

UNIVERSIDADE FEDERAL DE SÃO CARLOS
CENTRO DE CIÊNCIAS EXATAS E DE TECNOLOGIA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA DE
PRODUÇÃO

**Roteirização de Navios com Restrições de Estoque na Indústria Petrolífera:
Contribuições em Modelagem Matemática e Abordagens de Solução.**

Tese apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção da Universidade Federal de São Carlos como requisito parcial para a obtenção do título de doutor em Engenharia de Produção.

Amélia de Lorena Stanzani

São Carlos – SP

2017

UNIVERSIDADE FEDERAL DE SÃO CARLOS
CENTRO DE CIÊNCIAS EXATAS E DE TECNOLOGIA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA DE
PRODUÇÃO

Roteirização de Navios com Restrições de Estoque na Indústria Petrolífera: Contribuições em Modelagem Matemática e Abordagens de Solução.

Tese apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção da Universidade Federal de São Carlos como requisito parcial para a obtenção do título de doutor em Engenharia de Produção.

Amélia de Lorena Stanzani

Linha de Pesquisa: Planejamento e Controle de Sistemas Produtivos

Tema de Pesquisa: Pesquisa Operacional

Orientadora: Profa. Dra. Vitória Pureza

Co-orientador: Prof. Dr. Reinaldo Morabito

São Carlos – SP

2017



UNIVERSIDADE FEDERAL DE SÃO CARLOS

Centro de Ciências Exatas e de Tecnologia
Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção

Folha de Aprovação

Assinaturas dos membros da comissão examinadora que avaliou e aprovou a Defesa de Tese de Doutorado da candidata Amélia de Lorena Stanzani, realizada em 07/03/2017:

Profa. Dra. Vitoria Maria Miranda Pureza
UFSCar

Prof. Dr. Reinaldo Morabito Neto
UFSCar

Dra. Denise Sato Yamashita
UFSCar

Prof. Dr. Paulo Cesar Ribas
Petrobras

Prof. Dr. Roberto Fernandes Tavares Neto
UFSCar

Prof. Dr. Silvio Hamacher
PUC/RJ

Certifico que a sessão de defesa foi realizada com a participação à distância do membro Silvio Hamacher e, depois das arguições e deliberações realizadas, o participante a distância está de acordo com o conteúdo do parecer da comissão examinadora redigido no relatório de defesa do(a) aluno(a) Amélia de Lorena Stanzani.

Profa. Dra. Vitoria Maria Miranda Pureza
Presidente da Comissão Examinadora
UFSCar

Dedico essa tese a meus pais, Nivaldo Stanzani e Elsa M. de Lorena Stanzani.

“A felicidade as vezes é uma bênção, mas geralmente é uma conquista.”

Paulo Coelho

Agradecimentos

Agradeço primeiramente à minha orientadora, Profa. Dra. Vitória Pureza, pela dedicação à pesquisa, colaborando não somente com o conteúdo do trabalho, como também com a melhoria significativa na forma como o texto foi redigido, certamente vou levar esse aprendizado para minhas próximas atividades, e ao meu co-orientador, Prof. Dr. Reinaldo Morabito, por dividir parte do seu vasto conhecimento em Pesquisa Operacional e auxiliar na concretização da presente pesquisa. Meu crescimento pessoal e profissional durante esse período de doutorado é em grande parte mérito da orientação desses professores.

Agradeço a todos os professores e pesquisadores da UFSCar que fizeram parte dessa formação, por meio de disciplinas e projetos, em especial a Dra. Denise Yamashita, ao Prof. Dr. Roberto Tavares e ao Prof. Dr. Pedro Munari. Agradeço ainda ao Prof. Dr. Paulo Ribas pela colaboração no projeto inicial da pesquisa e pelas contribuições ao texto, e ao Prof. Dr. Silvio Hamacher, pelas contribuições à este trabalho.

Agradeço à minha família, que sempre me apoiou desde o ingresso e no decorrer da pós-graduação, ao meu pai, Nivaldo, que sempre me incentivava a seguir estudando, à minha mãe, Elsa, ao meu lado em todas as situações, a meus irmãos, Bruno e Enio, e a todos os meus familiares que sempre torcem por mim. O incentivo de vocês me motivou à terminar esta importante etapa e me motiva à seguir meus próximos passos.

Sou imensamente grata pelas pessoas que conheci nesse período, meus orientadores e meus grandes amigos do GPO, que desde o início me auxiliaram direta e indiretamente. Agradeço à Gabi, Vinícuis e Bruno pela amizade e auxílio no início do projeto, à minha “irmã” Alyne, pela amizade e parceria em todas as horas, aos “cachacos” que me fizeram ter contato com a cultura colombiana, Aldair, Karim, Pedro, Juan, César, Alfredo e Jonathan, e aos brasileiros Admilson, Tamara, Bia, Mateus e Letícia, sinto orgulho de ter sido parte do GPO com vocês. Agradeço ainda aos amigos Camila, Eduardo e Ellen, que fizeram parte desta minha passagem por São Carlos. Foi uma experiência incrível, acadêmica e pessoal, vocês são sensacionais.

Aos amigos de uma vida, Daniele, Denise, Marina, Thales e Estevão, que estão sempre comigo, mesmo com a distância do doutorado. Ainda que cada um siga o seu caminho, sempre retornamos à Ibitinga pra celebrar essa amizade.

Agradeço a Deus por me proporcionar a oportunidade de crescimento que esses quatro anos me trouxeram e por colocar pessoas maravilhosas no meu caminho.

Muito obrigada!

Sumário

Lista de tabelas	vii
Lista de quadros	viii
Lista de figuras	ix
Resumo	1
Abstract	2
Capítulo 1 – Introdução	3
1.1 Objeto e metodologia	4
1.2 Objetivos	5
1.3 Justificativa	5
1.4 Organização do texto	6
Capítulo 2 – O problema de roteirização de veículos e controle de estoque	8
2.1 Introdução	8
2.2 Problemas de roteirização no contexto marítimo	9
2.3 Problemas de estoque e roteirização	11
Capítulo 3 – O problema de coleta e entrega de óleo cru de plataformas <i>offshore</i> a terminais costeiros	23
3.1 Introdução	23
3.2 Descrição do problema	23
Capítulo 4 – Modelagem matemática	31
4.1 Introdução	31
4.2 Modelo de roteirização de navios e controle de estoque em plataformas e atendimento de demanda em terminais (Modelo 1 – PD+ICRP)	32
4.2.1 Correção das restrições de controle de estoque na ocorrência de sobreposição de visitas	40
4.2.2 Modelo de roteirização de navios e controle de estoque em plataformas e atendimento de demanda em terminais com prazos de entrega (Modelo 2 – PD+ICRP com prazos)	44
4.2.3 Uma abordagem do problema como um PDPTW	45
Capítulo 5 – Métodos de solução heurísticos	47
5.1 Introdução	47
5.2 A heurística de horizonte rolante (HR)	48
5.3 A heurística <i>fix and optimize</i>	52
5.4 A heurística de múltiplos reinícios e melhoria (MRM)	55
5.4.1 Fase construtiva da MRM	55
5.4.1.1 Seleção de elementos via listas restritas de candidatos	59

5.4.2 Fase de melhoria da MRM	61
5.5 A mateheurística de otimização local com busca local de troca de cadeias de visitas (BLTC)	64
Capítulo 6 – Experimentos computacionais	70
6.1 Introdução	70
6.2 Geração das instâncias	71
6.2.1 Tratamento dos dados reais	71
6.2.2 Conjuntos de instâncias	72
6.2.3 Detalhamento da geração da instância 2	74
6.3 Resultados do algoritmo H0 (CONCERT/CPLEX)	76
6.3.1 Detalhamento da solução da instância 2 obtida com o algoritmo H0	79
6.4 Resultados dos métodos heurísticos	83
6.4.1 Resultados da algoritmo H1 (HR)	83
6.4.2 Resultados do algoritmo H4 (MRM)	85
6.4.3 Resultados dos algoritmos H2 e H5 (mateheurística <i>one-shot</i>)	86
6.4.4 Resultados dos algoritmos H3 e H6 (mateheurística de orimização local BLTC)	89
6.4.5 Exemplo de aplicação da mateheurística BLTC na instância 14	93
6.4.6 Exemplos de aplicação das heurísticas MRM e HR na instância 30	104
6.5 Comparação entre os modelos da literatura PDPTW e o modelo ICRP proposto (Modelo 1)	106
6.6 Testes com a heurística <i>fix and optimize</i>	109
6.6.1 Partição 1: Visitas a um mesmo ponto operacional (FO1)	110
6.6.2 Partição 2: Ordenação de visitas a plataformas (FO2)	110
Capítulo 7 – Conclusões e perspectivas futuras	112
Referências bibliográficas	117
APÊNDICES	124
Apêndice 1 – Teste da correção da restrição (18') apresentada por Al-Khayyal e Hwang (2007)	124
Apêndice 2 – Experimentos com o Modelo 2	130

Lista de tabelas

Tabela 3.1 – Requisitos para atracação de navios em plataformas.	28
Tabela 6.1 – Pedidos PDPTW da operação real de coleta e entrega com respectivos prazos de entrega para a instância 2.	74
Tabela 6.2 – Demanda somada de produto por terminal e prazo de entrega por demanda para a instância 2.	75
Tabela 6.3 – Características dos POs na instância 2.	75
Tabela 6.4 – Características dos terminais na instância 2.	75
Tabela 6.5 – Características das plataformas na instância 2.	75
Tabela 6.6 – Característica da sub-frota de navios na instância 2.	76
Tabela 6.7 – Estatísticas do Modelo1 para cada instância.	77
Tabela 6.8 – Resultados da aplicação do algoritmo H0.	78
Tabela 6.9 – Resultados da aplicação do algoritmo H1 e desvio em relação a H0.	84
Tabela 6.10 – Resultados da aplicação do algoritmo H4 e desvio em relação a H0.	85
Tabela 6.11 – Resultados da aplicação do algoritmo H2 e desvio em relação a H1.	86
Tabela 6.12 – Resultados da aplicação do algoritmo H5 e desvio em relação a H4.	87
Tabela 6.13 – Resultados da aplicação do algoritmo H3 e desvio em relação a H1.	89
Tabela 6.14 – Resultados da aplicação do algoritmo H6 e desvio em relação a H4.	89
Tabela 6.15 – Comparação dos resultados obtidos pelos algoritmos H0, H4, H5, H6 para os Conjuntos 1 e 2.	91
Tabela 6.16 – Comparação dos resultados obtidos pelos métodos H0-H6 (Instâncias 11-30).	92
Tabela 6.17 – Estatísticas dos algoritmos H0-H6.	93
Tabela 6.18 – Pedidos PDPTW da operação real e utilizados na geração da instância 14.	94
Tabela 6.19 – Características das demandas da instância 14.	98
Tabela 6.20 – Pedidos PDPTW da operação real com origem na plataforma 3 e utilizados na instância 30.	104
Tabela 6.21 – Comparação dos resultados dos Modelos 1 e Modelo PDPTW para as instâncias 2 e 9.	107
Tabela 6.22 – Comparação dos resultados para as instâncias 3, 4 e 5: CPLEX, MRM e partições 1 e 2 do <i>fix and optimize</i> .	111
Tabela A.1 – Características dos navios.	126
Tabela A.2 – Características dos pontos operacionais.	126
Tabela A.3 – Solução para o terminal 2.	128
Tabela A.4 – Comparação dos resultados dos Modelos 1 e 2 para instância 2.	130

Lista de quadros

Quadro 2.1 – Caracterização dos problemas de estoque e roteirização.	21
Quadro 5.1 – Passos da heurística HR.	51
Quadro 5.2 – Passos do método <i>fix and optimize</i>	54
Quadro 5.3 – Passos da fase construtiva da heurística MRM.	58
Quadro 5.4 – Regras de escolha de plataformas, navios e terminais na heurística MRM.	58
Quadro 5.5 – Passos do procedimento EN1.	60
Quadro 5.6 – Passos do procedimento EN2.	60
Quadro 5.7 – Passos do procedimento de eliminação de alívios (EA).	62
Quadro 5.8 – Passos do procedimento de redesignação de navios (RN).	63
Quadro 5.9 – Passos da heurística MRM.	64
Quadro 5.10 – Um movimento de troca de cadeias.	67
Quadro 5.11 – Passos da mateheurística BLTC.	69
Quadro 5.12 – Composição dos algoritmos propostos.	69
Quadro 6.1 – Passos da construção da heurística HR para a instância 14.	94
Quadro 6.2 – Passos da construção da heurística MRM para a instância 14.	98
Quadro 6.3 – Passos da mateheurística BLTC a partir da solução da heurística HR para a instância 14.	102
Quadro 6.4 – Passos da mateheurística BLTC a partir da solução da heurística MRM para a instância 14.	103

Lista de figuras

Figura 3.1 – Cadeia de suprimento de petróleo da empresa estudada.	24
Figura 3.2 – Tipos de plataformas.	27
Figura 3.3 – Berços de um terminal.	28
Figura 3.4 – Dimensões de um navio.	29
Figura 4.1 – Rota parcial do navio v : partindo de sua localização inicial no nó $(i_v, 1)$, v realiza a m -ésima visita ao PO i seguida da n -ésima visita ao PO j .	34
Figura 4.2 – Tipos de sobreposição de visitas consecutivas m e $(m - 1)$: (a) m termina após de $(m - 1)$; (b) m termina antes de $(m - 1)$.	42
Figura 4.3 – Paradigma adotado pelo Modelo 1: controle de estoque nas plataformas e atendimento de demanda nos terminais.	44
Figura 5.1 – Deslocamento o horizonte de planejamento na heurística de horizonte rolante.	49
Figura 5.2 – Fluxograma da heurística MRM.	64
Figura 6.1 – Rotas dos navios utilizados.	80
Figura 6.2 – Dente de serra da plataforma 1.	80
Figura 6.3 – Dente de serra da plataforma 2.	81
Figura 6.4 – Dente de serra da plataforma 3.	81
Figura 6.5 – Dente de serra da plataforma 4.	81
Figura 6.6 – Dente de serra da plataforma 5.	82
Figura 6.7 – Dente de serra da plataforma 6.	82
Figura 6.8 – Utilização dos berços no terminal 7.	82
Figura 6.9 – Utilização dos berços no terminal 8.	83
Figura 6.10 – Utilização dos berços no terminal 9.	83
Figura 6.11 – Solução HR para a instância 30: visitas à plataforma 3 pelos navios 1, 2 e 19.	105
Figura 6.12 – Solução MRM para a instância 30: visitas à plataforma 3 pelos navios 1 e 18.	105
Figura 6.13 – Rotas da instância 9 com o Modelo PDPTW/CONCERT_CPLEX.	108
Figura 6.14 – Rotas da instância 9 com o Modelo 1/CONCERT_CPLEX.	109
Figura 6.15 – Rotas da instância 9 com o Modelo 1/H3.	109
Figura A.1 – Dente de serra da plataforma 1.	127
Figura A.2 – Dente de serra do terminal 2.	127
Figura A.3 – Utilização dos berços no terminal 2.	128
Figura A.4 – Utilização dos berços no terminal 7.	131
Figura A.5 – Utilização dos berços no terminal 8.	131
Figura A.6 – Utilização dos berços no terminal 9.	131

Resumo

Problemas de roteirização de veículos ocorrem em diversas situações práticas onde se faz necessária a distribuição de bens e/ou serviços a pontos dispersos de demanda. Nesse contexto, a presente pesquisa visa o estudo de um problema de roteirização e programação de navios presente em operações de coleta e entrega de diferentes tipos de óleo cru de diversas plataformas *offshore* para vários terminais costeiros. No paradigma adotado para representação do problema, o transporte dos produtos é em grande parte o resultado da necessidade de manutenção dos estoques em cada ponto de suprimento (plataformas) entre níveis mínimos e máximos, considerando-se as taxas de produção nesses pontos operacionais, assim como o atendimento da demanda de cada produto nos terminais costeiros para abastecer as refinarias. A roteirização e programação da frota visa a obtenção de soluções de mínimo custo variável e considera várias restrições operacionais, tais como o volume máximo de carga transportada em cada navio, a viabilidade de atracação de navios em portos dos pontos operacionais, os descarregamentos simultâneos de navios em terminais com mais de um berço, dentre várias outras. Nesse sentido, modelos de otimização da literatura de roteirização veículos com restrições de estoque (*Inventory Constrained Routing Problem – ICRP*) no contexto marítimo foram modificados e estendidos para representação do problema e resolução de exemplares de uma situação real, definidos a partir de dados coletados em um estudo de caso realizado em uma empresa petrolífera nacional, envolvendo distâncias relativamente curtas e com horizontes de planejamento de curto prazo (poucas semanas). Exemplares de pequeno porte são resolvidos por meio da utilização de um *software* de programação matemática. Dada a dificuldade de resolução dos exemplos de maior porte, é proposto um método heurístico de múltiplos reinícios composto por uma metaheurística GRASP e procedimentos de melhoria, além de uma heurística de horizonte rolante, que proporcionaram a obtenção de soluções factíveis de boa qualidade em tempos computacionais aceitáveis. Com intuito de melhorar a qualidade das soluções encontradas pelos métodos construtivos, é também discutido um procedimento que combina o *software* de programação matemática e métodos heurísticos com busca local (mateheurística). Os resultados mostram o potencial dos modelos e métodos de solução aqui desenvolvidos e propostos para abordar o problema e produzir soluções competitivas em relação às soluções da empresa.

Palavras-chave: Problemas de roteirização com restrições de estoque, roteirização de navios, modelagem matemática, heurísticas de múltiplos reinícios, heurísticas de programação matemática, mateheurísticas.

Abstract

Vehicle routing problems occur in many practical situations where the distribution of goods and / or services to different demand points is necessary. In this context, this research aims to study a ship routing and scheduling problem that arises at the collection and delivery operations of different types of crude oil from offshore platforms to coastal terminals. In the paradigm adopted for the representation of the problem, the transportation is largely the result of the need to maintain inventories at each supply point (platforms) between minimum and maximum levels, considering production rates on these operating points and the demand attendance of each product in the coastal terminals. The routing and scheduling of the fleet aims to achieve minimum variable cost solutions, and considers various operational constraints, such as the maximum cargo volume transported on each ship, the ships mooring in the operational points ports, the simultaneous unloading of the ships in terminals with more than one berth, among many others. In this research, Inventory Constrained Routing Problem (ICRP) models in the maritime context have been modified and extended for appropriately representing and solving real problems based on data collected in a case study performed on a Brazilian oil company, involving relatively short distances and time horizons. Small sized instances are solved by a mathematical programming software. Given the difficulties of solving larger examples, this study proposes a multistart heuristic method that includes a metaheuristic GRASP and improvement procedures, and also a rolling horizon heuristic. Both methods provide feasible good quality solutions in reasonable computing times. In order to improve the quality of the solutions found by these constructive methods, it is also discussed a procedure that combines the mathematical programming software and local search heuristic methods (matheuristic). The results show the potential of the proposed models and solution methods to tackle the problem and produce competitive solutions.

Keywords: Inventory constrained routing problems, maritime routing problems, mathematical modeling, multistart heuristic, mathematical programming heuristics, matheuristics.

Capítulo 1 – Introdução

Problemas de roteirização e programação de veículos visam a determinação de decisões táticas e operacionais que surgem em atividades de coleta e/ou entrega de produtos e serviços. Esses problemas consistem em definir rotas para a frota disponível de forma a minimizar, por exemplo, o número de veículos utilizados, o tempo ou distância total, o tempo de espera dos clientes ou ainda os tempos e custos envolvidos nas operações. Para a determinação das rotas, é comum considerar limitações de capacidade de veículos, de tempo máximo de rota, bem como restrições de janelas de tempo nos locais de coleta e/ou entrega, entre outras restrições. A rota de cada veículo especifica a sequência de locais a serem visitados por cada veículo (roteirização), assim como o cronograma temporal de cada atividade programada (programação).

Problemas de roteirização aparecem em diferentes setores de aplicação, incluindo a entrega de produtos a clientes, o transporte de pessoas com necessidades especiais, a coleta e transporte de lixo, e a instalação de equipamentos em domicílios diferentes, dentre vários outros. Compilações dos problemas, métodos de solução e aplicações reais podem ser encontrados em Bodin *et al.* (1983), Golden e Assad (1988), Ronen (1988), Osman (1993), Fisher (1996), Desroisiers *et al.* (1995), Cunha (2000), Van Breedam (2001), Bräysy e Gendreau (2005a, 2005b), Cordeau *et al.* (2005), Parragh *et al.* (2008), Laporte (2009), Rocha *et al.* (2009), Baldacci *et al.* (2010), Baldacci *et al.* (2008), Pureza *et al.* (2012), Subramanian *et al.* (2012), Rodrigues *et al.* (2016), entre outros.

O problema considerado neste trabalho trata das decisões logísticas envolvidas na coleta e entrega de óleo cru realizadas por empresas petrolíferas entre plataformas de prospecção *offshore* (pontos de suprimento) e terminais costeiros (pontos de demanda). As distâncias envolvidas são relativamente curtas, considerando o modal marítimo, e o transporte desses produtos é realizado por uma frota de navios heterogênea, sendo em grande parte, acionado pela necessidade da não interrupção da produção nas plataformas e do atendimento da demanda nos terminais. Soluções para o problema visam a coordenação da gestão do estoque e do transporte em horizontes de planejamento de curto prazo (poucas semanas), buscando determinar simultaneamente níveis de estoques e uma estratégia de distribuição que minimizem os custos da operação. Tal característica define o problema como um problema integrado de Roteirização de Veículos com restrições de Estoque (*Inventory Constrained Routing Problem - ICRP*).

Dentre as motivações de se estudar problemas relacionados à decisões logísticas como o ICRP, talvez a mais relevante seja o impacto em termos de economia de custos em empresas. De acordo com o estudo reportado em Davis e Drumm (1999), os custos logísticos de empresas americanas representam, em média, 8% da receita das empresas. No caso do Brasil, esses custos podem atingir 19% da receita, o que em alguns casos, corresponde a mais do que o dobro de uma margem líquida de 8% (Fleury, 2000). Sendo o custo de transporte o mais representativo dentre os custos logísticos, esforços para otimizar este processo são bastante justificados. A operação de transporte de uma empresa petrolífera geralmente envolve altos custos, de maneira que a utilização de um modelo de otimização que represente apropriadamente o sistema real e métodos eficientes para sua resolução podem refletir economias significativas.

Assim como a maioria dos problemas de roteirização de interesse, o ICRP tem natureza combinatória, e é considerado de difícil resolução nas situações reais (NP-difícil), o que faz seu tratamento um desafio para profissionais da prática e pesquisadores. A motivação para esse objeto de estudo se deve ainda ao fato de que problemas de roteirização encontrados na literatura são em sua grande maioria relacionados a transportes rodoviários e, em menor grau, no contexto do transporte ferroviário. Relativamente poucos trabalhos têm sido baseados em roteirização de navios, embora aproximadamente 90% do volume e 70% do valor total das mercadorias transportadas em todo o mundo sejam levadas pelo mar (Hwang, 2005).

Christiansen *et al.* (2013) apresentam uma extensa revisão bibliográfica de problemas de roteirização e programação de navios, impulsionados pela quantidade expressiva de trabalhos relacionados a esse tema publicados na última década, alguns dos quais discutidos no Capítulo 2. Nesse período, o transporte marítimo internacional, relacionado principalmente a empresas petrolíferas e químicas, teve uma expansão de 40% e a busca pela eficiência na operação de transporte nesse modal é, portanto, fator motivador de pesquisas nessa área de estudo.

1.1. Objeto e metodologia

O objeto deste estudo consiste na logística de distribuição de óleos crus de empresas petrolíferas (tal como a empresa estudada nesse estudo de caso), mais especificamente, as operações de coleta e entrega desses produtos entre plataformas *offshore* e terminais costeiros.

O problema pode ser caracterizado como um ICRP de tempo contínuo com distribuição de múltiplos produtos de múltiplos pontos de abastecimento a múltiplos pontos

de consumo, com decisões de instante de atendimento e quantidades carregadas e descarregadas. Em um dado horizonte de planejamento, uma frota heterogênea de veículos é disponibilizada e as demandas de cada ponto de consumo por diferentes produtos são conhecidas. O custo total do problema é a soma do custo de transporte entre os pontos visitados por cada navio com o custo de atracação em cada ponto visitado.

A presente pesquisa caracteriza-se como uma pesquisa quantitativa descritiva (Betrand e Fransoo, 2002), na medida em que visa criar um modelo que se ajuste às observações e ações da realidade que ele representa, e descreva adequadamente as relações causais existentes nos processos reais. Ela também se caracteriza como quantitativa prescritiva, uma vez que almeja o desenvolvimento de estratégias e ações que apoiem decisões e melhorem a situação atual.

1.2 Objetivos

Os objetivos da presente pesquisa consistem inicialmente na proposição e validação de um ou mais modelos de otimização matemática que incorporem características reais relevantes da operação de coleta e entrega de óleo cru das empresas petrolíferas, com base em um estudo de caso realizado em uma empresa petrolífera nacional. Instâncias definidas a partir do levantamento e processamento dos dados coletados junto à empresa são utilizadas nesse processo. Devido às limitações de métodos exatos para resolução dos modelos, em particular, no tratamento de exemplares de tamanho realista, métodos heurísticos são também desenvolvidos e empregados para obtenção de soluções para o(s) modelo(s) propostos. Dentre os métodos propostos, incluem-se heurísticas construtivas, de busca local, metaheurísticas, e diferentes combinações de métodos heurísticos e de programação matemática (mateheurísticas).

Ao longo da pesquisa, as soluções obtidas com as abordagens propostas foram analisadas com o apoio de gestores e profissionais da empresa envolvidos com o planejamento da operação de coleta e entrega dos produtos na empresa estudada, a fim de sanar possíveis discrepâncias em relação às regras de operação e objetivos da empresa.

1.3 Justificativa

As operações de coleta e entrega de óleo cru de empresas do setor de petróleo, além de complexas, envolvem altos custos e riscos não desprezíveis na atracação dos navios. Desta

forma, a proposição de procedimentos bem estruturados que ofereçam soluções eficientes são de grande interesse de empresas desse setor. Convém salientar que como esta pesquisa tem o suporte de um estudo de caso, viabilizou-se a compilação e utilização de dados reais, assim como outras informações e análises.

Além da motivação prática do desenvolvimento desse projeto, problemas de roteirização e estoque no modal marítimo permanecem relativamente pouco explorados, apesar do forte impulso em pesquisa nas últimas décadas (Christiansen *et al.* 2013). A presente pesquisa procura acompanhar esta tendência, no sentido de elaborar formulações mais próximas de aplicações reais, com maior detalhamento dos custos envolvidos e das características dos navios e dos pontos de coleta (plataformas) e de entrega dos produtos (terminais). Alguns problemas importantes e complexos permanecem abertos e oferecem oportunidades interessantes e desafiadoras para pesquisas futuras, como a que aqui se apresenta.

1.4. Organização do texto

O presente documento é organizado como se segue. No Capítulo 2, é apresentada uma breve revisão bibliográfica de problemas de roteirização de veículos e controle de estoque, com enfoque no modal marítimo. O Capítulo 3, por sua vez, apresenta a descrição do problema de coleta e entrega de óleo cru de plataformas *offshore* a terminais costeiros da empresa estudada, objeto específico da presente pesquisa.

No Capítulo 4, é apresentada a descrição matemática do problema foco desta pesquisa, a formulação que descreve o problema considera o controle de estoque nas plataformas e impõe o atendimento de demandas pré-especificadas nos terminais, dentre outras características intrínsecas da operação real da empresa estudada. É também sugerida uma extensão desta formulação para imposição de datas máximas (prazos de entrega) no atendimento das demandas.

O Capítulo 5 descreve os seis métodos de resolução heurísticos propostos: i) heurística de programação matemática do tipo horizonte rolante; ii) heurística de múltiplos reinícios, composta por uma metaheurística GRASP, com procedimento de melhoria; iii) mateheurística *one-shot* inicializada pela solução da heurística de horizonte rolante; iv) mateheurística *one-shot* inicializada pela solução da heurística de múltiplos reinícios; iii) mateheurística de melhoria, composta por uma busca local de troca de rotas parciais, inicializada pela solução

da heurística de horizonte rolante; iv) mateheurística de melhoria inicializada pela solução da heurística de múltiplos reinícios.

O Capítulo 6 apresenta os resultados de experimentos computacionais para resolução das formulações tanto com o *software* comercial CONCERT/CPLEX como com as abordagens heurísticas. As soluções são comparadas entre si e ainda com as soluções de um modelo da literatura de coleta e entrega de cargas, cujos volumes são pré-especificados. Os experimentos utilizam instâncias com dados reais das operações da empresa estudada na determinação de soluções para o modelo com controle de estoque nas plataformas e atendimento de demanda nos terminais e aplicação dos métodos heurísticos.

Finalmente, na Capítulo 7, são apresentadas as conclusões deste trabalho e discutidas algumas perspectivas de interesse para pesquisas futuras.

Capítulo 2 – O problema de roteirização de veículos e controle de estoque

2.1. Introdução

Problemas de roteirização de veículos nos quais bens ou pessoas devem ser transportados de uma localidade a outra são, em geral, casos especiais do Problema Geral de Coleta e Entrega (*General Pickup and Delivery Problem - GPDP*). O GPDP é formalizado em Savelsbergh e Sol (1995) e consiste em obter um conjunto de rotas operadas por uma frota de m veículos, a fim de satisfazer pedidos de transporte. Cada pedido especifica o tamanho da carga, os locais onde a mesma deve ser coletada (origem) e entregue (destino), e possivelmente janelas de tempo durante as quais o início do serviço em cada local deve ser iniciado. Outro aspecto considerado por Savelsbergh e Sol (1995) são restrições temporais associadas à frota; cada veículo pode ter várias janelas de tempo que definem os períodos em que se encontram disponíveis, e devem respeitar restrições de tempo máximo de rota. GPDPs são caracterizados como estáticos, se os pedidos são conhecidos no início do horizonte de planejamento, ou dinâmicos, se parte dos pedidos é conhecida apenas após os veículos terem partido de seus locais de origem.

Dentre os vários casos de GPDPs discutidos na literatura, destacam-se o Problema de Coleta e Entrega (*Pickup and Delivery Problem - PDP*), em que cada pedido i possui seu local de coleta (p_i) e seu local de entrega (d_i) unicamente especificados e todos os veículos partem e retornam a um único local (depósito), o Problema de Coleta e Entrega de Pessoas (*Dial a Ride*) e o Problema de Roteirização de Veículos (*Vehicle Routing Problem - VRP*), em que todos os veículos compartilham a mesma localização inicial e final (depósito) e as cargas precisam ser ou entregues ou coletadas nos pontos de demanda. O VRP é extensão de outro problema particular, conhecido como o Problema do Caixeiro Viajante (*Traveling Salesman Problem - TSP*), o qual consiste em definir a rota mais curta que visita todos os pontos de uma rede exatamente uma vez, partindo e retornando ao ponto inicialmente visitado.

Note que apesar das diferenças dos PDP, VRP e TSP, estes são caracterizados pela determinação prévia das quantidades ofertadas/demandadas em cada local de coleta/entrega, sendo esse atributo representativo de muitas situações práticas. No tocante ao transporte de cargas à granel, problemas com tal característica são classificados como de roteirização de cargas (Al-Khayyal e Hwang, 2007). Sob este primeiro paradigma, caso os pontos de coleta e entrega possuam capacidade de estocagem limitada, a manutenção do estoque dentro de seus limitantes é realizada de forma indireta, pela imposição de janelas de tempo para início da

coleta e da entrega de cada pedido. Em um segundo paradigma, o controle de estoque interfere diretamente nas decisões de roteirização e programação de veículos, caracterizando os problemas de roteirização de veículos com restrições de estoque, foco deste trabalho.

No Problema de Estoque e Roteirização (*Inventory Routing Problem - IRP*), o planejamento de atividades de distribuição e de controle de estoque dos produtos nas origens e destinos é realizado de forma coordenada, de maneira que o tamanho das cargas a serem coletadas ou entregues são variáveis de decisão. Os custos de estocagem e de transporte são considerados nessa classe de problemas, implicando que as decisões de estocagem de produtos e roteirização de veículos devem levar em conta os *trade-offs* (conflitos) entre esses custos, característica que difere esses problemas dos problemas ICRP, onde os níveis de estoque são controlados durante o horizonte considerado, mas os custos associados ao estoque são desconsiderados.

O IRP fornece um bom ponto de partida para o estudo da integração de diferentes componentes da cadeia logística, neste caso, a integração da gestão de estoque e do transporte, visando, em geral, a minimização dos custos associados. É fácil perceber que a integração entre decisões de estoque e de transporte, tratadas tradicionalmente de maneira independente pelas empresas, contribuem para a otimização da cadeia de suprimentos como um todo (Belfiore *et al.*, 2006). A seção a seguir destaca alguns dos principais trabalhos da literatura em IRP e ICRP.

2.2 Problemas de roteirização no contexto marítimo

Segundo Ronen (1983), problemas de roteirização de navios diferem dos demais problemas de roteirização de veículos em uma variedade de fatores. Dentre estes, destacam-se a incerteza nas operações, fortemente sujeitas a condições meteorológicas ou problemas mecânicos, e ainda as condições voláteis de mercado. O autor também destaca a comparação entre a roteirização de veículos e de navios no que diz respeito às diferentes características inerentes e de funcionamento (capacidade, velocidade), bem como a estrutura de custos dos navios. O ambiente de programação depende, em larga medida, do modo de funcionamento dos navios. As viagens são, em geral, muito mais longas que em outros modais e os navios podem operar dia e noite, apesar do problema tratado nessa pesquisa envolver distâncias relativamente pequenas. Outra característica marcante é o impacto da tradição do transporte marítimo, considerada conservadora e pouco aberta a mudanças.

Dantzig e Fulkerson (1954) apresentam uma das primeiras pesquisas relacionadas ao transporte marítimo, que considera a roteirização e programação de uma frota homogênea de navios da marinha americana, utilizada no transporte de combustível, cujo objetivo é o de minimizar o tamanho da frota utilizada. Os autores utilizam um modelo de otimização linear que considera que os instantes de coleta e entrega sejam dados de entrada do problema. Este trabalho é estendido para a consideração de frota heterogênea em Bellmore *et al.* (1971), onde considera-se ainda carregamentos parciais do navio. Os autores utilizam uma estratégia de decomposição do conjunto de pontos de atendimento.

Brown *et al.* (1987) apresentam um problema de roteirização no contexto marítimo aplicado ao transporte de óleo cru entre países do Oriente Médio e países da Europa e América do Norte, caracterizando o transporte entre longas distâncias desse modal. Os custos considerados no problema estão relacionados ao consumo de combustível, de atracação nos portos e a atrasos nas entregas. O modelo que descreve o problema considera uma frota de navios homogênea, e datas de entrega nos pontos de entrega. Cada rota pode ser composta de apenas um par de coleta e entrega, ou no máximo de duas coletas e duas entregas. Rotas viáveis para cada navio são pré-definidas e a decisão do modelo se resume a escolher as rotas a serem realizadas. Soluções para o problema são obtidas por meio da adição de rotas viáveis ao modelo via geração de colunas. Testes computacionais para instâncias com até 50 cargas, 12 portos e 24 navios foram resolvidos em poucos minutos.

Sherali *et al.* (1999) adaptaram o modelo apresentado por Brown *et al.* (1987) para a consideração de frota heterogênea compartimentada, composta parcialmente por navios terceirizados. As viagens têm uma única origem e único destino e devem respeitar janelas de tempo para coleta e entrega e atrasos são penalizados na função objetivo. Os autores consideram que pedidos podem surgir no decorrer do horizonte de planejamento atual e propõem uma heurística de horizonte rolante. Testes computacionais comparam as soluções da heurística proposta com soluções fornecidas pelos programadores de navios, mostrando um ganho significativo em instâncias com horizonte de planejamento de até 90 dias, considerando uma frota composta por 20 navios com 6 a 8 compartimentos cada um.

Rocha *et al.* (2009) tratam um problema de roteirização marítimo de alocação de múltiplos tipos de óleo em compartimentos de navios petroleiros, no contexto de uma empresa brasileira de petróleo. Além dos planos de atribuição de produto, determinam planos de embarque de navios de petróleo a partir das plataformas para os terminais, em um

planejamento agregado (tático), sem um exame aprofundado da roteirização e programação dos navios. Mais recentemente, Rodrigues *et al.* (2016) estudaram um problema de roteirização e programação de navios de cabotagem de petróleo entre as plataformas *offshore* e terminais costeiros, também motivados pela operação real de uma companhia de petróleo que opera na costa brasileira. Ao contrário da presente pesquisa, que considera um problema de roteirização e de programação com restrições de estoque, o problema foi formulado como um PDP com janelas de tempo (*Pickup and Delivery Problem with Time Windows* - PDPTW) com quantidades conhecidas de coleta em cada plataforma e entrega em cada terminal dentro de janelas de tempo, que minimiza os custos de consumo de combustível dos navios. Além das restrições habituais de problemas de coleta e entrega, o modelo também considerou restrições específicas de transporte de petróleo, e uma heurística de programação matemática do tipo *relax and fix* foi desenvolvida para resolver este PDPTW marítimo.

Friedberg e Uglane (2013) examinaram possibilidades de melhoria na logística de uma empresa brasileira de produção e transporte de petróleo no que diz respeito à tomada de decisões sobre roteirização e programação dos navios da frota, visando o aumento da produção até 2020, previsto em aproximadamente 100% da produção atual. Tal expansão requer um aumento da capacidade em todos os níveis da organização, principalmente em portos com grande demanda. As rotas e instantes de início de serviço nos pontos operacionais dos navios foram considerados dados de entrada do problema. O problema considerado é formulado como um problema de programação linear inteira mista (PLIM), cujo objetivo é alocar corretamente um conjunto de pedidos de coleta e entrega de uma frota que tem uma saída disponível por dia. Um estudo computacional testa um conjunto de diferentes abordagens de geração de colunas e algoritmos *branch and price* para acelerar o processo de solução do modelo desenvolvido. Os autores concluem que uma adaptação do modelo proposto para a realidade das operações da empresa depende de um ambiente de planejamento dinâmico com frequente revisão das rotas fixas e possivelmente um aumento da frota disponível.

2.3 Problemas de estoque e roteirização

O IRP é caracterizado pela integração de decisões de roteirização e planejamento de veículos e das quantidades coletadas e entregues em cada visita aos pontos da rede considerada. Como apontado anteriormente, IRPs consideram custos de estocagem e de transporte, levando em conta os *trade-offs* entre esses custos, característica que difere esses

problemas dos problemas ICRP, onde os níveis de estoque são controlados durante o horizonte considerado, sem considerar os custos de manutenção de estoque.

Em um trabalho seminal, Federgruen e Zipkin (1984) discutem um VRP monopérido e monoproduto, combinado a um problema de alocação de estoque. Sua resolução visa determinar rotas para uma frota heterogênea de veículos de um único depósito para um conjunto de clientes, de forma a minimizar os custos de transporte, de estoque e a escassez ou falta (*shortage*). O problema é proposto como uma extensão do VRP com demanda estocástica e foi formulado por um modelo de programação inteira não-linear, por sua vez, resolvido pela decomposição do problema em subproblemas de dimensionamento de lotes, que determinam os custos de manutenção e de escassez de estoque, e subproblemas do caixeiro viajante, que definem os custos de transporte. Os autores também desenvolveram uma heurística construtiva e uma heurística de melhoria baseada na heurística de Fisher e Jaikumar (1978) para o VRP. Os experimentos computacionais utilizam exemplares propostos em Eilon *et al.* (1971) com 50 e 75 nós, considerando estoque inicial nos depósitos e contabilizando o custo deste estoque, para permitir comparação com o método proposto pelos autores. A abordagem combinada apresentada pelos autores atingiu melhorias médias de 6 a 7% no valor da solução, utilizando cerca de 20% menos veículos.

Chien *et al.* (1989) tratam o IRP também por meio da decomposição em subproblemas de dimensionamento de lotes e de roteirização, porém utilizando um procedimento híbrido de programação inteira baseado em relaxação lagrangeana, (que determina uma solução inicial) e um método heurístico (*drop procedure*), que a partir da solução inicial, garante sua factibilidade e verifica a possibilidade de melhorias. Segundo os autores, este procedimento é muito adequado para planejamento diário de atividades de dimensionamento de lotes e distribuição, com possibilidade de análise de sensibilidade. Os autores concluem que o problema de roteirização de veículos integrado ao problema de dimensionamento de lotes pode fornecer economias globais consideráveis.

Segundo Campbell *et al.* (1998), tratar o IRP como um problema de controle dinâmico de longo prazo implica em uma formulação e esquemas de resolução complexos. Bem como Federgruen e Zipkin (1984) e Chien *et al.* (1989), os autores propõem um planejamento de curto prazo (apenas um dia). Nesse trabalho, a decisão de se os clientes devem ou não ser visitados é guiada pelos objetivos de maximizar a quantidade entregue por visita e de enviar caminhões com o máximo da capacidade ocupada. As abordagens de solução investigadas

consistem de um algoritmo de programação inteira e um algoritmo de programação dinâmica. Algumas questões práticas também são discutidas no artigo, como o cálculo de taxas de consumo, mensuração do estoque e custos envolvidos e previsão de demanda.

Uma importante distinção quando classifica-se IRP marítimos se refere a formulações de tempo discreto (múltiplos períodos) ou contínuo. Formulações discretas são comumente usadas quando taxas de produção e/ou consumo variam no decorrer do tempo (Agra *et al.*, 2013a, 2013b). Formulações de tempo contínuo, por outro lado, são utilizadas quando taxas de produção e consumo são consideradas fixas durante o tempo (Papageorgiou *et al.*, 2014). Estas proporcionam maior precisão sobre as operações de programação do que as formulações de tempo discreto, já que os tempos não estão limitados a números inteiros. Também podem produzir melhores limitantes, mesmo quando as formulações de tempo discreto forem fortalecidas por desigualdades válidas disponíveis na literatura. A literatura também apresenta modelos híbridos que combinam variáveis de tempo discretas e contínuas (Agra *et al.*, 2013a).

As dificuldades inerentes de resolução de problemas de grande porte por métodos exatos motivam o desenvolvimento de heurísticas e metaheurísticas. Como apontado por diferentes autores, IRP marítimos na prática apresentam complexidade e oportunidades adicionais de estudo, e características práticas podem tornar o problema mais difícil de ser resolvido. Soluções de melhor qualidade para problemas reais podem ser obtidas usando heurísticas avançadas e métodos híbridos (como as mateheurísticas) (Christiansen *et al.*, 2011, Fagerholt e Ronen, 2013, Romero *et al.*, 2013, Branchini *et al.*, 2015, Shiguemoto e Armentano, 2010, dentre outros).

Cordeau *et al.* (2005) apresentam um exemplo ilustrativo do IRP que demonstra a dificuldade de tratar a gestão do estoque integrada à distribuição, ressaltando o desenvolvimento de problemas da literatura voltados ao curto prazo (um ou alguns dias). O trabalho conta com uma revisão bibliográfica de trabalhos que tratam o IRP e suas variações (tal como o ICRP), bem como os métodos utilizados para sua resolução.

