LIII Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional
João Pessoa - PB, 3 a 5 de novembro de 2021

Problema integrado de planejamento, sequenciamento, alocação de pátio e alocação de berço em terminais portuários graneleiros: Formulação e Algoritmos

João Luiz Marques de Andrade
Centro Federal de Educação Tecnológica de Minas Gerais
Av. Amazonas 7675, 30510-000, Nova Gameleira, Belo Horizonte, MG, Brasil
andrad.joao15@gmail.com

Gustavo Campos Menezes
Departamento de Eletroeletrônica e Computação, Centro Federal de Educação Tecnológica de Minas Gerais
Alameda das Perdizes, 61, 32146-054, Cabral, Contagem, MG, Brasil
gustavo@cefetmg.br

RESUMO

Este artigo estuda a integração entre os problemas de planejamento, sequenciamento, alocação de pátio e alocação de berço em terminal portuário graneleiro exportador. Um modelo matemático de programação linear inteira mista é proposto. Para solucionar o problema integrado com mais eficiência, foi desenvolvido um algoritmo que combina uma heurística de mergulho com *backtracking*, uma heurística *local branching*, uma heurística de *relax-and-fix*, e uma heurística do horizonte rolante. O modelo integrado e o algoritmo proposto são testados e validados com instâncias com relativa proximidade à realidade. Os resultados computacionais mostram que o algoritmo proposto é eficiente em encontrar bons limites superiores.

PALAVRAS CHAVE. Problemas integrados, Heurísticas Matemáticas, Logística portuária.

Tópicos (L&T - Logísticas e Transportes)

ABSTRACT

This article study the integration of planning, scheduling, yard allocation, and berth allocation in a bulk export terminal. A mixed-integer integer programming formulation is proposed. To solve the integrated problem more efficiently we developed an algorithm based on a combination of a diving heuristic with backtracking, a relax-and-fix heuristic, a local branching and a rolling horizon heuristic. The mathematical formulation and proposed algorithm are tested and validated with instances with relative proximity to reality. The computational results show that the proposed algorithm is effective in finding strong upper bounds.

KEYWORDS. Integrated problems, Matheuristics, Port logistics.

Paper topics (LT - Logistics and Transport)

1. Introdução

Os terminais portuários são uma parte essencial e estratégica da cadeia de suprimentos global, pois gerenciam grandes volumes de produtos entre os transportes terrestres e as embarcações marítimas e o desempenho das suas operações afetam diretamente toda a cadeia. Por essa razão, é fundamental que várias operações e processos logísticos dos terminais sejam realizados com a melhor eficiência possível. Baseado em literaturas anteriores, são conhecidos os benefícios da utilizão da Pesquisa Operacional e seus métodos em melhorar a performance das atividades praticadas pelos terminais portuários.

Os terminais portuários são estruturas complexas que possuem vários problemas operacionais e logísticos fortemente conectados. Por exemplo, o sequenciamento dos equipamentos afeta tanto a alocação dos produtos nos pátios, como a sequência de atendimento dos navios, pois a sequência dos equipamentos interfere em quando e onde um produto é empilhado e retirado nos pátios e quando e onde o navio deve ser carregado. Portanto, otimizar operações individualmente, ignorando as relações entre elas, pode gerar soluções para o terminal com baixa qualidade [Unsal e Oguz, 2019].

Considerando a importância da integração das operações em terminais portuários, este artigo tem como contribuição uma formulação matemática que integra os problemas de planejamento, sequenciamento, alocação de pátio e alocação de berço em terminais portuários de granéis sólidos do tipo exportador. O problema integrado consiste em planejar e sequenciar o fluxo de produtos entre a chegada no terminal e os berços de atracação, alocar os produtos nos pátios de armazenamento e determinar a sequência, o tempo de atracação e a posição de cada navio. É bem estabelecida as dificuldades dos *solvers* em solucionar modelos complexos, por esse motivo foi desenvolvido um algoritmo que combina um heurística de mergulho com *backtracking*, uma heurísticas de *relax-and-fix* adaptada para a formulação, uma heurística *local branching* e uma heurśtica de horizonte rolante. As heurísticas são aplicadas para obter soluções inteiras para conjuntos específicos de variáveis, e assim ao final gerar uma solução inteira factível de boa qualidade para o problema integrado. Experimentos computacionais com instâncias de larga escala com relativa proximidade com a realidade são conduzidos para validar a formulação e testar o desempenho do algoritmo proposto.

O restante do artigo está estruturado da seguinte forma: a Seção 2 fornece uma revisão de literatura. A Seção 3 introduz o problema através de uma descrição detalhada. O modelo matemático é proposto na Seção 4. A Seção 5 apresenta uma abordagem de solução. Os resultados e experimentos computacionais são analisados na Seção 6. Por fim, conclusões e pesquisas futuras são abordadas na Seção 7.

2. Revisão da Literatura

A alta complexidade de gerenciamento e processos heterogêneos dos terminais portuários proporciona um campo fértil para aplicar a pesquisa operacional e seus métodos. Nos últimos anos, os problemas operacionais dos terminais portuários tem recebido uma atenção da comunidade acadêmica, consequentemente significativos progressos foram realizados. A maioria das contribuições estão associadas a otimização dos terminais contêineres, enquanto que os terminais portuários graneleiros receberam uma relativa menor atenção dos pesquisadores.

Uma parte da literatura de otimização dos terminais graneleiros está concentrada em problemas individuais, enquanto a outra parte está voltada para problemas que integrados. [Barros et al., 2011; Umang et al., 2013; Ernst et al., 2017] são artigos que focam o problema individual de alocação de berço, e o problema individual de sequenciamento de *reclaimers* foi estudado em [Hu e Yao, 2012; Unsal, 2020]. [Robenek et al., 2014; Tang et al., 2016; Menezes et al., 2016, 2017; Unsal e Oguz, 2019; Rocha de Paula et al., 2019] investigam abordagens integradas de problemas operacionais de terminais graneleiros.

