



Problema de Roteamento de Veículos com Múltiplos Depósitos, Múltiplos Produtos, Múltiplas Visitas, Coleta e Entrega Simultânea e Divisões de Coleta e Entrega: Um Estudo de Caso em uma Empresa do Ramo da Construção Civil

Lucas D. S. Barbosa^a, Thiago A. O. Silva^b, Maurício C. de Souza^a

^aDepartamento de Engenharia de Produção - Universidade Federal de Minas Gerais - UFMG
Av. Presidente Antônio Carlos, 6627, Pampulha - Belo Horizonte - Minas Gerais - Brasil

^bDepartamento de Engenharia de Produção - Universidade Federal de Ouro Preto - UFOP

Rua 36, 115, Loanda - João Monlevade - Minas Gerais - Brasil

{lsbdietrich, thiagoep, prof.mauriciodesouza}@gmail.com

RESUMO

Neste problema de roteamento de veículos considera-se um conjunto de recursos que serão compartilhados por um conjunto de canteiros de obras. A distribuição destes recursos é feita através de um conjunto de veículos capacitados. Para cada veículo há um depósito distinto de onde deverá sair e para onde deverá retornar ao final da rota. Cada canteiro pode ser visitado mais de uma vez. Os recursos podem ser discretizados em itens e assim tanto coleta e entrega podem ser divisíveis. O objetivo do problema é atender as requisições com custo mínimo. Duas heurísticas construtivas foram propostas para solução do problema as quais foram testadas em instâncias reais e em instâncias de testes. Resultados mostram que as heurísticas fornecem resultados melhores que os obtidos atualmente pela empresa, dentro de um tempo computacional factível com o horizonte de tomada de decisão operacional.

PALAVRAS CHAVE. Problema de Roteamento de Veículos, Logística, Heurísticas Construtivas.

L&T - Logística e Transportes.

ABSTRACT

In this vehicle routing problem it is considered a set of resources that will be shared by a set of construction sites. The distribution of these resources is done through a set of limited capacity vehicles. For each vehicle there is a depot distinct from where it should leave and to where it should return to the end of the route. Each construction site can be visited more than once. The features can be discretized into items and thus both collection and delivery can be divisible. The objective of the problem is to fulfill all requests with minimal cost. Two constructive heuristics were proposed for the solution of the problem and were tested in real and tests instances. Results show that heuristics provide better results than those currently obtained by the company, within a computational time that is feasible with the horizon of operational decision making.

KEYWORDS. Vehicle Routing Problem. Logistics. Constructive Heuristics.

L&T - Logistics and Transportation.



1. Introdução

O Problema de Roteamento de Veículos (*Vehicle Routing Problem - VRP*) inicialmente estudado por [Dantzig e Ramser, 1959], consiste no atendimento de requisições de um conjunto de clientes através de uma frota de veículos. Cada veículo possui uma capacidade definida que deve ser respeitada. O ponto de origem dos veículos é denominado depósito, podendo existir um ou mais. Minimizar a distância total a ser percorrida pelos veículos, minimizar o custo total das operações e maximizar o serviço aos clientes são alguns dos principais objetivos encontrados em situações reais deste problema.

Por ser uma generalização do Problema do Caixeiro Viajante (*Travelling Salesman Problem - TSP*) que pertence à classe de problemas NP-Difícil, o Problema de Roteamento de Veículos também é considerado como pertencente a esta classe de problemas, ver por exemplo [Garey e Johnson, 1979]. Para estes problemas não são conhecidos algoritmos em tempo polinomial capazes de encontrarem soluções ótimas.

O problema objeto deste estudo denominado por Problema de Movimentação de Recursos entre Canteiros de Obras (MRCO) é parte do grupo do problemas de roteamento de veículos. O MRCO apresenta diversas particularidades, tais como: múltiplos depósitos, múltiplos produtos, múltiplas visitas, coleta e entrega simultânea e divisões de coleta e entrega. Cada depósito possui exatamente um único veículo capacitado. Tal problema surge da situação prática cujo o objetivo é o de tratar o fluxo de transporte em uma empresa do ramo da construção civil localizada na cidade de Belo Horizonte. O objetivo deste problema consiste em construir um conjunto de rotas de veículos que atendam às requisições de alocação de recursos entre os canteiros de obras e que minimizem a distância total a ser percorrida pelos veículos.

Para a resolução do problema proposto, decidiu-se pela construção e implementação de métodos heurísticos construtivos. Tal decisão se dá em virtude da complexidade do problema em estudo que possui uma quantidade de restrições concomitantemente consideráveis, por pertencer a classe de problemas NP-Difícil e devido a inviabilidade em fornecer solução em tempo computacional aceitável, para o planejamento diário da empresa, com o uso de pacotes de otimização através de modelos matemáticos, como pode ser visto em [Dutra, 2015]. Além deste trabalho, verifica-se que no campo de buscas realizadas na literatura pelos autores, não foi possível encontrar trabalhos que possuam todas as restrições concomitantemente assim como no MRCO.

2. Revisão Bibliográfica

Sem a pretensão de ser exaustivo, esta seção apresenta alguns trabalhos que possuam características similares ao problema estudado neste artigo.

