



UNIVERSIDADE FEDERAL DE SANTA CATARINA
DEPARTAMENTO DE AUTOMAÇÃO E SISTEMAS, CENTRO TECNOLÓGICO
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA DE AUTOMAÇÃO E
SISTEMAS

Renan Artur Lopes Eccel

**PROBLEMAS DINÂMICOS DE COLETA
E ENTREGA COM JANELAS DE TEMPO :**

Análise de Instâncias de Benchmark

Florianópolis

2019

Renan Artur Lopes Eccel

**PROBLEMAS DINÂMICOS DE COLETA
E ENTREGA COM JANELAS DE TEMPO:**
Análise de Instâncias de Benchmark

Dissertação submetida ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Automação e Sistemas da Universidade Federal de Santa Catarina para a obtenção do título de Mestre em Engenharia de Automação e Sistemas.

Orientador: Prof. Rodrigo Castelan Carlson, Dr.

Florianópolis

2019

Ficha de identificação da obra elaborada pelo autor,
através do Programa de Geração Automática da Biblioteca Universitária da UFSC.

Eccel, Renan Artur Lopes

Problemas dinâmicos de coleta e entrega com janelas de tempo : Análise de instâncias de benchmark / Renan Artur Lopes Eccel ; orientador, Rodrigo Castelan Carlson, 2019.
60 p.

Dissertação (mestrado) - Universidade Federal de Santa Catarina, Centro Tecnológico, Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Automação e Sistemas, Florianópolis, 2019.

Inclui referências.

1. Engenharia de Automação e Sistemas. 2. Roteamento. 3. Dinâmico. 4. Instância. 5. Benchmark. I. Carlson, Rodrigo Castelan. II. Universidade Federal de Santa Catarina. Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Automação e Sistemas. III. Título.

Renan Artur Lopes Eccel

**PROBLEMAS DINÂMICOS DE COLETA
E ENTREGA COM JANELAS DE TEMPO: Análise de Instâncias de
Benchmark**

O presente trabalho em nível de mestrado foi avaliado e aprovado por banca examinadora composta pelos seguintes membros:

Prof. Rodrigo Castelan Carlson, Dr.
Universidade Federal de Santa Catarina

Prof. Eduardo Camponogara, Dr.
Universidade Federal de Santa Catarina

Prof. Laio Oriel Seman, Dr.
Universidade do Vale do Itajaí

Sr. Sylvain Fournier, Dr.
WPLEX Software

Certificamos que esta é a **versão original e final** do trabalho de conclusão que foi julgado adequado para obtenção do título de Mestre em Engenharia de Automação e Sistemas.

Prof. Werner Kraus Jr., Dr.
Coordenador do Programa de
Pós-Graduação em Engenharia de
Automação e Sistemas

Prof. Rodrigo Castelan Carlson, Dr.
Orientador
Universidade Federal de Santa Catarina

Florianópolis, 28 de agosto de 2019.

RESUMO

O problema de coleta e entrega com janelas de tempo (PDPTW - *Pickup and Delivery Problem with Time Windows* e o problema *dial-a-ride* (DARP - *Dial-A-Ride Problem*) dinâmicos não possuem instâncias de *benchmark* que sejam amplamente usadas, o que dificulta a comparação de diferentes algoritmos de solução. Por esse motivo, este trabalho tem como propósito analisar os conjuntos de instâncias de problemas PDPTW e DARP dinâmicos atualmente disponíveis para uso, assim como os métodos usados para gerá-las. Como base para análise serão usadas duas medidas, grau de dinamismo e urgência, que caracterizam a distribuição dos pedidos dinâmicos das instâncias. Isto é feito com a finalidade de auxiliar a escolha de conjuntos de instâncias de interesse para teste de novos algoritmos, ou, caso necessário, a escolha de um método para geração de novas instâncias. Os resultados de análise mostram que, em sua maioria, os conjuntos estudados apresentam baixa variabilidade em suas medidas de dinamismo e urgência. Isso acontece principalmente por causa do método utilizado para geração das instâncias.

Palavras-chaves: Roteamento. Dinâmico. Instância. Benchmark. PDPTW. DARP.

ABSTRACT

The dynamic PDPTW (Pickup and Delivery Problem with Time Windows) and DARP (Dial-A-Ride Problem) do not have widely used benchmarks, which makes it difficult to compare different solution algorithms. For this reason, this dissertation aims to analyze the sets of instances of dynamic PDPTW and DARP currently available for use, as well as the methods used to generate them. As a basis for analysis two measures will be used: degree of dynamism and urgency, which characterize the instances dynamic requests distribution. This is done in order to help reserachers choose interesting sets of instances to test new algorithms, or, if necessary, the choice of a method for generating new instances. The analysis results show that most of the studied sets have low variability in their measures of dynamism and urgency. This characteristic is mainly caused by the method used to generate the instances.

Keywords: Routing. Dynamic. Instance. Benchmark. PDPTW. DARP.

LISTA DE FIGURAS

Figura 2.1 – Instância exemplo de um DARP	23
Figura 2.2 – Soluções da instância exemplo de um DARP	23
Figura 2.3 – Instância exemplo de um DDARP ou DPDPTW	27
Figura 2.4 – Soluções da instância exemplo de um DDARP	27
Figura 3.1 – Distribuição do limite inferior da janela de tempo de coleta dos pedidos (GENDREAU et al., 2006)	36
Figura 4.1 – Exemplos de cenários com diferentes valores de dinamismo (VAN LON; FERRANTE et al., 2016)	42
Figura 4.2 – Exemplos de pedidos com diferentes valores de urgência (VAN LON; FERRANTE et al., 2016)	44
Figura 5.1 – Gráfico de dispersão da urgência média e do dinamismo de cada con- junto de <i>benchmark</i>	46
Figura 5.2 – Diagrama de caixa dos valores de dinamismo por <i>benchmark</i>	46
Figura 5.3 – Histograma dos limites inferiores das janelas de tempo de coleta por conjunto de <i>benchmark</i>	47
Figura 5.4 – Histograma dos limites superiores das janelas de tempo de coleta por conjunto de <i>benchmark</i>	48
Figura 5.5 – Histograma dos instantes de chegada para cada conjunto de <i>benchmark</i>	48
Figura 5.6 – Gráfico de dispersão entre o limite inferior da janela de tempo de coleta e o instante de chegada do pedido para cada conjunto de <i>benchmark</i> . .	49
Figura 5.7 – Gráfico de dispersão entre o limite superior da janela de tempo de coleta e o instante de chegada do pedido para cada conjunto de <i>benchmark</i> . .	49

LISTA DE TABELAS

Tabela 3.1 – Características estáticas dos conjuntos de instâncias de <i>benchmark</i> . . .	30
Tabela 3.2 – Características das instâncias DARP de Ropke, Cordeau e Laporte (2007)	31
Tabela 3.3 – Características das instâncias DARP de Cordeau e Laporte (2003) . . .	32
Tabela 3.4 – Características das instâncias DPDPTW de Gendreau et al. (2006) . . .	37
Tabela 5.1 – Valores de correlação entre os instantes de chegadas normalizados e os limites inferiores normalizados das janelas de tempo de coleta	48
Tabela 5.2 – Porcentagem de pedidos com instante de chegada igual a zero	50

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

DARP	Problema de <i>dial-a-ride</i> (<i>Dial-a-Ride Problem</i>)
DDARP	Problema dinâmico de <i>dial-a-ride</i> (<i>Dynamic Dial-a-Ride Problem</i>)
DPDPTW	Problema dinâmico de coleta e entrega com janelas de tempo (<i>Dynamic Pickup and Delivery Problem with Time</i>)
<i>DRT</i>	<i>Transportes responsivos a demanda</i> (<i>Demand Responsive Transportation</i>)
DVRP	Problemas dinâmicos de roteamento de veículos (<i>Dynamic Vehicle Routing Problem</i>)
FTS	Serviços de transporte flexíveis (<i>Flexible Transport Services</i>)
MaaS	Mobilidade como serviço (<i>Mobility as a Service</i>)
MILP	Programa linear inteiro misto (<i>Mixed Linear Integer Program</i>)
PDPTW	Problema de coleta e entrega com janelas de tempo (<i>Pickup and Delivery Problem with Time Windows</i>)
PDTRP	Problema parcialmente dinâmico do reparador itinerante (<i>Partially Dynamic Traveling Repairman Problem</i>)
VRP	Problema de roteamento de veículos (<i>Vehicle Routing Problem</i>)

LISTA DE SÍMBOLOS

A	Conjunto dos arcos $\in G$
a_i	Instante de chegada do pedido i
a_i^{latest}	Último instante possível para a chegada do pedido i
B_i^k	Instante em que o veículo k inicia o serviço no nó i
C	Subconjunto dos nós, contendo apenas nós de coleta
$c_{(i,j)}$	Custo de viagem entre os nós i e j
E	Subconjunto dos nós, contendo apenas nós de entrega
d	Dinamismo
e_i	Limite inferior da janela de tempo da coleta do pedido i
e_{n+i}	Limite inferior da janela de tempo da entrega do pedido i
G	Grafo
H	Limite superior do horizonte de planejamento
i	Um elemento do conjunto P
K	Conjunto de veículos
k	Um elemento do conjunto K
$ K $	Tamanho do conjunto de veículos
L	Tempo máximo de viagem global
L_i	Tempo máximo de viagem do pedido i
L_i^k	Tempo de viagem do usuário i no veículo k .
l_i	Limite superior da janela de tempo da coleta do pedido i
l_{n+i}	Limite superior da janela de tempo da entrega do pedido i
n	Número de pedidos de uma instância
P	Conjunto dos pedidos de transporte
Q	Capacidade global
Q^k	Capacidade do veículo k
Q_i^k	Ocupação do veículo k
q	Carregamento global
q_i	Carregamento do pedido i
q_0	Carregamento do pedido no nó v_0

q_{2n+1}	Carregamento do pedido no nó v_{2n+1}
s_i	Tempo de serviço no nó i
T	Tempo de rota máximo global
T^k	Tempo de rota máximo do veículo k
$t_{(i,j)}$	Tempo de viagem entre os nós i e j
u	Urgência
V	Conjunto dos nós $\in G$
v_0	Nó inicial
v_{2n+1}	Nó final
v_i	O nó de coleta do pedido i
v_{n+i}	O nó de entrega do pedido i
$x_{(i,j)}^k$	Variável de decisão do DARP quando formulado como um MILP
W	Largura global das janelas de tempo
α	Porcentagem de pedidos estáticos
β	Tempo de manobra
Δ	Lista de intervalos entre instantes de chegada de pedidos consecutivos
δ_i	Intervalo de tempo entre os pedidos $i + 1$ e i
θ	Intervalo perfeito entre instantes de chegada
σ_i	Diferença entre o θ e δ_i
$\mathcal{N}(a, b)$	Distribuição normal entre os valores a e b
$\mathcal{U}(a; b)$	Distribuição uniforme entre os valores a e b

SUMÁRIO

1	INTRODUÇÃO	19
2	FORMULAÇÃO DOS PROBLEMAS	21
2.1	FORMULAÇÃO DO DARP	21
2.2	FORMULAÇÃO DO PDPTW	25
2.3	FORMULAÇÃO DO DDARP E DO DPDPTW	26
3	CONJUNTOS DE INSTÂNCIAS DE <i>BENCHMARK</i> DINÂMICAS	29
3.1	CONJUNTO DE INSTÂNCIAS DDARP PROPOSTAS POR BERBERGLIA, CORDEAU E LAPORTE (2012)	30
3.1.1	Primeiro conjunto	30
3.1.2	Segundo conjunto	31
3.1.3	Método de dinamização de instâncias estáticas	33
3.2	CONJUNTO DE INSTÂNCIAS DPDPTW PROPOSTAS POR PUREZA E LAPORTE (2008)	33
3.3	CONJUNTO DE INSTÂNCIAS DPDPTW PROPOSTAS POR PANKRATZ (2005)	34
3.3.1	Primeiro conjunto (P1)	34
3.3.2	Segundo conjunto (P2)	34
3.4	CONJUNTO DE INSTÂNCIAS DPDPTW PROPOSTAS POR FABRI E RECHT (2006)	35
3.5	CONJUNTO DE INSTÂNCIAS DPDPTW PROPOSTAS POR GENDREAU ET AL. (2006)	35
3.6	CONJUNTO DE INSTÂNCIAS DPDPTW PROPOSTAS POR MITROVIC-MINIC E LAPORTE (2004) E MITROVIC-MINIC, KRISHNAMURTI E LAPORTE (2004)	37
4	MEDIDAS DE DINAMISMO PARA ROTEAMENTO DINÂMICO DE VEÍCULOS	39
4.1	REVISÃO BIBLIOGRÁFICA	39
4.2	MEDIDA DE DINAMISMO E URGÊNCIA PROPOSTA POR VAN LON, FERRANTE ET AL. (2016)	41
4.2.1	Dinamismo	42
4.2.2	Urgência	43
5	ANÁLISE DOS CONJUNTOS DE <i>BENCHMARK</i>	45
5.1	DISTRIBUIÇÃO DO GRAU DE DINAMISMO E DA URGÊNCIA	45
5.2	CORRELAÇÃO ENTRE OS LIMITES INFERIORES DAS JANELAS DE TEMPO DE COLETA E OS INSTANTES DE CHEGADA DOS PEDIDOS	46
5.3	PRESENÇA DE PEDIDOS ESTÁTICOS	50
6	CONCLUSÃO	51
	REFERÊNCIAS	53

ANEXO A – CARACTERÍSTICAS DAS INSTÂNCIAS PDPTW DE LI E LIM (2003)	59
--	-----------

1 INTRODUÇÃO

Problemas de roteamento dinâmico de veículos são objetos de pesquisa há cerca de três décadas (PSARAFTIS; WEN; KONTOVAS, 2015). Derivados de problemas de roteamento de veículos (VRP - *Vehicle Routing Problem*) clássicos, como o problema *dial-a-ride* (DARP - *Dial-A-Ride Problem*) e o problema de coleta e entrega com janelas de tempo (PDPTW - *Pickup and Delivery Problem with Time Windows*), os problemas dinâmicos buscam modelar casos em que um ou mais parâmetros do problema não são totalmente conhecidos *a priori* e podem variar durante o período de operação.

Dentre o grupo de problemas dinâmicos de roteamento veicular, o problema *dial-a-ride* dinâmico (DDARP - *Dynamic Dial-A-Ride Problem*) (PSARAFTIS, 1988) e o problema dinâmico de coleta e entrega com janelas de tempo (DPDPTW - *Dynamic Pickup and Delivery Problem with Time Windows*) (DUMAS; DESROSIERS; SOUMIS, 1991) são de grande interesse para o desenvolvimento de novas tecnologias de transporte urbano. São esses os problemas que precisam ser solucionados quando precisa-se de um serviço de transporte compartilhado dinâmico (*dynamic ride-sharing*) (AGATZ et al., 2012; ALONSO-GONZÁLEZ et al., 2018), ou quando necessita-se fazer uma entrega imediata de encomendas (PANKRATZ, 2005). Atualmente, algumas empresas fornecem serviços desse tipo (Uber Pool, Uber Eats, Rappi). Entretanto, com o esperado avanço tecnológico na área de veículos autônomos e a diversificação dos transportes públicos introduzida principalmente por sistemas de mobilidade como um serviço (MaaS - *Mobility as a Service*), serão cada vez mais necessário algoritmos para a solução dos problemas DDARP e DPDPTW em menor tempo e proporcionando um melhor resultado (FULTON; MASON; MEROUX, 2017).

Para que avanços científicos ocorram, se faz necessária a montagem de experimentos para comparação direta de dois ou mais algoritmos. Essa é uma tarefa extremamente técnica, e que muitas vezes é desconsiderada e ocultada em muitos artigos científicos.

Um experimento científico na área de algoritmos para soluções de problemas de roteamento dinâmico normalmente requer três componentes: um simulador, já que testes empíricos são economicamente inviáveis para esse tipo de pesquisa (MACIEJEWSKI et al., 2017); um ou mais algoritmos que resolvam o problema e um conjunto de dados que determina os cenários a serem simulados, intitulados instâncias. Com isso é possível gerar resultados de eficiência e de tempo computacional dos métodos de solução dos problemas para, então, compará-los com demais métodos expostos na literatura.

Entretanto, como apontado por Merali (2010), atualmente a computação e as ferramentas de programação estão muito mais complexas que antigamente, fazendo com que os cientistas, normalmente não preparados para esse tipo de tarefa, tenham dificuldades em implementar códigos em um tempo hábil, livres de erros, corretamente testados e bem documentados.

Portanto, é crucial que todo código e dado utilizado ou produzido durante uma pesquisa científica deve ser publicado e tornado disponível para todos com licença de código aberto (INCE; HATTON; GRAHAM-CUMMING, 2012). Esta prática permite a validação do código usado e a reprodução do experimento, garantindo os resultados científicos encontrados e permitindo com que o código seja reutilizado para a experimentação de demais métodos. Além disso, facilita a manutenção e melhoramento do código para futuros usos, evitando o que Merali (2010) intitulou de “código monstro” (“*monster co-*

de”), códigos legado que foram alterados sem nenhum cuidado no decorrer dos anos e se tornaram conjuntos de arquivos mal documentados e mal escritos.

Sabe-se que a difusão do compartilhamento de informações relacionadas aos códigos e dados de experimentação requer uma drástica mudança na cultura de publicações acadêmicas (LEVEQUE; MITCHELL; STODDEN, 2012). Atualmente, muitas das áreas de pesquisas não possuem boas práticas de compartilhamento de dados. A área de roteamento dinâmico de veículos não é diferente, porém existem exceções.