Os trabalhos [Menezes et al., 2016, 2017] estudam um problema de planejamento de produção e sequenciamento em terminais de carga de granéis. O problema considera planejar e sequenciar o fluxo de produtos entre os pontos de oferta, armazenamento e demanda de um terminal portuário graneleiro. Os principais destaques do trabalho são: a nova formulação matemática e as abordagens de solução. Em [Menezes et al., 2016] é apresentada uma heurística hierárquica, enquanto que em [Menezes et al., 2017] um algoritmo *branch-and-price* foi desenvolvida. Ambas algoritmos de solução foram capazes de gerar bons limites para instiâncias baseadas em casos reais.

A formulação apresentada no presente artigo é baseada na proposta em Menezes et al. [2016, 2017]. Neste artigo, a formulação matemática de [Menezes et al., 2016, 2017] é estendida com o problema de alocação de berço. Além disso, restrições de sequenciamento são reformuladas para considerar um sequenciamento não preemptivo. O problema integrado estudado na presente artigo faz relevantes alterações e estende do que o problema estudado em [Menezes et al., 2016, 2017]. As principais contribuições deste artigo são propor um modelo matemático para o problema em estudo e um algoritmo de solução com novas versões de heurísticas matemáticas.

3. Definição Problema

O problema investigado neste trabalho considera um terminal portuário de granéis sólidos do tipo exportador. O complexo portuário estudado neste trabalho pode ser representado como um conjunto de três subsistemas: recepção, pátios e berços. A Figura 1 fornece uma visão geral do terminal portuário com os três subsistemas. Os produtos são transportados entre os subsistemas por meio das rotas x e y. As rotas x estocam os produtos que chegam recepção nos pátios, e as rotas y transportam os produtos dos pátios para carregar os navios nos berços. Essas rotas são encarregadas de transportar lotes de produtos e definem várias opções de caminho por onde os produtos podem ser transportados. Desse modo, o objetivo é definir a quantidade e o destino de cada produto, além disso, determinar quais rotas irão transportar os produtos.

Rotas são uma combinação de equipamentos definida previamente. Cada equipamento possui uma capacidade de transporte por hora, definindo a capacidade de uma rota. O equipamento de menor capacidade da rota define a capacidade da mesma. Um determinado equipamento pode ser compartilhado por mais de uma rota. Caso um par de rotas compartilhem algum equipamento, estas rotas não podem ficar ativas simultaneamente. O objetivo é ativar e sequenciar o melhor conjunto de rotas que podem funcionar ao mesmo tempo para transportar os produtos.

Os fluxos de produtos que chegam no subsistema Recepção são diretamente transportados para uma área de estoque nos pátios, por meio das rotas x. O subsistema Pátio é constituído de grandes áreas de armazenamento de produtos. Cada área de estocagem é dividida em áreas menores, nomeadas como subáreas. A capacidade limite de cada subárea é um dado de entrada do problema. Cada subárea pode armazenar somente um produto por vez. Sempre que uma subárea ficar vazia e um novo diferente produto for atribuído na mesma, será considerado um custo de limpeza da subárea. O objetivo é alocar o melhor produto em cada subárea, e ao mesmo tempo, impedir que diferentes produtos sejam alocados na mesma subárea.

Quando um navio atraca em um berço, é gerada uma demanda que deve ser atendida pelas rotas y. Neste estudo, é considerado o layout discreto dos berços e a chegada dinâmica dos navios. Os berços podem ter diferentes tamanhos, desta forma cada navio deve atracar no berço correspondente ao seu tamanho. As atracações são limitadas pelos efeitos da maré. Com essa restrição, os navios podem somente sair do berço em um período de maré alta, mesmo que o carregamento tenha concluído antes. Como os navios chegam vazios no terminal, eles podem atracar em um período de maré baixa. O objetivo é determinar a sequência mais eficiente de atendimento dos navios, considerando quantidade de produto do estoque, chegada dinâmica, comprimento do berço e efeitos da maré. A partir desses objetivos pretende-se reduzir os tempos de carregamento e custos com *demurrage*.

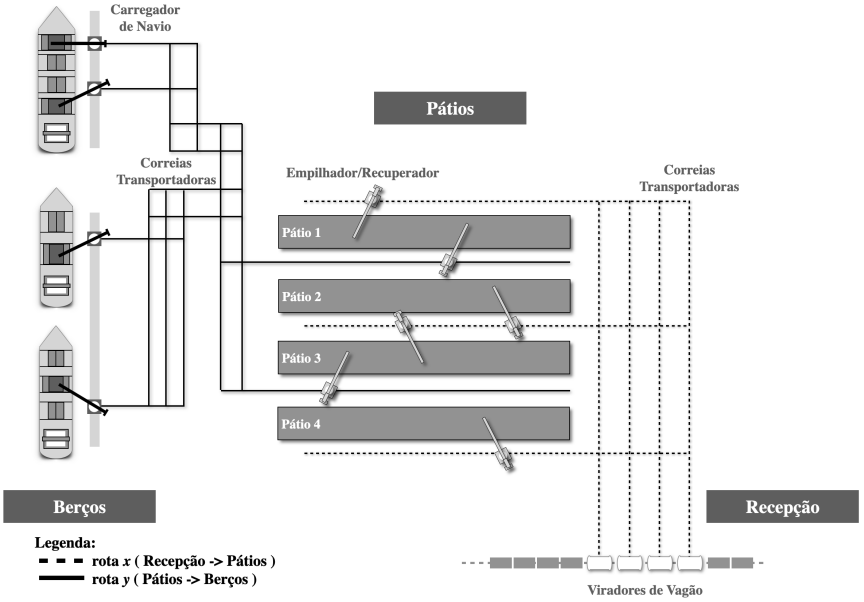


Figura 1: Complexo portuário e seus três subsistemas.

4. Formulação Matemática

Esta seção apresenta a formulação matemática para o problema integrado de planejamento, sequenciamento, alocação de pátio e alocação de berço em terminais portuários de granéis sólidos. O planejamento do terminal portuário graneleiro é realizado para um dado horizonte de planejamento, dividido em T períodos. Para considerar os efeitos de maré alta, os períodos terão a duração máxima de 12 horas. Os navios entram no início de cada período e saem apenas no final de cada período. A notação utilizado no modelo é apresentada na Tabela 1 e o modelo de programação linear inteira mista (PLIM) para o problema integrado em estudo é apresentado a seguir.