Non-Preemptive Capacitated Swapping Problem (NPCSP), que é uma variante do *Swapping Problem (SP)* que pode ser visto no trabalho de [Anily e Hassin, 1992]. Segundo [Erdoğan et al., 2010] no NPCSP cada vértice, exceto o depósito, pode fornecer ou demandar apenas um produto ou ambos. Neste problema, diferentemente do nosso problema de estudo, existem os chamados vértices de transbordo ou vértices intermediários. Os vértices podem ser visitados mais de uma vez. Cada produto possui um peso. A oferta e demanda total de um produto deverão ser iguais. Um veículo capacitado é utilizado para satisfazer a demanda entre os clientes. Este veículo deverá iniciar e terminar uma jornada no seu devido depósito. Objetivo é elaborar uma rota que tenha um custo mínimo de transporte. Como método de resolução para o problema descrito acima os autores implementaram um algoritmo *branch and cut* através de três formulações matemáticas tomando como base um grafo transformado. Desigualdades válidas foram geradas e adicionadas ao algoritmo proposto.

Trabalhado por [Gulczynski et al., 2011] o Problema de Roteamento de Veículos com Múltiplos Depósitos e divisão de Entrega (*Multi-Depot Split Delivery Vehicle Routing Problem - MDSDVRP*), consiste no despacho de veículos de vários depósitos para atender as demandas dos clientes, sendo que neste caso, estas demandas podem ser divididas entre veículos de diferentes rotas e depósitos. MDSDVRP tem como objetivo minimizar a distância total que a frota de veículos de



todos os depósitos irá percorrer, com a permissão que mais de um veículo atenda ao pedido de um cliente. Como método de resolução os autores propuseram uma heurística baseada em programação inteira.

O Problema Generalizado de Roteamento de Veículos Capacitado com Coleta e Entrega (*General version of the Vehicle Routing Pickup and Delivery Problem - VRPPD-G*) trabalhado por [Psaraftis, 2011] considera vários produtos e o uso de apenas um ou dois veículos. Cada veículo deverá iniciar sua rota em um vértice considerado o depósito e posteriormente visitar outros vértices, onde deverá coletar a quantidade necessária de produtos nos vértices ofertantes para posterior entregar aos vértices que demandam. Assim como no MRCO cada vértice pode ser visitado mais de uma vez. A matriz de origem destino é completa, mas não necessariamente simétrica. Uma outra característica deste problema é considerar que cargas viajem em sentidos opostos nos pares de vértices, o que sugere neste caso o estudo da utilização de dois veículos. Como método de resolução, o autor propôs a utilização de uma técnica exata, que foi a programação dinâmica.

Single Vehicle One-commodity Capacitated Pickup and Delivery Problem (SVOCPPD) estudado por [Chemla et al., 2013] é um problema de reequilíbrio com um único veículo. Como característica deste problema cada vértice pode ser visitado mais de uma vez e ele pode ser origem ou destino dos recursos. Neste trabalho pode ser encontrado como métodos de resolução um modelo matemático que devido sua intratabilidade sofre uma relaxação, e posteriormente é resolvido através de um algoritmo *branch-and-cut* e uma busca tabu puramente combinatória fornecendo limites superiores para o problema.

Pickup and Delivery Vehicle Routing Problem with Split Loads - UPDPSL trabalhado por [Chen et al., 2014] tem como objetivo a realocação de mercadorias realizado pelas cadeias de varejo, onde as mercadorias podem ser fornecidas de diferentes plantas. Os autores propuseram um modelo de programação linear inteira mista e a utilização da heurística VNS. O *The Maritime Pickup and Delivery Problem with Time Windows and Split Loads*, trabalhado por [Andersson et al., 2011] é o problema onde as companhias de navegação lidam com transportes de cargas a granel através de um conjunto de navios e um conjunto de portos. Para este problema em específico as cargas podem ser divididas em navios diferentes. Os autores utilizaram como método de resolução a técnica de geração de colunas.

Estudado por [Hernández-Pérez et al., 2016] o *Multi-Commodity Pickup-and-Delivery Traveling Salesman Problem (m-PDTSP)* é considerado uma generalização do problema do caixeiro viajante em que um veículo capacitado com base em um depósito deve visitar um conjunto de clientes. Cada local deve ser visitado exatamente uma única vez pelo veículo. Cada cliente demanda e/ou fornece uma quantidade de produtos. Um produto recolhido em um cliente pode ser fornecido a qualquer outro que demande deste mesmo produto. O veículo deve começar e terminar o percurso em um depósito. Como objetivo, este problema deseja encontrar uma rota Hamiltoniana para o veículo satisfazendo todas as restrições. Como método de resolução os autores propuseram um algoritmo heurístico híbrido composto por três estágios, além de fazerem uso de técnicas de programação matemática para executar a busca local.

Verifica-se que além do trabalho proposto por [Dutra, 2015], não foi possível encontrar trabalhos, no campo de buscas na literatura feitas pelos autores, que possuam todas as restrições concomitantemente assim como no problema objeto deste presente trabalho.

A Tabela 1 resume os principais problemas abordados neste artigo pelos autores que compartilham uma ou mais restrições com o MRCO. Para melhor entendimento do leitor apresentamos cada estudo encontrado na literatura e suas devidas restrições bem como os métodos que foram utilizados para sua devida resolução.



