

UNIVERSIDADE FEDERAL DO PARANÁ

ANDREY ALAYO HIDALGO SCHULZ

DESENVOLVIMENTO DE UMA METODOLOGIA BASEADA EM UM MODELO  
EXATO PARA RESOLVER O PICKER ROUTING PROBLEM EM UM CASO REAL

CURITIBA

2022

ANDREY ALAYO HIDALGO SCHULZ

DESENVOLVIMENTO DE UMA METODOLOGIA BASEADA EM UM MODELO  
EXATO PARA RESOLVER O PICKER ROUTING PROBLEM EM UM CASO REAL

Dissertação de Mestrado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Gestão de Organizações, Liderança e Decisão (PPGOLD), Setor de Ciências Sociais Aplicadas, Universidade Federal do Paraná, como requisito parcial à obtenção do título de Mestre em Gestão de Organizações, Liderança e Decisão.

Orientador: Prof. Dr. Cassius Tadeu Scarpin

CURITIBA

2022

DADOS INTERNACIONAIS DE CATALOGAÇÃO NA PUBLICAÇÃO (CIP)  
UNIVERSIDADE FEDERAL DO PARANÁ  
SISTEMA DE BIBLIOTECAS – BIBLIOTECA DE CIÊNCIAS SOCIAIS APLICADAS

Schulz, Andrey Alayo Hidalgo

Desenvolvimento de uma metodologia baseada em um modelo exato para resolver o *picker routing problem* em um caso real / Andrey Alayo Hidalgo Schulz. – Curitiba, 2022.

1 recurso on-line : PDF.

Dissertação (Mestrado) – Universidade Federal do Paraná, Setor de Ciências Sociais Aplicadas, Programa de Pós-Graduação em Gestão de Organizações, Liderança e Decisão.

Orientador: Prof. Dr. Cassius Tadeu Scarpin.

1. Roteamento em centro de distribuição. 2. Heurística.  
3. Distribuição de mercadorias. I. Scarpin, Cassius Tadeu.  
II. Universidade Federal do Paraná. Programa de Pós-Graduação em Gestão de Organizações, Liderança e Decisão. III. Título.

Bibliotecária: Maria Lidiane Herculano Graciosa CRB-9/2008

## TERMO DE APROVAÇÃO

Os membros da Banca Examinadora designada pelo Colegiado do Programa de Pós-Graduação GESTÃO DE ORGANIZAÇÕES, LIDERANÇA E DECISÃO da Universidade Federal do Paraná foram convocados para realizar a arguição da Dissertação de Mestrado de **ANDREY ALAYO HIDALGO SCHULZ** intitulada: **DESENVOLVIMENTO DE UMA METODOLOGIA BASEADA EM UM MODELO EXATO PARA RESOVER O PICKER ROUTING PROBLEM EM UM CASO REAL**, sob orientação do Prof. Dr. CASSIUS TADEU SCARPIN, que após terem inquirido o aluno e realizada a avaliação do trabalho, são de parecer pela sua APROVAÇÃO no rito de defesa.

A outorga do título de mestre está sujeita à homologação pelo colegiado, ao atendimento de todas as indicações e correções solicitadas pela banca e ao pleno atendimento das demandas regimentais do Programa de Pós-Graduação.

CURITIBA, 14 de Outubro de 2022.

Assinatura Eletrônica  
14/10/2022 13:45:00.0  
CASSIUS TADEU SCARPIN  
Presidente da Banca Examinadora

Assinatura Eletrônica  
14/10/2022 14:20:42.0  
JOSÉ EDUARDO PÉCORA JUNIOR  
Avaliador Interno (UNIVERSIDADE FEDERAL DO PARANÁ)

Assinatura Eletrônica  
14/10/2022 14:09:35.0  
MARCOS DOS SANTOS  
Avaliador Externo (INSTITUTO MILITAR DE ENGENHARIA)

Assinatura Eletrônica  
16/10/2022 21:27:29.0  
EDUARDO ALVES PORTELA SANTOS  
Avaliador Interno (UNIVERSIDADE FEDERAL DO PARANÁ)

## **AGRADECIMENTOS**

Sempre fui ensinado a agradecer a Deus em primeiro lugar diante de qualquer situação. Nesse sentido, agradeço a Ele por me proporcionar saúde e força, que me permitiram acordar todos os dias com vigor para a labuta diária, empenho e dedicação, que me mantiveram focado mesmo em momentos de desânimo e cansaço, e inteligência, que me auxiliou nessa trajetória e alavancou aquisição de conhecimento.

Aos meus pais, que desde menino me ensinaram a importância de adquirir conhecimento e o valor de possuir a oportunidade de estudar, por meio de seus exemplos de vida. Pelo amor, carinho, compreensão e paciência que tiveram comigo nos momentos de insegurança e dúvida. Até mesmo pelas brigas e discussões que tivemos, pois aprendi a enxergar determinadas situações de outro ponto de vista, me tornando assim mais crítico nas tomadas de decisão da vida.

Agradeço a minha irmã por me tomar como exemplo em algumas situações, me motivando a sempre evoluir e fazer melhor as coisas. Pelas brigas, reconciliações, chantagens, negociações, amor, carinho e emoções, que nos fazem tão próximos.

Não posso esquecer de agradecer a meu orientador, meu primeiro professor no mestrado, aquele que pelo seu carisma em ensinar me motivou a trilhar os passos dessa jornada. Agradeço pelo apoio, pelo direcionamento e pelos conselhos.

“Tua palavra é lâmpada para meus pés e luz para meu caminho”  
(Salmos 119:105, Bíblia Sagrada Nova Versão Transformadora – NVT)

## RESUMO

Neste trabalho apresenta-se uma aplicação real de um modelo exato para o Problema de Roteamento de Separadores de Pedidos, também conhecido com *Picker Routing Problem* (PRP), em uma Rede varejista do setor supermercadista. O estudo de caso feito na pesquisa foi no Centro de Distribuição desta rede supermercadista. O PRP consiste em determinar a menor rota a ser percorrida por um separador em um Centro de Distribuição (CD) de forma a coletar manualmente todos os produtos contidos em um determinado pedido. Tem-se como objetivo a aplicação de um modelo de Programação Linear Inteira Mista (PLIM), encontrado na literatura, e a comparação dos resultados obtidos com o atual método utilizado na empresa, a heurística S-Shape. Para isso, dados reais de pedidos de um determinado período foram coletados e algumas suposições relativas ao tamanho do problema e ao leiaute do CD foram feitas para gerar os 65 cenários de testes estabelecidos. Para atingir o objetivo almejado, foi necessário elaborar um algoritmo em três etapas, em linguagem de programação C#. A primeira etapa é o tratamento de dados e ajuste do leiaute para a elaboração do modelo Matemático. Com uso do *solver* GUROBI para a resolução dos testes, realizou-se a segunda etapa. A terceira etapa consistiu na aplicação da heurística S-Shape para possibilitar a comparação entre os métodos. As comparações entre o modelo aplicado e a heurística da empresa foram avaliadas em termos de economias (em metros) do trajeto gerado e tempo de resolução. Em 81,54% dos testes, o modelo obteve melhores resultados, gerando rotas com distâncias menores. Os outros 18,46% ambos os métodos retornaram o mesmo resultado. A melhoria média geral ficou em 8,41%. O modelo com parâmetro alterado resolveu 87,69% dos testes em até 30 minutos, considerado como tempo aceitável em termos práticos operacionais. Para os 12,31% dos testes resolvidos acima de 30 minutos, uma manipulação nos dados para contornar essa situação foi sugerida. Dessa forma, foi considerada como vantajosa a aplicação do modelo para o problema real de roteamento de *pickers*.

Palavras-chave: Roteamento em Centro de Distribuição (CD); *Picker Routing Problem* (PRP); Modelo exato; Heurística S-Shape.

## ABSTRACT

This work presents a real application of an exact model for the Picker Routing Problem (PRP), in a retail chain in the supermarket sector. The case study done in the research was in the Distribution Center of this supermarket chain. The PRP consists of determining the shortest route to be taken by a picker in a Distribution Center (DC) in order to manually collect all the products contained in a given order. The objective is to apply a Mixed Integer Linear Programming (MILP) model, found in the literature, and to compare the results obtained with the current method used in the company, the S-Shape heuristic. For this, actual order data for a given period was collected and some assumptions regarding the size of the problem and the CD layout were made to generate the 65 established test scenarios. To achieve the desired goal, it was necessary to develop an algorithm in three steps, in C # programming language. The first step is the data treatment and adjustment of the layout for the elaboration of the Mathematical model. Using the GUROBI solver to solve the tests, the second step was performed. The third step consisted of applying the S-Shape heuristic to make it possible to compare the methods. The comparisons between the applied model and the company's heuristic were evaluated in terms of savings (in meters) of the generated route and resolution time. In 81.54% of the tests, the model obtained better results, generating routes with shorter distances. The other 18.46% both methods returned the same result. The overall average improvement was 8.41%. The model with an altered parameter solved 87.69% of the tests within 30 minutes, considered an acceptable timeframe in operational practical terms. For the 12.31% of the tests resolved over 30 minutes, a manipulation of the data to get around this situation was suggested. Thus, it was considered advantageous to apply the model to the real problem of picker routing.

Keywords: Routing in Distribution Center (DC); Picker Routing Problem (PRP); Exact Model; S-Shape heuristic.

## LISTA DE FIGURAS

FIGURA 1 - REPRESENTAÇÃO DO CENTRO DE DISTRIBUIÇÃO DO ESTUDO DE CASO .....	28
FIGURA 2 - FUNÇÕES BÁSICAS EM CD .....	30
FIGURA 3 - INTERAÇÃO E FLUXO DE ATIVIDADES EM CDs .....	32
FIGURA 4 - ESQUEMA DE PRATELEIRAS EM UM CD .....	34
FIGURA 5 - LEIAUTE PADRÃO DE UM CENTRO DE DISTRIBUIÇÃO .....	35
FIGURA 6 - CLASSIFICAÇÃO DOS SISTEMAS DE COLETA .....	43
FIGURA 7 - COLETA DE PRODUTOS (ESQ.) E SUA REPRESENTAÇÃO GRÁFICA (DIR.) .....	50
FIGURA 8 - TAXONOMIA PARA O <i>PICKER ROUTING PROBLEM</i> (PRP).....	78
FIGURA 9 - GRAFO MODIFICADO PARA O SPRP EM UM CD MONOBLOCO DE 5 CORREDORES DE COLETA .....	79
FIGURA 10 - NOTAÇÃO DAS VARIÁVEIS DO MODELO .....	84
FIGURA 11 - REPRESENTAÇÃO DE ROTA GERADA PELA HEURÍSTICA S-SHAPE .....	94
FIGURA 12 - TIPOS DE GAPS POSSÍVEIS NOS CORREDORES.....	95
FIGURA 13 - DISTÂNCIA ENTRE PONTOS EM DIFERENTES SITUAÇÕES.....	99
FIGURA 14 - DISTÂNCIA PARA CORREDORES TRANSVERSAIS.....	101
FIGURA 15 - PARÂMETROS INTRÍNSECOS DE UM CD.....	102
FIGURA 16 - ROTA GERADA PELA METODOLOGIA (TESTE 46).....	112
FIGURA 17 - ROTA GERADA PELA HEURÍSTICA S-SHAPE (TESTE 46) .....	113

## LISTA DE GRÁFICOS

GRÁFICO 1 - TEMPO DAS ATIVIDADES DO <i>PICKING</i> .....	41
GRÁFICO 2 - RELAÇÃO ENTRE PERCENTUAL DE MELHORIA E TAXA DE OCUPAÇÃO.....	114
GRÁFICO 3 - DISTRIBUIÇÃO DO PERCENTUAL DE MELHORIA DOS TESTES	115
GRÁFICO 4 - RELAÇÃO ENTRE TEMPOS: MODELO X METODOLOGIA .....	121
GRÁFICO 5 - RELAÇÃO ENTRE TEMPOS: RESOLUÇÃO X QUANTIDADE DE PRODUTOS.....	121
GRÁFICO 6 - RELAÇÃO ENTRE TEMPO DE RESOLUÇÃO E QUANTIDADE DE CORREDORES .....	122

## LISTA DE QUADROS

QUADRO 1 - DECISÕES E NÍVEL DECISÓRIO .....	38
QUADRO 2 - POLÍTICAS NÍVEL OPERACIONAL EM CDS.....	39
QUADRO 3 - CENÁRIOS DE TESTE .....	104

## LISTA DE TABELAS

TABELA 1 - CÁLCULO DE DISTÂNCIA ENTRE PONTOS DE COLETA .....	99
TABELA 2 - CÁLCULO DA DISTÂNCIA ENTRE CORREDORES.....	100
TABELA 3 - MELHORIAS NO BLOCO 1 .....	116
TABELA 4 - MELHORIAS NO BLOCO 2 .....	118
TABELA 5 - MELHORIAS NO BLOCO 3 .....	119
TABELA 6 - TESTES QUE APRESENTARAM GAP NA RESOLUÇÃO .....	124
TABELA 7 - FAIXA DE TEMPO REORGANIZADA.....	125

## LISTA DE ABREVIATURAS OU SIGLAS

CD	Cento de Distribuição
CSCMP	<i>Council of Supply Chain Management Professionals</i>
SCM	<i>Supply Chain Management</i>
JIT	<i>Just-in-Time</i>
PO	Pesquisa Operacional
PRP	<i>Picker Routing Problem</i>
PLIM	Programação Linear Inteira Mista
PIB	Produto Interno Bruto
ABRAS	Associação Brasileira de Supermercados
LIFO	<i>Last-in-First-Out</i>
WMS	<i>Warehouse Management System</i>
SKU	<i>Stock Keeping Unit</i>
CTF	Corredor Transversal Frontal
CTT	Corredor Transversal Traseiro
CTI	Corredor Transversal Intermediário
TSP	<i>Traveling Salesman Problem</i>
PCV	Problema do Caixeiro Viajante
ATSP	<i>Assimetric Traveling Salesman Problem</i>
STSP	<i>Steiner Traveling Salesman Routing Problem</i>
PTSP	<i>Probabilistic Traveling Salesman Problem</i>
PPDTSP	<i>Probabilistic Pickup-and-Delivery Traveling Salesman Problem</i>

## SUMÁRIO

<b>1 INTRODUÇÃO</b> .....	<b>15</b>
1.1 OBJETIVOS .....	18
1.1.1 Objetivo geral .....	18
1.1.2 Objetivos específicos.....	18
1.2 JUSTIFICATIVA .....	19
1.3 LIMITAÇÕES DO TRABALHO .....	23
1.4 ESTRUTURA DO TRABALHO .....	24
<b>2 DESCRIÇÃO DO PROBLEMA</b> .....	<b>26</b>
2.1 ESTUDO DE CASO .....	26
2.2 CENTROS DE DISTRIBUIÇÃO .....	29
2.3 ATIVIDADE DE <i>PICKING</i> .....	36
<b>3 REVISÃO DA LITERATURA</b> .....	<b>47</b>
3.1 <i>TRAVELLING SALESMAN PROLEM</i> (TSP) .....	47
3.2 ROTEAMENTO EM CENTRO DE DISTRIBUIÇÃO .....	50
3.3 FORMULAÇÃO DE SCHOLZ <i>ET AL.</i> (2016) .....	78
<b>4 IMPLEMENTAÇÕES</b> .....	<b>91</b>
4.1 PRÉ PROCESSAMENTO .....	94
4.2 PROCESSAMENTO DE DADOS .....	103
4.3 PÓS PROCESSAMENTO .....	107
<b>5 TESTES COMPUTACIONAIS, RESULTADOS E DISCUSSÃO</b> .....	<b>109</b>
<b>6 CONCLUSÕES</b> .....	<b>128</b>
6.1 SUGESTÕES PARA TRABALHOS FUTUROS .....	130
<b>REFERÊNCIAS</b> .....	<b>133</b>
<b>APÊNDICE 1 – TABELA COMPLETA COM RESULTADOS DOS TESTES RESOLVIDOS COM PARÂMETROS PADRÕES</b> .....	<b>147</b>
<b>APÊNDICE 2 – TABELA COMPLETA COM RESULTADOS DOS TESTES RESOLVIDOS COM PARÂMETRO ALTERADO</b> .....	<b>149</b>
<b>APÊNDICE 3 – TABELA PARCIAL COM RESULTADOS DOS TESTES RESOLVIDOS COM FUNÇÃO TUNE TOOL</b> .....	<b>151</b>
<b>APÊNDICE 4 – ROTA TESTE 3 (BLOCO 3)</b> .....	<b>152</b>
<b>APÊNDICE 5 – ROTA TESTE 46 (BLOCO 3)</b> .....	<b>153</b>

## 1 INTRODUÇÃO

Em essência, logística é o planejamento, implementação e controle eficiente e eficaz do fluxo e do armazenamento dos produtos, serviços e informações correlatas entre o ponto de origem e ponto de consumo, objetivando o atendimento das exigências dos clientes (CSCMP – *Council of Supply Chain Management Professionals*, 2013).

A integração parcial ou total entre os mercados locais, gerada pela globalização, intensificou a concorrência entre as empresas. À vista disso, as organizações se viram sujeitas a desenvolver metodologias e processos mais completos para aumentar seu poder competitivo.

Por sua vez, a cadeia de suprimento possui um conceito mais amplo ao englobar todos os estágios envolvidos, direta ou indiretamente, no atendimento de um pedido. Esse termo considera que os produtos ou suprimentos se desloquem ao longo da cadeia: fornecedor, fabricante, distribuidor, lojista e cliente, sendo que nem todos esses estágios necessitem fazer parte da cadeia (CHOPRA e MEINDL, 2003).

Isso quer dizer que cadeia de suprimentos é um conjunto de processos repetido várias vezes ao longo do canal de suprimento por meio do qual matérias primas são convertidas em produtos finais e o valor é agregado aos olhos de clientes ao disponibilizar estes no local (onde) e na data (quando) desejados (BALLOU, 2001).

Assim sendo, a Gestão da Cadeia de Suprimentos (GCS ou *Supply Chain Management* – SCM) abrange o planejamento e a gestão de todos esses processos, incluindo a coordenação e colaboração entre os parceiros da cadeia e integrando a gestão do fornecimento e demanda dentro e entre empresas (CSCMP – *Council of Supply Chain Management Professionals*, 2013).

Diante disso, e considerando que o aumento do comércio global entre diferentes partes do mundo (GENG, LI e LIM, 2005), gerou-se uma acirrada concorrência (ENE E ÖZTÜRK, 2012). As empresas se impulsionaram a buscar um diferencial competitivo, onde a SCM se tornou uma área ativa para pesquisadores de várias disciplinas (GENG, LI e LIM, 2005), pois um bom SCM impacta positivamente o poder competitivo de uma organização (KULAK, SAHIN e TANER, 2012).

Um importante aspecto de um SCM é o gerenciamento de um Centro de Distribuição (CD) (GENG, LI e LIM, 2005), que pode ser entendido como a instalação de armazenamento de produtos entre o ponto de oferta e o ponto de demanda,

somado à atividade de distribuições destes produtos (KOTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

Ao contrário da visão tradicional, que afirmava que a gestão do CD é uma atividade que não agrega valor, novos desenvolvimentos modernos mostraram que este se tornou um fator crítico para a lucratividade (LU *et al.*, 2016). Isso se deve ao fato de suas atividades terem um forte impacto no custo total de logística que inclui custo de investimento e custo operacional direto (CHEN *et al.*, 2015). Diante disso, considera-se que os CDs assumem um importante papel na cadeia de suprimento moderna (CHABOT *et al.*, 2017).

Ao compreender este contexto e avaliar que a gestão do CD não é o seu *Core Business*, algumas organizações enxergaram oportunidade em obter vantagem competitiva e passaram a terceirizar este processo aos Operadores Logísticos que desenvolvem essa gestão com excelência (WU, 2002).

Nesse âmbito, o gerenciamento do CD deve ser encarado como uma ferramenta que demanda melhorias periódicas e avanços tecnológicos constantes, que busca por operações mais eficientes ao tentar melhorar seu nível de serviço, aumentar a velocidade de respostas às necessidades do mercado (SCARPIN e STEINER, 2011; SCARPIN e STEINER, 2014), reduzir os custos operacionais (VAUGHAN, 1999), aumentar a utilização dos recursos e melhorar o atendimento aos clientes por meio de entregas no tempo correto, na quantidade correta, na qualidade correta e no local correto (MOLNÁR e LIPOVSZKI, 2005).

Nesse ambiente de busca por melhorias contínuas, constatou-se que uma atenção especial deveria ser dada ao *Supply Chain Management* (SCM). Chopra e Meindl (2003) afirmam que para o cumprimento do alinhamento estratégico ao longo de toda cadeia de suprimento, uma empresa precisa estabelecer um equilíbrio entre responsividade e eficiência. Assim, para que uma empresa possa melhorar sua cadeia de suprimento nesses dois aspectos, um dos fatores chave que se deve gerir é o Centro de Distribuição (CD) e suas atividades.

Dessa forma, as atividades básicas que compõe um CD são: o recebimento, o armazenamento, o *picking* (ou coleta de pedidos) e a expedição (VAN GILS *et al.*, 2018). Dessas, o *picking*, visto como a coleta de produtos do depósito em face de um pedido de cliente, é a atividade mais onerosa (KOSTER e POORT, 1998), podendo totalizar de 50% (TOMPKINS *et al.*, 2010) a 75% dos custos de um CD (COYLE *et al.*, 1996).

Além disso, a introdução de novos programas operacionais como o Just-in-Time (JIT), redução de tempo de ciclo, resposta rápida (SCARPIN e STEINER, 2011; SCARPIN e STEINER, 2014) e, em alguns casos, a entrega em até 24h, tornou a coleta de pedidos em CDs uma atividade crítica e de difícil gerenciamento (CHABOT *et al.*, 2017).

Esta atividade pode ser subdividida em outras tarefas. As subatividades e o seu respectivo percentual do tempo total do *picking* são: deslocamento (50%), busca (20%), coleta (15%), setup (10%) e outras (5%) (TOMPKINS *et al.*, 2010).

Tendo vista disso, nota-se que o deslocamento representa grande parte do tempo de *picking*, que por sua vez é a atividade mais onerosa de um CD. Dessa forma, encontrar uma maneira de reduzir a distância de deslocamento para coleta de um pedido se tornou uma questão relevante (GENG, LI e LIM, 2005).

Essa situação se alinha com a visão do conceito de *lean logistics* que possui como princípio a busca pela redução dos sete desperdícios: 1) defeitos na produção, 2) superprodução, 3) estoque, 4) processamento excessivo, 5) movimento desnecessário de pessoas, 6) transporte desnecessário de bens e 7) tempo de espera (GOLDSBY, GRIFFIS e ROATH, 2006).

Diante disso, a roteirização dos *pickers* (separadores de pedido) é considerada uma alternativa importante, pois objetiva encontrar uma distância total de percurso mínima, coletando todos os produtos de um pedido (CHARKHGARD e SAVELSBERGH, 2015; SCHOLZ e WÄSCHER, 2017), ou seja, visa reduzir dois desperdícios do *lean logistics* de uma só vez, o movimento desnecessário de pessoas e o transporte desnecessário de bens.

O *picking* é considerada a atividade mais relevante por ser a mais dispendiosa, fato que atraiu bastante o foco de pesquisas de acadêmicos e profissionais da área. Grande parte dos estudos relacionados à essa atividade, sugere o roteamento dos *pickers* como forma de potencializar a produtividade do CD. Isso porque o roteamento busca encontrar a melhor sequência de coleta de produtos para os separadores com o objetivo de reduzir a distância total da rota, que por consequência, leva a um menor tempo de *picking*.

Assim, por meio de técnicas de otimização de Pesquisa Operacional (PO) torna-se possível quantificar e aperfeiçoar o *picking* de um CD de modo a diminuir os custos operacionais, proporcionar agilidade na execução da atividade e alavancar a

produtividade da empresa (SCARPIN e STEINER, 2011; SCARPIN e STEINER, 2014; CHEN *et al.*, 2015).

Um exemplo de onde a atividade de *picking*, e por consequência a sub-tarefa de roteamento, ocorrem diariamente é no setor supermercadista, onde está inserida a empresa foco deste estudo. Ela possui um CD de aproximadamente 70 mil metros quadrados responsável por abastecer todas as lojas da rede de super e hipermercados distribuídos em 20 cidades do sul do país.

Dentro desse âmbito, este trabalho tem interesse prático no problema real de roteirização de separadores de um CD proveniente de uma loja varejista do setor supermercadista, visando a minimização do deslocamento dos *pickers* na rota de coleta de pedidos.

## 1.1 OBJETIVOS

Esta seção é destinada para a exposição dos objetivos deste estudo.

### 1.1.1 Objetivo geral

Avaliar as vantagens competitivas no processo de *Picking Routing Problem* (PRP) em um caso real de um Centro de Distribuição do setor supermercadista por meio de comparação de resultados entre o método atual da empresa e uma metodologia de solução baseada em um modelo exato de Programação Linear Inteira Mista (PLIM).

### 1.1.2 Objetivos específicos

Os objetivos específicos deste trabalho são:

- Analisar a adequação do modelo exato da literatura de Scholz *et al.* (2016) para a situação real do *Picker Routing Problem* (PRP);
- Construir o programa computacional a partir do modelo exato;
- Propor uma metodologia computacional para comparar as soluções entre os métodos estudados;
- Obter os dados reais para serem utilizados no estudo de caso;

- Avaliar comparativamente os resultados obtidos com os resultados atuais (alcançados via heurística S-Shape);
- Descrever as vantagens competitivas quando utilizada a abordagem quantitativa de Pesquisa Operacional.

## 1.2 JUSTIFICATIVA

O problema de roteamento de separadores de pedido (PRP) em Centros de Distribuição são abordados como variantes ou do problema clássico do caixeiro viajante (TSP) sem restrições de capacidade ou do problema capacitado de roteamento de veículos (CVRP). Ambos problemas são considerados NP-Hard (MASAE; GLOCK; GROSSE, 2020).

Devido a características específicas do PRP, este problema pode ser também modelado como o Steiner TSP para leiautes de corredores multi paralelos onde alguns nós podem ser visitados mais de uma vez e outros nós nem sequer necessitam ser visitados. Até mesmo o problema de Steiner TSP também pode ser formulado como um TSP clássico ao se calcular a distância mínima entre os pares de nós que representam os locais de coleta (CANO; CORREA-ESPINAL; GÓMEZ-MONTOYA; CORTÉS, 2019).

O artigo de Shetty, Sah e Chung (2020) trata as características particulares do PRP como uma formulação do VRP (Vehicle Routing Problem) sem restrições complicadas de janelas de tempo.

Sendo assim, o *Picker Routing Problem* (PRP) é um problema que pode ser considerado NP-difícil (do inglês, NP-hard) (CHENG *et al.*, 2015) e geralmente não é resolvido em tempo polinomial (KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

Por existirem inúmeras características operacionais para diversos tipos existentes de Centros de Distribuição, a atividade do *picking* possui bastante derivações. Sendo assim, a literatura apresenta variantes do PRP com diferentes abordagens para solução das instâncias apresentadas.

Masae, Glock e Grosse (2020) afirmam em seu estudo de revisão Sistemática da Literatura para o PRP que 77% dos trabalhos no assunto resolveram o problema com heurísticas, 13,8% com algoritmos exatos e 9,2% com Meta-Heurísticas. Nesse sentido, uma das contribuições desse trabalho fica na aplicação de um método exato para trazer mais exemplos na literatura de aplicação em casos reais.