Tabela 1: Definição dos conjuntos.

Conjunto	**Descrição**
T	Conjunto de períodos.
I^t	Conjunto de microperíodos disponíveis para o período t.
P	Conjunto de produtos.
R^x	Conjunto de rotas recepção/pátio.
R^y	Conjunto de rotas pátio/berços.
R	Conjunto de todas as rotas ($R = R^x \cup R^y$).
S	Conjunto de subáreas.
R_s^x	Subconjunto de rotas x que chegam na subárea s.
R_s^y	Subconjunto de rotas x que partem da subárea s.
M	Conjunto de equipamentos.
R_m^x	Subconjunto de rota x que utilizam o equipamento m.
R_m^y	Subconjunto de rota y que utilizam o equipamento m.
B	Conjunto de berços de atracação.
N	Conjunto de navios.
E	Conjunto de pares de rotas que compartilham pelo menos um equipamento para transporte de produtos.
Parâmetros	**Descrição**
O_{pt}	Oferta do produto p (em tonelada) no início do período t.
K_{np}	Quantidade de carga (em tonelada) do produto p para o navio n.
l_{pt}^s	Capacidade limite de armazenamento da subárea s para o produto p no período t.

b_m	Capacidade do equipamento m (em tonelada/hora).
j_t^m	Tempo disponível (em horas) para utilização do equipamento m no período t.
c^{rx}	Capacidade (em tonelada/hora) da rota $r \in R^x$.
c^{ry}	Capacidade (em tonelada/hora) da rota $r \in R^y$.
α_{pt}	Penalidade em não atender a oferta do produto p no período t.
β_{np}	Penalidade em não atender a demanda (carga) do produto p do navio n.
$\gamma^s_{pp't}$	Custo associado a troca do produto p pelo produto p' na subárea s o período t.
σ^r	Custo de manutenção pelo uso da rota r.
lb_b	Comprimento do berço b.
lv_n	Comprimento do navio n.
Arr_n	Período de chegada do navio n.
K_{max}	Constante igual ao valor do maior carregamento.
H_t	Duração máxima de cada período t.
μ_{max}	Duração máxima de cada microperíodo.
T_{max}	Constante igual ao número total de períodos.

Variáveis	**Descrição**
x^r_{pt}	Tempo (em horas) utilizado pelas rotas $r \in R^x$ para transportar o produto p da recepção para o pátio no período t.
y^r_{pt}	Tempo (em horas) utilizado pelas rotas $r \in R^y$ para transportar o produto p do pátio para os berços no período t.
d^b_{npt}	Quantidade do produto p carregada no navio n alocado no berço b no período t.
f^s_{pt}	Igual a 1 se o produto p está alocado na subárea s no período t, caso contrário 0.
$S^s_{pp't}$	Igual a 1 se o produto p é substituído pelo produto p' na subárea s período t, caso contrário 0.
e^s_{pt}	Quantidade do produto p armazenado na subárea s no período t.
IR_{pt}	Quantidade do produto p presente na recepção que nção é atendida até final do período t.
IV_{np}	Quantidade do produto p que não carregada do navio n.
v^b_{nt}	Igual a 1 se o navio n está atracado no berço b no período t, caso contrário 0.
w^b_n	Igual a 1 se o berço b é atribuído para o navio n, caso contrário 0.
a^r_{pit}	Quando associada ao parâmetro μ_{max}, representa a duração do microperíodo $i \in I^t$ no período t da rota r que transporta o produto p.
q^r_{pit}	Igual a 1 se determinada rota r é ativada para transportar o produto p em microperíodo $i \in I^t$ no período t, caso contrário 0.
Δ_{it}	Duração total do microperiodo $i \in I^t$ no período t.

$$\textbf{\textit{min}} \quad f = \sum_{p\in P}\sum_{t\in T}\alpha_{pt}IR_{pt} + \sum_{n\in N}\sum_{p\in P}\beta_{np}IV_{np} + \sum_{s\in S}\sum_{p\in P}\sum_{p'\in P}\sum_{t\in T}\gamma^s_{pt}Sf^{pp't}_s + \sum_{p\in P}\sum_{t\in T}\sum_{r\in R^x}\sigma^r(c^{rx}x^r_{pt}) + \sum_{p\in P}\sum_{t\in T}\sum_{r\in R^y}\sigma^r(c^{ry}y^r_{pt}) \tag{1}$$

sujeito a

$$\sum_{r\in R^x} c^{rx}x^r_{pt} - IR_{p(t-1)} + IR_{pt} = O_{pt} \qquad \forall p \in P, \forall t \in T \tag{2}$$

$$\sum_{r\in R^y} c^{ry}y^r_{pt} = \sum_{n\in N} d^b_{npt} \qquad \forall b \in B, \forall p \in P, \forall t \in T \tag{3}$$

$$\sum_{b\in B}\sum_{t\in T} d^b_{npt} + IV_{np} = K_{np} \qquad \forall n \in N, \forall p \in P \tag{4}$$

$$\sum_{n\in(N\cup 0)} v^b_{nt} = 1 \qquad \forall b \in B, \forall t \in T \tag{5}$$

$$\sum_{p\in P} d^b_{npt} \leq K_{max}v^b_{nt} \qquad \forall b \in B, \forall n \in N, \forall t \in T \tag{6}$$

$$\sum_{m=1}^{t-1} v^b_{nm} - v^b_{n(t-1)}t + v^b_{nt}t \leq t \qquad \forall b \in B, \forall n \in N, \forall t \in T : t > 1 \tag{7}$$

$$\sum_{t\in T} v^b_{nt} = 0 \qquad \forall b \in B, \forall n \in N : (lb_b < lv_n) \tag{8}$$

$$v_{nt}^{b} = 0 \qquad \forall b \in B, \forall n \in N, \forall t \in T < Arr_n \tag{9}$$

$$\sum_{b \in B} \sum_{t \in T} v_{nt}^{b} = \tau_n \qquad \forall n \in N \tag{10}$$