Apesar de pouco usados já existem alguns simuladores de código aberto que comportam a modelagem de problemas de roteamento dinâmico (MACIEJEWSKI et al., 2017; VAN LON; HOLVOET, T., 2012; MAYER; UHLIG; ROSE, 2016). Também existem casos de experimentos completos disponíveis para reprodução e reuso (VAN LON; HOLVOET, Tom, 2017, 2015; VAN LON; FERRANTE et al., 2016).

Entretanto, para que os resultados possam ser comparados entre artigos, necessita-se que as simulações conduzidas usem os mesmos cenários de simulação (instâncias). Na área de VRP estáticos é comum a existência de conjuntos de cenários canônicos extensivamente usados que facilitam a comparação entre algoritmos (MENDOZA et al., 2014), chamados de conjuntos de instâncias de *benchmark*.

Contudo, na área de roteamento dinâmico de veículos não existem instâncias de *benchmark* de referência que sejam amplamente usadas (PILLAC et al., 2013; MACIEJEWSKI et al., 2017). Isso faz com que a comparação entre algoritmos propostos para resolver problemas como DPDPTW e DDARP seja difícil e custosa.

O objetivo deste artigo é compilar as informações disponíveis sobre as instâncias de *benchmark* de DDARPs e DPDPTWs que estejam acessíveis e disponíveis para uso, com enfoque na forma com que são feitas a distribuição dos pedidos ao longo do período de operação dos sistemas. Também faz parte do escopo uma análise de duas medidas, urgência e grau de dinamismo, propostas por Van Lon, Ferrante et al. (2016) que ajudam a identificar as características temporais das instâncias. Com isso, procura-se auxiliar o processo de busca e seleção de conjuntos de instâncias interessantes para uso em simulações e teste de novos algoritmos ou, caso necessário, auxiliar a seleção de um método de geração de instâncias dinâmicas adequado ao interesse de pesquisa.

O Capítulo 2 apresenta as formulações dos problemas de interesse. Logo em seguida, no Capítulo 3 os conjuntos de instâncias de *benchmark* são descritos. O Capítulo 4 contém a definição das métricas usadas para a avaliação dos conjuntos de instâncias de *benchmark* e o Capítulo 5 apresenta estas análises. Por último, o Capítulo 6 encerra descrevendo as conclusões e recomendações para futuras pesquisas.

2 FORMULAÇÃO DOS PROBLEMAS

Neste documento o termo problema refere-se a um problema de otimização. Neste tipo de problemas o objetivo é encontrar a melhor solução dentre o conjunto de todas as soluções factíveis. Esses problemas podem ser representados matematicamente através de uma equação que descreve a função objetivo e um conjunto de restrições que determinam o espaço de soluções. A esta representação matemática se dá o nome de modelo, ou formulação.

O modelo de um problema é feito de forma abstrata, ou seja, ele não contém nenhum dado numérico relativo à realidade. Sua formulação é baseada em parâmetros não definidos. Podemos ver como exemplo um problema de divisão. Podemos modelar o problema de divisão como sendo:

$$f(x, y) = x \div y. \quad (2.1)$$

Os parâmetros abstratos são x e y , e nenhum valor numérico é dado a eles. Quando define-se os parâmetros de um modelo tem-se então uma instância do problema. Seguindo o exemplo, uma instância do problema de divisão poderia ser dada por:

$$f(15, 2) = 15 \div 2. \quad (2.2)$$

Um problema tem mais de um modelo ou formulação, assim como cada modelo possui inúmeras instâncias.

O restante desse capítulo define uma formulação para o DDARP e o DPDPTW. Para isso, inicialmente será definido o DARP usando como base a formulação apresentada por [Cordeau e Laporte \(2003\)](#). Após isso, expande-se a definição do DARP para o PDPTW. Por fim, define-se o que seria dinamismo para estes dois problemas, para então apresentar as definições do DDARP e do DPDPTW.

2.1 FORMULAÇÃO DO DARP

O DARP consiste em um conjunto de pedidos de transporte de passageiros entre diferentes locais de coleta e entrega que devem ser atendidos por uma frota de veículos com capacidade para levar mais de um passageiro concomitantemente. O objetivo é então encontrar um conjunto de rotas para os veículos da frota que minimize o tempo e/ou o custo para completar todos os pedidos de transporte.

Cada um desses pedidos possui um local de coleta e uma janela de tempo associada que identifica os limites superiores e inferiores de tempo no qual o usuário deseja ser coletado para viagem. De maneira análoga, o pedido de transporte também possui um ponto de destino do passageiro e janela de tempo para entrega. Além disso, os passageiros desejam chegar em seus destinos sem que para isso precisem viajar por muito tempo. Ou seja, apesar de ter definido uma janela de tempo para o início e o fim desejados de sua viagem, o passageiro também espera que seu trajeto não demore mais que o que ele considera necessário.

Para servir o conjunto de pedidos de viagens anteriormente citado, uma frota de veículos com capacidade de transportar diversos passageiros, de maneira concomitante, é posta à disposição. Quanto aos veículos, estes possuem também uma restrição de tempo

de rota máxima devido a suas limitações com relação a combustível ou tempo de jornada do motorista.

O problema então é gerar uma rota para cada veículo da frota, de maneira a conseguir completar todos os pedidos de viagem, respeitando as janelas de tempo de entrega e coleta, o tempo de viagem considerado satisfatório pelos usuários, assim como a restrição de tempo máximo de rota para cada veículo.

Portanto, podemos definir o DARP através das seguintes considerações: Sendo n o número de pedidos a serem servidos. O DARP pode ser definido por um grafo direcionado completo $G(V, A)$, em que V são os nós e A são os arcos do grafo, $V = C \cup E \cup \{v_0, v_{2n+1}\}$ com $C = \{v_1, \dots, v_n\}$, e $E = \{v_{n+1}, \dots, v_{2n}\}$. Os subconjuntos C e E contêm, respectivamente, os nós de coleta e entrega dos pedidos, enquanto os nós v_0 e v_{2n+1} representam os depósitos dos veículos. Todos os veículos da frota devem iniciar suas rotas no nó v_0 e finalizá-las no nó v_{2n+1} . Para cada pedido $i \in P = \{1, \dots, n\}$ temos associado um nó de origem v_i e um nó de destino v_{n+i} . A cada arco $(v_i, v_j) \in A$ é associado um custo $c_{(i,j)}$ e um tempo de viagem $t_{(i,j)}$.

Cada veículo $k \in K$, sendo K o conjunto de veículos disponíveis, possui uma capacidade Q^k e um tempo máximo total de rota T^k . Para cada nó $v_i \in V$ existe um carregamento q_i associado e um tempo de serviço s_i , não negativo, sendo que $s_0 = s_{2n+1} = 0$, $q_0 = -q_{2n+1}$. O carregamento, no caso do DARP, representa o número de passageiros relativo ao pedido em questão, e recebe valor positivo quando é referente ao embarque de passageiros e negativo quando há desembarque.

As janelas de tempo dos pontos de coleta e entrega de cada pedido podem ser definidas por $[e_i, l_i]$ e são associadas aos nós $v_i \in V$, em que e_i e l_i representam, respectivamente, o limite inferior e superior para o instante de tempo que o serviço deve começar no nó v_i . Define-se também $W_i = l_i - e_i$ como o tamanho das janelas de tempo de cada um dos nós. Denota-se por L_i o tempo máximo de viagem de um pedido (intervalo máximo de tempo entre a coleta e a entrega de um pedido), limitado pelo valor de tempo que o passageiro considera aceitável para o seu trajeto.

Finalmente, define-se um intervalo de tempo, denominado horizonte de planejamento, $[0, H]$, no qual o instante 0 (zero) representa o início da operação, em que todos os veículos estão localizados no nó inicial (v_0) e nenhum outro ponto do grafo foi visitado. Por conseguinte, o instante H representa o fim da operação, em que os veículos terminaram de cumprir suas rotas, levando todos os usuários dos seus respectivos pontos iniciais para os pontos finais, e se encontram no nó final (v_{2n+1}). Todas as janelas de tempo dos nós de coleta e entrega ($[e_i, l_i], \forall v_i \in C \cup E$) devem estar contidas no intervalo de tempo $[0, H]$.

A Figura 2.1 apresenta uma instância exemplo do DARP com dois pedidos ($n = 2$). No grafo apresentado, os nós v_0 e v_5 representam os os nós inicial (v_0) e final (v_{2n+1}), respectivamente. Os nós v_1 e v_2 representam os nós de coleta dos pedidos 1 e 2. Já os nós v_3 e v_4 representam os nós de entrega dos pedidos 1 e 2. As janelas de tempo de cada um dos pedidos é representada abaixo do grafo através dos polígonos alocados dentro do horizonte de planejamento e delimitados pelos limites superiores e inferiores de coleta e entrega.

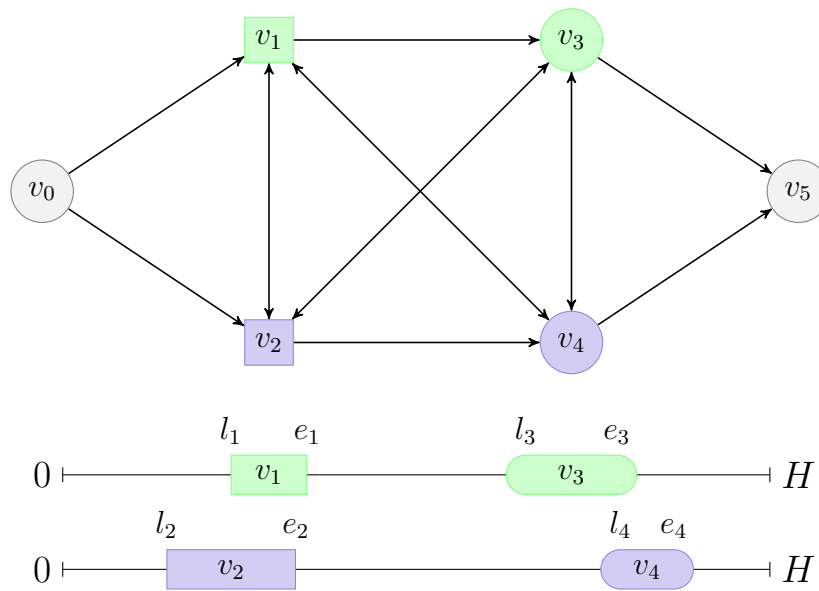


Figura 2.1 – Instância exemplo de um DARP

Para esta instância exemplo temos no total 6 soluções apresentadas na Figura 2.2:

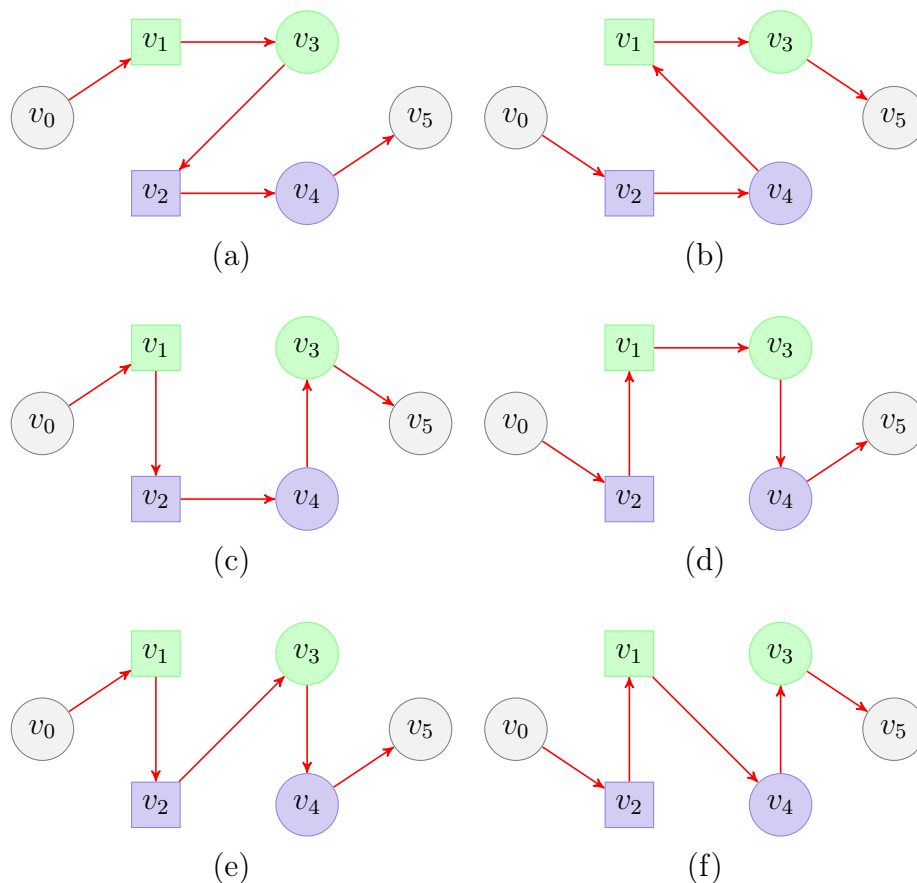


Figura 2.2 – Soluções da instância exemplo de um DARP

O DARP também pode ser formulado através do seguinte programa inteiro misto (MILP - *Mixed Integer Linear Program*) (CORDEAU, 2006):

$$\min \sum_{k \in K} \sum_{i \in V} \sum_{j \in V} c_{(i,j)}^k x_{(i,j)}^k \quad (2.3)$$

sujeito a:

$$\sum_{k \in K} \sum_{j \in V} x_{(i,j)}^k = 1 \quad \forall i \in C, \quad (2.4)$$

$$\sum_{j \in V} x_{(i,j)}^k - \sum_{j \in V} x_{(n+i,j)}^k = 0 \quad \forall i \in C, k \in K, \quad (2.5)$$

$$\sum_{j \in V} x_{(0,j)}^k = 1 \quad \forall k \in K, \quad (2.6)$$

$$\sum_{j \in V} x_{(j,i)}^k - \sum_{j \in V} x_{(i,j)}^k = 0 \quad \forall i \in C \cup E, k \in K, \quad (2.7)$$

$$\sum_{i \in V} x_{(i,2n+1)}^k = 1 \quad \forall k \in K, \quad (2.8)$$

$$B_j^k \geq (B_i^k + s_i + t_{(i,j)})x_{(i,j)}^k \quad \forall i \in V, j \in V, k \in K, \quad (2.9)$$

$$L_i^k = B_{n+i}^k - (B_i^k + s_i) \quad \forall i \in P, k \in K, \quad (2.10)$$

$$B_{2n+1}^k - B_0^k \leq T^k \quad \forall k \in K, \quad (2.11)$$

$$e_i \leq B_i^k \leq l_i \quad \forall i \in V, k \in K, \quad (2.12)$$

$$t_{(i,n+i)} \leq L_i^k \leq L_i \quad \forall i \in P, k \in K, \quad (2.13)$$

$$Q_j^k \geq (Q_i^k + q_j)x_{(i,j)}^k \quad \forall i \in V, j \in V, k \in K, \quad (2.14)$$

$$\max\{0, q_i\} \leq Q_i^k \leq \min\{Q^k, Q^k + q_i\} \quad \forall i \in V, k \in K, \quad (2.15)$$

$$x_{(i,j)}^k \in \{0, 1\} \quad \forall i \in V, j \in V, k \in K. \quad (2.16)$$

Sendo que:

Variáveis:

B_i^k , é o instante em que o veículo k inicia o serviço no nó i .

L_i^k , representa o tempo de viagem do usuário i quando no veículo k .

Q_i^k , representa a ocupação do veículo k quando no nó i .

$x_{(i,j)}^k$, é a variável de decisão do problema, recebe valor um quando o arco (i, j) é percorrido pelo veículo k e zero caso contrário.

Conjuntos:

V , conjunto de nós (vértices) do grafo direcionado completo $G(V, A)$ que define o problema.

C , conjunto de nós de coleta.

E , conjunto de nós de entrega.

P , conjunto de pedidos, cada qual relacionado a um nó de coleta e um de entrega.

K , conjunto de veículos disponíveis para roteamento.

Parâmetros:

$c_{(i,j)}^k$, custo de transporte do veículo k ao passar pelo arco (i, j) .

s_i , tempo de serviço (embarque ou desembarque) no nó $v_i \in C \cup E$.

$t_{(i,j)}$, tempo de viagem de transpor o arco (i, j) .

q_i , carregamento do nó $v_i \in C \cup E$. Valor é positivo se $v_i \in C$ e negativo se $v_i \in E$. Além disso, $q_i = -q_{n+i}$.

Q^k , capacidade do veículo $k \in K$.

e_i , limite inferior da janela de tempo do nó $v_i \in C \cup E$.

l_i , limite superior da janela de tempo do nó $v_i \in C \cup E$.

L_i , tempo de viagem máxima aceito pelo usuário do pedido i .

Segundo [Cordeau \(2006\)](#) a função objetivo (2.3) minimiza o custo total de roteamento de todos os veículos. As restrições (2.4) e (2.5) garantem que cada um dos pedidos seja servido apenas uma vez e que os nós de origem e o destino sejam visitados pelo mesmo veículo. As restrições (2.6) a (2.8) garantem que a rota de cada veículo k comece e termine no nó de origem e destino dos veículos, v_0 e v_{2n+1} , respectivamente.

A consistência de tempo é garantida pela restrição (2.9). Igualdade (2.10) define o tempo de viagem de cada usuário, que por sua vez é limitado pela restrição (2.13). Desigualdade (2.11) limita a duração de cada rota, enquanto (2.12) impõem as janelas de tempo.

A consistência do carregamento é garantido pela restrição (2.14) e a desigualdade (2.15) representa as restrições de capacidade de cada um dos veículos em cada um dos nós do grafo.