Alguns procedimentos que resolveram o problema na otimalidade usaram uma matriz de distâncias própria baseado nas características específicas da estrutura dos corredores do Centro de Distribuição. O trabalho seminal de Ratliff e Rosenthal (1983) apresentou o algoritmo que resolve o problema em complexidade de tempo linear em relação ao número de corredores envolvidos no problema. Métodos que resolvem eficientemente o problema de PRP geralmente são dedicados a leiautes específicos de CD, o que os torna não aplicáveis para outras situações. Nesse sentido, dependendo de como o problema é abordado, torna-se difícil resolvê-lo de forma eficiente, pois modelos genéricos para CDs não consideram características específicas dos corredores do CD o que resulta no uso de uma matriz de distâncias genérica, ao invés de usar uma matriz de distância especialmente estruturada. Percebe-se então que um dos fatores importantes do PRP é a disposição de seus corredores e a abordagem da matriz de distância (MASAE; GLOCK; GROSSE, 2020).

Entre os autores da literatura existem diferentes opiniões sobre qual método de roteamento de separadores de pedido deve-se usar. Para a indústria, alguns autores defendem o uso de heurísticas, pois apesar de apresentarem desvantagens de performance, são fáceis de entender e ser assimiladas pelos operadores. Em contrapartida, outros autores defendem o uso de métodos exatos, por atingirem a solução ótima e apesar de gerarem rotas que podem confundir os operadores, trazem resultados ainda sim melhores que as heurísticas mesmo que os operadores se percam e errem as rotas (MASAE; GLOCK; GROSSE, 2020).

Vale lembrar que existem outros problemas provenientes da atividade de *picking* em um CD, cada uma com seus métodos de resolução, e que possuem influências uns nos outros. Esses problemas que podem ser combinados são: agrupamento de pedidos, zoneamento, roteamento de separadores e designação de locais de armazenamento. Cabe ainda salientar que unir mais de um desses problemas acaba se tornando um problema conjunto da literatura que não é o foco deste trabalho.

Nesse contexto, em relação as meta heurísticas, a literatura mostra que este método de solução foi amplamente utilizado para resolver combinações de múltiplos problemas de planejamento da atividade do *picking* (MASAE; GLOCK; GROSSE, 2020) conforme mencionado anteriormente.

Masae, Glock e Grosse (2020) estimulam mais e mais pesquisas com foco no roteamento de separadores de pedidos para que o portfólio de algoritmos de

roteamento aumente, fique disponível para os praticantes e como consequência, poderiam utilizar estes algoritmos com mais frequências em situações práticas. Eles fundamentam esta opinião ao ressaltar que o problema de roteamento está diretamente ligado com outros problemas de separação de pedidos em um CD. Argumentam ainda que ao se melhorar o roteamento (por si só, como um problema único) já seria suficiente, pois algoritmos para roteamento ainda sim seriam necessários para alavancar a performance de outros problemas conjuntos encontrados na literatura. Para isso, citam como exemplo do problema conjunto de agrupamento de pedidos e roteamento de separadores de pedido. Este problema conjunto citado é sequencialmente resolvido, onde inicialmente resolve-se o primeiro problema por meio da geração de diferentes lotes de coleta e posteriormente resolve-se segundo problema onde, para cada um dos diferentes lotes gera-se a melhor rota.

Ainda segundo Masae, Glock e Grosse (2020) grande parte dos trabalhos encontrados se focaram em layouts convencionais monoblocos, com corredores estreitos, com local de coleta em prateleiras baixas e *depot* único (*depot* vem do inglês e significa depósito ou entreposto e na prática é o local onde os pedidos após coletados são deixados para posterior acondicionamento da carga e embalagem). Em termos de sistema operacional, a maioria dos métodos propostos foram dedicados para roteamento de um único separador, único sistema de armazenamento e um sistema de coleta estático para geração das rotas.

Puka, Duda e Karkula (2018) e Zhang, Zhang e Zhang (2020) corroboram com esta afirmação ao comentarem que apesar dos rápidos avanços tecnológicos e da automação, a maioria dos Centros de Distribuição existentes (cerca de 80%) trabalham baseado no sistema operacional de *picker-to-parts*, ou seja, o colaborador se desloca no CD para coletar os itens solicitados nos pedidos dos clientes. Isso se deve ao fato de economia do custo operacional e aumento de flexibilidade.

Diante disso, vale lembrar que o Centro de Distribuição abordado neste trabalho se enquadra nas características físicas e no sistema operacional descrito anteriormente.

Outro ponto a discutir é que apesar das heurísticas chamarem a atenção devido ao rápido processamento e fácil aplicação, elas podem apresentar grandes GAPs de otimalidade.

De acordo com o estudo de Masae, Glock e Grosse (2020), as rotas geradas por algoritmos exatos podem ser até 38% mais curtas em relação as geradas por

heurísticas. Todavia, comentam que algoritmos exatos não estão disponíveis para todos os layouts de CDs encontrados na prática, fato que impede que alguns gerentes apliquem tal metodologia em suas operações.

No entanto, como dito anteriormente, o CD deste trabalho possui características comuns e como consequência já foi tratado na literatura com modelos exatos. Este fato justificou a tentativa de aplicar um algoritmo exato para resolver o problema, se possível dentro de um tempo considerável, e ainda ter o benefício da otimalidade.

Carter (2008) aponta que o GAP entre a academia e os praticantes surge, porque ou o conhecimento produzido não é relevante para as necessidades gerenciais ou não é transferido de forma adequada.

Baseado nessa ideia, Davarzani e Norrman (2015) realizaram um estudo para encontrar uma pauta para futuras pesquisas relevantes sobre atividades de Centros de Distribuição, com base no interesse acadêmico e profissional. Para isso realizaram uma pesquisa norteada por algumas perguntas dentre as quais uma chama a atenção “Quão úteis podem ser os modelos matemáticos desenvolvidos sem “dados reais” para os profissionais?”.

Os mesmos autores acreditam que se faz necessário mais pesquisas com validação de casos reais para poder trazer benefícios para os profissionais. De acordo com sua pesquisa, muitos profissionais alegaram a falta de implantação dos algoritmos sofisticados gerados na academia nos sistemas de *Warehouse Management System* (WMS) existentes no mercado. Parte disso se dá devido a necessidade de muitas informações precisas para os algoritmos sofisticados que geralmente não estão disponíveis na prática. Assim, os profissionais acabam escolhendo soluções mais simples que funcionam na prática. Uma das conclusões desse artigo é que faltam pesquisas investigações baseadas em situações reais. Um exemplo é que muitos estudos focaram em modelos matemáticos sem ter exemplos reais, tornando a aplicação dos modelos gerados muito difícil na prática (DAVARZANI; NORRMAN, 2015).

Puka, Duda e Karkula (2018) complementam que ainda existe um GAP entre as práticas industriais e as pesquisas acadêmicas, porque nem sempre as pesquisas conseguem ser diretamente aplicadas em condições industriais reais.

Neste sentido, o trabalho visa aplicar um modelo teórico gerado na literatura em um caso real prático de roteamento de separadores de pedido de uma empresa

do ramo varejista, ficando alinhado com as sugestões mencionadas para diminuir o GAP entre estudiosos e profissionais.

Diante do que foi dito, a contribuição deste trabalho reside em aproveitar as características físicas e operacionais comuns do CD abordado, para aplicar um modelo exato da literatura focado em um caso real prático de PRP (e apenas PRP), fazendo-se uso de um solver comercial, para comparar com uma heurística também da literatura e já aplicada atualmente na empresa, visando gerar dados tanto para a academia quanto para a indústria e por fim, encurtar a distância entre ambos.

### 1.3 LIMITAÇÕES DO TRABALHO

Existem inúmeros fatores que influenciam na característica de um CD que os diferenciam um do outro. Alguns destes fatores podem ser o leiaute, a infraestrutura e o sistema e a política operacional. Para cada um desses fatores, existem algumas opções de escolha, que ao serem combinadas geram diversos tipos de CDs e, por consequência, diversas condições de *picking*.

Este trabalho aplica um modelo matemático que se limita ao roteamento em um CD de múltiplos blocos, com corredores largos, com *depot* centralizado, com prateleiras baixas, em um sistema manual para único *picker* (separador) que utilizam equipamentos de frota homogênea que seguem uma rota estática de coleta única para um tempo de coleta determinístico.

Para cada um dos fatores citados anteriormente, segue uma breve explicação visando melhor entendimento do problema abordado:

- Múltiplos blocos: CDs que possuem um ou mais corredores transversais cortando os corredores paralelos de coleta;
- Corredor largo: permite que os separadores ultrapassem um ao outro ao realizarem sua rota, sem ocasionar congestionamento no corredor e permite a retirada de produtos em ambos os lados do corredor, se necessário;
- *Depot* (local de depósito dos itens coletados) centralizado: local fixo em que os separadores iniciam e finalizam suas rotas, independentemente de sua localização no layout do CD. Neste trabalho, o *depot* fica no canto inferior esquerdo da planta baixa do CD (conforme exemplo na Figura 1);

- Prateleira baixa: prateleiras em que os produtos a serem coletados ficam dispostos ao nível do solo;
- Sistema manual: sistema em que pessoas (*pickers*), realizam a coleta dos produtos do depósito.
- Único separador: modelo define rota para apenas um *picker*;
- Frota homogênea: mesmo tipo de equipamento de retirada e transporte de material, com mesma velocidade e mesma capacidade física;
- Rota estática: uma vez determinada a rota a ser seguida, esta será percorrida de início ao final, sem alteração ou atualização antes do final do percurso;
- Coleta única: é permitida a coleta do produto em um único local de armazenamento (local de *picking*), ou seja, ao parar o carrinho o operador não necessita andar para frente e para trás no corredor para coletar certo produto e depois retornar ao carrinho. É permitida a coleta de múltiplos produtos, porém cada produto é coletado de forma única em uma rota.;
- Tempo de coleta determinístico: considera-se o mesmo tempo para coletar a unidade de qualquer tipo de produto no estoque, independentemente das características do produto.

Maiores detalhes do problema e suas características serão explicados posteriormente neste trabalho. Assim, de uma forma sucinta, estas limitações delimitam o escopo de pesquisa.

#### 1.4 ESTRUTURA DO TRABALHO

O presente trabalho está organizado em capítulos dos quais os principais assuntos abordados nestes, são:

- Capítulo 2: apresenta o ambiente onde o problema real a ser solucionado surge, apresenta os conceitos de Centro de Distribuição (CD) e suas atividades. Descreve com maiores detalhes a atividade de *picking*, por ser a mais onerosa de um CD, sendo apresentado as variações de políticas de *picking*;

- Capítulo 3: expõe o problema abordado neste trabalho, *Picking Routing Problem* e faz uma revisão da literatura sobre os problemas de roteamento em CD. Por fim, apresenta o artigo de Scholz *et al.* (2016) que será utilizado como base para o desenvolvimento deste trabalho;
- Capítulo 4: apresenta o desenvolvimento completo da metodologia proposta, explicando todas as etapas necessárias abordadas neste trabalho;
- Capítulo 5: os resultados computacionais obtidos com o método atual da empresa e com o método proposto são apresentados, individualmente e para comparação entre eles diante dos cenários estabelecidos. Também se apresenta a discussão desses resultados e os direcionamentos propostos com a abordagem quantitativa;
- Capítulo 6: apresenta as considerações finais deste trabalho e, baseado nestas, apresenta também perspectivas para trabalhos futuros.

## 2 DESCRIÇÃO DO PROBLEMA

Neste capítulo será apresentado os principais conceitos necessários para o entendimento do problema abordado, bem como o ambiente onde este surge.

### 2.1 ESTUDO DE CASO

Dentro do varejo, o setor supermercadista é considerado um dos mais importantes e apresentou um crescimento (em termos de faturamento) no ano de 2018, segundo estudo “Estrutura do Varejo” realizado pela Nielsen, empresa de pesquisa de mercado.

Os dados de 2018, publicados na 42ª edição da revista Ranking Abras/Super Hiper, elaborada pela Associação Brasileira de Supermercados (ABRAS), revelam que o faturamento do setor representa 5,2% do Produto Interno Bruto (PIB) Brasileiro.

Em valores absolutos, o faturamento de 2018 apresentou um crescimento nominal de 0,7% em relação ao período anterior, totalizando R\$355,7 bilhões. Segundo a revista, a economia do país, incluindo o setor supermercadista, foi afetado de certo modo em 2018 pela greve dos caminhoneiros e pelas eleições do mesmo ano.

Esses resultados foram obtidos por meio dos 89.673 estabelecimentos existentes, que totalizam aproximadamente 22,2 milhões m<sup>2</sup> e geram 1.853.122 empregos diretos. Todos os dados anteriores foram processados pela Abras em conjunto com a Nielson, publicados na Revista Super Hiper e se referem aos dados das empresas que voluntariamente se dispuseram a enviar suas informações.

Devido a magnitude em valores desse mercado somado as várias transformações características do atual mercado dinâmico, a competitividade entre as organizações vem aumentando.

O desenvolvimento de novas ferramentas para a tomada de decisão possui o intuito de aumentar os níveis de serviços oferecidos pelas empresas, incluindo o setor varejista, e por consequência, manter o mercado atualizado para seus clientes.

Ângelo e Siqueira (2000) afirmam que diante desse contexto competitivo e de constantes buscas por diferencial competitivo, as empresas se obrigam a trabalhar com margens reduzidas e, portanto, se torna imperativo o aperfeiçoamento nas condições operacionais.

Isso faz todo o sentido ao considerar que a excelência em atendimento aos clientes está diretamente relacionada com a qualidade das operações realizadas, tanto internamente, como diretamente ao cliente (SCARPIN e STEINER, 2011; SCARPIN e STEINER, 2014).

A empresa do setor supermercadista que servirá como base para esse estudo possui uma rede com 57 lojas, entre super e hipermercados, em 17 cidades do Paraná e 3 cidades de Santa Catarina, possui também 21 postos de gasolina em 7 cidades do Paraná.

A rede de supermercados, até 2016, era a nona maior do país, e decidiu no ano de 2017 não participar mais do ranking anual do setor publicado pela Associação Brasileira de Supermercados (Abras), por afirmar que a Associação deixou de ser um registro fiel do faturamento do setor supermercadista ao levar em consideração dados de algumas empresas que possuem negócios “fora” do setor supermercadista (MATTOS, 2017).

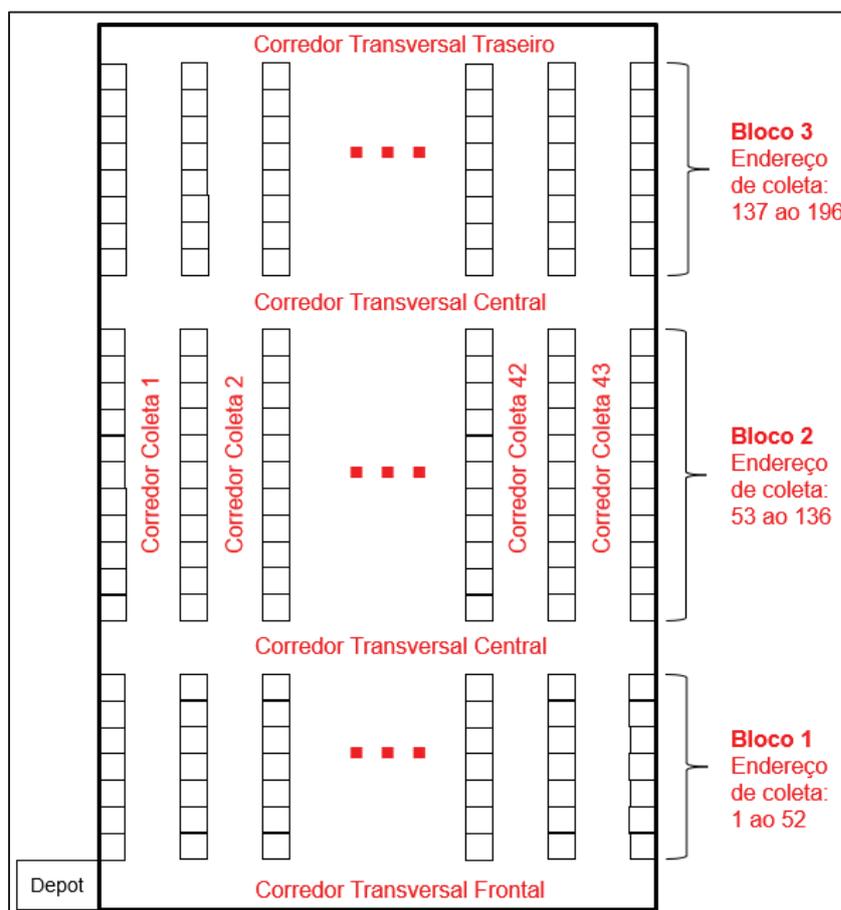
A rede conta com um Centro de Distribuição (CD) com mais de 70 mil m<sup>2</sup>, responsável por abastecer diariamente as lojas da rede. Este CD possui, aproximadamente, 50.000 endereços de estoque, sendo aproximadamente 8.500 endereços de área de *picking*, 25.000 produtos diferentes, sendo que destes, 60% são centralizados, isto é, produtos entregues no CD pelos fornecedores. Isso equivale a 15.000 produtos centralizados, sendo destes 8.000 na área seca (foco deste estudo) e os outros 7.000 produtos, sendo estes perecíveis, resfriados, congelados e hortifruti.

Os produtos são categorizados em famílias de produtos, sendo que as famílias presentes na área (área seca) do CD referente a este estudo de caso são: Alimentos; Higiene e Beleza; Limpeza; Bebidas, Bebidas Importadas, Eletro, Eletro Portátil, Pet Shop, Bazar, Pneus, Papel Higiênico e Embalagem, Confinado, Controlado, Insumos e Almocharifado.

Estas famílias de produtos são distribuídas em corredores de coleta pré-estabelecidos em um Centro de Distribuição (CD) de 3 blocos, 43 corredores de coleta, 4 corredores transversais (1 frontal, 2 centrais e 1 traseiro) e 196 endereços de *picking* (coleta). Calculando os endereços de *picking*, tem-se 43 (corredores) vezes 196 (endereços por corredor), igual a 8428 endereços na área de *picking*. Tomando-se como referência o corredor transversal frontal e olhando em direção para os demais corredores transversais (centrais e traseiro), os endereços de coleta em um corredor estão organizados da seguinte forma: numeração ímpar se estão a esquerda do

corredor, e par, se estão a direita do corredor. Na Figura 1 é representado leiaute do CD deste estudo de caso.

FIGURA 1 - REPRESENTAÇÃO DO CENTRO DE DISTRIBUIÇÃO DO ESTUDO DE CASO



FONTE: O autor (2022).

São feitos pedidos diários das lojas para o CD, referente a área seca, objeto de estudo. São pedidos aproximadamente, em média, 60.000 mil caixas por dia, com picos de 90.000 caixas nas segundas feiras do início dos meses. Assim, cada loja tem, diariamente, seu pedido organizado em uma lista de pedido, separados em cada uma das famílias logísticas já citadas.

Existem quatro conceitos importantes para serem esclarecidos com o intuito de facilitar o entendimento da metodologia utilizada neste trabalho, são eles:

- Produto: também chamado de SKU (*Stock Keeping Unit*, ou em português, Unidade de Manutenção de Estoque), é um material com descrição única e preço único no sistema da empresa;

- Item: uma unidade de um produto qualquer;
- Endereço: também chamado de local de armazenamento, é o local físico onde um produto é armazenado no CD. Geralmente, o endereço é composto de quatro informações, rua (corredor), coluna (prateleira), altura (níveis) e lado (direito ou esquerdo). Essas informações são designadas por meio de uma série de números, onde cada um deles representam uma das informações. Em relação ao lado, números ímpares representam o lado esquerdo do corredor, enquanto os números pares representam o lado direito;
- Heurística S-Shape: método de coleta atualmente utilizado que considera que para todos corredores com algum produto para coleta, o *picker* deverá atravessá-lo por completo.

## 2.2 CENTROS DE DISTRIBUIÇÃO

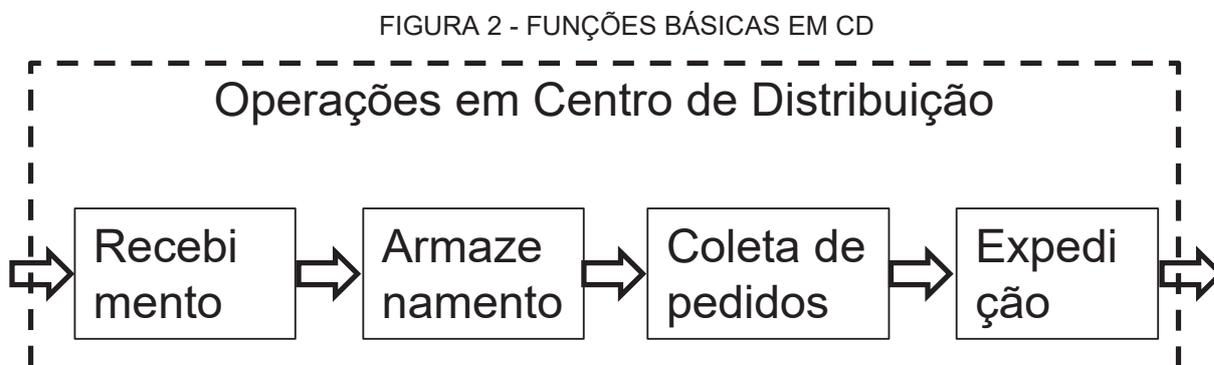
Armazéns são considerados componentes essenciais na cadeia de suprimento. São geralmente usados para armazenamento de produtos (matérias primas, materiais intermediários e/ou produtos finais) nos pontos de origem, nos pontos de consumo e/ou ao longo da cadeia de suprimentos. Possuem a missão de equilibrar e acomodar a variabilidade de suprimento causada por sazonalidade e/ou agrupamentos de materiais em lotes de produção ou lotes de transporte (GU, GOETSCHALCKX e MCGINNIS, 2007).

O termo “armazém” é usado quando a função principal é o armazenamento de materiais. Caso a função de distribuição também seja considerada, o termo “Centro de Distribuição (CD)” é comumente utilizado (KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

Diante disso, apesar de supormos que em um CD apenas exista a armazenagem de produtos, inúmeras outras atividades (alguns autores chamam de tarefas ou funções) também acontecem. Estas atividades se referem a movimentações de materiais para dentro do CD, internamente ao CD e para fora do CD (SCARPIN e STEINER, 2011; SCARPIN e STEINER, 2014).

Assim, baseado em suas funções básicas, um centro de distribuição pode ser definido como sendo a instalação onde as atividades de recebimento,

armazenamento, coleta das ordens e expedição são realizadas (VAN GILS *et al.*, 2018). A sequência das funções pode ser vista na Figura 2:



FONTE: Adaptado de Gu, Goetschalckx e McGinnis (2007).

Nesse processo, o recebimento e a expedição são as interfaces de fluxo de entrada e saída de materiais ao CD, respectivamente. Os materiais recebidos são descarregados nas docas e são estocados. Sequencialmente, os materiais são retirados do estoque, preparados e expedidos aos clientes pelas docas (GU, GOETSCHALCKX e MCGINNIS, 2007).

Koster, Le-Duc e Roodbergen (2007) apresentaram em seu trabalho as atividades e o fluxo das operações em Centro de Distribuição de forma mais detalhada. Segundo estes, entre as principais atividades estão o recebimento, o armazenamento, a coleta/seleção de pedidos, acumulação e triagem, *cross-docking* e expedição.

Além destas, podem ser adicionadas as atividades de pré-embalagem, entrada de materiais, embalagem e/ou determinação de preço e reposição/ressuprimento.

**Recebimento:** engloba o descarregamento dos produtos trazidos por transportadora, a atualização do inventário e a inspeção em busca de alguma inconsistência e termos de qualidade e quantidade (KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007);

**Pré-embalagem (opcional):** refazem as embalagens recebidas em quantidades comercializáveis ou em combinações com outras peças para formar *kits* ou sortimentos;

**Entrada de materiais:** ato de colocar as mercadorias na área de estocagem. Inclui transporte e colocação;

**Armazenamento:** refere-se à transferência de materiais para diferentes e específicos locais no estoque, os quais podem ser organizados de acordo com características físicas dos produtos (armazenagem em pallets, em caixas ou de itens individuais). Podem também ser ordenados em zonas de coleta que consistem em um conjunto de locais fisicamente próximos uns aos outros (GU, GOETSCHALCKX e MCGINNIS, 2007).

**Separação/coleta de pedidos (*picking*):** é reconhecida a mais onerosa das operações em CDs, pois requer ou grande quantidade de trabalhadores ou grande investimento de capital. Esta concerne em obter os produtos corretos nas quantidades corretas para um conjunto de pedidos específicos de clientes (GU, GOETSCHALCKX e MCGINNIS, 2007)

**Embalagem e/ou determinação de preços (opcional):** itens individuais ou itens sortidos são empacotados para um uso mais conveniente após o processo de *picking*;

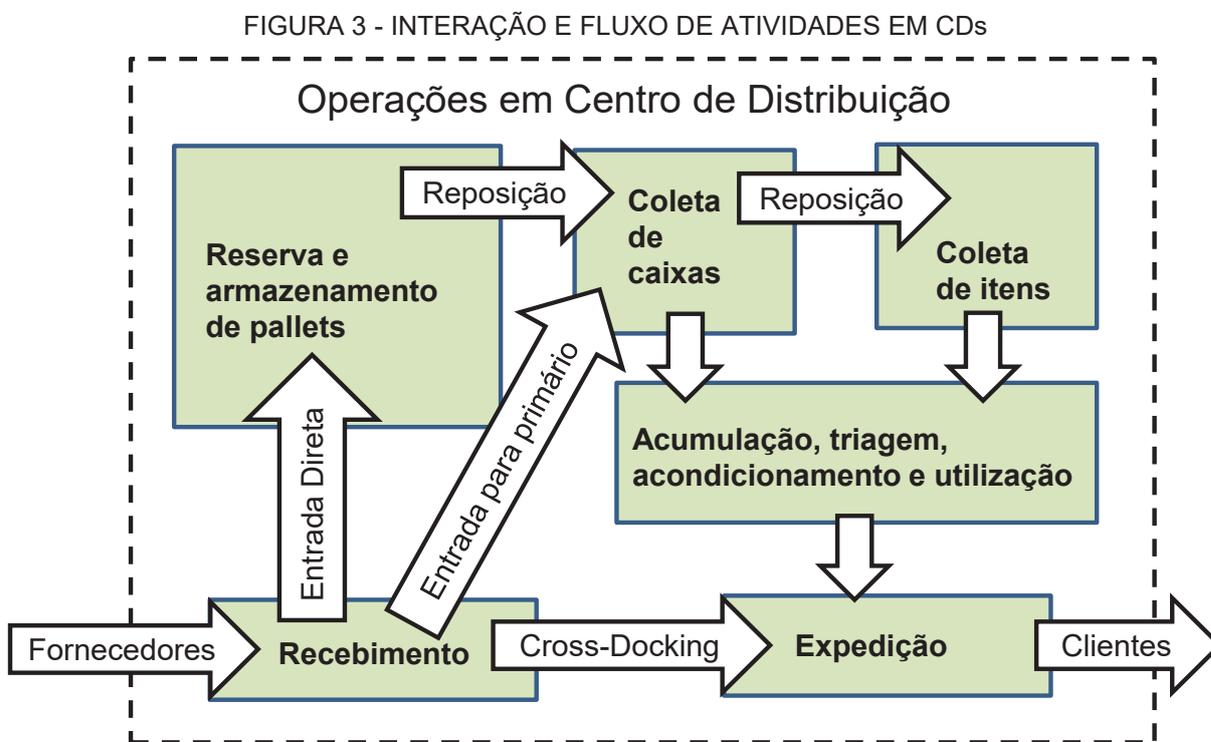
**Acumulação e triagem:** acontece quando a coleta/separação dos pedidos foi realizada em lotes (grupo de pedidos). Esta atividade consiste em agrupar os itens coletados de acordo com um pedido individual de determinado cliente (KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

**Expedição:** é o carregamento dos produtos nos caminhões que foram designados às docas (GU, GOETSCHALCKX e MCGINNIS, 2007). Engloba também em alguns casos, as atividades de verificação dos pedidos, a embalagem das mercadorias em um contêiner, preparação dos documentos de expedição, a pesagem dos pedidos para determinar as taxas de expedição e o acúmulo dos pedidos por transportadora.