$$\sum_{b \in B} w_{n}^{b} = 1 \qquad \forall n \in N \tag{11}$$

$$\sum_{t \in T} v_{nt}^{b} \leq T_{max} w_{n}^{b} \qquad \forall b \in B, \forall n \in N \tag{12}$$

$$e_{p(t+1)}^{s} = e_{pt}^{s} + \sum_{r \in R_s^x} c^{rx} x_{pt}^{r} - \sum_{r \in R_s^y} c^{ry} y_{pt}^{r} \qquad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T \tag{13}$$

$$e_{pt}^{s} \geq \sum_{r \in R_s^y} c^{ry} y_{pt}^{r} \qquad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T \tag{14}$$

$$e_{pt}^{s} \leq l_{pt}^{s} \qquad \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T \tag{15}$$

$$\sum_{p \in P} f_{pt}^{s} = 1 \qquad \forall s \in S, \forall t \in T \tag{16}$$

$$l_{pt}^{s} f_{pt}^{s} - e_{pt}^{s} \geq 0 \qquad \forall s \in S, \forall t \in T \tag{17}$$

$$l_{pt}^{s} f_{pt}^{s} - \sum_{r \in R_s^x} x_{pt}^{r} \geq 0 \qquad \forall s \in S, \forall t \in T \tag{18}$$

$$S f_{pp't}^{s} \geq f_{p(t-1)}^{s} + f_{p't}^{s} - 1 \qquad \forall s \in S, \forall t \in T, \forall p \in P, \forall p' \in P, p \neq p' \tag{19}$$

$$\sum_{p \in P} (\sum_{r \in R_m^x} c^{rx} x_{pt}^{r} + \sum_{r \in R_m^y} c^{ry} y_{pt}^{r}) \leq j_t^m b^m \qquad \forall m \in M, \forall t \in T \tag{20}$$

$$x_{pt}^{r} \leq \sum_{i \in I^t} a_{pit}^{r} \mu_{max} \qquad , \forall p \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^x \tag{21}$$

$$y_{pt}^{r} \leq \sum_{i \in I^t} a_{pit}^{r} \mu_{max} \qquad , \forall p \in P, \forall t \in T, \forall r \in R^y \tag{22}$$

$$a_{pit}^{r} \leq q_{pit}^{r} \qquad , \forall p \in P, \forall t \in T, \forall r \in R, \forall i \in I \tag{23}$$

$$q_{pit}^{r} + q_{pit}^{r'} \leq 1 \qquad , \forall i \in I^t, \forall p \in P, \forall (r, r' \in E) \forall t \in T \tag{24}$$

$$\sum_{i \in I^t} q_{pit}^{r} = 1 \qquad , \forall r \in R, \forall p \in P, \forall t \in T \tag{25}$$

$$a_{pit}^{r} \mu_{max} \leq \Delta_{it} \qquad , \forall p \in P, \forall t \in T, \forall r \in R, \forall i \in I^t \tag{26}$$

$$\sum_{i \in I^t} \Delta_{it} \leq H_t \qquad , \forall t \in T \tag{27}$$

A função objetivo (1) busca minimizar a penalidade de não atendimento a oferta de produtos no subsistema recepção (primeiro termo), a penalidade de não atendimento a demanda dos navios (segundo termo), os custos de troca de produtos nas subáreas (terceiro termo) e os custos de uso das rotas x e y no transporte de produto (quarto e quinto termo).

As restrições (2) estão relacionadas ao atendimento da oferta de produtos do subsistema recepção. As restrições (3) controlam os carregamentos de navios no subsistema berços. As restrições (4) controlam o atendimento da demanda dos navios. As restrições (5) garantem que uma vez que um berç for atribuído para um navio, ele não pode mais ser utilizado por nenhum outro navio neste mesmo período. Note que, o navio 0 $(n = 0)$ representa que o berço de atração b está vazio no período t. As restrições (6) asseguram que um navio n pode ser carregado somente quando estiver atracado no berço b. As restrições (3), (5) e (6) são complementares e garantem que os navios sejam carregados apenas dentro dos períodos que estiverem alocados em um berço. As restrições (7) garantem a não interrupção na operação de carregamento dos navios (Barros et al. [2011]). As restrições (8) impedem que os navios com comprimento superior do berço atraquem

(Unsal e Oguz [2019]). As restrições (9) são responsáveis por controlar a chegada dinâmica dos navios. As restrições (10) são encarregadas em contabilizar todos os períodos utilizados para carregar cada navio n. As restrições (11) e (12) controlam apenas a alocação dos navios nos berços.

As restrições (13) controlam a entrada e saída de produtos nas subáreas de armazenamento. As restrições (14) impõem que as rotas y transportaram somente os produtos que estiverem no estoque no início do período. As restrições (15) limitam a capacidade de armazenamento de cada subárea s. As restrições (16)-(18) são responsáveis por controlar a alocação dos produtos nas subáreas. Note que nas restrições (16), o produto $(p = 0)$ representa que a subárea s está vazia no período t. As restrições (19) verificam a troca de produtos nas subáreas.

As restrições (20) asseguram que a capacidade limite de nenhum equipamento seja excedida. As restrições (21)-(27) são referentes ao sequenciamento. Para realizar o sequenciamento, cada período t é dividido em uma quantidade fixa de microperíodos. O número e a duração máxima de cada microperído é definido na entrada do problema. Cada microperíodo irá conter apenas as rotas que podem ser executadas simultaneamente, ou seja, que não possuem conflito em seus equipamentos. Está condição é garantida pelas restrições (23) e (24). Os somatórios das restrições (21) e (22) referem-se aos microperíodos disponíveis para cada rota. As restrições (25) garantem que apenas um microperíodo é atribuído por rota. Juntas as restrições (26) e (27) são responsáveis por limitar a duração dos períodos.

$$d^b_{npt}, x^r_{pt}, y^r_{pt}, e^s_{pt}, IR_{pt}, IV_{np}, \tau_n, \Delta_{it} \geq 0 \quad \forall r \in R, \forall b \in B, \forall n \in N, \forall s \in S, \forall p \in P, \forall i \in I^t, \forall t \in T \tag{28}$$

$$f^s_{pt}, v^b_{nt}, w^b_n, u^r_{pt}, q^r_{pit} \in \{0, 1\} \quad \forall r \in R, \forall b \in B, \forall n \in N, \forall s \in S, \forall p \in P, \forall t \in T, \forall i \in I^t \tag{29}$$

$$0 \leq S^s_{pp't}, a^r_{pit} \leq 1 \quad \forall r \in R, \forall s \in S, \forall p \in P, \forall p' \in P, p \neq p', \forall i \in I^t, \forall t \in T \tag{30}$$

As restrições (28)-(30) são de não negatividade e integralidade das variáveis do modelo.

