines with agreement graph. *Computers & Operations Research*, 39(2):382 – 390.
- Bichou, K. & Gray, R. (2004). A logistics and supply chain management approach to port performance measurement. *Maritime Policy & Management*, 31(1):47–67.
- Bierwirth, C. & Meisel, F. (2010). A survey of berth allocation and quay crane scheduling problems in container terminals. *European Journal of Operational Research*, 202(3):615 – 627.
- Bilgen, B. (2007). Modeling of a blending and marine transportation planning problem with fuzzy mixed-integer programming. *The International Journal of Advanced Manufacturing Technology*, 36(9):1041--1050.
- Bilgen, B. & Ozkarahan, I. (2007). A mixed-integer linear programming model for bulk grain blending and shipping. *International Journal of Production Economics*, 107(2):555 – 571.

- Binato, S.; Hery, W.; Loewenstern, D. M. & Resende, M. G. C. (2000). A grasp for job shop scheduling. Em *Essays and Surveys on Metaheuristics*, pp. 59--79. Kluwer Academic Publishers.
- Bitran, G. & Yanasse, H. (1981). *Computational Complexity of the Capacitated Lot Size Problem*. Working paper (Alfred P. Sloan School of Management). Alfred P. Sloan School of Management, Massachusetts Institute of Technology.
- Blazewicz, J. K.; Ecker, H.; Pesch, E.; Schimdt, G. & Weglarz, J. (1996). *Scheduling Computer and Manufacturing Processes*. Springer Verlag, Berlin.
- Blöchliger, I. & Zufferey, N. (2013). Multi-coloring and job-scheduling with assignment and incompatibility costs. *Annals of Operations Research*, 211(1):83–101.
- Bodlaender, H. L.; Jansen, K. & Woeginger, G. J. (1994). Scheduling with incompatible jobs. *Discrete Applied Mathematics*, 55(3):219 – 232.
- Boland, N.; Bley, A.; Fricke, C.; Froyland, G. & Sotirov, R. (2011). Clique-based facets for the precedence constrained knapsack problem. *Mathematical Programming*, 133(1):481--511.
- Boland, N.; Gulezynski, D. & Savelsbergh, M. (2012). A stockyard planning problem. *EURO Journal on Transportation and Logistics*, 1(3):197–236.
- Brahimi, N.; Dauzere-Peres, S.; Najid, N. M. & Nordli, A. (2006). Single item lot size problems. *European Journal of Operational Research*, pp. 1–16.
- Brélaz, D. (1979). New methods to color the vertices of a graph. *Commun. ACM*, 22(4):251--256.
- Bron, C. & Kerbosch, J. (1973). Algorithm 457: Finding all cliques of an undirected graph. *Commun. ACM*, 16(9):575--577.
- Ceselli, A. & Righini, G. (2008). An optimization algorithm for the ordered open-end bin-packing problem. *Oper. Res.*, 56(2):425–436.
- Christopher, M. (1998). *Logistics and supply chain management: strategies for reducing cost and improving service*. Prentice Hall.
- Clark, A. R. (2005). Rolling horizon heuristics for production planning and set-up scheduling with backlogs and error-prone demand forecasts. *Production Planning & Control*, 16(1):81–97.

- Cóccola, M. E. & Méndez, C. A. (2015). An iterative milp-based approach for the maritime logistics and transportation of multi-parcel chemical tankers. *Computers & Industrial Engineering*, 89:88 – 107.
- Conradie, D.; Morison, L. E. & Joubert, J. W. (2008). Scheduling at coal handling facilities using simulated annealing. *Mathematical Methods of Operations Research*, 68(2):277–293.
- Copil, K.; Wörbelauer, M.; Meyr, H. & Tempelmeier, H. (2016). Simultaneous lotsizing and scheduling problems: a classification and review of models. *OR Spectrum*, pp. 1--64.
- Dantzig, G. B. & Wolfe, P. (1960). Decomposition principle for linear programs. *Oper. Res.*, 8(1):101--111.
- de Paula, M. R.; Mateus, G. & Ravetti, M. (2010). A non-delayed relax-and-cut algorithm for scheduling problems with parallel machines, due dates and sequence-dependent setup times. *Computers & Operations Research*, 37(5):938 – 949.
- Desaulniers, G. (2010). Branch-and-price-and-cut for the split-delivery vehicle routing problem with time windows. *Operations Research*, 58(1):179–192.
- Desrochers, M.; Desrosiers, J. & Solomon, M. (1992). A new optimization algorithm for the vehicle routing problem with time windows. *Oper. Res.*, 40(2):342--354.
- Dijkhuizen, G. & Faigle, U. (1993). A cutting-plane approach to the edge-weighted maximal clique problem. *European Journal of Operational Research*, 69(1):121 – 130.
- Drexl, A. & Kimms, A. (1997). Lot sizing and scheduling: Survey and extensions. *European Journal of Operational Research*, pp. 221–235.
- Drumond, F. P. (1998). Sistema de apoio à decisão para planejamento da produção de um terminal portuário. Dissertação de mestrado, Universidade Federal de Minas Gerais, Belo Horizonte, Brasil.
- Feo, T. A. & Resende, M. G. (1989). A probabilistic heuristic for a computationally difficult set covering problem. *Operations Research Letters*, 8(2):67 – 71.
- Ferreira, D.; Morabito, R. & Rangel, S. (2009). Solution approaches for the soft drink integrated production lot sizing and scheduling problem. *European Journal of Operational Research*, 196(2):697 – 706.