Tabela 1: Restrições existentes no MRCO e seus devidos métodos de resolução: M.D: Múltiplos Depósitos; M.P: Múltiplos Produtos; M.V: Múltiplas Visitas; C.E.S: Coleta e Entrega Simultânea; D.C.E: Divisão de Coleta e Entrega.

Artigo	M.D	M.P	M.V	C.E.S	D.C.E	Método de Resolução
[Laporte et al., 1988]	*					<i>Branch and Bound</i>
[Cordeau et al., 1997]	*					Heurística <i>Busca Tabu</i>
[Thangiah e Salhi, 2001]	*					Heurística Genética de Clusterização
[Mitra, 2005]			*		*	PLIM e Heurística
[Archetti et al., 2006]					*	Heurística <i>Busca Tabu</i>
[Bianchessi e Righini, 2007]				*		Heurística <i>Busca Tabu</i>
[Archetti et al., 2008]					*	Heurística <i>Busca Tabu</i> e PI
[Mitra, 2008]			*		*	PLI e Heurística
[Dondo e Cerdá, 2009]	*					Heurística de <i>Busca Local</i> e PLIM
[Hernández-Pérez e Salazar-González, 2009]		*				<i>Branch and cut</i>
[Gajpal e Abad, 2009]				*		Heurística de Colônia de Formigas
[Subramanian et al., 2010]				*		Heurística VND e ILS
[Andersson et al., 2011]		*			*	Geração de Colunas
[Gulczynski et al., 2011]	*				*	Heurística Baseada em PI
[Psaraftis, 2011]		*	*			PD
[Goksal et al., 2013]				*		Heurística Baseada em PSO e VND
[Chemla et al., 2013]			*			<i>Branch and cut</i> e <i>Busca Tabu</i>
[Hernández-Pérez e Salazar-González, 2014]		*				<i>Branch and cut</i>
[Chen et al., 2014]		*		*	*	PLIM e Heurística VND
[Dutra, 2015]	*	*	*	*	*	PLIM e Heurística
[Hernández-Pérez et al., 2016]		*		*	*	Heurística VND e PD



3. Descrição do Problema

A situação prática motivadora deste estudo é tratar o fluxo de transporte em uma empresa do ramo da construção civil localizada na cidade de Belo Horizonte. Através de um planejamento diário, a empresa identifica eventuais demandas e ofertas de recursos de cada canteiro. Assim, poderá haver um conjunto de canteiros com demanda ou oferta ou demanda e oferta ao mesmo tempo de recursos. É realizado um agrupamento dos canteiros. Assim recursos que estão em canteiros de um agrupamento não podem ser transitados para canteiros não pertencentes a este agrupamento. Um recurso coletado em um canteiro de um agrupamento pode ser usado para atender qualquer outro canteiro no mesmo agrupamento. Cada canteiro pode ser visitado mais de uma vez. Os recursos podem ser discretizados em itens e assim tanto coleta e entrega podem ser divisíveis. Por exemplo, se um canteiro demandar três sacos de cimento, estes podem se originar de canteiros diferentes. Quanto aos recursos eles podem ser divididos em: mão de obra, matéria Prima ferramentas e máquinas. A Figura 1 ilustra o problema descrito acima.

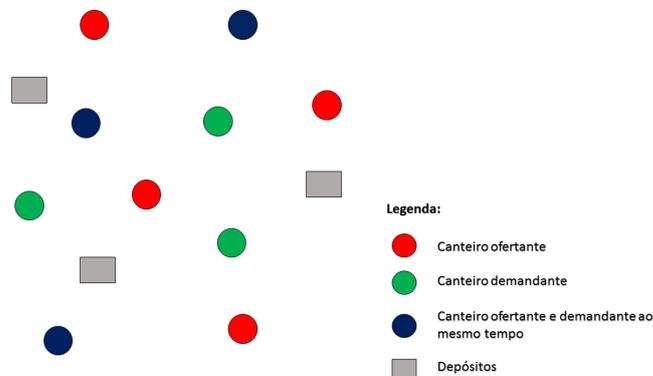


Figura 1: Representação esquemática do problema.

Podemos definir o MRCO, detalhado acima, formalmente através de um grafo completo $G = (V_c \cup V_d, A)$, onde $V_c = \{1, \dots, n\}$ é o conjunto de canteiros de obras e $V_d = \{n+1, \dots, n+m\}$ é o conjunto m de depósitos. Seja $A = \{(v_i, v_j) : v_i, v_j \in V_c \cup V_d, i \neq j\}$ o conjunto de arcos em que cada arco representa a viagem direta entre v_i e v_j com uma distância ou custo sendo igual a c_{ij} . Temos um conjunto de recursos com diferentes tipos representado por $R = \{1, \dots, r\}$. A demanda por um recurso $r \in R$ pelo vértice $i \in V_c$, ou a oferta de um recurso $r \in R$ pelo vértice $i \in V_c$ é denotado respectivamente por d_{ir} e b_{ir} . Seja $K = \{1, \dots, k\}$ o conjunto de veículos e w_k sua respectiva capacidade.