Outras revisões bibliográficas sobre o IRP e ICRP também podem ser encontradas em Belfiore *et al.* (2006) e Coelho *et al.* (2013). O primeiro apresenta o IRP tanto com demanda determinística como estocástica, e caracterizam o problema em suas diferentes variações no que diz respeito a quantidade de pontos de abastecimento e de distribuição, variedade de produtos, demanda, decisões de frequência de atendimento e de instante de atendimento, tipos de restrições (capacidade de veículos, abastecimento e estoque e veículos disponíveis) e de

custos do sistema (distribuição e estoque). As estratégias de solução são categorizadas em decomposição, agregação, algoritmos heurísticos e programação matemática.

Coelho *et al.* (2013), por sua vez, apresentam uma revisão dos 30 anos de trabalhos sobre IRP. Os autores classificam IRP's de acordo com dois esquemas. O primeiro refere-se às variantes estruturais presentes no IRP, enquanto que o segundo está relacionado com a disponibilidade de informações sobre a demanda. Métodos exatos e heurísticos utilizados nos trabalhos investigados são também detalhados. O artigo apresenta também algumas extensões das versões básicas do IRP, como o problema de Produção e Roteirização (*Production and Routing Problem* - PRP), que integra o planejamento de produção (outro elemento da cadeia de suprimentos) à roteirização, o IRP com múltiplos produtos, IRP com entregas diretas e entre clientes e o IRP integrado à frequência de entregas e à gestão da força de trabalho, visando a minimização de inconvenientes para clientes e fornecedores.

Uma atenção especial é dada para o IRP com demanda estocástica (*Stochastic Routing Problem* - SIRP) e para o IRP dinâmico com demanda estocástica (*Dynamic Stochastic Routing Problem* - DSIRP), apresentando as respectivas formulações matemáticas e abordagens de resolução da literatura. Os autores concluem que devido à dificuldade de resolução dos IRP's, a maioria dos algoritmos propostos são métodos heurísticos, às vezes combinados com métodos exatos.

O IRP básico no modal marítimo consiste no controle de estoque de apenas um produto nos portos de produção e de consumo, e na operação de transporte entre esses portos. As taxas de produção e consumo de cada porto são consideradas constantes, e a frota de navios considerada é heterogênea em termos de capacidade, velocidade e custo. O objetivo do IRP marítimo é determinar rotas que minimizem os custos envolvidos na operação de transporte do produto considerado, e determine as quantidades carregadas e descarregadas pelos navios em cada porto, sem exceder as capacidades de estoque nos mesmos, podendo desconsiderar os custos de estoque (neste caso, o problema se reduz a um ICRP). Assim como em outros modais, a combinação de controle de estoque e roteirização e programação de navios torna o IRP marítimo um problema de difícil resolução (Christiansen *et al.*, 2013).

O IRP marítimo foi primeiramente discutido na pesquisa de Miller (1987). O autor propõe um método de resolução iterativo, onde o programador, a partir das soluções obtidas com um modelo matemático, sugere perturbações nas rotas, visando a melhorar ou viabilizar as soluções. Esse método foi utilizado para resolver um IRP enfrentado por uma empresa

química internacional que transporta múltiplos produtos químicos, a partir de uma única origem para vários destinos ao redor do mundo, sob a condição de que certos níveis de estoque sejam mantidos.

A pesquisa de Miller (1987) abriu caminho para pesquisas neste tema. Christiansen e Nygreen (1998a e 1998b) discutiram um ICRP marítimo mono-produto com restrições de janela de tempo tanto nos pontos de coleta como de entrega. As quantidades carregadas e descarregadas são determinadas pelas taxas de produção das unidades, manutenção dos níveis de estoque, e a capacidade dos navios que visitam os portos de carregamento/descarregamento. A situação estudada é formulada como um problema de programação linear inteira mista, aplicado posteriormente a um problema real de transporte de amônia de uma empresa norueguesa entre pontos de produção e de consumo em Christiansen (1999). A formulação matemática do problema real abordado pelos autores apresenta restrições básicas de fluxo em rede, conservação de carga, fluxo temporal, controle de estoque, dentre outras, para o caso monoproduto. Os resultados com uma abordagem de decomposição de Dantzig-Wolfe revelaram ser esta uma boa ferramenta para auxiliar a empresa no planejamento regional das operações de coleta e entrega.

Aplicações de IRP e ICRP na alocação de múltiplos produtos apresentam um desafio para pesquisas futuras, principalmente relacionadas a controle de estoque de cada produto e incompatibilidade de produtos em um mesmo compartimento do navio. Nesse sentido, nos últimos anos pesquisas foram desenvolvidas, especialmente voltadas para indústrias químicas e petrolíferas, das quais cabe citar os trabalhos de Fagerholt (1999), Al-Khayyal e Hwang (2007) e Li *et al.* (2010), os quais assumem que os navios têm compartimentos dedicados para produtos específicos. O ICRP marítimo com múltiplos produtos é simplificado nos trabalhos de Persson e Göthe-Lundgren (2005), Christiansen *et al.* (2011) e Siswanto *et al.* (2011), onde são considerados compartimentos não dedicados. Diferentes formulações dessa classe de problemas no modal marítimo encontradas na literatura são discutidas a seguir, bem como as respectivas abordagens de solução utilizadas.

Fagerholt (1999) aborda um problema de roteirização de navios com janelas de tempo nos pontos de coleta e de entrega, com múltiplos compartimentos por navio e múltiplos produtos. Cada veículo pode realizar mais de uma viagem por período, desde que a soma dos tempos totais de cada rota não ultrapasse uma semana (incluindo o tempo de navegação, tempo de serviço nos portos e folgas necessárias devido ao mau tempo ou quaisquer outros

imprevistos). O autor propõe um método heurístico constituído por três fases. Na primeira fase, todas as rotas individuais (que partem e retornam ao depósito uma única vez) viáveis são designadas para o navio com maior capacidade disponível. Algumas destas rotas utilizam apenas uma pequena porção da capacidade do navio e poderiam ser realizadas por navios menores a um custo menor. Na segunda fase, as rotas individuais geradas na primeira fase são combinadas, primeiramente duas a duas, e designadas para o maior navio dentre essas rotas individuais. A união das rotas individuais é realizada até que a adição de uma visita à rota supere a capacidade do navio, ou até que todas as demandas sejam satisfeitas. Uma vez formadas as rotas, testa-se a possibilidade de alocá-las a um navio menor a um menor custo. Ao resolver um problema de particionamento (terceira fase), onde as colunas são as rotas geradas nas fases 1 e 2, encontra-se tanto a frota ideal como as rotas factíveis para a frota.

No contexto de transporte de derivados do petróleo, destaca-se o trabalho de Persson e Göthe-Lundgren (2005), onde as características de um problema real de uma empresa petrolífera suíça são consideradas em um modelo de programação linear inteira mista, e propõe-se um método de resolução baseado em geração de colunas, desigualdades válidas e restrições de ramificação, uma vez que o método *branch-and-bound* padrão não se mostrou eficiente para problemas de tamanho realistas. O método proposto determinou soluções após 4 horas de processamento para exemplares com horizonte de planejamento de até 42 dias.

O desenvolvimento de métodos heurísticos para tratar problemas de roteirização e controle de estoque de grande porte estão presentes em grande parte dos trabalhos nessa temática, uma vez que incorporam características específicas do problema estudado em cada caso, produzindo soluções de qualidade em um tempo de processamento pequeno, e podem determinar boas soluções iniciais para modelos matemáticos e algoritmos exatos. Nesse sentido, Stalhane *et al.* (2012) desenvolveram uma heurística construtiva de múltiplos reinícios, que determina um conjunto de soluções iniciais por meio de movimentos de inserção. As soluções geradas são então melhoradas aplicando-se um procedimento de busca local, ou resolvendo-se o modelo matemático que descreve o problema. A abordagem de resolução proposta gerou soluções para instâncias com horizonte de planejamento de 90 a 366 dias; para as instâncias de maior porte foram obtidas soluções com *gaps* médios de 30%, após 450 segundos de processamento.

Song e Furman (2013) apresentam um ICRP marítimo, também monoproduto, e formulado como um modelo de programação linear inteira mista. Os autores utilizaram o

software CPLEX, cuja performance se mostrou eficiente apenas para exemplares pequenos. A primeira solução factível encontrada pelo *software* é utilizada como solução inicial de uma heurística de programação matemática *fix and optimize*, que se baseia na escolha aleatória de navios dois a dois, e na fixação das variáveis do modelo não relacionadas aos navios escolhidos.

Em Al-Khayyal e Hwang (2007), o modelo de Christiansen (1999) é estendido para o caso com múltiplos produtos com carregamento/descarregamento simultâneo de múltiplos navios no mesmo porto. Devido à natureza dos produtos, não é possível transportar mais de dois deles no mesmo compartimento. Como estratégia de solução do modelo, foi utilizada relaxação lagrangeana para obter limitantes inferiores do valor ótimo e o problema é decomposto em vários subproblemas mais tratáveis. Um conjunto de subproblemas é resolvido utilizando a técnicas de fluxo de rede, enquanto outro conjunto de subproblemas é resolvido por programação inteira com um número relativamente pequeno de variáveis binárias.

Para obter uma solução viável para exemplares de maior porte, os autores também propõem dois algoritmos heurísticos construtivos. O primeiro deles seleciona, dentre os pontos de coleta e de entrega, aquele que necessita ser atendido mais urgentemente. Para o ponto selecionado, identifica-se o conjunto de navios que podem atendê-lo. Dentre o conjunto de navios, escolhe-se aquele que é mais efetivo em custo, com maior capacidade, e finalmente determinam-se as quantidades de produto a serem carregadas ou descarregadas. No segundo algoritmo os navios disponíveis são listados aleatoriamente. Para o primeiro navio escolhe-se, dentre os pontos que podem ser atendidos pelo navio, aquele com menor custo e que possibilita maior quantidade de serviço por meio de uma função que pondera esses dois fatores. Esses algoritmos serviram de ponto de partida para o desenvolvimento do método heurístico de construtivo de múltiplos reinícios desenvolvido na presente pesquisa.

O ICRP com múltiplos produtos com compartimentos dedicados é também abordado por Li *et al.* (2010) e aplicado a um problema de suprimento e entrega de produtos químicos. Os autores desenvolveram um modelo de programação inteira mista de tempo contínuo baseado em *slots* de tempo, que são intervalos de tempo dentro do horizonte de planejamento que se iniciam a cada nova operação (carregamento/descarregamento de um navio, produto ou em um ponto diferente). A definição desta abordagem foi inicialmente desenvolvida em um trabalho dos mesmos autores (Li *et al.* (2008)). A abordagem apresentada pelos autores

mostrou-se mais eficiente quando comparada àquelas apresentadas em Al-Khayyal e Hwang (2007) e Christiansen (1999), para problemas de curto prazo, com a vantagem de realizar o controle de estoque durante todos os instantes de carregamento e descarregamento.

A consideração de múltiplos produtos é abordada em Christiansen *et al.* (2011) em um estudo de caso em uma fábrica de cimento. Na aplicação em questão, os produtos não podem ser misturados, porém não há compartimentos dedicados nos navios que os transportam. Os autores desenvolveram um algoritmo heurístico que constrói possíveis rotas para os navios disponíveis e utiliza uma metaheurística do tipo algoritmo genético para determinar diferentes ponderações nos critérios utilizados na escolha da rota a ser realizada por um navio previamente escolhido. Rotas factíveis são analisadas segundo seis critérios de escolha: quantidade transportada em cada rota, tempo de navegação, capacidade do navio utilizada, quantidade transportada por unidade de tempo, custo de navegação por unidade transportada, e uma ordenação aleatória das rotas. Os autores concluem que os critérios com maior peso, associados aos melhores resultados, são o custo de navegação por unidade transportada, seguido de quantidade transportada por unidade de tempo e pelo tempo de navegação.

Siswanto *et al.* (2011) também tratam do ICRP com múltiplos produtos e compartimentos não dedicados por meio de um modelo de programação inteira mista. Para determinar soluções para exemplos com horizonte de planejamento de 10 a 15 dias, os autores desenvolveram um procedimento heurístico guloso composto por um conjunto de heurísticas construtivas, cada uma definida por uma combinação de regras para cada passo da construção: a escolha do ponto a ser atendido, a escolha do navio que realizará o serviço, a alocação da demanda em um compartimento mais adequado do navio (operação de carregamento) e finalmente a decisão da quantidade a ser descarregada (operação de descarregamento). As diferentes regras totalizam 72 combinações, das quais foram testadas seis, e que atingiram um *gap* médio de 1,96% das soluções obtidas com o modelo matemático. Os autores ainda ressaltam que tais combinações de regras podem inspirar métodos que proporcionem resultados ainda melhores.

Agra *et al.* (2014) discutem um problema real de distribuição de óleo combustível enfrentado por uma companhia responsável pelo encaminhamento e agendamento de navios entre portos, com vistas ao atendimento da demanda de clientes por subprodutos de óleo durante o horizonte de planejamento. Os autores propõem uma formulação de fluxo de carga nos arcos (*arc-load flow*) introduzida por Agra *et al.* (2013a) para um modelo com janelas de

tempo e com horizonte de planejamento, que combina tempo contínuo e discreto, e que é apertado com desigualdades válidas, algumas das quais propostas em Agra *et al.* (2013b), propostas para um modelo de tempo discreto.

O modelo proposto em Agra *et al.* (2014) é aplicado em exemplos reais de pequeno porte. A fim de obter soluções factíveis, os autores também desenvolveram uma heurística de horizonte rolante (*Rolling Horizon heuristic - RH*), cuja ideia principal é a de dividir o horizonte de planejamento em sub-horizontes menores, e, em seguida, resolver repetidamente subproblemas lineares inteiros mistos, limitados e tratáveis, para sub-horizontes mais curtos. O algoritmo RH desenvolvido foi combinado pelos autores a uma heurística *local branching* por meio de três estratégias. Os autores utilizam ainda uma heurística de factibilização (*Feasibility Pump*) para acelerar a obtenção de soluções viáveis.

Diz (2014) descreve um ICRP marítimo por meio de duas formulações matemáticas, com horizonte de planejamento contínuo e discreto, e implementara inequações válidas apresentadas em Agra *et al.* (2013b) ao modelo de tempo discreto. O autor conclui que os modelos de tempo contínuo fornecem melhores limitantes quando comparados aos modelos de tempo discreto propostos, mesmo quando estes últimos são fortalecidos com inequações válidas. Para horizontes de planejamento maiores (30 dias), a combinação dos bons limitantes inferiores do modelo de tempo contínuo e a solução determinada pelo modelo de tempo discreto pode ser uma boa estratégia para fechar *gaps* de otimalidade.

Yong e Grossman (2015), por sua vez, apresentam formulações de tempo contínuo e discreto de um ICRP marítimo de um único produto, onde a rota dos navios é pré-definida e a ordenação das visitas dos navios a cada ponto é decisão do problema. Formulações de tempo contínuo, baseadas em *slots* de tempo, se mostraram eficientes em tempo e desempenho computacional quando comparadas a formulações de tempo discreto.

Restrições adicionais ao ICRP marítimo incluem a consideração do número máximo de entregas e/ou coletas consecutivas (Bilgen e Ozkarahan, 2007) e do número de atracções simultâneas em cada porto (Halvorsen-Weare e Fagerholt, 2010). Restringir o número de coletas ou entregas consecutivas visa minimizar riscos envolvidos na atracção, em particular quando o navio já tem sua capacidade parcialmente ocupada. A consideração do número de berços fornece um elemento mais realista na descrição de várias aplicações. Em seu trabalho, Halvorsen-Weare e Fagerholt (2010) discutem um estudo de caso de uma empresa de gás natural liquefeito em que o número de atracções simultâneas (correspondentes ao número de

berços) por período é incorporado ao modelo matemático com horizonte de planejamento discretizado, por sua vez, resolvido por um método de decomposição das decisões de programação e roteirização. No ICRP marítimo estudado neste trabalho, o número de atracções simultâneas é também limitado ao número de berços de cada terminal de consumo, porém o problema foi descrito por meio de uma formulação de tempo contínuo. Outros trabalhos relacionados a IRPs marítimos podem ser encontrados em Andersson *et al.* (2010), Brønmo *et al.* (2010), Hennig *et al.* (2012), Uggen *et al.* (2013), Hemmati *et al.* (2014) e Rakke *et al.* (2014).

O Quadro 2.1 a seguir caracteriza os trabalhos que trataram o IRP e o ICRP referenciados na presente pesquisa de acordo com a topologia da rede de suprimento e consumo (muitos pontos de suprimento para muitos pontos de consumo, muitos pontos de suprimentos para um de consumo, ou um ponto de suprimento para muitos de consumo), consideração de múltiplos produtos, caracterização da frota, horizonte de tempo contínuo ou discreto e estratégias de solução abordadas. O desenvolvimento de métodos mateheurísticos para ICRPs de tempo contínuo, múltiplos produtos e frota heterogênea representam uma boa oportunidade de pesquisa, uma vez que formulações de tempo contínuo são geralmente tratadas com programação matemática e/ou heurísticas construtivas com alguma busca local.

Quadro 2.1 – Caracterização dos problemas de estoque e roteirização.

Referência	Topologia da Rede	Produtos	Controle de Estoque		Composição da Frota	Tipo de Problema	Horizonte de Planejamento	Estratégia de Solução
			Ponto de Suprimento	Ponto de Demanda				
Presente Pesquisa	Muitos para muitos	Múltiplos produtos	Sim	Não	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo contínuo	Programação Matemática + Métodos Híbridos
Federgruen e Zipkin (1984)	Um para muitos	Único produto	Sim	Sim	Heterogênea	IRP	Tempo discreto	Decomposição de Benders
Müller (1987)	Um para muitos	Múltiplos produtos	Sim	Não	Heterogênea	IRP Marítimo	Tempo discreto	Programação Matemática
Chien <i>et al.</i> (1989)	Um para muitos	Único produto	Sim	Sim	Heterogênea	IRP	Tempo discreto	Relaxação Lagrangeana + Heurística
Campbell <i>et al.</i> (1998)	Um para muitos	Único produto	Sim	Sim	Homogênea	ICRP	Tempo discreto	Decomposição por Agrupamento e Roteirização
Christiansen e Nygreen (1998a e 1998b)	Muitos para muitos	Único produto	Sim	Não	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo contínuo	Programação Matemática + Geração de Colunas
Christiansen (1999)	Muitos para muitos	Único produto	Sim	Sim	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo contínuo	Decomposição de Dantzig-Wolfe + Programação Matemática
Persson e Göthe-Lundgren (2005)	Muitos para muitos	Múltiplos produtos	Sim	Sim	Homogênea	IRP Marítimo	Tempo discreto	Programação Matemática + Geração de Colunas
Al-Khayyal e Hwang (2007)	Muitos para muitos	Múltiplos produtos	Sim	Sim	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo contínuo	Programação Matemática
Bilgen e Ozkarahan (2007)	Muitos para muitos	Múltiplos Produtos	Sim	Sim	Heterogênea	IRP Marítimo	Tempo discreto	Programação Matemática
Shiguemoto e Armentano (2010)	Um para muitos	Múltiplos produtos	Não	Sim	Homogênea	IRP	Tempo discreto	Metaheurística Busca Tabu
Halvorsen-Weare e Fagerholt (2010)	Um para muitos	Único produto	Sim	Não	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo discreto	Programação Matemática + Heurística de Busca Local com de Múltiplos Reinícios.
Li <i>et al.</i> (2008 e 2010)	Muitos para muitos	Múltiplos produtos	Sim	Sim	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo contínuo e discreto	Programação Matemática

Christiansen <i>et al.</i> (2011)	Muitos para muitos	Múltiplos produtos	Sim	Sim	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo contínuo	Heurística Construtiva + Metaheurística Algoritmo Genético
Siswanto <i>et al.</i> (2011)	Muitos para muitos	Múltiplos produtos	Sim	Sim	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo contínuo	Programação Matemática + Heurística de Busca Local
Stalhane <i>et al.</i> (2012)	Um para muitos	Múltiplos produtos	Sim	Sim	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo discreto	Programação Matemática + Heurística de Construção e Melhoria
Song e Furman (2013)	Muitos para muitos	Múltiplos produtos	Sim	Sim	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo discreto	Programação Matemática + Heurística LNS
Agra <i>et al.</i> (2013a)	Muitos para muitos	Múltiplos produtos	Não	Sim	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo contínuo e discreto	Programação Matemática + Inequações Válidas
Agra <i>et al.</i> (2013b)	Muitos para muitos	Único produto	Sim	Sim	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo Discreto	Programação Matemática + Inequações Válidas
Agra <i>et al.</i> (2014)	Muitos para muitos	Múltiplos produtos	Não	Sim	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo Contínuo e Discreto	Programação Matemática + Inequações Válidas
Diz (2014)	Muitos para muitos	Múltiplos Produtos	Sim	Sim	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo Contínuo e Discreto	Programação Matemática + Inequações Válidas
Yong e Grossman (2015)	Muitos para muitos	Único produto	Sim	Sim	Heterogênea	ICRP Marítimo	Tempo Contínuo e Discreto	Programação Matemática

Capítulo 3 – O problema de coleta e entrega de óleo cru de plataformas *offshore* a terminais costeiros.

3.1 Introdução

A busca das empresas pela redução do tempo de resposta para os clientes e a garantia da qualidade dos produtos e serviços entregues estão centradas na logística de transporte. O transporte marítimo de cabotagem, ou seja, navegação entre portos ou pontos no território nacional, corresponde a 13,6% do total transportado pela matriz brasileira de transporte de cargas (Ballou, 2009). A vantagem deste modal é a capacidade individual de transportar grandes quantidades, cargas sólidas ou líquidas.

O transporte de petróleo bruto nas empresas petrolíferas nacionais entre as plataformas produtoras e os terminais consumidores é realizado em sua grande maioria por navios-tanque petroleiros, projetados para o transporte de cargas líquidas a granel, de acordo com normas internacionais de segurança. A seguir é apresentada a descrição da operação real do problema de coleta e entrega de óleo cru da empresa estudada, que pode ser considerada uma situação típica deste setor.

3.2 Descrição do problema

A presente pesquisa considera um problema de programação e roteirização de múltiplos navios com restrições de níveis estoque enfrentado por uma empresa brasileira de exploração, produção, refino, transporte e comercialização de grandes volumes de óleo cru e seus derivados. A situação dessa empresa também é encontrada em outras empresas desse setor. Os óleos de diferentes tipos, extraídos de plataformas *offshore*, são transportados por navios (cabotagem) ou dutos até terminais de consumo costeiros, de onde são encaminhados por meio de dutos para as refinarias para consumo interno do país, ou exportados. A grande maioria do transporte de produtos das plataformas até os terminais é realizada por cabotagem, representando 95% da quantidade transportada. A Figura 3.1 representa a cadeia logística da empresa estudada. O transporte de grandes volumes de múltiplos tipos de óleos de plataformas *offshore* a terminais costeiros por navios-tanque petroleiros, foco do presente estudo, aparece destacado na Figura 3.1.

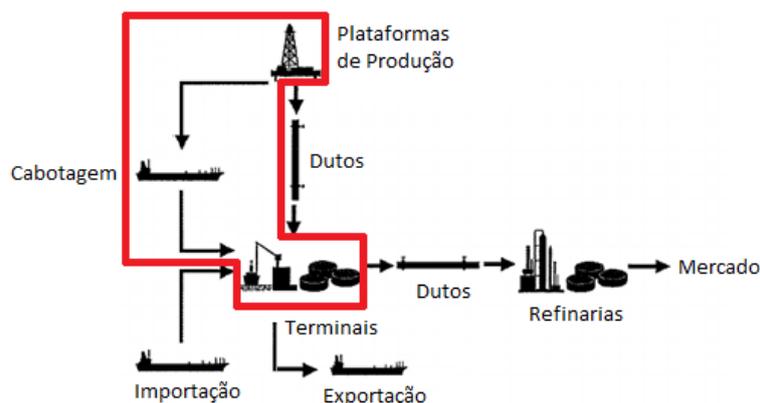


Figura 3.1 – Cadeia de suprimento de petróleo da empresa estudada.
Fonte: Adaptado de Rocha (2004).

Consideramos o planejamento de rotas a partir de plataformas *offshore* para os terminais costeiros durante um horizonte de tempo contínuo especificado. Uma vez que a frota é de propriedade da empresa, ou contratada por um período relativamente longo (por exemplo, contratos de afretamento de um ou mais anos), assumimos que os custos de contratação dos navios não têm nenhuma influência direta sobre o transporte de petróleo no curto prazo. Além disso, como a empresa petrolífera possui as plataformas, terminais e refinarias próprias, os custos de manter estoques de petróleo não são influenciados pelo transporte de petróleo. Portanto, o objetivo principal do problema é o de minimizar os custos de transporte dos produtos, tais como os custos de consumo de combustível, que dependem do tipo de navio e ainda do modo em que o navio permanece ao longo do horizonte de planejamento, (isto é, em navegação ou em *standby*), e os custos para visitar plataformas e terminais, que podem depender do tamanho do navio ou da intensidade de oferta e demanda de cada ponto. Por exemplo, é desejável minimizar os custos associados ao número de atracções em plataformas e terminais, particularmente em terminais com grandes demandas, tendo em conta os elevados custos de atracção envolvidos, possíveis filas nos terminais e em seus canais de acesso, longos tempos de carregamento e descarregamento e os riscos devido a condições ambientais.

Existem aproximadamente 10 terminais e 50 plataformas em operação na empresa petrolífera estudada. Cada plataforma produz um tipo específico de óleo devido a características geológicas intrínsecas. A frota, composta por dezenas de navios utilizados para o transporte de petróleo, é bem dimensionada e heterogênea em relação aos custos de operação, velocidades médias e capacidades. Os navios podem fazer várias visitas a cada plataforma e terminal ao longo do horizonte de planejamento. É possível transportar,

simultaneamente, mais do que um tipo de óleo em cada navio e para efeitos do presente estudo, o número de compartimentos de navio, as capacidades e as limitações específicas de carga/descarga destes compartimentos não são explicitamente consideradas.

Rotas viáveis têm de respeitar várias restrições. Cada navio inicia a sua rota em um local de repouso pré-definido próximo à última unidade operacional (terminal ou plataforma) servida no final do horizonte de planejamento anterior, e termina sua rota em um local de repouso perto de seu último local designado no horizonte de planejamento atual, caracterizando um problema de roteirização com múltiplos depósitos. Cabe ressaltar que o modelo apresentado na próxima seção pode ser facilmente estendido para lidar com casos em que a posição de partida do navio está no meio do mar, ou seja, se o navio está em trânsito no início do horizonte de planejamento, em um conceito de horizonte rolante. Não há nenhuma exigência para um local de repouso específico para qualquer navio no final do horizonte de planejamento. Plataformas devem operar continuamente, não apenas para atender a demanda dos terminais costeiros, mas também pelo fato de que interrupções de produção das plataformas são custosas para a empresa, proporcionando ainda perdas de possíveis coletas futuras.

Como resultado, a frequência de coletas tem de assegurar que o estoque da plataforma seja mantido entre os níveis mínimos e máximos. Esta situação surge como uma das principais preocupações dos tomadores de decisão da empresa - o nível máximo está relacionado com o limite máximo de funcionamento de cada plataforma (denominado *top* da plataforma), enquanto que o nível mínimo está relacionado com o lastro da mesma, para proporcionar estabilidade. Como mencionado antes, a extração de petróleo pode, portanto, ser classificada como um sistema de produção empurrado. Em contraste, o óleo armazenado nos terminais deve atender as demandas e necessidades de refinarias e de exportação, o que torna esta parte da cadeia de suprimento de petróleo um sistema puxado.

O problema de roteirização e programação de navios e controle de estoque das plataformas e terminais da empresa leva em conta as taxas de produção das plataformas e as demandas do mercado para o óleo refinado, a fim de especificar um número de pedidos, cada um dos quais definido por uma determinada quantidade de óleo a ser retirado numa plataforma i e entregue a um terminal j . Mesmo que janelas de tempo sejam prescritas para cada pedido pré-definido, sua especificação é principalmente para restringir o estoque em uma plataforma abaixo do nível máximo (*top*) e acima do nível mínimo (lastro) e, portanto, tais

janelas não foram consideradas na presente abordagem. Desta maneira, o problema da empresa é tratado como um PDPTW, que considera o controle de estoque de maneira indireta, por meio das janelas de tempo de atendimento. O problema da empresa especifica pares de coleta/entrega com seus respectivos origens (plataformas) e destinos (terminais), bem como o tamanho de cada um desses pedidos. A empresa faz planos de roteirização e controle de estoque manual considerando um horizonte de tempo rolante e estes planos são muitas vezes gerados para que alguns navios atendam principalmente algumas áreas geográficas. Este problema, abordado como um PDPTW, foi apresentado no trabalho de Rodrigues *et al.* (2016).

Em contraste, neste trabalho consideramos as taxas de produção de plataformas e capacidades de armazenamento diretamente em um ICRP. Como cada terminal exige diferentes tipos de petróleo bruto, impõe-se que a entrega total de cada tipo de óleo a um terminal seja igual à demanda somada dos pedidos pré-definidos do horizonte considerado. Supõe-se que qualquer excedente, além da capacidade de armazenamento de terminais, pode ser transferido para as refinarias atendidas pelo mesmo a qualquer momento, por meio da rede de dutos da empresa e, portanto, o controle de estoque nos terminais é desconsiderado nesta abordagem. O planejamento deste ICRP deve especificar quanto de cada petróleo bruto deve ser coletado em cada plataforma e entregue em cada terminal, e em que navio, sujeito às condições de que todas as demandas de petróleo dos terminais sejam atendidas no horizonte de planejamento e os níveis de estoque plataforma não excedam as capacidades de estocagem, e de maneira a minimizar os custos envolvidos.

Como qualquer problema de transporte marítimo, problemas de coleta e entrega de diferentes óleos crus com controle de estoque é uma operação bastante complexa. Os altos custos envolvidos, longos tempos de carregamento e descarregamento e possíveis interferências do ambiente, como ondulações, ventos e correntes marítimas, implicam que o tempo de viagem entre os pontos atendidos também seja minimizado e as atracções ocorram apenas quando necessário.

Essas características definem o problema como um ICRP que envolve definição das quantidades carregadas e descarregadas e características específicas do problema real, como atracções de navios em plataformas e terminais, número restrito de berços nos terminais, *tops* das plataformas entre outros descritos a seguir. Diferente de IRPs clássicos, onde há *trade-off* entre o custo de estoque e custo de transporte (Federgruen e Zipkin, 1984, Miller, 1987, Chien

et al., 1989, Persson e Göthe-Lundgren, 2005, Bilgen e Ozkarahan, 2007 e Shiguemoto e Armentano, 2010), neste problema os custos de manter estoques de petróleo não são influenciados pelo transporte de petróleo. O estoque de produtos nas plataformas deve apenas respeitar os níveis máximos e mínimos de armazenagem durante todo o horizonte de planejamento.

As características de navios e plataformas definem as condições de compatibilidade de atracação. As plataformas podem ser fixas, montadas sobre uma estrutura de suporte, denominada jaqueta, que se apoia no fundo do mar, ou FPSO (*Floating, Production, Storage and Offloading*). Estas últimas são unidades flutuantes de produção, armazenamento e transferência de petróleo, construídas a partir de um navio e fixadas no seu local de produção por um sistema de *turret* (torre) que permite que a plataforma e um possível navio atracado à mesma girem ao redor do eixo da torre, sem interromper a produção e o carregamento. A Figura 3.2 a seguir ilustra esses dois tipos de plataformas.



Figura 3.2 – Tipos de Plataformas.

Já os navios podem ser convencionais, ou equipados com um sistema de posicionamento dinâmico (*Dynamic Position - DP*). O sistema DP dos navios controla automaticamente a posição e aproamento por meio de propulsão ativa, permitindo posicionamento de navios, em um ângulo favorável em relação à direção dos ventos, correntezas e ondulações, o que permite respostas rápidas às variações climáticas e exigências operacionais.

Se o navio é equipado com sistema de posicionamento dinâmico, então o mesmo pode atracar em plataformas de qualquer tipo, desde que a capacidade ocupada do navio antes da atracação não ultrapasse 50% de sua capacidade total, por questões de segurança da operação. Caso o navio seja convencional, a atracação é permitida apenas em plataformas FPSO, para

reduzir os riscos de colisão na operação de atracação. Além disso, a carga a bordo de um navio convencional antes de atracar em uma plataforma FPSO é limitada a no máximo 30% de sua capacidade total. A Tabela 3.1 resume os requisitos de atracação para cada tipo de navio e plataforma.

Tabela 3.1 – Requisitos para atracação de navios em plataformas.

Navios \ Plataformas	FPSO	Fixa
Posicionamento Dinâmico	Atracação permitida com no máximo 50% da capacidade ocupada	Atracação permitida com no máximo 50% da capacidade ocupada
Convencional	Atracação permitida com no máximo 30% da capacidade ocupada	Incompatibilidade de Atracação

Enquanto cada plataforma permite a atracação de apenas um navio por vez, em cada terminal é permitido o descarregamento simultâneo de dois ou mais navios. O número de descarregamentos simultâneos é, entretanto, limitado ao número máximo de berços no porto de cada terminal (cada berço comporta um único navio por vez) (Figura 3.3).



Figura 3.3 – Berços de um terminal.

Os berços dos terminais possuem limitações físicas que podem impedir a atracação de navios considerando suas dimensões (Figura 3.4). Se o comprimento ou LOA (*length overall*) do navio for maior que o comprimento máximo que um determinado berço de um terminal comporta, a atracação não é permitida. O berço de um terminal também impede a atracação de navios cuja parte submersa, ou seja, a distância vertical da parte inferior do navio e a superfície da água (calado), seja maior que a profundidade do berço. Na prática, o calado de um navio depende da carga a bordo, de maneira que em certos terminais é permitida a atracação de navios com calado nominal superior à profundidade dos berços, desde que a carga nos navios seja inferior a uma dada porcentagem de suas capacidades.

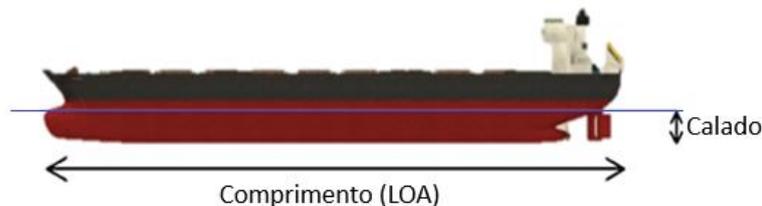


Figura 3.4 – Dimensões de um navio.

Conforme já discutido, a empresa estudada define lotes de produtos com origens (plataformas), destinos (terminais) e datas pré-estabelecidos, considerando indiretamente as taxas de produção das plataformas e a demanda por produtos de suas refinarias. Portanto, a operação real pode ser vista como um PDP com lotes rígidos de produtos com origem e destino conhecidos. Note, entretanto, que a modelagem do problema como um ICRP, utilizada na presente pesquisa, proporciona uma melhor utilização dos recursos, uma vez que as quantidades coletadas são decisão do problema. Como a produção das plataformas na prática é constante (paradas na produção implicam em custos altos para a operação da empresa) tratar o problema real como um ICRP torna a operação mais próxima da operação real, onde as coletas são principalmente guiadas pela manutenção do estoque nas plataformas entre os níveis máximo e mínimo.

Deve notar-se que este ICRP marítimo difere da maioria dos casos descritos na literatura no que diz respeito ao transporte de petróleo, que, tipicamente, envolvem longas distâncias, definindo um transporte de cabotagem curto no qual os navios não se afastam mais de 20 milhas náuticas da costa, e a distância para entre os pontos de suprimento e consumo não é superior a 400 milhas náuticas (Valois *et al.*, 2012). Como resultado, o tempo de navegação é relativamente curto (algumas horas), quando comparado ao tempo gasto nas operações portuárias (carregamento, descarregamento, tempo em fila e atracação).

Na maioria dos casos de exploração de petróleo no mundo, o transporte ocorre a partir de várias empresas produtoras para várias refinarias, enquanto que no Brasil, a mesma empresa de petróleo produz, refina e planeja o transporte do óleo, o que aumenta consideravelmente as possibilidades de ganhos logísticos.

Em resumo, o problema de roteirização e programação de navios, tratado na presente tese, tem o objetivo de determinar as operações de coleta e entrega de óleo cru, desde plataformas *offshore* a terminais costeiros, a fim de minimizar custos de viagem e atracação dos navios, considerando as seguintes premissas.

- Plataformas produzem continuamente, a uma taxa constante, um ou alguns tipos de produtos e estão submetidas ao controle de estoque (níveis máximos e mínimos de estocagem);
- Terminais permitem descarregamentos simultâneos de diferentes navios, limitados a quantidade de berços disponíveis. Os terminais demandam quantidades específicas de um ou mais tipos de produtos, que podem ser entregues a qualquer instante do horizonte de planejamento, e não sujeitos a controle de estoque;
- A frota é formada por navios heterogêneos em termos de custo, capacidade, dimensões (LOA e calado) e equipamentos instalados (DP). Os navios são capazes de transportar vários tipos diferentes de óleo simultaneamente. As decisões de alocação de produtos nos compartimentos de cada navio não são abordadas no planejamento de rotas;
- A distribuição é caracterizada como transporte marítimo de curta distância (*short sea shipping*), no qual as distâncias e tempos de viagem são relativamente curtos, e é realizada em um horizonte de planejamento limitado de tempo contínuo. Cada navio inicia a sua rota em um local de repouso próximo ao último ponto operacional servido no final do horizonte de planejamento anterior e termina a sua rota em um local de repouso próximo ao último ponto operacional servido no final do horizonte de planejamento atual, caracterizando um problema de roteirização com múltiplos depósitos. Cada navio parte de sua localização inicial em um dado instante de liberação e pode iniciar a operação já parcialmente carregado com produtos;
- A atracação dos navios em plataformas, por razões de segurança, é dependente do tipo de plataforma e da quantidade de carga a bordo. A atracação de navios em terminais é dependente das limitações físicas dos berços e dimensões dos navios.

Capítulo 4 – Modelagem matemática

4.1. Introdução

O problema descrito na seção anterior combina características dos problemas tratados em Christiansen (1999) e Al-Khayyal e Hwang (2007), discutidos na Seção 2.2.1. Os modelos propostos nesses artigos, tratam problemas de programação linear inteira mista (PLIM) e são pontos de partida para as formulações que descrevem o problema tratado na presente pesquisa também como PLIM apresentadas a seguir. O modelo de Christiansen apresenta restrições básicas de fluxo em rede, conservação de carga, fluxo temporal, controle de estoque, dentre outras, para o caso monoproduto. Já o modelo de Al-Khayyal e Hwang (2007), trata o caso de múltiplos produtos com carregamentos/descarregamentos simultâneos de dois ou mais navios, também sem limitações sobre o número de berços de terminais.

Os modelos matemáticos que se seguem têm como objetivo descrever as características relevantes das operações de coleta e entrega marítimas reais identificados no presente caso da companhia petrolífera brasileira. Essas operações normalmente envolvem distâncias relativamente curtas em comparação a outros problemas de roteirização e programação marítimos da literatura. Diferentemente dos modelos de Christiansen (1999) e Al-Khayyal e Hwang (2007), o modelo proposto considera custos de atracação na função objetivo, além dos custos de transporte, e ainda trata restrições de atracação de navios com capacidades utilizadas limitadas a uma porcentagem máxima da capacidade total e relacionadas à diminuição de riscos nas operações de atracação, limitações de número máximo de atracações simultâneas devido a limitações de número de berços dos terminais e controle de estoque neste tipo de situação em um modelo de tempo contínuo. E também na combinação de um problema de controle de estoque nos pontos de suprimento a um problema de entrega de demanda nos pontos de consumo.

O problema do estudo de caso abordado na presente pesquisa foi descrito como um modelo de programação linear inteira mista de tempo contínuo, que considera controle de estoque nas plataformas e atendimento de demanda nos terminais de consumo. Os modelos apresentados a seguir visam minimizar os custos de transporte e de atracação e determinam: (i) qual óleo deve ser carregado (descarregado) em (a partir de) qual navio e as quantidades de óleo a ser carregado (descarregado) nas plataformas (terminais); (ii) o instante de início de carregamento e agendamento das partidas e chegadas dos navios em cada plataforma, de

modo a manter os níveis de estoque entre limites operacionais ao longo do horizonte de planejamento; (iii) o período de tempo de descarga e agendamento das partidas e chegadas dos navios nos berços de cada terminal, de modo a atender às demandas do terminal no horizonte de planejamento. Por simplicidade plataformas e terminais são referidos como pontos operacionais (PO), conforme é usual na empresa estudada.

4.2 Modelo de roteirização de navios e controle de estoque em plataformas e atendimento de demanda em terminais (Modelo 1 PD+ICRP)

O Modelo 1, apresentado na presente seção, busca representar o modelo operacional do problema real, considerando controle de estoque apenas nas plataformas, onde na prática o controle é rígido e a produção é ininterrupta, utilizando taxas de produção constantes, e para os terminais são consideradas demandas por lotes de produtos para um dado horizonte de planejamento. O Modelo 1 também considera restrições operacionais de atracação baseadas nas características da frota (calado e sistema de posicionamento), bem como dos pontos operacionais (profundidade e comprimento dos berços de terminais e tipos de plataformas) e ainda restrições de controle de atracações simultâneas em terminais com mais de um berço.

O Modelo 1 permite que as demandas dos terminais sejam atendidas em qualquer instante do horizonte de planejamento. Para horizontes de longo prazo, propõe-se um modelo com prazos de entrega, que é apresentado na Seção 4.2.2.

Para o Modelo 1 considere a seguinte notação:

Índices:

i, j : POs (plataformas e terminais);
 v : navios;
 i_v : POs de posição inicial de navios;
 m, n, τ : visitas aos POs;
 p : produtos.

Conjuntos:

H : conjunto total de POs;
 H^P : conjunto de plataformas;
 H^T : conjunto de terminais;
 V : conjunto de navios;
 P : conjunto de produtos;
 H_v : conjunto de POs ($H^P \cup H^T \cup \{i_v\}$) que podem ser servidos pelo navio v ($v \in V$);
 H^{FP} : subconjunto de plataformas fixas;

V^{DP} : subconjunto de navios equipados com sistema de posicionamento dinâmico;
 V_i : subconjunto de navios que podem atender ao PO i ($i \in H^P \cup H^T$);
 P_i : subconjunto de produtos produzidos ou demandados pelo PO i ($i \in H^P \cup H^T$);

Parâmetros de entrada:

C_v^{SB} : custo fixo de *stand by* do navio v (\$);
 C_v^S : custo de deslocamento do navio v (\$);
 T_{ijv} : tempo de viagem entre os POs i e j com o navio v (h);
 C_{ijv}^T : custo total de viagem do navio v entre i e j , considerando o custo fixo de *stand by* C_v^{SB} , o custo de deslocamento C_v^S do navio v e o tempo de viagem entre os POs i e j , T_{ijv} (\$);
 C_i^D : custo de atracação no PO i (\$);
 L_{pv}^0 : carga inicial de produto p no navio v em sua localização inicial i_v (m^3);
 L_v^T : capacidade total de carregamento do navio v (m^3);
 α_{iv} : máxima capacidade ocupada (%) do navio v antes de atracar no PO i ;
 \underline{Q}_{im} : quantidade mínima carregada ou descarregada na visita m ao PO i (m^3);
 T_v^R : instante de liberação do navio v em sua localização inicial i_v (h);
 T^H : horizonte de planejamento (h);
 T^S : tempo de serviço (h);
 D_{ip} : demanda total de produto p no terminal i (m^3);
 R_{ip} : taxa de produção do produto p na plataforma i (m^3/h);
 \underline{S}_{ip} : estoque mínimo de produto p no PO i (m^3);
 \bar{S}_{ip} : estoque máximo de produto p no PO i (m^3);
 S_{ip}^0 : estoque inicial de produto p no PO i , $\underline{S}_{ip} \leq S_{ip}^0 \leq \bar{S}_{ip}$ (m^3);
 M_i^L : última visita possível ao PO i ;
 B_i : demanda total de produto p no terminal i ;

Constantes

$$J_i = 1 \text{ se } i \in H^P; -1 \text{ se } i \in H^T.$$

Variáveis de decisão

$x_{imjnv} = 1$, se o arco (i, m, j, n, v) é atravessado, 0 caso contrário;
 $z_{imv} = 1$, se o navio v termina sua rota na m -ésima visita do PO i , 0 caso contrário;
 $y_{im} = 1$, se a m -ésima visita ao PO i não ocorre, 0 caso contrário;
 $\sigma_{im\tau} = 0$, se a m -ésima visita ao PO i se sobrepõe a uma visita anterior τ , 1 caso contrário;
 l_{impv} : quantidade de produto p a bordo do navio v após a m -ésima visita do PO i (m^3);
 q_{impv} : quantidade de produto p carregada ou descarregada na m -ésima visita do PO i , pelo navio v (m^3);
 t_{im}^S : instante de início da m -ésima visita ao PO i (h);
 t_{im}^E : instante de término da m -ésima visita ao PO i (h);
 s_{imp}^S : nível de estoque de produto p no início da m -ésima visita ao PO i (m^3);
 s_{imp}^E : nível de estoque de produto p no fim da m -ésima visita ao PO i (m^3);

A rede de fluxo é representada pelo grafo $G(N,A)$. O conjunto de nós em N define o conjunto de visitas aos POs identificados pelo par (i, m) , indicando a m -ésima visita ao PO i ($i \in H, m \in M_i = (1,2, \dots, M_i^L)$).