2.2 FORMULAÇÃO DO PDPTW

O PDPTW é um problema de roteamento de pedidos muito semelhante ao DARP. Como no DARP, o PDPTW também possui um conjunto de pedidos de transporte com origens e destinos diferentes e janelas associadas. Também conta com uma frota de veículos com capacidade de transportar mais de um pedido de maneira concomitante. Entretanto, os pedidos contidos em um PDPTW são referentes ao transporte de mercadorias e não de passageiros. É por esse motivo que surge a única diferença entre a formulação do DARP e do PDPTW ([PARRAGH; DOERNER, Karl F.; HARTL, Richard F., 2008](#)).

Na formulação do DARP apresentada na Seção 2.1 definiu-se um parâmetro L_i para representar o tempo máximo de viagem de um pedido, o qual limita o tempo total que um passageiro deseja permanecer dentro do veículo. Entretanto, para o PDPTW essa restrição não é necessária. Como a carga não sofre nenhum desconforto com a demora no tempo de viagem, pode-se considerar que a formulação apresentada anteriormente para o DARP pode ser usada também para o PDPTW, porém, para esse último, o parâmetro $L_i = \infty, \forall i \in P$.

Na formulação MILP do DARP apresentada na Seção 2.1 por (2.3 - 2.16) suprimindo as restrições (2.10) e (2.13) tem-se uma formulação MILP para o PDPTW.

2.3 FORMULAÇÃO DO DDARP E DO DPDPTW

Nas formulações do DARP e do PDPTW, apresentadas nas Seções 2.1 e 2.2, respectivamente, os pedidos são totalmente conhecidos antes de resolver o problema e não variam durante a operação das rotas determinadas pela solução do problema, ou seja, são problemas estáticos (PSARAFTIS, 1988).

Em suma, Psaraftis, Wen e Kontovas (2015) apontam que, todo problema de roteamento que requer a determinação de um conjunto de rotas pré-planejadas que não serão alteradas durante sua execução e que são calculadas com dados que não evoluem em tempo real é considerado estático. Do contrário, todo problema de roteamento que receba dados atualizados em tempo real concomitantemente com o processo de determinação da rota é dito um problema dinâmico.

Os problemas dinâmicos podem então ser catalogados de acordo com a natureza de seu elemento dinâmico (PSARAFTIS; WEN; KONTOVAS, 2015). Sendo que esta pode ser manifestada em diversas formas, como por exemplo, dinamismo no conjunto de pedidos, sendo que pedidos podem surgir ou ser cancelados a qualquer instante. Outro exemplo seria dinamismo com relação aos tempos de viagem, que podem variar no decorrer do dia, devido a horários de trânsito intenso ou de acidentes veiculares.

Apesar da natureza do elemento dinâmico de um problema poder surgir de qualquer tipo de evento dinâmico possível em uma operação de transporte, como quebra de veículos, perda de carga, acidentes de diversos tipos, entre outros, dos 117 artigos estudados e catalogados por Psaraftis, Wen e Kontovas (2015), 80% deles envolvem o surgimento de novos pedidos.

Estendendo as formulações do DARP e do PDPTW apresentadas nas Seções 2.1 e 2.2 gera-se uma formulação dinâmica em que o surgimento de novos pedidos como a natureza de seu elemento dinâmico.

Para que pedidos cheguem a qualquer instante contido dentro do intervalo $[0, H]$ define-se um instante $a_i, \forall i \in P$ representando o exato momento que o pedido i se faz conhecido pelo sistema de transporte. O instante de chegada de um pedido implica que este será levado em consideração para o planejamento das rotas apenas durante a operação do sistema de transporte e somente quando o instante atual for igual ou maior que a_i . Deve-se garantir que o valor a_i seja menor ou igual ao limite inferior da janela de tempo de um pedido (e_i).

Com a adição desse conjunto de parâmetros à formulação do DARP e do PDPTW anteriormente descritas obtemos uma formulação sucinta para o DDARP e o DPDPTW. Destaca-se que o DARP e do PDPTW podem ser considerados como simplificações do

DDARP e do DPDPTW em que $a_i = 0, \forall i \in P$.

Pode-se então reformular a Figura 2.1 para representar uma instância exemplo para o DDARP ou para o DPDPTW.

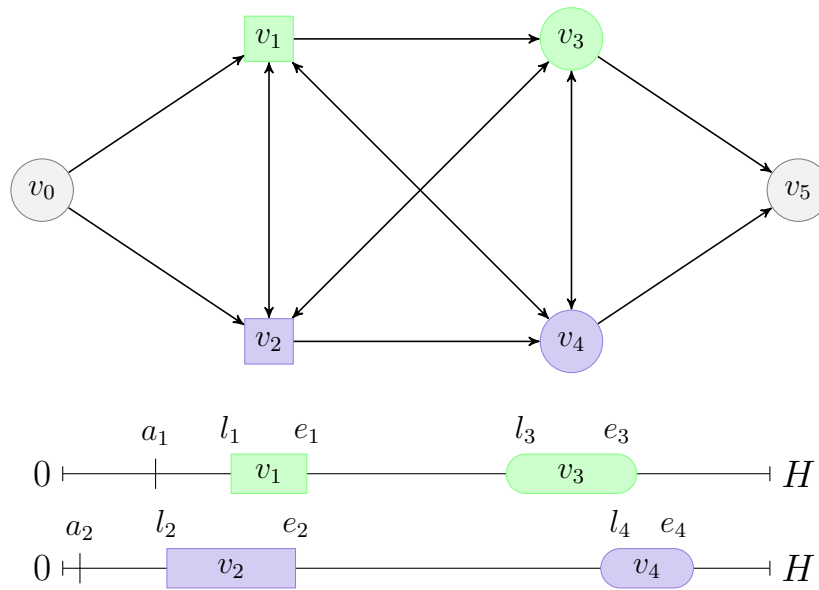


Figura 2.3 – Instância exemplo de um DDARP ou DPDPTW

Para esta instância exemplo temos no total 6 soluções apresentadas na Figura 2.4:

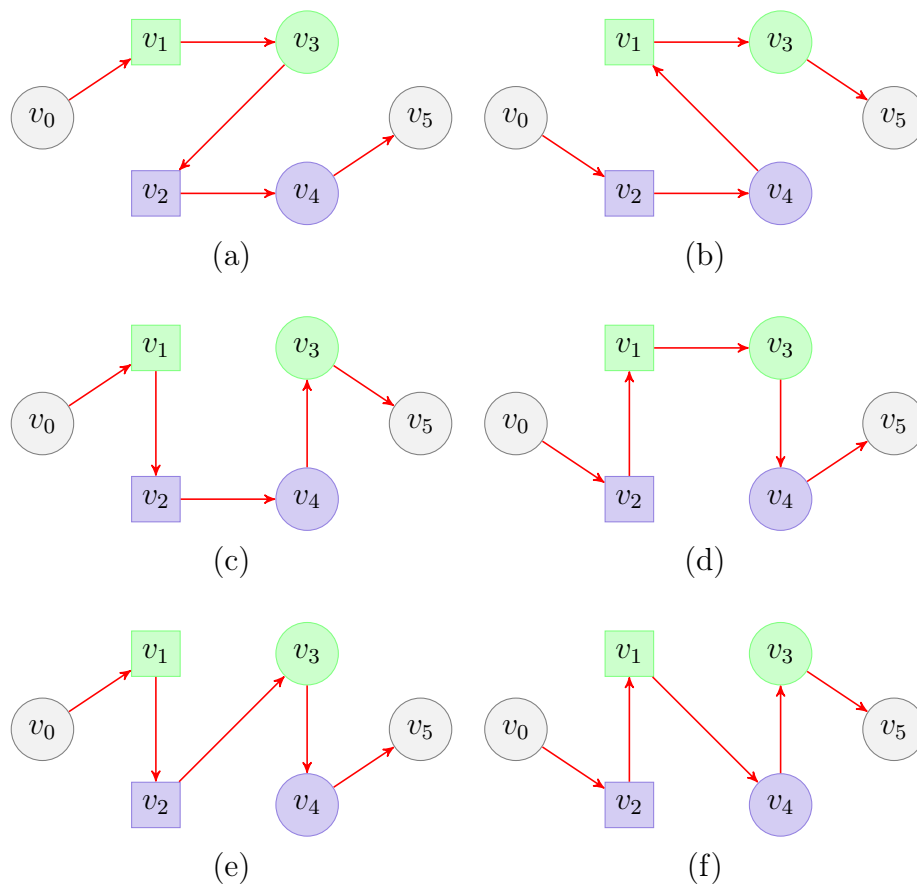


Figura 2.4 – Soluções da instância exemplo de um DDARP

Entretanto, deve-se notar que na Figura 2.3 o instante de chegada do pedido um acontece depois do instante de chegada do pedido dois, portanto, no instante a_2 o sistema está apenas ciente desse pedido. Dessa forma, se o algoritmo de roteamento optar por iniciar a coleta do pedido dois mais rápido possível, as soluções (a), (c) e (e) representadas na Figura 2.4 não serão mais possíveis, podendo assim impactar na performance do algoritmo quando comparado com o ótimo global do problema.

3 CONJUNTOS DE INSTÂNCIAS DE *BENCHMARK* DINÂMICAS

Como mencionado no Capítulo 2, uma instância simboliza uma determinada configuração dos parâmetros de um problema, representado um cenário de aplicação do problema. *Benchmark*, por sua vez, simboliza o método de executar um conjunto de testes padrões em um programa de computador com o objetivo de avaliar seu desempenho (FLEMING; WALLACE, 1986).

Para o nosso caso, os programas de computador seriam os algoritmos de roteamento e os testes padrões consistem em achar as soluções para um conjunto de instâncias padrão, denominado conjunto de instâncias de *benchmark*. A avaliação de desempenho feita para esses casos é tanto no quesito de tempo de computação como da qualidade da solução encontrada. Portanto, para avanço de pesquisas que focam no desenvolvimento de algoritmos, é interessante que existam conjuntos de instâncias de *benchmark* de referência, para que estes algoritmos possam ser comparados de forma direta.

Entretanto, Pillac et al. (2013) argumenta que não existe nenhum conjunto de instâncias de *benchmark* de referência para os problemas de roteamento dinâmico. A prática mais comum é a adaptação e utilização de instâncias de *benchmark* estáticas através de métodos que distribuem os instantes de chegada dos pedidos (a_i) ao longo do horizonte de planejamento. Contudo, Maciejewski et al. (2017) comenta que essa abordagem é problemática. Eles mencionam, como exemplo, que é impossível em uma instância estática fazer o sistema reagir ao controle, como no caso de um cancelamento de pedido quando a coleta leva muito tempo. Também comentam que mesmo simples sequências de eventos pré planejados podem gerar inconsistências no sistema, como por exemplo o cancelamento de um pedido que já foi coletado. Portanto, a falta de instâncias de *benchmark* devidamente apropriadas e que sejam conhecidas por sua boa qualidade acarreta em um uso de diferentes instâncias em diferentes artigos, dificultando a comparação de desempenho dos algoritmos.

Esta seção tem como objetivo apresentar seis conjuntos de instâncias de *benchmark* dinâmicas DDARP ou DPDPTW cujos os dados estão disponíveis para acesso na internet (PANKRATZ; KRYPCZYK, 2009) e que serão analisados no Capítulo 5. Quatro desses conjuntos de instâncias dinâmicas são derivados de conjuntos estáticos: Berbeglia, Cordeau e Laporte (2012), Pureza e Laporte (2008), Pankratz (2005) e Fabri e Recht (2006) aplicam, cada um, um método diferente para transformar as instâncias estáticas em dinâmicas. O quinto conjunto foi criado artificialmente por Gendreau et al. (2006) de maneira a replicar o comportamento de um centro urbano, com horários de pico e uma demanda concentrada no centro da cidade. O sexto conjunto é baseado em dados reais, coletados em duas companhias de correio de médio e grande porte, que operam em Vancouver, Canadá (MITROVIĆ-MINIĆ; LAPORTE, 2004). Os métodos de dinamização ou as formas de alocação temporal dos pedidos de cada um dos conjuntos serão apresentados nesta seção.

Destaca-se que todos os dados dos conjuntos de instâncias de *benchmark* que serão caracterizados e analisados estão disponíveis para consulta e utilização, assim como todos os códigos usados para a análise destas instâncias (ECCEL, 2019).

A Tabela 3.1 mostra as características gerais das instâncias estudadas. Cada uma das colunas da tabela é referente a um conjunto de instâncias diferente, sendo que a primeira linha da tabela indica em qual artigo o conjunto de instâncias foi proposto.

Tabela 3.1 – Características estáticas dos conjuntos de instâncias de *benchmark*

	Ropke, Cordeau e Laporte (2007)	Cordeau e Laporte (2003)	Li e Lim (2003)	Gendreau et al. (2006)	Mitrović- Minić e Laporte (2004)
N. de instâncias	42	20	354	15	220
H (min)	1440	1440	[1236, 3693]	240 ou 450	600
Geometria (km ²)	10 × 10	10 × 10	100 × 100	5 × 5	60 × 60
n	[16, 96]	[24, 144]	[50, 500]	[84, 217]	[100, 1000]
$ K $	[2, 8]	[3, 13]	[25, 500]	10 ou 20	[20, 80]
Q^k	3 ou 6	6	[200, 1000]	∞	∞
q_i	[1, 6]	1	[3, 36]	1	1
s_i (min)	[1, 6]	10	90	5	0
T^k (min)	[480, 720]	480	[1236, 3693]	240 ou 450	600
L_i (min)	30 ou 45	90	[1236, 3693]	240 ou 450	600

As demais linhas representam características globais das instâncias, como o número de instâncias, horizonte de planejamento (H) e geometria da área de operação do sistema de transporte. Em alguns conjuntos as instâncias não possuem apenas um valor para uma dada característica, nesses casos os valores foram representados por um intervalo $[a, b]$, que indica os valores mínimos e máximos encontrados. Em casos onde haviam apenas dois valores distintos eles foram representados na forma a ou b .

3.1 CONJUNTO DE INSTÂNCIAS DDARP PROPOSTAS POR BERBEGLIA, CORDEAU E LAPORTE (2012)

Berbeglia, Cordeau e Laporte (2012) usam dois diferentes conjuntos de instâncias para seus experimentos, cada um deles sendo derivado de conjuntos de instâncias estáticas diferentes. O primeiro conjunto tem como base as instâncias estáticas propostas por Ropke, Cordeau e Laporte (2007). Já no segundo são usadas as instâncias estáticas apresentadas por Cordeau e Laporte (2003). Destaca-se que Berbeglia, Cordeau e Laporte (2012) usaram apenas as instâncias estáticas com no mínimo 40 pedidos. O restante dessa seção apresenta em detalhes cada um desses conjuntos, assim como o método usado para dinamizá-los.

3.1.1 Primeiro conjunto

Berbeglia, Cordeau e Laporte (2012) usam como base as instâncias estáticas propostas por Ropke, Cordeau e Laporte (2007) que, por sua vez, utilizaram o método proposto por Savelsbergh e Sol (1998) para geração de instâncias estáticas. Destaca-se que essas mesmas instâncias estáticas foram usadas também por Cordeau (2006).

Neste conjunto de instâncias os pedidos estão contidos em um plano Euclidiano

delimitado por uma área de $20 \times 20 \text{ km}^2$, sendo que a distribuição espacial dos nós de coleta e de entrega é gerada através do sorteio de uma variável com distribuição aleatória uniforme. Os pedidos são divididos em duas categorias, pedidos de coleta e pedidos de entrega, sendo que o primeiro só possui uma janela de tempo definida na coleta e o segundo apenas janela de tempo de entrega. O horizonte de planejamento é de 12 horas e as janelas de tempo são de 15 minutos.

Dentro deste conjunto de instâncias existem os subconjuntos “a” e “b”, que diferenciam entre si pelos valores de capacidade dos veículos (Q_i), do tempo máximo de viagem de um pedido (L_i), do carregamento dos pedidos (q_i) e do tempo de serviço (s_i). No subconjunto “a” esses valores são: $Q^k = 3, \forall k \in K$ e $q_i = 1, s_i = 1 \text{ min}, L_i = 30 \text{ min}, \forall i \in P$. No subconjunto “b” esses valores são: $Q^k = 6, \forall k \in K$ e $q_i = \mathcal{U}(1; Q^k), s_i = q_i, L_i = 45 \text{ min}, \forall i \in P$.

Esses subconjuntos foram criados para representar o caso em que carros são usados para o transporte dos usuários (“a”) e o caso em que mini-ônibus seriam usados para o mesmo fim (“b”).

Por fim, a Tabela 3.2 apresenta algumas das características das instâncias estáticas de ambos os subconjuntos propostos por Ropke, Cordeau e Laporte (2007), isto é, antes da dinamização.

Tabela 3.2 – Características das instâncias DARP de Ropke, Cordeau e Laporte (2007)

Subconjunto “a”							Subconjunto “b”						
ID	$ K $	n	T_i	q_i	Q^k	L_i	ID	$ K $	n	T_i	q_i	Q^k	L_i
a2-16	2	16	480	1	3	30	b2-16	2	16	480	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a2-20	2	20	600	1	3	30	b2-20	2	20	600	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a2-24	2	24	720	1	3	30	b2-24	2	24	720	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a3-24	3	24	480	1	3	30	b3-24	3	24	480	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a3-30	3	30	600	1	3	30	b3-30	3	30	600	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a3-36	3	36	720	1	3	30	b3-36	3	36	720	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a4-32	4	32	480	1	3	30	b4-32	4	32	480	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a4-40	4	40	600	1	3	30	b4-40	4	40	600	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a4-48	4	48	720	1	3	30	b4-48	4	48	720	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a5-40	5	40	480	1	3	30	b5-40	5	40	480	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a5-50	5	50	600	1	3	30	b5-50	5	50	600	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a5-60	5	60	720	1	3	30	b5-60	5	60	720	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a6-48	6	48	480	1	3	30	b6-48	6	48	480	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a6-60	6	60	600	1	3	30	b6-60	6	60	600	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a6-72	6	72	720	1	3	30	b6-72	6	72	720	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a7-56	7	56	480	1	3	30	b7-56	7	56	480	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a7-70	7	70	600	1	3	30	b7-70	7	70	600	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a7-84	7	84	720	1	3	30	b7-84	7	84	720	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a8-64	8	64	480	1	3	30	b8-64	8	64	480	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a8-80	8	80	600	1	3	30	b8-80	8	80	600	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45
a8-96	8	96	720	1	3	30	b8-96	8	96	720	$\mathcal{U}(1; Q^k)$	6	45

Na Tabela 3.2, $\mathcal{U}(1; Q^k)$ representa a distribuição uniforme entre 1 e Q^k .