No caso de estudo, a quantidade de depósitos m é igual a quantidade de veículos k , visto que cada depósito m coincide com a residência do motorista de cada veículo k . O depósito de origem é o mesmo do destino final para cada veículo. O custo de um arco c_{ij} inclui despesas como: relativos ao transporte, tais como, combustíveis e despesas geradas com a utilização do veículo e custos relativos ao tempo do veículo em rota, que se refere ao tempo despendido com motoristas em rota.

3.1. Metodologia de resolução aplicada pela empresa

Constrói-se uma matriz de distâncias entre os canteiros e depósitos a partir da ferramenta *Google Maps*. Com as informações obtidas anteriormente, referentes a demandas e ofertas de recursos pelos canteiros, o empregado responsável pela decisão deverá fazer primeiramente a alocação dos recursos entre os canteiros, isto em relação a menor distância entre elas. Finalizando as alocações de recursos, o decisor elabora as rotas em função destas alocações entre os canteiros através novamente da ferramenta *Google Maps*.



4. Heurísticas para o MRCO

Foram desenvolvidas duas heurísticas com características diferentes, sendo que uma destas possui duas versões. Tal modificação será abordada na seção referente aos resultados computacionais.

4.1. Heurística baseada em Particionamento - HP

Nesta Heurística, para cada depósito $l \in L$ desde que se tenha demanda de um recurso $r \in R$ que possua oferta, será criado um subconjunto \bar{C}_{lz} de elementos aleatórios do conjunto de canteiros C , onde z varia de 1 até β . Seja β o número de iterações. O tamanho de \bar{C}_{lz} é definido por θ , que é o resultado da divisão da quantidade de canteiros da instância pela variável γ , que é um valor fornecido ao Algoritmo. Esse subconjunto será sequenciado de maneira gulosa, ou seja pela menor distância entre canteiros. A sequência gerada será viável, não excedendo a capacidade do veículo e deverá atender um número máximo de demandas por recursos. Cada melhor sequência gerada será atribuída à rota T_l para cada depósito $l \in L$. Ao final desse procedimento, se ainda existir demanda que possua oferta, estas serão inseridas em um das rotas T_l de maneira gulosa.

Para o Algoritmo 1 abaixo, que apresenta a primeira parte da heurística HP, seja μ o número máximo de atribuições possíveis em uma determinada instância do problema, dado a possibilidade de haver um desbalanceamento entre a oferta (S) e a demanda (B), definimos o parâmetro μ como sendo a soma, dentre cada recurso $r \in R$, do mínimo entre a oferta e a demanda. Isto é, $\mu = \sum_{r \in R} \min(S_r, B_r)$. Neste problema, o termo atribuição trata-se do atendimento a um canteiro demandante por uma unidade de um recurso $r \in R$ vinda de um canteiro ofertante. O parâmetro $at_{lz\bar{c}}, \forall l \in L, z$ variando de 1 até β e $\forall \bar{c} \in \bar{C}_{lz}$, guarda o número de atribuições de uma sequência. Tal parâmetro só contabiliza atribuições viáveis, ou seja, onde o peso total dos recursos em rota não exceda a capacidade do veículo. Seja a sequência $S_{lz\bar{c}}$, para todo $l \in L, z$ variando de 1 até β e para todo $\bar{c} \in \bar{C}_{lz}$. A forma como esta sequência é gerada será explicado posteriormente. Por outro lado, em cada depósito $l \in L$ o parâmetro B guarda a melhor sequência gerada ao fim das β iterações e atg seu respectivo número de atribuições.

Algoritmo 1: Gera Rota Balanceada

```
1 Para cada ( $l \in L : \mu \neq 0$ ) Faça
2    $atg \leftarrow 0$ 
3   Para ( $z \leftarrow 1$  até  $\beta$ ) Faça
4     Preencha  $\bar{C}_{lz}$  com elementos escolhidos aleatoriamente  $c \in C$ 
5     Para cada ( $\bar{c} \in \bar{C}_{lz}$ ) Faça
6        $at_{lz\bar{c}}, S_{lz\bar{c}} \leftarrow$  Vizinho mais próximo Adaptada
7       Se ( $at_{lz\bar{c}} > atg$ )
8          $B \leftarrow$  Melhor sequenciamento gerada
9          $atg \leftarrow$  número de atribuições da sequência  $B$ 
10      Fim se
11    Fim para
12  Fim para
13   $\mu \leftarrow \mu - atg$ 
14   $T_l \leftarrow T_l \cup B$ 
15 Fim para
```