- Ferreira, D.; Morabito, R. & Rangel, S. (2010). Relax and fix heuristics to solve one-stage one-machine lot-scheduling models for small-scale soft drink plants. *Computers & Operations Research*, 37(4):684--691.
- Ferris, M. & Maravelias, F. M. (2009). Simultaneous batching and scheduling using dynamic decomposition on a grid. *INFORMS Journal on Computing*, pp. 398--410.
- Gaglioppa, F.; Miller, L. A. & Benjaafar, S. (2008). Multitask and multistage production planning and scheduling for process industries. *Operations Research*, 56(4):1010--1025.
- Gandhi, R.; Halldórsson, M.; Kortsarz, G. & Shachnai, H. (2005). Improved bounds for sum multicoloring and scheduling dependent jobs with minsum criteria. Em Persiano, G. & Solis-Oba, R., editores, *Approximation and Online Algorithms*, volume 3351 of *Lecture Notes in Computer Science*, pp. 68--82. Springer Berlin Heidelberg.
- Garey, M. R. & Johnson, D. S. (1979). *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness*. W. H. Freeman & Co., New York, NY, USA. ISBN 0716710447.
- Gilmore., P. & Gomory, R. E. (1961). A linear programming approach to the cutting-stock problem. *Operations Research*, pp. 849--859.
- Gilmore., P. & Gomory, R. E. (1963). A linear programming approach to the cutting-stock problem - part ii. *Operations Research*, pp. 863--888.
- Graham, R.; Lawler, E. L.; Lenstra, J. K. & Kan, A. H. G. R. (1979). Optimization and approximation in deterministic sequencing and scheduling theory: A survey. *Discrete Math*, pp. 287--326.
- Hsu, W. (1983). On the general feasibility test of scheduling lot sizes for several products on one machine. *Management Science*, pp. 93--105.
- Ji, X. & Mitchell, J. E. (2007). Branch-and-price-and-cut on the clique partitioning problem with minimum clique size requirement. *Discrete Optimization*, 4(1):87 -- 102.
- Karimi, B.; Ghomi S.M.T, F. & Wilson, J. (2003). The capacitated lot sizing problems: a review of models and algorithms. *Journal of Management Science*, pp. 365--378.
- Kim, B.; Koo, B. & Park, B. S. (2009). A raw material storage yard allocation problem for a large-scale steelworks. *The International Journal of Advanced Manufacturing Technology*, 41(9-10):880--884.