3.1.2 Segundo conjunto

Conjunto com vinte instâncias estáticas criado por Cordeau e Laporte (2003) a partir de dados reais obtidos em campo. As informações relativas ao tamanho das janelas de tempo, capacidade dos veículos, tempo máximo de rota e tempo máximo de viagem foram fornecidas pela *Montreal Transit Commission*.

As instâncias foram geradas aleatoriamente e contêm entre 24 e 144 pedidos. Assim como no conjunto de instâncias apresentado na Seção 3.1.1, os pedidos estão localizados em uma área de $20 \times 20\text{km}^2$ sendo que metade são pedidos que possuem apenas janelas de tempo de coleta e a outra metade apenas na entrega, sendo as demais irrestritas.

Entretanto, diferente do conjunto apresentado na Seção 3.1.1, os pedidos não são alocados usando uma distribuição uniforme, mas sim determinados pelo procedimento descrito em [Cordeau, Gendreau e Laporte \(1997\)](#), que cria agrupamentos de nós ao redor de um certo número de pontos sementes. A localização do depósito é determinada pela média dos pontos sementes.

O conjunto de instâncias estáticas de [Cordeau e Laporte \(2003\)](#) apresenta dois subconjuntos, cuja diferença é dada na forma de geração das janelas de tempo. No subconjunto “a”, janelas de tempo curtas são geradas usando uma distribuição uniforme dentro do intervalo $[60, 480]$ para a determinar o limite inferior (e_i) da janela de tempo de coleta:

$$e_i = \mathcal{U}(60; 480). \quad (3.1)$$

Logo em seguida, determina-se o limite superior da janela de coleta por:

$$l_{n+i} = \mathcal{U}(e_i + 15; e_i + 45). \quad (3.2)$$

No subconjunto “b”, janelas de tempo longas são criadas através da determinação dos limites inferiores e superiores da janela de tempo de coleta. Para isso as Equações 3.1 e 3.3

$$l_{n+i} = \mathcal{U}(e_i + 30; e_i + 90). \quad (3.3)$$

Para todas as instâncias, o tempo de rota máxima é 480 minutos, enquanto a capacidade de cada veículo é igual a 6 e o carregamento de todos os pedidos igual a 1. Por último, o tempo máximo de viagem é igual a 90 minutos e o horizonte de planejamento é de 1440 minutos (24 horas x 60 minutos).

A Tabela 3.3 apresenta as características gerais de cada uma das instâncias apresentadas por [Cordeau e Laporte \(2003\)](#).

Tabela 3.3 – Características das instâncias DARP de [Cordeau e Laporte \(2003\)](#)

Subconjunto “a”			Subconjunto “b”		
ID	n	$ K $	ID	n	$ K $
R1a	24	3	R1b	24	3
R2a	48	5	R2b	48	5
R3a	72	7	R3b	72	7
R4a	96	9	R4b	96	9
R5a	120	11	R5b	120	11
R6a	144	13	R6b	144	13
R7a	36	4	R7b	36	4
R8a	72	6	R8b	72	6
R9a	108	8	R9b	108	8
R10a	144	10	R10b	144	10

3.1.3 Método de dinamização de instâncias estáticas

Esta seção se dedica a explicar o método usado por [Berbeglia, Cordeau e Laporte \(2012\)](#) para transformar as instâncias estáticas apresentadas nas Seções 3.1.1 e 3.1.2 em instâncias dinâmicas.

Define-se um par de parâmetros (α, β) ; $\alpha \in [0, 1]$ define a porcentagem de pedidos conhecidos no início do horizonte de tempo. Se $\alpha = 0$ o problema é totalmente dinâmico, se $\alpha = 1$ o problema é totalmente estático e todos os pedidos são conhecidos previamente. β representa um intervalo de tempo de reação do sistema aos pedidos dinâmicos. Ou seja, intervalo entre a chegada do pedido e a sua coleta sempre será maior que β .

Dado um pedido i , o valor a_i^{latest} consiste em um limite superior para o instante que o pedido deve ser conhecido para que seja possível servi-lo. Assim:

$$a_i^{\text{latest}} = \min\{l_i, l_{n+i} - t_{(i,n+i)} - s_i\}. \quad (3.4)$$

Portanto, o instante de chegada do pedido pode ser definido como:

$$a_i = a_i^{\text{latest}} - \beta. \quad (3.5)$$

[Berbeglia, Cordeau e Laporte \(2012\)](#) utilizam os parâmetros $\alpha = 0,25$ e $\beta = 60$ para a dinamização das instâncias apresentadas por [Ropke, Cordeau e Laporte \(2007\)](#). Já o conjunto de instâncias pertencentes à [Cordeau e Laporte \(2003\)](#), foi transformado em um conjunto de instâncias dinâmicas usando os parâmetros $\alpha = 0,25$ e $\beta = \mathcal{U}(60; 240)$.

Destaca-se que o presente trabalho usa o mesmo método de dinamização, porém usa $\alpha = 0$, já que o interesse é obter casos totalmente dinâmicos.

3.2 CONJUNTO DE INSTÂNCIAS DPDPTW PROPOSTAS POR PUREZA E LAPORTE (2008)

As instâncias DPDPTW propostas por [Pureza e Laporte \(2008\)](#) foram geradas através da dinamização das instâncias estáticas com 100, 200 e 400 nós (50, 100 e 200 pedidos) propostas por [Li e Lim \(2003\)](#) que por sua vez, tiveram como base as instâncias VRPTW de 100 pedidos, criadas por [Solomon \(1987\)](#).

Seguindo a classificação de [Solomon \(1987\)](#), [Li e Lim \(2003\)](#) organizaram as instâncias em seis classes, identificadas por LC1, LC2, LR1, LR2, LRC1 e LRC2, indicando as respectivas distribuições espaciais dos nós e o tamanho dos horizontes de planejamento. Nos conjuntos LC1 e LC2 os nós são agrupados, enquanto LR1 e LR2 possuem nós aleatoriamente distribuídos. Os nós presentes nas instâncias LCR1 e LCR2 são parcialmente agrupados e parcialmente distribuídos aleatoriamente. As instancias LC1, LR1 e LRC1 possuem um horizonte de planejamento curto, enquanto LC2, LR2 e LRC1 possuem um horizonte longo.

O Anexo A apresenta algumas características das instâncias estáticas de [Li e Lim \(2003\)](#).

[Pureza e Laporte \(2008\)](#) definem o instante de chegada dos pedidos como:

$$a_i = \min\{e_i, \max\{\mathcal{U}(1; 5), l_i - t_{(0,i)} - \beta\}\}, \quad (3.6)$$

em que, o valor $t_{(0,i)}$ é usado como o tempo de viagem médio de um veículo que deseja coletar o pedido i , estando ele em qualquer ponto dentro do plano Euclidiano. Para

cada uma das instâncias PDPTW foram geradas quatro instâncias DPDPTW através da variação de β entre os valores 0, 100, 200 e 300.

3.3 CONJUNTO DE INSTÂNCIAS DPDPTW PROPOSTAS POR PANKRATZ (2005)

Pankratz (2005) criou dois conjuntos com um total de 5600 instâncias DPDPTW. Essas instâncias são baseadas nas instâncias de PDPTW com 100 nós propostas por Li e Lim (2003), cujas características estão apresentadas na Seção 3.2. Pankratz (2005) dinamiza estas instâncias de duas formas diferentes, criando assim dois conjuntos distintos (P1 e P2) baseados nas mesmas instâncias estáticas. Apesar de apresentarmos os dois conjuntos de instâncias nesta seção, as análises do Capítulo 5 somente abordarão as instâncias do primeiro conjunto (P1), tendo em vista que este é o único que apresenta apenas pedidos dinâmicos.

3.3.1 Primeiro conjunto (P1)

Contém instâncias com diferentes graus de urgência, diferença entre o instante de chegada do pedido e o último instante de coleta do pedido ($l_i - a_i$). Para cada pedido $i \in P$ o último instante de chegada pode ser calculado por:

$$a_i^{\text{latest}} := \min\{l_i, l_{n+i} - t_{(i,n+i)} - s_i\} - t_{(0,i)}, \quad (3.7)$$

em que a_i^{latest} representa o último instante possível para que o pedido i seja recebido pelo sistema e possa ser coletado e entregue a seu destino final respeitando as suas janelas de tempo. Em (3.7) o valor $t_{(0,i)}$ é usado para estimar um tempo de viagem médio de um veículo que deseje coletar o pedido i .

Posteriormente, cada pedido recebeu um instante de chegada calculado por:

$$a_i = \beta a_i^{\text{latest}}, \quad (3.8)$$

sendo β um valor dentro do intervalo $[0,1; 1,0]$, com precisão de 0,1. Para cada uma das 56 instâncias PDPTW, 10 instâncias DPDPTW foram geradas, sendo cada uma gerada por um dos possíveis valores de β , resultando em um total de 560 instâncias dinâmicas.

3.3.2 Segundo conjunto (P2)

Em contraste com P1, o conjunto P2 apresenta instâncias contendo pedidos estáticos e dinâmicos. Estes foram gerados através da variação de um parâmetro α delimitado pelo intervalo $[0, 1; 0, 9]$ com precisão de 0,1. Todos os pedidos estáticos foram escolhidos aleatoriamente entre o conjunto de todos os pedidos das instâncias estáticas. Já os pedidos dinâmicos receberem o último instante de chegada possível:

$$a_i = a_i^{\text{latest}}, \quad (3.9)$$

sendo que a_i^{latest} é calculado usando (3.7).

Para reduzir o risco de viés estocástico ao sortear os pedidos estáticos, 10 instâncias DPDPTW foram geradas para cada possível valor de α resultando em um total de 5.040 instâncias no conjunto.

3.4 CONJUNTO DE INSTÂNCIAS DPDPTW PROPOSTAS POR FABRI E RECHT (2006)

As instâncias propostas por [Fabri e Recht \(2006\)](#) foram baseadas em todas as instâncias PDPTW de [Li e Lim \(2003\)](#) (Seção 3.2), porém, com uma quantidade reduzida de veículos. Isso acarreta em cenários em que alguns dos pedidos não conseguem ser atendidos. Para tornar as instâncias dinâmicas, [Fabri e Recht \(2006\)](#) sortearam o instante de chegada dos pedidos como:

$$a_i = \mathcal{U}(0; \min\{e_i, l_{n+i} - t_{(i,n+i)}\}). \quad (3.10)$$

3.5 CONJUNTO DE INSTÂNCIAS DPDPTW PROPOSTAS POR GENDREAU ET AL. (2006)

O conjunto de instâncias propostas por [Gendreau et al. \(2006\)](#) contém instâncias com 10 e 20 veículos movendo a uma velocidade média de 30 km/h. A área de $5 \times 5 \text{ km}^2$ e o depósito se encontra na coordenada (2,0; 2,5). Espaço e tempo são discretizados em um conjunto Z com 20 zonas retangulares de tamanho $1,25 \times 1 \text{ km}^2$ e um conjunto I de intervalos de tempo que divide um dia de operação em cinco períodos: começo da manhã, final da manhã, horário de almoço, começo da tarde e fim da tarde. As extensões dos períodos são iguais entre si, com exceção do almoço, que é metade do valor dos demais.

Uma matriz de atividades M é fornecida tendo cada elemento $m_z^y, z \in Z, y \in I$ correspondendo a probabilidade de um pedido ocorrer no período y e conter a zona z como local de coleta ou entrega. A matriz M não muda com o tempo e seus valores variam dentro do intervalo $[0, 01; 0, 13]$, sendo distribuídos de maneira mimetizar um centro urbano, em que a maior concentração de pedidos se encontra no centro. Com isso são geradas matrizes $\Pi^y, \forall y \in I$, em que π_{zx}^y é a probabilidade de um pedido com coleta na zona $z \in Z$ e entrega na zona $x \in Z$ acontecer no período de tempo y .

Os instantes de chegada dos pedidos são dados por:

$$a_i = \begin{cases} \text{Exp}(\lambda^y), & \text{se } i = 0 \\ a_{i-1} + \text{Exp}(\lambda^y) & \text{se } i > 0, \end{cases} \quad (3.11)$$

em que $\text{Exp}(\lambda^y)$ é uma variável aleatória com distribuição exponencial e média λ^y e λ^y a média de pedidos por intervalo de tempo do período $y \in I$.

Com isso, a matriz Π^y é usada para determinar em quais zonas os locais de coleta e entrega vão aparecer. Dois conjuntos de parâmetros de média Poisson foram usados para gerar os intervalos de chegada de pedidos: (0,75; 1,10; 0,25; 0,40; 0,10) e (0,55; 0,70; 0,10; 0,40; 0,10), sendo que cada elemento é relativo a um dos cinco períodos do dia. Dentro destas zonas, os locais exatos de coleta e entrega (v_i e v_{n+i}) são gerados por uma distribuição uniforme.

Com relação a janelas de tempo, a distância euclidiana entre os pontos v_i e v_{n+i} é usada para computar o tempo mínimo de viagem $t_{(i,n+i)}^{\min}$. Com ele pode-se calcular o último instante factível para início do serviço:

$$\tilde{t}_i = H - (t_{(i,n+i)}^{\min} + t_{(n+i,2n+1)}^{\min}), \quad (3.12)$$

em que \tilde{t}_i representa o último instante factível para início do serviço, $t_{(i,n+i)}^{\min}$ o tempo de viagem ente o nó v_i e o nó v_{n+i} usando a distância euclidiana entre os pontos e $t_{(n+i,2n+1)}^{\min}$

o tempo de viagem entre o nó v_{n+i} e o nó v_{2n+1} usando a distância euclidiana entre os pontos.

O valor do limite inferior da janela de tempo de coleta (e_i) é determinado baseando-se na distribuição da Figura 3.1 e formalmente definido por:

$$e_i = \begin{cases} \mathcal{U}(a_i; \frac{a_i + \tilde{t}_i}{2}), & \text{com probabilidade } \mu \\ \mathcal{U}(\frac{a_i + \tilde{t}_i}{2}; \tilde{t}_i), & \text{com probabilidade } 1 - \mu. \end{cases} \quad (3.13)$$

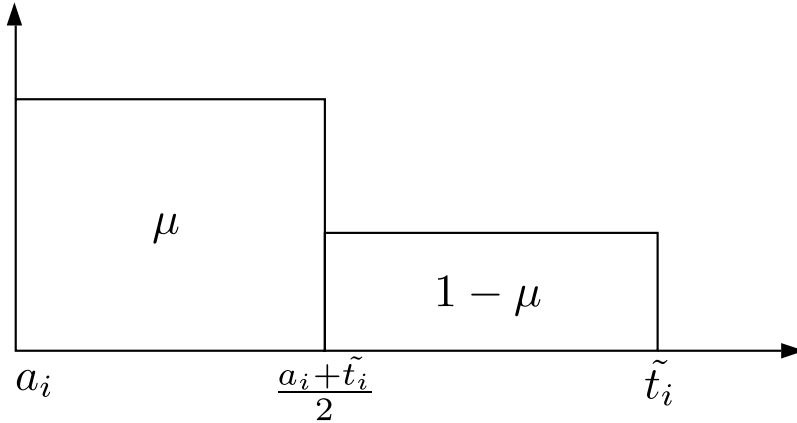


Figura 3.1 – Distribuição do limite inferior da janela de tempo de coleta dos pedidos (GENDREAU et al., 2006)

em que, μ simboliza a probabilidade do limite inferior da janela de tempo de coleta estar contido no intervalo $[a_i; \frac{a_i + \tilde{t}_i}{2}]$, e é definido por:

$$\mu = \mathcal{U}(0, 6; 1, 0). \quad (3.14)$$

Já o limite superior da janela de tempo de coleta é definido por:

$$l_i = e_i + \tau(H - a_i), \quad (3.15)$$

em que, $\tau(H - a_i)$ representa uma fração do tempo entre o instante de chegada do pedido e o fim do horizonte de planejamento. Assim, τ é definido por:

$$\tau = \mathcal{U}(\tau^{\min}; \tau^{\max}), \quad (3.16)$$

com τ^{\min} e τ^{\max} são parâmetros determinados pelo usuário, cujos valores podem variar com o tempo e localização.

Uma janela de tempo é gerada da mesma forma para o local de entrega. Neste caso a distribuição de probabilidade para a geração do limite inferior da janela de tempo de entrega, como mostrado na Figura 3.1, é definido sobre o intervalo $[e_i + t_{(i,n+i)}^{\min}, \tilde{t} + t_{(i,n+i)}^{\min}]$. Já o limite superior da janela de tempo de entrega é também definido como uma fração do intervalo de tempo entre o limite inferior da janela de tempo de entrega e o instante final do horizonte de planejamento.