Para cada depósito $l \in L$, desde que $\mu \neq 0$, existem atribuições a serem feitas. Monta-se um subconjunto $\bar{C}_{lz} \subseteq C$, como já descrito. Através deste subconjunto é realizado um sequenciamento de seus elementos a partir de um procedimento guloso denominado heurística do vizinho mais próximo adaptada. Tal procedimento não tem a preocupação com o atendimento da demanda. Repetimos esse procedimento, fornecendo a cada iteração, uma origem diferente, que neste caso



será cada elemento de \bar{C}_{lz} . Essa repetição faz com que tenhamos um conjunto de sequências $S_{lz\bar{c}}$, em que z varia de 1 até β e para todo $\bar{c} \in \bar{C}_{lz}$. Em cada sequência $S_{lz\bar{c}}$ gerada verifica-se quantas atribuições $at_{lz\bar{c}}$ ela obteve. Esta informação é calculada e retornada pelo procedimento em questão. Existe a possibilidade de em cada sequência $S_{lz\bar{c}}$ gerada conter canteiros de obras que não estejam nem ofertando e nem demandando alguma unidade de um recurso $r \in R$, pois só é contabilizado atribuições viáveis, como mencionado anteriormente. Logo, este canteiro deverá ser excluído de sua respectiva sequência. Por fim, para o depósito $l \in L$ avaliado deve-se escolher, dentre todas as $S_{lz\bar{c}}$ geradas a que possua o maior número de atribuições $at_{lz\bar{c}}$. Essa sequência é atribuída a T_l , que representa a rota associada ao depósito $l \in L$. A quantidade de atribuições at_g desta sequência escolhida e atribuída a rota T_l é subtraída de μ . Assim, caso $\mu \neq 0$, passa para o próximo depósito $l \in L$, caso contrário finaliza-se o algoritmo, pois isso garante que todas as demandas foram atendidas pelas respectivas ofertas disponíveis.

No Algoritmo 1 existe a possibilidade, embora pequena, de ao percorrer todos os $l \in L$ depósitos, ainda sim existir atribuições a serem feitas. Neste caso $\mu \neq 0$. Para garantir que todas as demandas que possuam ofertas sejam atendidas é necessário percorrer todas as T_l rotas geradas buscando inserir de maneira viável a demanda na rota com o menor custo. A viabilidade se deve a oferta do item demandado em um canteiro anterior ao ponto de inserção respeitando a capacidade do veículo. Com isso, todo o procedimento é finalizado, e é garantido que se tem T_l rota(s) viáveis(s).

4.2. Heurística Rota do Vizinho mais Próximo - RVP

Nesta Heurística cada unidade de um recurso $r \in R$ e seu respectivo canteiro $c \in C$ de oferta ou demanda é transformado em um vértice (canteiro-recurso) de um grafo. Assim teremos vértices de oferta e de demanda. A distância entre eles é a própria distância original dos canteiros e depósitos. Esses serão atribuídos a cada depósito (veículo) de maneira gulosa, pela menor distância, desde que o peso do recurso inserido na rota não exceda a capacidade do veículo. Ao fim, todas as atribuições serão garantidas.

O Algoritmo 2 considera os seguintes parâmetros: R é o conjunto de recursos. S_r é o conjunto de vértices de oferta do recurso r . B_r é conjunto de vértices de demanda do recurso r . Seja $S = \cup_{r \in R} S_r$ o conjunto de vértices de oferta e $B = \cup_{r \in R} B_r$ o conjunto de vértices de demanda. L é conjunto dos depósitos. Seja i_l o último vértice inserido na rota l , que inicialmente recebe o seu respectivo depósito de origem l . T_l é a rota para cada depósito $l \in L$, que inicialmente recebe o parâmetro i_l de seu respectivo depósito. N_l é o conjunto de candidatos a visitar a partir de i_l . Tal parâmetro recebe inicialmente o conjunto de ofertas S , pois ao sair do depósito o veículo está vazio, sendo necessário passar por um vértice de oferta em sua primeira viagem. Seja $c_{i_l, v}$ o custo no arco entre $i_l \in L$ até $v \in N_{i_l}$, w_l a capacidade do veículo pertencente a rota l , p_l o peso acumulado dos recursos na rota l , que iniciará para cada rota l com zero unidades. Seja p_v o peso do recurso do vértice $v \in N_{i_l}$. Faça $p_v > 0$: se $v \in S$ e $p_v < 0$: se $v \in B$.

Dado a possibilidade de haver um desbalanceamento entre a oferta e a demanda definimos os seguintes parâmetros: max_r como sendo o máximo de atribuições, em unidades, a serem realizadas por cada recurso $r \in R$, como pode ser visto na linha 8 deste Algoritmo; q_{r_l} como sendo a quantidade do recurso $r \in R$ na rota l . Este último iniciará para cada rota l como zero unidades. Sempre que um recurso for alocado em sua respectiva rota $l \in L$ será adicionado a q_{r_l} uma unidade. Este recurso ao ser consumido por um vértice de demanda desta mesma rota $l \in L$, será subtraído uma unidade.

Enquanto existir candidatos pelo menos em um dos últimos vértices de cada rota, ($\exists i_l \in L : N_l \neq \emptyset$), os próximos passos serão executados. Para cada último vértice i_l , desde que seu respectivo conjunto de candidatos N_l não esteja vazio, procura-se a menor distância entre um vértice pertencente a N_l e o último vértice da rota i_l que não exceda a capacidade do veículo. Um vértice j é escolhido podendo ser ele de oferta ou demanda. Tal vértice deverá ser retirado do conjunto N_l para todo $l \in L$. O peso p_l acumulado desta rota será atualizado. O parâmetro i_l que representa o último vértice inserido nesta rota recebe o vértice j . A rota T_l recebe este vértice i_l .