Cada arco (i, m, j, n, v) em A representa o fluxo do navio $v \in V$ ao fim da m -ésima visita ao nó i para a n -ésima visita ao nó j (Figura 4.1). Note que arcos $(i, m, j, n, v) \in A$ somente se i e j puderem ser servidos pelo navio v ($i, j \in H_v$).

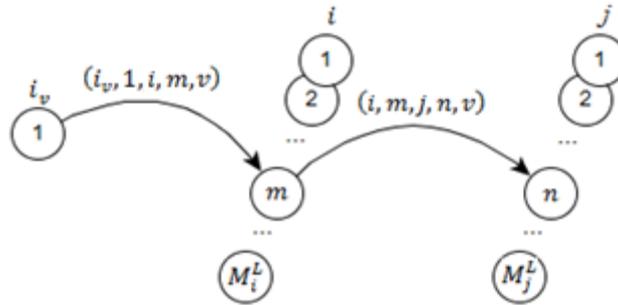


Figura 4.1 – Rota parcial do navio v : partindo de sua localização inicial no nó $(i_v,1)$, v realiza a m -ésima visita ao PO i , seguida da n -ésima visita ao PO j .

O modelo é descrito como segue. Algumas variáveis foram previamente fixadas, por exemplo, $l_{(i_v)1pv} = L_{pv}^0$, $t_{(i_v)1}^s = T_v^R$, $t_{(i_v)1}^e = T_v^R$, dentre outras.

Minimizar:

$$f = \sum_{v \in V} \sum_{i \in H_v} \sum_{m \in M_i} \sum_{j \in H_v \setminus \{i_v\}} \sum_{n \in M_j} (C_{ijv}^T + C_j^D) x_{imjnv} \quad (1)$$

$$\text{onde: } C_{ijv}^T = (C_v^{SB} + C_v^S) T_{ijv}$$

O objetivo (1) do modelo é o de minimizar o custo de movimentação dos navios e o custo de atracação em cada PO visitado.

Restrições de fluxo:

$$\sum_{j \in H_v \setminus \{i_v\}} \sum_{n \in M_j} x_{i_v 1 j n v} + z_{i_v 1 v} = 1, (\forall v \in V) \quad (2)$$

$$\sum_{j \in H_v} \sum_{n \in M_j} x_{j n i m v} = \sum_{j \in H_v \setminus \{i_v\}} \sum_{n \in M_j} x_{i m j n v} + z_{i m v}, (\forall v \in V, i \in H_v \setminus \{i_v\}, m \in M_i) \quad (3)$$

$$\sum_{j \in H_v} \sum_{n \in M_j} \sum_{v \in V} x_{j n i m v} = 1 - y_{i m}, (\forall i \in H_v \setminus \{i_v\}, m \in M_i) \quad (4)$$

$$y_{im} - y_{i(m-1)} \geq 0, (\forall i \in H_v \setminus \{i_v\}, m \in M_i, m \neq 1) \quad (5)$$

As restrições (2) a (5) garantem o correto fluxo entre as operações de entrada e saída dos POs e de viagem entre os POs. As restrições (2) garantem que todo navio v parte de sua respectiva posição inicial i_v para algum $j \in H_v$ ou termina sua rota em i_v . Este último caso indica que o navio não foi utilizado no planejamento. As restrições (3) impõem o balanço de fluxo de cada navio v ; se v visita o nó (i, m) , ele termina sua rota nesta visita ou parte para visitar um dado nó (j, n) . Note que a variável z_{imv} assegura a relação entre os lados direito e esquerdo de (2) e (3) quando i é o destino final de v . As restrições (4) prescrevem que a visita ao nó (i, m) com um navio v é imediatamente precedida pela visita a um nó (j, n) , ou que a visita ao nó (i, m) não é realizada. A variável y_{im} assegura a consistência da igualdade neste último caso. As restrições (5) garantem a ordenação das visitas conforme o momento em que estas ocorrem. Como o número total de visitas em cada i pode ter sido superestimado em relação ao número efetivamente utilizado na solução ótima, visitas realizadas têm as menores ordens (menores valores m). Esse artifício reduz o número de soluções simétricas; as visitas realizadas a um PO i tem ordem crescente de 0 a M_i e se a visita $(m - 1) < M_i$ não ocorre então a visita subsequente m também não ocorre, e conseqüentemente, todas as visitas posteriores até atingir M_i .

Restrições de carregamento e descarregamento:

$$l_{jnpv} \geq l_{impv} + J_j q_{jnpv} - L_v^T (1 - x_{imjnv}), (\forall v \in V, i \in H_v, m \in M_i, j \in H_v \setminus \{i_v\}, n \in M_j, p \in P) \quad (6)$$

$$l_{jnpv} \leq l_{impv} + J_j q_{jnpv} + L_v^T (1 - x_{imjnv}), (\forall v \in V, i \in H_v, m \in M_i, j \in H_v \setminus \{i_v\}, n \in M_j, p \in P) \quad (7)$$

$$\sum_{p \in P_i} q_{impv} \leq L_v^T \sum_{j \in H_v} \sum_{n \in M_i} x_{jnimv}, (\forall v \in V, i \in H_v \setminus \{i_v\}, m \in M_i) \quad (8)$$

$$\sum_{p \in P} l_{impv} \leq L_v^T \sum_{j \in H_v} \sum_{n \in M_j} x_{jnimv}, (\forall v \in V, i \in H_v \setminus \{i_v\}, m \in M_i) \quad (9)$$

$$\sum_{p \in P_i} \sum_{v \in V_i} q_{impv} \geq \underline{Q}_{im} (1 - y_{im}), (\forall i \in H_v \setminus \{i_v\}, m \in M_i) \quad (10)$$

As restrições (6) a (10) descrevem as operações de carregamento e descarregamento de produtos entre os POs. As restrições (6) e (7) garantem o balanço de massa ao visitar (j, n)

após (i, m) . Essas famílias de restrições foram linearizadas a partir da restrição não-linear, a seguir:

$$x_{imjnv}(l_{impv} + J_j q_{jnvp} - l_{jnvp}) = 0, (\forall v \in V, i \in H_v, m \in M_i, j \in H_v \setminus \{i_v\}, n \in M_j, p \in P)$$

Note que, quando $x_{imjnv} = 1$, a carga a bordo do navio v após visitar (j, n) é igual a carga a bordo do navio após visitar (i, m) , somada (subtraída) a quantidade coletada (entregue) em i , se i for uma plataforma (terminal). Essa característica é garantida nas restrições (6) e (7), quando o arco (i, m, j, n, v) é percorrido ($x_{imjnv} = 1$) e são redundantes quando o referido arco não é percorrido ($x_{imjnv} = 0$).

As restrições (8) garantem que a carga coletada ou descarregada de produtos no nó (i, m) seja nula caso nenhum navio v percorra o arco (j, n, i, m) . As restrições (9) impõem que a capacidade de cada navio L_v^T utilizado não seja excedida. As restrições (10) garantem que se o nó (i, m) for visitado (ou seja, $y_{im} = 0$), a carga coletada ou descarregada em v deve ser maior que o lote mínimo requerido em (i, m) , \underline{Q}_{im} .

Restrições de atracação:

$$\sum_{p \in P} l_{jnvp} \leq \alpha_{jv} L_v^T + J_j \sum_{p \in P_j} q_{jnvp} + (1 - \alpha_{jv}) \left(1 - \sum_{i \in H_v} \sum_{m \in M_i} x_{imjnv} \right), \quad (11)$$

$(\forall v \in V, j \in H_v, n \in M_j)$

As restrições (11) descrevem que as atracções de navios em plataformas estão limitadas a uma porcentagem da capacidade ocupada do navio utilizado. A atracção do navio v no PO j é permitida apenas se a quantidade de carga a bordo do navio, antes da realização da visita (j, n) , seja menor que uma porcentagem máxima, α_{jv} , da capacidade do navio v , L_v^T . Quando j é um terminal, α_{jv} representa a porcentagem máxima ocupada do navio relacionada ao calado máximo permitido para que v consiga atracar no berço do terminal j (ou seja, o calado do navio seja menor que a profundidade do berço). Quando j é uma plataforma, α_{jv} representa a porcentagem máxima ocupada do navio permitida para que a atracção ocorra, relacionada ao tipo da plataforma j (FPSO ou fixa) e ao tipo do navio v , se ele está ou não equipado com um sistema de posicionamento dinâmico. Se $\alpha_{jv} = 0$, a atracção não é permitida, ou seja, se o PO j for um terminal, significa que o LOA do navio v é maior que o

comprimento do berço do terminal j , enquanto que se j for uma plataforma, significa que o navio v não tem sistema de posicionamento dinâmico e a plataforma j é do tipo fixa.

Restrições temporais:

$$t_{im}^e = t_{im}^s + T^S \sum_{j \in H_v \setminus \{i_v\}} \sum_{n \in M_j} \sum_{v \in V} x_{imjnv}, (\forall i \in H^P \cup H^T, m \in M_i) \quad (12)$$

$$t_{jn}^s \geq t_{im}^e + T_{ijv} - 2T^H(1 - x_{imjnv}), (\forall v \in V, i \in H_v, m \in M_i, j \in H_v \setminus \{i_v\}, n \in M_j) \quad (13)$$

$$t_{im}^s \geq t_{i(m-1)}^e, (\forall i \in H^P, m \in M_i, m \neq 1) \quad (14)$$

$$t_{im}^s \geq t_{i(m-1)}^s, (\forall i \in H^T, m \in M_i, m \neq 1) \quad (15)$$

As restrições (12) a (15) determinam as variáveis contínuas de início e fim de visitas. As restrições (12) determinam o instante de finalização do carregamento (descarregamento) do produto p da plataforma (terminal) i pelo navio v , considerando um tempo de serviço T^S constante.

As restrições (13) determinam o instante de início de serviço na visita n do PO j após o navio v ter partido da visita m do PO i . As restrições (13) foram linearizadas a partir da família de restrições não-lineares a seguir:

$$x_{imjnv}(t_{im}^e + T_{ijv} - t_{jn}^s) = 0, (\forall v \in V, i \in H_v, m \in M_i, j \in H_v \setminus \{i_v\}, n \in M_j)$$

Quando $x_{imjnv} = 1$, é suficiente que o instante de início de serviço na visita n do PO j seja maior ou igual ao instante de início de serviço na visita m do PO i , somado ao tempo de viagem entre i e j , característica garantida na restrição (13). Se $x_{imjnv} = 0$, essa restrição é redundante.

As restrições (14) prescrevem que o início da m -ésima visita a uma plataforma i ocorra a partir do fim da $(m - 1)$ -ésima visita a i , o que garante que um único navio por vez a visite. As restrições (15) impõem que o início da m -ésima visita a um terminal i ocorra a partir do início da $(m - 1)$ -ésima visita a i , permitindo-se, portanto, sobreposições de visitas nesses pontos operacionais e uma associação apropriada entre a ordem da visita e o instante de início das mesmas.

Restrições de controle de estoque (Plataformas):

$$s_{i1p}^s = S_{ip}^0 + J_i R_{ip} t_{i1}^s, (\forall i \in H^P, p \in P_i) \quad (16)$$

$$s_{imp}^e = s_{imp}^s - J_i \sum_{v \in V_i} q_{impv} + J_i R_{ip} (t_{im}^e - t_{im}^s), (\forall i \in H^P, m \in M_i, p \in P_i) \quad (17)$$

$$s_{imp}^s = s_{i(m-1)p}^e + J_i R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e), (\forall i \in H^P, m \in M_i, p \in P_i, m \neq 1) \quad (18)$$

$$\underline{S}_{ip} \leq s_{imp}^s \leq \bar{S}_{ip}, (\forall i \in H^P, m \in M_i, p \in P_i) \quad (19)$$

$$\underline{S}_{ip} \leq s_{imp}^e \leq \bar{S}_{ip}, (\forall i \in H^P, m \in M_i, p \in P_i) \quad (20)$$

$$\underline{S}_{ip} \leq s_{i(M_i^L)p}^e + J_i R_{ip} (T^H - t_{i(M_i^L)}^e) \leq \bar{S}_{ip}, (\forall i \in H^P, p \in P_i) \quad (21)$$

As restrições (16) a (21) prescrevem como é realizado o controle de estoque das plataformas. As restrições (16) calculam o estoque no instante de início da primeira visita a plataforma i , considerando o estoque no início do horizonte de planejamento, S_{ip}^0 , e a produção até o início da primeira visita. As restrições (17), por sua vez, garantem o controle de estoque *durante* a visita a plataforma (i, m) . Note que o estoque do produto p em i é decrementado pelo carregamento no navio v , ao mesmo tempo em que é incrementado pela produção da plataforma i .

As restrições (18) impõem o controle de estoque entre visitas consecutivas m e $(m - 1)$ em plataformas, considerando o estoque no fim da visita $(m - 1)$ e a produção durante o intervalo de ocorrência das visitas m e $(m - 1)$. Estas restrições também garantem o controle de estoque em caso de sobreposição entre duas ou mais visitas. Elas foram desenvolvidas a partir da análise das restrições de balanço de estoque entre visitas consecutivas (18') propostas no modelo de Al-Khayyal e Hwang (2007).

$$s_{imp}^s = s_{i(m-1)p}^e + J_i R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e) \sigma_{im(m-1)}, \quad (18')$$

$$(\forall i \in H, m \in M_i, p \in P_i, m \neq 1)$$

A restrição (18') não garante o correto controle de estoque em caso de sobreposição de visitas, e, portanto, realizou-se uma correção na mesma, obtendo-se a restrição (18). Essa correção é discutida na Seção 4.2.1, a seguir. Ressalta-se que no caso específico da presente aplicação, visitas consecutivas a plataformas não são permitidas, mas em testes com instâncias menores que permitiam soluções com sobreposição de visitas em POs de produção, a restrição (18) realizou o controle correto do estoque ao final das visitas realizadas.

As restrições (19) garantem que o estoque do produto p no instante de início da visita ao nó (i, m) esteja dentro dos limites mínimo e máximo permitidos. As restrições (20)

garantem a observância a esses limites no instante de finalização da visita, nível este mantido entre limites mínimo e máximo até o final do horizonte de planejamento com a imposição das restrições (21). O estoque no final do horizonte de planejamento é dado pelo nível de estoque ao final da última visita ao nó i , M_i^L , somado a quantidade produzida pela plataforma i do final da visita M_i^L até o final do horizonte de planejamento, T^H .

Restrições de berços (Terminais):

$$t_{im}^s - t_{i\tau}^e \geq (\sigma_{im\tau} - 1)T^H, (\forall i \in H^T, m \in M_i, \tau = 1, \dots, m - 1) \quad (22)$$

$$t_{im}^s - t_{i\tau}^e \leq (\sigma_{im\tau})T^H, (\forall i \in H^T, m \in M_i, \tau = 1, \dots, m - 1) \quad (23)$$

$$1 + \sum_{\tau=1, \dots, m-1} (1 - \sigma_{im\tau}) \leq B_i, (\forall i \in H^T, m \in M_i) \quad (24)$$

As restrições de controle de atracação em berços de terminais são descritas de (22) a (24). As restrições (22) e (23) indicam quais visitas τ , anteriores a visita m , se sobrepõem a m em algum instante de tempo nos terminais. As restrições (24) impõem que o número de visitas sobrepostas em cada terminal i seja limitado ao número de berços B_i . Note que se em um terminal, a m -ésima visita é sobreposta a s visitas predecessoras ($\sum_{\tau=1..m-1} (1 - \sigma_{im\tau}) = s$), então são necessários $1 + s$ berços ($1 + \sum_{\tau=1..m-1} (1 - \sigma_{im\tau})$). Garante-se com essas restrições que o número de berços do terminal seja suficiente para comportar o navio que realiza a m -ésima visita e os navios que realizarem as visitas anteriores que se sobreponham a m .

Restrições de atendimento de demanda:

$$\sum_{m \in M_i} \sum_{v \in V_i} q_{impv} = D_{ip}, (\forall i \in H^T, p \in P_i) \quad (25)$$

A restrição (25) garante que a quantidade descarregada de produto p no terminal i durante todo o horizonte de planejamento seja igual à quantidade demandada, D_{ip} .

Domínio das variáveis:

$$x_{imjnv} \in \{0,1\}, (\forall v \in V, i, j \in H_v, m \in M_i, n \in M_j) \quad (26)$$

$$z_{imv} \in \{0,1\}, (\forall v \in V, i \in H_v, m \in M_i) \quad (27)$$

$$y_{im} \in \{0,1\}, (\forall i \in H^P \cup H^T, m \in M_i) \quad (28)$$

$$\sigma_{im\tau} \in \{0,1\}, (\forall i \in H^T, m, \tau \in M_i) \quad (29)$$

$$l_{impv}, q_{impv} \geq 0, (\forall v \in V, i \in H_v, m \in M_i, p \in P_i) \quad (30)$$

$$0 \leq t_{im}^s, t_{im}^e \leq T^H, (\forall i \in H^P \cup H^T, m \in M_i) \quad (31)$$

$$s_{imp}^s, s_{imp}^e \geq 0, (\forall i \in H^P, m \in M_i, p \in P_i) \quad (32)$$

E finalmente, as restrições (26)-(32) descrevem o domínio das variáveis do modelo.

4.2.1 Correção das restrições de controle de estoque na ocorrência de sobreposição de visitas

Na prática, plataformas permitem a atracação de um navio por vez, e as instâncias testadas na presente abordagem têm essa característica, mas o controle de estoque em descarregamentos simultâneos é garantido pelo Modelo 1, por meio da restrição (18), que foi modelada a partir da análise e correção da restrição (18') do modelo proposto por Al-Khayyal e Hwang (2007).

$$s_{imp}^s = s_{i(m-1)p}^e + J_i R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e) \sigma_{im(m-1)}, (\forall i \in H, m \in M_i, p \in P_i, m \neq 1) \quad (18')$$

A restrição (18') considera o termo não linear $R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e) \sigma_{im(m-1)}$. Quando não há sobreposição entre as visitas m e $(m-1)$ ($\sigma_{im(m-1)} = 1$), as restrições (18') são equivalentes as restrições (18). Caso contrário ($\sigma_{im(m-1)} = 0$), as restrições (18') prescrevem que o estoque de produto p no instante de início da visita m (s_{imp}^s) seja igual ao estoque de produto p no instante de término da visita $m-1$ ($s_{i(m-1)p}^e$). Conforme discutido a seguir, a restrição (18') não garante o correto controle de estoque em caso de sobreposição de visitas.

Considere as restrições (17) que calculam o estoque do produto p no final de uma visita, digamos $(m-1)$, a uma plataforma i (ou seja, $s_{i(m-1)p}^e$). $s_{i(m-1)p}^e$ é igual ao estoque no início desta visita, subtraída a quantidade carregada e somada a quantidade produzida durante a duração da visita. Considere agora a próxima visita a i (ou seja, a visita m). Assim como para a visita $(m-1)$, s_{imp}^e é igual ao estoque no início de m subtraída a quantidade carregada e somada a quantidade produzida durante a duração da visita. Note, entretanto, que se m estiver sobreposta a $(m-1)$ em algum intervalo de tempo, adotar o estoque de p no início de m como igual ao estoque final da visita $(m-1)$ (conforme prescrito pelas restrições (18')), implica em acrescentar ao estoque a produção de p durante toda a duração da visita m , **inclusive** nos períodos de sobreposição a $(m-1)$, o que já foi feito para $(m-1)$. Em outras palavras, a produção nos períodos de sobreposição é considerada duas vezes.

Essa restrição foi então corrigida, somando-se uma parcela correspondente a produção durante o intervalo de sobreposição ($-J_i(R_{ip}(t_{i(m-1)}^e - t_{im}^s)(1 - \sigma_{im(m-1)}))$):

$$s_{imp}^s = s_{i(m-1)p}^e + J_i R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e) \sigma_{im(m-1)} - J_i (R_{ip} (t_{i(m-1)}^e - t_{im}^s) (1 - \sigma_{im(m-1)})), (\forall i \in H, m \in M_i, p \in P_i, m \neq 1)$$

Desenvolvendo a equação acima, nota-se que trata-se de uma equação linear, independente da variável $\sigma_{im(m-1)}$:

$$s_{imp}^s = s_{i(m-1)p}^e + J_i R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e) \sigma_{im(m-1)} - J_i (R_{ip} (t_{i(m-1)}^e - t_{im}^s) (1 - \sigma_{im(m-1)}))$$

$$s_{imp}^s = s_{i(m-1)p}^e + J_i R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e) \sigma_{im(m-1)} + J_i R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e) (1 - \sigma_{im(m-1)})$$

$$s_{imp}^s = s_{i(m-1)p}^e + J_i R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e) \sigma_{im(m-1)} - J_i R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e) \sigma_{im(m-1)} + J_i R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e)$$

$$s_{imp}^s = s_{i(m-1)p}^e + J_i R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e), (\forall i \in H, m \in M_i, p \in P_i, m \neq 1) \quad (18)$$

A partir dessa correção, um montante equivalente a duas vezes a produção é acrescentado ao estoque nos períodos de sobreposição com a restrição (17), porém uma dessas duas parcelas de produção é subtraída novamente do estoque com a restrição (18).

Note que a restrição (18) pode ser utilizada para o caso de controle de estoque em POs de consumo, com $J_i = -1$. A ideia da correção da restrição (18') é análoga. As Figuras 4.2 (a) e (b) ilustram os dois possíveis casos de sobreposição de visitas em um terminal i , caso fosse necessário realizar o controle de estoque, considerando de forma análoga às plataformas, taxas de consumo constantes R_{ip} e limitantes de estocagem, considerando tempos de serviço variável.

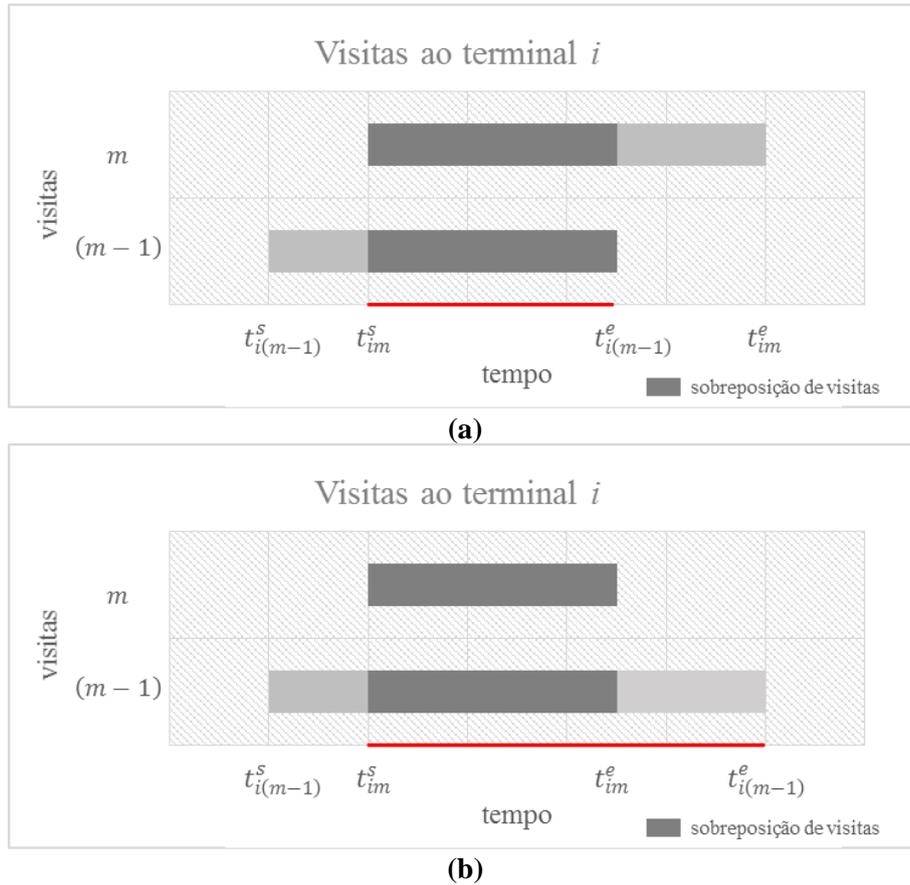


Figura 4.2 – Tipos de sobreposição de visitas consecutivas m e $(m - 1)$: (a) m termina após de $(m - 1)$; (b) m termina antes de $(m - 1)$.

As restrições (16), (17) e (18) garantem o controle de estoque com sobreposição de visitas nos dois casos analisados. A restrição (18) soma ao estoque a quantidade equivalente ao consumo do terminal i no intervalo $(t_{im}^s, t_{i(m-1)}^e)$, destacado nas Figuras 4.2(a) e 4.2(b). Esse intervalo corresponde exatamente ao intervalo de sobreposição no caso representado pela Figura 4.2(a), quando a visita m termina após a visita $(m - 1)$. Neste caso, a restrição (18) prescreve que o estoque no instante de início da visita m , (s_{imp}^s) , é igual ao estoque no instante de término da visita $(m - 1)$, $(s_{i(m-1)p}^e)$, somado à quantidade de estoque consumida nos instantes de sobreposição. Analisando o segundo caso (Figura 4.2(b)), a restrição (18) soma ao estoque a quantidade equivalente ao consumo do terminal i no intervalo $t_{im}^s, t_{i(m-1)}^e)$, que é descontado duas vezes, a primeira pela restrição (16) aplicada a visita $(m - 1)$, e a restrição (17) aplicada à visita m garante o consumo de apenas parte desse intervalo, (t_{im}^s, t_{im}^e) . O consumo do restante, do intervalo $(t_{im}^e, t_{i(m-1)}^e)$, é considerado na restrição (18) entre as visitas m e $(m + 1)$ se esta ocorrer, ou na restrição (21) se $m = M_i^L$.

Na aplicação prática do Modelo 1, não são permitidas atacações simultâneas em plataformas (POs de produção) e o controle de estoque não é considerado em terminais (POs

de consumo) e, portanto, essa correção não pôde ser analisada nos testes principais da presente tese. Testes com um modelo alternativo (Modelo 1' do Apêndice 1), que considera uma taxa de consumo constante em POs de consumo e taxas de carregamento e descarregamento dependentes da plataforma e do navio envolvido na operação, foram realizados para instâncias com dados fictícios. Uma solução detalhada de uma dessas instâncias está apresentada no Apêndice 1.

Cabe ressaltar que o controle de estoque é garantido apenas nas extremidades das visitas, ou seja, no início e no fim de cada visita, o nível de estoque durante os instantes de carregamento/d Descarregamento, quando há sobreposição de uma ou mais visitas, pode ultrapassar os limitantes máximos e mínimos de estocagem de cada ponto operacional, mas este nível é reestabelecido ao final do carregamento/d Descarregamento de cada navio. Li *et al.* (2010), apresentam uma modelagem baseada em *slots* de tempo que se iniciam a cada novo carregamento/d Descarregamento, seja de um navio ou de um produto diferente, sequenciando os produtos e garantindo o controle de estoque de cada produto durante todos os instantes de serviços simultâneos. Na aplicação estudada, o controle de estoque nas extremidades das visitas foi considerado suficiente, uma vez que, mesmo que o nível de estoque em algum ponto operacional fique fora dos limites de armazenagem durante alguns instantes do horizonte (apenas em instantes de operação), o modelo garante que este seja reestabelecido até o final da operação de carregamento ou descarregamento. No caso do Modelo 1, uma vez que não são permitidas visitas consecutivas a plataformas e em terminais não considera-se o controle de estoque, o nível de estoque não excede os limites de armazenagem, dado que permite-se que visita a uma plataforma inicie no máximo no instante à 48 horas do próximo *top*, quando considera-se um tempo de carregamento fixo de 48 horas.

A Figura 4.3 a seguir ilustra o paradigma adotado pelo Modelo 1 no que diz respeito ao controle de estoque, considerando que um navio v qualquer realize uma coleta de um produto p qualquer na m -ésima visita a uma plataforma i e descarregue o mesmo produto p na n -ésima visita a um terminal j ($x_{imjnv} = 1$). A figura mostra os níveis de estoque nos instantes de início e término das visitas m e n aos POs i e j , respectivamente. Ao estoque da plataforma i no instante t_{im} foi acrescida a quantidade produzida desta plataforma no intervalo (t_{im}^s, t_{im}^e) e decrescida a coleta do produto p realizada, obtendo o estoque no instante t_{im}^e . A partir de t_{im}^e , o estoque da plataforma aumenta a uma taxa constante. Para terminais, considera-se uma demanda de produto pré-definida para todo o horizonte de

planejamento e, portanto, a quantidade de cada produto nos terminais, de interesse do modelo, é apenas a quantidade entregue em cada visita.

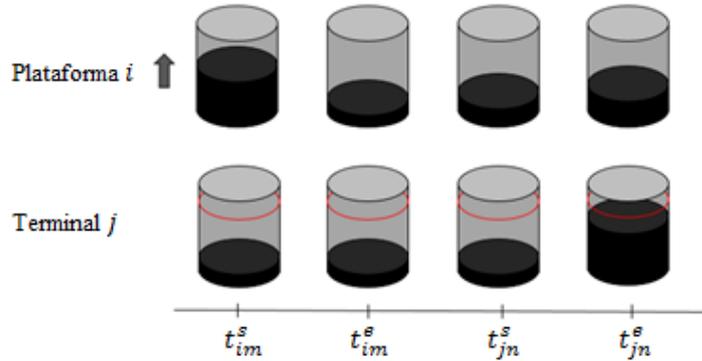


Figura 4.3 – Paradigma adotado pelo Modelo 1: controle de estoque nas plataformas e atendimento de demanda nos terminais.

Na prática cada demanda tem seu respectivo prazo de entrega, o Modelo 1 considera que a demanda pode ser atendida ao longo do horizonte de planejamento considerado, o que é considerado aceitável para horizontes curtos (por exemplo, até 12 dias, período no qual a empresa normalmente mantém estoques de segurança). Para horizontes mais longos, restrições adicionais foram acrescentadas ao Modelo 1 para incorporar o atendimento de prazos de entrega e são apresentadas na seção que segue.

4.2.2 Modelo de roteirização de navios e controle de estoque em plataformas e atendimento de demanda em terminais com prazos de entrega (Modelo 2 – PD+ICRP com prazos)

Nos exemplares com horizontes de planejamento mais longos, o Modelo 2 incorpora ao Modelo 1 prazos de entrega que garantem que todas as entregas de determinado produto p em um terminal i iniciem-se antes de um limite máximo de tempo, limite este correspondente a data do último pedido de p em i no horizonte de planejamento considerado. A estratégia, detalhada a seguir, implica na adição de duas novas restrições (33) e (34) e uma nova variável binária w_{imp} ao modelo.

$$\sum_{v \in V_i} q_{impv} \leq \bar{L}^T w_{imp}, (\forall i \in H^T, m \in M_i, p \in P_i) \quad (33)$$

$$t_{im}^e \leq T_{ip}^D + T^H(1 - w_{imp}), (\forall i \in H^T, m \in M_i, p \in P_i) \quad (34)$$

onde:

\bar{L}^T : limitante superior das capacidades dos navios envolvidos, ou seja, $\max_v \{L_v^T\}, \forall v \in V$;

T_{ip}^D : prazo máximo de entrega do produto p no terminal i ;

$w_{imp} = 1$, se o produto p é entregue na m -ésima visita do terminal i , 0 caso contrário.

A restrição (33) determina se houve ou não descarregamento de produto p na visita m do terminal i por qualquer navio v . A restrição (34) relaciona o instante de início da visita m do terminal i , com o descarregamento de produto p , e determina que toda visita m ao terminal i , que atende parte da demanda de produto p deste terminal, inicie-se até o instante T_{ip}^D .

O Modelo 2 foi resolvido por meio do *software* CONCERT/CPLEX apenas para instâncias de pequeno porte, devido ao grande esforço computacional gerado após a adição das restrições (33) e (34) no modelo. O resultado para uma instância testada é apresentado no Apêndice 2, onde podem-se analisar os impactos nas soluções e nos tempos de processamento.

4.2.3 Uma abordagem do problema como um PDPTW

Como discutido na Seção 3.2, o problema de roteirização de navios da empresa foco deste estudo de caso, é tratado na empresa como um PDPTW, onde cada um dos pedidos pré-definidos pela operação tem uma origem (plataforma/produto), destino (terminal), um tamanho de lote e prazos de entrega. Os impactos de tratar o problema supracitado como um ICRP, foram também investigados na presente pesquisa, por meio da comparação entre o Modelo 1 e o modelo PDPTW apresentado em Rodrigues *et al.* (2016) que trata o problema da empresa considerando pedidos com lotes fixos e determinando janelas de tempo de atendimento destas pedidos (nas coletas e entregas).

Para o modelo PDPTW, cada pedido r com origem i e destino j tem uma única janela de tempo de coleta $[e_r^+, l_r^+]$ na plataforma i e uma única janela de tempo de entrega $[e_r^+, l_r^+]$ no terminal j . O tamanho dos lotes e as janelas de tempo são prescritas pelos operadores da empresa para a coleta e entrega de um determinado pedido, almejando principalmente manter o estoque nas plataformas entre os níveis mínimo e máximo e atender às quantidades exigidas do tipo de óleo nos terminais em suas datas entrega.

As janelas de tempo de coleta abrem quando o nível de estoque na plataforma é grande o suficiente para atender o pedido, e fecham 48 horas antes de atingir a capacidade máxima de estocagem. As janelas de tempo de entrega, por sua vez, abrem 48 horas mais o tempo de

viagem da plataforma para o terminal, somado ao instante de abertura da janela de tempo de coleta, e fecham 48 horas mais o tempo de viagem da plataforma ao terminal, somado ao instante de fechamento da janela de tempo de coleta (ou seja, $e_r^- = e_r^+ + T_{ij} + 48$ e $l_r^- = l_r^+ + T_{ij} + 48$).

Com o objetivo de comparação entre o PDPTW e o Modelo 1, que é um ICRP, as janelas de tempo foram mantidas nos experimentos com o modelo PDPTW apenas para as plataformas, enquanto as janelas de tempo de entrega do PDPTW coincidem com o horizonte de planejamento, tornando a comparação entre os modelos menos tendenciosa para a ICPR. Para o modelo ICRP, a demanda total para cada tipo de óleo é a soma dos tamanhos dos lotes dos pedidos do PDPTW (cujo local de coleta é i e local de entrega é j). Além disso, permitiu-se que $t_{im}^e \leq T^H$ nas restrições (31) do Modelo 1, de modo que as visitas aos POs também possam terminar após o fim do horizonte de planejamento, tornando a comparação dos modelos menos inclinada para o PDPTW.

As instâncias selecionadas para o estudo desta comparação têm horizontes de planejamento de curto prazo, o que significa que as cargas exigidas poderiam ser entregues a qualquer momento dentro do horizonte de planejamento em ambos os modelos, sem representar na prática atrasos significativos. Os testes desta comparação são apresentados na Seção 6.5 do capítulo de resultados.

Capítulo 5 – Métodos de solução heurísticos

5.1 Introdução

Dada a complexidade do problema detalhado na Seção 4.2 do capítulo anterior, foram desenvolvidos métodos heurísticos para resolver instâncias com dados e horizontes de planejamento realistas. Uma heurística é um procedimento algorítmico desenvolvido a partir de um modelo cognitivo, usualmente por meio de regras baseadas na experiência dos desenvolvedores. Ao contrário dos métodos exatos, que buscam encontrar uma solução comprovadamente ótima, métodos heurísticos englobam estratégias e procedimentos que objetivam determinar uma boa solução, mesmo que não seja a ótima, em tempo computacional razoável. Por esta razão, heurísticas normalmente apresentam certo grau de conhecimento específico sobre o problema, restringindo as investigações a um número consideravelmente menor de soluções (Zanakis e Evans, 1981). Os métodos heurísticos propostos a seguir podem ser classificados como de *programação matemática*, nos quais se empregam modelos e métodos de programação matemática, *múltiplos reinícios*, caracterizados por regras simples para geração de uma diversidade de soluções, seguida de procedimentos de melhoria, e *mateheurísticas*, por sua vez, definidas como algoritmos heurísticos que resultam da interoperação de metaheurísticas e técnicas de programação matemática (Boschetti *et al.*, 2010).

Enquanto heurísticas de programação matemática e de múltiplos reinícios são métodos bem conhecidos e explorados há várias décadas, mateheurísticas só foram cunhadas em anos recentes. Neste sentido, Archetti e Speranza (2014) apresentam uma classificação da literatura para problemas de roteirização de veículos. As autoras propõem três classes deste tipo de método de solução: i) abordagens de decomposição; ii) heurísticas de melhoria e; iii) abordagens baseadas em *branch-and-price*/geração de colunas. Em particular, mateheurísticas de melhoria utilizam-se da modelagem matemática para melhorar uma ou mais soluções obtidas por um algoritmo heurístico. Os modelos matemáticos podem ser usados como ferramentas para explorar a vizinhança, como operadores para completar uma solução parcial ou como ferramentas de intensificação (abordagens de otimização local), ou mesmo para a melhoria da solução incumbente obtida pelo método heurístico, sendo o modelo resolvido uma única vez (abordagens *one-shot*).

Na presente pesquisa foram desenvolvidas uma heurística construtiva de programação matemática de horizonte rolante, uma heurística construtiva de múltiplos reinícios seguida de procedimentos de melhoria, e duas mateheurísticas de melhoria (uma de otimização local e uma *one shot*) para resolução do Modelo 1 descrito na Seção 4.2. Como a mateheurística *one shot* proposta é bastante simples (aplicação de programação matemática a uma solução inicial gerada por uma das heurísticas construtivas), não são necessários detalhes adicionais. As seções seguintes descrevem os demais métodos.

5.2 A heurística de horizonte rolante (HR)

Heurísticas de programação matemática são procedimentos que podem ser implementados diretamente no método de solução utilizado pelos *solvers* disponíveis em *softwares* comerciais. São utilizadas para auxiliar métodos exatos a determinar soluções factíveis ou melhorar a qualidade das soluções obtidas, geralmente quando se deseja reduzir o tempo de processamento, ou quando não se obtém nenhuma solução factível no tempo disponibilizado, sendo particularmente úteis no tratamento de problemas complexos e de grande porte, como os investigados na presente pesquisa.

As heurísticas de programação matemática podem ser utilizadas para construir soluções iniciais, como as heurísticas do tipo *LP and fix* (ou *cut and fix*), *relax and fix* e horizonte rolante (*rolling horizon heuristic*) (Baker, 1977), ou obter melhorias em soluções factíveis fornecidas, como as heurísticas do tipo *relaxation induced neighborhood search* (RINS), *local branching* (LB) e *fix and optimize* (ou *exchange*) (Pochet e Wolsey, 2006). Heurísticas de programação matemática são comumente utilizadas quando o tempo computacional para obtenção de uma solução factível é alto.

Enquanto esses métodos são amplamente utilizados em contextos de planejamento e programação da produção, com diversas e ricas aplicações, poucos são os trabalhos que tratam problemas de roteirização modelados com tempo contínuo, o que representa um desafio para pesquisas como a apresentada. Desta forma, visando determinar soluções factíveis para o Modelo 1 para instâncias com horizontes mais longos, é proposta uma heurística de programação matemática do tipo Horizonte Rolante (HR). Este tipo de heurística visa determinar soluções para problemas de grande porte, subdividindo o problema em problemas de pequeno porte (subproblemas) ordenados cronologicamente e, para cada subproblema, fixando algumas das decisões do subproblema imediatamente anterior.

Cada iteração do método define um subproblema referente aos primeiros T^H dias de planejamento, resolve-o por meio do *software* CPLEX, fixa as decisões dos primeiros β dias e define o subproblema subsequente, deslocando o horizonte em α dias e obtendo um problema também com horizonte de T^H dias, dos quais as decisões dos $(\beta - \alpha)$ primeiros dias estão fixadas. Os subproblemas são criados até que o horizonte total considerado de \bar{T}^H dias tenha sido percorrido.

No caso da presente abordagem, trata-se um problema com horizonte total de aproximadamente um mês de planejamento ($\bar{T}^H = 24$ dias) e subproblemas com horizonte $T^H = 5$ dias. A Figura 5.1 a seguir representa o deslocamento do horizonte de um em um dia ($\alpha = 1$) entre cada subproblema considerado, e a hachura representa os três dias ($\beta = 3$) referentes às decisões do subproblema 1 das quais apenas as decisões dos dois primeiros dias ($\beta - \alpha = 2$) serão fixadas no subproblema 2.

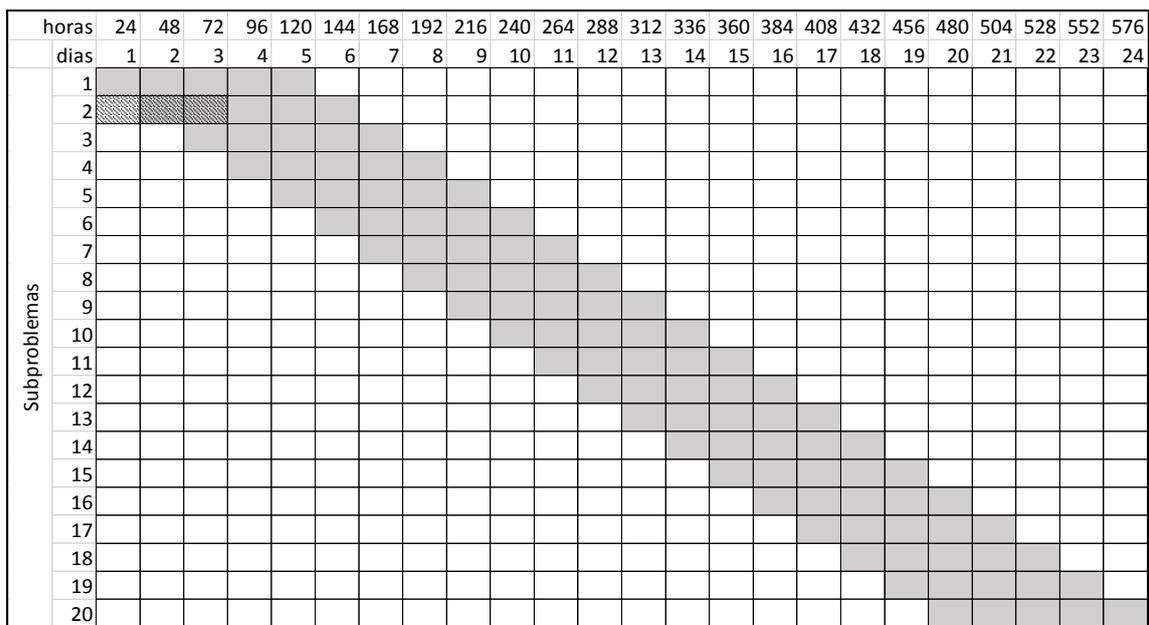


Figura 5.1 – Deslocamento do Horizonte de Planejamento na Heurística de Horizonte Rolante.