O tempo de serviço é igual a 5 minutos em cada local de serviço e um pedido é aceito somente quando existe no mínimo 30 minutos entre o instante de chegada do pedido e o último instante de coleta ($l_i - a_i \geq 30$). Os valores para os parâmetros τ usados para a geração das janelas de tempo foram tomados a partir do sorteio de distribuições uniformes $\mathcal{U}(0, 1; 0, 8)$ e $\mathcal{U}(0, 3; 1, 0)$.

A Tabela 3.4 apresenta algumas características das instâncias apresentadas por Gendreau et al. (2006)

Tabela 3.4 – Características das instâncias DPDPTW de Gendreau et al. (2006)

ID	H	n	ID	H	n
req_rapide_1_240_24	240	84	req_rapide_3_450_24	450	206
req_rapide_1_240_33	240	144	req_rapide_4_450_24	450	217
req_rapide_1_450_24	240	169	req_rapide_4_240_24	240	90
req_rapide_2_450_24	450	176	req_rapide_5_240_24	240	85
req_rapide_2_240_24	240	94	req_rapide_5_240_33	240	153
req_rapide_2_240_33	240	112	req_rapide_5_450_24	450	202
req_rapide_3_240_24	240	93	req_rapide_5_450_24	450	202
req_rapide_3_240_33	240	111			

3.6 CONJUNTO DE INSTÂNCIAS DPDPTW PROPOSTAS POR MITROVIC-MINIC E LAPORTE (2004) E MITROVIC- MINIC, KRISHNAMURTI E LAPORTE (2004)

Composto por dois subconjuntos de instâncias, cada um contendo 30 instâncias de 100, 30 instâncias de 500 e 30 instâncias de 1000 pedidos. Estes conjuntos diferem apenas em relação à distribuição e largura das janelas de tempo, que dependem do tempo máximo permitido para servir o pedido, assumindo que o pedido é coletado no primeiro instante possível, e são dadas por:

$$\Gamma = l_{n+i} - e_i. \quad (3.17)$$

Os pedidos são gerados baseados em dados reais coletados em duas companhias de correio de médio e grande porte que operam em Vancouver, Canadá. No primeiro conjunto a distribuição de pedidos é representada por: 20% pedidos com $\Gamma = 1$ h, 30% pedidos com $\Gamma = 2$ h e 50% pedidos com $\Gamma = 4$ h. No segundo conjunto a distribuição é representada por: 10% dos pedidos com $\Gamma = 1$ h, 20% dos pedidos com $\Gamma = 2$ h, 30% dos pedidos com $\Gamma = 4$ h, 30% dos pedidos com $\Gamma = 6$ h e 10% dos pedidos com $\Gamma = 8$ h.

O horizonte de planejamento é de 10 h, a área de serviço é de 60×60 km², e a velocidade do veículo é de 60 km/h. Os instantes de chegada dos pedidos ocorrem dentro do horizonte de planejamento de acordo com uma distribuição uniforme contínua e nenhum pedido é conhecido a priori,

$$a_i = \mathcal{U}(0; H). \quad (3.18)$$

Um pedido i é criado através da seguinte sequência de procedimentos: (i) gerar o instante de chegada, (ii) gerar aleatoriamente as posições de coleta e entrega e (iii) gerar um valor para Γ . (iv) calcular os limites das janelas de tempo como:

$$e_i = a_i, \quad (3.19)$$

$$l_{n+i} = e_i + \Gamma, \quad (3.20)$$

$$l_i = l_{n+i} - t_{(i,i+n)}, \quad (3.21)$$

$$e_{n+i} = e_i + t_{(i,i+n)}. \quad (3.22)$$

Rejeições de pedidos e violações de janelas de tempo não são permitidas. Isso é feito possível pelo fato que a quantidade de veículos ($|K|$) é considerada ilimitada. A frota inicial considerada é de 20, 60 e 80 veículos para as instâncias com 100, 500 e 1000 pedidos, respectivamente. O ponto de início é posicionado em (20, 30) km.

4 MEDIDAS DE DINAMISMO PARA ROTEAMENTO DINÂMICO DE VEÍCULOS

De acordo com o [Michaelis \(2019\)](#), dinâmico é algo que evolui permanentemente, mutável, que admite movimento ou mudança. Portanto, problemas de roteamento dinâmico de veículos são problemas que evoluem com o tempo e que se modificam com o a chegada de novas informações ([PSARAFTIS; WEN; KONTOVAS, 2015](#)).

Muitos dos problemas de roteamento do dia-a-dia são problemas de natureza dinâmica: entrega de encomendas, entrega de comida, serviços de emergência (ex.: bombeiros), táxis e transporte por aplicativos. Entretanto, estes problemas apresentam diferenças em suas características dinâmicas.

Analisando com atenção percebe-se que existem problemas em que o número de pedidos agendados (não dinâmicos) é grande quando comparado com os demais problemas, um exemplo disso é o problema de entrega de encomendas, muitas das entregas são conhecidas *a priori*, entretanto, algumas encomendas de emergência podem aparecer durante o período de operação. Em contrapartida, existem problemas em que todos os pedidos são dinâmicos e devem ser atendidos com a maior rapidez possível, como por exemplo os serviços de bombeiros. Existem também os casos intermediários, em que pedidos podem surgir em forma de agendamento antecipado ou dinamicamente entretanto não existe urgência para o cumprimento destes. A entrega de alimentos, por exemplo, é um problema deste tipo.

Percebendo que estas diferentes características nos problemas dinâmicos eram também associadas a diferenças nas qualidades das soluções encontradas, muitos pesquisadores tentaram criar medidas de dinamismo de forma a possibilitar a classificação de problemas e auxiliar na escolha de métodos de solução.

A Seção 4.1 dedica-se a relatar algumas das medidas de dinamismo propostas na área de roteamento dinâmico de veículos, além de relatar alguns dos usos práticos dessas medidas. Posteriormente, a Seção 4.2 apresenta a definição das medidas de dinamismo e urgência propostas por [Van Lon, Ferrante et al. \(2016\)](#). No Capítulo 5 usa-se estas medidas para analisar e comparar os conjuntos de instância de *benchmark* expostos no Capítulo 3.

4.1 REVISÃO BIBLIOGRÁFICA

Proposta primeiramente por [Lund, Madsen e Rygaard \(1996\)](#), o grau de dinamismo de uma instância de qualquer VRP dinâmico representa a razão entre a quantidade de pedidos dinâmicos, que se fazem conhecidos em um instante $a_i > 0$, e a quantidade total de pedidos da instância:

$$d = \frac{n_d}{n}, \quad (4.1)$$

em que d é o grau de dinamismo e n_d o número de pedidos dinâmicos

Essa classificação proporcionou uma base para o estudo das relações entre o grau de dinamismo, os tipos de métodos usados para a solução dos problemas e as características das soluções obtidas. [Wong, Han e Yuen \(2014\)](#), por exemplo, mostram que existe uma relação não linear entre o grau de dinamismo e o custo de transporte de uma instância de um problema responsivo à demanda. Suas análises numéricas elucidam a existência de um

pico de ineficiência para vários algoritmos heurísticos quando $d \approx 0,7$, o que os autores classificaram como “zona de dilema”. Através dessa descoberta Wong, Han e Yuen (2014) descrevem uma série de políticas para que operadores de sistemas de transporte responsivos à demanda (DRT - *Dynamic Responsive Transpot*) possam seguir para permanecer longe da “zona de dilema”.

Similarmente, Larsen, Madsen e Solomon (2002) usam essa mesma medida de grau de dinamismo para estudar a relação entre o custo de rota para o problema parcialmente dinâmico do reparador itinerante (PDTRP - *Partially Dynamic Traveling Repairman Problem*). Os resultados empíricos ilustram uma relação linear entre o nível de dinamismo de uma instância e o custo da rota de um sistema relativamente ativo.

Posteriormente, baseando-se no fato de que o instante de chegada dos pedidos dinâmicos também deve afetar o grau de dinamismo, Larsen (2000) define o grau efetivo de dinamismo por:

$$d^e = \frac{1}{n} \sum_{i \in P} \frac{a_i}{H}, \quad (4.2)$$

em que d^e é o grau efetivo de dinamismo e representa a média da razão entre os instantes que os pedidos são conhecidos quando comparados com o último instante possível para a chegada deles, H , no caso. Os instantes de chegada dos pedidos estáticos são considerados igual a zero.

É importante destacar que apesar de representarem formas de cálculo diferentes, o grau de dinamismo e o grau de dinamismo efetivo compartilham entre si o mesmo intervalo de possíveis valores, contido entre 0 e 1, sendo que $d = d^e = 0$ classifica uma instância totalmente estática e $d = d^e = 1$ representa uma totalmente dinâmica.

Em um outro estudo, Larsen, Madsen e Solomon (2007) usam o grau efetivo de dinamismo para classificar os problemas de roteamento dinâmico de veículos (DVRP - *Dynamic Vehicle Routing Problem*) em três classes distintas: fracamente, moderadamente e fortemente dinâmicos, cujos intervalos de valores d^e correspondem, respectivamente, a $d^e \leq 0,3$, $0,3 < d^e < 0,8$ e $0,8 \leq d^e$. A intenção dessa segregação de problemas é facilitar a escolha de um algoritmo para a sua solução.

Larsen (2000) também estende o grau de dinamismo efetivo para problemas com janelas de tempo. A ideia é contabilizar também o nível de urgência de cada um dos pedidos, sendo que o nível de urgência é visto como o tempo de reação disponível para que o sistema, após receber a informação do pedido no instante a_i , possa passar pelo nó de coleta v_i antes do limite superior da janela de tempo de coleta l_i . Larsen (2000) define que:

$$r_i = l_i - a_i, \quad (4.3)$$

em que r_i é o tempo de reação do pedido i .

Com isso, o grau efetivo de dinamismo, quando contabilizado o tempo de reação, é definido por (LARSEN, 2000):

$$d_{TW}^e = \frac{1}{n} \sum_{i \in P} \left(\frac{H - (l_i - a_i)}{H} \right), \quad (4.4)$$

$$d_{TW}^e = \frac{1}{n} \sum_{i \in P} \left(1 - \frac{r_i}{H} \right), \quad (4.5)$$

em que d_{TW}^e é o grau efetivo de dinamismo com janelas de tempo.

É importante destacar que, assim como as medidas apresentadas anteriormente, o grau efetivo de dinamismo com janelas de tempo também apresenta valores somente dentro do intervalo $[0, 1]$.

Pillac et al. (2013) relata que todas as três medidas expostas neste capítulo se provaram úteis para capturar os aspectos do dinamismo relacionados com o tempo. Entretanto essas medidas não levam em consideração outras fontes de dinamismo, como a distribuição espacial dos pedidos e o tempo de viagem entre pedidos. Essas fontes de dinamismo se mostram bastante importantes quando o objetivo é minimizar o tempo de resposta do sistema.

Além disso, apesar de não considerada na definição das medidas de dinamismo, a frequência com que os pedidos chegam ao sistema tem um grande impacto no tempo disponível para otimização (PILLAC et al., 2013). Similarmente, Kilby, Shaw e Prosser (1998) fazem a observação de que a frequência dos pedidos influencia a quantidade de vezes que o algoritmo precisa ser executado. Eles destacam que instâncias em que os pedidos estão agrupados em pequenos intervalos de tempo geram menos necessidade de mais rodadas de otimização do que casos onde os pedidos estão separados um dos outros de maneira uniforme.

No final do seu artigo, Larsen, Madsen e Solomon (2007) recomendam para futuras pesquisas a extensão do grau de dinamismo para que ele também leve em conta outras características do problema, como o tamanho dos tempos de serviço e o carregamento dos pedidos. Eles também mencionam que é desafiador encontrar uma medida única com capacidade de apreender múltiplas características de uma instância.

4.2 MEDIDA DE DINAMISMO E URGÊNCIA PROPOSTA POR VAN LON, FERRANTE ET AL. (2016)

Com o intuito de produzir medidas que melhor representam as características relacionadas ao dinamismo de um DPDPTW, Van Lon, Ferrante et al. (2016) propõem uma nova definição para a medida de dinamismo, como também uma nova medida denominada urgência. Apesar do foco ser em problemas DPDPTW, Van Lon, Ferrante et al. (2016) afirmam que os conceitos de dinamismo e urgência não são limitados a este tipo de problema, podendo ser usados em qualquer DVRP.

Como premissa, os autores consideram que estes parâmetros devem ser relacionados apenas ao problema, e portanto, o algoritmo usado para solução não deve influenciar em seus valores. Entretanto, é desejado que essas medidas colaborarem para a classificação das instâncias e assim permitam a análise da eficácia dos algoritmos quando submetidos a diferentes condições de dinamismo e urgência. Além disso, Van Lon, Ferrante et al. (2016) afirmam que as medidas devem ser interdependentes, não podendo haver correlação entre suas definições.

O restante desse capítulo apresenta a definição, feita por Van Lon, Ferrante et al. (2016), das duas medidas usadas para a determinação das características temporais dos pedidos de uma instância de um problema de roteamento dinâmico qualquer.

4.2.1 Dinamismo

Define-se, primeiramente, que o grau de dinamismo é dado através da continuidade de mudança das informações presentes para um sistema. Por esse ponto de vista, todo evento que introduz informações novas para o problema, como a chegada de um pedido, a quebra de um veículo ou o cancelamento de uma viagem, é classificado como uma mudança. Um cenário muito dinâmico é caracterizado por mudanças contínuas, em oposição a um cenário pouco dinâmico, onde mudanças ocorrem ocasionalmente. A Figura 4.1 demonstra, através de exemplos, as diferentes formas de distribuição de mudanças, associando cada uma à um grau de dinamismo.

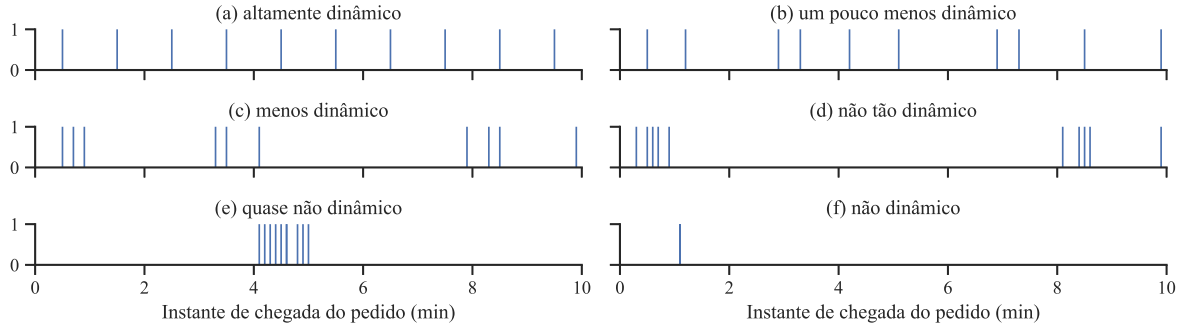


Figura 4.1 – Exemplos de cenários com diferentes valores de dinamismo (VAN LON; FERRANTE et al., 2016)

Todos os gráficos da Figura 4.1, identificados pelas letras (a-f), representam um cenário com horizonte de planejamento de 10 minutos e com um total de 10 pedidos dinâmicos. No cenário da Figura 4.1(a) os eventos acontecem em intervalos igualmente espaçados e distribuídos proporcionalmente no horizonte de planejamento. Nos cenários da Figura 4.1(b, c) pode-se ver que mudanças ocorrem de maneira menos distribuída, apresentando uma leve concentração de pedidos. Na Figura 4.1(d, e) todos os eventos ocorrem em uma ou duas bateladas, diminuindo ainda mais a distribuição dos pedidos e, com isso, diminuindo o dinamismo dos cenários. Na Figura 4.1(f) todos os eventos chegam em um mesmo instante, resultando em um cenário sem dinamismo (VAN LON; FERRANTE et al., 2016).

Para formular a medida de dinamismo Van Lon, Ferrante et al. (2016) definem primeiramente uma lista, Δ , de intervalos de chegadas entre pedidos:

$$\Delta = \{\delta_0, \delta_1, \dots, \delta_{n-2}\} = \{a_j - a_i \mid j = i + 1 \wedge \forall i, j \in C\}, \quad (4.6)$$

$$|\Delta| = n - 1. \quad (4.7)$$

em que Δ é a lista de intervalos entre chegada de pedidos e δ_i o intervalo de tempo entre a chegada do pedido i e seu sucessor. Portanto, Δ representa uma lista com todos os valores de intervalos de tempo em que o estado do sistema não é alterado, ordenados cronologicamente. Essa lista possui uma quantidade de valores $|\Delta|$ cuja definição é (4.7).

Para fins de comparação, é definido um intervalo de chegada perfeito, θ . Este é dado por:

$$\theta = \frac{H}{n}, \quad (4.8)$$

em que θ é o intervalo de chegada perfeito.

Com isso obtêm-se o espaço de tempo entre pedidos do cenário com maior dinamismo possível, dada uma quantia de pedidos n e um horizonte de planejamento H . Voltando ao exemplo da Figura 4.1, temos que o cenário (a) seria o cenário em que $\delta_i = \theta, \forall \delta_i \in \Delta$. Ou seja, dos cenários apresentados na Figura 4.1, o cenário (a) é, além do mais dinâmico dos cenários da figura, também o cenário mais dinâmico possível pra esses valores de n e H .

Tendo os conceitos de intervalos entre chegadas de pedido e o intervalo de chegada perfeito definidos, pode-se definir o desvio, σ , entre os intervalos de chegada contidos em Δ com o intervalo de chegada perfeito, θ :

$$\sigma_i = \begin{cases} \theta - \delta_i, & \text{se } i = 0 \text{ e } \delta_i < \theta \\ \theta - \delta_i + \frac{\theta - \delta_i}{\theta} \cdot \sigma_{i-1}, & \text{se } i > 0 \text{ e } \delta_i < \theta \\ 0, & \text{caso contrário,} \end{cases} \quad (4.9)$$

em que σ_i é o desvio entre os intervalos de chegada δ_i e o θ . O termo $(\frac{\theta - \delta_i}{\theta} \cdot \sigma_{i-1})$ serve para penalizar, de forma recursiva, a aglutinação de eventos em pequenos períodos de tempo.