**Cross-docking (opcional):** ocorre quando os itens recém recebidos são diretamente transferidos para as docas de expedição. Nestes casos, curtos períodos de armazenamento ou pequenos serviços sobre os produtos podem ocorrer, porém, pouco ou nenhum *picking* se faz necessário (KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

**Reposição ou Ressuprimento:** é repor locais de separação primários, onde é realizado o *picking*, a partir de locais de estocagem de reserva.

A interação entre as atividades comentadas anteriormente e o fluxo destas nos centros de distribuição podem ser vistas na Figura 3:



FONTE: Adaptado de Tompkins *et al.* (2010).

Com o objetivo de efetivamente gerenciar o CD, é necessário estabelecer o modo como o processo será operacionalizado, ou seja, quais, como e quando as atividades serão realizadas. Para isso, é importante considerar o maquinário disponível, o quadro de funcionários e a execução de atividades simultâneas. Quando a quantidade de informações, operações e controles necessários aumenta, se torna indispensável o uso de *softwares* comerciais para auxiliar no gerenciamento do CD. Para essa aplicação, o sistema mais difundido é o WMS (*Warehouse Management System*), que tem como função automatizar o fluxo de produtos no CD e controlar os estoques (SCARPIN, 2012).

Além disso, a eficiência e eficácia das atividades logísticas e das redes de distribuição são amplamente determinadas pelo modo em que os elos da cadeia são operacionalizados. Os custos recorrentes das atividades em CDs relatadas anteriormente e demonstradas na Figura 2 são geralmente altos (SANTIS *et al.*, 2018).

Nesse contexto, Lambert *et al.* (1998) afirma que os centros de distribuição contribuem como muitas empresas para o atingimento de suas respectivas missões, como:

- Alcançar economias no transporte (carregamento total de contêineres);
- Alcançar economias de produção (política de produção *make-to-stock*);
- Apoiar as políticas de atendimento ao cliente da empresa;
- Atender as condições e incertezas dos mercados em mudança (sazonalidade, flutuações na demanda e competições);
- Superar as diferenças de tempo e distância existentes entre os produtores e os consumidores;
- Realizar o menor custo logístico total compatível com um nível de atendimento ao cliente desejável;
- Apoiar os programas de *just-in-time* entre os fornecedores e clientes;
- Providenciar ao cliente um *mix* de produtos ao invés de um único modelo em cada pedido;
- Providenciar armazenamento temporário de materiais que serão descartados ou reciclados (logística reversa);
- Providenciar um *buffer* (estoque intermediário) para transbordo (entrega direta, *cross-docking*).

Todas essas situações são de certa forma afetadas pelo leiaute do Centro de Distribuição, que de acordo com Shouman, Khater e Boushaala (2001) tem como objetivos:

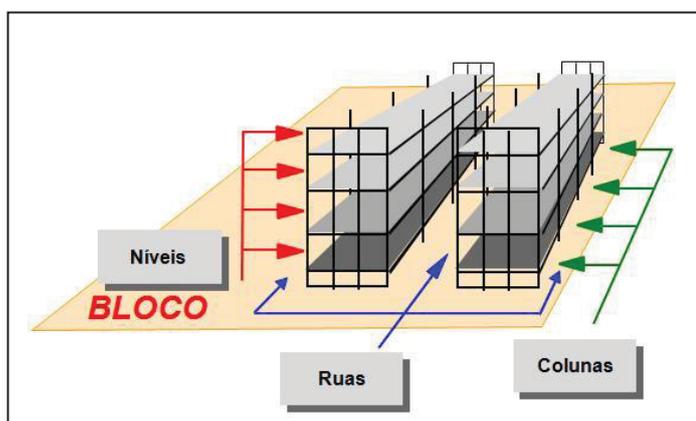
- Usar o espaço eficientemente;
- Permitir o manuseio eficiente de materiais;
- Providenciar o armazenamento mais econômico em relação ao custo de uso de equipamentos, uso do espaço, danos aos materiais e manuseio;
- Providenciar a máxima flexibilidade no sentido de satisfazer requerimentos de armazenamento e manuseio;
- Fazer do CD um modelo de boa limpeza e organização.

Nesse âmbito, um centro de distribuição é composto de uma certa quantidade de blocos, que por sua vez consistem em um número de corredores de coleta

paralelos de igual largura e comprimento (SHOUMAN, KHATER e BOUSHAALE, 2001).

Os corredores surgem pela disposição das prateleiras de forma paralela, sendo que estas servem para estocagem dos produtos. As prateleiras possuem inúmeras colunas com alguns níveis de altura ao longo de sua extensão. Com isso em vista, o endereço de armazenagem de cada produto é constituído por quatro informações: rua (corredor), coluna, altura (níveis) e lado (direito ou esquerdo). O endereçamento dos produtos em um armazém é ilustrado na Figura 4:

FIGURA 4 - ESQUEMA DE PRATELEIRAS EM UM CD



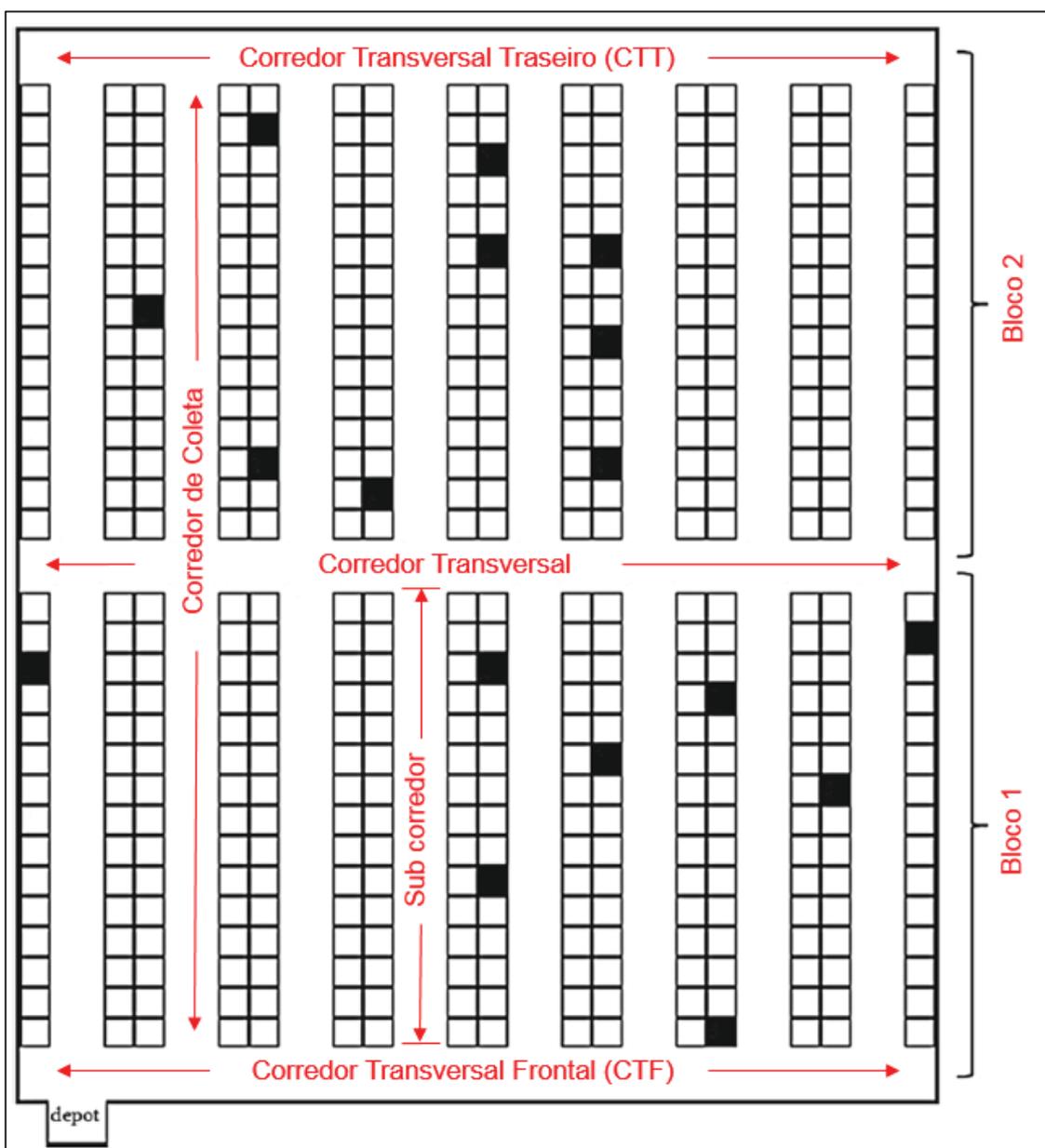
FONTE: O autor (2022).

No quesito movimentação dos materiais em um CD, os equipamentos mais utilizados são: paleteiras, transpaleteiras e empilhadeiras. As paleteiras são equipamentos manuais com acesso apenas ao nível mais baixo (aqueles que ficam no chão). Por sua vez, pode-se dizer que as transpaleteiras são paleteiras motorizadas capazes de proporcionar um transporte mais veloz. Enquanto as empilhadeiras são equipamentos motorizados que conseguem acessar todos os níveis das prateleiras.

Por meio dos corredores transversais, os quais não contém produtos a serem coletados, é possível entrar e sair dos corredores de coleta. Existem os corredores transversais frontal (CTF) e traseiro (CTT), localizados respectivamente na parte frontal e traseira do CD. Os corredores de coletas principais são aqueles que atravessam o CD, indo do CTF ao CTT (SCHOLZ e WÄSCHER, 2017).

A parcela do CD localizada entre dois corredores transversais é chamada de bloco, assim, a parcela correspondente do corredor de coleta é chamada de sub corredor. Entre dois pares de blocos, existem corredores transversais intermediários (CTI). Nesse CD, os responsáveis pela coleta (separadores ou *pickers*) iniciam e finalizam o trajeto de coleta em um mesmo ponto, chamado de *depot* (SCHOLZ e WÄSCHER, 2017). Na Figura 5, além de ser ilustrado a situação recém descrita, é indicado por meio dos quadrados preenchidos em preto alguns locais de coleta de produtos contidos em lista de pedido:

FIGURA 5 - LEIAUTE PADRÃO DE UM CENTRO DE DISTRIBUIÇÃO



FONTE: Adaptado de Scholz e Wäscher (2017).

Somado a isso, as áreas pertencentes ao CD onde, os caminhões se posicionam e os materiais são colocados logo após o recebimento ou imediatamente antes da expedição, são chamadas de docas.

### 2.3 ATIVIDADE DE *PICKING*

A atividade de *picking*, uma das atividades principais de um CD, ocorre, pois, em um centro de distribuição os produtos são recebidos e armazenados em cargas de grande volume, enquanto os pedidos dos clientes compreendem em um pequeno volume de diferentes produtos (SCHOLZ e WÄSCHER, 2017).

Como essa situação é comum, CDs de todos os tipos empregam esta atividade, desde pequenos armazéns de peças de reposição manualmente operacionalizados de pequenas empresas, a armazéns grandes e altos, que servem de depósito de suprimentos para um país (SHOUMAN, KHATER e BOUSHALE, 2001).

Diante disso, o *picking* se tornou um significativo fator de influência sobre o nível de serviço dos pedidos dos clientes (BURINSKIENE, 2010). Somado a isso, Dallari, Marchet e Melacini (2009) afirmam que cada vez mais o *picking* alcança um papel crucial na gestão da cadeia de suprimento.

Isso é percebido tanto do ponto de vista dos sistemas de produção (por exemplo, o suprimento de estações de montagens com conjuntos para montagens) quanto do ponto de vista das distribuições física das atividades (por exemplo, o atendimento ao pedido do cliente). Esta atividade de fato tem forte influência nos custos logísticos totais e no nível de serviço prestado aos clientes (DALLARI, MARCHET E MELACINI, 2009).

Apesar de estar no âmago das operações logísticas dos CDs, o *picking* é atualmente, para boa parte das diversas cadeias de suprimentos existentes, o maior gargalo (PANSART, CATUSSE e CAMBAZARD, 2018) e a atividade mais dispendiosa, porque, ou tende a ser muito trabalhosa (CDs operacionalizados manualmente) ou necessita de muito investimento (CDs automatizados) (SANTIS *et al.*, 2018).

À vista disso, alguns autores estimaram que o custo da atividade de *picking* contempla cerca de 50% dos custos totais de um armazém (TOMPKINS *et al.*, 2010; DALLARI, MARCHET E MELACINI, 2009), outros estimaram em 60% (SHOUMAN,

KHATER e BOUSHALE, 2001) e outros estimaram que em alguns casos essa atividade pode totalizar cerca de 75% dos custos (COYLE *et al.*, 1996).

Esses custos são maiores em sistemas de *picking* manual se comparados com sistemas automatizados. Isso se deve ao maior número de funcionários necessários para operacionalizar este tipo de sistema, além de ser preciso o uso de equipamentos voltados para o manuseio de materiais, como empilhadeiras e paleteiras (GÓMEZ-MONTOYA *et al.*, 2016).

Diante dessa situação, a automatização do sistema é frequentemente ponderada como alternativa para reduzir os custos incorridos dos empregados. Ainda assim, muitas empresas preferem empregar o *picking* manual em virtude da flexibilidade proporcionada por esse sistema diante da variabilidade de formatos e tamanhos dos produtos manipulados, a variabilidade da demanda, a sazonalidade dos produtos e/ou o grande investimento exigido para a automatização do sistema (PETERSEN e AASE, 2004).

Referente a esta atividade, os trabalhos de Petersen (1999), Klodawski *et al.* (2018), Vries, Koster e Stam (2016) e Burinskiene (2010) identificaram os fatores que influenciam na produtividade, eficiência e precisão do *picking*:

- Leiaute do armazém (tamanho e formato);
- Padrão da demanda pelos produtos;
- Configuração do sistema de armazenamento (tipo da prateleira);
- Estratégia de armazenamento;
- Estratégia de roteamento;
- Estratégia do leiaute;
- Estratégia de *picking*;
- Métodos de *picking* (coleta de produtos em múltiplos locais, múltiplas coletas por parada, uso de utensílios para coleta – papel, leitores de código de barras, tecnologias de luz ou voz);
- Método de agrupamento dos pedidos de clientes;
- Quantidade de separadores;
- Equipamento de manuseio de material;
- Problemas de congestionamento nos corredores de coleta;
- Tipo e tamanho dos produtos;
- Mecanismo de controle;

- Tempo de processamento exigido;
- Outros fatores (luz, ruído, embalagem, formato da lista de coleta, coordenação entre os separadores).

Diante disso, quando se trata de projeto e controle de um sistema de coleta de pedidos, algumas empresas devem tomar decisões a nível tático e operacional. De Koster, Le-Duc e Roodbergen (2007) citam algumas dessas decisões e no Quadro 1 pode ser visto a decisão a ser tomada, em qual nível essa decisão é tomada e a política a ser empregada:

QUADRO 1 - DECISÕES E NÍVEL DECISÓRIO

<b>Decisão</b>	<b>Nível</b>	<b>Política</b>
Projeto do leiaute e dimensionamento do sistema de estoque	Estratégica	Leiaute de Armazém
Designação dos produtos para locais de armazenamento	Tático e Operacional	Designação de armazenamento
Designação de pedidos para lotes de coleta agrupamento de corredores em zonas de trabalho	Tático e Operacional	Agrupamento e Zoneamento
Roteamento de separadores de pedido	Operacional	Roteamento
Triagem dos itens coletados e agrupamento destes de acordo com pedidos dos clientes	Operacional	Acumulação e triagem

FONTE: O autor (2022).

O quesito de projeto de leiaute e dimensionamento do sistema de estoque trata de: (a) as características do sistema de coleta de pedidos, como o nível de automação (manual, mecanizado, semi automatizado e automatizado); (b) a decisão de onde posicionar as áreas destinadas a recebimento, coleta, armazenamento, triagem e expedição; (c) o leiaute do sistema de coleta de pedidos, como a localização do *depot*, o tamanho da área de coleta, os tipos de prateleiras e os equipamentos a serem usados (ZULJ *et al.*, 2018).

No nível operacional, além das políticas mencionadas no Quadro 1, Ardjmand *et al.* (2018) adicionam a decisão referente a designação de pedidos. O objetivo das políticas do nível operacional e suas variações podem ser vistas no Quadro 2:

QUADRO 2 - POLÍTICAS NÍVEL OPERACIONAL EM CDS

<b>Política</b>	<b>Objetivo</b>	<b>Métodos</b>
Designação de armazenamento	Atribuir os produtos a determinados locais de armazenamento (PETERSEN e AASE, 2004)	<ul style="list-style-type: none"> <li>- Armazenamento aleatório;</li> <li>- Armazenamento dedicado;</li> <li>- Armazenamento baseado em classes (PETERSEN e AASE, 2004);</li> </ul>
Agrupamento	Vários pedidos são agrupados em lotes. Assim, os separadores coletam todos os produtos listados em um lote de pedidos em apenas um percurso. A quantidade de ordens a agrupar depende do número de itens de cada pedido individual e do tamanho dos produtos a serem coletados (KLODAWSKI <i>et al.</i> , 2018).	<ul style="list-style-type: none"> <li>- Algoritmos de semente (<i>seed algorithms</i>);</li> <li>- Algoritmos de economia (<i>savings algorithms</i>);</li> <li>- Por proximidade;</li> <li>- Regra de congruência de ordem;</li> <li>- Em janelas de tempo (KOSTER, LEDUC e ROODBERGEN, 2007);</li> <li>- Baseado em regras de prioridade;</li> <li>- Meta heurísticas;</li> <li>- Modelos exatos (VAN GILS <i>et al.</i>, 2018).</li> </ul>
Designação de ordens	Modo pelo qual os lotes de pedido são designados aos separadores (ARDJMAND <i>et al.</i> , 2018).	- Modelos exatos com função objetivo de minimizar atraso (ARDJMAND <i>et al.</i> , 2018).
Zoneamento	Divide a área de coleta em zonas. Os separadores coletam produtos apenas em sua designada zona. Essa estratégia requer outras operações para consolidar pedidos coletados em diferentes zonas (KLODAWSKI <i>et al.</i> , 2018).	<ul style="list-style-type: none"> <li>- Designação baseado na propriedade do produto;</li> <li>- Designação baseada na propriedade da demanda (VAN GILS <i>et al.</i>, 2018).</li> </ul>
Roteamento	Determinar a sequência para coletar os produtos solicitados de forma que o tempo de percurso seja minimizado (ZULJ <i>et al.</i> , 2018).	<ul style="list-style-type: none"> <li>- Modelo exato;</li> <li>- Meta heurística;</li> <li>- Heurísticas</li> <li>- Entre outros (VAN GILS <i>et al.</i>, 2018).</li> </ul>
Acumulação e Triagem	Atividade necessária quando vários pedidos são coletados juntos (caso das políticas de agrupamento e zoneamento). Essa política requer um sistema de acumulação, de recirculação, pistas de saída (GU, GOETSCHALCKX e MCGINNS, 2007)	<ul style="list-style-type: none"> <li>- Triagem durante a coleta;</li> <li>- Triagem após a coleta (GU, GOETSCHALCKX e MCGINNS, 2007)</li> </ul>

FONTE: O autor (2022).

Isto posto, a tarefa de *picking* em um CD consiste em agrupar e programar os pedidos dos clientes (VRIES, KOSTER e STAM, 2016), atribuir produtos dos seus respectivos locais de armazenamento para as ordens de coleta, liberação das ordens para o chão de fábrica (KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007), a coleta de uma dada quantidade de itens e o transporte e disposição dos itens em um local destinado ao processo de triagem e consolidação, visando satisfazer os pedidos dos clientes (SANTIS *et al.*, 2018).

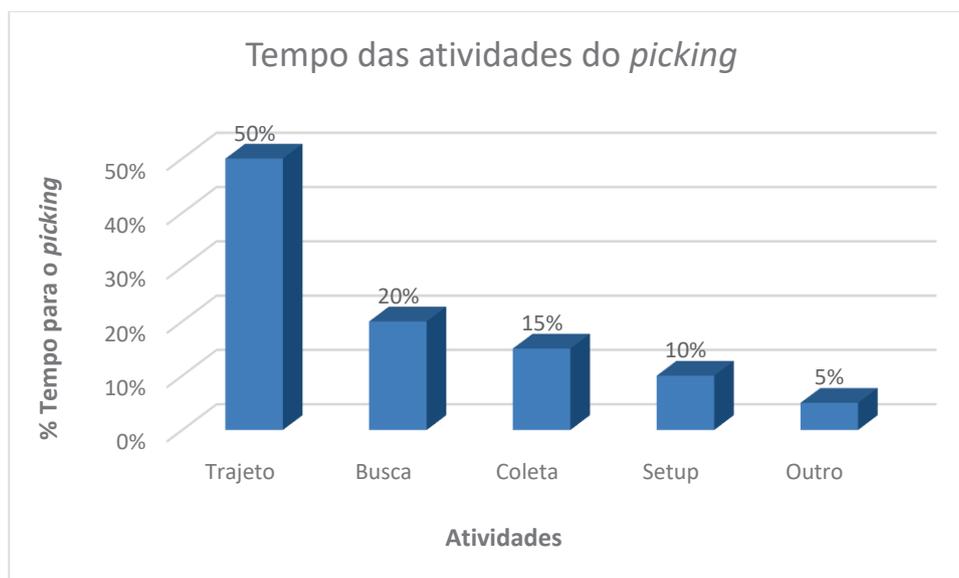
Do ponto de vista operacional, o separador percorre o CD coletando os produtos do estoque e transportando-os para o *depot* para embalagem e expedição (HALL, 1993). Em outras palavras, os produtos requisitados são coletados nos percursos realizados pelos *pickers*, os quais possuem as informações de quais produtos devem ser separados a partir dos pedidos dos clientes (SCHOLZ e WÄSCHER, 2017).

Cada um desses pedidos é referente a um cliente em particular, seja interno ou externo, e de forma geral, é convertido em listas de coleta (ou *picking list*). Estas são compostas de linhas que especificam o tipo e a quantidade dos produtos para coleta, o local desses produtos no estoque e a sequência pela qual os *pickers* devem orientar seu trajeto (HALL, 1993).

Tompkins *et al.* (2010) afirmam que o tempo total para realizar esta atividade pode ser dividido em: tempo para deslocamento, tempo de procura do ponto de coleta, tempo para coleta e tempo para demais atividades (como descarregar os itens coletados).

Acrescentam ainda que o maior componente do tempo total do *picking* é o tempo gasto para deslocamento até os pontos de coleta. Considera-se que esse tempo é improdutivo e que representa cerca de 50% do tempo total da atividade. O tempo de busca pelo ponto de coleta constitui aproximadamente 20% do *picking*. Por sua vez, o tempo para a coleta dos produtos e para o *setup* (obtenção da nova lista) têm um percentual de 15% e 10%, respectivamente. As demais atividades consistem em 5% do *picking*.

O Gráfico 1 ilustra a situação descrita por Tompkins *et al.* (2010):

GRÁFICO 1 - TEMPO DAS ATIVIDADES DO *PICKING*

FONTE: Adaptado de Tompkins *et al.* (2010).

Nesse sentido, o tempo para o deslocamento, também chamado de tempo de percurso, é visto por Bartholdi e Hackman (2005) como um desperdício, visto que consome horas de trabalho sem agregar valor. Em cima disso, De Koster, Le-Duc e Roodbergen (2007) concluem que o tempo de deslocamento é o primeiro candidato para melhorias.

À vista disso, como o tempo para o deslocamento, maior componente do *picking*, é uma função crescente da distância a percorrer, uma maneira de potencializar a redução no tempo desta atividade é a minimização da distância a ser percorrida (SANTIS *et al.*, 2018).

Como consequência disso, a distância do percurso (ou trajeto) é com frequência considerada o objetivo principal em projetos e otimização de Centros de Distribuição. Sendo assim, considera-se dois tipos de distância de percurso: a distância média de trajeto e a distância de trajeto total (DE KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

Em contrapartida, Goetschalckx e Ashayeri (1989) dizem que um dos objetivos mais comuns em sistemas de *picking* é a maximização do nível de serviço sujeito a restrições como número máximo de empregados, máquinas e investimentos.

De Koster, Le-Duc e Roodbergen (2007), em seu trabalho de revisão da literatura, complementam Goetschalckx e Ashayeri (1989) afirmando que existem

alguns fatores que afetam o nível de serviço, como: média e variação do tempo de entrega de listas de coleta, integridade e precisão da lista de coleta.

Adicionam ainda que existem uma conexão fundamental entre a coleta de pedidos e o nível de serviço. Essa conexão implica em algumas consequências:

- Quanto mais rápido um pedido é retirado, mais rápido ele está disponível para ser enviado ao cliente;
- Se um pedido perde seu horário de envio, este terá que aguardar o próximo ciclo de envios;
- Tempos curtos de retirada de pedidos proporcionam ampla flexibilidade para lidar com mudanças tardias de pedido de clientes.

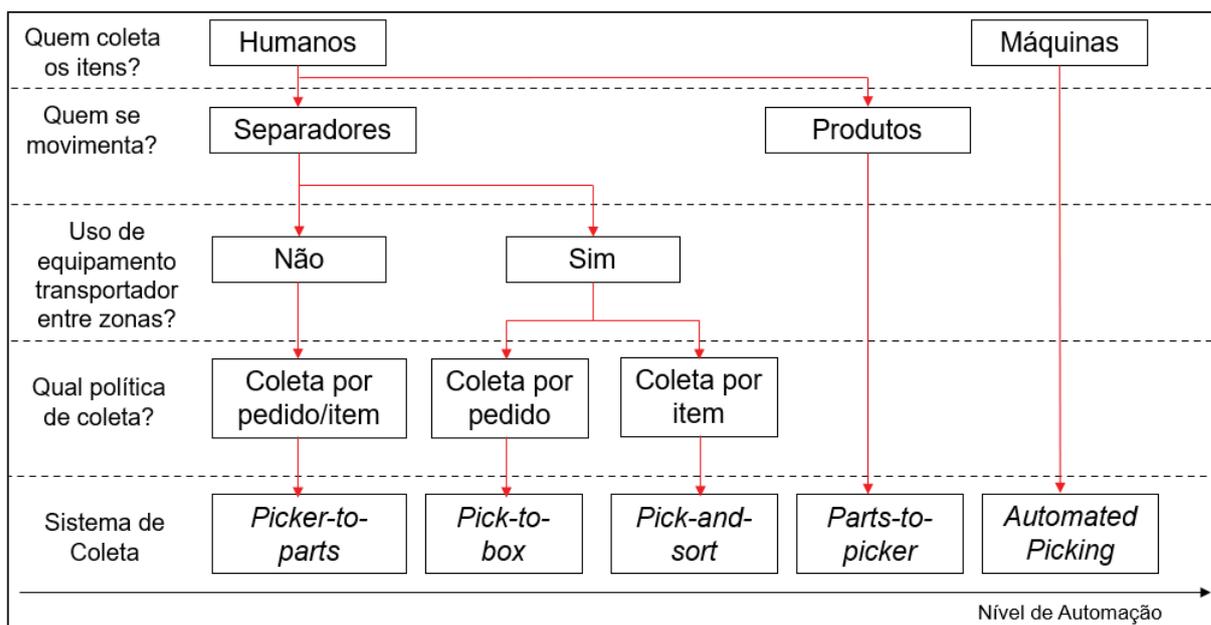
Ainda conforme De Koster, Le-Duc e Roodbergen (2007), existem outros importantes objetivos considerados no projeto e otimização de CDs:

- Minimização do custo total (custo do capital investido e custo operacional);
- Minimização do tempo de atravessamento na obtenção de um pedido;
- Minimização do tempo de atravessamento total (completar um lote de pedidos);
- Maximização do uso do espaço;
- Maximização do uso dos equipamentos;
- Maximização do uso dos trabalhadores;
- Maximização da acessibilidade de todos os produtos.