A heurística HR proposta considera que todas as plataformas do sistema estejam produzindo a uma taxa constante e todos os navios da frota estejam disponíveis, considerando seus respectivos instantes de liberação, desde o início do horizonte. Portanto, a definição de cada subproblema implica em calcular os instantes de liberação, a posição e a carga de cada produto coletado a bordo dos navios utilizados, além dos níveis de estoque das plataformas visitadas no subproblema anterior.

A definição do subproblema passa ainda pela determinação dos pedidos que deverão ser atendidos. Conforme discutido no Capítulo 4, os pedidos pré-definidos por produto e por terminal têm datas específicas de entrega e, portanto, à medida que o horizonte se desloca, novos pedidos são considerados. O Modelo 1, que descreve os subproblemas considerados nesta heurística, permite que as cargas sejam entregues nos terminais em qualquer instante do horizonte de planejamento. Uma vez que os horizontes dos subproblemas na presente abordagem são curtos, de cinco dias apenas, os prazos de entrega são respeitados com um possível atraso aceitável de algumas horas.

A heurística HR permite ainda que alguns pedidos sejam adiantados. As quantidades coletadas a cada visita são definidas pelo *software*, levando em consideração a capacidade do navio e a situação do estoque de cada plataforma. Por exemplo, se determinada plataforma atingir o estoque máximo no horizonte considerado, coletas maiores que evitem um número maior de visitas são priorizadas. Se a demanda de um determinado terminal no horizonte considerado for menor que a quantidade coletada na solução do Modelo 1, navios poderiam estar parcialmente ocupados com produtos não entregues. Se o mesmo terminal tem demandas futuras por este mesmo produto, permite-se que a entrega seja maior que a quantidade do pedido atual por meio de uma simples modificação na restrição (25) do Modelo 1 (restrição (35), a seguir).

A quantidade extra entregue é descontada das demandas posteriores. A soma das quantidades entregues em cada subproblema, por sua vez, não deve ultrapassar a demanda remanescente \bar{D}_{ip} para o horizonte total \bar{T}^H (restrição (36) a seguir), atualizada a cada definição de subproblema.

$$\sum_{m \in M_i} \sum_{v \in V_i} q_{impv} \geq D_{ip}, (\forall i \in H^T, p \in P_i) \quad (35)$$

$$\sum_{m \in M_i} \sum_{v \in V_i} q_{impv} \leq \bar{D}_{ip}, (\forall i \in H^T, p \in P_i) \quad (36)$$

onde: \bar{D}_{ip} é a demanda total não atendida do terminal i do produto p para o horizonte \bar{T}^H .

Os passos de HR estão descritos, a seguir, no Quadro 5.1.

Quadro 5.1 – Passos da heurística HR.

1. Defina o tamanho do horizonte dos subproblemas T^H , o deslocamento do horizonte α , o horizonte com decisões fixadas β e o horizonte total \bar{T}^H , e inicialize o número do subproblema $r = 0$.
2. Enquanto $T^H + r\alpha \leq \bar{T}^H$:
 - 2.1 Determine o conjunto D_s das próximas demandas D_{ip} a serem atendidas com data de entrega $T_{ij}^D \leq T^H + r\alpha$.
 - 2.2 Resolva o subproblema s por meio de um *software* de programação matemática por um tempo máximo de processamento τ_{max1} ;
 - 2.3. Faça $T_{ip}^D = T_{ip}^D + \bar{T}^H$, para todas as demandas D_{ip} completamente atendidas até o instante β .
 - 2.4. Atualize $lo_{pv}, so_{ip}, lib_v, i_v, \bar{D}_{ip}, \forall i \in H^p, p \in P, v \in V$.
 - 2.5. Faça $r = r + 1$.
3. Retorne a solução obtida.

O método de horizonte rolante pode ser desenvolvido para uma heurística de programação matemática do tipo *relax and fix*, se considerarmos o modelo com horizonte \bar{T}^H e particionarmos o horizonte em n partes de tamanho T^H . A ideia geral de uma heurística construtiva *relax and fix* considera um conjunto de variáveis $(x, y): x \in R_+^n, y \in \{0,1\}^p$, onde n e p representam respectivamente a dimensão do vetor de variáveis reais e inteiras. Um problema linear inteiro misto geral, dado por: $\text{Min}\{cx + fy: Ax + By \geq b, x \in R_+^n, y \in \{0,1\}^p$, tem sua solução ótima representada por (\hat{x}, \hat{y}) , enquanto que a melhor solução factível conhecida (incumbente) é dada por (\bar{x}, \bar{y}) .

Supõe-se que as variáveis binárias y podem ser particionadas em R conjuntos, dados por Q_1, Q_2, \dots, Q_R , correspondentes a R subproblemas. No primeiro subproblema, impõe-se a integralidade somente às variáveis em Q_1 e relaxa-se a restrição de integralidade das demais variáveis binárias, obtendo-se a seguinte formulação:

$$\text{Min}\{cx + fy: Ax + By \geq b\}$$

$$x \in R_+^n; y \in \{0,1\}, \forall y \in Q_1; y \in [0,1], \forall y \notin Q_1$$

Em cada subproblema subsequente $r, 1 < r \leq R$, fixam-se os valores das variáveis y em Q_{r-1} nos valores obtidos no subproblema $r - 1$ (\bar{y}_{r-1}) e adiciona-se a restrição de integralidade para as variáveis em Q_r , obtendo-se a seguinte formulação geral para um subproblema r :

$$\text{Min}\{cx + fy: Ax + By \geq b\}$$

$$x \in R_+^n;$$

$$y = \bar{y}_{r-1}, \forall y \in Q_1 \cup \dots \cup Q_{r-1};$$

$$y \in \{0,1\}, \forall y \in Q_r;$$

$$y \in [0,1], \forall y \in Q_{r+1} \cup \dots \cup Q_R.$$

Em cada iteração do método *relax and fix*, um subconjunto de variáveis inteiras tem sua integralidade relaxada e um problema de menor complexidade é resolvido por algum método de solução. A solução encontrada para as variáveis inteiras não relaxadas é então fixada e um novo subconjunto de variáveis inteiras é relaxado.

No caso da presente abordagem, um subconjunto das variáveis binárias $x_{imjnv}, z_{imv}, y_{im}, \sigma_{im\tau}$ é relaxado. Para cada PO i , são estimadas a quantidade M_i^L visitas até o instante T^H e \bar{M}_j^L visitas até o instante \bar{T}^H . Para cada i , as variáveis binárias a serem relaxadas são dadas por: $x_{imjnv}, z_{imv}, y_{im}, \sigma_{im\tau} \in \{0,1\}, \forall M_i^L \leq m \leq \bar{M}_j^L, j \in H, n \leq \bar{M}_j^L, v \in V_i$. Lembrando que se i não tem demanda ou não atinge *top* (quando plataforma) até o instante T^H , $M_i^L = 0$, de forma que todas as variáveis binárias relacionadas à i serão relaxadas no horizonte T^H .

Resultados da abordagem da heurística de horizonte rolante como uma heurística do tipo *relax and fix* não estão registrados na presente pesquisa até o momento, mas fazem parte das perspectivas futuras da pesquisa. Os resultados da aplicação de HR nos exemplares reais da empresa foco do presente estudo são apresentados na Seção 6.5.3.

5.3 A heurística *fix and optimize*

Foi também investigada uma heurística de programação matemática do tipo *fix and optimize* (Pochet e Wolsey, 2006). Estas heurísticas de melhoria consistem em subdividir um problema de difícil resolução em subproblemas menores, com isso diminuindo a quantidade de variáveis de decisão em cada subproblema e permitindo assim determinar soluções localmente ótimas para o problema original ou melhorar uma solução incumbente com menor esforço computacional. Partindo de uma solução factível inicial, por exemplo, obtida por uma heurística *relax and fix*, escolhe-se um subconjunto das variáveis de decisão (partição de

variáveis) de acordo com algum critério pré-estabelecido, para terem seu valor fixado no valor da solução incumbente, gerando um problema residual com as variáveis não fixadas. O problema residual gerado é então resolvido até a otimalidade ou até o limite de tempo estipulado, determinando uma nova solução incumbente.

O Modelo 1 apresentado na Seção 4.2, ao ser resolvido pelo *software* CONCERT/CPLEX, é capaz de obter soluções ótimas para problemas de pequeno porte, mas à medida que o horizonte de planejamento cresce, soluções factíveis são difíceis de serem obtidas, mesmo após de 5 horas de processamento. A análise desses resultados está apresentada no Capítulo 6, de experimentos computacionais.

Dado um conjunto de variáveis $(x, y): x \in R_+^n, y \in \{0,1\}^p$, onde n e p representam respectivamente a dimensão do vetor de variáveis reais e inteiras, um problema linear inteiro misto geral é dado por: $\min\{cx + fy: Ax + By \geq b, x \in R_+^n, y \in \{0,1\}^p$. A solução ótima deste problema é representada por (\hat{x}, \hat{y}) , enquanto que a melhor solução factível conhecida (incumbente) é dada por (\bar{x}, \bar{y}) .

Supõe-se que as variáveis binárias y podem ser particionadas em R conjuntos, dados por Q_1, Q_2, \dots, Q_R , correspondentes a R subproblemas. Em cada subproblema $r, 1 \leq r \leq R$, um conjunto de variáveis são fixadas nos valores da solução incumbente (\bar{x}, \bar{y}) , exceto as variáveis em Q_r que serão determinadas pelo subproblema.

Resolve-se, então, o subproblema r definido por:

$$\min\{cx + fy: Ax + By \geq b\}$$

$$x \in R_+^n; y \in \{0,1\}, \forall y \in Q_r; y = \bar{y}, \forall y \notin Q_r$$

O método iterativo *fix and optimize* aqui desenvolvido parte de uma solução factível inicial, e gera problemas residuais a partir da fixação de algumas variáveis do problema completo nos valores da solução dada. A escolha do subconjunto de variáveis fixadas a cada iteração é denominada de partição da solução. Diferentemente da pesquisa proposta por Song e Furman (2013), cuja partição do método *fix and optimize* proposto se baseia em uma escolha aleatória de componentes relacionados às variáveis fixadas a cada iteração, as partições no presente trabalho foram escolhidas baseando-se em algumas características do problema estudado.

As variáveis de decisão binárias x_{imjnv} do Modelo 1 são variáveis fundamentais no desempenho computacional do problema. Quanto maior o problema, muito maior é a quantidade dessas variáveis e, conseqüentemente, menor a chance de determinar uma solução factível dentro de um prazo aceitável. As partições de variáveis a serem fixadas no procedimento *fix and optimize* são formadas por subconjuntos dessas variáveis x_{imjnv} , almejando a obtenção de boas soluções factíveis a problemas de maior porte.

Na presente abordagem foram escolhidas duas partições da solução: a primeira baseada nas visitas a um dado PO realizadas por navios diferentes; a segunda baseada na ordenação das visitas a plataformas. O *software* CONCERT/CPLEX é executado por no máximo $Tmax2$ segundos para cada problema residual gerado.

A melhor solução obtida com a resolução de todos os problemas residuais gerados passa a ser a solução incumbente. O procedimento finaliza quando o CPLEX não apresenta melhorias na solução incumbente atual, ou se a solução incumbente não gera problemas residuais. O Quadro 5.2 descreve os passos do método *fix and optimize* desenvolvido.

Quadro 5.2 – Passos do método *fix and optimize*.

1. Parta de uma solução S^* de valor f^* ;
2. Encontre os subproblemas a partir de uma partição em S^* .
3. Faça $f' = \infty, S' = \emptyset$.
4. Para cada subproblema gerado, repita:
 - 4.1 Resolva o subproblema por meio do *software* CPLEX executado por um tempo limite $Tmax2$, obtendo a solução S com valor da função objetivo f ;
 - 4.2 Se $f < f'$, faça $f' = f$ e $S' = S$.
5. Se $f' < f^*$, faça $f^* = f'$ e $S^* = S'$ e volte para o passo 2. Caso contrário:
6. Retorne a solução S^* obtida e seu respectivo valor f^* .

Na presente pesquisa, foram testadas duas diferentes partições de soluções, e apesar de diminuir a complexidade computacional dos exemplares testados, sua aplicação ficou restrita a instâncias de pequeno porte (11 a 15 dias), devido ao grande tempo de processamento dispendido pelo *software* de otimização. Os resultados desta heurística encontram-se na Seção 6.6 do capítulo de resultados.

5.4 A heurística de múltiplos reinícios e melhoria (MRM)

Ao contrário do método anterior, a heurística MRM não utiliza o modelo e técnicas de programação matemática no processo de resolução, sendo suas decisões fundamentadas no bom senso, ou seja, visando incorporar o que se considera ser características provavelmente presentes em soluções de boa qualidade. A Seção 5.4.1 descreve a fase construtiva da heurística, enquanto a Seção 5.4.2 apresenta a fase de melhoria.

5.4.1 Fase construtiva da MRM

A fase construtiva do procedimento iterativo é baseado no algoritmo *Harbor-First Heuristic*, proposto por Hwang (2005) para um problema similar. O proposto pelo autor selecionava a cada iteração um ponto de suprimento, um navio e um ponto de consumo, baseando-se nas características de cada elemento. Essa ideia foi incorporada ao método heurístico aqui desenvolvido, selecionando a plataforma a ser atendida, o terminal que receberá a carga coletada na plataforma e o navio que realizará o serviço, mas considerando as características da presente aplicação, como coletas sem entrega especificada, inserção de pontos operacionais atendidos por mesmas plataformas ou que atendem os mesmos terminais em uma mesma iteração. Considerou-se ainda, diferentemente do autor citado, uma seleção aleatória de regras de escolha de elementos que propiciaram obter uma diversidade de soluções.

Para diversificar o conjunto de soluções obtidas nas múltiplas construções, a escolha de cada elemento (plataforma, navio e terminal) é realizada a partir de regras simples de escolha, determinadas aleatoriamente a cada iteração, ou dentre duas listas restritas de candidatos (LRC), cuja determinação é mais complexa. As regras simples de escolha são apresentadas no Quadro 5.2, enquanto os Quadros 5.3 e 5.4 descrevem os algoritmos que definem as duas LRCs.

A heurística MRM se inicia com a escolha de uma plataforma i^* , e verificando-se se ainda há demanda por produtos produzidos na mesma, para então escolher um terminal j^* a ser atendido dentre os terminais que demandam produtos de i^* . Caso as demandas dos terminais que necessitam de produtos de i^* no horizonte de planejamento considerado já tenham sido completamente atendidas, verifica-se se a plataforma atingirá a sua capacidade máxima de estoque antes do fim do horizonte de planejamento, pois nesse caso, ela terá de receber uma visita apenas para manter o estoque dentro dos limites de armazenamento.

Operações de coleta sem terminal de destino são denominadas de *operações de alívio*, e a quantidade coletada é mantida a bordo do navio selecionado até o final do horizonte de planejamento.

O navio v^* que realizará o serviço é escolhido dentre os navios capazes de servir a plataforma selecionada antes da mesma atingir seu estoque máximo (ou seja, antes do instante de *top* da plataforma). Isso ocorre tanto para realizar uma operação de alívio, como para coletar parte da demanda a ser entregue no terminal escolhido. Neste último caso, consideram-se apenas os navios capazes de iniciar o descarregamento no terminal antes do final do horizonte de planejamento.

Permite-se ainda, após a escolha dos elementos principais, i^* , j^* e v^* em cada iteração da heurística, selecionar novas demandas de mesma origem ou mesmo destino para inserir na rota em construção, porém apenas se a demanda do terminal j^* pelo produto p^* produzido pela plataforma i^* for menor ou igual à capacidade disponível do navio v^* . As rotas construídas a cada iteração são formadas por no máximo duas plataformas (i^* e mais uma) e três terminais (j^* e mais dois).

Coletas e entregas consecutivas em uma mesma iteração da heurística são permitidas apenas se o navio tiver capacidade disponível para coletar uma demanda completa. As visitas a outros terminais ou plataformas são decididas de acordo com o tamanho das demandas e capacidade do navio. As demandas de mesma origem ou destino são ordenadas da maior para a menor e adicionadas, uma a uma, até que o navio não comporte mais nenhuma demanda completa, ou até que se atinja o limite de duas plataformas e três terminais.

Determinados os POs visitados na iteração corrente, obtém-se o sequenciamento das visitas, visando a rota de menor custo que respeite a precedência de coletas e entregas e restrições temporais (*top* para plataformas e horizonte de planejamento para terminais). Dado que as plataformas produzem ininterruptamente, os instantes de início de serviço têm influência direta nas quantidades coletadas. No procedimento construtivo proposto, são prescritas três possibilidades para instantes de início de serviço em plataformas (A, B, C), sempre respeitando o instante de *top* da plataforma:

- A : Instante mais cedo de chegada do navio à primeira plataforma. É utilizado quando na iteração corrente é realizada uma operação de alívio, assim o navio ficará disponível para outro serviço o mais cedo possível;

- *B*: Instante em que o estoque da plataforma é igual à demanda a ser atendida. É utilizado quando na iteração corrente é realizado o atendimento de mais de uma demanda completa, ou se for realizado o atendimento de uma única demanda e a plataforma não necessitar de alívios futuros;
- *C*: instante em que o estoque da plataforma é igual à capacidade do navio. É utilizado quando na iteração corrente é realizado o atendimento de uma única demanda e a plataforma necessitar de alívios futuros.

A quantidade coletada nas plataformas visitadas é a máxima possível, considerando a capacidade do navio e o estoque disponível para coleta na plataforma no instante de início da visita. A quantidade entregue nos terminais visitados é o mínimo entre a demanda e a quantidade de produto destinado a eles a bordo do navio.

Ao final de cada iteração são atualizadas as demandas dos pontos visitados, os estoques das plataformas visitadas e os instantes de liberação, posições atuais dos navios e suas capacidades disponíveis. O procedimento iterativo se repete até que não haja plataformas requerendo alívio no horizonte de planejamento considerado e a demanda total tiver sido completamente atendida. O Quadro 5.3 a seguir resume os passos da fase construtiva.

Quadro 5.3 – Passos da fase construtiva da heurística MRM.

1. Caso não haja demandas a serem atendidas e todas as plataformas atinjam seu estoque máximo após o final do horizonte de planejamento, finalize a fase construtiva, retornando a solução corrente. Caso contrário:
2. Obtenha a plataforma i^* a partir da seleção aleatória de uma das regras RP1, RP2, RP3 ou RP4, descritas no Quadro 5.4;
3. Se a demanda da plataforma selecionada for nula, vá para o passo 4 (operação de alívio), caso contrário, vá para o passo 5 (operação de atendimento de demanda).
4. Obtenha o navio v^* para realizar uma coleta em i^* a partir da seleção aleatória de uma das regras RN1, RN2, RN3, RN4 ou RN5, descritas no Quadro 5.4, ou a partir do procedimento EN1 ou EN2, descritos nos Quadros 5.5 e 5.6, respectivamente, e obtenha a rota factível entre os pontos visitados e vá para o passo 6;
5. Obtenha um terminal j^* que demande o produto p^* produzido pela plataforma i^* a partir da escolha aleatória de uma das regras RT1, RT2, RT3 ou RT4, descritas no Quadro 5.4;
 - 5.1 Obtenha o navio v^* para realizar uma coleta em i^* e entrega em j^* a partir da seleção aleatória de uma das regras RN1, RN2, RN3, RN4 ou RN5, descritas no Quadro 5.4, ou a partir do procedimento EN1 ou EN2, descritos nos Quadros 5.5 e 5.6, respectivamente;
 - 5.2 Se a demanda atendida $dem_{j^*p^*}$ exceder a capacidade de v^* , obtenha a rota factível entre os pontos visitados e vá para o passo 6. Caso contrário:
 - 5.2.1 Se a capacidade restante do navio for menor que qualquer demanda de mesma origem i^* ou mesmo destino j^* , siga para o passo 5.2.3. Caso contrário:
 - 5.2.2 Escolha a maior dentre as demandas de mesma origem i^* ou mesmo destino j^* não atendidas e que seja menor que a capacidade restante do navio v^* e atenda a essa demanda. Identifique a nova origem ou destino a ser visitado e volte ao passo 5.2.1.
 - 5.2.3 Obtenha as rotas factíveis entre os pontos visitados, selecione a rota de menor custo e siga para o passo 6.
6. Calcule as quantidades coletadas, atualize os níveis de estoques das plataformas visitadas, e obtenha a localização, o instante de liberação e a capacidade disponível do navio utilizado. Se a operação é de atendimento de demanda, calcule as quantidades entregues, e atualize a demanda dos produtos coletados e entregues. Retorne ao passo 1;

Quadro 5.4 – Regras de escolha de plataformas, navios e terminais na heurística MRM.

Regras de escolha de plataformas:

- RP1: Plataforma que atingirá mais rapidamente seu estoque máximo;
- RP2: Plataforma com maior taxa de produção;
- RP3: Plataforma com maior demanda;
- RP4: Plataforma fixa que atingirá mais rapidamente seu estoque máximo.

Regras de escolha de navios:

- RN1: Navio de menor custo;
- RN2: Navio de menor custo por unidade de capacidade;
- RN3: Navio de maior capacidade;
- RN4: Navio mais próximo à plataforma selecionada;
- RN5: Navio convencional de menor custo.

Regras de escolha de terminais:

- RT1: Terminal com maior demanda;
- RT2: Terminal com menor demanda;
- RT3: Terminal mais próximo à plataforma selecionada;
- RT4: Terminal mais distante da plataforma selecionada.

5.4.1.1 Seleção de elementos via listas restritas de candidatos

A utilização de uma lista restrita de elementos candidatos (LRC) no processo de construção de soluções é a característica mais marcante da metaheurística GRASP (*Greedy Randomized Adaptive Search Procedure*), proposta em Feo e Resende (1995). LCRs estão limitadas aos elementos mais promissores do ponto de vista da função objetivo do problema, de maneira que tendem a conferir alta qualidade e relativa diversidade entre as soluções.

Na presente pesquisa, LRCs são aplicadas apenas na escolha dos navios (plataformas e terminais são selecionados pelas regras simples do Quadro 5.4), de maneira que as alterações nos passos da heurística MRM (Quadro 5.3) se restringem aos passos 4 e 5.1. Nestes passos, os navios são selecionados pelos procedimentos EN1 ou EN2, descritos nos Quadros 5.5 e 5.6. A razão para o desenvolvimento desses procedimentos é o tamanho considerável da frota heterogênea (25 navios) e o significativo impacto que a seleção do navio tem na qualidade da solução. Apesar do número de plataformas do sistema também ser expressivo, soluções factíveis, estão quase sempre relacionadas ao instante da operação, considerando os instantes de *tops* das plataformas, e a escolha aleatória deste elemento pode gerar um maior número de soluções infactíveis.

O primeiro procedimento (EN1) classifica os navios de acordo com a capacidade disponível e instante de liberação, atualizados a cada iteração de MRM. Como os melhores estados de escolha de navios são os de maior capacidade e de menor liberação, e ambas são grandezas distintas, o peso de cada navio v (p_v) é dado por uma normalização de seu custo por unidade de capacidade (C_v^u) e de seu instante de liberação, como segue:

$$p_v = \frac{C_v^u - \underline{C}_k^u}{\bar{C}_k^u - \underline{C}_k^u} + \frac{T_v^R - \underline{T}_k^R}{\bar{T}_k^R - \underline{T}_k^R},$$

onde:

$$C_v^u = \frac{C_v^S - C_v^{SB}}{L_v^T};$$

$$\bar{C}_k^u = \max_{k \in V} \{C_k^u\};$$

$$\underline{C}_k^u = \min_{k \in V} \{C_k^u\};$$

$$\bar{T}_k^R = \max_{k \in V} \{T_k^R\};$$

$$T_{-k}^R = \min_{k \in V} \{T_k^R\};$$

Os navios são listados em ordem não decrescente de seus pesos, sendo a LRC formada pelo navio de menor peso e por navios com pesos no máximo $\alpha\%$ maiores que o de menor peso. A escolha do navio nos passos 4 e 5.1 do Quadro 5.3 se restringe aos elementos de LRC e é feita aleatoriamente. O Quadro 5.5 descreve os passos do procedimento.

Quadro 5.5 – Passos do procedimento EN1.

1. Calcule o peso de escolha p_v de cada navio v ;
2. Forme a LRC com o navio de menor peso e com os navios com peso no máximo igual a uma porcentagem α acima do menor peso;
3. Escolha aleatoriamente um navio da LRC e o retorne à heurística MRM.

O segundo procedimento de escolha de navios (EN2) é bastante semelhante ao primeiro. A diferença está na composição da LRC, que agora é formada de acordo com a escolha aleatória de um dos quatro atributos:

- i) custo;
- ii) capacidade;
- iii) instante de liberação;
- iv) distância da plataforma selecionada.

Uma vez sorteado o atributo, os navios são ordenados e a LRC é formada pelo navio de melhor classificação e os navios que têm pesos (custo, capacidade, liberação ou distância) no máximo $\alpha\%$ maiores (menores no caso do atributo capacidade) que o de melhor classificação. Os passos de EN2 estão descritos no Quadro 5.6.

Quadro 5.6 – Passos do procedimento EN2.

1. Escolha aleatoriamente um dos atributos: i) custo; ii) capacidade; iii) instante de liberação e iv) distância;
2. Forme a lista restrita de candidatos (LRC) com o navio de melhor classificação e os navios com peso no máximo (ou mínimo) $\alpha\%$ maior (ou menor) que o de melhor peso.
3. Escolha aleatoriamente um navio da LRC e o retorne à heurística MRM.

5.4.2 Fase de melhoria de MRM

A solução encontrada a cada execução da heurística de múltiplos reinícios, descrita na Seção 5.4.1, passa por dois procedimentos de melhoria. O primeiro visa eliminar visitas a plataformas com operações de alívios (Eliminação de Alívios). Geralmente soluções com menos visitas têm menor custo quando comparadas a soluções com mais visitas, mesmo que a redução de visitas implique na troca de alguns navios. O segundo procedimento de melhoria considera fixas as rotas determinadas na solução corrente e realizar uma busca entre os navios capazes de realizar cada uma delas (Redesignação de Navios). Como a escolha de navios a cada iteração é realizada por regras diferentes, pode ocorrer que um determinado navio não seja o ideal para realizar determinada rota e a troca de navios pode resultar em economias consideráveis na solução final.

O procedimento de Eliminação de Alívios (EA) identifica todas as plataformas que, segundo o plano determinado pela solução corrente, necessitam de alívio em alguma visita. A plataforma com menor coleta de alívio é então selecionada. Para cada navio v que realiza alguma visita à plataforma selecionada, identificam-se os navios w compatíveis com v , ou seja, que tenham as seguintes características:

- i) w não foi utilizado na roteirização;
- ii) w é compatível com todos os pontos da rota de v ;
- iii) a capacidade de w é maior do que a capacidade de v ;
- i) w é capaz de iniciar serviço no ponto inicial da rota de v (sempre uma plataforma) antes de seu *top*.

Considera-se então trocar o navio v^* pelo navio w^* que represente a maior economia. Os passos do procedimento EA estão resumidos no Quadro 5.7.

Quadro 5.7 – Passos do procedimento de eliminação de alívios (EA).

1. Identifique na solução incumbente S^* , gerada pela heurística construtiva, todas as plataformas i_p que, segundo o plano, necessitaram de alívio em alguma visita m . Se não houver operações de alívio, finalize o procedimento, retornando a solução S^* . Caso contrário, selecione a plataforma i_p^* com menor quantidade coletada de produto p^* por algum navio k^* (alívio = $q_{i_p^* m^* p^* k^*}$).
2. Identifique os navios v que realizaram as demais vistas (operação de atendimento de demanda) à plataforma i_p^* ;
3. Para cada navio v que visita a plataforma i_p^* , identifique o conjunto W formado pelos navios não utilizados e compatíveis com v e pelo próprio navio v , e calcule a quantidade extra coletada de produto p^* após a troca de cada navio v por $w \in W$. Se não houver trocas que permitam coletas extras, desconsidere esse alívio e volte para o passo 1. Caso contrário:
4. Se houver trocas cuja quantidade extra coletada de produto p^* é maior que o alívio, calcule as economias de trocar cada navio v por cada navio compatível w , nessas condições, selecione o navio v^* e o navio w^* que representem a troca com maior economia, subtraia do alívio a quantidade extra coletada de p^* , considere v^* como um navio não utilizado, w^* como utilizado e vá para o passo 6. Caso contrário:
5. Selecione o navio v^* e o navio w^* que representem a troca com maior quantidade extra coletada de p^* , subtraia do alívio essa quantidade, considere v^* como um navio não utilizado, w^* como utilizado e volte ao passo 3.
6. Retire a m^* ésima visita a plataforma i_p^* da rota do navio k^* eliminando o alívio. Diminua em uma unidade todas as visitas posteriores à visita m^* da plataforma i_p^* , obtendo a nova solução incumbente S^* , e volte ao passo 1.

O procedimento de melhoria denominado de Redesignação de Navios (RN) analisa a possibilidade de todas as rotas da solução corrente serem realizadas por cada um dos navios da frota disponível. Para ser compatível a uma rota pré-estabelecida, inicialmente realizada por um navio v , mantendo as quantidades coletadas e entregues, um navio w deve ter as seguintes características:

- i) w é compatível com todos os pontos da rota de v ;
- ii) a capacidade de w é maior ou igual a capacidade de v ;
- iii) w é capaz de iniciar serviço no ponto inicial da rota de v (sempre uma plataforma) antes de seu *top*.

O procedimento guloso RN escolhe a troca de maior economia, exclui o navio utilizado da lista de navios disponíveis para realizar as próximas rotas e segue para a próxima troca de maior economia. No início do procedimento, as economias são positivas, mas o conjunto de navios disponíveis é reduzido a cada passo, podendo, ao final do procedimento, ocorrer três situações:

- i) rotas sem navios compatíveis disponíveis: solução infactível;
- ii) solução factível de maior custo;

- iii) solução factível de menor custo.

A troca dos navios é realizada apenas na situação iii, caso contrário, a solução corrente permanece inalterada. O Quadro 5.8 resume os passos do procedimento RN.

Quadro 5.8 – Passos do procedimento de redesignação de navios (RN).

1. Para cada navio v utilizado na solução incumbente S^* , identifique os navios w compatíveis com v ;
2. Calcule as economias ao trocar cada navio v utilizado por um navio compatível w . Se não houver nenhuma troca compatível, finalize o procedimento, retornando a solução S^* . Caso contrário:
3. Selecione o navio v^* e o navio w^* que representem a troca com maior economia, realize a troca de v^* por w^* e calcule as quantidades coletadas por w^* . Considere o navio v^* como não utilizado e o navio w^* incompatível com todas as rotas não designadas. Se houver rotas sem navios designados, volte ao passo 2, caso contrário:
4. Se o custo total após as trocas for maior que o custo da solução inicial, finalize o procedimento, retornando S^* . Caso contrário, realize as trocas, retornando a nova solução incumbente e finalize o procedimento.

Nos experimentos computacionais realizados e analisados no Capítulo 6, a heurística MRM é executada por τ_{max1} segundos para cada uma das três seguintes variações:

- i) MRM: Fase construtiva com escolha de navios, plataformas e terminais com a seleção aleatória de uma regra a cada iteração;
- ii) MRM+EN1: Fase construtiva com escolha de plataformas e terminais com a seleção aleatória de uma regra a cada iteração, e escolha de navios seguindo o procedimento EN1;
- iii) MRM+EN2: Fase construtiva com escolha de plataformas e terminais com a seleção aleatória de uma regra a cada iteração, e escolha de navios seguindo o procedimento EN2.

Cada solução obtida na fase construtiva passa pelo procedimento de eliminação de alvíos e de redesignação de navios, sendo a solução incumbente atualizada (quando aplicável) e o método reinicializado antes da construção seguinte.

A solução final de MRM é a melhor solução obtida após a execução das três variantes, (i), (ii) e (iii). O Quadro 5.9 resume os passos da heurística, ilustrados em seguida na Figura 5.2.

Quadro 5.9 – Passos da heurística MRM.

1. Faça $S^* = \emptyset$ e $f(S^*) = \infty$.
2. Enquanto t (tempo de processamento) $\leq \tau_{max2}$, repita:
 - 2.1 Aplique a heurística construtiva descrita no Quadro 5.3, obtendo a solução S .
 - 2.2 Aplique o procedimento EA (descrito no Quadro 5.7) seguido de RN (descrito no Quadro 5.8) à solução S , obtendo a solução S' com valor da função objetivo $f(S')$;
 - 2.3 Se $f(S') < f(S^*)$, faça $S^* = S'$.
3. Retorne a solução S^* .



Figura 5.2 – Fluxograma do método MRM.

5.5 A mateheurística de otimização local com busca local de troca de cadeias de visitas (BLTC)

As soluções da heurística MRM são factíveis para o Modelo 1, fornecendo as quantidades coletadas com base nas demandas e capacidades dos navios, e os instantes de início e fim de serviço. Note, entretanto, que boas soluções alternativas (por exemplo, com coletas maiores e menos visitas) podem não ser obtidas. A heurística HR, por sua vez, constrói soluções dependentes das decisões fixadas em cada subproblema, o que também pode limitar o conjunto de soluções geradas. Dadas estas limitações, propõe-se um procedimento de busca local que gera soluções vizinhas da solução corrente com base nos pedidos de coleta e entrega pré-definidos da operação da empresa estudada. A busca local procura inserir cadeias (sequencias) de visitas que atendam cada pedido na solução corrente, desfazendo cadeias de visitas das rotas correntes que servem o mesmo pedido. O método pode ser

caracterizado como uma metaheurística de melhoria do tipo otimização local, uma vez que a geração de soluções vizinhas resulta da inter-operação de uma heurística e de métodos exatos.

Cadeias de visitas são construídas antes da aplicação da busca local. Cada instância de dados reais da empresa estudada tem um número N de pedidos de coleta e entrega, podendo existir mais de um pedido de óleo de uma mesma plataforma para um mesmo terminal. A quantidade de pedidos de mesma origem, $i \in H^P$, e mesmo destino, $j \in H^T$, é representada por N^{ij} , e para cada pedido $d \in \{1, \dots, N\}$, são conhecidas a plataforma de origem $i \in H^P$, o terminal de destino $j \in H^T$, o produto demandado $p \in P_i \cap P_j$, o tamanho do lote $(D_{ij})^k$ do produto p demandado pelo terminal j com ordenação $k \in \{0, 1, \dots, N^{ij}\}$, e sua respectiva data de entrega, $(T_{jp}^D)^k$. A ordenação k distingue pedidos com mesma origem e destino, de maneira que $k \geq k'$ se $(T_{jp}^D)^k \geq (T_{jp}^D)^{k'}$.

Para cada pedido d com origem i e destino j , obtêm-se o conjunto de cadeias de visitas R_{ij}^k envolvendo o conjunto de pontos operacionais A_{ij}^k , por sua vez, consistindo dos terminais atendidos pela plataforma i e de plataformas cujos produtos demandados pelo terminal j têm prazos de entrega limitados a $(T_{jp}^D)^k + \psi$. Note que esta última restrição visa a geração de cadeias de visitas que entregam produtos ao terminal j com datas de entrega próximas à data do pedido d .

As cadeias de visitas de cada conjunto R_{ij}^k são construídas respeitando as precedências de coleta e entrega, e restrições temporais e de capacidade de navio, utilizando estimativas de tempos de deslocamento e capacidade, com intuito de minimizar a geração de cadeias ineficazes. As restrições temporais (inícios de serviço em plataformas antes do seu respectivo *top* e em terminais antes do fim do horizonte de planejamento) partem da premissa que a partida do navio ocorre no início do horizonte, além de desconsiderar possíveis esperas. A carga a bordo, por sua vez, deve respeitar a capacidade do maior navio, e supõe coletas de pedidos completos.

Definidos os conjuntos de cadeias para cada pedido, a busca local se inicia a partir da solução incumbente S^* , resultante, por exemplo, de uma das heurísticas construtivas propostas. Os pedidos são escolhidos cronologicamente, sendo então realizada a troca de uma cadeia r^d relacionada ao pedido d e presente na solução incumbente por uma cadeia $\widehat{r^d}$ escolhida aleatoriamente no conjunto R_{ij}^k . Apenas trocas que melhorem S^* são aceitas.

Como r^d e \widehat{r}^d podem contemplar pontos operacionais diferentes de i e j , a troca da cadeia r^d pela cadeia \widehat{r}^d precisa ser completada por ações adicionais, como se segue:

- i) Se a cadeia r^d contiver algum ponto operacional inexistente em \widehat{r}^d , ou seja, deixaram de ser feitas visitas relacionadas a outros pedidos, busca-se resolver o impacto da eliminação dessas visitas solucionando o Modelo 1 com o *software* de otimização, a partir do sequenciamento das rotas resultante da troca.
- ii) Se a cadeia \widehat{r}^d contiver algum ponto operacional inexistente em r^d , ou seja, há o atendimento em \widehat{r}^d de pedidos não atendidos em r^d , as visitas relacionadas aos pedidos ausentes em r^d são excluídas antes da troca das cadeias, seguindo-se à resolução do Modelo 1 com o *software* de otimização, a partir do sequenciamento das rotas resultante da troca.

Determinada a visita ao nó j para entrega do pedido d , supondo que seja na visita \widehat{m} e que \widehat{v} seja o navio que realizou essa visita, o algoritmo percorre no sentido inverso a rota do navio \widehat{v} desde o terminal j na visita \widehat{m} até encontrar a plataforma i . Para evitar deixar coletas sem entregas ou entregas sem coletas, a cadeia r^d inicia-se no ponto operacional da rota do navio \widehat{v} imediatamente posterior ao terminal mais próximo que antecede a plataforma i (ou no início da rota caso a plataforma i seja a primeira a ser visitada), e termina no ponto operacional imediatamente anterior à plataforma mais próxima que sucede o terminal j (ou no fim da rota caso o terminal j seja o último a ser visitado). O Quadro 5.9 a seguir exemplifica um movimento de troca.

Uma vez que se conhecem os pedidos servidos em cada cadeia, os prazos de entrega e tamanho de lotes demandados destes pedidos são utilizados para determinar em quais visitas foram atendidos e implementar sua exclusão, seja da cadeia r^d ou de um pedido diferente de d na cadeia \widehat{r}^d . Por exemplo, para encontrar o pedido d na solução incumbente, o algoritmo percorre as variáveis $q_{jmpv} > 0, \forall m \in M_j, \forall v \in V_j$ até encontrar uma entrega maior ou igual a demanda somada dos pedidos anteriores a d de mesmo produto p para um mesmo terminal j . Em geral, as cadeias factíveis são formadas apenas por uma ou duas coletas e entregas, o que facilita o atendimento de POs distintos entre as cadeias r^d e \widehat{r}^d . O Quadro 5.10 a seguir exemplifica um movimento de troca.

Quadro 5.10 – Um movimento de troca de cadeias.

Sejam $i_1, i_2, \dots, i_{21} \in H^P, j_{22}, j_{23}, \dots, j_{25} \in H^T, v_1, v_2, \dots, v_8 \in V$ e $i_{v_1}, i_{v_2}, \dots, i_{v_8}$ as posições iniciais dos navios v_1, v_2, \dots, v_8 , respectivamente.

Solução S^*

- Rota do navio v_1
 $i_{v_1} \rightarrow i_3 \rightarrow i_4 \rightarrow j_{23} \rightarrow i_{13} \rightarrow j_{24} \rightarrow j_{18} \rightarrow j_{23}$

Rota do navio v_2
 $i_{v_2} \rightarrow i_2 \rightarrow i_{15} \rightarrow j_{23} \rightarrow i_3 \rightarrow i_{10} \rightarrow j_{23} \rightarrow i_4 \rightarrow i_{22}$

Rota do navio v_8
 $i_{v_8} \rightarrow i_{10} \rightarrow j_{23} \rightarrow i_2 \rightarrow j_{25}$

Movimento

- Pedido PDPTW
 $d = (i_3, j_{23})^1$ (ou seja, o primeiro pedido da plataforma i_3 para o terminal j_{23}), e geração do conjunto de cadeias de visitas $R_{(i_3, j_{23})}^1$.

a) Cadeia \widehat{r}^d selecionada do conjunto $R_{(i_3, j_{23})}^1$

$i_3 \rightarrow i_{15} \rightarrow j_{23}$

b) Cadeia r^d (da rota do navio v_1 em S^*) a ser substituída por \widehat{r}^d

$i_3 \rightarrow i_4 \rightarrow j_{23}$

c) Pedido não atendido pelo navio v_1 com a substituição da cadeia (caso i)

$d' = (4, 23)^3$

d) Replicação de atendimento de pedidos com a substituição da cadeia (caso ii)

$i_{v_2} \rightarrow i_2 \rightarrow i_{15} \rightarrow j_{23} \rightarrow i_3 \rightarrow i_{10} \rightarrow j_{23} \rightarrow i_4 \rightarrow i_{22} \Rightarrow$ Pedido $(i_{15}, j_{23})^2$ na rota do navio v_2

Solução vizinha resultante do movimento

Rota do navio v_1

Troca de r^d por \widehat{r}^d (movimentos **a** e **b**):

$i_{v_1} \rightarrow i_3 \rightarrow i_{15} \rightarrow j_{23} \rightarrow i_{13} \rightarrow j_{24} \rightarrow j_{18} \rightarrow j_{23}$

Rota do navio v_2

Exclusão da cadeia $i_2 \rightarrow i_{15} \rightarrow j_{23}$ (movimento **d**):

$i_{v_2} \rightarrow i_3 \rightarrow i_{10} \rightarrow j_{23} \rightarrow i_4 \rightarrow i_{22}$

Pedido não atendido com a exclusão da cadeia (movimento **d**):

$d'' = (2, 23)^1$

Inclusão da visita a j_{23} pelo *software* CPLEX ($d' = (4, 23)^3$) (movimento **c**):

$i_{v_2} \rightarrow i_3 \rightarrow i_{10} \rightarrow j_{23} \rightarrow i_4 \rightarrow i_{22} \rightarrow j_{23}$

Rota do navio v_8

Inclusão da visita a j_{23} pelo *software* CPLEX ($d'' = (2, 23)^1$) (movimento **d**):

$i_{v_8} \rightarrow i_{10} \rightarrow j_{23} \rightarrow i_2 \rightarrow j_{25} \rightarrow j_{23}$

No exemplo do Quadro 5.10, analisa-se a troca da cadeia de visitas $r^d = i_3 \rightarrow i_4 \rightarrow j_{23}$ do navio v_1 por $\widehat{r^d} = i_3 \rightarrow i_{15} \rightarrow j_{23}$, relacionadas ao pedido $d = (i_3, j_{23})^1$. Na solução atual S^* , a plataforma i_{15} é visitada pelo navio v_2 e atende ao pedidos do terminal j_{23} . Com a troca de cadeias, a solução vizinha tem esse pedido atendido pelo navio v_1 , de maneira que se exclui a cadeia no navio v_2 que no momento serve o pedido.