Conseqüentemente, o desvio total do cenário pode ser calculado por:

$$\nu = \sum_{i=0}^{|\Delta|} \sigma_i. \quad (4.10)$$

Entretanto, faz-se necessária a normalização do desvio total do cenário com relação ao desvio máximo possível. Para isso, calcula-se o maior valor:

$$\bar{\nu} = \sum_{i=0}^{|\Delta|} \bar{\sigma}_i, \quad (4.11)$$

em que:

$$\bar{\sigma}_i = \theta + \begin{cases} \frac{\theta - \delta_i}{\theta} \cdot \sigma_{i-1}, & \text{se } i > 0 \text{ e } \delta_i < \theta \\ 0, & \text{caso contrário.} \end{cases} \quad (4.12)$$

Combinando (4.11) e (4.12), define-se dinamismo como:

$$d = 1 - \frac{\nu}{\bar{\nu}} = 1 - \frac{\sum_{i=0}^{|\Delta|} \sigma_i}{\sum_{i=0}^{|\Delta|} \bar{\sigma}_i}. \quad (4.13)$$

4.2.2 Urgência

No contexto dos DVRPs, a urgência representa o tempo de reação disponível ao sistema de transporte para que ele consiga atender a um pedido. Essa medida pode ser expressa através de unidades de tempo e definida pela diferença entre o instante de chegada de um pedido (a_i) e o limite superior da janela de tempo de coleta (l_i). A Figura 4.2 exemplifica dois casos.

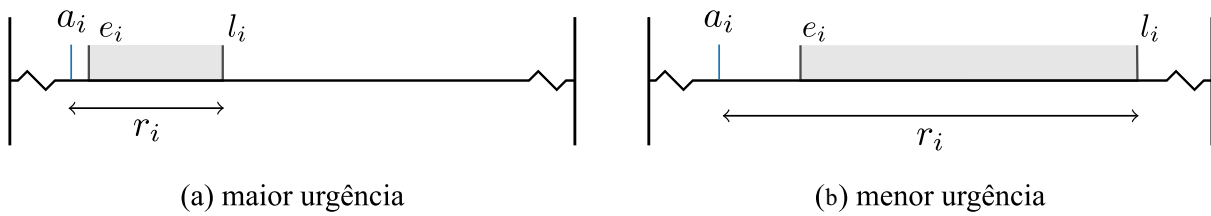


Figura 4.2 – Exemplos de pedidos com diferentes valores de urgência (VAN LON; FERRANTE et al., 2016)

No cenário da Figura 4.2(a) temos o exemplo de um pedido com grande urgência, ou seja, menor tempo de reação. Já no caso da Figura 4.2(b) o tempo de reação é maior, portanto o pedido é menos urgente.

Baseando-se na Figura 4.2, Van Lon, Ferrante et al. (2016) define urgência por:

$$u_i = r_i = l_i - a_i, \quad (4.14)$$

em que u_i é a urgência do pedido i .

Para obter uma indicação da urgência de um cenário completo, pode-se computar a média e o desvio padrão das urgências. Esta definição é similar ao grau de dinamismo efetivo com janelas de tempo proposto por Larsen (2000) e definido por (4.1) e (4.2). Entretanto, existe uma diferença entre estas duas definições. Larsen (2000) normaliza os valores do grau de dinamismo efetivo com janelas de tempo usando o horizonte de planejamento. Já Van Lon, Ferrante et al. (2016) acredita que a extensão do cenário e a urgência devem ser independentes.

5 ANÁLISE DOS CONJUNTOS DE *BENCHMARK*

Neste capítulo as métricas apresentadas no Capítulo 4 são utilizadas para analisar as instâncias de *benchmark* descritas no Capítulo 3. Esta análise tem como objetivo avaliar a dispersão dos valores de dinamismo e urgência das instâncias de cada conjunto de *benchmark* e com isso permitir que futuras pesquisas possam se basear nos dados expostos nesse capítulo para escolher conjuntos de *benchmark* que representem cenários de interesse prático para teste.

5.1 DISTRIBUIÇÃO DO GRAU DE DINAMISMO E DA URGÊNCIA

Cada um dos gráficos apresentados na Figura 5.1 representa um conjunto de instâncias de *benchmark* diferente. Cada ponto no gráfico corresponde aos valores de urgência média normalizada (eixo vertical) e dinamismo (eixo horizontal) de uma das instâncias desse conjunto. A normalização da urgência média é feita de maneira que o valor zero represente uma urgência média igual a zero e o valor um represente a maior urgência média encontrada dentro do conjunto de instâncias de *benchmark* em questão. A figura mostra o acúmulo dos pontos, o que demonstra a falta de diversidade entre instâncias de um mesmo conjunto de *benchmark*, para os critérios considerados.

A Figura 5.2 mostra os mesmos valores de dinamismo exibidos na Figura 5.1, entretanto em forma de diagrama de caixas, em que 50% dos valores de dinamismo de cada conjunto de *benchmark* estão contidos nas caixas. A mediana dos valores é demarcada por um risco vertical dentro desta caixa e os limites inferiores (*LI*) e superiores (*LS*) são demarcados pelos segmentos de reta vertical externos às caixas, cujos valores podem ser calculados por:

$$LI = Q_1 - 1,5 \cdot AIQ, \quad (5.1)$$

$$LS = Q_3 + 1,5 \cdot AIQ, \quad (5.2)$$

$$AIQ = Q_3 - Q_1, \quad (5.3)$$

em que Q_1 é o primeiro quartil, correspondendo a 25% das menores medidas, Q_3 é o terceiro quartil, correspondendo a 75% das menores medidas e AIQ é a amplitude interquartil. Ainda no gráfico de caixas, podem ser encontrados pequenos losangos, indicando valores não contidos no intervalo $[LI; LS]$.

Pode-se observar que quatro dos seis conjuntos estudados possuem medianas menores que 0,1 e uma alta concentração de instâncias com dinamismo menor que 0,2, indicando uma falta de diversificação das instâncias desses quatro conjuntos. Vale destacar que quanto maior o dinamismo, maior a quantidade de vezes que necessita-se usar o algoritmo de otimização. Portanto, conjuntos de *benchmark* com baixo valor de dinamismo podem beneficiar algoritmos que retornem bons resultados a custo de um longo tempo de computação.

Outro fator interessante a se destacar é a escassez de instâncias com dinamismo entre 0,45 e 0,6. Van Lon, Ferrante et al. (2016) afirmam que este intervalo de valores de dinamismo ocorre em cenários gerados por distribuições Poisson homogêneas. Tendo em

vista que as chegadas de pedidos de viagem em sistemas de *dial-a-ride* acontecem de forma a se assemelhar com uma distribuição de Poisson homogênea (SCHILDE; DOERNER, K. F.; HARTL, R. F., 2011), a falta de instâncias com esses valores de dinamismo prejudica a análise de cenários realísticos.

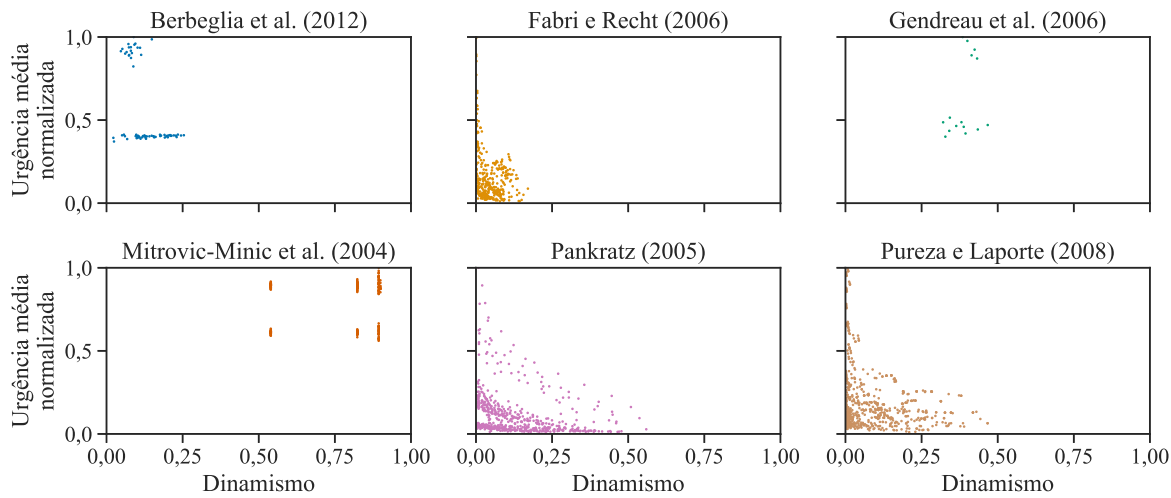


Figura 5.1 – Gráfico de dispersão da urgência média e do dinamismo de cada conjunto de *benchmark*

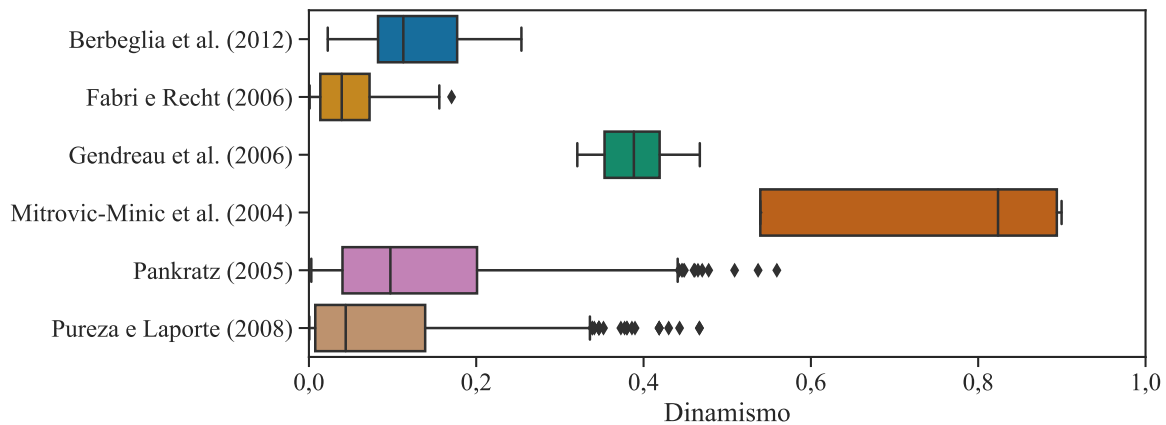


Figura 5.2 – Diagrama de caixa dos valores de dinamismo por *benchmark*

5.2 CORRELAÇÃO ENTRE OS LIMITES INFERIORES DAS JANELAS DE TEMPO DE COLETA E OS INSTANTES DE CHEGADA DOS PEDIDOS

Pela definição de dinamismo apresentada na Seção 4.2.1, os intervalos entre os instantes de chegada dos pedidos são os principais fatores determinadores do valor de dinamismo de uma instância. Portanto, para que um conjunto de *benchmark* possua instâncias cujos valores de dinamismo sejam distintos entre si, se faz necessário que a distribuição dos instantes de chegada seja diferente entre instâncias (VAN LON; FERRANTE et al., 2016).

Entretanto, no Capítulo 3, percebe-se que grande parte dos conjuntos de *benchmark* apresentados possuem um único método de dinamização, não possibilitando a diversificação do tamanho dos intervalos de tempo entre instâncias. A única exceção é o método

de Pankratz e Krypczyk (2009) que varia o valor β garantido a geração de instâncias cujos instantes de chegadas diferem entre si. Porém, mesmo variando esse valor, não foi alcançada uma dispersão grande dos valores de dinamismo entre cenários (Figuras 5.1 e 5.2).

Dentre os métodos de dinamização apresentados no Capítulo 3 é comum a utilização dos limites da janela de tempo de coleta para o cálculo dos instantes de chegada dos pedidos. O objetivo do uso deste parâmetro na hora de computar o instante de chegada do pedido é garantir que os pedidos possam ser atendidos em tempo hábil. Entretanto, isso faz com que a distribuição das janelas de tempo das instâncias estáticas influenciem altamente na distribuição dos instantes de chegadas nos pedidos. Portanto, se a distribuição dos limites das janelas de tempo possuir acúmulo de valores, pode-se esperar que os instantes de chegada dos pedidos também possua o mesmo acúmulo.

As Figuras 5.3 e 5.4 apresentam a distribuição dos limites inferiores e superiores das janelas de tempo de coleta de cada um dos conjuntos de *benchmark* normalizados pelos horizontes de planejamento de suas respectivas instâncias. Nota-se que os limites inferiores tendem, em sua maioria, a acumular no início do horizonte de planejamento. Já os limites superiores possuem uma distribuição menos aglutinada, porém apresentando ainda pontos de concentração.

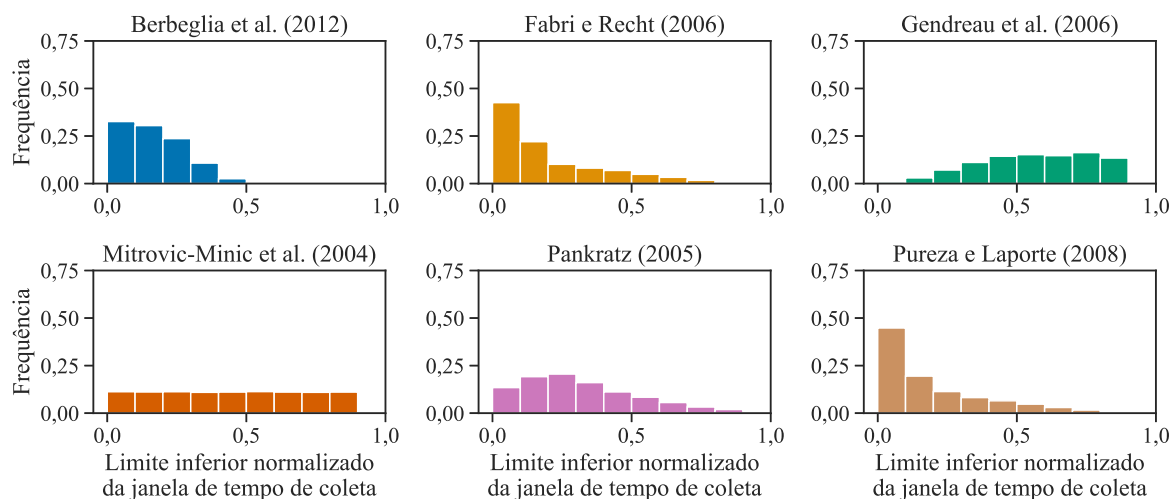


Figura 5.3 – Histograma dos limites inferiores das janelas de tempo de coleta por conjunto de *benchmark*

Como discutido anteriormente, esse acúmulo dos limites da janela de coleta pode ser propagado para a distribuição dos instantes de chegadas. Essa propagação pode ser visualizada na Figura 5.5, que apresenta as distribuições dos instantes de chegada dos pedidos. Observa-se que alguns dos acúmulos apresentados nas Figuras 5.3 e 5.4 podem ser também observados na Figura 5.5.

A Tabela 5.1 apresenta, os valores dos coeficientes de correlação de Pearson entre os instantes de chegada dos pedidos e os limites inferiores das janelas de tempo de coleta dos pedidos. Percebe-se uma correlação alta (maior que 0,75) para as instâncias de Berbeglia, Cordeau e Laporte (2012), Mitrović-Minić e Laporte (2004), Pankratz (2005), Pureza e Laporte (2008) e Fabri e Recht (2006). Já o conjunto proposto por Gendreau et al. (2006) possuem uma correlação média (menor que 0,75) entre estes dois parâmetros, que pode ser explicada pelo uso de variáveis aleatórias de distribuição uniforme no processo de

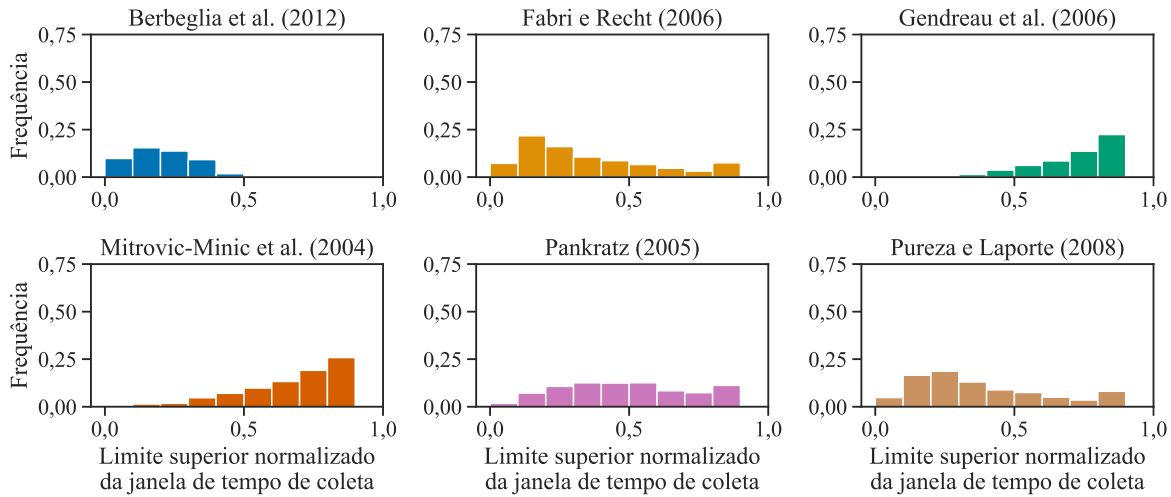


Figura 5.4 – Histograma dos limites superiores das janelas de tempo de coleta por conjunto de *benchmark*

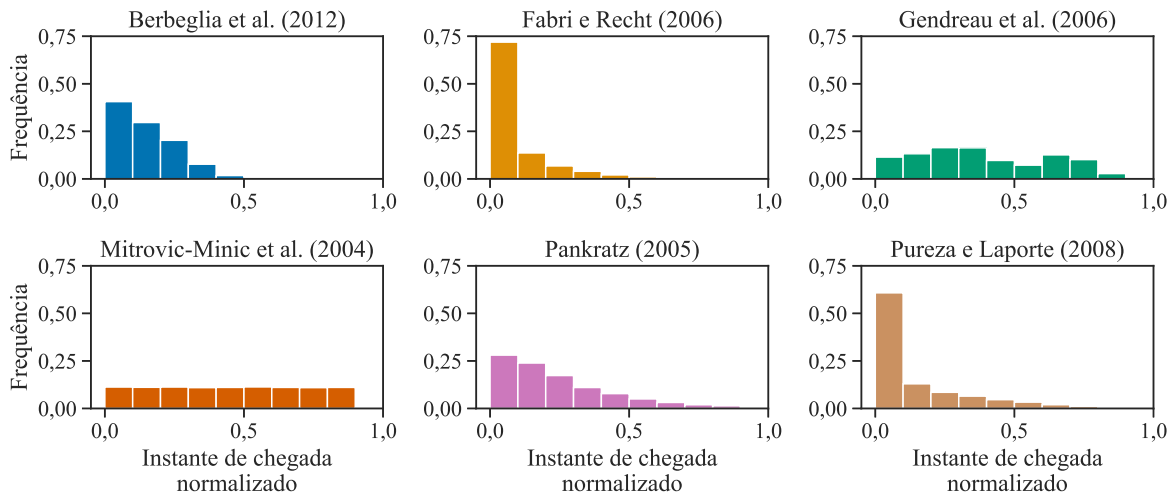


Figura 5.5 – Histograma dos instantes de chegada para cada conjunto de *benchmark*

dinamização ou criação das instâncias.