Atualmente, existem vários métodos para a coleta de pedidos (*picking*) que são classificados segundo a definição de: quem coleta os pedidos (humanos ou máquinas), quem se movimenta (separador ou produto), qual a política de *picking* utilizada (PANSART, CATUSSE e CAMBAZARD, 2018) e se equipamentos transportadores são usados para conectar zonas de coleta (DALLARI, MARCHET e MELACINI, 2009).

Esses últimos autores propuseram uma nova classificação para os diferentes sistemas de coleta de pedidos que se dividem em cinco principais grupos: separador para peças (*picker-to-parts*); coletar para encaixotar (*pick-to-box*); coletar e separar (*pick-and-sort*); peças para separador (*parts-to-picker*) e coleta totalmente automatizada. Na Figura 6 é possível visualizar esta divisão:

FIGURA 6 - CLASSIFICAÇÃO DOS SISTEMAS DE COLETA



FONTE: Adaptado de Dallari, Marchet e Melacini (2009).

***Picker-to-parts***: grande maioria dos CDs empregam este tipo de sistema, cujo separador anda ou dirige entre os corredores para a coleta de produtos. Este sistema pode ainda ser subdividido em dois grupos: de nível baixo e de nível alto. No primeiro subgrupo, o separador recolhe os produtos, próximos ao chão, da prateleira, durante o seu percurso por entre os corredores. No segundo subgrupo, os separadores utilizam empilhadeiras para alcançar produtos localizados em prateleiras altas (DE KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

No sistema *picker-to-parts* o separador pode recolher os produtos seguindo um pedido de coleta (política de coleta por pedido) ou um lote de vários pedidos (política de coleta por produto) (DALLARI, MARCHET e MELACINI, 2009). No primeiro caso, o sistema pode ser chamado de *picking* discreto (DE KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007) ou *picking* paralelo, onde o separador segue um único pedido do começo ao fim, trabalhando quase que independentemente de outro separador (VRIES, KOSTER e STAM, 2016).

No segundo caso, chamado de *picking* por lotes, o separador recolhe produtos de vários pedidos de clientes (lotes), os quais necessitam de triagem. A seleção pode acontecer durante a coleta dos produtos e quando isso ocorre, o sistema é chamado de *sort-while-pick* (DALLARI, MARCHET e MELACINI, 2009).

**Pick-to-box:** esse sistema, também conhecido como *pick-and-pass*, divide a área de coleta em zonas, as quais são designadas a um ou mais separadores. A responsabilidade de cada separador é coletar os produtos posicionados sobre sua área de coleta e passar o pedido para a próxima zona. Caso um pedido não apresente nenhum produto a ser coletado em determinado zona, o pedido é imediatamente repassado para a próxima zona. Ocorrem vezes também em que o separador ainda está ocupado com uma coleta anterior, assim o pedido atual fica em espera (VRIES, KOSTER e STAM, 2016).

Para que o remanejamento de pedidos entre zonas aconteça, as zonas são conectadas por um equipamento transportador sobre o qual posiciona-se caixas preenchidas com itens coletados, sendo que cada uma destas corresponde a um pedido de cliente (DALLARI, MARCHET e MELACINI, 2009).

De acordo com o fluxo do processo, ou seja, o sequenciamento do pedido entre zonas, esse sistema pode ser classificado com zoneamento progressivo. A vantagem desse sistema é a redução do tempo total de percurso no CD. O custo e complexidade associados ao zoneamento progressivo relaciona-se ao balanceamento da força de trabalho entre as várias zonas do CD (DALLARI, MARCHET e MELACINI, 2009).

Outro método do sistema *pick-and-box* é conhecido como *picking* com zona dinâmica ou *bucket brigade*, no qual o volume é fator determinante para a delimitação de início e final das zonas, ou seja, não existe limite fixo entre as zonas. Ao invés de aguardar na fronteira entre zonas pelo separador a montante terminar sua coleta, o separador vai de encontro este outro separador e recebe o pedido no ponto de encontro. Com isso, o tempo de espera e grandes estoques intermediários entre zonas são eliminados (VRIES, KOSTER e STAM, 2016).

**Pick-and-sort:** nesse sistema, os itens recolhidos provenientes de coletas por lotes de pedidos são colocados em um equipamento transportador que os leva para a área de triagem. O transportador funciona em um sistema de circuito fechado com mecanismos de desvio automático e faixas de acumulação. Por meio de um sistema computadorizado, cada item é encaminhado para um compartimento e cada compartimento é referente a um único pedido de cliente (DALLARI, MARCHET e MELACINI, 2009).

O sistema *pick-and-sort* geralmente opera com um método de liberação de pedidos aos separadores chamado de onda de coleta (*pick wave*). Nesse sentido, os

pedidos com destino em comum (por exemplo, expedição em certo horário fixo por determinada transportadora) são liberados simultaneamente para várias zonas do CD. Nesse método, os separadores recolhem os produtos solicitados nas suas zonas e uma nova onda de coleta é liberada somente quando a onda de coleta anterior estiver finalizada (DE KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

Ainda de acordo com estes autores, esse sistema possui outra variante chamada de zoneamento sincronizado (*synchronized zoning*) na qual produtos de um mesmo pedido são coletados simultaneamente nas zonas do CD.

**Parts-to-pickers:** dispositivos automáticos transportam cargas de determinados produtos de seus locais de armazenamento para as estações de coleta ou *depot*. Nesse local, o separador seleciona a quantidade requerida de cada produto e em seguida, a carga, se não finalizada, é transportada de volta (DALLARI, MARCHET e MELACINI, 2009).

Nesse sistema, os equipamentos automáticos responsáveis pela coleta podem operar em diferentes modos: ciclo de comando simples, duplo e múltiplo. No primeiro modo, ou uma carga é transportada da prateleira para o ponto de coleta (*depot*) ou do *depot* para a prateleira. O modo duplo de comando é capaz de realizar duas operações similares de coleta em sequência, ou seja, primeiro uma carga é coletada e em seguida outra carga é também coletada. As máquinas do último modo possuem mais de um dispositivo transportador, o que possibilita a coleta e descarga de várias cargas em um único ciclo (DE KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

**Automated Picking:** no sistema de coleta automatizada a retirada de produtos das prateleiras do CD são executadas sem nenhuma intervenção humana (KLODAWSKI *et al.*, 2018) e é geralmente empregado em casos especiais, como: produtos valiosos, pequenos ou delicados (DE KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

De todos os sistemas de coleta descritos anteriormente, o nível de automação aumenta iniciando no *picker-to-parts* (manual), passando pelo *parts-to-picker* (semi automatizados) e alcançando o *automated picking* (totalmente automatizados) (DALLARI, MARCHET e MELACINI, 2009). Isso pode ser observado na Figura 6, onde os sistemas localizados mais à direita do eixo horizontal possuem maior nível de automação.

Neste capítulo foi discutido sobre o problema central abordado neste trabalho, passando pelo mercado e pelas características físicas do centro de distribuição da

empresa foco do estudo. Também foi discorrido com mais detalhes a respeito de centro de distribuição, seus objetivos, importância e as atividades operacionais que acontecem nele. Por fim, foi abordado em especial a atividade de separação de pedidos, ou *picking*, com suas sub tarefas. Maior atenção foi dada na sub tarefa de roteamento do separadores de pedidos, com o objetivo de fundamentar o conceito que foi desenvolvido com mais profundidade nos capítulos posteriores.

### 3 REVISÃO DA LITERATURA

Neste capítulo será discorrido sobre o problema clássico de Pesquisa Operacional, o *Travelling Salesman Problem* (TSP), por ser o problema do qual o *Single Picking Routing Problem* (SPRP) se baseia para obter métodos de resolução. Além disso, será apresentado os trabalhos encontrados na literatura relacionados ao SPRP. E por fim, apresentará o trabalho de Scholz *et al.* (2016) que será utilizado como trabalho base para alcançar os objetivos desta dissertação.

#### 3.1 TRAVELLING SALESMAN PROBLEM (TSP)

Segundo Dantzig, Fulkerson e Johnson (1954), a origem do problema do caixeiro viajante (PCV) ou *travelling salesman problem* (TSP) é de certa forma obscura. Os autores apontam que havia uma suspeita de que o TSP havia sido discutido informalmente entre matemáticos da época, em uma reunião de matemática anos antes da publicação de seu artigo. Merrill Flood deveria ser creditado por ter estimulado o TSP, pois em 1937 buscava obter soluções próximas as ótimas para o roteamento de ônibus escolares. A relação entre o TSP e os problemas de transporte de programação linear aparentam ter sido explorados pela primeira vez por M. Flood, J. Robinson, M. Beckmann, T. C. Koopmans (por volta de 1951) e posteriormente por H. Kuhn e I. Heller (por volta de 1953).

O problema do caixeiro viajante está no âmago dos problemas de roteamento e é listado como o mais estudado, mais importante, mais popular (YAAGOUBI *et al.*, 2018), mais básico e mais investigado dos problemas de otimização combinatória (BURKARD *et al.*, 1998). Além disso, o TSP é considerado um problema NP-difícil (THENEPALLE e SINGAMSEETTY, 2019).

No TSP, o caixeiro necessita visitar cada uma das cidades de uma certa lista exatamente uma vez. Para isso, ele inicia o trajeto em uma cidade inicial e deve retornar a esta cidade ao final de seu trajeto. Tendo isso em vista, ele pode selecionar a ordem pela qual visita as cidades de forma que a distância total percorrida seja a menor possível. Nesse sentido, o caixeiro busca percorrer o trajeto mais curto (BURKARD *et al.*, 1998).

O TSP clássico também pode ser definido como segue. Dado um grafo  $G = (N, A)$ , sendo  $N = \{0, \dots, n\}$  seu conjunto de vértices e  $A = \{(i, j) \mid i, j \in N\}$  seu conjunto

de arestas e à cada aresta  $(i, j) \in A$  (CHOUERI, 2018) existe um custo associado de travessia (YAAGOUBI *et al.*, 2018).

Isto forma uma matriz simétrica  $D = (d_{ij})$ , de  $n \times n$ , onde  $d_{ij}$  representa a distância (ou custo) de percorrer da cidade  $i$  para a cidade  $j$  (DANTZIG, FULKERSON e JOHNSON, 1954). Assim, o objetivo é encontrar um ciclo Hamiltoniano com distância (ou custo) mínimo, ou seja, sair de um nó inicial, percorrer todos os nós do grafo exatamente uma única vez e retornar para o nó inicial (INTERIAN e RIBEIRO, 2017).

Usando formulação de programação linear, o problema do caixeiro viajante pode ser escrito como (ISMAIL *et al.*, 2011):

Minimizar:

$$Z = \sum_{i \in N} \sum_{j \in N} c_{ij} x_{ij} \quad (3.1)$$

Sujeito a:

$$\sum_{j \in N} x_{ij} = 1, i \in N \quad (3.2)$$

$$\sum_{i \in N} x_{ij} = 1, j \in N \quad (3.3)$$

$$\sum_{i \in S} \sum_{j \in S} x_{ij} \leq |S| - 1, \quad \forall S \subset N, S \neq \emptyset \quad (3.4)$$

$$x_{ij} \in \{0,1\}, \quad \forall i, j \in N \quad (3.5)$$

Nessa formulação  $x_{ij} = 1$ , se o arco faz parte da solução final e 0 caso contrário.  $N$  é o conjunto de cidades,  $S$  é o subconjunto de  $N$ , e  $c_{ij}$  é o custo de transladar entre a cidade  $i$  para a cidade  $j$ . A restrição (3.1) visa minimizar a distância percorrida para visitar toda as cidades. A restrição (3.2) assegura que cada cidade seja a chegada de uma cidade anterior. Por sua vez a restrição (3.3) impõe que de cada cidade haja uma partida para exatamente outra cidade posterior. Por fim, a restrição (3.4) garante que um único tour, sem sub rotas, seja criado e que este abranja todas as cidades. A restrição 3.5 define o domínio das variáveis.

Um fato significativo sobre o TSP é que o problema pode ser facilmente formulado, de difícil solução e ter várias aplicações em problemas reais (ILAVARASI e JOSEPH, 2014). Assim, praticamente todo o problema que englobe o

sequenciamento de ações, operações, atividades (entre outros), pode ser encarado como um TSP ou uma de suas vertentes (PANDIRI e SINGH, 2018a). Para isso, deve-se adicionar ao problema restrições específicas condizentes com cada um dos vários cenários da vida real (ILAVARASI e JOSEPH, 2014).

A seguir constam algumas aplicações do TSP: programação de impressão, roteamento de ônibus escolar, agendamento de tripulação, agendamento de entrevistas, programação de laminação a quente, planejamento de missão, projeto de sistema global de navegação por satélite (THENEPALLE e SINGAMSETTY, 2019), programação de produção, manutenção e entregas e coletas, localização de instalações, alocação de inventário (CHISMA, 1975), roteamento de veículos, sequenciamento de genoma (INTERIAN e RIBEIRO, 2017), perfuração de placas de circuito impresso, reparação de motores de turbina a gás, cristalografia de raio-x, fiação de computador, coleta de pedidos em CDs (ILAVARASI e JOSEPH, 2014).

Esses últimos autores fizeram uma revisão da literatura e apresentaram algumas variações do TSP como: TSP seletivo, TSP com cota, problema do turismo rentável, problema do comprador viajante, TSP generalizado, múltiplo TSP, TSP simétrico, TSP assimétrico (ATSP), formulação de intervalo de tempo para TSP com janela de tempo, TSP de coleta de prêmio com janela e tempo, TSP simétrico Max, TSP semi-métrico Max, TSP métrico Max e TSP com alvo móvel.

Outras vertentes encontradas são: TSP com gargalos, TSP com múltiplas visitas (CHOUEIRI, 2018), TSP clusterizado (CHISMA, 1975), TSP probabilístico (PTSP), TSP probabilístico com coleta e entrega (PPDTSP), TSP com precedência restrita assimétrica, problema de ordenação sequencial, *dial-a-ride* (BENAVENT *et al.*, 2019), TSP próximo o suficiente (WANG, GOLDEN e WASIL, 2019), TSP com coleta e entrega de múltiplas commodities (LU, BENLIC e WU, 2019), TSP colorido (PANDIRI e SINGH, 2018b), múltiplo TSP com múltiplos depósitos k-interconectados (PANDIRI e SINGH, 2018a), TSP em família, TSP com cobertura e com cobertura generalizada (POP, MATEI e PINTEA, 2018), TSP com aliado de voo (FREITAS e PENNA, 2018), TSP de alta multiplicidade assimétrica (AGUAYO, SARIN e SHERALI, 2017), TSP intermitente (PHAM, LEYMAN e DE CAUSMAECKER, 2018), TSP inconstante (YAAGOUBI *et al.*, 2018), TSP preto e branco (GOUVEIA, LEINER e RUTHMAIR, 2017) e *Steiner* TSP (ITERIAN e RIBEIRO, 2017).

### 3.2 ROTEAMENTO EM CENTRO DE DISTRIBUIÇÃO

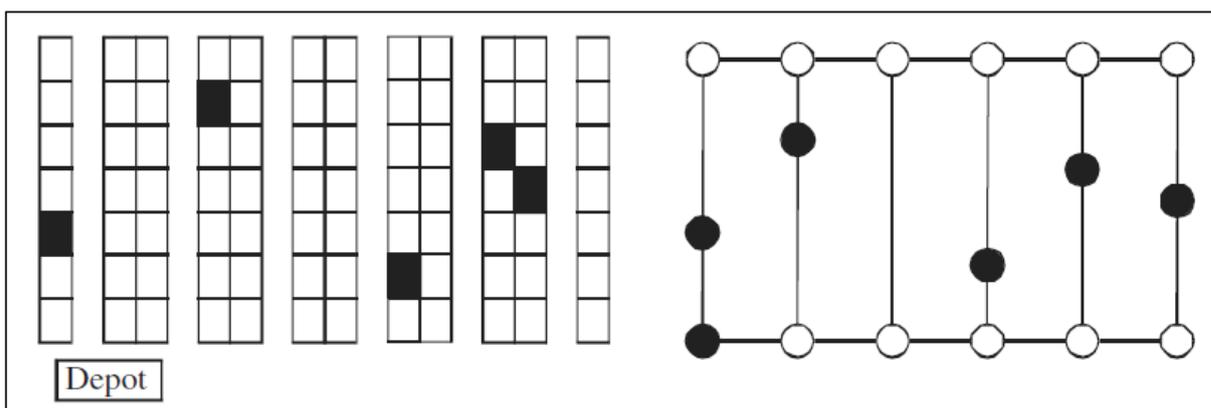
Ao assumir que o separador de pedidos se movimenta em uma velocidade constante, a minimização do percurso total é equivalente a minimização do tempo total de percurso (SCHOLZ *et al.* 2016).

Dessa forma, o problema de roteamento de separador(es) visa minimizar a distância total de percurso, coletando todos os itens de um determinado conjunto de pedidos (CHARKHGARD e SAVELSBERGH, 2015; SCHOLZ e WÄSCHER, 2017), por meio da organização da melhor sequência da coleta dos produtos (GU, GOETSCHALCKX e MCGINNIS, 2007).

Sendo assim, uma analogia ao Problema do Caixeiro Viajante (PCV) pode ser feita ao considerar que o separador inicia o trajeto no *depot* (equivalente a cidade inicial do PCV), recebe neste local uma lista de coleta, visita todos os pontos de coleta (equivalente as cidades do PCV) e finalmente retorna para o *depot* (KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

Nesse sentido, apesar de ser semelhante ao *Travelling Salesman Problem* (TSP) o problema de roteamento de separador(es) apresenta algumas diferenças. A primeira delas é que nem todos os nós do grafo precisam ser visitados. Como visto na Figura 7, na representação gráfica do lado direito, esses nós são os círculos brancos da intersecção entre os corredores de coleta e os corredores transversais. Por sua vez, os círculos pretos representam os locais de coleta e o *depot*, os quais devem ser visitados pelo separador. A outra diferença é que os locais de visita podem ser visitados mais de uma vez (KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

FIGURA 7 - COLETA DE PRODUTOS (ESQ.) E SUA REPRESENTAÇÃO GRÁFICA (DIR.)



FONTE: Koster, Le-Duc e Roodbergen (2007).

Tendo visto as diferenças e adicionando o fato de que o leiaute típico de uma área de armazenamento em um CD é retangular, o roteamento de separador(es) pode ser melhor classificado como Steiner TSP (STSP) (CHARKHGARD e SAVELSBERGH, 2015) que geralmente não é resolvido em tempo polinomial (KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

Isso devido ao problema de roteamento de separador(es) ser considerado NP-difícil (do inglês, NP-*hard*), o qual ao ser expresso em modelo matemático envolve  $n \frac{n+1}{2}$  variáveis de decisão e  $2n + 2$ , onde o  $n$  é o número de locais de visita (CHENG *et al.*, 2015).

Assim sendo, as políticas de roteamento determinam as rotas a serem percorridas pelo separador, especificamente a sequência em que os produtos serão coletados (PETERSEN, 1999). Essas políticas variam de simples heurísticas até procedimentos ótimos (SANTIS *et al.*, 2018), passando também pelas meta-heurísticas. Assim, para a construção desses métodos de solução, ora o leiaute do CD é considerado ora não (ARDJMAND e HUH, 2017).

Os roteamentos ótimos, resultam em um menor tempo de percurso e tipicamente abordam o problema como um caso especial de TSP (SANTIS *et al.*, 2018), onde o layout é geralmente considerado, pois deve-se decidir se o método de resolução do TSP será simétrico ou assimétrico (LI, HUANG e DAI, 2016).

Apesar de retornar uma rota ótima, os modelos exatos apresentam alguns pontos práticos negativos. Primeiramente, os modelos exatos não estão disponíveis para todos os leiautes de CDs, pois, encontram-se apenas para configurações simples, enquanto para leiautes mais complexos não existem (SANTIS *et al.*, 2018).

Segundo, as rotas geradas por esses algoritmos são geralmente complexas, ilógicas e de difícil entendimento aos separadores, que por consequência se desviam do percurso (GADEMANN e VELDE, 2005).

Logo, apesar de não resultar em um trajeto ótimo, as heurísticas são usadas na prática com maior frequência, pois se beneficiam do fato de que as rotas geradas sejam simples, de fácil entendimento, consideravelmente consistente e familiar aos separadores (PETERSEN, 1999).

De forma geral, do ponto de vista dos métodos de solução, a principal dificuldade é que os modelos exatos não resolvem o problema em tempo hábil quando

o tamanho do problema cresce. Por sua vez, as heurísticas e algoritmos de otimização inteligente nem sempre encontram a solução ótima (LI, HUANG e DAI, 2016).

Vale salientar que na literatura científica, os trabalhos comumente comparam a performance dos algoritmos de roteamento heurísticos com modelos exatos (quando disponíveis) com o intuito de avaliar se os benefícios em termos de simplicidade e tempo computacional reduzido compensam o aumento no tempo de percurso gerado (SANTIS *et al.*, 2018).

Mesmo com a extensa literatura a respeito de roteamento de separadores em CDs, aplicar abordagens gerais do problema em condições e configurações de CD específicas, considerando projetos e políticas operacionais singulares tipicamente encontradas na prática, não é tão simples (ISLER, RIGHETTO e MORABITO, 2016). Por conseguinte, vários trabalhos na literatura resolvem casos práticos específicos por meio de algoritmos “feitos sob medida” para estes.

Além do mais, Cano, Correa-Espinal e Gómez-Montoya (2018) apresentam algumas tendências consideradas na literatura para o problema de roteamento de separadores, como:

- Incorporação de prazos nos pedidos de clientes devido a prioridades de cumprimento destes em determinado tempo;
- A criação de modelos multi-objetivos;
- Contextos dinâmicos (*online*) ao considerar a chegada contínua de pedidos e incorporação constante de novas informações no ambiente operacional;
- Múltiplos separadores;
- Investigação do impacto de diferentes leiautes na coleta de pedidos;
- Problema conjunto ao integrar coleta de pedidos com outras questões de planejamento como designação de produtos aos locais de armazenagem, agrupamento de pedidos, sequenciamento e roteamento.

A seguir, uma revisão da literatura, sem o objetivo de ser extensa, sobre o problema de roteamento de separadores será apresentada de forma cronológica para demonstrar os progressos na área até culminar nas tendências citadas anteriormente.

Em 1974, Orloff introduziu a ideia do que viria a se tornar o *Steiner Travelling Salesman Problem* (STSP), que geralmente não é solucionado em tempo polinomial (KOSTER, LE-DUC e ROODBERGEN, 2007).

Anos depois, Ratliff e Rosenthal (1983) apresentaram um algoritmo que resolve o problema de roteamento em um CD de único bloco em tempo polinomial em relação ao número de corredores e locais de coleta. Isso foi possível devido a simplificação do problema proveniente da disposição dos corredores.

Foi então que Fleischmann (1985) apresentou uma variante do TSP chamado de Steiner TSP. No mesmo ano, Cornuéjols *et al.* (1985) estenderam o algoritmo exato de Ratliff e Rosenthal (1983) para resolver o STSP e todos os problemas que podem ser representados como grafos “série-paralelos”.

Goetschalckx e Ratliff (1988b) apresentaram um algoritmo que resolve em tempo polinomial o problema de roteamento para um CD com corredores de coleta largos, onde não existe a possibilidade do separador coletar produtos de ambos os lados do corredor sem ter que se deslocar.

No mesmo ano, os mesmos autores, Goetschalckx e Ratliff (1988a) publicaram outro artigo que abordava um problema que permitia o separador fazer múltiplas coletas em uma única parada, ou seja, após parar o veículo de transporte, ele poderia andar para frente e para trás coletando produtos. O algoritmo proposto no trabalho resolveu esta questão na otimalidade.

Hall (1993) propôs algumas heurísticas de roteamento para CD de bloco único como: *S-Shape* (também conhecida como heurística de travessia), ponto médio e maior *GAP*. Petersen (1997), para o mesmo leiaute de CD, apresentou a heurística composta e heurística do retorno, respectivamente. Neste último trabalho Petersen (1997) comparou a performance das heurísticas com o modelo exato e, também, fez uma análise de variância para examinar as interações existentes entre as políticas de roteamento, leiaute do CD e local do *depot* sob várias situações operacionais.

Koster e Poort (1998) apresentaram uma extensão do algoritmo de Ratliff e Rosenthal (1983) para CDs que não podem ser representados como grafos série-paralelo, de bloco único e com *depot* descentralizado. Isso quer dizer que neste ambiente os separadores podem depositar suas coletas na entrada dos corredores, em um transportador, sem necessidade de retornar ao *depot*.

Daniels *et al.* (1998) foram os pioneiros a analisar o roteamento em um CD que possui uma política de alocação de produtos a estoque de ordem dispersa, ou seja, onde produtos idênticos podem ser armazenados em diferentes locais no estoque. Nesse caso, deve-se decidir em qual local determinado produto deve ser

coletado. Os autores resolveram o problema baseando-se em uma matriz de distâncias facultativas e por meio de uma Busca Tabu.

No mesmo ano, Caron, Marchet e Perego (1998) compararam duas heurísticas simples em um CD de bloco único com política de alocação de produtos a estoque baseado no índice COI (*Cube per Order Index* – Índice Cúbico por Pedido).

Vaughan (1999) desenvolveu uma heurística para encontrar o caminho mais curto em CDs com vários blocos com o intuito de avaliar o impacto dos corredores transversais na eficiência da coleta de pedidos. Para isso, fez uso de programação dinâmica e denominou a heurística de corredor por corredor.

Outra extensão do algoritmo Ratliff e Rosenthal (1983) foi apresentado por Roodbergen e Koster (2001b), cuja aplicação é destinada a CDs com 3 corredores transversais, um frontal, um central e outro traseiro. Para isso, os autores fizeram uso de programação dinâmica visando encontrar o mínimo percurso.

Roodbergen e Koster (2001a) adaptaram heurísticas existentes para CDs de vários blocos e apresentaram as heurísticas “combinada” e “combinada+”, que foram desenvolvidas com programação dinâmica. As eficiências das novas heurísticas foram avaliadas por meio de comparações entre outras heurísticas existentes e com um algoritmo *Branch-and-Bound*. Constatou-se que na maioria dos casos testados, a heurística “combinada+” apresentou melhores resultados.

No mesmo ano, Shouman, Khater e Boushaala (2001) também elaboraram duas novas heurísticas para CDs com vários blocos, chamadas de Bloco-Corredor 1 e Bloco-Corredor 2. A comparação das novas heurísticas em relação a outras foi analisada para vários leiautes de CD e tamanhos de pedidos. Verificou-se que em pouco mais da metade das instâncias, a heurística Bloco-Corredor 2 superou as demais.