Já plataforma i_4 é visitada pelo navio v_1 e atende a demanda do terminal j_{23} . Com a troca de cadeias, a rota de v_1 deixa de visitar esta plataforma e coube ao *software* de otimização resolver esta situação, com a inclusão da pedido $d'' = (i_2, j_{23})^1$. na rota do navio v_2 . De forma similar, o navios v_2 e atende ao pedido $d' = (i_4, j_{23})^3$. Após a troca de cadeias, o *software* de otimização produz uma solução onde esta demanda é atendida na rota do navio v_8 .

Seja S_d a solução factível resultante da troca de cadeias, caso o *software* de otimização consiga produzi-la. A cadeia selecionada é eliminada do conjunto R_{ij}^k e investiga-se a troca de outras cadeias envolvendo o mesmo pedido d , visando melhorias adicionais à S_d , até que se atinja o tempo máximo de execução por pedido τ_d ou até que $R_{ij}^k = \emptyset$. A solução final S_d obtida é armazenada e corresponde a uma solução vizinha de S^* . A geração da vizinhança prossegue com os demais pedidos, após o quê, a melhor solução vizinha substitui S^* .

Uma nova iteração se inicia com a nova solução incumbente, com os pedidos de coleta e entrega novamente analisados, sendo o procedimento finalizado quando os conjuntos R_{ij}^k de todos os pedidos são vazios. O Quadro 5.11 apresenta os passos de BLTC.

Quadro 5.11 - Passos da mateheurística BLTC.

1. **(Geração de cadeias de visitas)** Para cada pedido de coleta e entrega d com origem na plataforma i e destino no terminal j pelo produto $p \in P_i \cap P_j$ e ordem k , enumere o conjunto de cadeias R_{ij}^k a partir do conjunto de pontos operacionais A_{ij}^k composto por i, j , assim como plataformas i' e terminais j' tais que:
 - i) $p \in P_i \cap P_{j'}$ tal que $(T_{j'p}^D)^{k'} \leq (T_{jp}^D)^k + \psi$ (em que ψ é definido pelo usuário) ou
 - ii) $p' \in P_{i'} \cap P_j$ tal que $(T_{jp'}^D)^{k'} \leq (T_{jp}^D)^k + \psi$.
2. Seja S^* a solução incumbente. Para cada pedido d , faça $S_d = S^*$.
3. Repita para cada d :
 - 3.1 Enquanto t (tempo de execução por pedido) $\leq \tau_{max3}$ e $R_{ij}^k \neq \emptyset$,
 - 3.1.1 Faça a troca de uma cadeia de visitas em S_d relacionada ao pedido d por uma cadeia de visitas selecionada aleatoriamente do conjunto R_{ij}^k e exclua a cadeia de R_{ij}^k .
 - 3.1.2 Com o sequenciamento resultante da troca efetuada, resolva o Modelo 1 por meio de um *software* de otimização.
 - 3.1.3 Se uma solução factível \hat{S} foi gerada pelo *software* e $f(\hat{S}) \leq f(S_d)$, faça $S_d = \hat{S}$.
4. Caso tenha sido gerada uma solução vizinha S_d para algum d no passo 3.1, faça $S^* = S_d$ de menor custo e restaure os conjuntos R_{ij}^k . Caso contrário, finalize o procedimento.
5. Retorne a solução S^* .

Na Seção 6.4.5, do capítulo de resultados, os passos dos métodos construtivos MRM e HR bem como a mateheurística BLTC são ilustrados para uma instância com 8 dias de horizonte de planejamento.

Considerando os vários métodos de solução propostos no presente capítulo, pode-se apontar seis possíveis algoritmos (Quadro 5.12), resultantes da combinação (ou não) de métodos construtivos e de otimização local.

Quadro 5.12 – Composição dos algoritmos propostos.

Algoritmo	Método			
	HR	MRM	One-shot	BLTC
H1	×			
H2	×		×	
H3	×			×
H4		×		
H5		×	×	
H6		×		×

Os resultados dos algoritmos H1-H6 quando aplicados aos exemplares reais são apresentados e analisados no Capítulo 6, a seguir.

Capítulo 6 – Experimentos computacionais

6.1 Introdução

Neste capítulo são apresentados os resultados de experimentos computacionais com o Modelo 1, descrito no Capítulo 4, resolvido por meio de um *software* de programação matemática, bem como com as heurísticas descritas no Capítulo 5. O Modelo 1 foi implementado na linguagem de modelagem CONCERT, e resolvido utilizando-se o *software* de otimização CPLEX 12.5.0.1 com as opções de ênfase em encontrar uma solução factível com um bom valor da função objetivo ($fpheur = 2$), ênfase em factibilidade ($mipemphsis = 1$) e com os critérios de parada de *gap* nulo de otimalidade ou tempo máximo de processamento $\tau_{max5} = 18000$ segundos (5 horas) ($tilim = 18000$). Esta aplicação caracterizada como uma heurística de otimização incompleta, foi referida como algoritmo H0 ao longo do texto.

Os algoritmos H1-H6 foram implementados em linguagem C utilizando o pacote de programas Visual Studio 2010, tendo os seguintes critérios de parada: i) H1 (heurística HR): $\tau_{max1} = 500$ segundos por subproblema; ii) H4 (heurística MRM): $\tau_{max2} = 100$ segundos de processamento, para cada uma das três variações apresentadas na Seção 5.4 para instâncias de pequeno e médio porte e $\tau_{max2} = 250$ segundos para as de grande porte (instâncias do Conjunto 3, detalhado a seguir, com mais de 10 dias de horizonte de planejamento); iii) H2 e H5 (mateheurística *one-shot*): $\tau_{max4} = 7200$ segundos; iv) H3 e H6 (mateheurística de otimização local com BLTC): $\tau_{max3} = 300$ segundos por iteração, ou seja, para cada pedido da instância testada.

As instâncias tratadas são baseadas em dados reais fornecidos pela empresa foco do estudo de caso e detalhadas a seguir nas Seções 6.2.1 a 6.2.3. Os resultados com os métodos aqui abordados, H0-H6 são apresentados nas Seções 6.3 e 6.4 deste capítulo. Todos os experimentos foram realizados em uma máquina com processador Intel Core i7 3632QM (2.20GHz), 8GB de memória, 1TB HDD.

6.2 Geração das instâncias

6.2.1 Tratamento dos dados reais

Os dados das operações reais de coleta e entrega fornecidos pela empresa consideram horizontes de planejamento em uma escala de tempo diária e incluem as seguintes informações:

- Frota de Navios (25 navios): Data da liberação, ou seja, instante do horizonte de planejamento em que cada navio está vazio e disponível para programação, posição no instante da liberação, capacidade, velocidade, existência ou não de sistema de posicionamento dinâmico, custos de consumo de combustível em *stand by* e em movimento, POs incompatíveis (LOA) e POs compatíveis com porcentagem máxima da capacidade utilizada (devido ao calado do navio ser superior ao valor nominal do permitido para atracação) e tempo de descarregamento de uma unidade de produto.
- Pontos Operacionais (total de 25 plataformas e 10 terminais): Distâncias entre todos os POs utilizados no horizonte considerado.
- Plataformas: Produto extraído, tempo de carregamento de uma unidade de produto, taxa de produção, estoque máximo, estoque mínimo, estoque no instante de início do horizonte de planejamento e existência ou não de sistema de posicionamento dinâmico.
- Terminais: Quantidade de berços e tipos de produtos demandados por cada terminal.
- Pedidos por produtos: Origem (plataforma/produto) e destino (terminal) pré-definidos, lotes pré-definidos pela operação real de coleta e entrega da empresa estudada com suas respectivas janelas de tempo.

A partir dos dados fornecidos pela empresa, foram obtidos os seguintes dados para utilização nos modelos:

- Quantidade de visitas em cada PO i : A quantidade de visitas é determinada de maneira distinta para terminais e plataformas. Se i é um terminal ($i \in H^T$), a quantidade máxima de visitas M_i^L é determinada considerando a demanda total de produtos ($\sum_{p \in P_i} D_{ip}$) para todo o horizonte de planejamento, dividida pela capacidade média dos navios da sub-frota considerada. Caso i seja uma plataforma ($i \in H^P$), a

quantidade máxima de visitas M_i^L é determinada a partir da quantidade total de produto produzido durante todo o horizonte de planejamento, somado ao estoque inicial, descontando o estoque máximo $(\sum_{p \in P_i} T^H(R_{ip}) + S_{ip}^0 - \bar{S}_{ip})$ dessa plataforma dividida pela capacidade média dos navios da sub-frota considerada.

- Quantidade mínima de produto coletado ou entregue e custos de atracação: São artifícios utilizados no modelo para garantir que cada visita a um PO seja acompanhada de um carregamento ou um descarregamento.
- Prazos de entrega, baseados nas janelas de tempo: Cada pedido de coleta e entrega (pedido PDPTW) tem uma única janela de tempo prescrita pelos planejadores da empresa para a coleta e entrega de um determinado pedido, principalmente para manter o estoque nas plataformas entre os níveis mínimo e máximo e atender às quantidades exigidas do tipo de óleo dos terminais. As janelas de tempo de coleta são abertas quando o nível de estoque na plataforma é grande o suficiente para atender o pedido e fecham 48 horas antes de atingir a capacidade máxima do nível de estoque. As janelas de tempo de entrega, por sua vez, abrem 48 horas mais o tempo de viagem da plataforma para o terminal após a abertura da janela de tempo da coleta e fecham 48 horas mais o tempo de viagem da plataforma ao terminal depois de fechar a janela de tempo da coleta relacionada. Os prazos de entrega aqui considerados, para cada terminal, é igual ao fechamento da última janela de tempo do terminal, dentro do horizonte de planejamento considerado.

6.2.2 Conjuntos de instâncias

Os experimentos consideram três conjuntos de instâncias. Os Conjuntos 1 e 2, com instâncias de pequeno e médio porte, foram definidos por meio de recortes nos dados coletados. Cada instância desses conjuntos é caracterizada por um determinado horizonte de planejamento, o que define um subconjunto de plataformas e terminais de interesse, enquanto os demais POs são ignorados. A matriz de distâncias é, portanto, gerada baseando-se apenas nos POs selecionados. Além disso, foi escolhida inicialmente uma sub-frota da frota de 25 navios disponíveis, inicialmente levando em conta apenas a capacidade dos navios e a produção das plataformas em cada instância. Especificamente, a capacidade total dos navios selecionados multiplicado pelo número máximo de visitas a um ponto, $\bar{M}_i^L = \max_i \{M_i^L\}, \forall i \in H$, $(\sum_{v \in V} L_v^T * \bar{M}_i^L)$ deve ser maior que o volume total produzido durante todo o horizonte de

planejamento, somado ao estoque inicial, e descontado o estoque máximo de todas as plataformas da instância ($\sum_{i \in H^P} \sum_{p \in P_i} T^H(R_{ip}) + S_{ip}^0 - \bar{S}_{ip}$). Se essa sub-frota não for suficiente para atender as ofertas e demandas do problema (problema infactível), adiciona-se à sub-frota os maiores navios em capacidade que foram inicialmente desconsiderados.

Cada instância do Conjunto 1 é composta por plataformas e terminais de pedidos pré-definidos pela operação real cujos prazos de entrega estão dentro do horizonte de planejamento adotado. À medida que o horizonte é alargado, novos pedidos são considerados e, conseqüentemente, novos pontos operacionais são incorporados à rede, definindo outras instâncias. Esse conjunto foi criado para analisar o comportamento dos algoritmos propostos em problemas com um número reduzido de POs. Cada instância do Conjunto 2, por sua vez, contempla um subconjunto de plataformas e os terminais que demandam os produtos por elas ofertados dentro do horizonte de planejamento adotado. A motivação da criação deste conjunto de instâncias é principalmente retratar o caso da empresa dedicar uma subfrota de navios para uma região geográfica delimitada que contenha apenas algumas das plataformas do sistema.

Finalmente, o Conjunto 3 contempla instâncias com horizontes de planejamento crescentes, mas que contam com a frota total e todos os POs do sistema. Ele foi definido principalmente para aplicação da heurística HR, apresentada na Seção 5.2, a instâncias de grande porte, em que uma plataforma pode, por exemplo, ter produtos solicitados apenas no fim de um dado horizonte, mas sua produção durante todo o horizonte é o que permite o completo atendimento do pedido.

O Conjunto 1 é composto de 6 instâncias, cada qual com uma frota de 25 navios e com horizontes de planejamento variando de 8 a 15 dias. As instâncias do Conjunto 2 são o resultado da seleção dos três tipos de óleo mais demandados, o que restringe os pontos operacionais para três plataformas e os terminais associados, além da consideração de uma frota de 6 a 10 navios. Essa redução do problema permitiu trabalhar com horizontes maiores, de 15 a 32 dias. O Conjunto 3 é composto por 20 instâncias (baseados na subdivisão da maior instância testada), todas formadas por 25 plataformas, 10 terminais e 25 navios. Essas instâncias diferem entre si pelo tamanho do horizonte de planejamento (e, conseqüentemente, no número de pedidos) que aumenta de 1 em 1 dia, resultando em horizontes entre 5 e 24 dias.

A seguir será apresentado um exemplo de geração de uma instância específica do Conjunto 1, a instância p6t3v10h10 ou instância 2 (Tabela 6.7).

6.2.3 Detalhamento da geração da instância 2

A instância 2 é uma instância do Conjunto 1 (apresentado à seguir na Seção 6.3 na Tabela 6.7) formada por meio de uma seleção dos POs relacionados aos primeiros 10 pedidos pré-definidos do PDPTW (6 plataformas e 3 terminais) e da seleção de uma subfrota de 10 navios. O horizonte de planejamento desta instância é de 241,9 horas, que é calculado somando-se 48 horas ao prazo de entrega do último pedido considerado. A Tabela 6.1 detalha as informações fornecidas pela empresa, especificamente, as plataformas de origem, os terminais de destino e o tamanho dos lotes e os prazos de entrega de cada um dos 10 pedidos.

Tabela 6.1 – Pedidos PDPTW da operação real de coleta e entrega com respectivos prazos de entrega para a instância 2.

Pedido	Plataforma (Origem)	Terminal (Destino)	Produto	Tamanho do lote (m ³)	Prazo de entrega (h)
1	1	8	1	30000	113
2	2	8	2	10000	123,2
3	2	8	2	90000	147,2
4	3	8	6	43600	121,9
5	4	7	4	36200	192,5
6	5	9	5	16000	186,3
7	1	8	1	30900	161
8	3	8	6	45700	145,9
9	6	8	3	50000	141,5
10	3	8	6	40000	193,9

As demandas de cada produto p em cada destino (terminal) j , D_{jp} , são calculadas identificando-se os pedidos que solicitam lotes da plataforma que produz p para um mesmo destino, e somando essas quantidades. Por exemplo, a demanda total do terminal 8 de produto 1, nesse exemplo, é $D_{(8,1)} = 30000 + 30900 = 60900$. Assim como a demanda, o prazo máximo de entrega de cada produto é considerado por terminal, por exemplo, o prazo de entrega de produto 1 no terminal 8, $T_{(8,1)}^D = \max\{113,161\} = 161$. A Tabela 6.2 apresenta as demandas de produtos por terminal e seus respectivos prazos de entrega em horas.

Tabela 6.2 – Demanda somada de produto por terminal e prazo de entrega por demanda para a instância 2.

Origem (i)	Destino (j)	Produto (p)	Demanda (m^3) (D_{jp})	Prazo de entrega (h) (T_{jp}^D)
1	8	1	60900	161
2	8	2	100000	147,2
3	8	6	129300	193,9
4	7	4	36200	192,5
5	9	5	16000	186,3
6	8	3	50000	141,5

A Tabela 6.3 define algumas características dos POs desta instância, especificamente os produtos produzidos ou demandados e o custo de atracação de cada PO. As Tabelas 6.4 e 6.5 apresentam características específicas dos terminais e plataformas, respectivamente.

Tabela 6.3 – Características dos POs na instância 2.

PO (i)	Produto (p)	Custo de atracação (C_i^D)
Plataformas	1	50
	2	50
	3	50
	4	50
	5	50
	6	50
Terminais	7	0
	8	1, 2, 3 e 6
	9	4

Tabela 6.4 – Características dos terminais na instância 2.

Terminal (i)	Navios com atracação dependente do calado	Número de berços (B_i)
7	-	1
8	-	4
9	-	2

Tabela 6.5 – Características das plataformas na instância 2.

Plataforma (i)	Fixa ou FPSO	Taxa de produção (m^3/h) (R_{ip})	Estoque inicial (m^3) (S_{ip}^0)	Estoque mínimo (m^3) (S_{ip})	Estoque máximo (m^3) (\bar{S}_{ip})
1	Fixa	513,17	173214	54408	249033
2	Fixa	88,46	195925	123012	205000
3	Fixa	753,29	103135	5420	174870
4	FPSO	1291,67	59148	40000	260000
5	Fixa	874,92	114284	6928	165417
6	Fixa	676,58	131319	30000	195000

As características de custo, posicionamento dinâmico, instante de liberação e capacidade de cada navio da sub-frota de navios considerada para essa instância, composta por 10 navios, estão detalhadas na Tabela 6.6.

Tabela 6.6 – Característica da sub-frota de navios na instância 2.

Navio (v)	DP ou convencional	Custo em movimento (\$/h) (C_v^S)	Custo de <i>stand</i> by (\$/h) (C_v^{SB})	Instante de liberação (h) (T_v^R)	Capacidade (m^3) (L_v^T)
1	DP	42	32	0	114582
2	Convencional	50	12	50,5	171000
3	DP	42	32	43	116450
4	DP	63,5	8	30	168856
5	DP	67,5	7,5	32	168756
6	DP	65	22,5	21	119051
7	DP	58	32	27	115142
8	Convencional	68	8	0	173737
9	Convencional	88	7	0	173738
10	DP	59,5	6	21	115073

Os resultados do *software* para esta e as demais instâncias geradas, dos Conjuntos 1, 2 e 3 serão apresentados a seguir.

6.3 Resultados do algoritmo H0 (CONCERT/CPLEX)

O Modelo 1 foi aplicado nas instâncias descritas por meio do *software* CONCERT/CPLEX (algoritmo H0). A Tabela 6.7 detalha estatísticas do modelo para cada instância de cada conjunto, enquanto a Tabela 6.8 apresenta para cada instância o valor da função objetivo f , o *gap* (ou a diferença para o melhor limite inferior) e o tempo de execução (em segundos). Os nomes das instâncias nas tabelas descrevem suas características mais relevantes, por exemplo, a instância p3t1v25h8, é uma instância com 3 plataformas, 1 terminal, 25 navios e um horizonte de planejamento de 8 dias. Ressalta-se que o limitante inferior obtido pelo *software* CONCERT/CPLEX, para cada instância testada, após 18000 segundos de processamento, foi utilizado no cálculo dos *gaps* referentes às soluções obtidas pelos algoritmos H1-H6. Para as instâncias 4, 5 do Conjunto 1, 10 do Conjunto 2 e 23 a 30 do Conjunto 3, a aplicação do *software* CONCERT/CPLEX excedeu a memória de processamento da máquina utilizada nos testes e sequer determinou as estatísticas de cada instância e, portanto, as tabelas de resultados deste capítulo não apresentam valores de *gaps* para estas instâncias. O símbolo “-” nas Tabelas 6.7 a 6.16 indica que não foi obtido limitante inferior devido à falta de memória de processamento.

Tabela 6.7 – Estatísticas do Modelo 1 para cada instância.

Conjunto	Instância	Número de Restrições	Número de Variáveis	Número de Variáveis Discretas
1	1 p4t1v25h8	93064	89188	4848
	2 p6t3v25h10	119896	104043	8038
	3 p8t3v25h11	190528	73247	10562
	4 p9t4v25h12	568533	159407	28675
	5 p13t5v25h15	3924898	2112195	91711
2	6 p3t2v6h15	20826	17610	1116
	7 p3t2v6h17	51187	43854	2658
	8 p3t2v6h19	54190	44900	3190
	9 p3t2v6h24	83741	69501	4760
	10 p3t2v10h32	273084	245686	9693
3	11 p25t10v25h5	202471	119802	20112
	12 p25t10v25h6	321401	268270	49686
	13 p25t10v25h7	512744	400504	54155
	14 p25t10v25h8	721104	531297	67190
	15 p25t10v25h9	980024	710226	89002
	16 p25t10v25h10	1800791	812904	102337
	17 p25t10v25h11	3554330	1180022	127801
	18 p25t10v25h12	4220945	1471391	133943
	19 p25t10v25h13	4920011	1600214	139994
	20 p25t10v25h14	5221127	3023180	179000
	21 p25t10v25h15	6525141	3953018	187956
	22 p25t10v25h16	7217007	4827011	209801
	23 p25t10v25h17	-	-	-
	24 p25t10v25h18	-	-	-
	25 p25t10v25h19	-	-	-
26 p25t10v25h20	-	-	-	
27 p25t10v25h21	-	-	-	
28 p25t10v25h22	-	-	-	
29 p25t10v25h23	-	-	-	
30 p25t10v25h24	-	-	-	

Tabela 6.8 – Resultados da aplicação do algoritmo H0.

Conjunto	Instância	f	Gap (%)	Tempo (s)	
1	1	p4t1v25h8	1212,3	0,0	72
	2	p6t3v25h10	1455,3	0,0	5670
	3	p8t3v25h11	2002,7	41,9	18000
	4	p9t4v25h12	-	-	18000
	5	p13t5v25h15	-	-	18000
2	6	p3t2v6h15	1355,9	5,7	18000
	7	p3t2v6h17	1820,6	25,3	18000
	8	p3t2v6h19	1852,2	25,0	18000
	9	p3t2v6h24	2282,1	15,6	18000
	10	p3t2v10h32	-	-	18000
3	11	p25t10v25h5	567,5	0	207
	12	p25t10v25h6	851,2	0	9782
	13	p25t10v25h7	1333,1	26	18000
	14	p25t10v25h8	-	-	18000
	15	p25t10v25h9	-	-	18000
	16	p25t10v25h10	-	-	18000
	17	p25t10v25h11	-	-	18000
	18	p25t10v25h12	-	-	18000
	19	p25t10v25h13	-	-	18000
	20	p25t10v25h14	-	-	18000
	21	p25t10v25h15	-	-	18000
	22	p25t10v25h16	-	-	18000
	23	p25t10v25h17	-	-	18000
	24	p25t10v25h18	-	-	18000
	25	p25t10v25h19	-	-	18000
26	p25t10v25h20	-	-	18000	
27	p25t10v25h21	-	-	18000	
28	p25t10v25h22	-	-	18000	
29	p25t10v25h23	-	-	18000	
30	p25t10v25h24	-	-	18000	

A Tabela 6.8 mostra que soluções factíveis foram obtidas para três instâncias do Conjunto 1, sendo duas delas soluções ótimas. À medida que o horizonte cresce e novos pontos operacionais são incluídos, torna-se cada vez mais difícil obter soluções ótimas ou viáveis. Por exemplo, as instâncias p9t4v10h12 e p13t5v25h15 (horizonte de planejamento de 12 e 15 dias, respectivamente) não atingiram solução factível após as 5 horas de processamento disponibilizadas. Nota-se que a dificuldade de resolução está diretamente

relacionada ao aumento do horizonte de planejamento, uma vez que tal aumento implica no aumento do número de variáveis e restrições do modelo (Tabela 6.7).

A seleção das três plataformas mais acionadas para construir o Conjunto 2 permitiu a obtenção de soluções viáveis para horizontes mais longos que os do Conjunto 1 (até 32 dias). Os *gaps*, entretanto, são consideráveis, o que revela as dificuldades do *software* CONCERT/CPLEX para resolver o Modelo 1.

Quando todas as plataformas do sistema e toda a frota disponível são consideradas (Conjunto 3), o *software* CONCERT/CPLEX obtém soluções factíveis apenas para as três primeiras instâncias testadas. Este resultado sugere a necessidade de métodos mais eficientes para o tratamento das demais instâncias. De fato, o Modelo 1 resolvido por meio do *software* produz soluções factíveis para instâncias de pequeno a médio porte, mas à medida que mais pontos operacionais e frotas maiores são considerados, os *gaps* obtidos são altos, ou não se produz qualquer solução em até 5 horas de processamento. A solução obtida pelo algoritmo H0 para a instância 2, descrita na Seção 6.2.3, será detalhada a seguir.

6.3.1 Detalhamento da solução da instância 2 obtida com o algoritmo H0.

O *software* CONCERT/CPLEX foi aplicado a instância 2 e atingiu a solução ótima em menos de 2 horas de processamento, como pode ser observado na Tabela 6.8. A Figura 6.1 apresenta os navios utilizados na solução ótima obtida pelo Modelo 1, e suas respectivas rotas, nas quais estão detalhados os POs visitados, o produto carregado ou descarregado em cada visita e a respectiva quantidade. Nota-se que foi necessária a utilização de apenas 7 navios da sub-frota disponível, composta por 10 navios. As restrições de posicionamento dinâmico foram respeitadas, com os navios DP realizando coletas apenas se suas capacidades ocupadas fossem menores do que 50% da capacidade total e os navios convencionais atracando apenas em plataformas FPSO, com no máximo 30% de suas capacidades ocupadas. Uma observação do funcionamento correto destas restrições é que o único navio convencional utilizado na solução é o navio 2, que só poderia atracar em plataformas FPSO, neste caso apenas na plataforma 4.

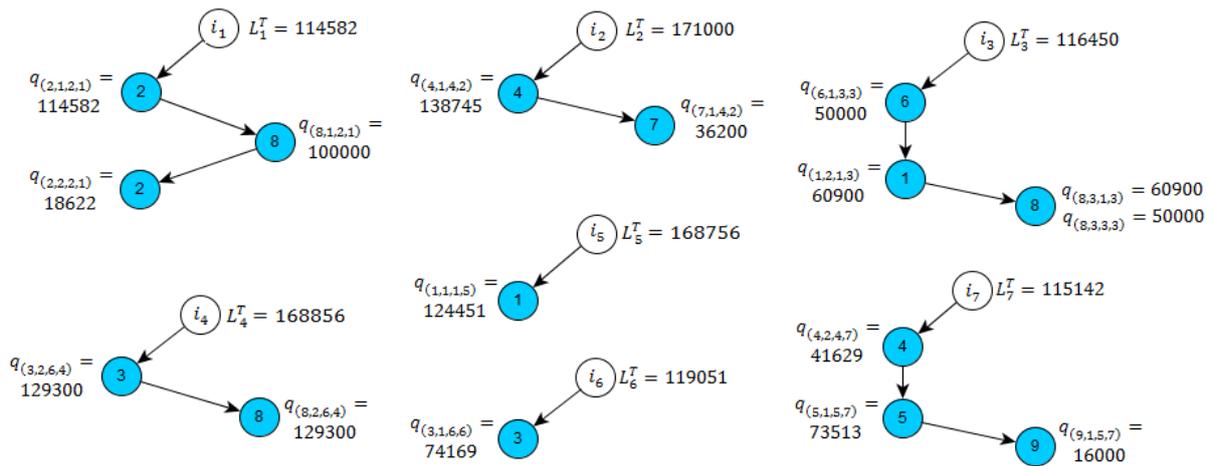


Figura 6.1 – Rotas dos navios utilizados.

As Figuras 6.2 a 6.7 apresentam a variação do estoque nas plataformas, considerando suas produções constantes e as coletas realizadas durante todo o horizonte de planejamento. Cada coleta tem uma duração de 48 horas. Note que nos instantes de coleta, as plataformas continuam produzindo.

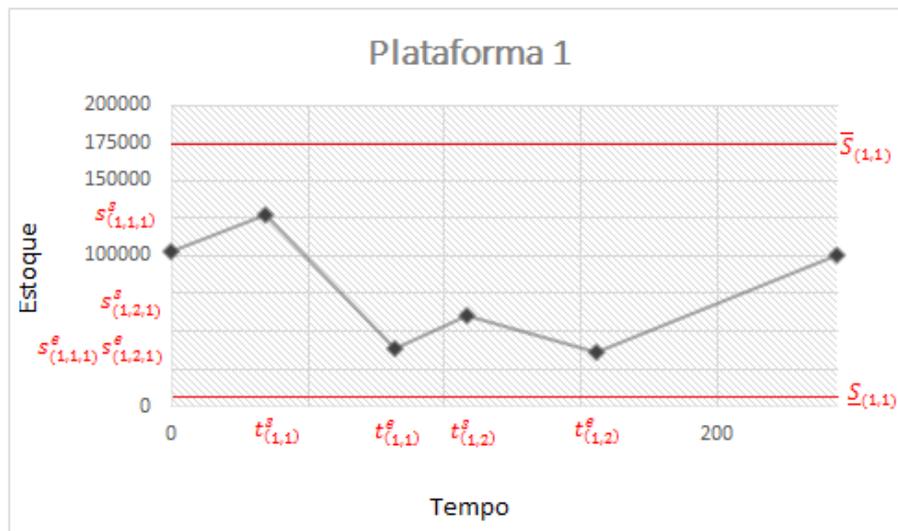


Figura 6.2 – Dente de serra da plataforma 1.

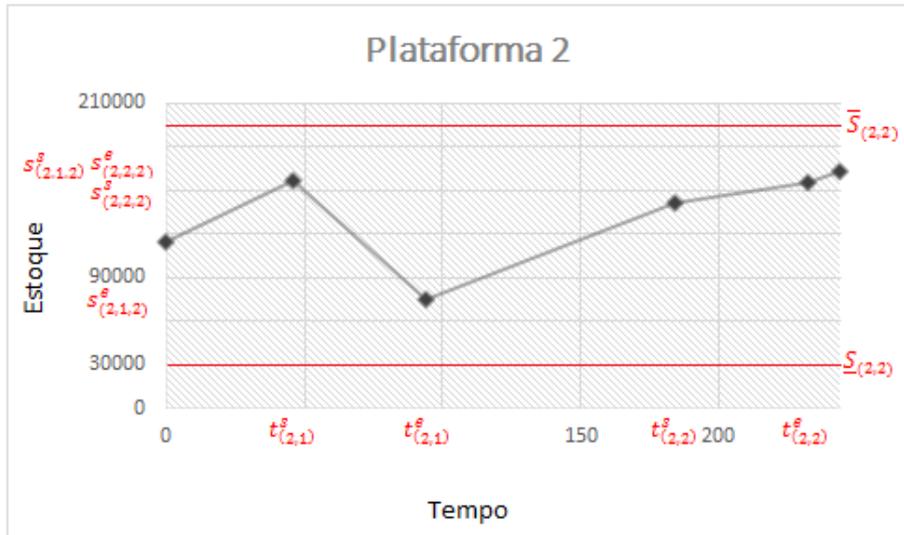


Figura 6.3 – Dente de serra da plataforma 2.

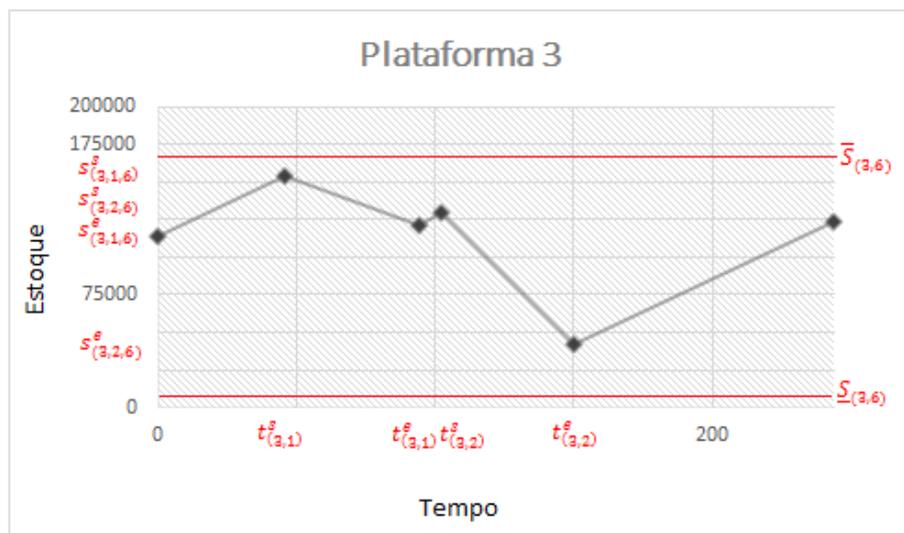


Figura 6.4 – Dente de serra da plataforma 3.

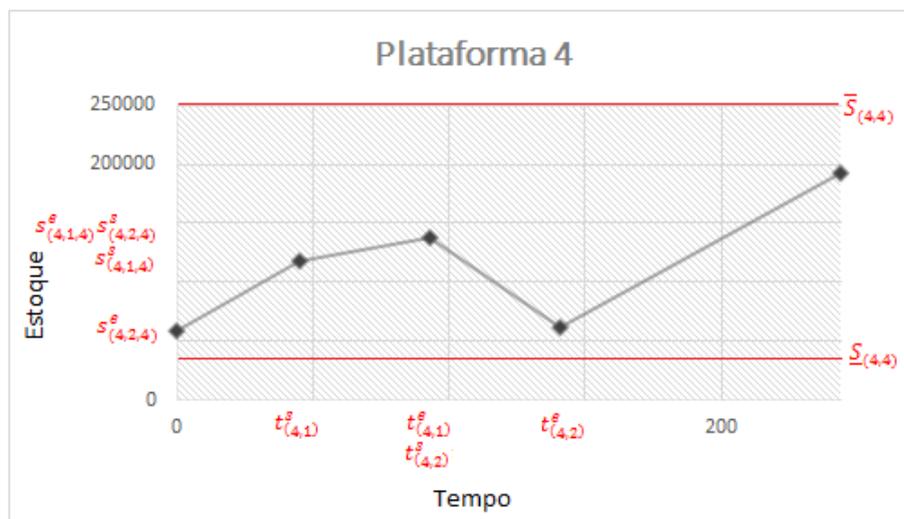


Figura 6.5 – Dente de serra da plataforma 4.

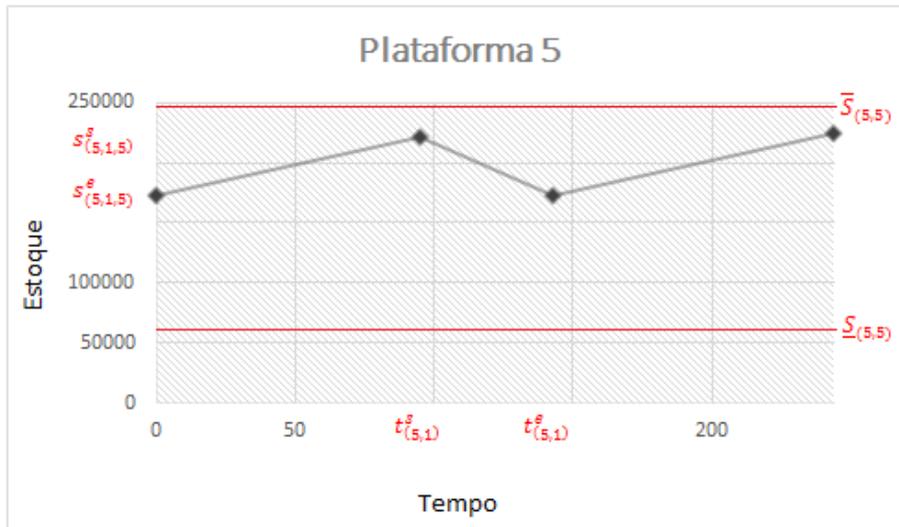


Figura 6.6 – Dente de serra da plataforma 5.

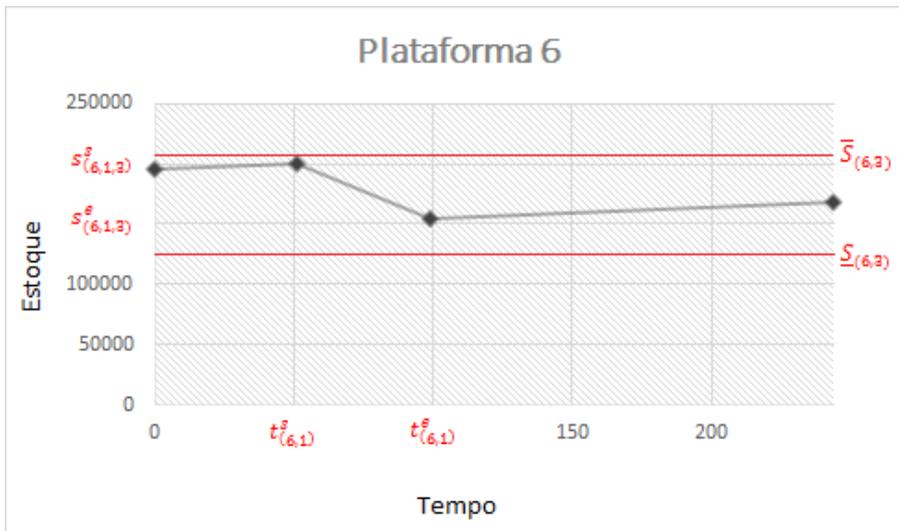


Figura 6.7 – Dente de serra da plataforma 6.

As Figuras 6.8 a 6.10 ilustram as visitas aos terminais, detalhando os instantes de início e término de cada visita, com duração de 48 horas, e os produtos descarregados e suas respectivas quantidades. A Figura 6.9 mostra que no terminal 8, no intervalo de 173,934 a 221,934 horas, estavam ocupados 2 dos 4 berços disponíveis no terminal.

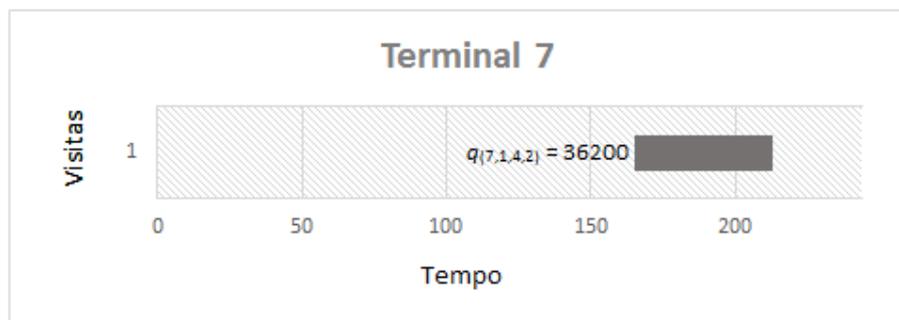


Figura 6.8 – Utilização dos berços no terminal 7.

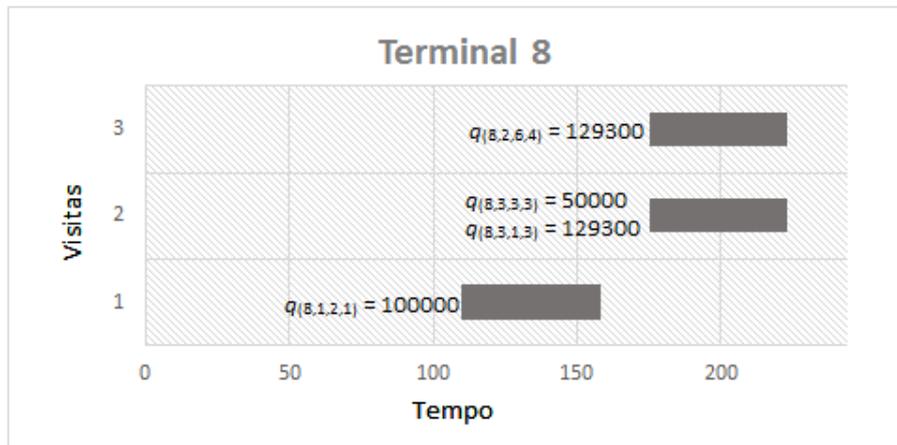


Figura 6.9 – Utilização dos berços no terminal 8.

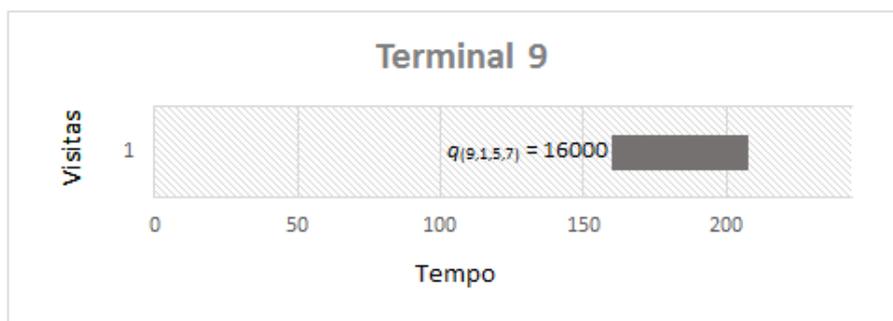


Figura 6.10 – Utilização dos berços no terminal 9.

6.4 Resultados dos métodos heurísticos

Nesta seção são discutidos os resultados dos algoritmos heurísticos H1-H6, introduzidos no Capítulo 5, para as instâncias dos Conjuntos 1, 2 e 3. As soluções iniciais das mateheurísticas *one-shot* e BLTC foram geradas pela heurística MRM para as instâncias dos Conjuntos 1 e 2, e pelas heurísticas HR e MRM para as instâncias do Conjunto 3.

6.4.1 Resultados do algoritmo H1 (HR)

O algoritmo H1 (correspondente à heurística de programação matemática HR) foi aplicado às instâncias do Conjunto 3, nas quais todas as plataformas do estão produzindo e toda a frota disponível, mesmo que algumas plataformas não necessitem de visita ou uma grande quantidade de navios não seja utilizada. À medida que o horizonte de planejamento aumenta, e novos pedidos são incorporados ao problema, as plataformas relacionadas a esses novos pedidos terão produto suficiente para coleta e existirão navios disponíveis para realizar as novas operações de coleta e entrega. Cada subproblema da heurística HR foi resolvido pelo

software CONCERT/CPLEX e para todas as instâncias testadas todos subproblemas relacionados obtiveram solução ótima em menos de 500 segundos.

A Tabela 6.9 a seguir apresenta os resultados de H1 e os desvios dos valores das soluções em relação aos obtidos com o algoritmo H0. O tempo de processamento apresentado na tabela para cada instância é o tempo somado das instâncias anteriores, e os *gaps* foram calculados a partir dos limitantes inferiores da aplicação do *software*, quando determinados.

Tabela 6.9 – Resultados da aplicação do algoritmo H1 e desvio em relação a H0.

Instância	H1			Desvio da solução de H1 em relação a H0 (%)
	<i>f</i>	<i>Gap</i> (%)	Tempo (s)	
11	567,5	0	58	0
12	910,8	6,5	137	6,5
13	1185	16,9	222	-11,1
14	1646,7	20,3	320	-
15	2535	27,1	447	-
16	3929,5	42,7	648	-
17	4149,1	52	705	-
18	4763,8	60,4	799	-
19	4844,6	62,5	873	-
20	5713,1	67,5	971	-
21	6211,8	71	1161	-
22	6944,4	71,8	1486	-
23	7219,3	-	1571	-
24	8374,3	-	1791	-
25	9001,6	-	1879	-
26	9275,5	-	2004	-
27	9997,1	-	2078	-
28	10125,2	-	2176	-
29	10925,2	-	2233	-
30	12574,1	-	2335	-

H0: CONCERT/CPLEX com ênfases

H1: HR

O algoritmo H1 produziu soluções factíveis para todas as instâncias do Conjunto 3, das quais apenas três foram resolvidas com otimização incompleta. Ressalta-se a otimalidade da solução obtida para a instância p25t10v25h5 e a significativa redução de custo na solução da instância p25t10v25h7 em relação ao algoritmo H0.