5. Abordagem de Solução

Solucionar o modelo PLIM com instâncias de larga escala via solver, como CPLEX, é uma tarefa extremamente difícil, podendo até ser inviável. Devido ao grande número de restrições e variáveis inteiras. Para contornar estas limitações e obter boas soluções, foi desenvolvido o algoritmo *relax-solve-and-fix* (RSF) que combina heurísticas matemáticas com uma estratégia de fixação. O estratégia adotada pelo algoritmo consiste basicamente em obter uma solução inteira factível para um conjunto de variáveis através de uma heurística ou uma combinação delas, fixar essa solução, repetir esse procedimento com outros conjuntos específicos de variáveis até que uma solução inteira factível seja obtida.

5.1. Heurística de Mergulho com *backtracking*

A ordem de fixação das variáveis é de fundamental importância, pois pode resultar em uma solução de boa qualidade, ou até mesmo uma solução infactível. Com objetivo de restringir o espaço de soluções das demais variáveis sem originar soluções infactíveis, as primeiras variáveis fixadas são w^b_n. Para obter uma solução inteira factível para as variáveis w^b_n, foi desenvolvida uma heurística de mergulho com *backtracking* (DHB). Esta heurística é baseada nos trabalhos de [Harvey e Ginsberg, 1995; Sadykov et al., 2019]. A estratégia da DHB consiste em realizar um número limitado de busca em profundidade na árvore de soluções e utilizar a melhor solução inteira factível encontrada.

A DHB está dividida em duas fases. Na primeira fase, o nó inicial é obtido com a solução do modelo relaxado (todas as variáveis binárias estão relaxadas). Partindo deste nó inicial será realizada uma busca em profundidade com a intenção de encontrar uma solução inteira viável (*depth-first*

search). A profundidade é limitada pelo parâmetro de entrada (*maxdepth*). Para gerar a ramificação a esquerda do nó inicial, é adotada uma estratégia de arredondamento, no qual fixa em 1 as variáveis fracionárias que possuírem um valor superior ao parâmetro Δ. Caso não seja possível fixar nenhuma variável, o valor de Δ é reduzido segundo o valor do parâmetro δ até que pelo menos uma variável seja fixada. Depois de fixadas algumas variáveis fixadas em 1, o modelo relaxado é novamente solucionado via CPLEX e repitido o procedimento de fixação. Repita todo o processo até que uma solução inteira seja obtida. Caso chegue no último nó e a solução obtida ainda não seja inteira, as Ãºltimas variáveis fracionárias que tiverem o valor mais próximo de 1 devem ser fixadas.

Na segunda fase da DHB são geradas novas ramificações, no entanto para a direita em cada um nó criado na primeira fase. Nessas novas ramificações, as variáveis que foram fixadas em 1 na ramificação a direita, são nessa fase fixadas em 0. As demais variáveis que estavam relaxadas ou fixadas em 1 em ramificações anteriores, devem permanecer do mesmo modo. A Figura 2 exibe parcialmente a árvore de soluções gerada pela DHB e exemplifica as novas ramificações a direita, o qual w^a representa o conjunto de variáveis fixadas em 1 na primeira ramificação da fase 1, w^b na segunda ramificação e assim seguidamente para os outros conjuntos. Um outro detalhe desta figura são os nós destacados em cor preta, representando a primeira fase, e os nós em branco que representam a segunda fase (*backtrackings*).

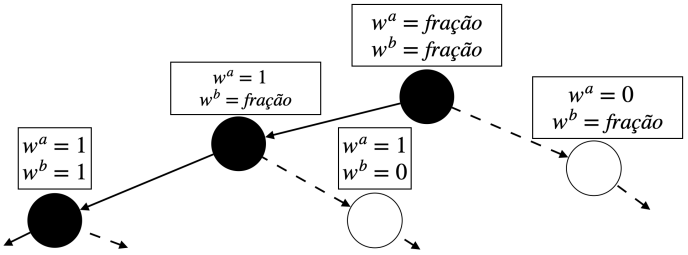


Figura 2: Exemplo de árvore de enumeração da heurística de mergulho com *backtracking*.

Com as específicas variáveis fixadas em zero, o mesmo procedimento de fixação de variáveis realizado na fase 1 é repetido, pretendendo encontrar uma nova solução inteira factível para as variáveis w_n^b. Depois de finalizado a busca em profundidade com a primeira ramificação a direita(nó inicial), o mesmo procedimento deve ser repetido para o segundo nó gerado na primeira fase. Esse procedimento de novas ramificações a direita (*backtracking*) é repetido para todos os nós gerados na primeira fase da heurística. Portanto, no final da segunda fase da heurística a melhor solução (ou seja, solução encontrada com menor valor de f) das variáveis w_n^b é fixada.

5.2. Heurística *relax-and-fix* para as variáveis v_{nt}^b

A próxima etapa do algortimo RSF, após os navios serem alocados em um berço através da solução da DHB, consisti em atribuir em quais períodos os navios são carregados(v_{nt}^b). Para obter uma solução inteira para as variáveis v_{nt}^b, primeiro é implementado uma heurística relax-and-fix específica para esse conjunto de variáveis(HRF-V), e em seguida uma heurística local branching. A estratégia da HRF-V consiste basicamente em fixar as variáveis por período, seguindo o critério de fixar as variáveis com o valor mais próximo de 1, em seguida verificar a quantidade carregada pelo navio e fixar o período seguinte caso a porcentagem mínima de carregamento não seja atingida.