Makris e Giakoumakis (2003) estenderam uma heurística de *k-opt* para CD de bloco único. Na sequência, Hwang, Oh e Lee (2004) compararam a performance de três heurísticas (retorno, travessia e ponto médio) para um leiaute de bloco único onde os produtos foram armazenados no estoque pela regra do índice COI (*Cube per Order Index* – Índice Cúbico por Pedido).

Dekker *et al.* (2004) abordaram um problema real de um atacadista de ferramentas e jardinagens que possuía um CD com leiaute específico, constituído de vários corredores transversais, dois andares, pontos de início e fim de rota diferentes e alguns corredores de coleta sem saída. Além disso, outra situação foi considerada,

a de que alguns produtos deveriam ser coletados por último devido a sua fragilidade. Como forma de solucionar o problema, os autores propuseram algumas combinações de políticas de armazenamento de produtos com heurísticas de roteamento. Os resultados dos estudos de combinação, mostraram que a melhor opção era a política de ponto médio com a heurística de ponto médio, o que tinha potencial para reduzir a distância média da rota em 28,9%.

No que lhes concerne, Geng, Li e Lim (2005) abordaram a questão de capacidade ao considerar que o CD possui um determinado número de separadores com veículos com capacidade que não deve ser excedida. Para isso, os autores apresentaram um algoritmo eficiente e robusto baseado em *Very Large-Scale Neighbourhood* (VLSN). Para os testes computacionais, dois tipos de leiaute de CD foram considerados e os resultados indicaram que o método é muito eficiente em encontrar soluções de alta qualidade.

Molnár e Lipovski (2005) abordaram o problema de roteamento em um CD de múltiplos blocos onde os separadores devem construir uma Unidade de Transporte (UT) estável, ou seja, um empilhamento estável. Para tanto, os autores agruparam os produtos em classes de acordo com suas características físicas. Dessa forma, um algoritmo genético bi-objetivo busca sequenciar a coleta das classes de produtos para construir uma UT estável com rota mínima. Este algoritmo minimiza a diferença da sequência de coleta entre as classes de produtos e a distância de trajeto. Para tanto, ressaltaram a importância de uma lista de coleta de pedidos bem sequenciada para suportar um carregamento estruturado e estável e assim evitar avarias nos materiais.

Won e Olafsson (2005) abordaram dois problemas de *picking*, o agrupamento de pedidos e o roteamento dos separadores visando não apenas melhorar a eficiência (medida pelo baixo tempo de *picking*), como também melhorar o tempo de resposta ao cliente. Para isso, duas estratégias foram empregadas. A primeira resolve os problemas sequencialmente. A segunda heurística encontra boas soluções para o problema simultaneamente. Reparou-se que melhorias são encontradas ao se abordar os problemas em conjunto.

Dukic e Oluic (2007) avaliaram a performance da combinação dos métodos de roteamento, alocação de produtos ao estoque e agrupamento de lote de pedidos levando em conta situações como leiaute do CD, tamanho do pedido e capacidade do separador.

Haijun, Xiu e Jie (2008) apresentaram em seu trabalho um método para mapear o leiaute irregular do CD em forma de diagrama, encontrar a relação de adjacência entre os elementos (nós, corredores e locais de armazenamento) e então, calcular o caminho mais curto entre dois pontos. Nesse âmbito, um algoritmo genético foi elaborado para poder rotear os separadores no CD de leiaute irregular.

Ainda no mesmo ano, Tsai *et al.* (2008) consideraram o problema conjunto de agrupamento de pedidos e roteamento de separadores propondo múltiplos Algoritmo Genéticos (AG) como abordagem. Esse método foi resolvido em duas fases distintas. A primeira, determina a melhor estratégia de agrupamento que minimize a distância total percorrida e as penalidades de ligadas a adiantamento e atraso. A segunda, encontra a melhor rota de coleta para cada lote de pedidos que minimize a distância percorrida.

Haijun e Bingwu (2009) propuseram uma estrutura de dados capaz de armazenar o diagrama do leiaute irregular de um CD. A partir daí e usando o algoritmo de Floyd é possível calcular a menor distância e a rota entre dois locais de armazenamento. Com isso, um novo AG foi proposto para roteamento dos separadores.

Theys *et al.* (2010) reformularam o problema Steiner TSP para um problema de TSP clássico e adaptaram uma heurística dedicada a este problema conhecida como LKH (Lin-Kernighan-Helsgaun) (HELSGAUN, 2010) para sua posterior implementação. Para avaliar a performance dessa abordagem, os autores a compararam com heurísticas conhecidas (*S-Shape*, maior GAP, combinada e corredor por corredor) e verificaram redução de cerca de 47% na distância da rota.

Para o problema conjunto de agrupamento de pedidos e roteamento de separadores, Kulak, Sahin e Taner (2012) geraram dois novos algoritmos de Busca Tabu (BT) baseados em clusterização para CD de múltiplos blocos. Em primeiro momento, um algoritmo de clusterização que considera a similaridade das rotas foi desenvolvido e integrado à Busca Tabu para gerar respostas para o problema de agrupamento de pedidos. Na etapa do roteamento, o problema foi ajustado para o TSP clássico e assim, foram propostas duas heurísticas de Vizinho mais Próximo + *Or-Opt* e *Savings* + *2-Opt*. A junção do algoritmo da primeira etapa com as duas opções da segunda etapa, geraram os dois algoritmos propostos no trabalho chamados de TANO e TASO.

Por sua vez, Ene e Öztürk (2012) abordam o problema conjunto de alocação de produtos ao estoque, agrupamento de pedidos e roteamento de separadores em um problema real da indústria automotiva. Para tanto, elaboraram um modelo matemático e um algoritmo de otimização estocástico evolutivo. Para o modelo matemático, a situação é resolvida em duas fases. Primeiro, o problema de alocação é resolvido considerando uma política baseada em classe usando programação inteira. Posteriormente, os problemas de agrupamento e roteamento são considerados juntos para minimizar o custo de percurso. Para respostas mais rápidas, um algoritmo genético foi desenvolvido para formar agrupamentos e rotas ótimas. O algoritmo trouxe vantagens de resposta em tempo real para a produção e possibilidade de aplicação e integração para qualquer leiaute da indústria automotiva.

Wang *et al.* (2012) lidaram com o problema de roteamento de separadores usando empilhadeiras para alcançar prateleiras altas em um CD de dois blocos. Para tanto, um algoritmo de otimização de Enxame de Partículas e outro de Colônia de Formigas foram desenvolvidos. Após resultados experimentais, os autores concluíram que o primeiro método aumenta a eficiência da operação.

Chen *et al.* (2013) apresentaram um novo algoritmo de roteamento baseado em Colônia de Formigas para dois separadores e considerando congestionamento nos corredores. O novo algoritmo é chamado de A-TOP e é comparado com duas outras heurísticas dedicadas e estendidas para o problema de roteamento através de uma abrangente simulação. Os autores verificaram que para a maioria das instâncias, o algoritmo proposto resulta em tempo médio de *picking* mais curto.

No trabalho de Wang *et al.* (2013) um modelo matemático para o problema clássico do TSP foi desenvolvido para ser aplicado no roteamento de um CD automático. Para resolver o problema, um Algoritmo Genético otimizado foi proposto. Inicialmente, a população inicial do algoritmo é otimizada e em seguida, um “operador evolutivo reverso” foi implementado para suprir a falta de habilidade de otimização local dos AGs comuns. Após a simulação, foi detectado que a capacidade de busca do algoritmo foi melhorada, assim como a velocidade de convergência e os resultados obtidos foram claramente superiores aos obtidos com AGs comuns.

Azadnia *et al.* (2013) abordaram o problema de agrupamento e sequenciamento de pedidos e roteamento de separadores com objetivo de minimizar o atraso total na coleta dos pedidos. Para isso, propuseram uma abordagem em quatro fases. Primeiramente, um algoritmo de mineração de regras de associação

ponderada foi utilizado para determinar a combinação dos pedidos de clientes em relação à semelhança entre materiais e datas de vencimento dos pedidos. Sequencialmente, um modelo binário de agrupamento de pedidos foi implementado para maximizar a similaridade entre pedidos. Posteriormente, um algoritmo genético foi desenvolvido para encontrar a rota ótima. E por fim, outro algoritmo genético foi aplicada para sequenciar os grupos de pedidos com intuito de minimizar os atrasos.

Para CDs com leiautes de Espinha de Peixe e *Flying-V*, Çelk e Süral (2014) apresentaram algoritmos que resolvem o problema de roteamento na otimalidade. Xu *et al.* (2014) detectaram algumas falhas no Sistema de *Picking* da área de *e-commerce* de uma empresa chinesa de postagens logísticas que definia rotas ilógicas. Para lidar com isso, os autores desenvolveram e implementaram um algoritmo baseado em Colônia de Formigas. Após a simulação de um exemplo, o algoritmo apresentou uma redução de 8,34% na distância da rota se comparado com o sistema atual da companhia.

Por sua vez, Chen *et al.* (2014) apresentaram um método de roteamento de múltiplos separadores, em CD de múltiplos blocos, baseado em Colônia de Formigas (CF), considerando tempo de coleta não determinístico e congestionamento em tempo real, obtido por meio de compartilhamento de informações e tecnologia de posicionamento interno. O algoritmo chamado de A-MOP-NPT inicialmente gera rotas padrões para cada separador por meio de CF e as coordena por regras dedicadas de mitigação de congestionamento. Uma simulação foi realizada para validar o novo método que superou heurísticas comuns na grande maioria das instâncias.

Por sua vez, Matusiak *et al.* (2014) lidaram com o problema conjunto de agrupamento de pedidos e roteamento de separadores com precedência para um CD com múltiplos *depots*. Para tanto, desenvolveram um método composto por dois sub algoritmos, um Recozimento Simulado (RS) e outro algoritmo exato  $A^*$ , para lidar com o problema de agrupamento e roteamento respectivamente. Ao testar o modelo em um conjunto de dados antigos de uma empresa Finlandesa, o método reduziu 16% da rota que havia sido elaborada pelo método atual da empresa e que já havia sido percorrida pelo separador.

Chen *et al.* (2015) propuseram uma formulação não linear inteira mista para atacar o problema conjunto de agrupamento de pedidos, sequenciamento dos pedidos e roteamento dos separadores considerando atraso total mínimo. Para resolver o problema, um algoritmo genético de código híbrido foi desenvolvido para lidar com o

agrupamento e sequenciamento de pedidos. Enquanto para o roteamento, uma Colônia de Formigas que adota a estratégia do caminho mais curto foi gerada para calcular o tempo mínimo total de percurso e seu respectivo tempo de conclusão. O novo algoritmo foi comparado com outro baseado em múltiplos algoritmos genéticos, também elaborado pelos mesmos autores, e mostrou-se superior em termos de qualidade de solução que o algoritmo anterior.

Para o problema de agrupamento de pedidos e roteamento de separadores, Öncan (2015) propôs uma formulação de programação inteira mista para cada uma das políticas de *S-Shape*, retorno e ponto médio. Além disso, propôs um algoritmo de busca local iterativa com limite Tabu.

No que lhe concerne, Özpeynirci e Kandemir (2015) reformularam o algoritmo polinomial de Ratliff e Rosenthal (1983) para uma versão do problema com múltiplos objetivos em um CD de único bloco. Segundo os autores, a proposta seria aplicável para situações reais onde mais de um objetivo é considerado, onde as vezes estes são conflitantes. Isso daria suporte aos tomadores de decisão.

Cheng *et al.* (2015) propuseram um algoritmo híbrido para o problema conjunto de agrupamento e roteamento, com objetivo de determinar o tamanho do lote de pedidos, a ordem dos pedidos no lote e a distância do percurso. Para tanto, o algoritmo é composto de um Enxame de Partículas (EP) e uma Colônia de Formigas (CF). O funcionamento do algoritmo se dá em duas etapas, onde a primeira define por meio do EP a ordem em que os pedidos serão coletados. Posteriormente, a CF identifica o caminho mais curto para cada pedido. Experimentos foram realizados e o modelo apresentou resultados ótimos em termos de qualidade de solução e tempo computacional se comparado com outros sistemas de empresa e outro algoritmo genético de duas fases.

No trabalho de Charkhgard e Savelsbergh (2015), os autores desenvolveram dois algoritmos de roteamento que puderam ser representados como TSP euclidiano. Ambos foram elaborados por meio de programação dinâmica, sendo que um deles aplica a estratégia de retornar o corredor e outro de atravessá-lo. O primeiro consegue encontrar solução ótima em tempo linear, enquanto o segundo em tempo quadrático em relação ao número de coleta nos corredores. Diante disso, os autores demonstraram que ao usar um custo aproximado de roteamento para os locais de coleta usando o método de mínima arborescência, reduz o tempo computacional do segundo algoritmo para ordem linear.

Em Lu *et al.* (2016), os autores apresentaram um algoritmo de roteamento intervencionista, baseado em Ratliff e Rosenthal (1983), para abordar o problema da otimização da rota dinâmica de percurso. O algoritmo calcula a rota de distância mínima que um separador deve seguir, quando recebe informações atualizadas sobre os produtos solicitados de novos pedidos durante a operação de coleta de pedidos. Para investigar os benefícios potenciais do uso de tal algoritmo, uma comparação em termos do tempo médio de conclusão do pedido e da distância média de percurso por pedido foi feita com um algoritmo ótimo estático convencional e um algoritmo heurístico dinâmico. Resultados comprovaram que o algoritmo intervencionista obteve melhores resultados.

Scholz *et al.* (2016), propuseram um modelo de programação inteira mista, para um CD de bloco único, que se apropriou de características específicas do problema de roteamento de separadores. Com isso, ao contrário de outros trabalhos, o número de restrições e variáveis crescem proporcionalmente ao número de corredores do CD e não da quantidade de produtos a serem coletados. Mediante experimentos numéricos, o modelo foi comparado a outras formulações gerais do TSP e do Steiner TSP. A nova formulação apresentada pelos autores obteve melhor desempenho em tempo computacional que as demais.

A vantagem da formulação do trabalho de Scholz *et al.* (2016) é a flexibilidade em relação a estendê-la para diferentes tipos de leiautes de CDs. Dessa forma, Ruberg e Scholz (2016) estenderam o modelo para CD com múltiplos blocos e Scholz (2016) para CDs com leiautes de blocos arbitrários.

Çelk e Süral (2016) consideraram no problema de roteamento os efeitos das curvas (direita e esquerda) e curvas em “U” (curvas de retorno) para um CD de bloco único. Para tanto, desenvolveram três algoritmos polinomiais. O primeiro é uma adaptação do modelo exato de Ratliff e Rosenthal (1983) que considera a minimização do tempo de percurso e a questão das curvas em um único objetivo. O segundo, um algoritmo bi-objetivo, considera essas questões em separado. E o terceiro, um algoritmo tri-objetivo, além das questões anteriores, também adiciona a questão de curvas em “U” (curvas de retorno). A comparação do algoritmo de objetivo simples com heurísticas *S-Shape* e maior GAP para instâncias geradas aleatoriamente e considerado a questão das curvas, mostrou que o modelo proposto pelos autores supera estas significativamente.

Enquanto isso, Isler, Roghetto e Morabito (2016) abordaram um problema de roteamento de separador para um caso específico de um distribuidor de material escolar e de escritório que possui uma estrutura de CD específica. A abordagem usada pelos autores resolve uma combinação de modelos de programação linear para o TSP assimétrico. A validação do algoritmo foi feita ao verificar que este retorna rota mais curtas que o atual sistema utilizado na empresa.

Lin *et al.* (2016) discorrem sobre o problema conjunto de agrupamento de pedidos e roteamento Manhattan de separadores, onde a principal diferença de trabalhos anteriores é a aplicação da distância Manhattan (somente na horizontal ou somente na vertical). Assim sendo, o objetivo do problema encontrar o agrupamento de pedidos e o caminho Manhattan mais curto sobre algumas restrições. Para lidar com isso, os autores propuseram um Exame de Partículas aprimorado. Este introduz resultado ruins obtidos anteriormente por cada partícula para acelerar a convergência do algoritmo.

Segundo Gómez-Montoya *et al.* (2016), os autores foram os primeiros a abordar o problema de Roteamento de separadores com  $k$  equipamentos de manuseio de materiais em CD refrigerado. Para tal, o problema foi formulado e resolvido por dois algoritmos, sendo estes um Exame Discreto de Partículas e um Algoritmo Genético (AG). Após os resultados dos experimentos comparando ambos os métodos, o AG apresentou melhores resultados.

Bottani *et al.* (2016) propuseram um novo algoritmo inspirado na natureza e proveniente da teoria das ondas de águas rasas, o chamado algoritmo de otimização de ondas de água. Em uma planilha eletrônica o algoritmo foi codificado e um cenário de teste simples foi implementado para um CD de bloco único. Mediante busca exaustiva, a planilha eletrônica encontrou a solução ótima para então comparar com os resultados retornados pelo novo método. Assim, o algoritmo proposto sempre conseguiu encontrar a solução ótima para o problema em um bom tempo computacional (70 segundos em média).

Li, Huang e Dai (2016) examinaram o problema conjunto de agrupamento e roteamento por meio da formulação deste em programação inteira para um CD de um Varejista Chinês de vendas *online*. Para a etapa do agrupamento, um procedimento efetivo baseado em um coeficiente de similaridade foi elaborado. Para a fase de roteamento, foi desenvolvido um algoritmo de Colônia de Formigas otimizado com dois processos de busca local. A abordagem dos autores foi comparada com o

programa atual da empresa e com outros dois algoritmos propostos na literatura e demonstrou encontrar caminho mais curto para as rotas.

O trabalho de Chabot *et al.* (2016) introduziu o problema de roteamento sob restrições de peso, fragilidade e categoria oriundo de um supermercado varejista. Nesse sentido, os autores elaboraram uma formulação matemática com capacidade indexada e outra formulação de dois índices. Para resolver as formulações, os autores desenvolveram cinco heurísticas, quatro delas sendo a extensão das heurísticas de maior GAP, ponto médio, *S-Shape* e combinada, e a quinta é um algoritmo de Busca de Vizinhança Grande e Adaptativa. Além disso, um algoritmo *branch-and-cut* também foi utilizado para resolver os modelos.

Chabot *et al.* (2017) examinaram o problema de roteamento com restrição de capacidade da empilhadeira e consideração de questões de segurança em um CD com corredores estreitos de coleta proveniente de um fornecedor de móveis e equipamentos eletrônicos. Para resolver o problema, os autores desenvolveram uma heurística de Busca de Vizinhança Grande e Adaptativa e um método exato *branch-and-cut*. A comparação dos métodos propostos foi feita contra o sistema atual da empresa e os testes comprovaram melhorias de até 4,07%.

Scholz e Wäscher (2017) dissertaram sobre o problema conjunto de agrupamento de pedidos e roteamento de separadores. Para o primeiro problema, um algoritmo de busca local iterativa foi elaborado. Para o segundo, várias opções foram consideradas, como *S-shape*, maior GAP, corredor por corredor e combinada<sup>+</sup> (heurística apresentada em Roodbergen e Koster (2001a)) e o modelo exato de Ratliff e Rosenthal (1983). Além desses, os autores desenvolveram uma heurística derivada do algoritmo exato para o problema de roteamento. A ideia era combinar a busca local iterativa com as opções de roteamento. Após experimentos, percebeu-se que quando o tempo computacional não é fator crítico, é essencial encontrar solução (próxima a) ótima usando a combinação com o algoritmo exato. Quando a solução deve ser encontrada em curto espaço de tempo, sugere-se o uso da combinação com a nova heurística proposta ou com a heurística combinada<sup>+</sup>.

O trabalho de Cortés *et al.* (2017) foi o pioneiro em abordar o problema de roteamento de separadores para CDs de tamanho médio e grande considerando disponibilidade em inventário, frota heterogênea de equipamentos de manipulação, locais de armazenagem de produtos alternativos e diferentes tipos e produtos. Para tanto, foi proposto um algoritmo de Busca Tabu (BT) genérico e mais dois algoritmos

BT integrados com diferentes estratégias de diversificação, chamadas *2-Opt* com troca e *2-Opt* com inserção. Para comparar os novos algoritmos, duas abordagens foram usadas como *benchmark*, um Algoritmo Genético (AG) e um *Simulated Annealing* (AS) Após os experimentos numéricos, os autores constataram que o algoritmo de Busca Tabu integrado ao *2-Opt* com inserção foi a melhor abordagem para o problema considerado no trabalho.

Schrotenboer *et al.* (2017) considerou uma importante situação para CDs de empresas que vendem na plataforma *e-commerce*. Isso porque existem produtos que são devolvidos por clientes devem retornar aos locais de armazenagem no CD e atrasos nas rotas devido a interações de movimentação dos separadores. Para isso, foi proposto um Algoritmo Genético Híbrido (AGH), que possui aspectos de busca local, para lidar com a primeira situação. A segunda situação foi tratada com uma extensão do AGH. O AGH foi comparado com uma heurística de busca local e um algoritmo ótimo. Os resultados mostraram que o AGH alcança repostas próximas à ótima e, na maioria das vezes, respostas ótimas, reduzindo a distância em até 23,48% quando rotas de retorno de produtos são tratadas simultaneamente nas rotas de coleta de produtos, ao invés de serem tratadas separadamente.

No artigo de Ardjmand e Huh (2017) foi abordado um problema prático de uma planta fabricante de armários. Nessa situação, era necessário determinar a sequência de tarefas na linha de produção, as coletas a serem combinadas totalmente ou parcialmente em um percurso de coleta de produtos no depósito e a rota dos separadores. Para isso, foi formulado um modelo de programação inteira mista multi-objetivos para minimizar o *makespan* de produção e o tempo de coleta de produtos. O problema foi resolvido por um solver comercial GUROBI 7.0 e por um Algoritmo Genético de Ordenação Não Determinada, proposto pelos autores. Com os testes, constatou-se que o AG proposto obtém um conjunto de soluções não dominadas mais diversificadas e de maior qualidade.

Scholz, Schubert e Wäscher (2017), pela primeira vez na literatura, abordaram o problema conjunto de agrupamento, alocação e sequenciamento de pedidos e o roteamento de separadores. Para pequenas instâncias, um modelo matemático foi proposto o qual cresce polinomialmente de acordo com o número de pedidos. Para problemas maiores, um algoritmo chamado de descida de vizinhança variável foi proposto para o problema de agrupamento, alocação e sequenciamento. Por sua vez, o problema de roteamento é proposto a heurística combinada onde as rotas geradas

são melhoradas pela heurística L-K-H (HELSGAUN, 2010). Os experimentos aplicados indicaram que a proposta retorna soluções de alta qualidade em tempo computacional razoável. Além do mais, para comparar o algoritmo proposto que aborda o problema de forma heurística, foi gerada uma abordagem de resolução dos subproblemas de *picking* de forma sequencial composta por heurísticas de estado da arte para cada um destes. Após a comparação, foi verificado que abordar o problema de forma conjunta resulta em substanciais reduções nos atrasos de conclusão de pedidos do cliente e que essa abordagem é inevitável para obtenção de soluções de alta qualidade.

Em Valle, Beasley e Cunha (2017) o problema conjunto de agrupamento e roteamento também foi abordado. Nesse trabalho, os autores formularam o problema e propuseram um algoritmo *branch-and-cut* com a inserção de inúmeras desigualdades válidas baseados na representação do CD por meio de um grafo esparso. Segundo os autores, a adição das desigualdades válidas na formulação melhorou consideravelmente os resultados computacionais. Os testes mostraram que para instâncias envolvendo até 20 pedidos, o problema foi resolvido na otimalidade. Todavia, para instâncias com até 5000 pedidos, o agrupamento precisou ser resolvido por heurística, também proposta pelos autores, e o roteamento pôde resolvido na otimalidade.

Srivilas e Cherntanomwong (2017) consideram a questão de congestionamento nos corredores quando vários separadores estão trabalhando, o que aumenta o tempo de coleta. Para isso, os autores propuseram um algoritmo de roteamento baseado em Colônia de Formigas (CF) combinado com o sistema VLC (*Visible Light Communication*) que ajuda a providenciar informações do posicionamento atual dos separadores, indicando quais corredores estão livres ou não. Para validar o método proposto, um experimento em um CD de múltiplos blocos de um fornecedor de materiais de construção foi realizado, considerando o roteamento via algoritmo CF sem o VLC e com o VLC. Para todos os casos, o método com VLC reduziu a distância percorrida, ou seja, diminuiu o tempo de coleta quando acontecia os congestionamentos.

Em Beroule *et al.* (2017) foi apresentado um caso prático para o problema conjunto de alocação de produtos no depósito e roteamento considerando um CD de uma farmácia de hospital. Nesse sentido, os autores elaboraram um modelo matemático exato por meio de uma programação inteira mista. Para resolvê-lo, foi

proposto um algoritmo genético híbrido que é composto um algoritmo genético genérico mais uma heurística dedicada.

Santis *et al.* (2018) apresentaram uma meta heurística para o problema de roteamento de separadores. Esta é baseada em Colônia de Formigas (CF) combinada com o algoritmo de Floyd-Warshall (FW). O algoritmo proposto funciona em dois estágios. Primeiro, o leiaute é representado em forma de grafo onde o FW consegue identificar o caminho mais curto entre dois pontos do grafo. Depois, o CF verifica a rota mais curta para o separador. O novo algoritmo é comparado a algoritmos exatos de TSP (quando disponíveis), *S-shape*, maior GAP, a adaptação de Roodbergen e Koster (2001b), heurística Min-Max e heurística combinada<sup>+</sup>. A comparação foi feita baseado em diferentes tipos de leiaute de CD e problemas de diversas complexidades. Assim, o algoritmo mostrou promissor, retornando respostas geralmente melhores que as heurísticas e meta-heurísticas e em alguns casos, retorna soluções ótimas. Além disso, possui rápido processamento computacional.

O trabalho de Ardjmand *et al.* (2018) modelou matematicamente o problema conjunto de alocação e agrupamento de pedidos e roteamento de múltiplos separadores de uma grande empresa Americana de logística. Para lidar com pequenas instâncias, os autores apresentaram uma heurística com decomposição Lagrangiana combinada com um algoritmo de Enxame de Partículas. Para grandes instâncias, apresentou-se um algoritmo de Recozimento Simulado Híbrido e Paralelo combinado com uma Colônia de Formigas. A comparação dos algoritmos foi feita contra o modelo atual usado no CD e uma heurística de descida de vizinhança variável. Mostrou-se que o algoritmo usado para grandes instâncias supera todos os demais, melhorando cerca de 7,8% o *makespan* em relação ao modelo atual utilizado na empresa.

Pansart, Catusse e Cambazard (2018) apresentaram dois modelos exatos para o roteamento de separadores. O primeiro utiliza uma formulação de grafo esparsa em programação inteira mista reforçada com pré-processamento e desigualdades válidas. Enquanto o segundo faz uso de programação dinâmica para generalizar algoritmos já conhecidos na literatura para CDs de bloco único e múltiplos blocos.

Em seu trabalho, Weidinger (2018) investiga o problema de roteamento em um CD de armazenamento disperso de produtos. Este problema se difere do problema de roteamento de separadores clássico no tocante de ser um problema conjunto de

seleção (em qual local coletar o produto) e roteamento. Isso porque a política de armazenamento disperso permite que produtos do mesmo modelo sejam armazenados em diferentes locais. Para tanto, o autor apresentou uma heurística menos complexa que o algoritmo proposto por Daniels *et al.* (1998). A heurística se mostrou bem promissora quando comparada com um solver comercial.