Algoritmo 2: Gera Rota pelo Menor Custo

```
1 Para todo ( $l \in L$ ) Faça
2    $i_l = l$ 
3    $T_l = \{i_l\}$ 
4    $N_l = S$ 
5    $p_l = 0$ 
6 Fim para
7 Para todo ( $r \in R$ ) Faça
8    $max_r = \min(|S_r|, |B_r|)$ 
9   Para todo ( $l \in L$ ) Faça  $q_{rl} = 0$ 
10 Fim para
11 Enquanto ( $\exists l \in L : N_l \neq \emptyset$ ) Faça
12    $\Delta = \infty$ 
13   Para  $l \in L : N_l \neq \emptyset$  Faça
14      $j_l = \arg \min_{v \in N_l : p_l + p_v \leq w_l} \{c_{il,v}\}$ 
15     Se ( $c_{il,v} < \Delta$ )
16        $\bar{l} = l$ 
17        $j = j_l$ 
18        $\Delta = c_{il,v}$ 
19     Fim Se
20   Fim para
21   Para  $l \in L$  faça  $N_l = N_l - \{j\}$ 
22      $p_{\bar{l}} = p_{\bar{l}} + p_j$ 
23      $i_{\bar{l}} = j$ 
24      $T_{\bar{l}} = T_{\bar{l}} \cup \{i_{\bar{l}}\}$ 
25     Se ( $j \in S$ )
26       Seja  $r_j$  o recurso ofertado pelo nó  $j$ 
27        $q_{r\bar{l}} + +$ 
28        $max_r - -$ 
29       Se ( $max_r = 0$ ) então para  $l \in L$  faça  $N_l = N_l - S_r$ 
30        $N_l = N_l \cup B_r$ 
31     Fim Se
32   Senão
33     Seja  $r_j$  o recurso demandado pelo nó  $j$ 
34      $q_{r\bar{l}} - -$ 
35     Se ( $q_{r\bar{l}} = 0$ ) então  $N_{\bar{l}} = N_{\bar{l}} - B_r$ 
36      $B_r = B_r - \{j\}$ 
37   Fim senão
38 Fim
```



Caso o vértice j seja de oferta $j \in S$ a unidade coletada de seu respectivo recurso é adicionada para esta rota na variável $q_{r\bar{l}}$. A variável max_r será subtraída em uma unidade. Caso max_r seja igual a zero, todas as ofertas deste recurso, se existirem, deverão ser excluídas do conjunto de candidatos para todo N_l em que $l \in L$. O próximo passo é liberar os canteiros de demanda deste recurso coletado no canteiro j , adicionando-os ao conjunto $N_{\bar{l}}$. Caso o vértice seja de demanda $j \in B$ a unidade consumida de seu respectivo recurso é subtraída da variável $q_{r\bar{l}}$. Caso $q_{r\bar{l}}$ seja igual a zero todas as demandas deste recurso, se existirem, deverão ser excluídas do conjunto de candidatos de $N_{\bar{l}}$ em que $l \in L$. Por fim o vértice de demanda escolhido é retirado do conjunto de demandas B_r deste recurso. Ao final de todas estas etapas o algoritmo fornece as devidas rotas T_l atribuídas as seus respectivos depósitos e que sejam viáveis ao problema em estudo.

5. Resultados Computacionais

As heurísticas propostas foram implementadas utilizando a linguagem de programação C e foram executadas em um PC com processador Intel Core i5-5200U 2.20GHz com 4 GB de memória RAM. O conjunto de instâncias de testes foi gerado semelhante ao proposto por Dutra [2015], as quais foram construídas a partir de adequações de instâncias *benchmark* de Solomon e que estão disponíveis na seguinte página da internet: <http://www.sintef.no/Projectweb/TOP/VRPTW/Solomon-benchmark/100-customers/>. Tais instâncias possuem o porte da situação real encontrada pela empresa, com 30 canteiros e entre 3 a 5 depósitos. Foram considerados no máximo 20 tipos de recursos, com seus respectivos pesos não ultrapassando 30 unidades de peso. A capacidade dos veículos foi de 100 unidades de peso. A quantidade de demandas e ofertas por recurso de cada canteiro teve como máximo 20 unidades. Devido à indisponibilidade de todos os dados, limitação esta imposta pela empresa em estudo, foi possível construir apenas três instâncias reais, que representam três dias de operações. Os autores utilizaram a mesma metodologia aplicada pelos decisores da empresa para chegarem a solução real. Foram utilizados os parâmetros $\gamma = 1.2$ e $\beta = 10$ na Heurística HP por apresentarem melhores desempenhos. A função objetivo é a distância total percorrida pelo(s) veículo(s). Nossas análises serão baseadas nas comparações de desempenho das heurísticas propostas com a metodologia aplicada na Empresa. Faremos também análises de comparação entre as heurísticas propostas sobre as instâncias de testes.