Uma entrada para a HRF-V é o vetor V_{max}. Este vetor é utilizado para limitar o número de períodos atribuídos os navios. O vetor possui um valor para cada navio disponível no horizonte de planejamento. Esses valores são calculados pela expressão: $\bar{t} = \left\lfloor \frac{|B| \times |T|}{|N|} \right\rfloor$.

A HRF-V é dividida em iterações, com o número de iterações igual ao número de períodos. Cada iteração possui dois procedimentos de fixação de variáveis. Primeiramente, o modelo relaxado

é solucionado via CPLEX, em seguida inicia-se a primeira iteração. No início da iteração ocorre o primeiro procedimento de fixação. Este procedimento consiste em fixar em 1 as variáveis v^b_{nt} que tiverem o maior valor em cada berço no período 1, desse modo alocando apenas um navio em cada berço no período da iteração. Depois de fixadas as variáveis, o modelo relaxado é novamente resolvido pelo solver e iniciado o segundo procedimento de fixação de variáveis. No segundo procedimento para fixar as variáveis v^b_{nt}, cada navio que foi fixado em 1 no primeiro procedimento tem a quantidade de produto carregado até o período da iteração verificada. Caso a quantidade carregada pelo determinado navio for menor que 70% da carga total e a número de períodos atribuídos para o respectivo navio for inferior a máxima (dado pelo V_{max}), é fixado em 1 a variável v^b_{nt} associada ao período 2. Uma vez que finalizada o segundo procedimento de fixação de variáveis na iteração 1, inicia-se a segunda iteração.

Na segunda iteração e nas posteriores, são repetidos os mesmo procedimentos da iteração 1, ou seja, o primeiro procedimento, a solução do modelo relaxado via CPLEX e o segundo procedimento de fixação de variáveis. Todas variáveis fixadas em 1, se ela fixada no primeiro procedimento do período atual t ou fixada na segunda etapa do período $t-1$, são verificadas e fixadas na segunda etapa do período t. Note que, a segunda etapa de fixação não é realizada no último período.

5.3. Local Branching

Para refinar a solução gulosa dada pela HRF-V, é implementada a heurística local branching. O local branching é uma técnica introduzida por Fischetti e Lodi [2003] com objetivo de abordar problema inteiros. O algoritmo local branching desenvolvido neste trabalho é descrito a seguir.

Inicialmente, a solução obtida anteriormente na HRF-V, é utilizada como uma solução de referência (s^*). Dada uma distância mÃnima k. Inicia-se a heurística adicionanda uma restrição *local branching* da forma $\Delta(s^*, s') \leq k$ ao modelo, e em seguida, o solver CPLEX é executado até encontrar uma solução ótima ou atingir o tempo limite de execuao (it_{max}). Caso esta nova solução (s') tenha um custo menor do que a solução s^*, a última restrição *local branching* da forma $\Delta(s^*, s') \leq k$ é removida, e uma restrição *local branching* da forma $\Delta(s^*, s') \geq k+1$ é adicionada na formulação, significando que será explorado uma ramificação do lado direito da árvore de enumeração do *local branching*, e o valor de k retorna para a distância mínima. Caso a solução s' tenha um custo maior que da solução s^*, a última restrição *local branching* da forma $\Delta(s^*, s') \leq k$ é removida e o valor do parâmetro k é incrementado em 1, ampliando a distância. Posteriormente, a qualquer um dos dois casos, uma nova restrição *local branching* da forma $\Delta(s^*, s') \leq k$ baseada na nova solução encontrada, ou no novo valor de k, é adicionada a formulação. Esse procedimento é repetido até atingir a iteração máxima. Ambas restrições *local branching* utilizadas permanecem igual em relação a proposta em Fischetti e Lodi [2003].

5.4. Heurística Horizonte Rolante

Com as soluções inteiras das variáveis w^b_n e v^b_{nt} já definidas, inicia-se uma heurística de horizonte rolante (HHR) para encontrar a solução integrada das variáveis f^s_{pt} e q^r_{pit}. A principal ideia da HRH é particionar o horizonte de planejamento em subproblemas menores, e em seguida, resolver consecutivamente cada um dos subproblemas. Com essa estratégia pretende-se reduzir o esforço computacional, pois apenas um subproblema apresentará variáveis binárias, enquanto que os subproblemas que foram solucionados apresentam variáveis fixadas e os subproblemas seguintes as variáveis estão relaxadas. Neste trabalho, cada subproblema é um período t. A estratégia da HRH consiste em repetir o seguinte procedimento para cada período t: converter para binária somente as variáveis f^s_{pt} e q^r_{pit} do período t, solucionar o modelo via *solver* até obter uma solução átima, e fixar está solução. Com a conclusão desta última heurística é obtido uma solução inteira factível para o problema integrado.

6. Resultados Computacionais

Para validar o modelo proposta e testar a desempenho do algoritmo RSF, foi elaborado um conjunto de instâncias capaz de simular diversas características de um terminal portuário graneleiro. O objetivo é gerar instâncias que simulam configurações com relação a casos reais e que estressem ao máximo os métodos de solução utilizados. Uma parte dos parâmetros utilizados são detalhados na tabela 2.

Tabela 2: Dados utilizados para gerar as instâncias.

Parâmetros	Descrição
Pátios	A área de armazenamento foi dividida em 30 subáreas, em que cada subárea tem capacidade limite de 125.000 toneladas de armazenamento.
Equipamentos	Cinco viradores de vagão, cinco empilhadeiras, quatro recuperadores/empilhadeiras (equipamento que desempenhas as ambas tarefas), cinco recuperadores e seis carregadores de navios. Além desses, são utilizados aproximadamente 50 km de correias transportadoras. Cada rota utiliza um segmentos de correia. A capacidades dos equipamentos variam entre 8.000 e 12.000 toneladas/hora;
Berços	O terminal apresenta dois beços. No qual o comprimento dos berços (lb_b) são, respectivamente, 335 e 300 metros.
Fila de navios	O comprimento dos navios (lv_n) que são atendidos pelo terminal, está dividido em três casos:10% sÃ£o navios possuem um comprimento superior a 315 metros, 40% dos navios possuem um comprimento entre 275 e 290 metros e 50% dos navios possuem comprimento inferior a 240 metros.
Chegada dos navios	A chegada dos navios são geradas uniformemente dentro do $[1, (2/3)\|T\|]$.
α_{pt}	0.5 (meia unidade monetária) para todos os produtos e períodos.
β_{np}	1 (uma unidade monetária) para todos os produtos e navios.
$\gamma^s_{pp't}$	1 (uma unidade monetária) para qualquer troca de produto em todas as subáreas.
σ^r	Baseada na fórmula: 0.01 (unidade monetária) $\times$ comprimento da rota r.