As soluções aqui apresentadas, assim como as soluções determinadas pela heurística construtiva MRM, apresentadas na próxima seção, foram utilizadas como solução inicial para as mateheurísticas desenvolvidas, cujos resultados estão reportados nas Seções 6.4.3 e 6.4.4.

6.4.2 Resultados do algoritmo H4 (MRM)

O algoritmo H4 (correspondente à heurística de múltiplos reinícios e melhoria MRM) foi executado para cada variante descrita na Seção 5.4: i) MRM (sem GRASP); ii) MRM + EN1 e; iii) MRM + EN2. A lista restrita de navios do procedimento GRASP EN1 é formada pelo navio de menor peso e os navios com peso no máximo $\alpha = 0.40$ acima do menor peso; para o GRASP EN2, $\alpha = 0.20$. Esses parâmetros foram definidos a partir de experimentos computacionais preliminares. A Tabela 6.10 apresenta os resultados obtidos após a aplicação da heurística MRM, os respectivos *gaps* e tempos de processamento e ainda o desvio da solução determinada pela heurística em relação àquela encontrada pelo *software* CONCERT/CPLEX.

Tabela 6.10 – Resultados da aplicação do algoritmo H4 e desvio em relação a H0.

Instância	H4			Desvio da solução de H4 em relação ao H0 (%)
	<i>f</i>	<i>Gap</i> (%)	Tempo (s)	
1	1233,3	1,7	300	1,7
2	1487,3	2,2	300	2,2
3	1762,9	34	300	-11,9
4	2140,7	35,6	300	-
5	3185,4	45,2	300	-
6	1385,2	7,7	300	2,2
7	1842,2	26,2	300	1,2
8	2032,1	31,6	300	9,7
9	2485,9	22,5	300	8,9
10	3834,7	37,8	300	-
11	567,5	0	300	0
12	876,3	2,9	300	2,9
13	1168,7	15,8	300	-12,3
14	1527,8	14,1	300	-
15	2325,7	20,6	300	-
16	3144,8	28,4	300	-
17	3750	46,9	750	-
18	4025	53,2	750	-
19	4277,8	57,5	750	-
20	4699,8	60,4	750	-
21	5008,7	64	750	-
22	5215,9	62,5	750	-
23	6047,3	-	750	-
24	6744,4	-	750	-
25	7349,3	-	750	-
26	8144	-	750	-

27	8968	-	750	-
28	9311,7	-	750	-
29	9627	-	750	-
30	10018,1	-	750	-

H0: CONCERT/CPLEX com ênfases

H4: MRM

A heurística MRM determinou soluções factíveis para todas as instâncias testadas em um tempo bastante razoável, inclusive para instâncias cujo *software* CPLEX não encontrou soluções após 5 horas de processamento (instâncias 4, 5, 10 e 14 a 30). A heurística MRM obteve a solução ótima para a instância 11.

A heurística MRM determinou algumas soluções cujos custos estão em média a 4% acima dos custos das soluções obtidas com o Modelo 1, mas também determinou melhorias nos custos das instâncias 3 e 13, em cerca de 12%. Os *gaps* foram calculados em relação ao limitante inferior determinado pelo CPLEX.

Com o objetivo de determinar soluções de ainda menor custo para as instâncias testadas, as duas variações da mateheurística aqui desenvolvidas foram aplicadas a partir das soluções determinadas pelos métodos MRM, apresentadas na presente seção, e HR, apresentadas na Seção 6.4.1, conforme discutido na próxima seção.

6.4.3 Resultados do algoritmos H2 e H5 (mateheurística *one-shot*)

As soluções obtidas pelos métodos HR e MRM foram utilizadas para inicializar o *software* CPLEX. Esse procedimento caracteriza uma mateheurística *one-shot*. As Tabelas 6.11 e 6.12 a seguir apresentam os resultados obtidos pela aplicação desta mateheurística na solução inicial determinada pelo método HR (constituindo o algoritmo H2) e pelo método MRM (constituindo o algoritmo H5), respectivamente.

Tabela 6.11 – Resultados da aplicação do algoritmo H2 e desvio em relação a H1.

Instância	H2			Desvio da solução de H2 em relação a H1 (%)
	<i>f</i>	<i>Gap</i> (%)	Tempo (s)	
11	567,5	0	58+0	0
12	851,2	0	137+627	-6,5
13	984,3	0	222+4001	-16,9
14	1312,4	0	320+6022	-14
15	2535	27,1	447+7200	0
16	3929,5	42,7	648+7200	0
17	4149,1	52	705+7200	0

18	4763,8	60,4	799+7200	0
19	4844,6	62,5	873+7200	0
20	5713,1	67,5	971+7200	0
21	6211,8	71	1161+7200	0
22	6944,4	71,8	1486+7200	0
23	7219,3	-	1571	0
24	8374,3	-	1791	0
25	9001,6	-	1879	0
26	9275,5	-	2004	0
27	9997,1	-	2078	0
28	10125,2	-	2176	0
29	10925,2	-	2233	0
30	12574,1	-	2335	0

H1: HR

H2: HR + CONCERT/CPLEX com ênfases

Tabela 6.12 – Resultados da aplicação do algoritmo H5 em relação a H4.

Instância	H5			Desvio da solução de H5 em relação a H4 (%)
	<i>f</i>	Gap (%)	Tempo (s)	
1	1212,3	0	300+514	-1,7
2	1455,3	0	300+212	-2,2
3	1762,9	34	300+7200	0
4	2140,7	35,6	300+7200	0
5	3185,4	45,2	300+7200	0
6	1278,6	0	300+5700	-7,7
7	1612	15,6	300+7200	-12,5
8	1988,8	30,2	300+7200	-2,1
9	2485,9	22,5	300+7200	0
10	3834,7	37,8	300+7200	0
11	567,5	0	300+0	0
12	851,2	0	300+288	-2,8
13	984,3	0	300+3994	-15
14	1312,4	0	300+5930	-7,8
15	2025,4	8,8	300+7200	-12,9
16	2799,9	19,5	300+7200	-10,9
17	3750	46,9	750+7200	0
18	4025	53,2	750+7200	0
19	4277,8	57,5	750+7200	0
20	4699,8	60,4	750+7200	0
21	5008,7	64	750+7200	0
22	5215,9	62,5	750	0
23	6047,3	-	750	0
24	6744,4	-	750	0
25	7349,3	-	750	0

26	8144	-	750	0
27	8968	-	750	0
28	9311,7	-	750	0
29	9627	-	750	0
30	10018,1	-	750	0

H4: MRM

H5: MRM + CONCERT/CPLEX com ênfases

O algoritmo H2 (HR + CONCERT/CPLEX com ênfases) possibilitou melhorar as soluções iniciais do algoritmo H1 (HR) para as instâncias do Conjunto 3 com até 8 dias de planejamento (instância 14) em média em 12,5%, obtendo soluções ótimas para as instâncias 11-14. Para as demais instâncias, após 7200 segundos de processamento a respectiva solução não foi melhorada.

Já para o algoritmo H5 (MRM + CONCERT/CPLEX com ênfases), instâncias do Conjunto 3 com até 10 dias de planejamento (instância 16), tiveram o custo diminuído em média em 9,9%. Para as instâncias 1, 2 e 6-8 dos Conjuntos 1 e 2, a heurística determinou soluções, em relação a solução inicial do algoritmo H4 (MRM), em média 5,2% melhores. A solução ótima foi obtida pelo algoritmo H5 para 6 das instâncias testadas (instâncias 1, 2, 6 e 11-14).

Ressalta-se que a mateheurística *one-shot* é em geral bastante depende da performance do *software* CONCERT/CPLEX que, mesmo com soluções iniciais, apresenta dificuldade na determinação e melhoria de soluções de instâncias de grande e médio porte. A mateheurística BLTC utiliza-se do *software* CONCERT/CPLEX apenas para completar soluções previamente fixadas cujo modelo residual é bastante reduzido. Esta última proporcionou melhorar soluções de um maior número de instâncias. Os resultados dessa aplicação são detalhados na seção seguinte.

6.4.4 Resultados dos algoritmos H3 e H6 (mateheurística de otimização local BLTC)

A mateheurística BLTC também inicia-se a partir das soluções obtidas pelos métodos HR (constituindo o algoritmo H3) e MRM (constituindo o algoritmo H6), cujos resultados estão respectivamente apresentados nas Tabelas 6.13 e 6.14. Na Tabela 6.13 são também apresentados os desvios dos valores das soluções de H3 em relação ao algoritmo H1 enquanto a Tabela 6.14 mostra os desvios dos valores das soluções de H6 em relação ao algoritmo H4.

Tabela 6.13 – Resultados da aplicação do algoritmo H3 e desvio em relação a H1.

Instância	H3			Desvio da solução de H3 em relação a H1 (%)
	<i>f</i>	Gap (%)	Tempo (s)	
11	567,5	0	58+0	0
12	910,8	6,5	137+267	-11,6
13	1047	6	222+867	-14,1
14	1312,4	0	320+1250	-17,2
15	2122,1	12,9	447+2111	-16,3
16	3725,1	39,5	648+2950	-5,2
17	3927,3	49,3	705+1227	-5,3
18	4111	54,2	799+1750	-13,7
19	4201,9	56,7	873+2025	-13,2
20	5713,1	67,5	971+2125	0
21	5744,9	68,7	1161+2284	-7,5
22	6944,4	71,8	1486+2312	0
23	7219,3	-	1571+2771	0
24	7900,5	-	1791+2904	-5,6
25	9001,6	-	1879+3200	0
26	8812,9	-	2004+3870	-4,9
27	9997,1	-	2078+3222	0
28	10125,2	-	2176+3824	0
29	10925,2	-	2233+3212	0
30	12574,1	-	2335+4967	0

H1: HR

H3: HR + BLTC

Tabela 6.14 – Resultados da aplicação do algoritmo H6 e desvio em relação a H4.

Instância	H6			Desvio da solução de H6 em relação a H4 (%)
	<i>f</i>	Gap (%)	Tempo (s)	
1	1212,3	0	300+189	-1,7
2	1455,3	0	300+1234	-2,2
3	1712,2	32	300+2025	-2,9
4	2012,5	31,5	300+2541	-6
5	2997,3	41,8	300+3014	-5,9
6	1360,9	6	300+1097	-1,8
7	1812,2	25	300+1369	-1,6
8	1904,3	27	300+1575	-6,2
9	2125,4	9,4	300+2207	-14,5
10	3674,1	35	300+2774	-4,2
11	567,5	0	300+0	0
12	851,2	0	300+155	-2,9
13	1047	6	300+622	-10,4
14	1490,2	11,9	300+1364	-9,5
15	1947,2	5,1	300+2461	-16,3

16	2825,3	20,6	300+2525	-10,2
17	3125,4	36,3	750+1235	-16,7
18	3827,5	50,8	750+1897	-4,9
19	3825,8	52,5	750+1560	-10,2
20	4221,1	56	750+1440	-4,1
21	4801,7	62,5	750+1955	0
22	5215,9	62,5	750+1727	-3,6
23	5827	-	750+2501	-1,8
24	6625,4	-	750+3125	-3,3
25	7110,2	-	750+3299	0
26	8144	-	750+4027	0
27	8968	-	750+4228	0
28	9311,7	-	750+3709	0
29	9627	-	750+4425	0
30	10018,1	-	750+4712	0

H4: MRM

H6: MRM + BLTC

O algoritmo H3 (HR + BLTC) determinou melhorias de, em média, 10,4% para 11 instâncias do Conjunto 3 (instâncias 12-19, 21, 24 na Tabela 6.13) em relação a solução do algoritmo H1 (HR), comprovando a otimalidade para a instância 14. Já o algoritmo H6 (MRM + BLTC), aplicado à solução inicial obtida do algoritmo H4 (MRM), obteve melhorias para todas as instâncias do Conjunto 1 e 2 e para 12 das 20 instâncias Conjunto 3 (instâncias 12-20 e 22-24). Os custos obtidos ficaram, em média, 6,4% abaixo da solução inicial do algoritmo H4.

As Tabelas 6.15 e 6.16 resumem os resultados obtidos pelos métodos aqui abordados para as 30 instâncias definidas. Na Tabela 6.15 estão apresentados o resultados para as instâncias dos Conjuntos 1 e 2, que foram testadas apenas pelo *software* CONCERT/CPLEX (método H0), pela heurística MRM (algoritmo H4) e pelas mateheurística *one-shot* aplicada a MRM (algoritmo H5) e BLTC aplicada a MRM (algoritmo H6), cujos resultados estão apresentados, respectivamente, na segunda, terceira quarta e quinta colunas da desta tabela.

Na Tabela 6.16 estão apresentados os resultados para as instâncias do Conjunto 3. Na segunda coluna desta tabela, apresentam-se as soluções do *software* CONCERT/CPLEX (método H0). A terceira, quarta e quinta colunas apresentam as soluções relacionadas à heurística HR: a própria HR (algoritmo H1); a mateheurística *one-shot* aplicada a HR (algoritmo H2) e; a mateheurística BLTC aplicada a HR (algoritmo H3), respectivamente. A sexta, sétima e oitava colunas apresentam as soluções relacionadas à heurística MRM: a própria MRM (algoritmo H4); a mateheurística *one-shot* aplicada a MRM (algoritmo H5) e; a

mateheurística BLTC aplicada a MRM (algoritmo H6), respectivamente. Os melhores resultados para cada instância estão destacados na tabela em negrito, seja a solução de menor custo ou, em caso de empate, a solução de menor custo obtido em menor tempo de processamento.

Pode-se observar nas Tabelas 6.15 e 6.16 que, para instâncias de pequeno porte (primeiras instâncias dos Conjuntos 1, 2 e 3: 1, 2, 6, 7, 11, 12 e 13), a melhor solução é geralmente obtida pelos métodos que se baseiam em grande parte na utilização do *software* CPLEX (seja o próprio *software* sem solução inicial, H0, ou a mateheurística *one-shot*, H2 e H5). Para as instâncias de médio a grande porte (instâncias 15-25) a mateheurística BLTC, quando inicializada pela solução da heurística MRM (H6), determinou os melhores resultados, uma vez que já partia de soluções de melhor qualidade (se compararmos as soluções da HR com a MRM, geralmente a MRM obteve soluções de menor custo).

Para as instâncias de grande porte a aplicação das mateheurísticas não implicou em melhorias de resultado (26-30), com exceção apenas da instância 26, para a qual o algoritmo H3 (HR + BLTC) determinou melhoria quando a solução inicial considerada foi aquela determinada pelo algoritmo H3 (HR).

Tabela 6.15 – Comparação dos resultados obtidos pelos algoritmos H0, H4, H5, H6 para os Conjuntos 1 e 2.

Inst.	H0			H4			H5			H6		
	<i>f</i>	<i>Gap</i> (%)	Tempo (s)	<i>f</i>	<i>Gap</i> (%)	Tempo (s)	<i>f</i>	<i>Gap</i> (%)	Tempo (s)	<i>f</i>	<i>Gap</i> (%)	Tempo (s)
1	1212,3	0,0	72	1233,3	1,7	300	1212,3	0	814	1212,3	0	489
2	1455,3	0,0	5670	1487,3	2,2	300	1455,3	0	512	1455,3	0	1534
3	2002,7	41,9	18000	1762,9	34	300	1762,9	34	7500	1712,2	32	2325
4	-	-	18000	2140,7	35,6	300	2140,7	35,6	7500	2012,5	31,5	2841
5	-	-	18000	3185,4	45,2	300	3185,4	45,2	7500	2997,3	41,8	3314
6	1355,9	5,7	18000	1385,2	7,7	300	1278,6	0	6000	1360,9	6	1397
7	1820,6	25,3	18000	1842,2	26,2	300	1612	15,6	7500	1812,2	25	1669
8	1852,2	25,0	18000	2032,1	31,6	300	1988,8	30,2	7500	1904,3	27	1875
9	2282,1	15,6	18000	2485,9	22,5	300	2485,9	22,5	7500	2125,4	9,4	2507
10	-	-	18000	3834,7	37,8	300	3834,7	37,8	7500	3674,1	35	3074
Média	1711,6	12,2	14974,2	2139	24,5	300	2095,7	22,1	5982,6	2026,7	20,8	2102,5

H0: CONCERT/CPLEX com ênfases

H4: MRM

H5: MRM + CONCERT/CPLEX com ênfases

H6: MRM + BLTC

Tabela 6.16 – Comparação dos resultados obtidos pelos métodos H0-H6 (Instâncias 11-30).

Inst.	H0			H1			H2			H3			H4			H5			H6		
	f	Tempo (s)	Gap (%)	f	Tempo (s)	Gap (%)	f	Tempo (s)	Gap (%)	f	Tempo (s)	Gap (%)	f	Tempo (s)	Gap (%)	f	Tempo (s)	Gap (%)	f	Tempo (s)	Gap (%)
11	567,5	0	207	567,5	0	58	567,5	0	58	567,5	0	58	567,5	0	300	567,5	0	300	567,5	0	300
12	851,2	0	9782	910,8	6,5	137	851,2	0	764	910,8	6,5	404	876,3	2,9	300	851,2	0	588	851,2	0	455
13	1333,1	26	18000	1185	16,9	222	984,3	0	4223	1047	6	1089	1168,7	15,8	300	984,3	0	4294	1047	6	922
14	-	-	18000	1646,7	20,3	320	1312,4	0	6342	1312,4	0	1570	1527,8	14,1	300	1312,4	0	6230	1490,2	11,9	1664
15	-	-	18000	2535	27,1	447	2535	27,1	7647	2122,1	12,9	2558	2325,7	20,6	300	2025,4	8,8	7500	1947,2	5,1	2761
16	-	-	18000	3929,5	42,7	648	3929,5	42,7	7848	3725,1	39,5	3598	3144,8	28,4	300	2799,9	19,5	7500	2825,3	20,6	2825
17	-	-	18000	4149,1	52	705	4149,1	52	7905	3927,3	49,3	1932	3750	46,9	750	3750	46,9	7950	3125,4	36,3	1985
18	-	-	18000	4763,8	60,4	799	4763,8	60,4	7999	4111	54,2	2549	4025	53,2	750	4025	53,2	7950	3827,5	50,8	2647
19	-	-	18000	4844,6	62,5	873	4844,6	62,5	8073	4201,9	56,7	2898	4277,8	57,5	750	4277,8	57,5	7950	3825,8	52,5	2310
20	-	-	18000	5713,1	67,5	971	5713,1	67,5	8171	5713,1	67,5	3096	4699,8	60,4	750	4699,8	60,4	7950	4221,1	56	2190
21	-	-	18000	6211,8	71	1161	6211,8	71	8361	5744,9	68,7	3445	5008,7	64	750	5008,7	64	7950	4801,7	62,5	2705
22	-	-	18000	6944,4	71,8	1486	6944,4	71,8	8686	6944,4	71,8	3798	5215,9	62,5	750	5215,9	62,5	7950	5215,9	62,5	2477
23	-	-	18000	7219,3	-	1571	7219,3	-	1571	7219,3	-	4342	6047,3	-	750	6047,3	-	750	5827	-	3251
24	-	-	18000	8374,3	-	1791	8374,3	-	1791	7900,5	-	4695	6744,4	-	750	6744,4	-	750	6625,4	-	3875
25	-	-	18000	9001,6	-	1879	9001,6	-	1879	9001,6	-	5079	7349,3	-	750	7349,3	-	750	7110,2	-	4049
26	-	-	18000	9275,5	-	2004	9275,5	-	2004	8812,9	-	5874	8144	-	750	8144	-	750	8144	-	4777
27	-	-	18000	9997,1	-	2078	9997,1	-	2078	9997,1	-	6300	8968	-	750	8968	-	750	8968	-	4978
28	-	-	18000	10125,2	-	2176	10125,2	-	2176	10125,2	-	6000	9311,7	-	750	9311,7	-	750	9311,7	-	4459
29	-	-	18000	10925,2	-	2233	10925,2	-	2233	10925,2	-	5445	9627	-	750	9627	-	750	9627	-	5175
30	-	-	18000	12574,1	-	2335	12574,1	-	2335	12574,1	-	7302	10018,1	-	750	10018,1	-	750	10018,1	-	5462
Média	917,3	8,7	16699,5	6044,7	41,6	1194,7	6015	37,9	4607,2	5844,2	36,1	3601,6	5139,9	35,5	615	5086,4	31,1	4005,6	4968,9	30,4	2963,4

H0: CONCERT/CPLEX com ênfases

H1: HR

H4: MRM

H2: HR + CONCERT/CPLEX com ênfases

H5: MRM + CONCERT/CPLEX com ênfases

H3: HR + BLTC

H6: MRM + BLTC

Na Tabela 6.17 são apresentadas estatísticas do processo de busca realizado pelos algoritmos. Como as soluções iniciais factíveis não são geradas pelos algoritmos H2, H5, H3 e H6, a coluna “# Soluções factíveis” foi preenchida com o símbolo “-”. Da mesma forma, as colunas “#Soluções melhoradas” e “Porcentagem média de melhoria”, foram preenchidas com o mesmo símbolo, dado que os algoritmos H0, H1 e H4 não partem de soluções iniciais e, portanto, não existem soluções a serem melhoradas.

Tabela 6.17 – Estatísticas dos algoritmos H0-H6.

Algoritmo	# Soluções factíveis	# Soluções ótimas	# Melhores soluções	# Soluções melhoradas	Porcentagem média de melhoria
H0	10/30	4/30	1/30	-	-
H1	20/20	1/20	1/20	-	-
H4	30/30	1/30	6/30	-	-
H2	-	4/20	1/20	3/20 (em relação a H1)	12,5 (em relação a H1)
H5	-	7/30	3/30	10/30 (em relação a H4)	7,6 (em relação a H4)
H3	-	2/20	1/20	11/20 (em relação a H1)	10,4 (em relação a H1)
H6	-	4/30	17/30	22/30 (em relação a H4)	6,4 (em relação a H4)

H0: CONCERT/CPLEX com ênfases

H1: HR

H4: MRM

H2: HR + CONCERT/CPLEX com ênfases

H5: MRM + CONCERT/CPLEX com ênfases

H3: HR + BLTC

H6: MRM + BLTC

Na Seção 6.4.5 a seguir, a instância 14 do Conjunto 3 (p25t10v25h8) é utilizada para ilustrar a aplicação da mateheurística BLTC, inicializada tanto com a heurística HR como com a heurística MRM. A instância 14 foi selecionada pelo fato da solução ótima ter sido obtida a partir da solução de HR, apesar da solução fornecida por MRM ter menor custo. Ela também revela que a solução inicial utilizada pelas mateheurísticas impacta a qualidade da solução final. A Seção 6.4.6, por sua vez, utiliza a instância 30 do Conjunto 3 para analisar as diferenças na construção de soluções entre MRM e HR.

6.4.5 Exemplo de aplicação da mateheurística BLTC na instância 14

A instância 14 (p25t10v25h8) foi resolvida pelo algoritmos H0-H6. O *software* CONCERT/CPLEX (algoritmo H0) não determinou soluções factíveis, mesmo após 18000 segundos de processamento. Já o algoritmo H1, determinou uma solução com *gap* de 20,3% e, a partir desta solução, ambos os algoritmos H2 e H3, que utilizam como solução inicial a

solução de H1, encontraram a solução ótima para esta instância. O algoritmo H4 determinou uma solução com *gap* de 14,1% em um tempo de processamento consideravelmente baixo de 300 segundos. Os métodos H5 e H6, que utilizam como solução inicial a solução de H4, melhoraram tal solução, mas apenas H5 determinou a solução ótima para esta instância. O método H6 obteve uma solução com *gap* de 11,9%.

As soluções obtidas pelo *software* CONCERT/CPLEX e pela metaheurística *one-shot* (H2 e H5) não são detalhadas, pois cabe ao *software* de otimização construir e/ou melhorar as soluções. Os passos dos algoritmos H1, H4, H3 e H6 foram desenvolvidos e implementados em linguagem computacional e podem ser detalhados.

A instância 14 é uma instância do Conjunto 3, e portanto, todas as plataformas, terminais e navios do sistema são considerados. Nos primeiros 8 dias de planejamento, a empresa necessita atender 11 pedidos pré-definidos, cujas características estão detalhadas na Tabela 6.18.

Tabela 6.18 – Pedidos PDPTW da operação real e utilizados na geração da instância 14.

Pedido	Origem	Destino	Produto	Quantidade	Prazo de Entrega
1	3	23	24	30000	120
2	10	23	19	43600	120
3	2	23	6	50000	144
4	10	23	19	45700	144
5	18	23	9	10000	144
6	18	23	9	90000	168
7	3	23	24	30900	168
8	10	23	19	40000	192
9	15	23	0	60000	192
10	0	24	3	16000	192
11	4	22	16	36200	192

A heurística HR utiliza a informação dos pedidos ordenados por prazos de entrega para construir a solução. O detalhamento da solução é realizado a seguir no Quadro 6.1.

Quadro 6.1 – Passos da construção da heurística HR para a instância 14.

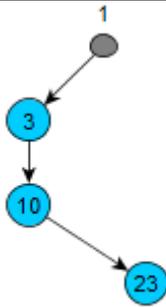
1ª Iteração:

1. $T^H = 120$, $\alpha = 24$, $\beta = 72$, $\bar{T}^H = 192$ e $r = 0$.

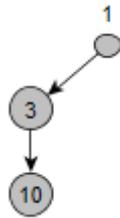
2. $120 + 24 * 0 \leq 192$:

2.1 $D_s = \{1,2\}$.

2.2 Solução obtida:



2.3. Solução fixada até o instante $\beta = 72$:



2.4. Atualização das variáveis

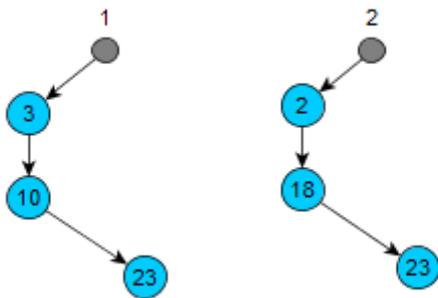
2.5. $r = 1$.

2ª Iteração:

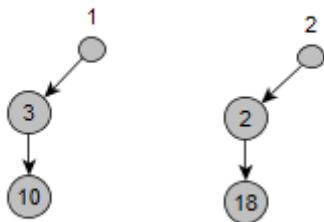
2. $120 + 24 * 1 \leq 192$:

2.1 $D_s = \{1,2,3,4,5\}$.

2.2 Solução obtida:



2.3. Solução fixada até o instante $\beta = 72$:



2.4. Atualização das variáveis

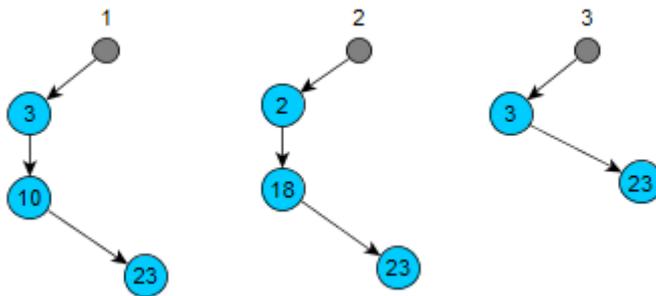
2.5. $r = 2$.

3ª Iteração:

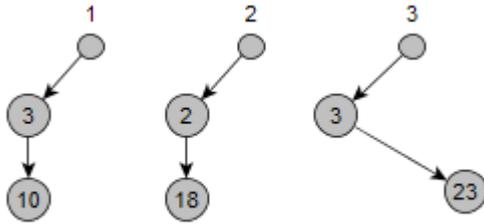
2. $120 + 24 * 2 \leq 192$:

2.1 $D_s = \{1,2,3,4,5,6,7\}$.

2.2 Solução obtida:



2.3. Solução fixada até o instante $\beta = 72$:



2.4. Atualização das variáveis

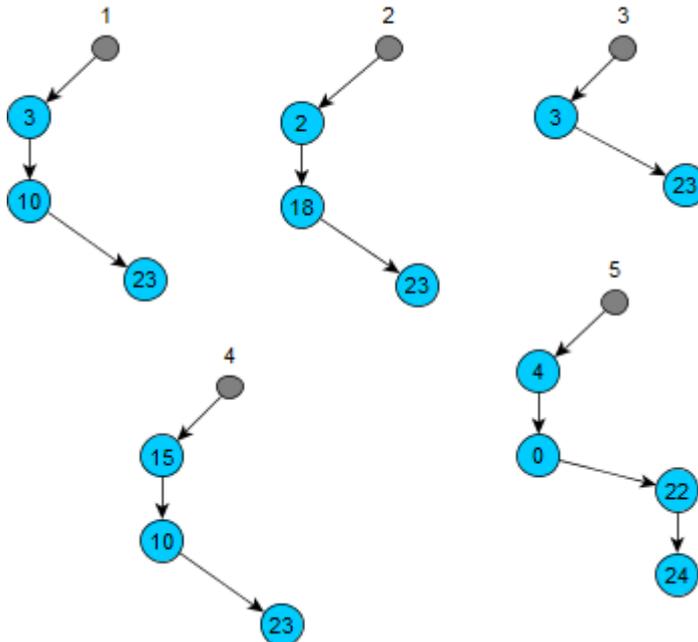
2.5. $r = 3$.

3ª Iteração:

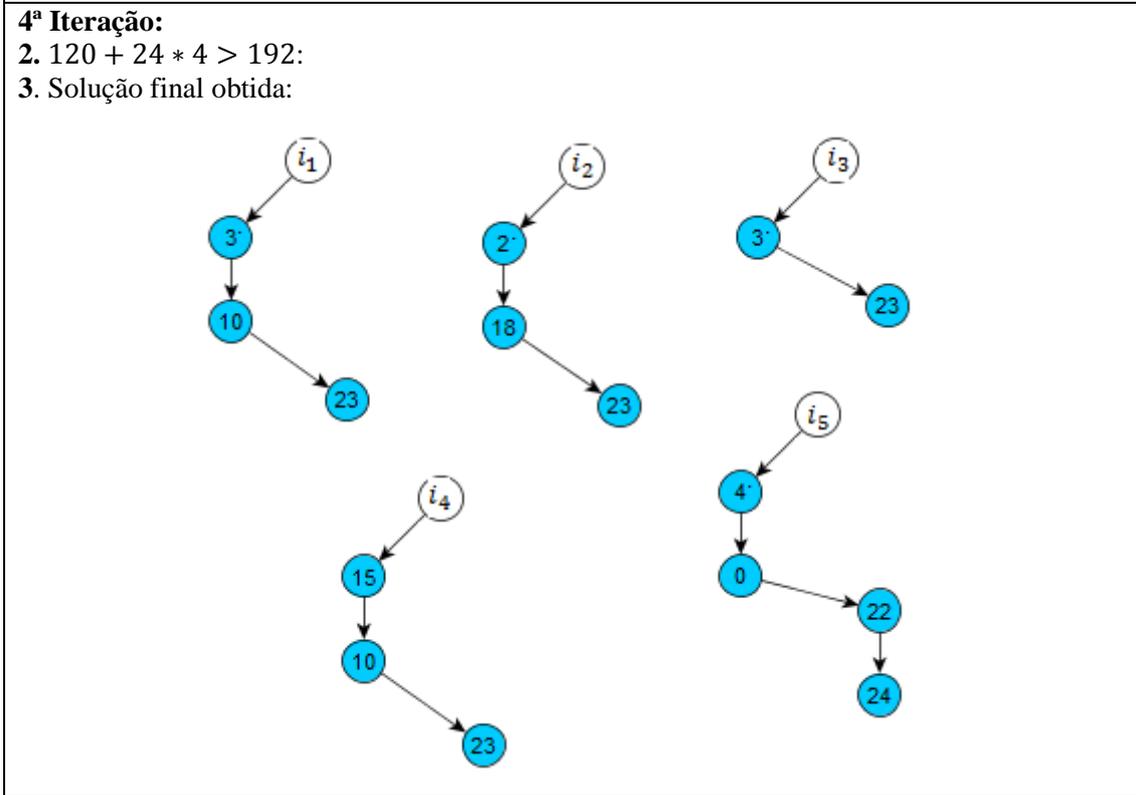
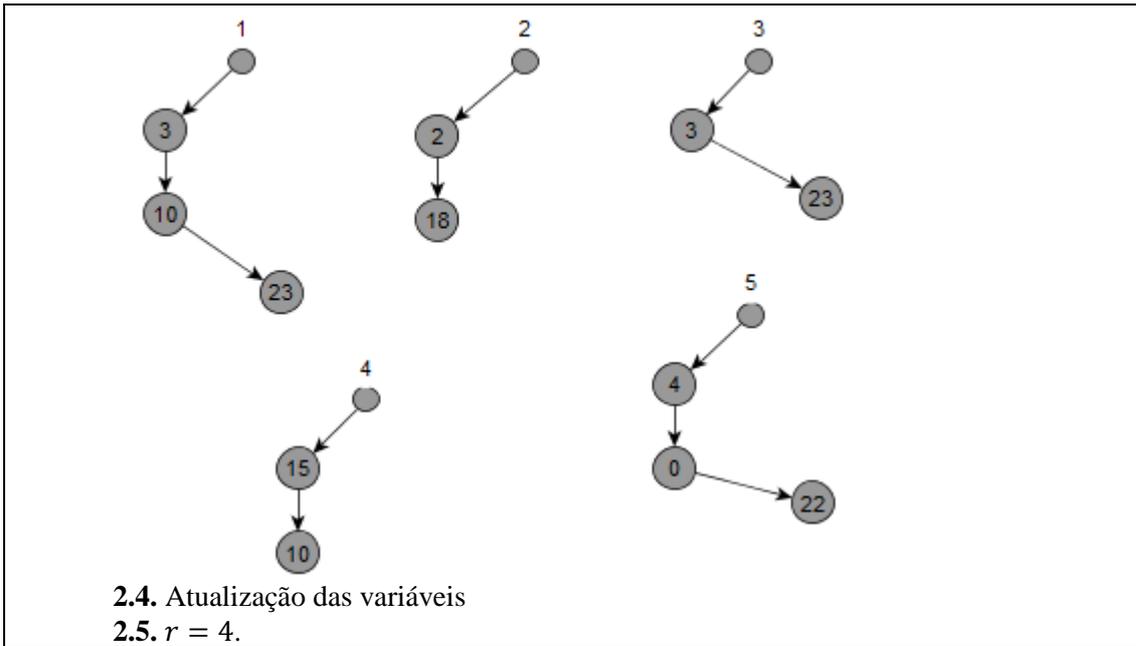
2. $120 + 24 * 3 \leq 192$:

2.1 $D_s = \{1,2,3,4,5,6,8,9,10,11\}$.

2.2 Solução obtida:



2.3. Solução fixada até o instante $\beta = 72$:



A partir dos pedidos pré-definidos pela operação apresentados na Tabela 6.18, podemos determinar as demandas somadas (D_{ip}) de mesma origem (produto) e destino. As demandas são utilizadas pela heurística MRM para iniciar a construção da solução. Esse método não utiliza os prazos de entrega. A Tabela 6.19 apresenta as características das demandas para a instância 14.

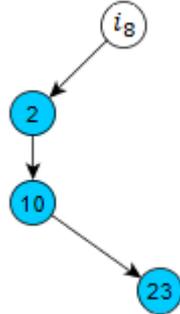
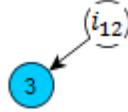
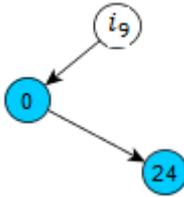
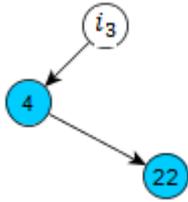
Tabela 6.19 – Características das demandas da instância 14.

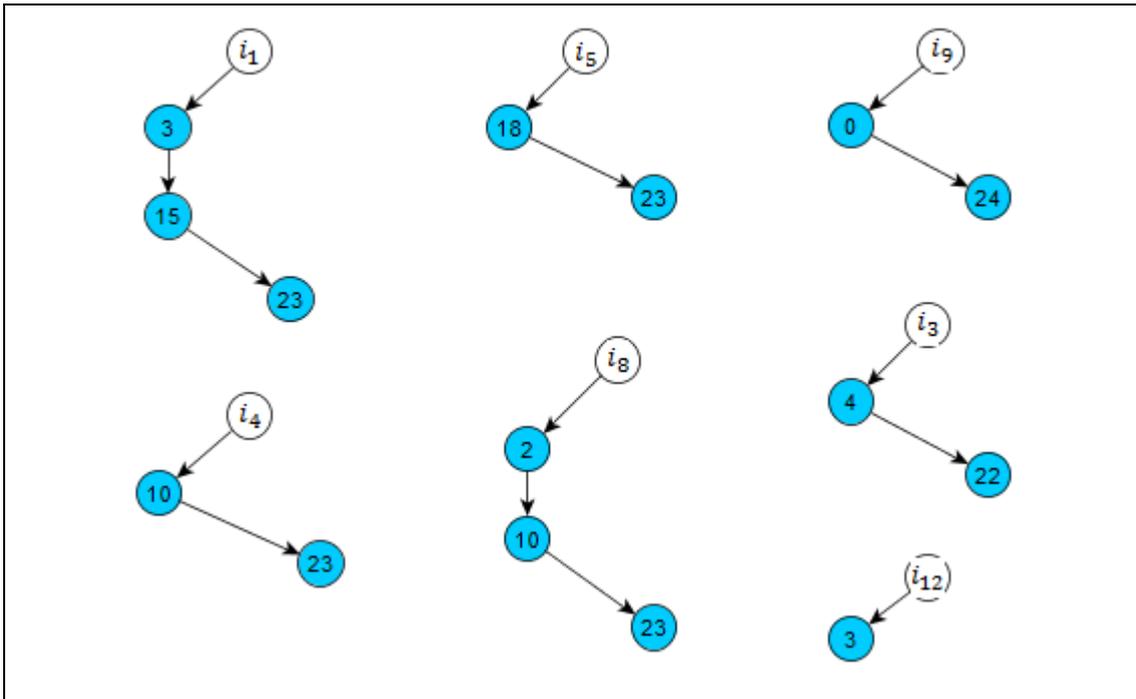
Demanda	Origem	Destino	Produto	Quantidade
1	3	23	24	60900
2	10	23	19	129300
3	2	23	6	50000
4	18	23	9	100000
5	15	23	0	60000
6	0	24	3	16000
7	4	22	16	36200

O detalhamento da solução construída e melhorada pela heurística MRM para instância 14 é realizado a seguir, no Quadro 6.2.

Quadro 6.2 – Passos da construção da heurística MRM para a instância 14.

Fase Construtiva	
<p>1ª Iteração:</p> <ol style="list-style-type: none"> 1. Existe demanda ou plataforma a ser atendida. 2. Plataforma escolhida $i^* = 3$. 3. Plataforma escolhida tem demanda. 5. Terminal escolhido $j^* = 23$. <ol style="list-style-type: none"> 5.1 Navio escolhido $v^* = 1$. 5.2 Demanda não excede a capacidade do navio. <ol style="list-style-type: none"> 5.2.1 As demandas 3 e 5 são menores que a capacidade restante do navio. 5.2.2 A demanda 5 é a maior demanda, nova origem a ser visita é o PO 15. 5.2.1 Não existem demandas menores que a capacidade restante do navio. 5.2.3 A rota factível de menor custo entre os pontos visitados é: $i_1 \rightarrow 3 \rightarrow 15 \rightarrow 23$. 4.1 Atualização das variáveis. 	
<p>2ª Iteração:</p> <ol style="list-style-type: none"> 1. Existe demanda ou plataforma a ser atendida. 2. Plataforma escolhida $i^* = 18$. 3. Plataforma escolhida tem demanda. 5. Terminal escolhido $j^* = 23$. <ol style="list-style-type: none"> 5.1 Navio escolhido $v^* = 5$. 5.2 Demanda não excede a capacidade do navio. <ol style="list-style-type: none"> 5.2.1 Não existem demandas menores que a capacidade restante do navio. 5.2.3 A rota factível entre os pontos visitados é: $i_5 \rightarrow 18 \rightarrow 23$. 4.1 Atualização das variáveis. 	
<p>3ª Iteração:</p> <ol style="list-style-type: none"> 1. Existe demanda ou plataforma a ser atendida. 2. Plataforma escolhida $i^* = 10$. 3. Plataforma escolhida tem demanda. 5. Terminal escolhido $j^* = 23$. <ol style="list-style-type: none"> 5.1 Navio escolhido $v^* = 4$. 	