5.1. Instâncias Reais - Comparação com a metodologia da empresa

Pela Tabela 2, temos que ambas heurísticas apresentam valores da função objetivo melhores comparado aos praticados pela empresa. A heurística RVP apresenta resultados melhores em duas das três instâncias em relação à heurística HP. Para este conjunto de instâncias podemos destacar alguns benefícios de se utilizar tais métodos no contexto operacional: primeiramente, temos a redução no tempo de tomada decisão, dada a solução gerada em segundos, contrastando com o alto tempo praticado pela empresa, que é em média 30 minutos por agrupamento. Tal situação possibilita ao empregado decisor estar disponível para ser alocado em outras tarefas. Outro benefício é proporcionar uma maior confiabilidade na tomada de decisão, uma vez que todas as restrições são consideradas pelos métodos apresentados. Por fim, temos também como benefício a minimização dos custos variáveis operacionais, os quais são diretamente proporcionais à distância percorrida pelos veículos, sendo assim possível reduzir custos com combustíveis, com manutenção dos veículos e com horas extras de motoristas, uma vez que se espera que eles fiquem menos tempo em rota.

Tabela 2: Resultados para 3 instâncias reais

I	Empresa	HP		RVP	
		Função Objetivo	Tempo[s]	Função Objetivo	Tempo[s]
dia01	766,12	499,99	0,0671	392,92	0,0020
dia02	828,05	567,64	0,0727	500,99	0,0026
dia03	957,72	587,88	0,1044	617,44	0,0034



5.2. Instâncias de testes

A Tabela 3 informa para cada conjunto de instâncias qual a porcentagem de resultados melhores cada procedimento obteve.

Tabela 3: Porcentagens melhores instâncias - 30 canteiros

Grupo	#instâncias	Heurística HP	Heurística RVP
c	17	11,7	88,3
r	23	91,3	8,7
rc	16	56,3	43,7
Total	56	53,1	46,9

Nas instâncias do tipo C, nos quais os clientes são divididos aleatoriamente em uma região. Nesta situação, verifica-se que em aproximadamente 88% das instâncias a heurística RVP obtém os melhores resultados. Para as instâncias do tipo r, nos quais clientes são divididos por agrupamento, podemos verificar, que a heurística HP para este caso obtém em aproximadamente 91% das instâncias menores custos. Podemos dizer, que na situação com características mais próximas da situação real, como neste caso de instâncias do tipo r, esta heurística se mostra mais eficiente. Cogitamos neste caso este resultado, pelo fato do algoritmo fazer diversas combinações de rotas e encontrar através das buscas entre todas rotas geradas a melhor. Já as instâncias do tipo rc mesclam características das duas anteriores. Para este conjunto de instâncias pode-se verificar que em aproximadamente 56% das instâncias com custos menores foram obtidas pela heurística HP.

Através das informações contidas na tabela 3 verifica-se que para estes conjuntos de instâncias em média a heurística HP se mostrou mais eficiente que a heurística RVP em aproximadamente 53% das instâncias testadas. Cogita-se, como já mencionado anteriormente, que pelo fato da heurística HP gerar diversas combinações de rotas e posteriormente entre todas as rotas buscar a melhor entre elas, isso faz com que ela encontre na situação real resultados melhores.

5.3. RVP modificada

Com a finalidade de verificar a possibilidade de melhora dos resultados da heurística RVP, tal procedimento foi adaptado com o intuito de se obter diversas soluções aleatórias. No algoritmo 2 as linhas 13 a 20 foram substituídas por: **escolhe** $l \in L : N_l \neq \emptyset$ **aleatoriamente** e **procure** $j_l = \arg \min_{v \in N_l: p_l + p_v \leq w_l} \{c_{il,v}\}$. Assim podemos verificar na Tabela 4 a comparação das heurísticas RVP modificada com a RVP em instâncias onde a RVP apresentou resultados inferiores a HP. Para este teste a heurística RVP modificada sofreu 1.000 execuções, sendo o maior tempo computacional total de 158,0857 segundos, tempo este ainda aceitável para fins da empresa. Pode-se observar que em todas as instâncias a heurística RVP modificada obteve soluções melhores em relação a RVP.

Tabela 4: RVP modificada com 1.000 execuções

Instâncias	Heurística RVPm		Heurística RVP	
	F.O-melhor	T-total[s]	F.O	T[s]
c201	1331,35	138,4253	1494,62	0,0559
c205	1045,59	63,0919	1124,56	0,0292
r101	1389,93	73,6478	1458,90	0,0395
r111	1288,36	57,8828	1590,13	0,0339
rc101	1710,03	158,0857	2062,32	0,0733
rc107	1149,11	60,7821	1495,12	0,0309



6. Conclusão

Neste trabalho, heurísticas construtivas foram propostas com o objetivo de atender o problema de Movimentação Recursos entre Canteiros de Obras - MRCO. Os testes computacionais foram realizados em instâncias aproximadas das reais e em instâncias de testes. Os resultados obtidos demonstram a eficiência das heurísticas propostas em relação aos obtidos atualmente pela empresa, dentro de um tempo computacional factível com o horizonte de tomada de decisão operacional, além de prover benefícios gerenciais, tais como minimização dos custos de transportes. Desta forma, para continuidade dos estudos sugere-se o desenvolvimento de novas heurísticas construtivas que explorem diferentes características, tais como tratar o presente problema através de uma árvore geradora mínima capacitada; a construção de estruturas de vizinhanças que visem refinar as soluções obtidas; a utilização de metaheurísticas para integrar tais estruturas e por permitir escapar dos ótimos locais, percorrendo assim um espaço de soluções maior.