- Kis, T. & Kovács, A. (2012). A cutting plane approach for integrated planning and scheduling. *Computers and Operations Research*, 9(2):320–327.
- Li, J.; Karimi, I. & Srinivasan, R. (2010). Efficient bulk maritime logistics for the supply and delivery of multiple chemicals. *Computers & Chemical Engineering*, 34(12):2118 – 2128.
- Li, Z. & Ierapetritou, M. G. (2010). Rolling horizon based planning and scheduling integration with production capacity consideration. *Chemical Engineering Science*, 65(22):5887 – 5900.
- Liao, C.-J. & You, C.-T. (1992). An improved formulation for the job-shop scheduling problem. *The Journal of the Operational Research Society*, 43(11):pp. 1047–1054.
- Lorenzoni, L. L. (2003). *Problema de Escolonamento com Restrição de Recursos e Múltiplos Modos de Processamento: Novos Métodos de Resolução e uma Aplicação no Contexto Portuário*. Tese de doutorado, Universidade Federal do Espírito Santo, Espírito Santo, Brasil.
- Mahey, P. & Carvalho, C. R. V. d. (1999). Benders decomposition for integrating planning and scheduling decisions. Em *In: 15th Triennial Conference International Federation of Operational Research, 1999, Beijing.*, p. 140. Kluwer Academic Publishers.
- Malaguti, E.; Monaci, M. & Toth, P. (2009). Models and heuristic algorithms for a weighted vertex coloring problem. *Journal of Heuristics*, 15(5):503--526.
- Manne, A. (1958). Programming of economic lot sizes. *Management Science*, 5:115–135.
- Manne, A. S. (1959). On the job-shop scheduling problem. *Operations Research*, pp. 219–223.
- Manne, A. S. (1960). On the job-shop scheduling problem. *Operations Research*, 8(2):219–223.
- Marasani, R.; Dawood, N. & Hobbs, B. (2001). Stockyard layout planning in precast concrete products industry: a case study and proposed framework. *Construction Management and Economics*, 19:365–377.
- Maravelias, C. T. (2008). Integration of production planning and scheduling: overview, challenges and opportunities. *Proceedings Foundations of Computer-Aided Process Operations (FOCAPO)*, 5:13–22.

- Masatoshi, A.; Tatsushi, N. & Masami, K. (2007). Simultaneous optimization of storage allocation and routing problems for belt-conveyor transportation. *Journal of Advanced Mechanical Design, Systems, and Manufacturing*, 1(2):250–261.
- Mateus, G. R.; Ravetti, M. G.; Souza, M. C. & Valeriano, T. M. (2010). Capacitated lot sizing and sequence dependent setup scheduling: an iterative approach for integration. *Journal of Scheduling*, 13(3):245–259.
- Meisel, F. & Bierwirth, C. (2013). A framework for integrated berth allocation and crane operations planning in seaport container terminals. *Transportation Science*, 47(2):131–147.
- Meyr, H. (2000). Simultaneous lotsizing and scheduling by combining local search with dual reoptimization. *European Journal of Operational Research*, 120(2):311–326.
- Mohammadi, M.; Fatemi Ghomi, S. M. T.; Karimi, B. & Torabi, S. A. (2008). Rolling-horizon and fix-and-relax heuristics for the multi-product multi-level capacitated lotsizing problem with sequence-dependent setups. *Journal of Intelligent Manufacturing*, 21(4):501–510.
- Méndez, C.; Cerda, J.; Grossman, I.; Harjunkski, I. & M, F. (2006). State-of-the-art review of optimization methods for short-term scheduling of batch process. *Computers and Chemical Engineering*, pp. 913–946.
- Méndez-Díaz, I. & Zabala, P. (2008). A cutting plane algorithm for graph coloring. *Discrete Applied Mathematics*, 156(2):159 – 179. Computational Methods for Graph Coloring and it's Generalizations.
- Newman, A. M.; Rubio, R.; Caro, R.; Weintraub, A. & Eurek, K. (2010). A review of operations research in mine planning. *Interfaces*, 40(3):222–245.
- Omara, F. A. & Arafa, M. M. (2010). Genetic algorithms for task scheduling problem. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 70(1):13 – 22.
- Pan, Q.-K. & Ruiz, R. (2014). An effective iterated greedy algorithm for the mixed no-idle permutation flowshop scheduling problem. *Omega*, 44:41 – 50.
- Pimentel, B. S.; Mateus, G. R. & Almeida, F. A. (2013). Stochastic capacity planning and dynamic network design. *International Journal of Production Economics*, 145(1):139 – 149.
- Pinedo, M. (1995). *Scheduling: Theory, Algorithms and Systems*. Prentice Hall.