Tabela 5.1 – Valores de correlação entre os instantes de chegadas normalizados e os limites inferiores normalizados das janelas de tempo de coleta

Conjunto de <i>benchmark</i>	r
Berbeglia, Cordeau e Laporte (2012)	0,95
Fabri e Recht (2006)	0,78
Gendreau et al. (2006)	0,73
Mitrović-Minić e Laporte (2004)	1,00
Pankratz e Krypczyk (2009)	0,81
Pureza e Laporte (2008)	0,89

Destaca-se que estes valores de correlação são relativos a uma relação linear entre as variáveis em questão. Ou seja, ainda podem existir outras relações não lineares entre o instante de chegada do pedido e o limite inferior da janela de tempo de coleta.

As Figuras 5.6 e 5.7 apresentam, de forma visual, as correlações entre os instantes de chegada dos pedidos e os limites inferiores e superiores das janelas de tempo de coleta dos pedidos. Percebe-se uma correlação alta para as instâncias de [Berbeglia, Cordeau e Laporte \(2012\)](#), [Mitrović-Minić, Krishnamurti e Laporte \(2004\)](#), [Pankratz e Krypczyk \(2009\)](#) e [Pureza e Laporte \(2008\)](#). Já os conjuntos propostos por [Gendreau et al. \(2006\)](#) e [Fabri e Recht \(2006\)](#) possuem uma correlação baixa entre estes dois valores, que pode ser explicada pelo uso de variáveis aleatórias de distribuição uniforme no processo de dinamização das instâncias.

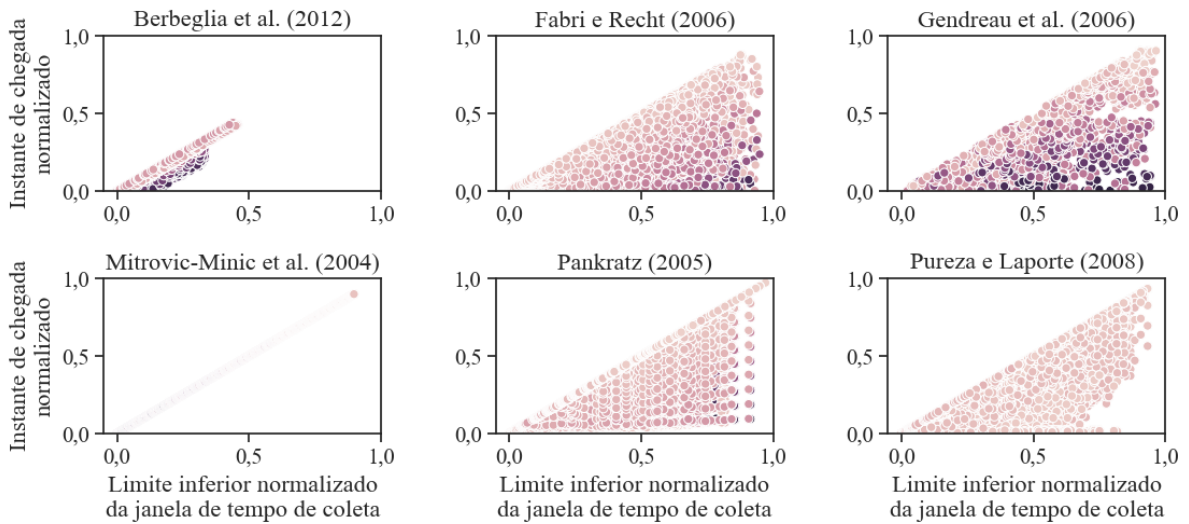


Figura 5.6 – Gráfico de dispersão entre o limite inferior da janela de tempo de coleta e o instante de chegada do pedido para cada conjunto de *benchmark*

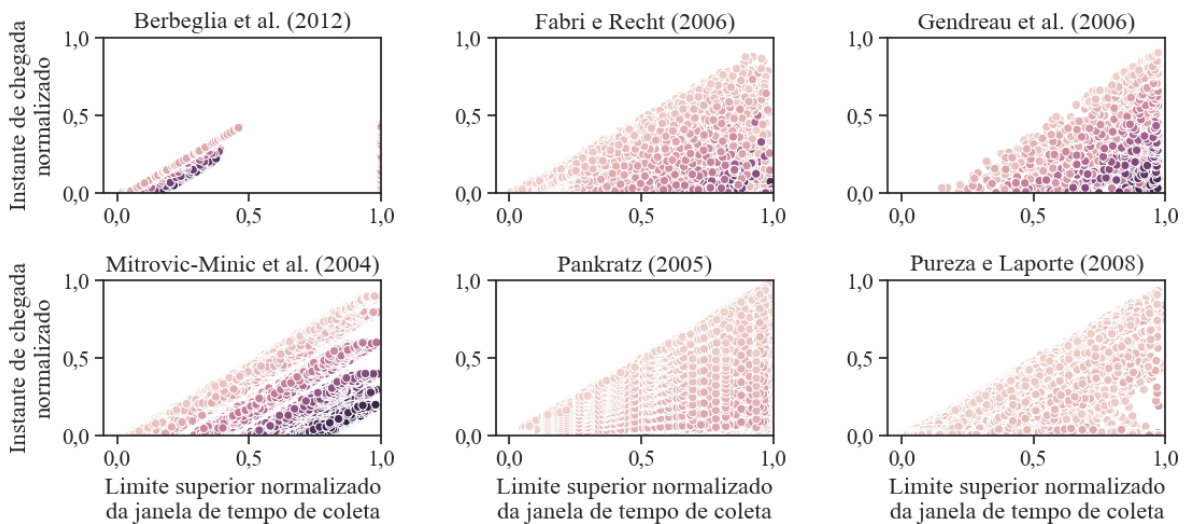


Figura 5.7 – Gráfico de dispersão entre o limite superior da janela de tempo de coleta e o instante de chegada do pedido para cada conjunto de *benchmark*

Nas Figuras 5.6 e 5.7 a coloração dos pontos varia de acordo com o valor da urgência deles. Pode-se perceber que na Figura 5.7 pontos mais afastados do centro tem uma coloração mais escura, menos urgente, que pontos próximos ao centro. Essa é uma característica esperada, tendo em vista que a urgência é dada pelo cálculo da diferença entre o limite superior da janela de tempo de coleta e do instante de chegada do pedido. Já a Figura 5.6 não obedece a mesma regra. O comportamento similar entre alguns dos

gráficos apresentados nestas figuras se deve ao fato da janela de tempo de coleta ser criada através de um método não diversificado, gerando limites superiores e inferiores igualmente espaçados. Esta característica das janelas de tempo levam os conjuntos de instâncias a não possuírem uma variação entre o tamanho das janelas de tempo, o que pode enviesar os experimentos feitos nessas instâncias.

5.3 PRESENÇA DE PEDIDOS ESTÁTICOS

A análise dos valores dos instantes de chegada de cada conjunto mostra que nos conjuntos propostos por [Berbeglia, Cordeau e Laporte \(2012\)](#), [Fabri e Recht \(2006\)](#) e [Pureza e Laporte \(2008\)](#) uma proporção considerável de pedidos (mais que 10%) chega no instante zero e, por definição, são considerados pedidos estáticos. A Tabela 5.2 mostra a porcentagem de pedidos com instante de chegada igual a zero para cada um dos conjuntos de *benchmark*.

Acredita-se que este efeito colateral seja também causado pelo uso de métodos de dinamização baseado nos limites da janela de tempo de entrega e coleta aliado ao uso de instâncias estáticas que apresentam uma distribuição acumulada destes valores, principalmente no início do horizonte de planejamento. Portanto, ao usar-se os métodos de dinamismo deve-se ter cuidado para que estes não gerem demasiados pedidos estáticos, o que pode atrapalhar a análise de algoritmos feitos para atender pedidos dinâmicos.

Destaca-se que esses pedidos estáticos podem também representar uma condição inicial ao sistema. Mesmo assim, é importante perceber que alguns métodos de geração de instâncias dinâmicas possuem uma maior probabilidade de gerar condições iniciais com maior número de pedidos estáticos.

Tabela 5.2 – Porcentagem de pedidos com instante de chegada igual a zero

Conjunto de <i>benchmark</i>	%
Berbeglia, Cordeau e Laporte (2012)	10,0
Fabri e Recht (2006)	20,3
Gendreau et al. (2006)	0,7
Mitrović-Minić, Krishnamurti e Laporte (2004)	0,3
Pankratz e Krypczyk (2009)	0,0
Pureza e Laporte (2008)	19,5

6 CONCLUSÃO

Este documento apresentou, de forma detalhada, conjuntos de instâncias de *benchmark* para o DDARP e o DPDPTW e analisou os métodos usados para a distribuição temporal dos instantes de chegadas dos pedidos usando, para isso, as medidas de dinamismo e urgência propostas por [Van Lon, Ferrante et al. \(2016\)](#).

Através dessa análise, observou-se que os conjuntos possuem uma distribuição acumulada em intervalos de valores de dinamismo e urgência, principalmente devido ao baixo número de instâncias, ao uso de métodos de dinamização simples, devido ao uso de instâncias estáticas com janelas de tempo de coleta acumuladas no início do horizonte de planejamento e da correlação entre os limites inferiores das janelas de tempo de coleta e os instantes de chegada dos pedidos.

Portanto, as instâncias de *benchmark* apresentadas neste documento devem ser usadas com cautela em experimentos, tendo em vista que essas características podem enviesar a comparação de dois algoritmos distintos.

Espera-se que este trabalho sirva como base referencial dos conjuntos de *benchmark* disponíveis assim como algumas de suas características temporais. Com isso, os demais pesquisadores da área de roteamento dinâmico de veículos que tenham interesse em estudar o comportamento de algoritmos de solução para o DDARP e DPDPTW através de simulações computacionais de cenários diversificados podem consultar este documento para fazer uma escolha mais consciente das instâncias que irão usar. Todos os dados das instâncias estudadas neste artigo estão disponíveis para consulta e utilização, assim como todos os códigos usados para a análise das instâncias ([ECCEL, 2019](#)).

Para trabalhos futuros, recomenda-se a aplicação dos métodos de dinamização estudados em diferentes instâncias estáticas, desse modo possibilitando uma melhor comparação do que é influência gerada pelo próprio método e o que é gerado pelas características das instâncias estáticas. Outra proposta interessante é uma análise dos fatores espaciais das instâncias, com relação à distribuição dos locais de coleta e entrega dos pedidos.

REFERÊNCIAS

- AGATZ, Niels et al. Optimization for dynamic ride-sharing: A review. **European Journal of Operational Research**, v. 223, n. 2, p. 295–303, 1 dez. 2012. ISSN 0377-2217. DOI: [10.1016/j.ejor.2012.05.028](https://doi.org/10.1016/j.ejor.2012.05.028). Citado na p. 19.
- ALONSO-GONZÁLEZ, María J. et al. The Potential of Demand-Responsive Transport as a Complement to Public Transport: An Assessment Framework and an Empirical Evaluation. **Transportation Research Record**, p. 0361198118790842, 27 ago. 2018. ISSN 0361-1981. DOI: [10.1177/0361198118790842](https://doi.org/10.1177/0361198118790842). Citado na p. 19.
- BERBEGLIA, Gerardo; CORDEAU, Jean-François; LAPORTE, Gilbert. A Hybrid Tabu Search and Constraint Programming Algorithm for the Dynamic Dial-a-Ride Problem. **INFORMS Journal on Computing**, v. 24, n. 3, p. 343–355, ago. 2012. DOI: [10.1287/ijoc.1110.0454](https://doi.org/10.1287/ijoc.1110.0454). Citado nas pp. 29, 30, 33, 47–50.
- CORDEAU, Jean-François. A Branch-and-Cut Algorithm for the Dial-a-Ride Problem. **Operations Research**, v. 54, n. 3, p. 573–586, jun. 2006. DOI: [10.1287/opre.1060.0283](https://doi.org/10.1287/opre.1060.0283). Citado nas pp. 23, 25, 30.
- CORDEAU, Jean-François; GENDREAU, Michel; LAPORTE, Gilbert. A tabu search heuristic for periodic and multi-depot vehicle routing problems. **Networks**, v. 30, n. 2, p. 105–119, 1 set. 1997. ISSN 1097-0037. DOI: [10.1002/\(SICI\)1097-0037\(199709\)30:2<105::AID-NET5>3.0.CO;2-G](https://doi.org/10.1002/(SICI)1097-0037(199709)30:2<105::AID-NET5>3.0.CO;2-G). Citado na p. 32.
- CORDEAU, Jean-François; LAPORTE, Gilbert. A tabu search heuristic for the static multi-vehicle dial-a-ride problem. **Transportation Research Part B: Methodological**, v. 37, n. 6, p. 579–594, jul. 2003. DOI: [10.1016/s0191-2615\(02\)00045-0](https://doi.org/10.1016/s0191-2615(02)00045-0). Citado nas pp. 21, 30–33.
- DUMAS, Yvan; DESROSIERS, Jacques; SOUMIS, François. The pickup and delivery problem with time windows. **European Journal of Operational Research**, v. 54, n. 1, p. 7–22, 5 set. 1991. ISSN 0377-2217. DOI: [10.1016/0377-2217\(91\)90319-Q](https://doi.org/10.1016/0377-2217(91)90319-Q). Citado na p. 19.
- ECCEL, Renan A. L. Problemas Dinâmicos de Coleta e Entrega com Janelas de Tempo: Instâncias de Benchmark - Código, 17 abr. 2019. DOI: [10.5281/zenodo.2643583](https://doi.org/10.5281/zenodo.2643583). Citado nas pp. 29, 51.
- FABRI, A.; RECHT, P. On dynamic pickup and delivery vehicle routing with several time windows and waiting times. **Transportation Research Part B: Methodological**, v. 40, n. 4, p. 335–350, mai. 2006. DOI: [10.1016/j.trb.2005.04.002](https://doi.org/10.1016/j.trb.2005.04.002). Citado nas pp. 29, 35, 47–50.
- FLEMING, Philip J.; WALLACE, John J. How Not to Lie with Statistics: The Correct Way to Summarize Benchmark Results. **Commun. ACM**, v. 29, n. 3, p. 218–221, mar. 1986. ISSN 0001-0782. DOI: [10.1145/5666.5673](https://doi.org/10.1145/5666.5673). Citado na p. 29.
- FULTON, Lew; MASON, Jacob; MEROUX, Dominique. **Three revolutions in urban transportation**. [S.l.], 3 abr. 2017. p. 38. Disponível em: <https://www.itdp.org/wp-content/uploads/2017/04/UCD-ITDP-3R-Report-FINAL.pdf>. Acesso em: 5 nov. 2018. Citado na p. 19.
- GENDREAU, Michel et al. Neighborhood search heuristics for a dynamic vehicle dispatching problem with pick-ups and deliveries. **Transportation Research Part C:**