O trabalho de Chen, Xu e Wei (2018) foi o pioneiro a lidar com o roteamento de separadores em um CD de múltiplos blocos com corredores ultra estreitos e com restrição de acesso. Essa situação considera que os corredores são tão estreitos que os separadores não entram com os carrinhos de coleta nestes, ou seja, os carrinhos ficam na entrada dos corredores. Isso faz com que o separador seja proibido de atravessar o corredor. Diante disso, os autores estenderam as conhecidas heurísticas de retorno, maior GAP e ponto médio para condizer com a realidade do problema. Dessa forma, os autores apresentaram seis novas heurísticas: RNA, LNA, MNA, RNAP, LNAP e MNAP. Usando informações de pedidos reais, os autores implementaram uma simulação e os resultados mostraram que a heurística LNAP alcança em média as rotas mais curtas diante dos vários cenários simulados.

No trabalho de Çelk e Süral (2018), os autores propõe uma nova heurística para o roteamento de separadores que faz uso das propriedades teóricas do problema e questão. A nova heurística foi denominada de *merge-and-reach* e os testes de performance foram realizados baseados em instâncias geradas aleatoriamente. Ao comparar a heurística proposta com outras heurísticas consideradas “estado da arte” da literatura, verificou-se que aquela obtém melhores resultados.

Em Bódis e Botzheim (2018) os autores introduziram o problema de roteamento de separadores baseado em características de carregamento de pallet, a qual considera a propriedade dos produtos, as características da lista de pedidos e o sistema de coleta de produtos. Com isso, o objetivo do trabalho é suportar decisões para diminuir o *lead time* de coleta, construir uma Unidade de Transporte estável e evitar danos nos materiais. Para resolver o problema, os autores propuseram um Algoritmo Memético Bacteriano (AMB), um Recozimento Simulado (RS) e um Recozimento Simulado utilizando operadores do AMB. Após as simulações realizadas, verificou-se que o AMB supera os algoritmos baseados em RS para o problema em questão. Além do mais, o RS com operador do AMB retorna melhores soluções que o RS para lista de pedidos pequena (menos de 20 produtos).

Zulj *et al.* (2018) examinaram um problema prático proveniente de uma empresa Alemã fabricante de produtos domésticos, onde a restrição de precedência é que produtos pesados não podem ser posicionados sobre produtos leves para evitar danos a estes. O sistema de roteamento da empresa negligencia essa restrição, e isso causa esforço adicional de triagem de materiais no final do processo de coleta. Para resolver o problema integrado com a restrição de precedência, os autores propuseram um algoritmo exato em programação dinâmica baseado em Ratliff e Rosenthal (1983). A comparação do método proposto foi feita contra o sistema corrente da empresa e outro algoritmo exato que negligencia a restrição de precedência. Após os testes, pôde-se comprovar que o algoritmo apresentado foi capaz de evitar completamente o esforço de triagem, bem como foi capaz de reduzir a distância de percurso média que o separador necessita para completar a coleta dos produtos.

Em Choueiri (2018), foi abordado o problema de roteamento de único separador considerando questões de empilhamento máximo e política LIFO (*Last In First Out*). Desse modo, o autor apresentou heurísticas para resolução do problema de carregamento e para o problema de carregamento e roteamento integrado. Todos os métodos foram testados em um amplo conjunto de dados que consideraram vários cenários e estratégias. Em todas as soluções encontradas, uma heurística de melhoria foi aplicada, a qual também foi desenvolvida pelo autor.

Löffler *et al.* (2018), assim como muitos outros autores na literatura, estenderam o algoritmo de Ratliff e Rosenthal (1983) para lidar com pontos de início e final arbitrários no trajeto de coleta.

Weidinger, Boysen e Schneider (2019) também abordam o roteamento em um CD de armazenamento disperso de produtos. Para esse fim, os autores propuseram duas novas heurísticas. A primeira, adapta o algoritmo encontrado em Daniels *et al.* (1998), enquanto a segunda estende o algoritmo de Weidinger (2018).

Lee e Murray (2018) buscaram incorporar robôs que auxiliam a atividade de *picking* e entender os potenciais benefícios de uso dessas novas tecnologias em termos de economia de tempo para realizar a atividade. Para isso, os autores propuseram o problema chamado de *pick, place, and transport vehicle routing problem* (PPT-VRP) formulado por meio de Programação Linear Inteira Mista. O modelo foi resolvido pelo solver Gurobi via Python. Os resultados deram vários *insights* aos

autores referente a como organizar o leiaute do CD, a como definir a melhor frota dos robôs e como usar robôs e humanos para o *picking*.

Em Duda e Karkula (2018) o problema tratado foi de encontrar um plano que minimizasse o número de separadores envolvidos na coleta de um conjunto de pedidos e simultaneamente minimizasse a distância percorrida por estes separadores. Nesse sentido, os autores formularam um modelo de programação inteira mista e propuseram um algoritmo genético hibridizado com uma técnica de otimização baseada no *Travelling Salesman Problem* (TSP). Foi feita uma comparação, utilizando-se dados reais, entre os resultados obtidos com a proposta e com os resultados obtidos pelo método atualmente aplicado na empresa e verificou-se que a proposta traz redução no número de separadores e redução no trajeto destes.

Puka, Duda e Karkula (2018) propuseram algumas modificações sistemáticas para a clássica heurística de roteamento S-Shape. As novas heurísticas propostas foram denominadas de S-Shape+ e S-Shape++. Após alguns testes, os autores verificaram que a heurística S-Shape+ reduz em média cerca de 2,2% a rota gerada e a S-Shape++ reduz em média 4,8%, em relação a heurística S-Shape.

O trabalho de Ardjmand, Bajgiran e Youssed (2019) apresenta um CD que emprega em sua estação de triagem um sistema chamado de *put wall*, que vem a ser uma espécie de prateleiras com várias caixas para separar os itens coletados. Dessa forma, os autores formularam matematicamente o problema conjunto de agrupamento de pedidos e roteamento de separadores para este CD. Para resolver isso, dois Algoritmos Genéticos (AG) são propostos, sendo que um deles emprega um operador de mutação de embaralhamento aleatório e outro um operador de inversão-inserção-troca. Além desses, um algoritmo de Recozimento Simulado (RS) Baseado em Lista (LBSA) e outro algoritmo híbrido composto de um AG e do LBSA (GA-LBSA). Os métodos foram comparados com os resultados encontrados por um solver comercial (GUROBI 7.0). Para instâncias pequenas, o LBSA retorna respostas melhores. Para instâncias maiores, GA-II, LBSA e LBSA retornam valores similares.

Masae, Glock e Vichitkunakorn (2019) trabalharam com roteamento em um leiaute não convencional, chamado de *Chevron* (consiste em um leiaute em formato "V"). Propuseram um algoritmo que resolve na otimalidade o problema, baseado na teoria de grafo e usando programação dinâmica. Além do mais, adaptaram algumas heurísticas simples para o mesmo problema e compararam os métodos de resolução para diferentes configurações do CD. As comparações indicaram que o algoritmo

proporciona rotas de 10,29% a 39,08% mais curtas que as rotas geradas pelas heurísticas.

Van Gils *et al.* (2019) desenvolveram uma ferramenta de suporte gerencial para resolver o problema integrado de designação de lotes de coleta, roteamento e designação de pedidos aos separadores. Para este problema integrado, os autores formularam um modelo matemático com objetivo de manter um alto nível de serviço ao cliente e resolveram utilizando o solver CPLEX. Além do mais, foi proposto um algoritmo de busca local iterada. Por fim, os autores aplicaram o problema integrado em um caso real de um CD que armazena peças sobressalentes para a indústria automotiva. Os resultados indicaram que a aplicação da abordagem integrada do problema resolvida pelo algoritmo proposto melhora o desempenho do CD em 16,9%.

Chen, Xu e Wei (2019) consideraram uma nova realidade encontrada em empresas de *e-commerce* que gerenciam seu próprio CD. A nova situação se refere a corredores de coleta ultra estreitos e restrições de acessos em alguns corredores. Para isso, os autores dissertaram sobre os impactos da largura dos corredores no *picking*. Nesse sentido, eles formularam um modelo para o roteamento de *pickers* englobando a nova realidade discutida. Como método de resolução, os autores integraram uma Colônia de Formigas com um Algoritmo Genético, denominando este método de AGNA. Para comparação, os autores melhoraram duas heurísticas dedicadas de roteamento e verificaram que na maioria dos casos o método AGNA melhorou significativamente a eficiência do *picking*.

Zhou *et al.* (2019) roteirizaram a coleta de *picking* em um depósito com leiaute de espinha de peixe. Para tal, os autores definiram os parâmetros do leiaute e com base nisso, formularam um modelo de rota de *picking*. Visando resolver o modelo, foram propostos três algoritmos: algoritmo genético, colônia de formigas e o algoritmo *cuckoo*. Para testar a efetividade dos algoritmos, os autores randomicamente geraram instâncias do problema para resolver. Concluíram que para as considerações específicas do seu trabalho, o algoritmo *cuckoo*, desempenhou melhor que o colônia de formigas, que por sua vez desempenhou melhor que o algoritmo genético.

Zou, Zhang e Qi (2019) abordaram um sistema de *picking* colaborativo entre humanos e veículos autoguiados (AGV), onde cada um destes fica responsável por coletar itens em zonas diferentes do CD. Nesse ambiente, os autores lidam com o problema conjunto de designação de ordens, roteamento dos AGVs e sequenciamento de zonas. Sendo assim, foi proposto um modelo matemático e uma

heurística de duas fases para a resolução. Para fins de comparação da eficiência da heurística, os autores resolveram também o problema via solver CPLEX. Os resultados indicaram que a heurística alcança resultados com melhor eficiência computacional e precisão similar ao do solver. Além do mais, evidenciaram que para instâncias maiores, a heurística é mais atrativa uma vez que não puderam ser resolvidas via CPLEX.

Em Cano *et al.* (2019) é apresentado um algoritmo genético para a resolução do problema de roteamento de separadores em um CD de múltiplos blocos. Na proposta de resolução, os resultados foram posteriormente refinados com uma busca local. O algoritmo proposto foi comparado com as heurísticas S-Shape e *Aisle-by-Aisle* (“corredor por corredor”). Os resultados se mostraram favoráveis ao algoritmo genético que gerou redução média de 13,9% em relação ao S-Shape e de 23,3% em relação ao *Aisle-by-Aisle*.

Ono e Ishigami (2019) trabalharam com o roteamento de diversos robôs que colaboram com os humanos que trabalham no *picking*. Os humanos são responsáveis por coletar os itens de estoque, colocar em robôs transportadores, visitar outro local de coleta e assim por diante. Os robôs móveis se movimentam em rotas visitando diversas locais de coletas onde estão os humanos e carregam os itens coletados para o local de deposição de itens coletados. Neste cenário, deve-se considerar o número apropriado de robôs, a velocidade máxima, a capacidade de cada robô e o roteamento deles. Para isso, foi elaborado um modelo de Programação Linear Inteira Mista. Além do mais, foi simulado vários cenários de um CD real onde calculou-se o tempo em que humanos e robôs levariam para finalizar a coleta dos pedidos e foi quantificado a redução da carga de trabalho dos humanos devido a interação com os robôs. Para a resolução, foi proposto um algoritmo capaz de definir rotas para os robôs e para os humanos.

No trabalho de Agárdi, Kovács e Bányai (2019) foi abordado o problema conjunto de designação de ordens de coleta e sequenciamento da rota para uma máquina automática de coleta, em um CD com múltiplos corredores e considerando locais de coleta em vários níveis (diferentes alturas de uma prateleira), visando eficiência energética e de tempo. Para isso, os autores formularam um modelo biobjetivo, desenvolveram dois algoritmos construtores de solução inicial (*Nearest Neighbor Algorithm* – NNA e *Arbitrary Insertion Algorithm* – AIA) e aplicaram aos resultados iniciais obtidos a dois algoritmos de melhoria (*Genetic Algorithm* – GA e *Hill*

*Climbing Algorithm* HCA). Os melhores resultados obtidos foram as melhorias feita pelo GA nas soluções iniciais do NNA e do AIA.

Em Pinto e Nagano (2019) o problema de Sequência de *Picking* Otimizado (*Optimized Picking Sequence* – OPS) foi apresentado. Segundo os autores, este problema é uma extensão mais completa de outro problema da literatura que abarca questões práticas encontradas nas realidades de vários CDs. Sendo assim, a premissa deste problema é minimizar o tempo e o custo total de *picking* de forma a ajustar da melhor forma o *trade-off* existente entre o nível de serviço ao cliente e a eficiência do CD. Para isso, desenvolveram uma ferramenta baseada na iteração de 2 algoritmos genéticos que chamaram de GA-Batch e GA-TSP. O primeiro agrupa diversos produtos de várias ordens de pedido em lotes, respeitando as restrições de capacidade do equipamento de coleta e as restrições de antecipação e atraso no atendimento dos pedidos. O segundo faz o roteamento para coleta dos lotes de forma que os produtos frágeis não sejam danificados.

Em outro trabalho, Pinto e Negano (2019) abordaram a integração dos problemas de *Order Billing Sequencing* (OBS) e o *Optimized Picking Sequencing* (OPS), que para os autores se trata do problema integrado de agrupamento de ordens e roteamento de *pickers*. Para tanto, foi proposta uma abordagem composta de dois algoritmos genéticos para a resolução de ambos os problemas. O primeiro chamado de GA-OBS maximiza o faturamento do portfólio de pedidos e gera a sequência de pedidos a ser coletado para o problema posterior de OPS. Para a resolução deste último, foi proposto outro algoritmo genético chamado de GA-OPS que minimiza o tempo e custo total do *picking*. O GA-OPS é composto de mais dois algoritmos genéticos GA-Batch e GA-TSP que resolvem respectivamente a questão de agrupamento de pedidos e roteamento de *pickers*. Por meio de testes computacionais de diferentes complexidades, foi demonstrado que a abordagem retorna soluções de qualidade satisfatória para qualquer instância do problema conjunto de OBS e OPS.

O trabalho de Foroughi *et al.* (2019) investiga de forma interdependente o problema de roteamento de *pickers* e o problema de designação de itens em um CD com prateleiras móveis montadas sobre um trilho que são afastadas de um lado para o outro por um grande motor para poder abrir espaço ao separador de pedido. Para ambos os problemas abordados os autores desenvolveram heurísticas e um algoritmo exato. Para o problema de roteamento, o objetivo é movimentar o mínimo possível dessas prateleiras móveis de forma que a distância percorrida pelo *picker* seja

mínima. Como forma de resolução, foi proposto um algoritmo exato baseado em programação dinâmica, as heurísticas *beam search* e *set covering*. Por meio de experimentos computacionais verificou-se que todos os métodos performam relativamente bem. Todavia, o método exato não pôde resolver instâncias maiores enquanto que as heurísticas se comportaram bem com instâncias desse tamanho. A heurística *beam search* por vezes demorou para alcançar os resultados e a heurística *set covering* é bastante rápida, porém apresentou GAPs não negligenciáveis.

Em Latif e Shin (2019) foi apresentada uma abordagem de realidade mista para a atividade de *picking*. Nesta abordagem, foi utilizado o óculos HoloLens (Microsoft) para instruir ao *picker* sobre o trajeto de navegação dentro do CD e virtualmente indicar qual a posição do item a ser coletado na prateleira. Para determinar a menor rota de deslocamento dentro do CD, foi elaborado um método que combina dois algoritmos, chamados de Held-Karp e A\*. Por meio de testes reais, foi evidenciado que o método proposto diminui o tempo de deslocamento e o tempo de procura de itens na prateleira em 23,63% quando comparado com o método convencional.

Zhang, Zhang e Zhang (2020) abordaram o problema conjunto de designação de ordens de coleta e roteamento de *pickers* com restrição prática de categoria, onde produtos alimentícios não podem ser transportados debaixo de produtos não alimentícios em um CD de supermercado. Nesse cenário, os autores propuseram um algoritmo de semente modificado (*modified seed*) com duas novas regras de adição de sementes e um método modificado de roteamento próximo ao ótimo. Para avaliar a proposta, os autores utilizaram um estudo de caso com diferentes parâmetros. Com a proposta, os autores conseguiram proporcionar soluções eficientes de *picking*, sugerir alterações na política de armazenamento de produtos visando economizar o tempo de *picking* e melhorar a questão de segurança de transporte de produtos alimentícios.

O trabalho de Ozden, Smith e Gue (2020) propuseram uma nova abordagem para estimar/modelar a rota de um separador de pedidos em um CD, por meio do que chamaram de métrica do “gráfico de visibilidade”. Consideraram em seu trabalho que a maioria dos roteamentos de *pickers* considera que estes trabalhadores caminham em linhas retas no centro dos corredores de coleta e giram em ângulos retos toda vez que necessitam prosseguir nos corredores transversais ou adentrar destes para outros corredores de coleta. Segundo os autores, esse método comumente utilizado

em problemas de roteamento geralmente sobrestima o trajeto total dos *pickers*, o que por consequência sobrestima o custo total da operação. Compararam ambos os métodos, por meio de experimentos computacionais, para diferentes leiautes e verificaram que o método comumente utilizado estima a trajetória em 10% a 20% maior que o método proposto.

Gómez-Montoya *et al.* (2020) trabalharam com o “*Put-Away*” *Routing Problem*, que consiste definir rotas para movimentar produtos, que chegaram no CD, do *depot* até os locais de armazenamento. Seria como o inverso do *Picker Routing Problem*. Para esse problema, os autores também consideraram uma frota homogênea de equipamentos de transporte de carga, produtos heterogêneos, tamanho da lista de produtos e local do *depot*. Para isso, formularam o problema e resolveram por meio de um algoritmo de enxame de partículas discretas. Compararam a proposta com 3 algoritmos diferentes de Busca Tabu e verificaram que a proposta traz economia no tempo da atividade na faixa de 2% a 13%. Isso demonstrou que a metodologia se mostrou promissora para lidar com o problema apresentado.

Ardjamand *et al.* (2020) trabalharam com os problemas de agrupamentos de ordens, designação de ordens e roteamento de ordens, onde o objetivo foi de minimizar o *makespan* para otimiza-los simultaneamente. Para tanto, os autores propuseram um novo método híbrido entre geração de colunas, algoritmo genético e rede neural artificial. Foi feita também a formulação matemática do problema, onde a parte de roteamento foi tratada como sendo um *Steiner Travelling Salesman Problem* (*Steiner TSP*). Para comparar o método de resolução proposto, o problema foi resolvido também via solver Gurobi e via outra meta heurística encontrada na literatura. Com os experimentos numéricos, foi possível evidenciar a superioridade do método proposto e também possível obter algumas percepções gerenciais em relação ao balanço da carga de trabalho, da quantidade de *pickers* e da capacidade de *picking* da empresa de logística parceira no estudo.

Liang *et al.* (2020) abordaram a combinação de princípios da designação de carga e de roteamento de *pickers*. Para isso, consideraram o roteamento de múltiplos *pickers* e características específicas de um CD com a política de *wave-picking*. Nesse sentido, elaboraram um modelo de Programação Inteira Mista com objetivo de minimização do custo total do *picking* e desenvolveram 4 algoritmos de distribuição de estimativas como métodos de resolução. Como forma de certificar a estabilidade do algoritmo, os autores realizaram determinados procedimentos de checagem. Para

comparar e validar a proposta, várias instâncias do modelo foram resolvidas também por solver CPLEX. Verificou-se que um dos algoritmos desenvolvido consegue alcançar em média 1% de GAP e menos de 2% de GAP máximo quando comparado com o CPLEX. Além do mais, este algoritmo foi capaz de resolver grandes instâncias em menos de 2 minutos.

Sebo e Busa Jr. (2020) concentraram seu trabalho no desempenho do Algoritmo Genético para resolução do roteamento de separadores de pedido, considerando certas suposições, em relação a uma heurística determinada pelos autores, ao roteamento gerado por um separador experiente e ao algoritmo de força bruta (algoritmo exato). Foi considerado dados de um caso real de um CD de dois blocos com pequena lista de itens. Os autores também fizeram análise de sensibilidade dos resultados do Algoritmo Genérico ao se modificar algum de seus parâmetros.

Em Kübler, Glock e Bauernhansl (2020) foi abordado o problema conjunto e dinâmico de alocação de itens, designação de pedidos e roteamento de *pickers*. A proposta considerou a resolução do problema de forma integrada. Para lidar com isso, os autores propuseram um método iterativo sequencial. Primeiramente, foi elaborado a Otimização de Enxame de Partículas Evolucionária Discreta (DEPSO) que combinado ao algoritmo de *savings* e ao algoritmo de 2-opt solucionaram o problema conjunto de designação de produtos e roteamento de *pickers* para uma determinada alocação de itens. Com esse conjunto de métodos, foi possível alcançar resultados melhores do que os encontrados na prática.

Briant *et al.* (2020) abordam o problema conjunto de agrupamento de ordens e roteamento de separadores. Neste artigo, os autores formulam o problema como uma Programação Linear Exponencial. Para resolver o problema, os autores apresentam uma heurística de geração de coluna e comparam contra o *Benchmark* do problema. Verificaram que a metodologia proposta melhorou muitas das melhores soluções conhecidas como *Benchmark*. Além do mais, os autores aplicaram a solução em um caso industrial real.

O trabalho de Silva *et al.* (2020) integra o problema de designação de itens e de roteamento de separadores. Para este problema conjunto, os autores apresentam uma Programação Inteira Mista de forma integrada e mais 4 diferentes modelos que consideram o problema de designação de itens agregado com 4 heurísticas clássicas de roteamento de *pickers*. Como método de resolução, foi apresentado uma meta

heurística chamada de Busca de Vizinhança Variável Geral. Os problemas também foram resolvidos via CPLEX para fins de comparação da meta heurística proposta e verificou-se que para todas as instâncias resolvidas com o algoritmo proposto foi possível alcançar o resultado ótimo.

Em Madani, Batta e Karwan (2020) foi apresentado o problema de Balanceamento do *Travelling Salesman Problem* (TSP) que considera a decisão de iniciar uma rota com a quantidade de nós “em mãos” ou aguardar mais um momento para a chegada de mais nós no problema. O problema abordado considera a métrica Manhattan de distância com o objetivo de minimizar tanto o custo de roteamento quando o custo de atraso. Esta situação é aplicável na separação de *picking*, onde deve-se decidir no início de cada período do *picking* em proceder com o trajeto ou aguardar mais itens serem adicionados na lista. Para esta investigação, os autores consideraram cenários estáticos e dinâmicos, leiautes de CDs diferentes e diversos ajustes estatísticos. A razão para a investigação foi a tentativa de descobrir um padrão de mudança na duração da rota quando mais itens são incluídos em cenários determinísticos e probabilísticos. Com os resultados de predição de duração da rota TSP é possível trazer mais respaldo no processo decisório, inclusive possibilita a economia de tempo e capital.

Masae, Glock e Vichitkunakorn (2020) abordaram o problema de roteamento de *pickers* em um CD de dois blocos com ponto de início e fim de rota arbitrário. Para tanto, foi proposto um algoritmo exato usando conceitos da teoria de grafos e programação dinâmica. Além disso, os autores também sugeriram uma heurística para este problema, chamada de S\*-Shape. Por meio de experimentos computacionais os autores compararam ambas as metodologias de resolução do problema, que mostraram que o algoritmo exato reduz de 6,32% a 35,34% a rota em relação a heurística apresentada.

Em Xing *et al.* (2020) foi abordado o problema de coleta de itens feita por Veículos Auto Guiados (AGV) em um CD automático, o qual também incluiu a resolução de conflito quando múltiplos AGVs trabalham simultaneamente. O objetivo foi de minimizar o trajeto total dos AGVs por meio de uma Busca Tabu. Para lidar com conflitos, o algoritmo incorpora uma Busca de Vizinhança para acelerar a convergência do algoritmo. A avaliação da proposta foi feita por meio de simulações computacionais e verificou-se que se trata de uma solução efetiva e com forte aplicação para problemas reais de otimização de trajeto de AGVs.

Shetty, Sah e Chung (2020) abordaram o *Picker Routing Problem* (PRP) em um CD de dois blocos. O que os autores trouxeram de diferente em seu trabalho foi a aplicação de uma abordagem do Problema de Roteamento de Veículos (VRP) para solucionar o PRP. Para isso, formulado um modelo matemático baseado em Miller-Tucker-Zemlin (MTZ) associado a uma matriz de distâncias possível de se calcular com etapas de pré-processamento e pré-cálculos. Segundo os autores, a formulação proposta elimina as complexidades de outras formulações da literatura que consideram o Steiner TSP como base para o PRP e trazem vantagens como a consideração da capacidade do *picking* e ser um método direto, fácil e tratável computacionalmente. O modelo foi resolvido com o solver Gurobi e comparado, por meio de simulações, com outras políticas de roteamento clássicas encontradas na literatura. O método proposto desempenhou melhor que os demais para todos os cenários propostos.

O trabalho de Zuñiga *et al.* (2020) busca a otimização do problema conjunto de designação de itens e do roteamento de *pickers* para um caso real onde o sistema *Warehouse Management System* (WMS) não leva em consideração o peso dos produtos e outras características do CD no momento de definir as rotas. Isso faz com que os separadores de pedido mudem as rotas para contornar essa situação e acaba aumentando o esforço de coleta visando atender as demandas do cliente. Dessa forma, os autores propuseram uma nova formulação matemática para o problema em questão, a qual utiliza como base características do problema *Capacitated Vehicle Routing Problem* (CVRP). Testes computacionais de diferentes tamanhos mostraram que em média foi alcançada a otimalidade para 64% das pequenas instâncias, 5% das médias e nenhuma para as grandes instâncias.

Aerts, Cornelissens e Sörensen (2020) apresentaram o problema conjunto de agrupamento de ordens e roteamento de *pickers* em um CD monobloco. Os autores formularam o problema como um *Clustered Vehicle Routing Problem* (CluVRP) e adaptaram uma meta heurística (*2-Level Variable Neighborhood Search – 2level VNS*) para solucionar a formulação. Os autores compararam sua proposta com outra meta heurística encontrada na literatura para o problema conjunto abordado no artigo e verificaram que a sua proposta retorna resultados inferiores.