- Pinedo, M. (2005). *Planning and Scheduling in Manufacturing and Services*. Springer.
- Pochet, Y. & Wolsey, A. (2004). *Production Planning by Mixed Integer Programming*. SPIN Springers Internal Project.
- Raa, B.; Dullaert, W. & Schaeren, R. V. (2011). An enriched model for the integrated berth allocation and quay crane assignment problem. *Expert Systems with Applications*, 38(11):14136 – 14147.
- Rajkumar, M.; Asokan, P.; Anilkumar, N. & Page, T. (2011). A grasp algorithm for flexible job-shop scheduling problem with limited resource constraints. *International Journal of Production Research*, 49(8):2409–2423.
- Ravetti, M. G. (2003). Problemas de sequenciamento com máquinas paralelas e tempos de preparação dependentes da seqüência. Dissertação de mestrado, Universidade Federal de Minas Gerais, Belo Horizonte, Brasil.
- Rocha, P. L.; Ravetti, M. G.; Mateus, G. R. & Pardalos, P. M. (2008). Exact algorithms for a scheduling problem with unrelated parallel machines and sequence and machine-dependent setup times. *Computers & Operations Research*, 35(4):1250 – 1264.
- Ruiz, R. & Stützle, T. (2007). A simple and effective iterated greedy algorithm for the permutation flowshop scheduling problem. *European Journal of Operational Research*, 177(3):2033 – 2049.
- Santos, F. A.; Mateus, G. R. & da Cunha, A. S. (2015). A branch-and-cut-and-price algorithm for the two-echelon capacitated vehicle routing problem. *Transportation Science*, 49(2):355--368.
- Shapiro., J. F. (2006). *Modeling the supply chain*. 2nd ed.Duxbury Press.
- Singh, G.; Sier, D.; Ernst, A. T.; Gavriliouk, O.; Oyston, R.; Giles, T. & Welgama, P. (2012). A mixed integer programming model for long term capacity expansion planning: A case study from the hunter valley coal chain. *European Journal of Operational Research*, 220(1):210 – 224.
- Stahlbock, R. & Voß, S. (2008). Operations research at container terminals: a literature update. *OR Spectrum*, 30:1–52.
- Steenken, D.; Voß, S. & Stahlbock, R. (2005). Container terminal operation and operations research: a classification and literature review. Em Günther, H.-O. &

- Kim, K., editores, *Container Terminals and Automated Transport Systems*, pp. 3–49. Springer Berlin Heidelberg.
- Stix, V. (2004). Finding all maximal cliques in dynamic graphs. *Comput. Optim. Appl.*, 27(2):173--186.
- Toledo, C. F. M.; Silva Arantes, M.; Hossomi, M. Y. B.; França, P. M. & Akartunalı, K. (2015). A relax-and-fix with fix-and-optimize heuristic applied to multi-level lot-sizing problems. *Journal of Heuristics*, 21(5):687--717.
- Tomita, E.; Tanaka, A. & Takahashi, H. (2006). The worst-case time complexity for generating all maximal cliques and computational experiments. *Theoretical Computer Science*, 363(1):28 – 42. Computing and Combinatorics 10th Annual International Conference on Computing and Combinatorics (COCOON 2004).
- UNCTAD (2012). Review of maritime transport. Relatório técnico, United Nations Conference on Trade and Development, <http://www.unctad.org>.
- Vacca, I.; Salani, M. & Bierlaire, M. (2013). An exact algorithm for the integrated planning of berth allocation and quay crane assignment. *Transportation Science*, 47(2):148–161.
- Van Den Akker, J.; Hurkens, C. & Savelsbergh, M. (2000). Time-indexed formulations for machine scheduling problems: Column generation. *INFORMS J. on Computing*, 12(2):111–124.
- Wagner, H. & Whitin, T. (1958). Dynamic version of the economic lot size model. *Management Science*, 5:89–96.
- Wagner, H. M. (1959). An integer linear-programming model for machine scheduling. *Naval Research Logistics Quarterly*, 6(2):131--140.
- Wang, S. & Meng, Q. (2015). Robust bunker management for liner shipping networks. *European Journal of Operational Research*, 243(3):789 – 797.
- Wilson, J. M. (1989). Alternative formulations of a flow-shop scheduling problem. *The Journal of the Operational Research Society*, 40(4):pp. 395–399.
- Wolsey, L. A. (1998). *Integer programming*. Wiley-Interscience, New York, NY, USA. ISBN 0-471-28366-5.
- Wong, A. & Kozan, E. (2010). Optimization of container process at seaport terminals. *Journal of the Operational Research Society*, 61(4):658–665–67.

- Xu, H.; Lü, Z. & Cheng, T. (2014). Iterated local search for single-machine scheduling with sequence-dependent setup times to minimize total weighted tardiness. *Journal of Scheduling*, 17(3):271–287.
- Zijverde, V.; J, R. & Negenborn, R. (2012). Survey of approaches for integrated control of intermodal container terminals. Em *Networking, Sensing and Control (ICNSC)*, 2012 9th IEEE International Conference on, pp. 67–72.