- Emerging Technologies**, v. 14, n. 3, p. 157–174, 1 jun. 2006. ISSN 0968-090X. DOI: [10.1016/j.trc.2006.03.002](https://doi.org/10.1016/j.trc.2006.03.002). Citado nas pp. 29, 30, 35–37, 47–50.
- INCE, Darrel C.; HATTON, Leslie; GRAHAM-CUMMING, John. The case for open computer programs. **Nature**, v. 482, n. 7386, p. 485–488, fev. 2012. ISSN 1476-4687. DOI: [10.1038/nature10836](https://doi.org/10.1038/nature10836). Citado na p. 19.
- KILBY, Philip; SHAW, Paul; PROSSER, Patrick. **Dynamic VRPs: A study of scenarios**. [S.l.], 1998. Disponível em: https://www.academia.edu/2754875/Dynamic_VRPs_A_study_of_scenarios. Acesso em: 23 mai. 2019. Citado na p. 41.
- LARSEN, Allan. **The dynamic vehicle routing problem**. Dez. 2000. Tese (Doutorado) – Technical University of Denmark (DTU), Kgs. Lyngby, Denmark. Disponível em: <https://orbit.dtu.dk/files/5261816/imm143.pdf>. Acesso em: 15 out. 2019. Citado nas pp. 40, 44.
- LARSEN, Allan; MADSEN, Oli B. G.; SOLOMON, Marius M. Classification Of Dynamic Vehicle Routing Systems. In: ZEIMPEKIS, Vasileios et al. (Ed.). **Dynamic Fleet Management: Concepts, Systems, Algorithms & Case Studies**. Boston, MA: Springer US, 2007. p. 19–40. ISBN 978-0-387-71722-7. DOI: [10.1007/978-0-387-71722-7_2](https://doi.org/10.1007/978-0-387-71722-7_2). Citado nas pp. 40, 41.
- LARSEN, Allan; MADSEN, Oli B. G.; SOLOMON, Marius M. Partially dynamic vehicle routing—models and algorithms. **Journal of the Operational Research Society**, v. 53, n. 6, p. 637–646, jun. 2002. DOI: [10.1057/palgrave.jors.2601352](https://doi.org/10.1057/palgrave.jors.2601352). Citado na p. 40.
- LEVEQUE, R. J.; MITCHELL, I. M.; STODDEN, V. Reproducible research for scientific computing: Tools and strategies for changing the culture. **Computing in Science Engineering**, v. 14, n. 4, p. 13–17, jul. 2012. ISSN 1521-9615. DOI: [10.1109/MCSE.2012.38](https://doi.org/10.1109/MCSE.2012.38). Citado na p. 20.
- LI, Haibing; LIM, Andrew. A Metaheuristic for the Pickup and Delivery Problem with Time Windows. **International Journal on Artificial Intelligence Tools**, v. 12, n. 2, p. 173–186, jun. 2003. DOI: [10.1142/s0218213003001186](https://doi.org/10.1142/s0218213003001186). Citado nas pp. 30, 33–35.
- LUND, K.; MADSEN, Oli B. G.; RYGAARD, J. M. **Vehicle routing problems with varying degrees of dynamism**. Lyngby, Denmark, 1996. Citado na p. 39.
- MACIEJEWSKI, Michal et al. Towards a Testbed for Dynamic Vehicle Routing Algorithms. In: BAJO, Javier et al. (Ed.). **Highlights of Practical Applications of Cyber-Physical Multi-Agent Systems**. [S.l.]: Springer International Publishing, 2017. (Communications in Computer and Information Science), p. 69–79. ISBN 978-3-319-60285-1. DOI: [10.1007/978-3-319-60285-1_6](https://doi.org/10.1007/978-3-319-60285-1_6). Citado nas pp. 19, 20, 29.
- MAYER, Thomas; UHLIG, Tobias; ROSE, Oliver. An open-source discrete event simulator for rich vehicle routing problems. In: 2016 IEEE 19th International Conference on Intelligent Transportation Systems (ITSC). [S.l.]: IEEE, nov. 2016. DOI: [10.1109/itsc.2016.7795725](https://doi.org/10.1109/itsc.2016.7795725). Citado na p. 20.
- MENDOZA, Jorge E et al. VRP-REP: the vehicle routing problem repository. In: THIRD MEETING OF THE EURO WORKING GROUP ON VEHICLE ROUTING AND LOGISTICS OPTIMIZATION (VeRoLog). Disponível em: <http://www.vrp-rep.org/>. Acesso em: 15 out. 2019. Citado na p. 20.

- MERALI, Zeeya. Computational science: ...Error. **Nature News**, n. 467, p. 775–777, 13 out. 2010. Citado na p. 19.
- MICHAELIS. **Dinâmico**. Michaelis On-Line. 2019. Disponível em: <<https://michaelis.uol.com.br/moderno-portugues/busca/portugues-brasileiro/dinamico/>>. Acesso em: 11 ago. 2019. Citado na p. 39.
- MITROVIĆ-MINIĆ, Snežana; KRISHNAMURTI, Ramesh; LAPORTE, Gilbert. Double-horizon based heuristics for the dynamic pickup and delivery problem with time windows. **Transportation Research Part B: Methodological**, v. 38, n. 8, p. 669–685, 1 set. 2004. ISSN 0191-2615. DOI: [10.1016/j.trb.2003.09.001](https://doi.org/10.1016/j.trb.2003.09.001). Citado nas pp. 49, 50.
- MITROVIĆ-MINIĆ, Snežana; LAPORTE, Gilbert. Waiting strategies for the dynamic pickup and delivery problem with time windows. **Transportation Research Part B: Methodological**, v. 38, n. 7, p. 635–655, 1 ago. 2004. ISSN 0191-2615. DOI: [10.1016/j.trb.2003.09.002](https://doi.org/10.1016/j.trb.2003.09.002). Citado nas pp. 29, 30, 47, 48.
- PANKRATZ, Giselher. Dynamic vehicle routing by means of a genetic algorithm. **International Journal of Physical Distribution & Logistics Management**, v. 35, n. 5, p. 362–383, 1 jun. 2005. ISSN 0960-0035. DOI: [10.1108/09600030510607346](https://doi.org/10.1108/09600030510607346). Citado nas pp. 19, 29, 34, 47.
- PANKRATZ, Giselher; KRYPCZYK, Veikko. **Benchmark data sets for dynamic vehicle routing problems**. 12 nov. 2009. Disponível em: <https://web.archive.org/web/20120622022350/http://www.fernuni-hagen.de:80/WINF/inhalte/benchmark_data.htm>. Acesso em: 21 jun. 2018. Citado nas pp. 29, 47–50.
- PARRAGH, Sophie N.; DOERNER, Karl F.; HARTL, Richard F. A survey on pickup and delivery problems: Part I: Transportation between customers and depot. **Journal für Betriebswirtschaft**, v. 58, n. 1, p. 21–51, 1 abr. 2008. ISSN 0344-9327, 1614-631X. DOI: [10.1007/s11301-008-0033-7](https://doi.org/10.1007/s11301-008-0033-7). Citado na p. 25.
- PILLAC, Victor et al. A review of dynamic vehicle routing problems. **European Journal of Operational Research**, v. 225, n. 1, p. 1–11, fev. 2013. DOI: [10.1016/j.ejor.2012.08.015](https://doi.org/10.1016/j.ejor.2012.08.015). Citado nas pp. 20, 29, 41.
- PSARAFTIS, Harilaos N. Dynamic Vehicle Routing Problems. In: **VEHICLE Routing: Methods and Studies**. [S.l.]: North-Holland, 1988. p. 223–248. Citado nas pp. 19, 26.
- PSARAFTIS, Harilaos N.; WEN, Min; KONTOVAS, Christos A. Dynamic vehicle routing problems: Three decades and counting. **Networks**, v. 67, n. 1, p. 3–31, ago. 2015. DOI: [10.1002/net.21628](https://doi.org/10.1002/net.21628). Citado nas pp. 19, 26, 39.
- PUREZA, Vitória; LAPORTE, Gilbert. Waiting and Buffering Strategies for the Dynamic Pickup and Delivery Problem with Time Windows. **INFOR: Information Systems and Operational Research**, v. 46, n. 3, p. 165–175, ago. 2008. DOI: [10.3138/infor.46.3.165](https://doi.org/10.3138/infor.46.3.165). Citado nas pp. 29, 33, 47–50.
- ROPKE, Stefan; CORDEAU, Jean-François; LAPORTE, Gilbert. Models and branch-and-cut algorithms for pickup and delivery problems with time windows. **Networks**, v. 49, n. 4, p. 258–272, 2007. DOI: [10.1002/net.20177](https://doi.org/10.1002/net.20177). Citado nas pp. 30, 31, 33.

SAVELSBERGH, Martin; SOL, Marc. Drive: Dynamic Routing of Independent Vehicles. **Operations Research**, v. 46, n. 4, p. 474–490, 1 ago. 1998. ISSN 0030-364X. DOI: [10.1287/opre.46.4.474](https://doi.org/10.1287/opre.46.4.474). Citado na p. 30.

SCHILDE, M.; DOERNER, K. F.; HARTL, R. F. Metaheuristics for the dynamic stochastic dial-a-ride problem with expected return transports. **Computers & Operations Research**, v. 38, n. 12, p. 1719–1730, dez. 2011. DOI: [10.1016/j.cor.2011.02.006](https://doi.org/10.1016/j.cor.2011.02.006). Citado na p. 46.

SOLOMON, Marius M. Algorithms for the Vehicle Routing and Scheduling Problems with Time Window Constraints. **Operations Research**, v. 35, n. 2, p. 254–265, 1 abr. 1987. ISSN 0030-364X. DOI: [10.1287/opre.35.2.254](https://doi.org/10.1287/opre.35.2.254). Citado na p. 33.

VAN LON, Rinde R. R. S.; FERRANTE, Eliseo et al. Measures of dynamism and urgency in logistics. **European Journal of Operational Research**, v. 253, n. 3, p. 614–624, 16 set. 2016. ISSN 0377-2217. DOI: [10.1016/j.ejor.2016.03.021](https://doi.org/10.1016/j.ejor.2016.03.021). Citado nas pp. 20, 39, 41, 42, 44–46, 51.

VAN LON, Rinde R. R. S.; HOLVOET, T. RinSim: A Simulator for Collective Adaptive Systems in Transportation and Logistics. In: 2012 IEEE SIXTH INTERNATIONAL CONFERENCE ON SELF-ADAPTIVE AND SELF-ORGANIZING SYSTEMS. **2012 IEEE Sixth International Conference on Self-Adaptive and Self-Organizing Systems**. [S.l.: s.n.], set. 2012. p. 231–232. DOI: [10.1109/SASO.2012.41](https://doi.org/10.1109/SASO.2012.41). Citado na p. 20.

VAN LON, Rinde R. R. S.; HOLVOET, Tom. Towards Systematic Evaluation of Multi-agent Systems in Large Scale and Dynamic Logistics. In: INTERNATIONAL CONFERENCE ON PRINCIPLES AND PRACTICE OF MULTI-AGENT SYSTEMS. **PRIMA 2015: Principles and Practice of Multi-Agent Systems**. [S.l.]: Springer, Cham, 26 out. 2015. (Lecture Notes in Computer Science), p. 248–264. ISBN 978-3-319-25523-1. DOI: [10.1007/978-3-319-25524-8_16](https://doi.org/10.1007/978-3-319-25524-8_16). Citado na p. 20.

VAN LON, Rinde R. R. S.; HOLVOET, Tom. When do agents outperform centralized algorithms? **Autonomous Agents and Multi-Agent Systems**, v. 31, n. 6, p. 1578–1609, 1 nov. 2017. ISSN 1387-2532, 1573-7454. DOI: [10.1007/s10458-017-9371-y](https://doi.org/10.1007/s10458-017-9371-y). Citado na p. 20.

WONG, K. I.; HAN, A. F.; YUEN, C. W. On dynamic demand responsive transport services with degree of dynamism. **Transportmetrica A: Transport Science**, v. 10, n. 1, p. 55–73, 2 jan. 2014. ISSN 2324-9935. DOI: [10.1080/18128602.2012.694491](https://doi.org/10.1080/18128602.2012.694491). Citado nas pp. 39, 40.

Anexos

**ANEXO A – CARACTERÍSTICAS DAS INSTÂNCIAS PDPTW DE LI E LIM
(2003)**

ID	H	n	Q^k	ID	H	n	Q^k	ID	H	n	Q^k
LC101	1236	53	200	LR101	230	53	200	LRC101	240	53	200
LC102	1236	53	200	LR102	230	55	200	LRC102	240	53	200
LC103	1236	52	200	LR103	230	52	200	LRC103	240	53	200
LC104	1236	53	200	LR104	230	52	200	LRC104	240	54	200
LC105	1236	53	200	LR105	230	53	200	LRC105	240	54	200
LC106	1236	53	200	LR106	230	52	200	LRC106	240	53	200
LC107	1236	53	200	LR107	230	52	200	LRC107	240	53	200
LC108	1236	53	200	LR108	230	50	200	LRC108	240	52	200
LC109	1236	53	200	LR109	230	53	200				
				LR110	230	52	200				
				LR111	230	54	200				
				LR112	230	53	200				
LC201	3390	51	700	LR201	1000	51	1000	LRC201	1000	51	1000
LC202	3390	51	700	LR202	1000	50	1000	LRC202	1000	51	1000
LC203	3390	51	700	LR203	1000	51	1000	LRC203	1000	51	1000
LC204	3390	51	700	LR204	1000	50	1000	LRC204	1000	51	1000
LC205	3390	51	700	LR205	1000	51	1000	LRC205	1000	51	1000
LC206	3390	51	700	LR206	1000	50	1000	LRC206	1000	51	1000
LC207	3390	51	700	LR207	1000	51	1000	LRC207	1000	51	1000
LC208	3390	51	700	LR208	1000	50	1000	LRC208	1000	51	1000
				LR209	1000	51	1000				
				LR210	1000	51	1000				
				LR211	1000	50	1000				
LC1_2_1	1351	106	200	LR1_2_1	634	105	200	LRC1_2_1	634	106	200
LC1_2_2	1351	105	200	LR1_2_2	634	105	200	LRC1_2_2	634	103	200
LC1_2_3	1351	103	200	LR1_2_3	634	104	200	LRC1_2_3	634	105	200
LC1_2_4	1351	105	200	LR1_2_4	634	105	200	LRC1_2_4	634	106	200
LC1_2_5	1351	107	200	LR1_2_5	634	106	200	LRC1_2_5	634	107	200
LC1_2_6	1351	107	200	LR1_2_6	634	107	200	LRC1_2_6	634	105	200
LC1_2_7	1351	107	200	LR1_2_7	634	103	200	LRC1_2_7	634	106	200
LC1_2_8	1351	105	200	LR1_2_8	634	103	200	LRC1_2_8	634	104	200
LC1_2_9	1351	105	200	LR1_2_9	634	105	200	LRC1_2_9	634	104	200
LC1_2_10	1351	104	200	LR1_2_10	634	104	200	LRC1_2_10	634	105	200
LC2_2_1	3598	102	700	LR2_2_1	2535	101	1000	LRC2_2_1	2535	101	1000
LC2_2_2	3598	102	700	LR2_2_2	2535	101	1000	LRC2_2_2	2535	102	1000
LC2_2_3	3598	101	700	LR2_2_3	2535	101	1000	LRC2_2_3	2535	101	1000
LC2_2_4	3598	102	700	LR2_2_4	2535	101	1000	LRC2_2_4	2535	101	1000
LC2_2_5	3598	101	700	LR2_2_5	2535	102	1000	LRC2_2_5	2535	101	1000
LC2_2_6	3598	101	700	LR2_2_6	2535	100	1000	LRC2_2_6	2535	101	1000
LC2_2_7	3598	101	700	LR2_2_7	2535	101	1000	LRC2_2_7	2535	101	1000
LC2_2_8	3598	102	700	LR2_2_8	2535	100	1000	LRC2_2_8	2535	101	1000
LC2_2_9	3598	101	700	LR2_2_9	2535	100	1000	LRC2_2_9	2535	101	1000

LC2_2_10	3598	101	700	LR2_2_10	2535	101	1000	LRC2_2_10	2535	101	1000
LC1_4_1	1501	211	200	LR1_4_1	804	208	200	LRC1_4_1	765	208	200
LC1_4_2	1501	211	200	LR1_4_2	804	209	200	LRC1_4_2	765	209	200
LC1_4_3	1501	210	200	LR1_4_3	804	208	200	LRC1_4_3	765	206	200
LC1_4_4	1501	208	200	LR1_4_4	804	210	200	LRC1_4_4	765	207	200
LC1_4_5	1501	211	200	LR1_4_5	804	206	200	LRC1_4_5	765	207	200
LC1_4_6	1501	211	200	LR1_4_6	804	211	200	LRC1_4_6	765	208	200
LC1_4_7	1501	211	200	LR1_4_7	804	208	200	LRC1_4_7	765	211	200
LC1_4_8	1501	208	200	LR1_4_8	804	211	200	LRC1_4_8	765	208	200
LC1_4_9	1501	209	200	LR1_4_9	804	209	200	LRC1_4_9	765	209	200
LC1_4_10	1501	208	200	LR1_4_10	804	209	200	LRC1_4_10	765	209	200
LC2_4_1	3693	203	700	LR2_4_1	3213	201	1000	LRC2_4_1	3060	203	1000
LC2_4_2	3693	202	700	LR2_4_2	3213	201	1000	LRC2_4_2	3060	203	1000
LC2_4_3	3693	203	700	LR2_4_3	3213	202	1000	LRC2_4_3	3060	201	1000
LC2_4_4	3693	203	700	LR2_4_4	3213	202	1000	LRC2_4_4	3060	203	1000
LC2_4_5	3693	203	700	LR2_4_5	3213	202	1000	LRC2_4_5	3060	203	1000
LC2_4_6	3693	203	700	LR2_4_6	3213	201	1000	LRC2_4_6	3060	203	1000
LC2_4_7	3693	204	700	LR2_4_7	3213	203	1000	LRC2_4_7	3060	202	1000
LC2_4_8	3693	203	700	LR2_4_8	3213	202	1000	LRC2_4_8	3060	201	1000
LC2_4_9	3693	205	700	LR2_4_9	3213	202	1000	LRC2_4_9	3060	203	1000
LC2_4_10	3693	202	700	LR2_4_10	3213	202	1000	LRC2_4_10	3060	203	1000