<p>5.2 Demanda excede a capacidade do navio. A rota entre os pontos visitados é: $i_4 \rightarrow 10 \rightarrow 23$.</p> <p>4.1 Atualização das variáveis.</p>	
<p>4ª Iteração:</p> <ol style="list-style-type: none"> 1. Existe demanda ou plataforma a ser atendida. 2. Plataforma escolhida $i^* = 2$. 3. Plataforma escolhida tem demanda. 5. Terminal escolhido $j^* = 23$. <p>5.1 Navio escolhido $v^* = 8$.</p> <p>5.2 Demanda não excede a capacidade do navio.</p> <p>5.2.1 A demanda 2 é menor que a capacidade restante do navio.</p> <p>5.2.2 A nova origem a ser visita é o PO 10.</p> <p>5.2.1 Não existem demandas menores que a capacidade restante do navio.</p> <p>5.2.3 A rota factível de menor custo é: $i_8 \rightarrow 2 \rightarrow 10 \rightarrow 23$.</p> <p>4.1 Atualização das variáveis.</p>	
<p>5ª Iteração:</p> <ol style="list-style-type: none"> 1. Existe demanda ou plataforma a ser atendida. 2. Plataforma escolhida $i^* = 3$. 3. Plataforma escolhida não tem demanda. 4. Navio escolhido $v^* = 12$. A rota factível entre os pontos visitados é: $i_{12} \rightarrow 3$. <p>4.1 Atualização das variáveis.</p>	
<p>6ª Iteração:</p> <ol style="list-style-type: none"> 1. Existe demanda ou plataforma a ser atendida. 2. Plataforma escolhida $i^* = 0$. 3. Plataforma escolhida tem demanda. 5. Terminal escolhido $j^* = 24$. <p>5.1 Navio escolhido $v^* = 9$.</p> <p>5.2 Demanda não excede a capacidade do navio.</p> <p>5.2.1 Não existem demandas de mesma origem ou destino.</p> <p>5.2.3 A rota factível entre os pontos visitados é: $i_9 \rightarrow 0 \rightarrow 24$.</p> <p>4.1 Atualização das variáveis.</p>	
<p>7ª Iteração:</p> <ol style="list-style-type: none"> 1. Existe demanda ou plataforma a ser atendida. 2. Plataforma escolhida $i^* = 4$. 3. Plataforma escolhida tem demanda. 5. Terminal escolhido $j^* = 22$. <p>5.1 Navio escolhido $v^* = 3$.</p> <p>5.2 Demanda não excede a capacidade do navio.</p> <p>5.2.1 Não existem demandas de mesma origem ou destino.</p> <p>5.2.3 A rota factível entre os pontos visitados é: $i_3 \rightarrow 4 \rightarrow 22$.</p> <p>4.1 Atualização das variáveis.</p>	
<p>8ª Iteração:</p> <ol style="list-style-type: none"> 1. Não existe demanda e plataforma a ser atendida. <p>Fim da fase construtiva.</p>	



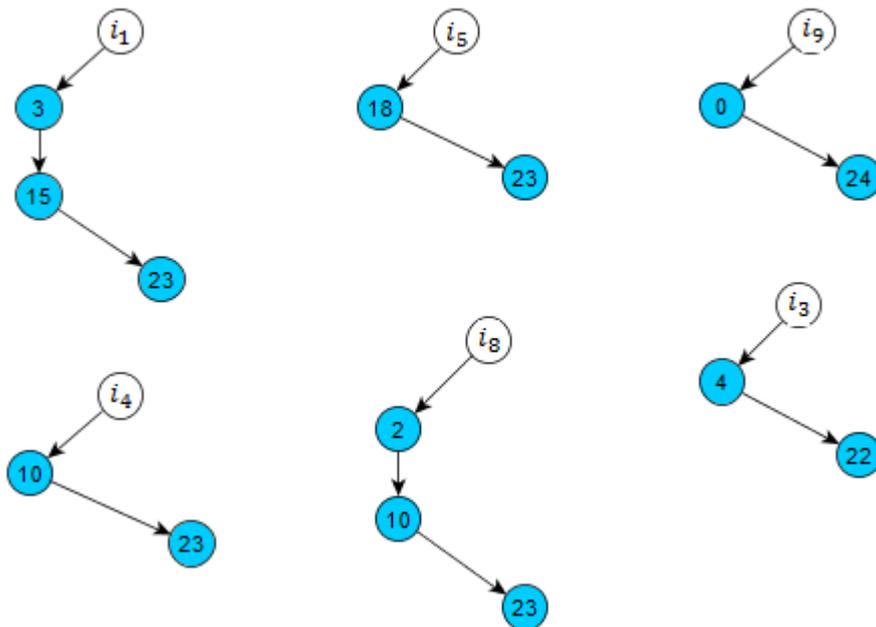
Procedimentos de Melhoria: Eliminação de Alívios

1ª Iteração:

1. Plataforma que necessitou de alívio $i_p^* = 3$ com $p^* = 24$, realizado pelo navio $k^* = 12$.
2. O navio $v = 1$ realizou uma visita a plataforma $i_p^* = 3$.
3. O conjunto $W = \{1,2,3,4,5,6,7,10,11,12,13,14,15,16,17,18,19,20,22,23,24,25\}$ contém os navios compatíveis aos POs 3,15,23, e permitem coleta extra.
4. A troca de maior economia é do navio $v^* = 1$ pelo navio $w^* = 1$.
6. O alívio a plataforma $i_p^* = 3$ foi eliminado.

2ª Iteração:

1. Nenhuma plataforma necessitou de alívio.
- Fim do procedimento de melhoria de eliminação de alívios.



Procedimentos de Melhoria: Redesignação de Navios

1ª Iteração:

1. Navios compatíveis aos utilizados na solução incumbente S^* ,
 - 1: 1,2,3,4,5,6,7,10,11,12,13,14,15,16,17,18,19,20,22,23,24,25;
 - 3: 1,2,3,4,5,6,7,8,9,10,11,12,13,14,15,16,17,18,19,20,21,22,23,24,25;
 - 4: 1,2,3,4,5,6,7,10,11,12,13,14,15,16,17,18,19,20,22,23,24,25;
 - 5: 1,2,3,4,5,6,7,8,9,10,11,12,13,14,15,16,17,18,19,20,21,22,23,24,25;
 - 8: 1,2,3,4,5,6,7,10,11,12,13,14,15,16,17,18,19,20,22,23,24,25;
 - 9: 1,2,3,4,5,6,7,8,9,10,11,12,13,14,15,16,17,18,19,20,21,22,23,24,25.
2. Existem trocas compatíveis;
3. $v^* = 1$ e $w^* = 3$ representam a troca com maior economia. Existem rotas sem navios designados;

2ª Iteração:

2. Existem trocas compatíveis;
3. $v^* = 3$ e $w^* = 1$ representam a troca com maior economia. Existem rotas sem navios designados;

3ª Iteração:

2. Existem trocas compatíveis;
3. $v^* = 5$ e $w^* = 2$ representam a troca com maior economia. Existem rotas sem navios designados;

4ª Iteração:

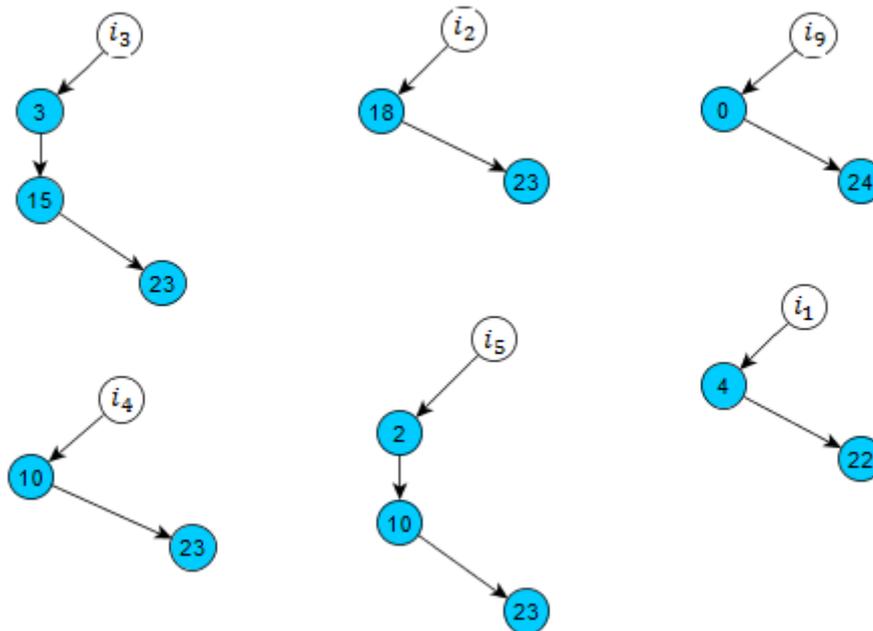
2. Existem trocas compatíveis;
3. $v^* = 8$ e $w^* = 5$ representam a troca com maior economia. Existem rotas sem navios designados;

5ª Iteração:

2. Existem trocas compatíveis;
3. $v^* = 4$ e $w^* = 4$ representam a troca com maior economia (nula). Existem rotas sem navios designados;

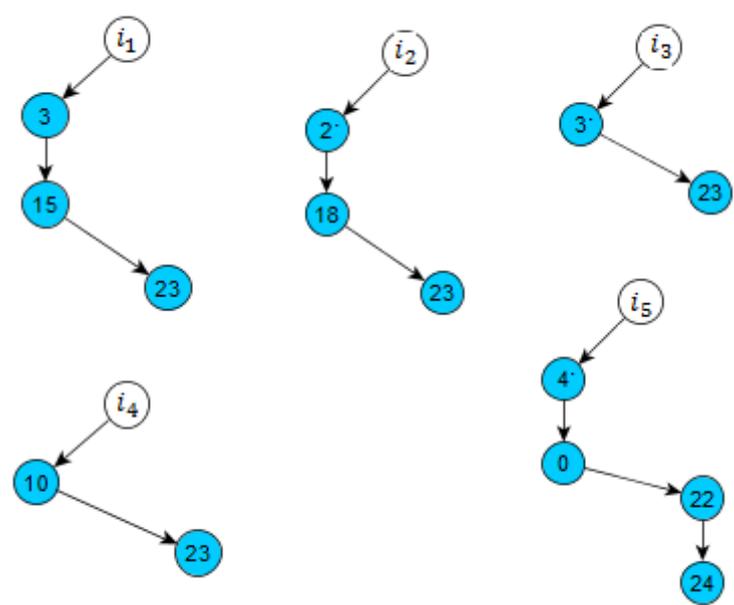
6ª Iteração:

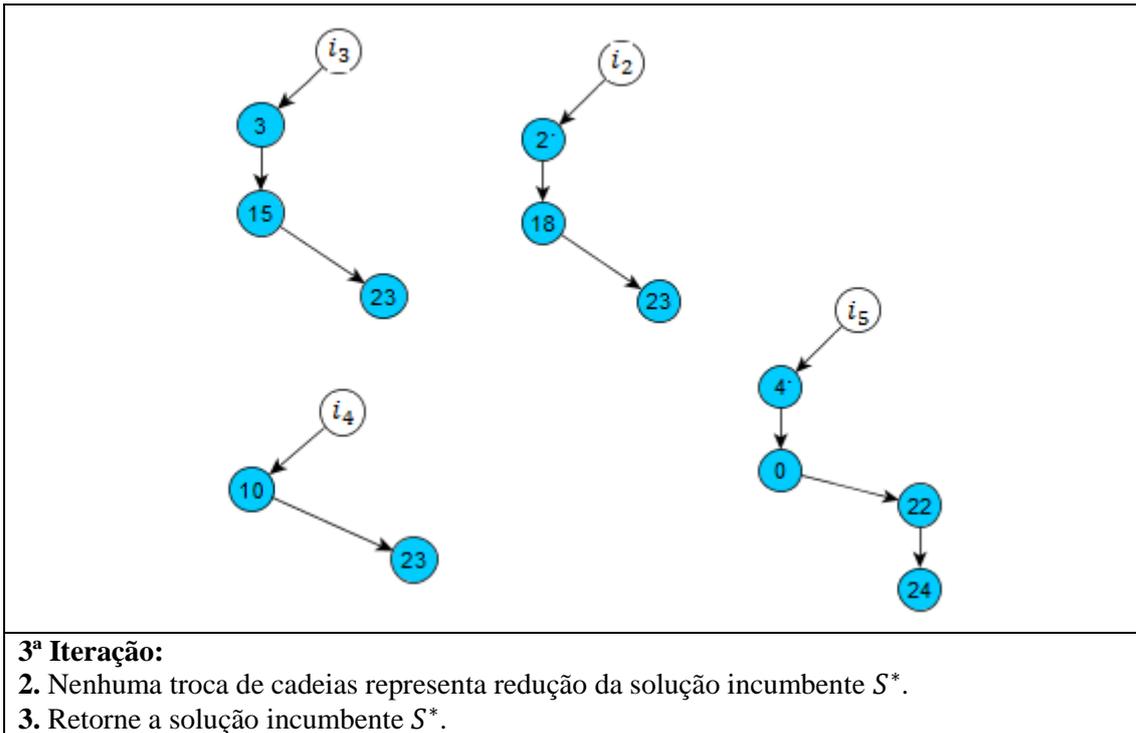
2. Existem trocas compatíveis;
3. $v^* = 9$ e $w^* = 9$ representam a troca com maior economia (nula). Não existem rotas sem navios designados;
4. O custo total é menor que o custo da solução inicial. Solução obtida:



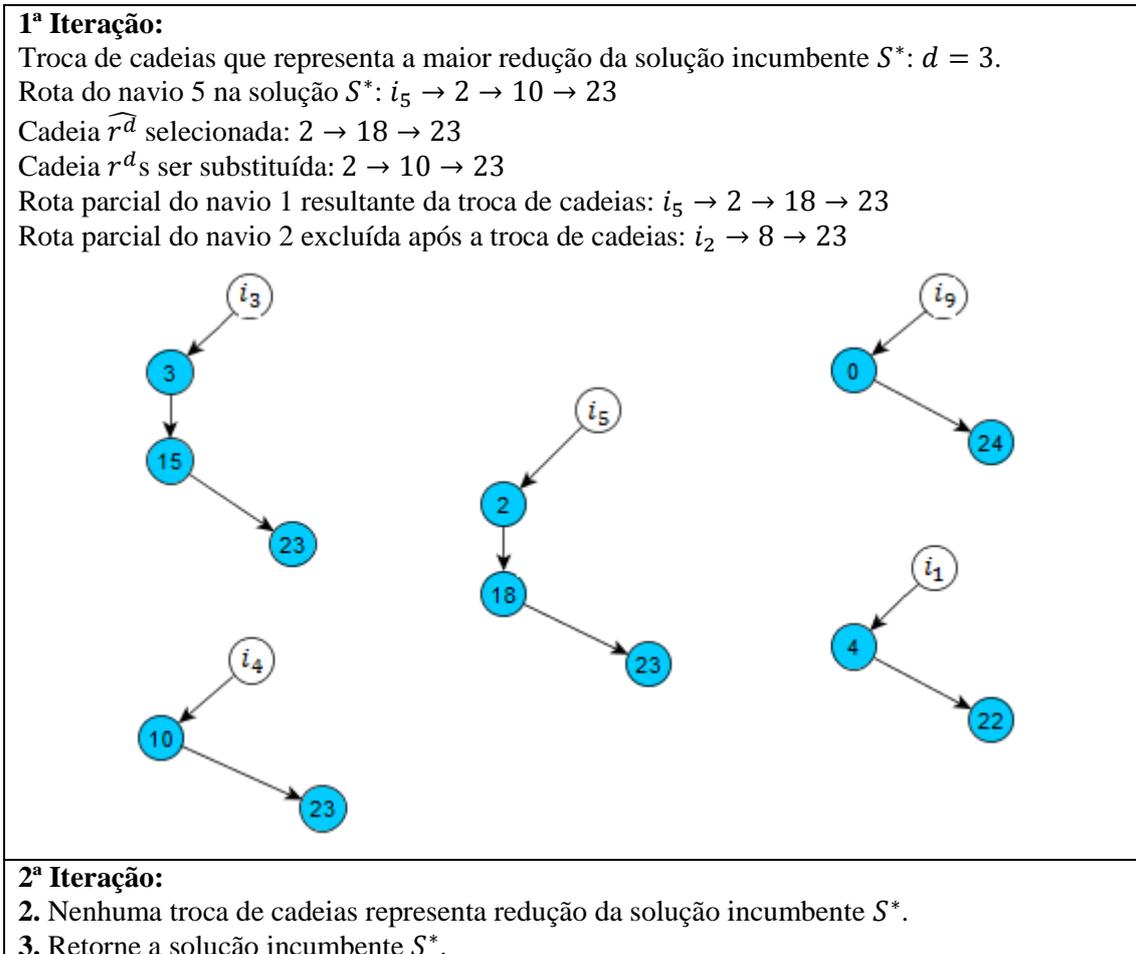
A mateheurística BLTC foi aplicada a partir das soluções obtidas pelos métodos HR e MRM, cujo desenvolvimento de trocas de cadeias é detalhado a seguir nos Quadros 6.3 e 6.4.

Quadro 6.3 – Passos da mateheurística BLTC a partir da solução da heurística HR para a instância 14.

<p>1ª Iteração: Troca de cadeias que representa a maior redução da solução incumbente S^*: $d = 1$. Rota do navio 1 na solução S^*: $i_1 \rightarrow 3 \rightarrow 10 \rightarrow 23$ Cadeia \widehat{r}^d selecionada: $3 \rightarrow 15 \rightarrow 23$ Cadeia r^d a ser substituída: $3 \rightarrow 10 \rightarrow 23$ Rota parcial do navio 1 resultante da troca de cadeias: $i_1 \rightarrow 3 \rightarrow 15 \rightarrow 23$ Rota parcial do navio 4 excluída após a troca de cadeias: $i_4 \rightarrow 15 \rightarrow 10 \rightarrow 23$ Rota parcial do navio 4 determinada pelo CONCERT/CPLEX: $i_4 \rightarrow 10 \rightarrow 23$</p> 
<p>2ª Iteração: Troca de cadeias que representa a maior redução da solução incumbente S^*: $d = 7$. Rota do navio 3 na solução S^*: $i_3 \rightarrow 3 \rightarrow 23$ Cadeia \widehat{r}^d selecionada: $3 \rightarrow 15 \rightarrow 23$ Cadeia r^d a ser substituída: $3 \rightarrow 23$ Rota parcial do navio 3 resultante da troca de cadeias: $i_3 \rightarrow 3 \rightarrow 15 \rightarrow 23$ Rota parcial do navio 1 excluída após a troca de cadeias: $i_1 \rightarrow 3 \rightarrow 15 \rightarrow 23$</p>



Quadro 6.4 – Passos da mateheurística BLTC a partir da solução da heurística MRM para a instância 14.



A solução ótima para a instância 14 não estava na vizinhança da solução obtida pela heurística MRM, principalmente pelo fato de que os pedidos 10 e 11, detalhados na Tabela 6.18, não foram atendidos por um único navio. Como são pedidos com origem e destino diferentes, tanto a heurística MRM quanto a mateheurística BLTC não agrupa pedidos de origens e destinos diferentes. Essa característica não foi incorporada aos métodos dado que, para instâncias maiores, existem maiores possibilidades de agrupamento entre pedidos de mesma origem e/ou destino, e a consideração de mais cadeias de visitas implicaria no aumento do tempo de processamento dos métodos, principalmente do BLTC, mas incorporá-la pode representar uma alternativa de melhoria desses métodos.

6.4.6 Exemplos de aplicação das heurísticas MRM e HR na instância 30

Como observado na Tabela 6.67, os algoritmos construtivos H1 (HR) e H4 (MRM) determinaram soluções factíveis para as 20 instâncias do Conjunto 3. Para instância com mais de 10 dias de horizonte de planejamento o algoritmo H4 dominou as soluções do algoritmo H1. A análise das soluções destes dois algoritmos aplicados às instâncias de grande porte ajudam a compreender esse comportamento, uma vez que o algoritmo H4 permite o agrupamento de mais pedidos de mesma origem e destino quando comparado ao algoritmo H1.

As Figuras 6.11 e 6.12 a seguir ilustram a diferença nas rotas finais das heurísticas construtivas HR e MRM, respectivamente, para a maior instância testada, a instância 30, relacionadas às visitas de uma plataforma específica, a plataforma 3, que durante os 24 dias de planejamento desta instância, teve 8 pedidos relacionados a ela, descritos na Tabela 6.20 a seguir.

Tabela 6.20 – Pedidos PDPTW da operação real com origem na plataforma 3 e utilizados na instância 30.

Pedido	Origem	Destino	Produto	Quantidade	Prazo de Entrega
1	3	23	24	30000	120
2	3	23	24	30900	168
3	3	23	24	49100	216
4	3	23	24	30000	288
5	3	23	24	40000	312
6	3	22	24	4900	384
7	3	22	24	75100	408
8	3	23	24	80000	480

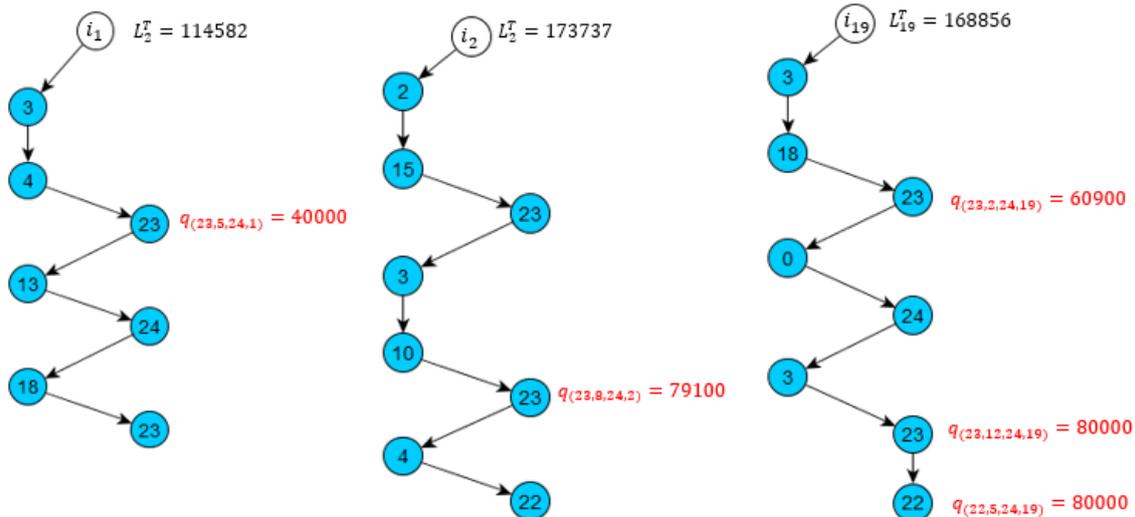


Figura 6.11 – Solução HR para a instância 30: visitas à plataforma 3 pelos navios 1, 2 e 19.

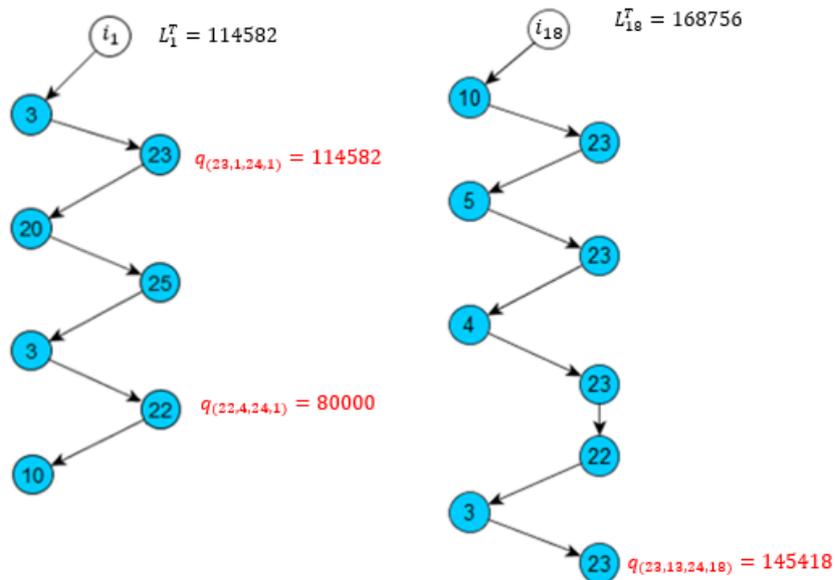


Figura 6.12 - Solução MRM para a instância 30: visitas à plataforma 3 pelos navios 1 e 18.

As Figuras 6.11 e 6.12 mostram as rotas dos navios que visitaram a plataforma 3 nas soluções das heurísticas HR e MRM, respectivamente. Apenas as informações das rotas consideradas relevantes para a análise (quantidades coletadas e entregues e os instantes de início e fim de cada visita) são incluídas nas figuras.

Nota-se que a solução da heurística MRM realiza uma visita a menos à plataforma 3, quando comparada à solução obtida pela heurística HR. De fato, para todas as instâncias com mais de 10 dias de horizonte de planejamento do Conjunto 3, a heurística MRM obteve soluções de melhor qualidade que as da heurística HR. Uma justificativa para esta

performance é que a heurística HR é guiada pelos prazos de entrega dos pedidos pré-definidos pela operação, desconsiderados no Modelo 1 e conseqüentemente pela heurística MRM.

Note, entretanto, que a aplicação da busca local BLTC às soluções de HR possibilita agrupar pedidos de um mesmo PO com prazos muito distintos, determinando assim melhorias nas soluções. No caso da instância 30, não foi determinada nenhuma melhoria devido ao fato de que a troca de cadeias de visita depende do processamento do *software* CONCERT/CPLEX na complementação e verificação da factibilidade das soluções vizinhas. O importante papel do *software* restringe a busca de melhorias, uma vez que o tempo de processamento é limitado. Ainda assim, a busca local determinou melhorias para instâncias com até 20 dias de planejamento.

6.5 Comparação entre os modelos da literatura PDPTW e o modelo ICRP proposto (Modelo 1)

Esta seção destina-se a ilustrar uma simples comparação entre soluções obtidas pelo CONCERT/CPLEX e pelo método MRM + mateheurística com BLTC (H6) com o Modelo 1 (ICRP) e soluções fornecidas pelo CONCERT/CPLEX com o modelo PDPTW proposto em Rodrigues *et al.* (2016). Esta comparação foi motivada pelos operadores da empresa estudada a fim de avaliar a potencial melhoria de realizar um planejamento mais avançado, baseando-se diretamente na taxa de produção das plataformas. Comparações similares podem ser encontradas na literatura (veja, por exemplo, Stalhane *et al.*, 2014).

No modelo PDPTW, os pares de origem/destino e tamanhos dos lotes coletados e entregues de cada produto em cada ponto são obtidos por meio dos pedidos pré-definidos fornecidos pela empresa estudada e considera a taxa de produção das plataformas indiretamente por meio de janelas de tempo para cada pedido.

Recordando que as instâncias utilizadas nos testes com o Modelo 1 são o resultado do processamento dos mesmos pedidos pré-definidos utilizados no Modelo PDPTW, define-se uma associação entre uma instância do ICRP (Modelo 1) e uma instância do PDPTW. As instâncias testadas foram as instâncias 2 e 9 (p6t3v25h10 e p3t2v6h24 da Tabela 6.7) com 10 e 25 pedidos pré-definidos, respectivamente, adaptadas para o modelo PDPTW. Embora as instâncias e soluções com o Modelo 1 e com o modelo PDPTW não sejam estritamente

comparáveis, tais análises podem ser úteis para revelar vantagens e desvantagens dos paradigmas de cada formulação.

Note na Tabela 6.21 que para ambas as instâncias, os valores das soluções obtidas com o CONCERT/CPLEX e com o algoritmo H6 são melhores do que as correspondentes para o PDPTW. Nota-se também que para a instância 9, o CONCERT/CPLEX produziu soluções ótimas tanto com o Modelo 1 como o modelo PDPTW.

Tabela 6.21 – Comparação dos resultados dos Modelos 1 e Modelo PDPTW para as instâncias 2 e 9.

Instância	Modelo/Método	<i>f</i>	<i>Gap</i> (%)	Tempo (s)
2	PDPTW/CONCERT_CPLEX	1554,4	0,0	3
	Modelo 1/ CONCERT_CPLEX	1455,3	0,0	5670
	Modelo 1/H6	1455,3	0,0	534
9	PDPTW/CONCERT_CPLEX	2987,9	26,3	18000
	Modelo 1/ CONCERT_CPLEX	2282,1	15,6	18000
	Modelo 1/ H6	2125,4	9,3	2507

Para a instância 9, as soluções com os dois modelos envolvem desvios de otimalidade (dentro do limite de tempo de 5 horas). As Figuras 6.13, 6.14 e 6.15 ilustram as rotas dos navios em cada abordagem: Modelo PDPTW/CONCERT_CPLEX; Modelo 1/CONCERT_CPLEX e Modelo 1/H6. Observe que nas Figuras 6.14 e 6.15, os nós do lado esquerdo representam as visitas a plataformas e os nós do lado direito as visitas aos terminais, enquanto que na Figura 6.13 os nós do lado esquerdo representam as coletas em plataformas e os do lado direito as entregas nos terminais, totalizando 25 pares de coleta e entrega. Assim, coletas (entregas) consecutivas na mesma plataforma (terminal) na Figura 6.13 representam, de fato, uma única visita ao PO, de modo que os custos de atracação são computados apenas uma vez. Nestas figuras, o número entre parênteses representa a capacidade de cada navio e o número ao lado de cada nó representa a quantidade de óleo carregada/descarregada em cada plataforma/terminal. Note-se que as três soluções utilizam os mesmos seis navios (dos nove disponíveis), mas as rotas dos navios são bastante diferentes (mesmo depois de agregar em uma única visita as coletas e entregas consecutivas na Figura 6.13).

Ressalta-se também que a maioria dos navios na solução de Modelo 1/CONCERT_CPLEX têm cargas de óleo a bordo ao fim de suas rotas. Estas quantidades foram coletadas apenas para manter o estoque de algumas plataformas em níveis inferiores aos limitantes de estocagem durante todo o horizonte de planejamento (alívio de plataformas).

A solução do H6 envolve uma visita a menos a plataformas, mas em compensação, uma visita a mais a terminais (especificamente, ao terminal 5, com custo de atracação mais elevado), quando comparada à solução do Modelo 1/CONCERT_CPLEX, o que explica a diferença de custo entre estas duas soluções.

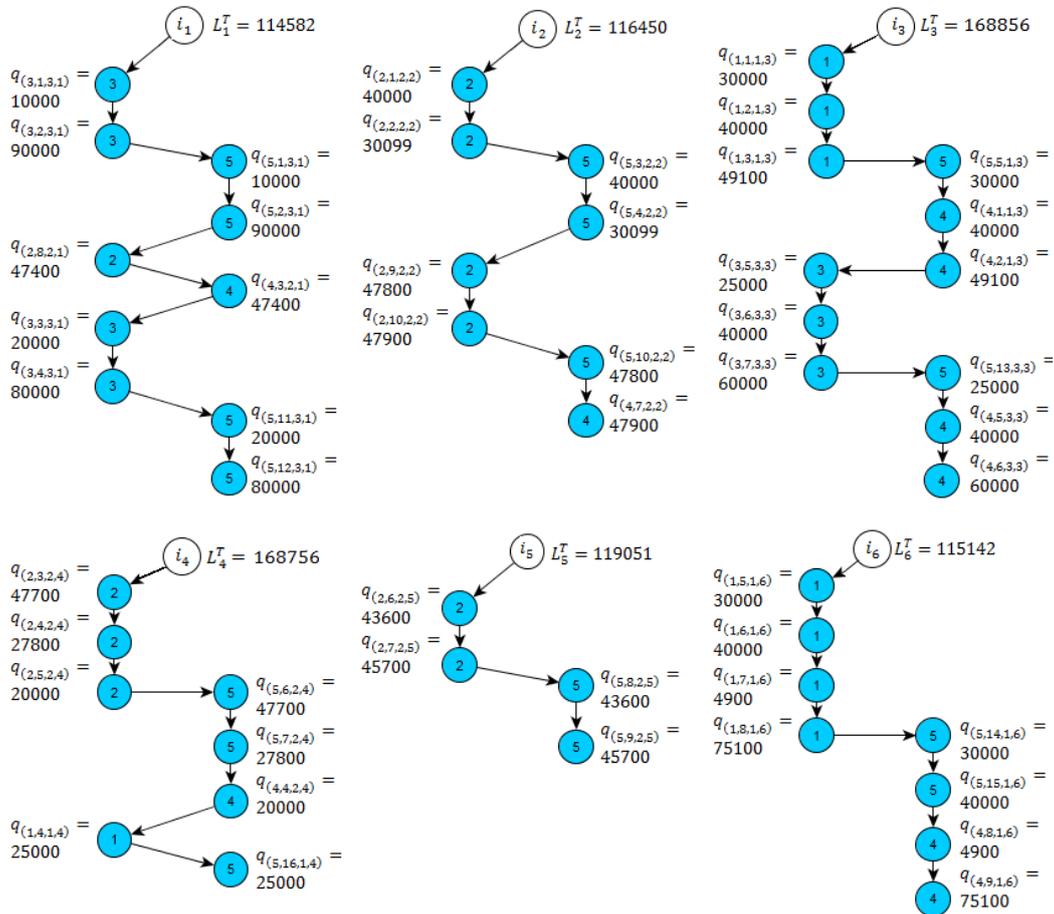


Figura 6.13 – Rotas da instância 9 com Modelo PDPTW/CONCERT_CPLEX.

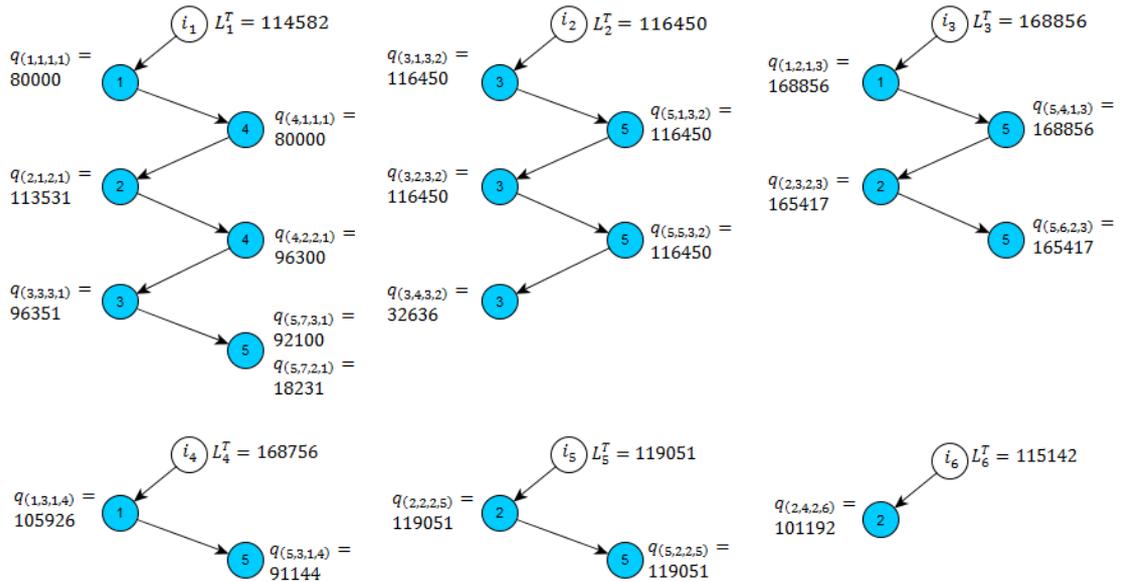


Figura 6.14 – Rotas da instância 9 com Modelo 1/CONCERT_CPLEX.

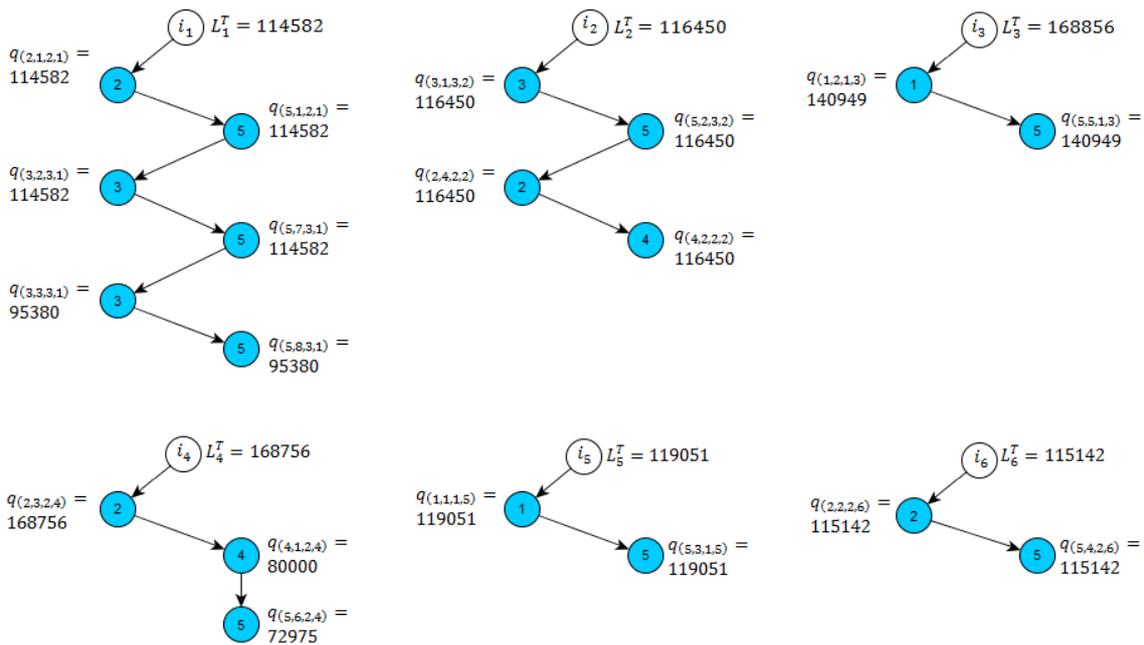


Figura 6.15 – Rotas da instância 9 com Modelo 1/H6.

6.6 Testes com a heurística *fix and optimize*

O procedimento *fix and optimize*, apresentado na Seção 5.3, foi testado para duas diferentes partições de soluções. As partições desenvolvidas e os respectivos resultados obtidos em uma aplicação nas instâncias 3, 4 e 5 do Conjunto 1 são apresentados a seguir.

6.6.1 Partição 1: Visitas a um mesmo ponto operacional (FO1)

Cada ponto operacional visitado por dois ou mais navios diferentes durante o horizonte de planejamento, de acordo com o plano dado pela solução incumbente, está relacionado a um problema residual.

Na Partição 1 as variáveis binárias x_{imjnv} são particionadas em R conjuntos Q_r , $1 \leq r \leq R$, cada qual relacionado a um ponto operacional (plataforma ou terminal) do problema considerado $k_r \in H$ visitado por dois ou mais navios no plano da solução incumbente. Cada conjunto Q_r , é formado pelas variáveis x_{imjnv} para as quais $\bar{x}_{imjnv} = 1$ e $v \in N_r$, onde N_r é o conjunto de navios que visitam o ponto k_r em algum instante do horizonte de planejamento, ou seja, $v \in N_r \leftrightarrow \sum_{i \in H} \sum_{m \in M_i} \sum_{n \in M_{k_r}} x_{imk_rnv} > 0$.

A cada iteração do procedimento *fix and optimize* todos os R subproblemas gerados pela solução incumbente são resolvidos. Se a melhor solução obtida após o processamento dos subproblemas de uma iteração for melhor que a solução incumbente atual, a solução incumbente é atualizada e o procedimento *fix and optimize* se repete a partir da nova solução incumbente. Caso contrário, o procedimento é finalizado.

Esse procedimento visa encontrar soluções alternativas em que agreguem demandas de pontos operacionais inicialmente distribuídas em dois ou mais navios, a fim de reduzir o número de visitas a esses pontos operacionais durante o horizonte de planejamento. A redução do número de visitas em geral reduz o custo da solução.

6.6.2 Partição 2: Ordenação de visitas a plataformas (FO2)

Inicialmente as visitas à plataformas (i, m) , $i \in H^P$, $m \in M_i$, são ordenadas temporalmente, de acordo com seu instante de início t_{im}^s . Tais visitas são então divididas em R conjuntos V_1, V_2, \dots, V_R . Cada conjunto de visitas V_r , $1 \leq r \leq R$, é relacionado a um conjunto Q_r de variáveis x_{imjnv} , para as quais $\bar{x}_{imjnv} = 1$ e (i, m) e $(j, n) \in V_r$. A quantidade de elementos de cada conjunto Q_r , $1 \leq r \leq R$, deve ser suficientemente pequena, para possibilitar a resolução do subproblema r , gerado a partir da fixação das variáveis $x_{imjnv} \notin Q_r$.

Assim como na Partição 1, a cada iteração são resolvidos todos os R subproblemas gerados a partir de uma solução incumbente. Se uma nova solução incumbente for determinada, uma nova iteração é iniciada; caso contrário, o procedimento é finalizado. Esse

procedimento visa encontrar soluções alternativas de melhor custo, refazendo operações da solução incumbente com instantes de início relativamente próximos, possibilitando troca de operações entre rotas, por exemplo.

A medida que as instâncias testadas crescem, os problemas residuais do método *fix and optimize* gerados nas partições aqui desenvolvidas demandavam um tempo considerável de processamento, com ganhos no valor da função objetivo não muito representativos e, por isso, apenas as instâncias de menor porte foram testadas (com horizontes de 11 a 15 dias).

A Tabela 6.22, a seguir, mostra a comparação dos métodos abordados na presente pesquisa: a resolução do Modelo 1 com CONCERT/CPLEX, com a heurística MR (MRM sem os procedimentos de melhoria) e duas partições da heurística de programação matemática *fix and optimize* (FO1 e FO2) para as três instâncias testadas 3, 4 e 5 (p8t3v25h11, p9t4v10h12 e p13t5v25h15 da Tabela 6.7).

Tabela 6.22 – Comparação dos resultados para as instâncias 3, 4 e 5: CPLEX, MRM e partições 1 e 2 do *fix and optimize*.

Método		Instância		
		3	4	5
CONCERT/CPLEX	<i>f</i>	2002,7	-	-
	<i>Gap</i> (%)	41,9	-	-
	Tempo (s)	18000	18000	18000
MR	<i>f</i>	1762,9	2140,7	3215,8
	<i>Gap</i> (%)	34	35,6	48,2
	Tempo (s)	300	300	300
FO1	<i>f</i>	1789,9	2140,7	3215,8
	<i>Gap</i> (%)	35,1	35,6	48,2
	Tempo (s)	7941	4282,6	7977,6
FO2	<i>f</i>	1762,9	2266,9	3185,4
	<i>Gap</i> (%)	34,1	39,2	47,7
	Tempo (s)	387	2212	5908

Capítulo 7 – Conclusão e perspectivas futuras

A presente pesquisa teve como objeto de estudo um problema de roteirização e programação de navios que aparece nas operações reais de coleta e entrega de diferentes tipos de óleo cru, a partir de várias plataformas de petróleo *offshore* para os terminais costeiros. Este problema foi motivado pela situação real de uma empresa petrolífera brasileira, com frota heterogênea, considerando distâncias relativamente pequenas entre plataformas e terminais, além de considerar restrições de compatibilidade de atracação de navios em portos, de limitação de atracações simultâneas, entre outras. O transporte de petróleo resulta em grande parte da necessidade de manter estoques em cada plataforma entre os níveis mínimo e máximo, considerando-se as taxas de produção nesses pontos operacionais, para atender às demandas de diferentes óleos nos terminais dentro do horizonte de planejamento.

O objetivo da roteirização e programação da frota é a obtenção de soluções de custo mínimo, sujeitas a várias restrições, como o volume máximo de carga transportada em cada navio, o descarregamento da carga simultânea em alguns terminais com mais de um berço, as condições que regem a atracação dos navios nos pontos operacionais, restrições de fluxo de rede comuns a problemas de roteirização, restrições de carregamento e descarregamento de navios, restrições de instante de início e fim de operação, considerando um horizonte de tempo contínuo, restrições de controle de estoque nas plataformas e atendimento de demanda nos terminais.

Os objetivos desta tese foram desenvolver e propor modelos para representar adequadamente este problema e apresentar métodos de solução efetivos para resolvê-los. Nesse sentido, modelos da literatura foram modificados e ampliados, para representar adequadamente o problema, e diversos métodos heurísticos foram propostos para tratar instâncias de maior porte. Apesar dos modelos e métodos aqui desenvolvidos serem fortemente inspirados na situação particular de uma empresa do setor petrolífero, acredita-se que eles possam facilmente ser estendidos para tratar situações similares de outras empresas do setor.

Os modelos desenvolvidos têm potencial para gerar resultados satisfatórios para problemas de pequeno porte e apresentam avanços para o estado da arte da literatura de problemas de roteirização de veículos com restrições de controle de estoque (ICRP). Em

particular, o Modelo 1, apresentado na Seção 4.1, apresenta uma correção no modelo da literatura (Al-Khayyal e Hwang, 2007), no que diz respeito ao controle de estoque em visitas sobrepostas, além da limitação no número de berços nos terminais. A situação real pode ser representada, proporcionando a resolução de instâncias de pequeno porte (horizontes de planejamento de aproximadamente 10 dias no Conjunto 1 e 7 dias no Conjunto 3). Soluções viáveis para instâncias com horizontes de planejamento maiores (aproximadamente 32 dias do Conjunto 2) foram também obtidas selecionando-se apenas pedidos de algumas plataformas.

As heurísticas construtivas HR e MRM, apresentadas no Capítulo 5, possibilitaram determinar soluções factíveis para todas as instâncias geradas (Conjuntos 1, 2 e 3), inclusive para aquelas que o modelo matemático não encontrou solução factível após 5 horas de processamento.