Em Kordos *et al.* (2020) foi apresentada uma solução completa e automática para o problema de alocação de itens e roteamento de *pickers*. A solução é baseada em algoritmos genéticos e para o roteamento, na maioria dos casos, foi considerado

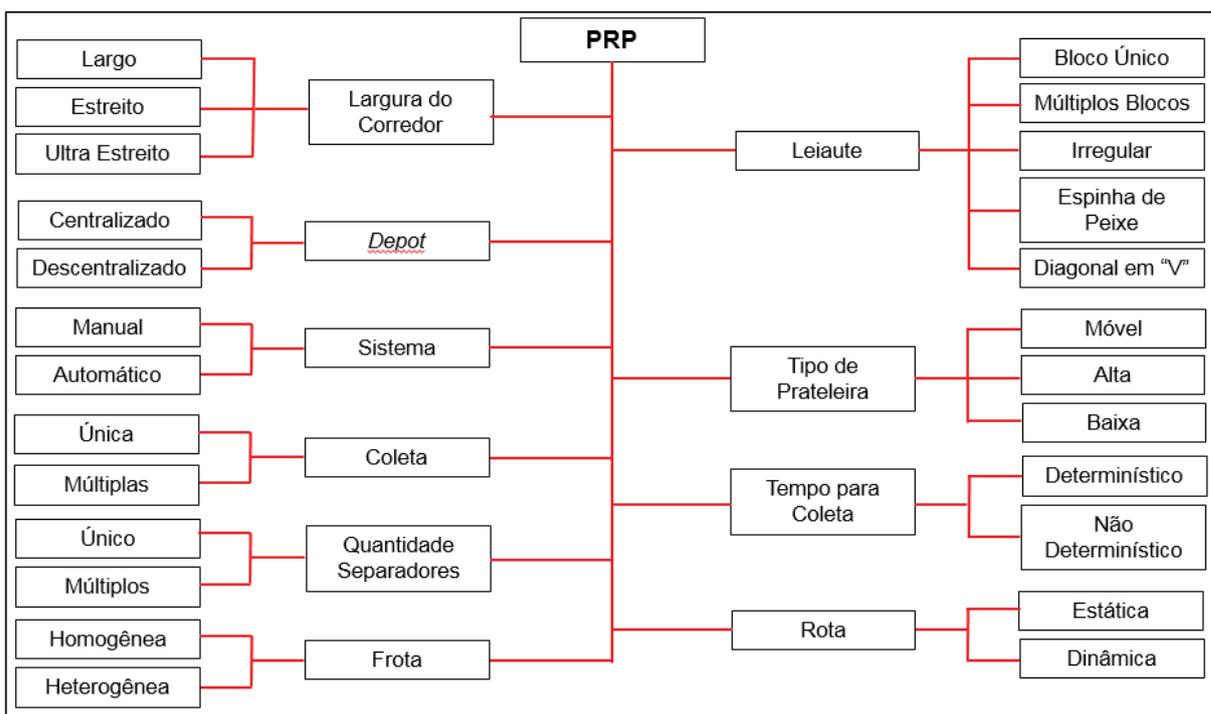
um operador *crossover* de múltiplos pais, e em outros casos, operadores de permutação e com método de busca local. A solução fornece alocação de itens ótima (ou próximo da ótima) e sua respectiva rota de coleta mais curta.

O trabalho de Yousefi Nejad Attari *et al.* (2020) abordou o problema conjunto de agrupamento de ordens e roteamento de *pickers* considerando produtos heterogêneos e a capacidade do equipamento de carga/transporte. Para tanto, foi elaborado um modelo de Programação Linear Inteira Mista com objetivo de minimizar o custo total de operação e contemplando alguns parâmetros capazes de incorporar possíveis incertezas que influenciam esses custos. Para calcular estes parâmetros, foi elaborado um modelo de incerteza probabilística robusto. Para resolução do modelo elaborado foi desenvolvido um Algoritmo Genético, um algoritmo de Enxame de Partículas e um algoritmo de Colônia de Abelhas Artificiais. Além do mais, o problema foi resolvido por solver CPLEX para comparação em termos de qualidade da solução e tempos de resolução. Para os experimentos computacionais, instâncias de diferentes tamanhos foram geradas e percebeu-se que todas as três meta heurísticas propostas alcançaram qualidade de solução similares, porém, a velocidade do algoritmo genético em alcançar a resposta foi melhor que os demais.

Masae, Glock e Vichitkunakorn (2021) consideraram o problema de roteamento de *pickers* em um CD com leiaute não tradicional (ou irregular), que no caso é chamado de *leaf layout* (leiaute formato “folha”). Para o problema em questão, os autores desenvolveram um algoritmo exato baseado em programação dinâmica e em grafo euleriano. Além do mais, os autores adaptaram políticas de roteamento clássicas para este leiaute e denominaram de *leaf S-Shape*, *leaf return*, *leaf midpoint* e *leaf largest gap*. Por meio de testes computacionais, os autores verificaram que as heurísticas geraram rotas em média entre 3,96% a 43,68% mais longas que o método exato.

De acordo com a pesquisa bibliográfica, pôde-se observar que o *Picker Routing Problem* (Problema de Roteamento de Separadores) pode ser basicamente classificado sob as seguintes categorias: leiaute, tipo de prateleira, tempo para coleta, rota, largura do corredor, *depot*, sistema, coleta, quantidade de separadores e frota. A Figura 8 ilustra as opções para cada categoria:

FIGURA 8 - TAXONOMIA PARA O PICKER ROUTING PROBLEM (PRP)



FONTE: O autor (2022).

### 3.3 FORMULAÇÃO DE SCHOLZ *ET AL.* (2016)

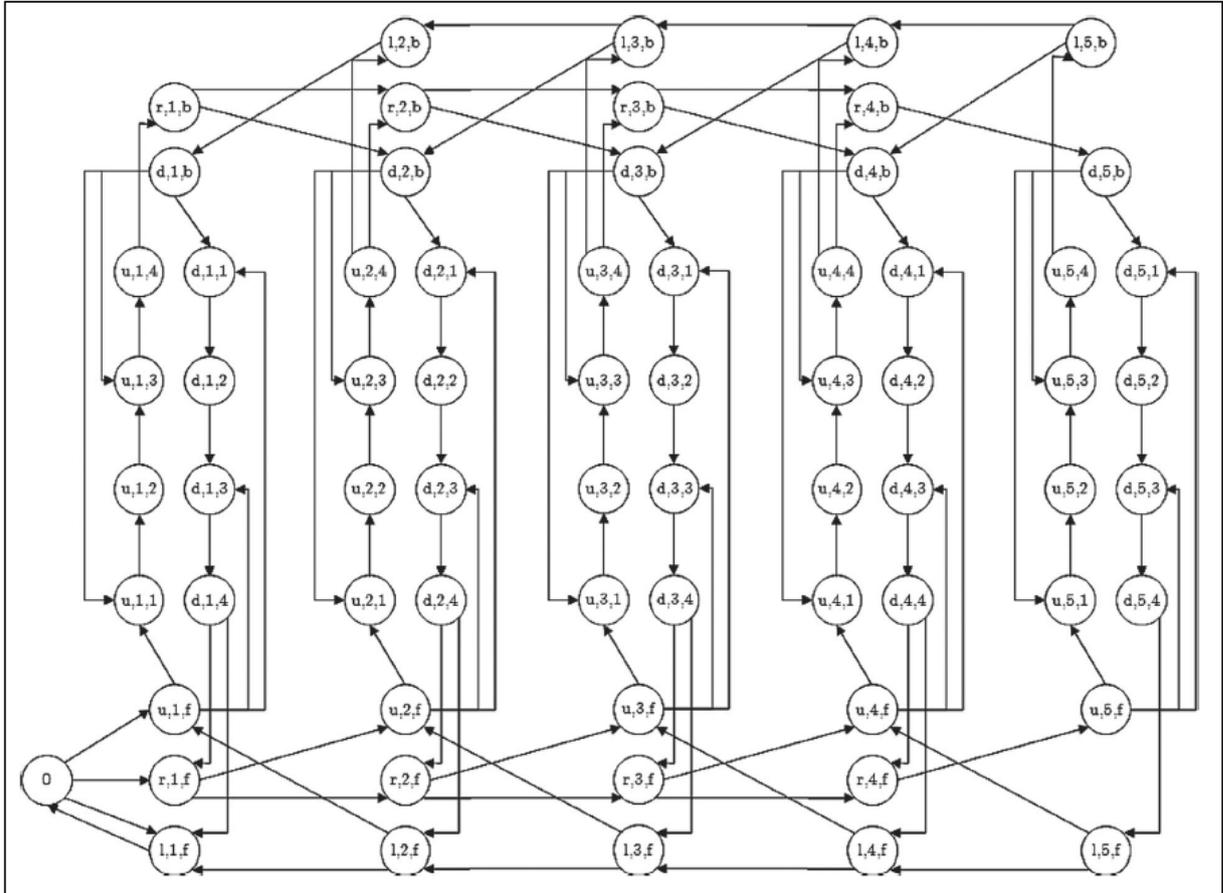
As diversas formulações de TSP e Steiner TSP encontradas na literatura para o problema de *Single Picker Routing Problem* (SPRP) consideram o Centro de Distribuição como um grafo completo, fato que na realidade não é verdadeiro.

Esta situação reside no fato de que em um Centro de Distribuição é necessário utilizar os corredores transversais para poder trocar de um corredor de coleta para outro e no fato de que os movimentos dentro de um corredor de coleta são restritos. Ou seja, não é possível sair de um vértice no corredor de coleta 1 e ir direto para outro vértice no corredor de coleta 2 sem antes passar pelos vértices que representam o corredor transversal.

Esta é a principal característica do problema de SPRP e que foi explorado com profundidade no trabalho de Scholz *et al.* (2016). Para tanto, os autores apresentaram um novo grafo para representar o SPRP e que foi utilizado como base para aplicar a formulação do TSP. Como o objetivo deste trabalho não é explicar com detalhes o trabalho de Scholz *et al.* (2016) sugere-se a leitura do mesmo para maiores entendimentos do modelo que será brevemente descrito.

Na Figura 9, está representado o grafo modificado pelos autores. Nele estão indicados 5 corredores de coleta.

FIGURA 9 - GRAFO MODIFICADO PARA O SPRP EM UM CD MONOBLOCO DE 5 CORREDORES DE COLETA



FONTE: Scholz *et al.* (2016)

Na consideração dos autores, cada corredor de coleta poderia ser representado por 4 pontos e os pontos dos corredores transversais poderiam ser considerados por um único vértice. Todavia, para aplicar a formulação de TSP, foi necessário multiplicar esses pontos. Isto é, os pontos dos corredores de coleta foram duplicados, totalizando 8 vértices para cada corredor. Além disso, dependendo da localização nos corredores transversais, os pontos foram triplicados para poder representar todas as movimentações possíveis.

De forma geral, os vértices deste grafo podem ser descritos da seguinte forma. O vértice "0" simboliza a localização do *depot*. A nomenclatura dos demais vértices são caracterizados por três caracteres, onde o primeiro representa a direção na qual

o trajeto pode ser direcionado, “r” e “l” indicam movimentos para a direita (*right*) e para a esquerda (*left*), respectivamente. Os movimentos para o corredor transversal traseiro e para o corredor transversal frontal são simbolizados por “u” (*up*), para cima e “d” (*down*), para baixo. O segundo caractere representa o número do corredor de coleta “i”, onde o corredor 1 é o mais à esquerda e o corredor “m” é o mais à direita. O último caractere representa a localização do vértice, onde “f” e “b” significam que o vértice corresponde ao corredor transversal frontal (*front*) e traseiro (*back*), respectivamente. Os quatro locais em um determinado corredor de coleta são enumerados de 1 a 4. Com base nessa representação, os vértices [l, 1, b], [r, m, b] e [r, m, f] não existem, porque nestes pontos não são possíveis movimentos para a esquerda ou para a direita.

Também foi demonstrado pelos autores por meio de extensivos testes numéricos, que a formulação supera as formulações padrões de TSP e Steiner TSP apresentadas para o SPRP, devido ao fato de que o número de vértices e arcos do grafo não são dependentes da quantidade de produtos para a coleta.

Outra importante característica da formulação de Scholz *et al.* (2016) é que a abordagem utilizada pelos autores é bastante versátil no que diz respeito a aplicá-la para leiautes de Centro de Distribuição em blocos.

Devido a estas constatações, o artigo de Scholz *et al.* (2016) foi utilizado como a formulação base para o desenvolvimento deste trabalho. Os parâmetros, índices e variáveis do modelo são apresentados na sequência.

Conjuntos:

$I = \{1, \dots, m\}$  : conjunto de corredores de coleta.

$F = \{f, b\}$  : conjunto de corredores transversais.

Constantes e Parâmetros:

$$b_i = \begin{cases} 1, & \text{se o corredor de coleta } i \in I \text{ contem ao menos um produto para coleta} \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases}$$

$c^a$  : distância entre dois corredores de coleta adjacentes.

$c^0$  : distância entre o *depot* e a entrada do primeiro corredor de coleta;

$c_{is\alpha}^e$  : distância entre o corredor transversal frontal ( $\alpha = f$ ) e o vértice  $[d, i, s]$  ( $s \in \{1, 3\}$ ) ou corredor transversal traseiro ( $\alpha = b$ ) e o vértice  $[u, i, s]$  ( $s \in \{1, 3\}$ ) no corredor de coleta  $i \in I$ ;

$c_{i\alpha}^t$  : distância entre o corredor transversal frontal ( $\alpha = f$ ) e o vértice  $[u, i, 1]$  ou corredor transversal traseiro ( $\alpha = b$ ) e o vértice  $[d, i, 1]$  no corredor de coleta  $i \in I$ ;

$c_{is}^w$  : distância entre o local  $s \in \{1, 2, 3\}$  e o local  $s + 1$  no corredor de coleta  $i \in I$ ;

$M$  : número grande (definido como um limite superior baseado no número de vértices e calculado de acordo com a fórmula 4.1 do capítulo “Implementações”.

Variáveis binárias que indicam os arcos incluídos na rota, onde pode-se ter uma ideia de qual é o arco analisando o grafo representado na Figura 9.

$$r_{i\alpha}^r = \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([r, i, \alpha], [r, i + 1, \alpha]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \end{cases}$$

$(i, \alpha) \in (I \setminus \{m - 1, m\}) \times F$ ;

$$r_{ib}^w = \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([r, i, b], [d, i + 1, b]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \end{cases}$$

$i \in I \setminus \{m\}$ ;

$$r_{if}^w = \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([r, i, f], [u, i + 1, f]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \end{cases}$$

$i \in I \setminus \{m\}$ ;

$$l_{i\alpha}^l = \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([l, i, \alpha], [l, i - 1, \alpha]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \end{cases}$$

$(i, \alpha) \in ((I \setminus \{1, 2\}) \times F) \cup \{(2, f)\}$ ;

$$l_{ib}^w = \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([l, i, b], [d, i - 1, b]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \end{cases}$$

$i \in I \setminus \{1\}$ ;

$$l_{if}^w = \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([l, i, f], [u, i - 1, f]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \end{cases}$$

$i \in I \setminus \{1\}$ ;

$$e_{isb} = \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([d, i, b], [u, i, s]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \end{cases}$$

$(i, s) \in I \times \{1, 3\}$ ;

$$\begin{aligned}
e_{isf} &= \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([u, i, f], [d, i, s]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \\ (i, s) \in I \times \{1, 3\}; \end{cases} \\
t_{ib} &= \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([d, i, b], [d, i, 1]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \\ i \in I; \end{cases} \\
t_{if} &= \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([u, i, f], [u, i, 1]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \\ i \in I; \end{cases} \\
w_{isb} &= \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([d, i, s], [d, i, s + 1]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \\ (i, s) \in I \times \{1, 2, 3\}; \end{cases} \\
w_{isf} &= \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([u, i, s], [u, i, s + 1]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \\ (i, s) \in I \times \{1, 2, 3\}; \end{cases} \\
v_{ib}^r &= \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([u, i, 4], [r, i, b]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \\ i \in I \setminus \{m\}; \end{cases} \\
v_{if}^r &= \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([d, i, 4], [r, i, f]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \\ i \in I \setminus \{m\}; \end{cases} \\
v_{ib}^l &= \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([u, i, 4], [l, i, b]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \\ i \in I \setminus \{1\}; \end{cases} \\
v_{if}^l &= \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([d, i, 4], [l, i, f]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \\ i \in I; \end{cases} \\
y_\alpha^0 &= \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([0], [\alpha, i, f]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \\ \alpha \in \{l, r, u\}; \end{cases} \\
y_0^l &= \begin{cases} 1, \text{ se o arco } ([l, 1, f], [0]) \text{ está contido na rota} \\ 0, \text{ caso contrário} \end{cases}
\end{aligned}$$

Variáveis reais para excluir os subciclos:

$$r_{i\alpha}^{\sim r}, (i, \alpha) \in (I \setminus \{m-1, m\}) \times F;$$

$$r_{i\alpha}^{\sim w}, (i, \alpha) \in (I \setminus \{m\}) \times F;$$

$$l_{i\alpha}^{\sim l}, (i, \alpha) \in ((I \setminus \{1, 2\}) \times F) \cup \{(2, f)\};$$

$$l_{i\alpha}^{\sim w}, (i, \alpha) \in (I \setminus \{1\}) \times F;$$

$$e_{is\alpha}^{\sim}, (i, s, \alpha) \in I \times \{1, 3\} \times F;$$

$$t_{i\alpha}^{\sim}, (i, \alpha) \in I \times F;$$

$$w_{is\alpha}^{\sim}, (i, s, \alpha) \in I \times \{1, 2, 3\} \times F;$$

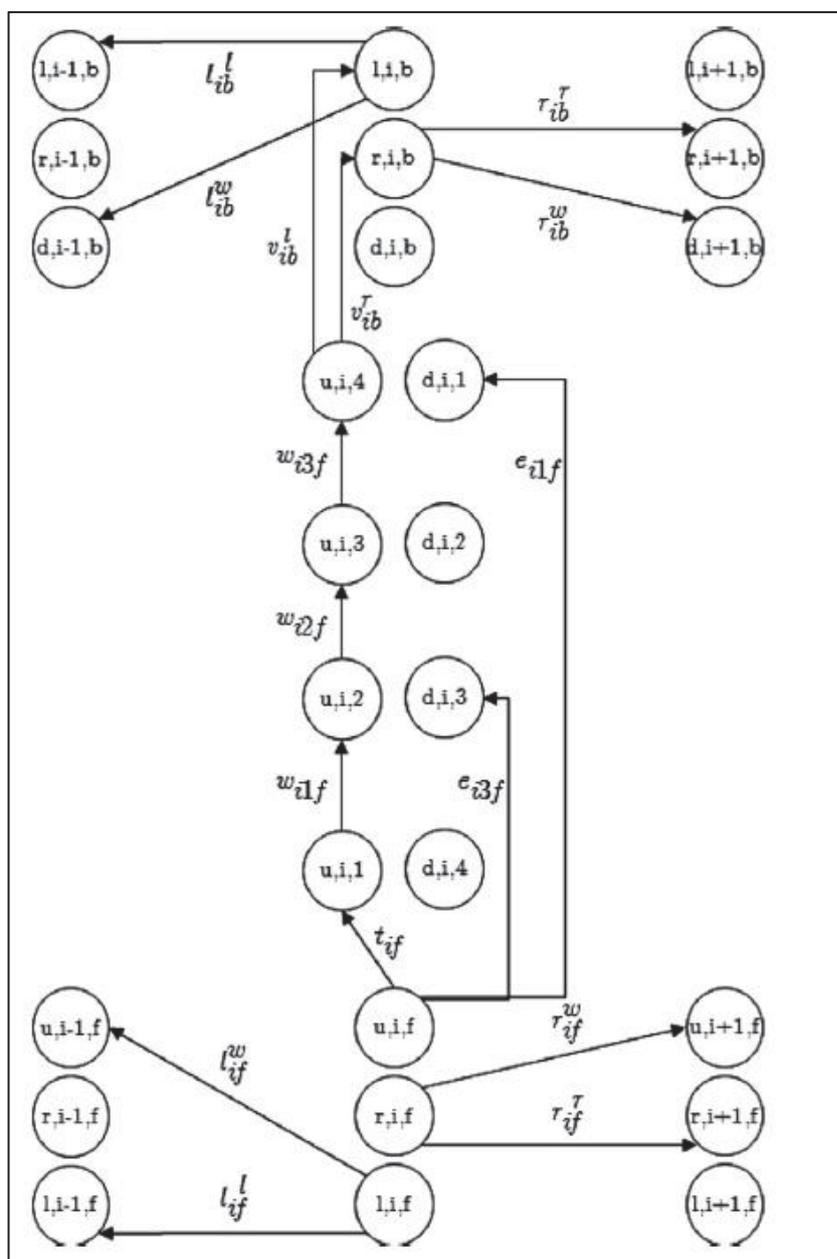
$$v_{i\alpha}^{\sim r}, (i, \alpha) \in (I \setminus \{m\}) \times F;$$

$$v_{i\alpha}^{\sim l}, (i, \alpha) \in ((I \setminus \{1\}) \times F) \cup \{(1, f)\};$$

$$y_{\alpha}^{\sim 0}, \alpha \in \{l, r, u\};$$

Uma forma de visualizar as variáveis binárias do modelo, que são as arestas do grafo, é por meio da Figura 10 que traz alguns exemplos de variáveis. Na Figura 10, nem todas as variáveis foram mostradas, mas as que ficaram faltando são facilmente deduzidas, pois existe uma variável de movimento oposto descrita. Por exemplo, a aresta  $w_{i1f}$  representada na Figura 10 é o movimento oposto da variável  $w_{i3b}$ .

FIGURA 10 - NOTAÇÃO DAS VARIÁVEIS DO MODELO

FONTE: Scholz *et al.* (2016)

Uma forma de entender melhor as variáveis é pensar em qual movimento que elas representam. Variáveis sem índice superior, tem na primeira letra o movimento atual a ser seguido pelo separador de pedidos. Variáveis com índice superior, tem na primeira letra o movimento atual e na letra do índice superior o próximo movimento a ser seguido.

A exemplo disso, a letra "L" representa movimento a esquerda (*left*), "R" movimento a direita (*right*), "V" movimento de saída do corredor (*leave*), "T" movimento

de atravessar o corredor (*traverse*), “W” movimento de deslocamento dentro do corredor (*within*) e “E” movimento de entrar no corredor até certo ponto específico para voltar ao local de onde entrou (*enter*).

O índice inferior “i” das variáveis, varia numericamente de acordo com o corredor de coleta. O índice inferior “f” ou “b” dá referência de onde o movimento está acontecendo no CD em relação aos corredores transversais, ou seja, “f” refere-se a corredor frontal (*front*) e “b” corredor traseiro (*back*). E por fim, os índices inferiores numéricos “1”, “2” e “3” representam a posição dentro do corredor de coleta em que determinado movimento acontece.

Assim, o modelo matemático proposto pelos autores para o problema de SPRP é formulado como segue:

$$\begin{aligned}
\min \sum_{i=1}^{m-2} \sum_{\alpha \in F} c^a \cdot (r_{i\alpha}^r + r_{i\alpha}^w) + c^a \cdot \sum_{\alpha \in F} r_{m-1,\alpha}^w + \sum_{i=3}^m \sum_{\alpha \in F} c^a \cdot (l_{i\alpha}^l + l_{i\alpha}^w) + c^a \cdot l_{2f}^l \\
+ c^a \cdot \sum_{\alpha \in F} l_{2\alpha}^w + \sum_{i=1}^m \sum_{s \in \{1,3\}} \sum_{\alpha \in F} c_{is\alpha}^e \cdot e_{is\alpha} + \sum_{i=1}^m \sum_{\alpha \in F} c_{i\alpha}^t \cdot t_{i\alpha} \\
+ \sum_{i=1}^m \sum_{s=1}^3 \sum_{\alpha \in F} c_{is\alpha}^w \cdot w_{is\alpha} + \sum_{i=1}^{m-1} \sum_{\alpha \in F} c_{i\alpha}^t \cdot v_{i\alpha}^r + \sum_{i=2}^m \sum_{\alpha \in F} c_{i\alpha}^t \cdot v_{i\alpha}^l \\
+ c_{1f}^t \cdot v_{1f}^l + c^0 \cdot (y_l^0 + y_r^0 + y_u^0 + y_0^l)
\end{aligned} \tag{3.6}$$

Sujeito a:

Restrições relacionadas ao fluxo de entrada e saída do vértice (tudo o que entra deve sair do vértice).

Restrição correspondente ao *depot*:

$$y_l^0 + y_r^0 + y_u^0 = y_0^l \tag{3.7}$$

Restrições correspondentes aos vértices  $[r, i, \alpha]$ :

$$r_{i\alpha}^r + r_{i\alpha}^w = v_{i\alpha}^r + r_{i-1,\alpha}^r \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{1, m-1, m\}) \times F \tag{3.8}$$

$$r_{m-1,\alpha}^w = v_{m-1,\alpha}^r + r_{m-2,\alpha}^r \quad \forall \alpha \in F \tag{3.9}$$

$$r_{1f}^r + r_{1f}^w = v_{1f}^r + y_r^0 \tag{3.10}$$

$$r_{1b}^r + r_{1b}^w = v_{1b}^r \tag{3.11}$$

Restrições correspondentes aos vértices  $[l, i, \alpha]$ :

$$l_{i\alpha}^l + l_{i\alpha}^w = v_{i\alpha}^l + l_{i+1,\alpha}^l \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{1, 2, m\}) \times F \tag{3.12}$$

$$l_{m\alpha}^l + l_{m\alpha}^w = v_{m\alpha}^l \quad \forall \alpha \in F \quad (3.13)$$

$$l_{2f}^l + l_{2f}^w = v_{2f}^l + l_{3f}^l \quad (3.14)$$

$$l_{2b}^w = v_{2b}^l + l_{3b}^l \quad (3.15)$$

$$y_0^l = y_l^0 + v_{1f}^l + l_{2f}^l \quad (3.16)$$

Restrições correspondentes aos vértices  $[u, i, f]$  e  $[d, i, b]$ :

$$t_{i\alpha} + e_{i1\alpha} + e_{i3\alpha} = r_{i-1,\alpha}^w + l_{i+1,\alpha}^w \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{1, m\}) \times F \quad (3.17)$$

$$t_{m\alpha} + e_{m1\alpha} + e_{m3\alpha} = r_{m-1,\alpha}^w \quad \forall \alpha \in F \quad (3.18)$$

$$t_{1f} + e_{11f} + e_{13f} = y_u^0 + l_{2f}^w \quad (3.19)$$

$$t_{1b} + e_{11b} + e_{13b} = l_{2b}^w \quad (3.20)$$

Restrições correspondentes aos vértices  $[u, i, 4]$  e  $[d, i, 4]$ :

$$v_{i\alpha}^r + v_{i\alpha}^l = w_{i3\alpha} \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{1, m\}) \times F \quad (3.21)$$

$$v_{m\alpha}^l = w_{m3\alpha} \quad \forall \alpha \in F \quad (3.22)$$

$$v_{1f}^r + v_{1f}^l = w_{13b} \quad (3.23)$$

$$v_{1b}^r = w_{13f} \quad (3.24)$$

Restrições correspondentes aos vértices  $[u, i, s]$  e  $[d, i, s]$ :

$$w_{i1f} = t_{if} + e_{i1b} \quad \forall i \in I \quad (3.25)$$

$$w_{i1b} = t_{ib} + e_{i1f} \quad \forall i \in I \quad (3.26)$$

$$w_{i2\alpha} = w_{i1\alpha} \quad \forall (i, \alpha) \in I \times F \quad (3.27)$$

$$w_{i3f} = w_{i2f} + e_{i3b} \quad \forall i \in I \quad (3.28)$$

$$w_{i3b} = w_{i2b} + e_{i3f} \quad \forall i \in I \quad (3.29)$$

Restrições de eliminação de subciclos.