Referências

- Andersson, H., Christiansen, M., e Fagerholt, K. (2011). An optimization-based heuristic for the split delivery vehicle routing problem. *Infor*, 49:79–91.
- Anily, S. e Hassin, R. (1992). The swapping problem. *Networks*, 22:419–433.
- Archetti, C. e Speranza, M. G. (2012). Vehicle routing problems with split deliveries. *International Transactions in Operational Research*, 19:3–22.
- Archetti, C., Speranza, M. G., e Hertz, A. (2006). A tabu search algorithm for the split delivery. *Transportation Science*, 40:64–73.
- Archetti, C., Speranza, M. G., e Savelsbergh, M. W. P. (2008). An optimization-based heuristic for the split delivery vehicle routing problem. *Transportation Science*, 42:22–31.
- Bianchessi, N. e Righini, G. (2007). Heuristic algorithms for the vehicle routing problem with simultaneous pick-up and delivery. *Computers and Operations Research*, 34:578–594.
- Bordenave, C., Gendreau, M., e Laporte, G. (2009). A branch-and-cut algorithm for the non-preemptive capacitated swapping problem. *Naval Research Logistics*, 56:478–486.
- Chemla, D., Meunier, R., e Wolfler-Calvo, R. W. (2013). Bike sharing systems: Solving the static rebalancing problem. *Discrete Optimization*, 10:120–146.
- Chen, Q., Li, K., e Z.Liu (2014). Model and algorithm for an unpaired pickup and delivery vehicle routing problem with split loads. *Transportation Research Part E: Logistics and Transportation Review*, 69:218–235.
- Cordeau, J. F., Gendreau, M., e Laporte, G. (1997). A tabu search heuristic for periodic and multi-depot vehicle routing problems. *Networks*, 30:105–119.
- Dantzig, G. B. e Ramser, J. H. (1959). The truck dispatching problem. *Management Science*, 6: 80–91.
- Dondo, R. G. e Cerdá, J. (2009). A hybrid local improvement algorithm for large-scale multi-depot vehicle routing problems with time windows. *Computers and Chemical Engineering*, 33: 513–530.
- Dutra, M. D. S. (2015). Roteamento de veículos na movimentação de recursos entre canteiros de obras. Dissertação de mestrado, Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção - UFMG.



- Erdoğan, G., Cordeau, J. F., e Laporte, G. (2010). A branch-and-cut algorithm for solving the non-preemptive capacitated swapping problem. *Discrete Applied Mathematics*, 158:1599–1614.
- Gajpal, Y. e Abad, P. (2009). An ant colony system (acs) for vehicle routing problem with simultaneous delivery and pickup. *Computers and Operations Research*, 36:3215–23.
- Garey, M. e Johnson, D. (1979). *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness*. W. H. Freeman.
- Goksal, F. P., Karaoglan, I., e Altıparmak, F. (2013). A hybrid discrete particle swarm optimization for vehicle routing problem with simultaneous pickup and delivery. *Computers and Industrial Engineering*, 65:39–53.
- Gulczynski, D., Golden, B., e Wasil, E. (2011). The multi-depot split delivery vehicle routing problem: An integer programming-based heuristic, new test problems, and computational results. *Computers and Industrial Engineering*, 61:794–804.
- Hernández-Pérez, H., Rodríguez-Martín, I., Juan-José, e Salazar-González (2016). A hybrid heuristic approach for the multi-commodity pickup-and-delivery traveling salesman problem. *European Journal of Operational Research*, 251:44–52.
- Hernández-Pérez, H. e Salazar-González, J. J. (2009). The multi-commodity one-to-one pickup-and-delivery traveling salesman problem. *European Journal of Operational Research*, 196:987–995.
- Hernández-Pérez, H. e Salazar-González, J. J. (2014). The multi-commodity pickup- and-delivery traveling salesman problem. *Networks*, 63:46–59.
- Laporte, G., Nobert, Y., e Taillefer, S. (1988). Solving a family of multi-depot vehicle routing and location-routing problem. *Transportation Science*, 22:161–172.
- Mitra, S. (2005). An algorithm for the generalized vehicle routing problem with backhauling. *Asia-Pacific Journal of Operational Research*, 22:153–169.
- Mitra, S. (2008). A parallel clustering technique for the vehicle routing problem with split deliveries and pickups. *Journal of the Operational Research Society*, 59:1532–1546.
- Psaraftis, H. N. (2011). A multi-commodity, capacitated pickup and delivery problem: The single and two-vehicle cases. *European Journal of Operational Research*, 215:572–580.
- Renaud, J., Laporte, G., e Boctor, F. F. (1996). A tabu search heuristic for the multidepot vehicle routing problem. *Computers and Operations Research*, 23:229–235.
- Subramanian, A., Drummond, L. M. A., Bentes, C., Ochi, L. S., e Farias, R. (2010). A parallel heuristic for the vehicle routing problem with simultaneous pick-up and delivery. *Computers and Operations Research*, 37:1899–1911.
- Thangiah, S. R. e Salhi, S. (2001). Genetic clustering: An adaptive heuristic for the multidepot vehicle routing problem. *Applied Artificial Intelligence*, 15:361–383.