A heurística construtiva MRM é baseada nas demandas de terminais por produtos, que representam a quantidade somada dos pedidos pré-definidos (PDPTW) de um mesmo produto para um mesmo terminal, e assim como o Modelo 1, não leva em consideração os prazos de entrega por pedidos, ou seja, a demanda pode ser entregue em qualquer instante do horizonte de planejamento. Essa característica refletiu em geral na determinação de soluções com um menor número de visitas aos POs do sistema, e conseqüentemente de menor custo, quando comparadas às soluções da heurística de programação matemática HR, principalmente para instâncias de maior porte, dado que as entregas de um mesmo produto para um mesmo terminal ocorrem, tipicamente, em grandes quantidades.

A heurística HR, por sua vez, é guiada pelos prazos de entrega, apesar de não considerá-los diretamente, mas o agrupamento de visitas entre pedidos de mesma plataforma e terminal com prazos de entrega muito distantes é praticamente desconsiderada, dado que parte da solução de um subproblema é fixada no subproblema posterior. Como citado anteriormente, é razoável desconsiderar os prazos de entrega dos pedidos pré-definidos em instâncias de pequeno porte, até 10 dias. Apesar do custo das soluções da heurística HR serem em geral maiores do que os custos da heurística MRM, as soluções do HR se caracterizam por menores atrasos na entrega dos pedidos (mesmo que este não seja o foco desta aplicação, o Modelo 1 e as heurísticas não foram projetadas para atender os pedidos dentro de seus prazos de entrega).

A mateheurística *one-shot* proposta determinou melhorias em relação às soluções do métodos construtivos, obtendo soluções ótimas para instâncias de pequeno porte, tanto

quando inicializada com as soluções determinadas pela heurística HR como pela heurística MRM. Dada a complexidade do Modelo 1, mesmo partindo de uma solução inicial a mateheurística *one-shot* não determinou melhorias para instâncias com mais de 10 dias de horizonte de planejamento.

Para as instâncias de médio e grande porte (de 10 até 26 dias do Conjunto 3) a mateheurística BLTC possibilitou melhorar as soluções obtidas pelos métodos construtivos HR e MRM. A cada iteração do algoritmo da mateheurística BLTC as soluções vizinhas construídas a partir da solução incumbente são completadas e têm sua factibilidade testada pelo *software* CONCERT/CPLEX, o que pode demandar grande parte do tempo de processamento dedicado à construção de soluções vizinhas e, no caso de instâncias de grande porte, a busca por soluções vizinhas de menor custo pode ser prejudicada.

Como perspectivas futuras da presente pesquisa pode-se citar tratar a fase construtiva do método MRM por meio de diferentes sementes aleatórias, visando uma maior diversificação de soluções. Além disso, um investimento no desenvolvimento de um procedimento heurístico para determinar a factibilidade das soluções construídas, adaptando a fase construtiva do método MRM, pode proporcionar a aceleração da busca local da mateheurística BLTC, culminando em maiores percentuais de melhoria nas soluções iniciais, além de possibilitar melhorias para as instâncias de maior porte (instâncias com mais de 26 dias do Conjunto 3). Os ganhos obtidos com BLTC também sugerem que o estudo de outras vizinhanças na busca local seja uma linha de pesquisa promissora.

Além do estudo de novas vizinhanças de busca e investimento na redução do tempo de processamento da mateheurística BLTC, existem possibilidades de alterações nas heurísticas construtivas HR e MRM visando determinar soluções de menor custo para inicializar as mateheurísticas. Para a heurística MRM melhorias podem estar relacionadas à consideração de diferentes decisões de quantidade coletada e conseqüentemente entregue (o algoritmo da heurística MRM determina que a coleta seja a maior possível, coletas menores podem possibilitar visitas consecutivas a diferentes plataformas e conseqüentemente a determinação de soluções alternativas), ou ainda o agrupamento de cadeias de visitas com diferentes origens e destinos.

Melhorias na heurística HR podem ser obtidas tratando-a como uma heurística de programação matemática construtiva do tipo *relax and fix*, onde todas as visitas de um horizonte completo \bar{T}^H e, portanto, todas as variáveis relacionadas a elas são consideradas na

programação, mas apenas as variáveis binárias relacionadas as visitas do horizonte T^H , de um dado subproblema, são consideradas inteiras e as demais são relaxadas. Cada subproblema da heurística HR corresponde a resolução do problema completo com as variáveis binárias relacionadas aos demais subproblemas relaxadas. Essa abordagem pode permitir que a solução de cada subproblema seja menos isolada, pois passa a fazer parte do problema completo.

Outra oportunidade de pesquisa está na consideração de prazos de entrega nas heurísticas construtivas para resolver exemplares realistas da empresa estudada. Testes iniciais com a heurística MRM com prazos de entrega foram realizados, mas não estão reportados na presente pesquisa devido à baixa qualidade dos resultados obtidos e grande número de soluções ineficazes. O Modelo 2, que considera prazos de entrega, é bastante sensível às decisões de instantes de início e fim de visitas, mas melhorias na heurística MRM nas decisões temporais, baseadas apenas nas quantidades coletadas, podem proporcionar a aplicação ao Modelo 2. Já a heurística HR pode ser mais facilmente adaptada ao Modelo 2 se os subproblemas forem formulados por meio do Modelo 2 ao invés do Modelo 1, como implementado.

Outra interessante linha de pesquisa seria estudar uma modelagem alternativa baseada em formulações de tempo discretos e discretos/contínuos e discutir suas vantagens/desvantagens relativas à formulação de tempo contínuo proposto. Se por um lado formulações de tempo contínuo, como o Modelo 1 proposto, apresentam informações mais detalhadas das operações, essas formulações geralmente tornam os problemas complexos e de difícil resolução, como o caso da presente aplicação. Formulações de tempo discreto permitem a utilização de desigualdades válidas presentes na literatura que podem acelerar o processo de solução, porém no caso do presente problema, a discretização do tempo de planejamento (em dias ou horas, por exemplo) pode interferir na qualidade dos resultados obtidos, dado que este é um problema sensível aos instantes de início e fim de serviço, como citado anteriormente.

Ainda em relação à simplificação de formulação utilizada, existe a possibilidade de tratar os berços dos terminais separadamente, como terminais distintos, cada um com um único berço, mas com demanda comum. Essa abordagem simplificaria a formulação do Modelo 1, uma vez que não seriam necessárias restrições de controle de atracações simultâneas e suas variáveis relacionadas. Uma possível desvantagem poderia ocorrer no caso

de os terminais terem muitos berços, esta formulação poderia aumentar consideravelmente o número de POs do sistema, aumentando o número de variáveis binárias do modelo.

A incerteza, na prática da empresa, relacionada aos tamanhos dos lotes demandados e tempos de serviço abre ainda a possibilidade de tratar o problema como um modelo estocástico, resolvendo-o utilizando conceitos da teoria de otimização robusta. A produção nas plataformas pode, na prática, ter taxas de produção não constantes ou sofrer interrupções e a consideração destas características pode fornecer um tema de pesquisa futura.

Referências bibliográficas

- Agra, A., Andersson, H., Christiansen, M., Wolsey, L., A maritime inventory routing problem: Discrete time formulations and valid inequalities. *Networks*, Vol. 62(4), pp. 297-314, 2013b.
- Agra, A., Christiansen, M., Delgado, A., Mixed integer formulations for a short sea fuel oil distribution problem. *Transportation Science*, Vol. 47, No 1, pp. 108-124, 2013a.
- Agra, A., Christiansen, M., Delgado, A., Simonetti, L., Hybrid heuristics for a short sea inventory routing problem. *European Journal of Operational Research*, Vol. 236, pp. 924-935, 2014.
- Al-Khayyal, F., Hwang, S. J., Inventory Constrained maritime routing and scheduling for multi-commodity liquid bulk, Part I: Applications and model. *European Journal of Operational Research*, Vol. 176, pp. 106-130, 2007.
- Andersson, H., Hoff, A., Christiansen, M., Hasle, G., Løkketangen, A., Industrial aspects and literature survey: Combined inventory management and routing. *Computers & Operations Research*, Vol. 37(9), pp. 1515-1536, 2010.
- Archetti, C., Speranza, M. G., A survey on matheuristics for routing problems. *European Operational Research*, Vol. 2, pp. 223–246, 2014.
- Baker, K., An experimental study of the effectiveness of rolling schedules in production planning. *Decision Sciences* 8, 19–27, 1977.
- Baldacci, R., Battarra, M., Vigo, D., Routing a heterogeneous fleet of vehicles. The vehicle routing problem: Latest advances and new challenges operations research. *Computer Science Interfaces*, Vol. 43, pp. 3-27, 2008.
- Baldacci, R., Toth, P., Vigo, D., Exact algorithms for routing problems under vehicle capacity constraints. *Annals of Operations Research*, Vol. 175, pp. 213-245, 2010.
- Ballou, R. H., Gerenciamento da cadeia de suprimentos: logística empresarial. 5ª ed. Porto Alegre: Bookman, 2009.
- Belfiore, P. P., Costa, O. L. V., Fávero, L. P., Problema de estoque e roteirização: Revisão bibliográfica. *Produção*, Vol. 16(3), p. 442-454, 2006.
- Bellmore, M., Bennington, G., Lubore, S., A multivehicle tanker scheduling problem. *Transportation Science*, Vol. 5(1), pp. 36-47, 1971.

- Bertrand, J. W. M., Fransoo, J. C., Modeling and Simulation - Operations management research methodologies using quantitative modeling. *International Journal of Operations & Production Management*, Vol. 22(2), pp. 241-264, 2002.
- Bilgen, B., Ozkarahan, I., A mixed-integer linear programming model for bulk grain blending and shipping. *International Journal of Production Economics*, Vol. 107, pp. 555-571, 2007.
- Bodin, L., Golden, B., Assad, A., Ball, M., Special issue – Routing and scheduling of vehicles and crews – the state of the art. *Computers & Operations Research*, Vol. 10, pp. 65-211, 1983.
- Boschetti, M. A., Maniezzo, V., Roffilli, M., Röhrer, A. B., Matheuristics: Optimization, simulation and control. In: Blesa, M. J., Blum, C., Raidl, G., Roli, A., Sampels, M., Schaerf, A., Hybrid metaheuristics, *Computer Science*, Vol. 5818, pp. 171–177, 2010.
- Branchini, R. M., Armentano, V. A., Morabito, R., Routing and fleet deployment in liner shipping with spot voyages. *Transportation Research C*, Vol. 57, pp. 188–205, 2015.
- Bräysy, O., Gendreau, M., Vehicle routing problem with time windows, part I: Route construction and local search algorithms. *Transportation Science*, Vol. 39(1), pp. 104-118, 2005a.
- Bräysy, O., Gendreau, M., Vehicle routing problem with time windows, part II: Metaheuristics. *Transportation Science*, Vol. 39(1), pp. 119–139, 2005b.
- Brønmo, G., Nygreen, B., Lysgaard, J., Column generation approaches to ship scheduling with flexible cargo sizes. *European Journal of Operational Research*, Vol. 200(1), pp. 139-150, 2010.
- Brown, G. G., Graves, G. W., Ronen, D., Scheduling ocean transportation of crude oil. *Management Science*, Vol. 33(3), pp. 335-346, 1987.
- Campbell, A., Clarke, L., Kleywegt, A., Savelsbergh, M. W. P., The inventory routing problem. *Fleet management and logistics*, pp. 95-113, 1998.
- Chien, T. W., Balakrishnan, A., Wong, R. T., An integrated inventory allocation and vehicle routing problem. *Transportation Science*, Vol. 23(2), pp. 67-76, 1989.
- Christiansen, M., Decomposition of a Combined Inventory and Time Constrained Ship Routing Problem. *Transportation Science*, Vol. 33(1), pp. 3-16, 1999.
- Christiansen, M., Fagerholt, K., Flatberg, T., Haugen, O., Kloster, O., Lund, E. H., Maritime inventory routing with multiple products: A case of study from the cement industry. *European Journal of Operational Research*, Vol. 208(1), pp. 86-94, 2011.

- Christiansen, M., Fagerholt, K., Nygreen, B., Ronen, D., Ship routing and scheduling in the new millennium. *European Journal of Operational Research*, Vol. 14, pp. 189-284, 2013.
- Christiansen, M., Nygreen, A., A method for solving ship routing problems with inventory constraints, *Annals of Operations Research*, Vol. 81, pp. 357–378, 1998b.
- Christiansen, M., Nygreen, A., Modeling path flows for a combined ship routing and inventory management problem. *Annals of Operations Research*, Vol. 82, pp. 391-421, 1998a.
- Coelho, L. C., Cordeau, J. F., Laporte, G., Thirty years of inventory-routing. *Transportation Science*, Vol. 48(1), pp. 1-19, 2013.
- Cordeau, J-F., Laporte, G., Savelsbergh, M., Vigo, D., Vehicle routing. *Handbooks in Operations Research and Management Sciences*, Vol. 14, pp. 367-428, 2005.
- Cunha, C. B., Aspectos práticos da aplicação de modelos de roteirização de veículos a problemas reais, *Revista Transportes da ANPET – Associação Nacional de Pesquisa e Ensino em Transportes*, Vol. 8(2), pp. 51-74, 2000.
- Dantzig, G. B., Fulkerson, D. R., Minimizing the number of tankers to meet a fixed scheduling. *Naval Research Logistics Quarterly*, Vol. 1, pp. 217-222, 1954.
- Davis, H. W., Drumm, W. H., Logistics cost and service. Filadélfia: *Annals of Annual Conference Proceedings*, pp. 41-53, 1999.
- Desroisiers, J., Dumas, Y., Solomon, M., Soumis, F., Time constrained routing and scheduling. In Ball, M. O., Magnanti, T. L., Monma, C. L., Nemhauser, G. L., *Network routing. Handbooks in operations research and management science*, Chap. 2, pp. 35-139, 1995.
- Diz, G. S. S., Maritime Inventory Routing Problem: Formulations and application to PETROBRAS crude oil offloading and supply problem. Projeto de Doutorado apresentada ao programa de pós graduação do departamento de engenharia industrial – PUC/RJ, 2014.
- Eilon, S., Watson-Gandy, C., Christofides, N., Distribution management: Mathematical modelling and practical analysis. *Hafner Publishing Co.*, New York, 1971.
- Fagerholt, K., Optimal fleet design in a ship routing problem. *International Transactions in Operations Research*, Vol. 6, pp. 453-464, 1999.
- Fagerholt, K., Ronen, D., Bulk ship routing and scheduling: Solving practical problems may provide better results. *Maritime Policy & Management*, Vol. 40(1), pp. 48-64, 2013.

- Federgruen, A., Zipkin, P., A combined vehicle routing and inventory allocation problem. *Operations Research*, Vol. 32(5), pp. 1019-1036, 1984.
- Feo, T. A., Resende, M. C. G., Greedy randomized adaptive search procedures. *Journal of global optimization*, Vol. 6(2), pp. 109-133, 1995.
- Fisher, M. L., Jaikumar, A., A decomposition algorithm for large-scale vehicle routing, Working Paper. Dept. of Decision Sciences, University of Pennsylvania, Philadelphia, 1978.
- Fisher, M.L., Vehicle Routing, Networks and Distribution, *Handbooks in OR and MS*, North-Holland, Amsterdam, 1996.
- Fleury, P.F., Supply Chain Management. In: Fleury, P. F; Wanke, P; Figueiredo, K. F. Logística Empresarial. São Paulo: Atlas, 2000.
- Friedberg, D. O., Uglane, V. T., Routing and scheduling of platform supply vessels: Case from the brazilian petroleum industry. Tese apresentada ao Departamento de Economia Industrial e Gestão de Tecnologia – NTNU Tromdheim-Noruega, 2013.
- Golden, B., Assad, A., Vehicle routing: Methods and studies. North-Holland, Amsterdam, 1988.
- Halvorsen-Weare, E. E., Fagerholt, K., Routing and scheduling in a liquefied natural gas shipping problem with inventory and berth constraints. *Annals of Operational Research*, Vol. 203(1), pp. 167-186, 2010.
- Hemmati A, Stålhane M, Hvattum LM, Andersson H. An effective heuristic for solving a combined cargo and inventory routing problem in tramp shipping. *Computers & Operations Research*, Vol. 64, pp. 274–282, 2014.
- Hennig, F., Nygreen, B., Christiansen, M., Fagerholt, K., Furman, K.C., Song, J., Kocis, G.R., Warrick, P.H. Maritime crude oil transportation - A split pickup and split delivery problem. *European Journal of Operational Research*, Vol. 218(1), pp. 764-774, 2012.
- Hwang, S. J., Inventory constrained maritime routing and scheduling for multi-commodity liquid bulk. School of Industrial and Systems Engineering Georgia Institute of Technology, 2005.
- Laporte, G., Fifty years of vehicle routing. *Transportation Science*, Vol. 43(4), pp. 408-416, 2009.
- Li, J., Karimi, I. A., Srinivasan, R., Efficient bulk maritime logistics for the supply and delivery of multiple chemicals. *Computer & Chemical Engineering*, Vol. 34(12), pp. 2118-2128, 2010.

- Li, J., Karimi, I. A., Srinivasan, R., Supply and distribution of multiple materials via bulk maritime logistics. *5th Foundations of computer-aided process operations – FOCAPO* Cambridge, Massachusetts, 2008.
- Miller, M., An interactive, computer-aided ship scheduling system, *European Journal of Operational Research*, Vol. 32, pp. 363-379, 1987.
- Osman, I. H., Metastrategy simulated annealing and tabu search algorithms for the vehicle routing problem. *Annals of Operations Research*, Vol. 41, pp. 421-452, 1993.
- Papageorgiou, D. J., Nemhauser, G. L., Sokol, J., Cheon, M., Keha, A. B., MIRPLib – A library of maritime inventory routing problem instances: Survey, corel model and benchmark results. *European Journal of Operational Research*, Vol. 163(3), pp. 631-652, 2014.
- Parragh, S., Doerner, K., Hartl, R., A survey on pickup and delivery problems. *Journal für Betriebswirtschaft*, Vol. 58(1), pp. 21-51, 2008.
- Persson, J. A., Göthe-Lundgren, M., Shipment planning at oil refineries using column generation and valid inequalities. *European Journal Operational Research*, Vol. 163, pp. 631-652, 2005.
- Pochet, Y., Wolsey L. A., Production Planning by Mixed Integer Programming. In: Heidelberg *et al.*, *Springer Series in Operation Research and Financial Engineering*, 2006.
- Pureza, V., Morabito, R., Reimann, M., Vehicle routing with multiple deliverymen: Modeling and heuristic approaches for the VRPTW. *European Journal of Operational Research*, Vol. 218(3), pp. 636-647, 2012.
- Rakke, J.G., Andersson, H., Christiansen, M., Desaulniers, G. A new formulation based on customer delivery patterns for a maritime inventory routing problem. *Transportation Science*, Vol. 28, pp. 384-401, 2014.
- Rocha, R., Grossmann, I. E., Poggi de Aragão, M. V. S., Petroleum allocation at PETROBRAS: Mathematical model and a solution algorithm. *Computers & Chemical Engineering*, Vol. 33(12), pp. 2123-2133, 2009.
- Rocha, R., Problema de alocação de petróleo na Petrobras: Modelagem matemática e um algoritmo de resolução. Tese Universidade Federal do Rio de Janeiro COPPE/UFRJ, 2004.
- Rodrigues, V. P., Morabito, R., Yamashita, D., Silva, B. J., Ribas, P., Ship routing with pick-up and delivery for maritime oil transportation: MIP model and heuristics. *Systems*, Vol. 4(3), pp. 31-52, 2016.

- Romero, G., Durán, G., Marengo, J., Weintraub, A., An approach for efficient ship routing. *International Transactions in Operational Research*, Vol. 20(6), pp. 767-794, 2013.
- Ronen, D., Cargo ships routing and scheduling: Survey of models and problems. *European Journal of Operational Research*, Vol. 12, pp. 119-126, 1983.
- Ronen, D., Perspectives on practical aspects of truck routing and scheduling. *European Journal of Operational Research*, Vol. 35(2), pp. 137-145, 1988.
- Savelsbergh, M. W. P., Sol, M., The general pickup and delivery problem. *Transportation Research*, Vol. 29, pp. 17-29, 1995.
- Sherali, H. D., Al-Yakoob, S. M., Hassan, M. M., Fleet management models and algorithms for an oil-tanker routing and scheduling problem. *IIE Transaction*, Vol. 5(31), pp. 395-406, 1999.
- Shiguemoto, A. L., Armentano, V., A tabu search procedure for coordinating production, inventory and distribution routing problems. *International Transactions in Operational Research*, Vol. 17, pp. 179-195, 2010.
- Siswanto, K., Essam, D., Sarker, R., Solving the ship inventory routing and scheduling problem with undedicated compartments. *Computers and Industrial Engineering*, Vol. 61(2), pp. 289-299, 2011.
- Song, J. H., Furman, K. C., A maritime inventory routing problem: Practical approach. *Computers & Operations Research*, Vol. 40, pp. 657-665, 2013.
- Stalhane, M., Andersson, H., Christiansen M., Fagerholt, K., Vendor managed inventory in tramp shipping. *OMEGA – The International of Management Science*, Vol. 47, pp. 60-72, 2014.
- Stalhane, M., Rakke, J. Moe, C, Andersson, H., Christiansen, M., Fagerholt, K., A construction and improvement heuristic for a liquefied natural gas inventory routing problem. *Computers and Industrial Engineering*, Vol. 62(1), pp. 245-255, 2012.
- Subramanian, A., Penna, P. H. V., Uchoa, E., Ochi, L. S., A hybrid algorithm heterogeneous fleet vehicle routing problem. *European Journal of Operational Research*, Vol. 221(2), pp. 285-295, 2012.
- Uggen, K. T., Fodstad, M., Nørstebø, V. S. Using and extending fix-and-relax to solve maritime inventory routing problems. *Top*, Vol. 21(2), pp. 355-377, 2013.
- Valois, N. A. L., Medina A. C., Botter, R. C., Potential of short sea shipping in Brazil Sustainable Maritime Transportation and Exploitation of Sea Resources – Rizzuto & Guedes Soares (eds). Taylor & Francis Group, London, ISBN 978-0-415-62081-9, 2012.

Van Breedam, A., Comparing descent heuristics and metaheuristics for the vehicle routing problem. *Computers & OR*, Vol. 28(4), pp. 289-315, 2001.

Yong, J., Grossmann, I. E., Alternative mixed-integer linear programming models of a maritime inventory routing problem. *Computers and Chemical Engineering*. Vol. 77, pp. 147-172, 2015.

Zanakis, S. H., Evans, J. R., Heuristic optimization: why, when, and how to use it. *Interfaces*, Vol. 11(5), pp. 84-91, 1981.

APÊNDICES

Apêndice 1 – Testes da correção da restrição (18') apresentada por Al-Khayyal e Hwang (2007).

Na Seção 4.2.1 apresentamos a correção da restrição de controle de estoque em visitas consecutivas apresentada por Al-Khayyal e Hwang (2007). A restrição corrigida (18) foi testada para exemplares de pequeno porte com dados fictícios e os resultados são mostrados a seguir. Para estes testes, o Modelo 1, apresentado na Seção 4.2 foi reformulado, passando a considerar controle do estoque em POs de consumo, e atribuindo uma taxa de consumo constante a cada PO (representada por R_{ip}). As restrições (16) a (21) são agora consideradas para terminais e plataformas e caberá a constante J_i identificar se o PO i é de produção ou de consumo e, conseqüentemente, se houve um carregamento ou descarregamento de produto p . Sendo assim, a restrição (25) de atendimento de demanda nos terminais foi desconsiderada nesta formulação.

O Modelo 1 considera um tempo de serviço constante T^S , como discutido anteriormente. Esse tempo de serviço é estimado considerando possíveis filas, tempo de atracação e o tempo dispendido no serviço (carregamento ou descarregamento). Nesta reformulação, aqui tratado como Modelo 1', os tempos de serviço são diferentes dependendo da operação realizada, tempos de carregamento dependentes de taxas de bombeamento de cada plataforma (T_i^L) para os navios e tempos de bombeamento de cada navio (T_v^U) para os terminais. Estes tempos, apesar de baseados em características da empresa, não foram utilizados na aplicação do Modelo 1, nos testes principais da tese, por também não absorverem as incertezas já citadas (como os instantes em fila), então optou-se por utilizar um tempo de serviço fixo, mas nesta reformulação considerou-se tempos de serviço diferentes para analisar resultados dos dois diferentes tipos de sobreposição de visitas, apresentados na Figura 4.2 da Seção 4.2.1.

Finalmente, no Modelo 1', considerou-se janelas de tempo por PO, fazendo com que todas as visitas a um determinado PO iniciem-se dentro de um intervalo de tempo. Essa estratégia foi utilizada apenas para reduzir o intervalo entre visitas em terminais com mais de um berço e possibilitar resultados com visitas sobrepostas.

O Modelo 1' é dado pelas restrições (1)-(11), (13)-(15), (22)-(24) e (26)-(32), adicionadas as restrições de estoque para todos os POs (35)-(40), as restrições de tempo de serviço (41)-(42) e as restrições de janela de tempo (43), a seguir:

Parâmetros de entrada extras:

T_i^S : abertura da janela de tempo do PO i (h);

T_i^E : fechamento da janela de tempo do PO i (h);

T_i^L : tempo de carregamento de uma unidade de produto (m^3) da plataforma i para um navio (h);

T_v^U : tempo de descarregamento de uma unidade de produto (m^3) do navio v para um terminal (h);

$$s_{i1p}^s = S_{ip}^0 + J_i R_{ip} t_{i1}^s, (\forall i \in H, p \in P_i) \quad (35)$$

$$s_{imp}^e = s_{imp}^s - J_i \sum_{v \in V_i} q_{impv} + J_i R_{ip} (t_{im}^e - t_{im}^s), (\forall i \in H, m \in M_i, p \in P_i) \quad (36)$$

$$s_{imp}^s = s_{i(m-1)p}^e + J_i R_{ip} (t_{im}^s - t_{i(m-1)}^e), (\forall i \in H, m \in M_i, p \in P_i, m \neq 1) \quad (37)$$

$$\underline{S}_{ip} \leq s_{imp}^s \leq \bar{S}_{ip}, (\forall i \in H, m \in M_i, p \in P_i) \quad (38)$$

$$\underline{S}_{ip} \leq s_{imp}^e \leq \bar{S}_{ip}, (\forall i \in H, m \in M_i, p \in P_i) \quad (39)$$

$$\underline{S}_{ip} \leq s_{i(M_i^L)p}^e + J_i R_{ip} (T^H - t_{i(M_i^L)}^e) \leq \bar{S}_{ip}, (\forall i \in H, p \in P_i) \quad (40)$$

$$t_{im}^e = t_{im}^s + \sum_{p \in P_i} \sum_{v \in V} T_v^U q_{impv}, (\forall i \in (H^T \cap H_v), m \in M_i) \quad (41)$$

$$t_{im}^e = t_{im}^s + T_i^L \sum_{p \in P_i} \sum_{v \in V} q_{impv}, (\forall i \in (H^P \cap H_v), m \in M_i) \quad (42)$$

$$T_i^S \leq t_{im}^s \leq T_i^E, (\forall i \in H, m \in M_i) \quad (43)$$

A validação do Modelo 1' e verificação da restrição (18) foi realizada a partir da geração de instâncias com dados fictícios de tamanho reduzido. A seguir é apresentada a solução detalhada de uma instância testada.

Sejam:

$$\begin{aligned}
V &= \{1,2,3\}; \\
H &= \{i_1, i_2, i_3, 1,2\}; \\
H^P &= \{1\}; \\
H^T &= \{2\}; \\
H_v &= H^P \cup H^T \cup \{i_v\}, \forall v \in V; \\
V_i &= V, \forall i \in H^P \cup H^T; \\
H^{FP} &= \emptyset; \\
V^{DP} &= V; \\
M_i &= \{1,2,3\}, \forall i \in H^P \cup H^T; \\
P &= \{1\}; \\
P_i &= P, \forall i \in H.
\end{aligned}$$

Parâmetros de entrada:

$$\begin{aligned}
C_v^{SB} &= 0, (\forall v \in V); \\
C_v^S &= 1, (\forall v \in V); \\
T_{ijv} &= 1, (\forall i, j \in H, i \neq j, v \in V); \\
C_i^D &= 0, (\forall i \in H); \\
L_{pv}^0 &= 0, (\forall v \in V, p \in P); \\
Q_{im} &= 5, (\forall i \in H, m \in M_i); \\
\bar{T}^H &= 100.
\end{aligned}$$

Tabela A.1 – Características dos navios.

v	L_v^T	T_v^U	T_v^R	i_v	$\alpha_{(1,v)}$	$\alpha_{(2,v)}$
1	40	0,20	0	1	0,5	1
2	30	0,20	0	1	0,5	1
3	20	0,20	0	1	0,5	1

Tabela A.2 – Características dos pontos operacionais.

i	T_i^{L*}	T_i^S	T_i^E	$S_{(i,1)}^0$	$\underline{S}_{(i,1)}$	$\bar{S}_{(i,1)}$	$R_{(i,1)}$	M_i^L	B_i^{**}
1	0,10	0	100	100	10	110	0,1	3	-
2	-	0	12	20	10	250	1	3	3

* taxa de carregamento, somente para plataformas.

** número de berços somente para terminais.

Após 6 segundos de execução do *software* CPLEX, a solução ótima foi obtida com $f = 3$. As Figuras A.1 e A.2 a seguir mostram o comportamento do estoque ao longo do horizonte de planejamento na plataforma 1 e no terminal 2.

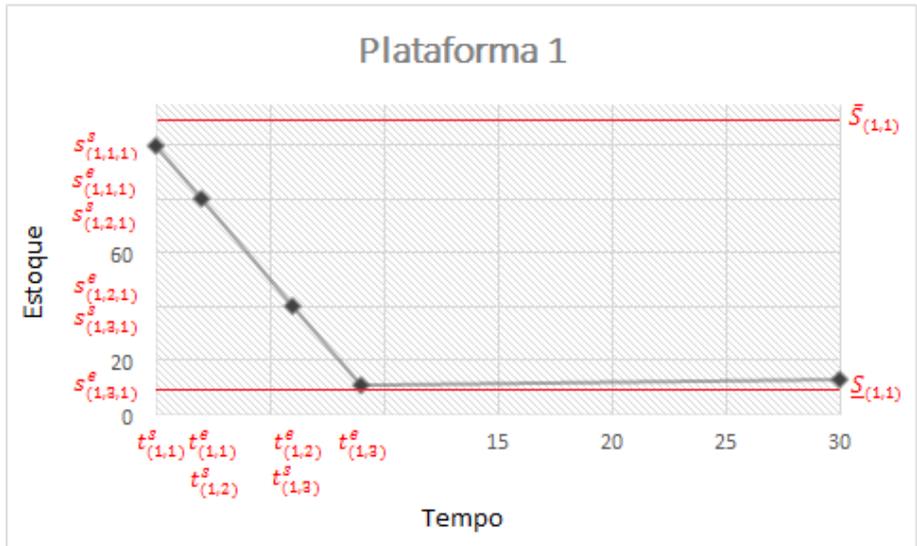


Figura A.1 –Dente de serra na plataforma 1.

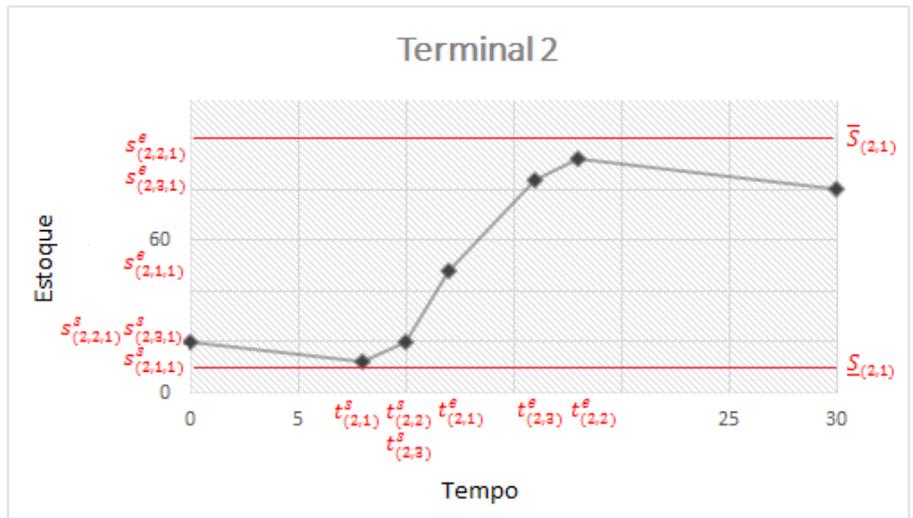


Figura A.2 – Dente de serra no terminal 2.

Analisando a Figura A.2, nota-se que houve sobreposição de visitas no terminal 2, os instantes de sobreposição e a utilização dos berços deste terminal podem ser verificados na Figura A.3.

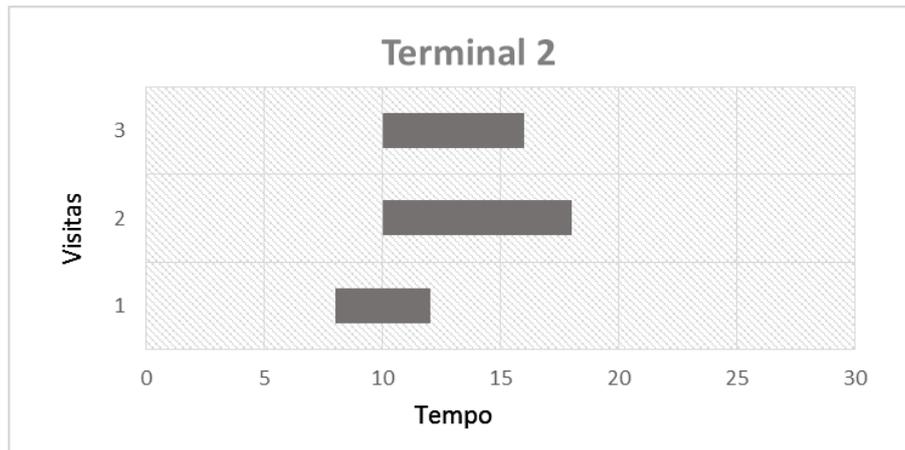


Figura A.3 – Utilização dos berços no terminal 2.

Tabela A.3 – Solução para o terminal 2.

m	v	$t_{(2,m)}^s$	$t_{(2,m)}^e$	$q_{(2,m,1v)}$
1	3	8	12	20
2	1	10	18	40
3	2	10	16	30

Pela restrição (16), o estoque inicial da visita $m = 1$ é dado por:

$$s_{(2,1,1)}^s = 20 - 8 = 12 \text{ m}^3$$

A restrição (17) calcula o estoque ao final da visita $m = 1$:

$$s_{(2,1,1)}^e = 12 + 20 - (12 - 8) = 28 \text{ m}^3$$

A restrição (18) calcula o estoque inicial da visita $m = 2$, baseando-se no estoque final da visita $m = 1$, somando ao estoque a quantidade consumida durante os instantes de sobreposição.

$$s_{(2,2,1)}^s = 28 - (10 - 12) = 30 \text{ m}^3$$

A restrição (17) calcula o estoque ao final da visita $m = 2$:

$$s_{(2,2,21)}^e = 30 + 40 - (18 - 10) = 62 \text{ m}^3$$

A restrição (18) calcula o estoque inicial da visita $m = 3$, baseando-se no estoque final da visita $m = 2$, somando ao estoque a quantidade consumida durante os instantes de sobreposição.

$$s_{(2,3,1)}^s = 62 - (10 - 18) = 70 \text{ m}^3$$

E a restrição (17) calcula o estoque ao final da visita $m = 3$:

$$s_{(2,3,1)}^e = 70 + 30 - (16 - 10) = 94 \text{ m}^3$$

Finalmente, a restrição (21) calcula o estoque final no terminal 2:

$$s_{(i,M_i^L,p)}^e + J_i R_{ip} (T^H - t_{(i,M_i^L)}^e) = 94 - (100 - 16) = 10 \text{ m}^3$$

O estoque no final do horizonte foi calculado corretamente, calculando o estoque inicial (20) somado à quantidade total descarregada (20 + 40 + 30) subtraído a quantidade total consumida (100), obtendo-se exatamente os 10 m³.

Se a restrição utilizada fosse (18') proposta por Al-Khayyal e Hwang (2007), apresentada na Seção 4.2 e discutida na Seção 4.2.1, no lugar da restrição (18):

$$s_{(2,1,1)}^s = 20 - 8 = 12 \text{ m}^3$$

$$s_{(2,1,1)}^e = 12 + 20 - (12 - 8) = 28 \text{ m}^3$$

$$s_{(2,2,1)}^s = s_{(2,1,1)}^e = 28 \text{ m}^3$$

$$s_{(2,2,1)}^e = 28 + 40 - (18 - 10) = 60 \text{ m}^3$$

$$s_{(2,3,1)}^s = s_{(2,1,2)}^e = 60 \text{ m}^3$$

$$s_{(2,3,1)}^e = 60 + 30 - (16 - 10) = 84 \text{ m}^3$$

$$s_{(i,M_i^L,p)}^e + J_i R_{ip} (T^H - t_{(i,M_i^L)}^e) = 84 - (100 - 16) = 0 \text{ m}^3.$$

O estoque final seria de 0 m³, 10 m³ a menos do que o estoque real, devido a um desconto do consumo duplicado em instantes de sobreposição, o que implicaria em uma infactibilidade, uma vez que o estoque ficaria abaixo do estoque mínimo para este terminal.

Apêndice 2 – Experimentos com o Modelo 2

Testes com o Modelo 2, com as restrições adicionais de prazo de entrega (33) e (34) apresentadas na Seção 4.2.1, foram realizados apenas para algumas instâncias. O prazo de entrega T_{ip}^D de cada terminal i por cada produto p define uma data máxima de entrega de toda a demanda D_{ip} , e foi determinado considerando algumas condições que impedem a geração de problemas infactíveis, baseadas na produção da plataforma de origem do produto p , i_p , no tempo de viagem da plataforma i_p ao terminal i e ainda no tamanho da demanda D_{ip} . Um prazo de entrega T_{ip}^D deve ser maior que o instante de *top* da plataforma i_p , somado ao tempo de viagem de i_p até i , multiplicado pela quantidade de visitas possíveis ao terminal i , que é estimada dividindo dem_{ip} pela capacidade média dos navios.

Nesta seção é apresentado o resultado obtido para a instância 2 (p6t3v10h10), detalhada na Seção 6.2.3, cujas demandas e prazos de entrega relacionados estão apresentados na Tabela 6.2 da seção citada. A Tabela A.4 mostra os resultados obtidos com Modelos 1 e 2 para a instância em questão.

Tabela A.4 – Comparação dos resultados dos Modelos 1 e 2 para instância 2.

	f	<i>Gap</i> (%)	Tempo (s)
Modelo 1	1455,3	0	5670
Modelo 2	1530,3	12,5	18000

A inclusão de prazos de entrega ao Modelo 1 não permitiu que o *solver* CPLEX comprovasse a otimalidade da solução após 5 horas de processamento. Note que a solução apontada na Tabela A.4 tem um *gap* de 12,5%. A adição das restrições (39) e (40) e da variável binária w_{imp} gerou uma maior dificuldade de resolução do modelo. A primeira solução factível foi obtida somente após 3000 segundos de processamento.

O valor da função objetivo obtida está apenas 5,2% acima do valor da solução obtida pelo Modelo 1. Na aplicação do Modelo 1, as entregas que violariam os prazos são as dos produtos 3 no terminal 8 (em aproximadamente 32 horas após o prazo de entrega) e 1 no mesmo terminal (em aproximadamente 13 horas após o prazo de entrega).

As Figuras A.4, A.5 e A.6 mostram as visitas aos terminais 7, 8 e 9, com descarregamentos de cada produto demandado pelos mesmos, respeitando as restrições de prazo de entrega por produto, representados pelas linhas verticais em vermelho.

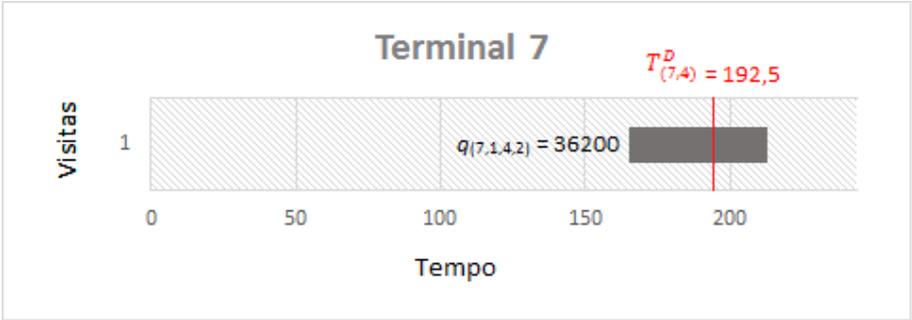


Figura A.4 – Utilização dos berços no terminal 7.

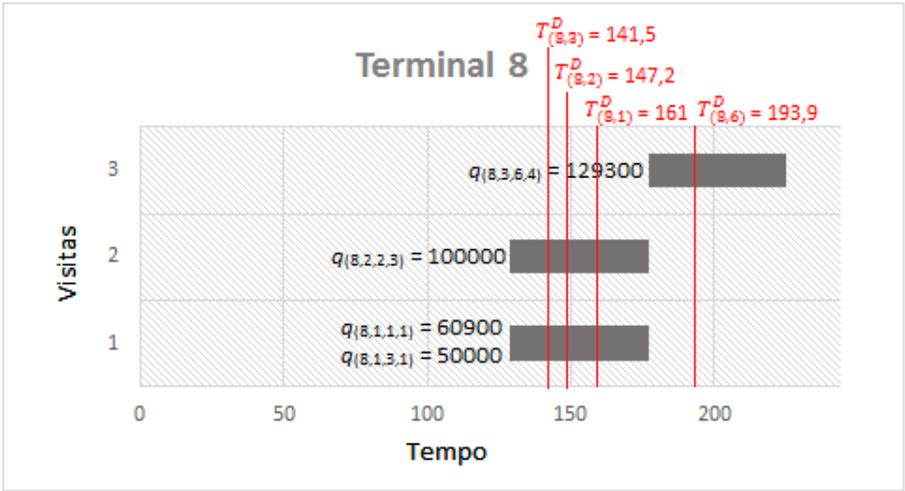


Figura A.5 – Utilização dos berços no terminal 8.

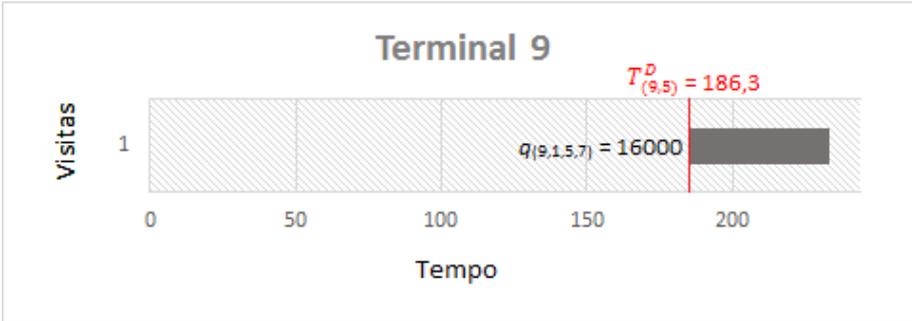


Figura A.6 – Utilização dos berços no terminal 9.