Para os experimentos descritos a seguir, são considerados 90 rotas. Com relação as quantidades de oferta e carregamentos dos navios, eles foram gerados aleatoriamente, porém possuem proximidade com dados reais de terminais portuários graneleiros do Brasil. A duração máxima de cada período (H_t) é de 10 horas, para respeitar as restrições de maré alta e considerar razoáveis tempos para atracação e desatracação de navios. Além são dados 15 microperíodos para cada período, tendo a duração máxima (μ_{max}) de 10 horas.

Os parâmetros de entrada para DHB são os seguintes: $maxdepth = 5$, $\Delta = 0.95$ e $\epsilon = 0.05$. Através desses parâmetros pretende-se fixar uma quantidade razoável variáveis em cada nó, para consequentemente a árvore de buscas não fique relativamente longa e o tempo computacional reduzido, mas mesmo assim gerar boas soluções inteiras para as variáveis w^b_{nt}. Os parâmetros de entrada para heurística *local branching* das variáveis v^b_{nt} são os seguintes: $it_{max} = 5$, $t_{limit} = [180, 540]$ segundos e $k_0 = \left\lfloor \frac{|T|}{2} \right\rfloor$. Esses valores para os parâmetros foram obtidos após inúmeros testes e notou-se que com eles houve um maior benefício entre tempo computacional e limite superior encontrado. A variação nos valores do parâmetro em ambos casos está associada a quantidade de tipo de produtos manipulados.

Todos os experimentos foram conduzidos em um computador com processador 3.50GHz e 8 GB RAM, usando CPLEX 12.9. O limite de tempo é definido como 4000 segundos.

Na tabela apresentada a seguir, as colunas # e $instância$ referem-se ao número e parâmetos das instâncias. Por exemplo, a instância 04P05Prod03N, representa a instância com um horizonte de planejamento de 4 períodos(05P), 5 produtos diferentes sendo manuseados (05Prod), e uma fila com 3 navios disponíveis ($5V$). A coluna f_{lb} fornece o limite inferior para o PLIM (relaxação linear). As colunas f e f^1_{ub} exibem os melhores limites superiores obtidos pelo solver CPLEX e pelo algoritmo proposto, respectivamente. A coluna f^2_{ub} apresento os limites superiores para uma estraégia de fixação alternativa, no qual fixa primeiro as variÃ¡veis f^s_{pt} e $qpit^r$, e em seguida w^b_n e v^b_{nt}. A coluna f^3_{ub} apresenta os limites superiores obtidos com o algoritmo proposto sem o uso da heurÃstica *local branching*. A coluna GAP_1 fornece o GAP entre os melhores limites inferior e superior obtidos pelo CPLEX. A coluna GAP_2 fornece o GAP relativo entre os limites superi-

ores gerados pelo solver CPLEX e o algoritmo desenvolvido, dado $GAP_2 = ((f^1_{ub}/f) - 1)100$. Finalmente, as colunas t_{cplex} e t^1_{ub} são os tempos computacionais, expressos em segundos.

A tabela 3 apresenta resultados computacionais para instâncias com variação oferta, demanda e estoque inicial. Na coluna *con.*, o conjunto 1 representa as instâncias com oferta e demanda baixa e o conjunto 2 representa as instâncias com oferta e demanda alta.

Tabela 3: Resultados computacionais para um conjunto de instâncias com variação oferta, demanda e estoque inicial.

				CPLEX				**Algoritmo RSF**				
con.		**#**	**instância**	f_{relax}	f_{cplex}	t_{cplex}	GAP_1	f^1_{ub}	t^1_{ub}	GAP_2	f^2_{ub}	f^3_{ub}
1	**Estoque**	**1**	4P5Prod3N	15.71	16.83	73	0.00	**16.83**	22	0.00	7.25E+04	32.59
	em 50%	**2**	4P10Prod3N	18.66	27.49	221	0.00	**30.40**	117	10.58	infac	51.32
		3	8P5Prod6N	43.69	57.20	664	10.44	**52.70**	234	-7.86	2.09E+05	1.19E+05
		4	8P10Prod6N	48.57	-	-	-	**61.97**	550	-	infac	2362.31
		5	10P5Prod8N	43.97	-	-	-	**61.42**	349	-	infac	7058.60
		6	10P10Prod8N	49.46	-	-	-	**66.23**	1570	-	infac	2.01E+05
	Estoque	**7**	4P5Prod3N	18.44	22.87	123	0.00	**25.17**	31	10.05	infac	45.38
	em 75%	**8**	4P10Prod3N	18.59	28.74	392	0.48	**31.04**	119	8.00	1.42E+05	41.17
		9	8P5Prod6N	31.69	-	-	-	**59.18**	279	-	infac	6.87E+04
		10	8P10Prod6N	37.38	-	-	-	**59.97**	768	-	3.09E+05	905.01
		11	10P5Prod8N	39.61	-	-	-	**61.27**	654	-	7.38E+05	3.23E+04
		12	10P10Prod8N	44.80	-	-	-	**76.10**	1638	-	infac	1.08E+04
2	**Estoque**	**13**	4P5Prod4N	27.69	33.37	241	0.00	**33.98**	47	1.82	infac	54.00
	em 50%	**14**	4P10Prod4N	24.80	3955.01	1049	99.21	**35.86**	126	-99.09	1.02E+04	7.50E+03
		15	8P5Prod8N	51.34	-	-	-	**65.73**	454	-	infac	543.96
		16	8P10Prod8N	55.12	-	-	-	**72.24**	1178	-	infac	7.04E+04
		17	10P5Prod10N	65.99	-	-	-	**89.28**	1633	-	3.13E+05	1.44E+05
		18	10P10Prod10N	67.71	-	-	-	**112.70**	3193	-	infac	2.04E+05
	Estoque	**19**	4P5Prod4N	22.12	24.47	325	0.00	**24.47**	23	-	320.78	58.21
	em 75%	**20**	4P10Prod4N	24.77	-	-	-	**30.59**	125	-	infac	5.43E+04
		21	8P5Prod8N	55.93	73.37	2359	8.82	**77.61**	650		2.91E+04	1075.25
		22	8P10Prod8N	56.09	-	-	-	**80.95**	1651	-	infac	1.28E+05
		23	10P5Prod10N	73.49	-	-	-	**98.54**	1342	-	infac	7.07E+05
		24	10P10Prod10N	77.32	-	-	-	**132.90**	3645	-	infac	3.19E+05

(-) refere-se instâncias em que o *solver* não conseguiu obter uma solução para o problema integrado por falta de memória.

Os resultados apresentados na tabela demonstram a dificuldade do *solver* em encontrar soluções para o modelo PLIM. Em 62,5% das instâncias o CPLEX não conseguiu produzir nenhum resultado significativo devido a memória insuficiente. Com o algoritmo RSF foi possível obter bons limites superiores para todas as instâncias. Em todas soluções geradas, todas as ofertas e demandas foram atendidas, demonstrando a boa qualidade dos limites superiores. Os fracos limites superiores e as soluções infactíveis (*infac*) da coluna f^3_{ub} mostram que a estrégia de fixação afeta diretamente a qualidade da solução. Os limites superiores da coluna f^3_{ub} destacam a importância da heurística *local branching* em refinar as solução gulosa gerada pela HRF-V.

7. Conclusão

Neste artigo, um modelo PLIM foi apresentado para o problema integrado de planejamento, sequenciamento, alocação de pátio e alocação de berço para terminais portuários de granéis sólidos, e um algoritmo de solução que combina novas versões de heurísticas matemáticas em uma estratégia de fixação de variáveis. O modelo proposta foi validado com instâncias com relativa proximidade em parâmetros reais. Como esperado, o *solver* CPLEX apresentou grande dificuldades para solucionar o modelo PLIM, sendo capaz de solucionar apenas as instâncias de menor escala. Enquanto que, os resultados computacionais mostram que o algoritmo RDF apresentou uma desempenho satisfatória. Os bons limites superiores obtidos são resultado da eficiente combinação de heurísticas matemáticas, com destaque para *local branching*, e a estratégia de fixação. Baseado na escala do problema integrado e da formulação, os trabalhos futuros concentram-se no melhoramento do modelo e na aplicação de um método de decomposição.

Agradecimentos Os autores agradecem aos seguintes órgãos de fomento e instituições pelo suporte destinado ao desenvolvimento deste trabalho: CAPES, CNPq, FAPEMIG, PPGMMC e CEFET-MG.

Referências

Barros, V. H., Costa, T. S., Oliveira, A. C., e Lorena, L. A. (2011). Model and heuristic for berth allocation in tidal bulk ports with stock level constraints. *Computers Industrial Engineering*, 60 (4):606 – 613. ISSN 0360-8352.

Ernst, A., OÄuz, C., Singh, G., e Taherkhani, G. (2017). Mathematical models for the berth allocation problem in dry bulk terminals. *Journal of Scheduling*.

Fischetti, M. e Lodi, A. (2003). Local branching. *Mathematical Programming*, 98:23–47.

Harvey, W. D. e Ginsberg, M. L. (1995). Limited discrepancy search. In *IJCAI*.

Hu, D. e Yao, Z. (2012). Stacker-reclaimer scheduling in a dry bulk terminal. *International Journal of Computer Integrated Manufacturing*, 25(11):1047–1058.

Menezes, G. C., Mateus, G. R., e Ravetti, M. G. (2016). A hierarchical approach to solve a production planning and scheduling problem in bulk cargo terminal. *Computers Industrial Engineering*, 97:1 – 14. ISSN 0360-8352.

Menezes, G. C., Mateus, G. R., e Ravetti, M. G. (2017). A branch and price algorithm to solve the integrated production planning and scheduling in bulk ports. *European Journal of Operational Research*, 258(3):926 – 937. ISSN 0377-2217.

Robenek, T., Umang, N., Bierlaire, M., e Ropke, S. (2014). A branch-and-price algorithm to solve the integrated berth allocation and yard assignment problem in bulk ports. *European Journal of Operational Research*, 235(2):399 – 411. ISSN 0377-2217. Maritime Logistics.

Rocha de Paula, M., Boland, N., Ernst, A. T., Mendes, A., e Savelsbergh, M. (2019). Throughput optimisation in a coal export system with multiple terminals and shared resources. *Computers Industrial Engineering*, 134:37 – 51. ISSN 0360-8352. URL `http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0360835219302888`.

Sadykov, R., Vanderbeck, F., Pessoa, A., Tahiri, I., e Uchoa, E. (2019). Primal heuristics for branch and price: The assets of diving methods. *INFORMS Journal on Computing*, 31(2):251–267. URL `https://doi.org/10.1287/ijoc.2018.0822`.

Tang, L., Sun, D., e Liu, J. (2016). Integrated storage space allocation and ship scheduling problem in bulk cargo terminals. *IIE Transactions*, 48(5):428–439.

Umang, N., Bierlaire, M., e Vacca, I. (2013). Exact and heuristic methods to solve the berth allocation problem in bulk ports. *Transportation Research Part E: Logistics and Transportation Review*, 54.

Unsal, O. (2020). Reclaimer scheduling in dry bulk terminals. *IEEE Access*, PP:1–1.

Unsal, O. e Oguz, C. (2019). An exact algorithm for integrated planning of operations in dry bulk terminals. *Transportation Research Part E: Logistics and Transportation Review*, 126:103–121.