Restrições correspondentes aos vértices  $[r, i, \alpha]$ :

$$v_{i\alpha}^{\tilde{r}} + r_{i-1,\alpha}^{\tilde{r}} - (r_{i\alpha}^{\tilde{r}} + r_{i\alpha}^{\tilde{w}}) = r_{i\alpha}^r + r_{i\alpha}^w \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{1, m-1, m\}) \times F \quad (3.30)$$

$$v_{m-1,\alpha}^{\tilde{r}} + r_{m-2,\alpha}^{\tilde{r}} - r_{m-1,\alpha}^{\tilde{w}} = r_{m-1,\alpha}^w \quad \forall \alpha \in F \quad (3.31)$$

$$v_{1f}^{\tilde{r}} + y_r^0 - (r_{1f}^{\tilde{r}} + r_{1f}^{\tilde{w}}) = r_{1f}^r + r_{1f}^w \quad (3.32)$$

$$v_{1b}^{\tilde{r}} - (r_{1b}^{\tilde{r}} + r_{1b}^{\tilde{w}}) = r_{1b}^r + r_{1b}^w \quad (3.33)$$

Restrições correspondentes aos vértices  $[l, i, \alpha]$ :

$$v_{i\alpha}^{\sim l} + l_{i+1,\alpha}^{\sim l} - (l_{i\alpha}^{\sim l} + l_{i\alpha}^{\sim w}) = l_{i\alpha}^l + l_{i\alpha}^w \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{1, 2, m\}) \times F \quad (3.34)$$

$$v_{m\alpha}^{\sim l} - (l_{m\alpha}^{\sim l} + l_{m\alpha}^{\sim w}) = l_{m\alpha}^l + l_{m\alpha}^w \quad \forall \alpha \in F \quad (3.35)$$

$$v_{2f}^{\sim l} + l_{3f}^{\sim l} - (l_{2f}^{\sim l} + l_{2f}^{\sim w}) = l_{2f}^l + l_{2f}^w \quad (3.36)$$

$$v_{2b}^{\sim l} + l_{3b}^{\sim l} - l_{2b}^{\sim w} = l_{2b}^w \quad (3.37)$$

Restrições correspondentes aos vértices  $[u, i, f]$  e  $[d, i, b]$ :

$$r_{i-1,\alpha}^{\sim w} + l_{i+1,\alpha}^{\sim w} - (t_{i\alpha}^{\sim} + e_{i1\alpha}^{\sim} + e_{i3\alpha}^{\sim}) = t_{i\alpha} + e_{i1\alpha} + e_{i3\alpha} \quad (3.38)$$

$$\forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{1, m\}) \times F$$

$$r_{m-1,\alpha}^{\sim w} - (t_{m\alpha}^{\sim} + e_{m1\alpha}^{\sim} + e_{i3\alpha}^{\sim}) = t_{m\alpha} + e_{m1\alpha} + e_{m3\alpha} \quad \forall \alpha \in F \quad (3.39)$$

$$y_u^{\sim 0} + l_{2f}^{\sim w} - (t_{1f}^{\sim} + e_{11f}^{\sim} + e_{13f}^{\sim}) = t_{1f} + e_{11f} + e_{13f} \quad (3.40)$$

$$l_{2b}^{\sim w} - (t_{1b}^{\sim} + e_{11b}^{\sim} + e_{13b}^{\sim}) = t_{1b} + e_{11b} + e_{13b} \quad (3.41)$$

Restrições correspondentes aos vértices  $[u, i, 4]$  e  $[d, i, 4]$ :

$$w_{i3\alpha}^{\sim} - (v_{i\alpha}^{\sim r} + v_{i\alpha}^{\sim l}) = v_{i\alpha}^r + v_{i\alpha}^l \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{1, m\}) \times F \quad (3.42)$$

$$w_{m3\alpha}^{\sim} - v_{m\alpha}^{\sim l} = v_{m\alpha}^l \quad \forall \alpha \in F \quad (3.43)$$

$$w_{13b}^{\sim} - (v_{1f}^{\sim r} + v_{1f}^{\sim l}) = v_{1f}^r + v_{1f}^l \quad (3.44)$$

$$w_{13f}^{\sim} - v_{1b}^{\sim r} = v_{1b}^r \quad (3.45)$$

Restrições correspondentes aos vértices  $[u, i, s]$  e  $[d, i, s]$ :

$$t_{if}^{\sim} + e_{i1b}^{\sim} - w_{i1f}^{\sim} = w_{i1f} \quad \forall i \in I \quad (3.46)$$

$$t_{ib}^{\sim} + e_{i1f}^{\sim} - w_{i1b}^{\sim} = w_{i1b} \quad \forall i \in I \quad (3.47)$$

$$w_{i1\alpha}^{\sim} - w_{i2\alpha}^{\sim} = w_{i2\alpha} \quad \forall (i, \alpha) \in I \times F \quad (3.48)$$

$$w_{i2f}^{\sim} + e_{i3b}^{\sim} - w_{i3f}^{\sim} = w_{i3f} \quad \forall i \in I \quad (3.49)$$

$$w_{i2b}^{\sim} + e_{i3f}^{\sim} - w_{i3b}^{\sim} = w_{i3b} \quad \forall i \in I \quad (3.50)$$

Restrições para vincular variáveis:

$$r_{i\alpha}^{\sim r} \leq M \cdot r_{i\alpha}^r \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{m-1, m\}) \times F \quad (3.51)$$

$$r_{i\alpha}^{\sim w} \leq M \cdot r_{i\alpha}^w \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{m\}) \times F \quad (3.52)$$

$$l_{i\alpha}^{\sim l} \leq M \cdot l_{i\alpha}^l \quad \forall (i, \alpha) \in ((I \setminus \{1, 2\}) \times F) \cup \{(2, f)\} \quad (3.53)$$

$$l_{i\alpha}^w \leq M \cdot l_{i\alpha}^w \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{1\}) \times F \quad (3.54)$$

$$e_{is\alpha}^{\sim} \leq M \cdot e_{is\alpha} \quad \forall (i, s, \alpha) \in I \times \{1, 3\} \times F \quad (3.55)$$

$$t_{i\alpha}^{\sim} \leq M \cdot t_{i\alpha} \quad \forall (i, \alpha) \in I \times F \quad (3.56)$$

$$w_{is\alpha}^{\sim} \leq M \cdot w_{is\alpha} \quad \forall (i, s, \alpha) \in I \times \{1, 2, 3\} \times F \quad (3.57)$$

$$v_{i\alpha}^{\sim r} \leq M \cdot v_{i\alpha}^r \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{m\}) \times F \quad (3.58)$$

$$v_{i\alpha}^{\sim l} \leq M \cdot v_{i\alpha}^l \quad \forall (i, \alpha) \in ((I \setminus \{1\}) \times F) \cup \{(1, f)\} \quad (3.59)$$

$$y_{\alpha}^{\sim 0} \leq M \cdot y_{\alpha}^0 \quad \forall \alpha \in \{l, r, u\} \quad (3.60)$$

Restrição para inclusão do *depot*.

$$y_l^0 + y_r^0 + y_u^0 \geq 1 \quad (3.61)$$

Restrições para inclusão dos produtos.

$$c_{i3f}^e \cdot (w_{i1f} + w_{i3b}) \geq b_i \cdot c_{i3f}^e \quad \forall i \in I \quad (3.62)$$

$$c_{i3b}^e \cdot (w_{i1b} + w_{i3f}) \geq b_i \cdot c_{i3b}^e \quad \forall i \in I \quad (3.63)$$

Restrições referentes ao domínio das variáveis.

$$r_{i\alpha}^r \in \{0, 1\} \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{m-1, m\}) \times F \quad (3.64)$$

$$r_{i\alpha}^w \in \{0, 1\} \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{m\}) \times F \quad (3.65)$$

$$l_{i\alpha}^l \in \{0, 1\} \quad \forall (i, \alpha) \in ((I \setminus \{1, 2\}) \times F) \cup \{(2, f)\} \quad (3.66)$$

$$l_{i\alpha}^w \in \{0, 1\} \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{1\}) \times F \quad (3.67)$$

$$e_{is\alpha} \in \{0, 1\} \quad \forall (i, s, \alpha) \in I \times \{1, 3\} \times F \quad (3.68)$$

$$t_{i\alpha} \in \{0, 1\} \quad \forall (i, \alpha) \in I \times F \quad (3.69)$$

$$w_{is\alpha} \in \{0, 1\} \quad \forall (i, s, \alpha) \in I \times \{1, 2, 3\} \times F \quad (3.70)$$

$$v_{i\alpha}^r \in \{0, 1\} \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{m\}) \times F \quad (3.71)$$

$$v_{i\alpha}^l \in \{0, 1\} \quad \forall (i, \alpha) \in ((I \setminus \{1\}) \times F) \cup \{(1, f)\} \quad (3.72)$$

$$y_{\alpha}^0 \in \{0, 1\} \quad \forall \alpha \in \{l, r, u\} \quad (3.73)$$

$$y_0^l \in \{0, 1\} \quad (3.74)$$

$$r_{i\alpha}^{\sim r} \geq 0 \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{m-1, m\}) \times F \quad (3.75)$$

$$r_{i\alpha}^{\sim w} \geq 0 \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{m\}) \times F \quad (3.76)$$

$$l_{i\alpha}^{\sim l} \geq 0 \quad \forall (i, \alpha) \in ((I \setminus \{1, 2\}) \times F) \cup \{(2, f)\} \quad (3.77)$$

$$l_{i\alpha}^{\sim w} \geq 0 \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{1\}) \times F \quad (3.78)$$

$$e_{is\alpha}^{\sim} \geq 0 \quad \forall (i, s, \alpha) \in I \times \{1, 3\} \times F \quad (3.79)$$

$$t_{i\alpha}^{\sim} \geq 0 \quad \forall (i, \alpha) \in I \times F \quad (3.80)$$

$$w_{is\alpha}^{\sim} \geq 0 \quad \forall (i, s, \alpha) \in I \times \{1, 2, 3\} \times F \quad (3.81)$$

$$v_{i\alpha}^{\sim r} \geq 0 \quad \forall (i, \alpha) \in (I \setminus \{m\}) \times F \quad (3.82)$$

$$v_{i\alpha}^{\sim l} \geq 0 \quad \forall (i, \alpha) \in ((I \setminus \{1\}) \times F) \cup \{(1, f)\} \quad (3.83)$$

$$y_{\alpha}^{\sim 0} \geq 0 \quad \forall \alpha \in \{l, r, u\} \quad (3.84)$$

No modelo apresentado anteriormente, a função objetivo (3.6) visa minimizar o deslocamento do *picker* nos corredores do Centro de Distribuição.

As restrições de (3.7 a 3.29) são chamadas de restrições de fluxo, ou seja, todo o vértice deve ser deixado após ser visitado. Isso foi feito por meio da introdução de variáveis binárias que representam os arcos do grafo (1 caso esta esteja contida na rota e 0 caso contrário). Como este modelo permite que existam alguns vértices que não estejam inclusos na rota ótima, foi considerado que cada vértice pode ser visitado no máximo uma vez. Para tanto, foi necessário garantir que o fluxo de entrada e o fluxo de saída de cada vértice seja 1, para um vértice visitado, e 0 caso contrário. Isso pôde ser garantido ao exigir que para cada vértice, o fluxo de entrada seja igual ao fluxo de saída. Nas equações, o fluxo de saída é calculado no LHS (*Left Hand Side*) que representa todos os arcos que saem do vértice, enquanto o fluxo de entrada é calculado no RHS (*Right Hand Side*), que representa todos os arcos que entram no vértice.

As restrições de (3.30 a 3.60) são chamadas de restrições de exclusão de subciclos. Assim, usa-se o conceito que os arcos são enumerados de acordo com a sequência em que aparecem na rota. Para isso, faz-se o uso do conceito de *commodity* a ser transportado pelos arcos até os vértices, valor considerado pelo parâmetro  $M$ . Além disso, utiliza-se também as variáveis reais que representam a quantidade de *commodity* que cada arco carrega de um vértice para o outro.

De forma geral, nas restrições de 3.30 a 3.50, para cada vértice, a soma das variáveis reais que representam os arcos que chegam no vértice, menos a soma das variáveis reais que saem do vértice (calculado no LHS), é igual a 1 se o vértice está incluso na rota, ou 0 caso contrário. O RHS dessas equações, é o cálculo do fluxo de saída do vértice, ou seja, as variáveis binárias que saem do vértice.

A segunda parte das equações de exclusão de subciclos, representadas pelas equações 3.51 a 3.60, trabalham em conjunto com as equações descritas anteriormente e garantem que o fluxo seja 0 ao longo de arcos não inclusos na rota.

A equação 3.61 garante que o *depot* seja incluído na rota.

As equações 3.62 e 3.63 representam uma característica particular do modelo dos autores, que é a possibilidade de não conter todos os vértices do grafo na rota ótima. Para isso, os autores adicionam a variável binária  $b_i$ , que se torna 1, caso o corredor de coleta contenha produtos requisitados, e 0 caso contrário.

As equações de 3.64 a 3.84 definem o domínio das variáveis do modelo.

Neste capítulo foram apresentados trabalhos que trataram do problema de roteamento de separadores de pedidos em centros de distribuição por meio de técnicas de pesquisa operacional. Estes trabalhos abordaram o problema de diversas formas, inclusive considerando o roteamento como parte de um problema maior. Diante disso, encontrou-se na literatura uma variedade de heurísticas, meta-heurísticas e métodos exatos para a resolução do problema. Encontrou-se também trabalhos focados no desenvolvimento de conhecimento acadêmico e outros no conhecimento prático. Por fim, focou-se mais na formulação matemática de Scholz *et al.* (2016), pois foi o modelo utilizado como base para a metodologia deste trabalho para resolver um caso real de roteamento de separadores de pedidos.

## 4 IMPLEMENTAÇÕES

Neste capítulo, será descrito o desenvolvimento feito para resolver o problema real abordado neste trabalho. Assim, por meio da revisão da literatura apresentada no capítulo 3, percebeu-se que existe uma lacuna no roteamento de separadores em depósitos.

Esta lacuna refere-se à aplicação de um modelo exato para resolução de um problema real. Neste caso o problema surge do Centro de Distribuição da rede de lojas varejistas do setor supermercadista já descrito.

Para a realização deste estudo, algumas características operacionais práticas do CD foram levadas em consideração. A partir disso, selecionou-se o modelo de Scholz *et al.* (2016), que por sua vez, também foi levado em consideração para a realização do estudo.

As características operacionais do CD são:

- a) Leiaute físico ser retangular, com corredores paralelos e dividido em blocos;
- b) Lógica de família de produtos para os corredores: a designação dos produtos aos locais de coleta serem distribuídas estrategicamente em determinados corredores para levar em conta cuidados na separação de pedidos referente a fragilidade dos materiais em caso de empilhamento, a evitar o congestionamento dos separadores, a critérios de peso, embalagem e giro logístico. Somado a isso, cita-se a grande variedade de produtos existentes no CD;
- c) Lista de pedidos com grande quantidade de produtos para serem coletados do CD;
- d) Coletas mais rápidas que as outras ao chegarem antes na doca e serem acomodadas no caminhão podem gerar maior trabalho quando os produto chegam na loja final da empresa devido ao aumento de trabalho na conferências dos materiais, pois alguns produtos são direcionados para as gôndolas enquanto outros são levados ao pequeno estoque existente nas lojas;

Por sua vez, o modelo de Scholz *et al.* (2016) apresenta característica de:

- a) Fazer o roteamento para um CD monobloco;

- b) Não considerar questões de fragilidade dos materiais;
- c) Aumentar a complexidade de resolução do problema em relação a quantidade de corredores envolvidos e não de produtos coletados;
- d) Realizar o roteamento único como se fosse para apenas um separador de pedido e não considerar a capacidade de armazenamento do equipamento de coleta;

Dessa forma, o leiaute do CD (característica “a” do CD) foi abordada pela característica “a” do modelo selecionado, pois um CD monobloco possui leiaute retangular e com corredores paralelos.

Apesar do modelo não considerar a fragilidade dos produtos (característica “b” do modelo), a definição dos produtos em famílias de produtos (característica “b” do CD) acaba abordando este item de forma indireta.

A característica “c” do CD é tratada na característica “c” do modelo, pois o tamanho do modelo (em termos de quantidade de variáveis e restrições) não depende da quantidade de produtos a serem coletados, e sim, da quantidade de corredores envolvidos no teste. Ou seja, o tempo resolução do problema não ficaria por conta da grande quantidade de itens existentes na lista de pedidos e sim, na quantidade de corredores que se decide envolver nos testes.

Como a característica “d” do CD é dependente da composição do pedido em termos de *mix* de produtos e suas respectivas quantidades, torna-se difícil incorporar esta característica em um modelo. Diante disso, deixou-se este ponto fora do escopo do estudo e preferiu-se unir os produtos em uma única lista. Com isso, foi necessário gerar uma única rota de coleta. Isso também não tornou necessário que o modelo abrangesse a capacidade do equipamento de coleta e assim, a formulação do modelo selecionado se assemelha mais ao Problema do Caixeiro Viajante do que do Problema de Roteirização de Veículos Capacitado. Essas questões foram abordadas na característica “d” do modelo.

Para lidar com esse problema e alcançar resultados satisfatórios, percebeu-se a necessidade de seguir três etapas: pré-processamento, processamento e pós processamento de dados do problema.

A fase de pré-processamento visa tratar os dados brutos coletados da empresa para servirem como parâmetros do modelo exato de Scholz *et al.* (2016). Esses dados constituem basicamente a lista de pedidos com diversas informações,

como quantidade de itens, peso individual e total, volume individual e total, de cada um dos produtos necessários de serem coletados e o seus respectivos endereços de coleta. Como as características operacionais do CD puderem ser representadas pelo modelo, o grande esforço da metodologia foi dedicado na fase de pré-processamento para tornar possível o uso do modelo selecionado.

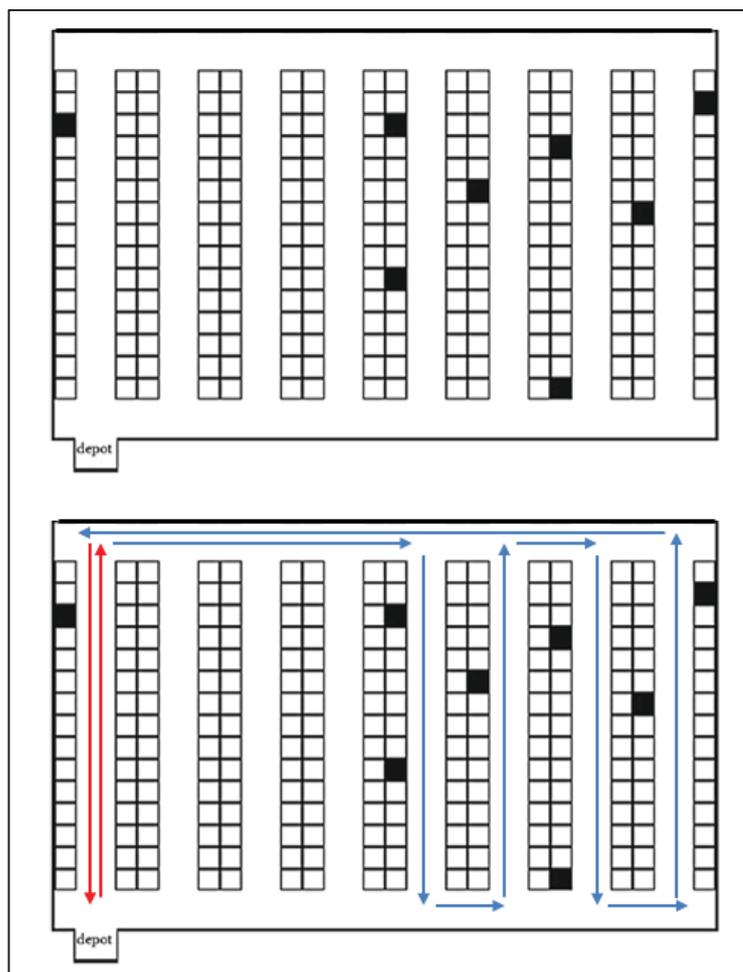
A fase de processamento, está relacionada a implementação do modelo exato de Scholz *et al.* (2016), exatamente como foi apresentado pelos autores, e com a resolução do mesmo com o uso de um solver comercial Gurobi 9.5.2, implementado em C# em ambientes Microsoft Visual Studio 2022©.

A fase de pós processamento utiliza os resultados obtidos na fase anterior com a intenção de possibilitar comparações entre resultados obtidos por meio do modelo exato e os resultados provenientes dos atuais métodos aplicados pela Rede Supermercadista, neste caso a heurística S-Shape.

Essa heurística é bastante conhecida não somente na academia quanto na prática. Basicamente ela consiste em atravessar todo o corredor de coleta que contenha no mínimo um item para ser coletado. Conforme esse movimento de atravessar corredores vai acontecendo, o formato do deslocamento do separador de pedido lembra a letra “S” e por isso a heurística foi denominada em inglês de S-Shape.

Na parte superior da Figura 11, é representado um leiaute de CD com os corredores de coleta onde os quadrados pretos simbolizam locais onde um item deve ser coletado. Na parte inferior da Figura 11, a rota formada pela heurística S-Shape para coletar os itens do pedido é representada, onde as setas em vermelho indicam o início e o fim da rota e as setas azuis indicam todo o restante do trajeto.

FIGURA 11 - REPRESENTAÇÃO DE ROTA GERADA PELA HEURÍSTICA S-SHAPE



FONTE: O autor (2022).

Pretende-se com isso, contribuir com o meio acadêmico ao realizar uma aplicação dos conceitos de um trabalho teórico e, assim, gerar mais conhecimento prático sobre o problema de *Single Picker Routing Problem* (SPRP). Além disso, pretende-se contribuir com mercado cooperativo ao possibilitar uma potencial melhoria em um processo chave da loja do setor supermercadista.

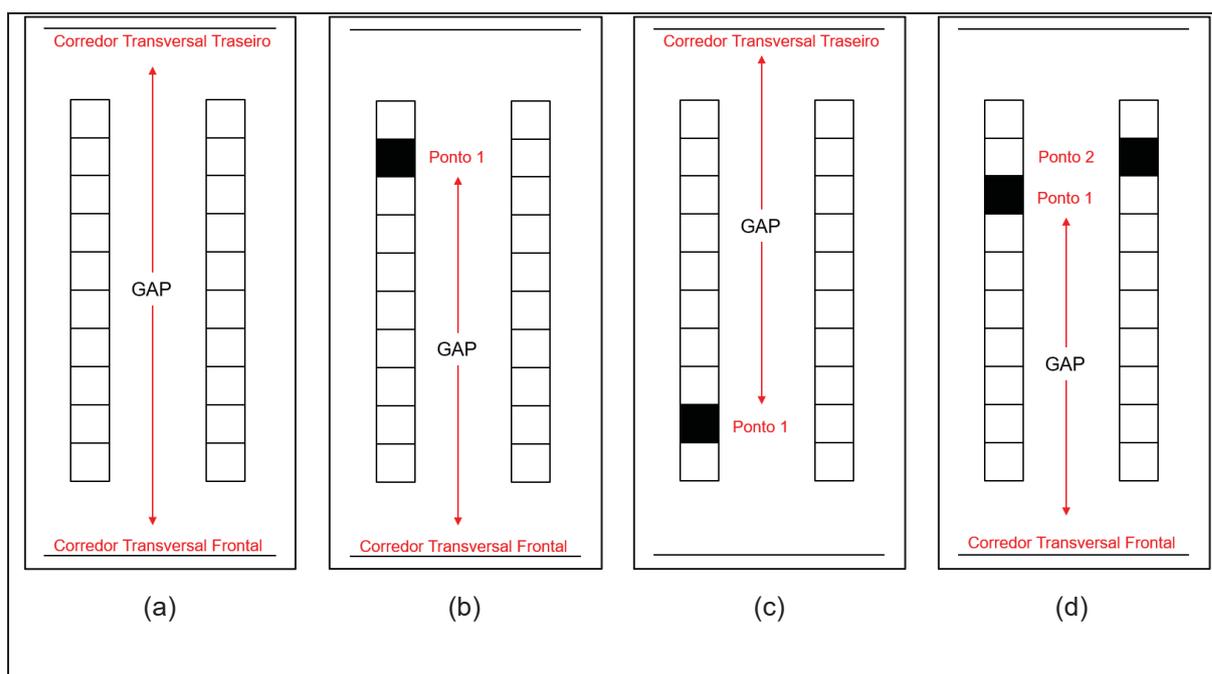
#### 4.1 PRÉ PROCESSAMENTO

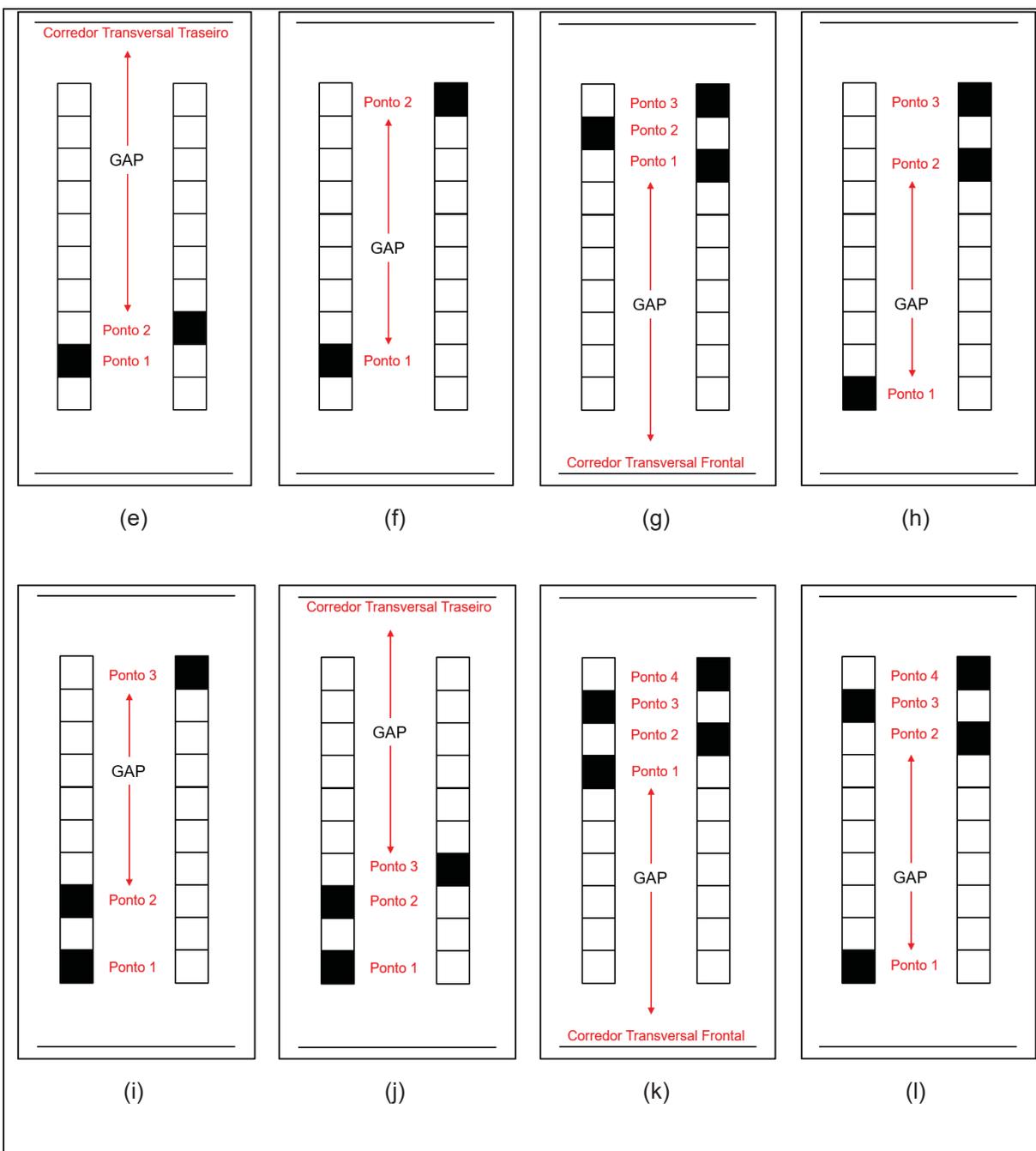
Nesta fase, o objetivo é fazer com que os dados brutos coletados da empresa sejam adaptados para a utilização no modelo exato programado. Para que a formulação matemática esteja completa, é necessário que apenas os dados referentes ao local de coleta dos produtos sejam considerados e quantos produtos em cada corredor de coleta são requisitados.

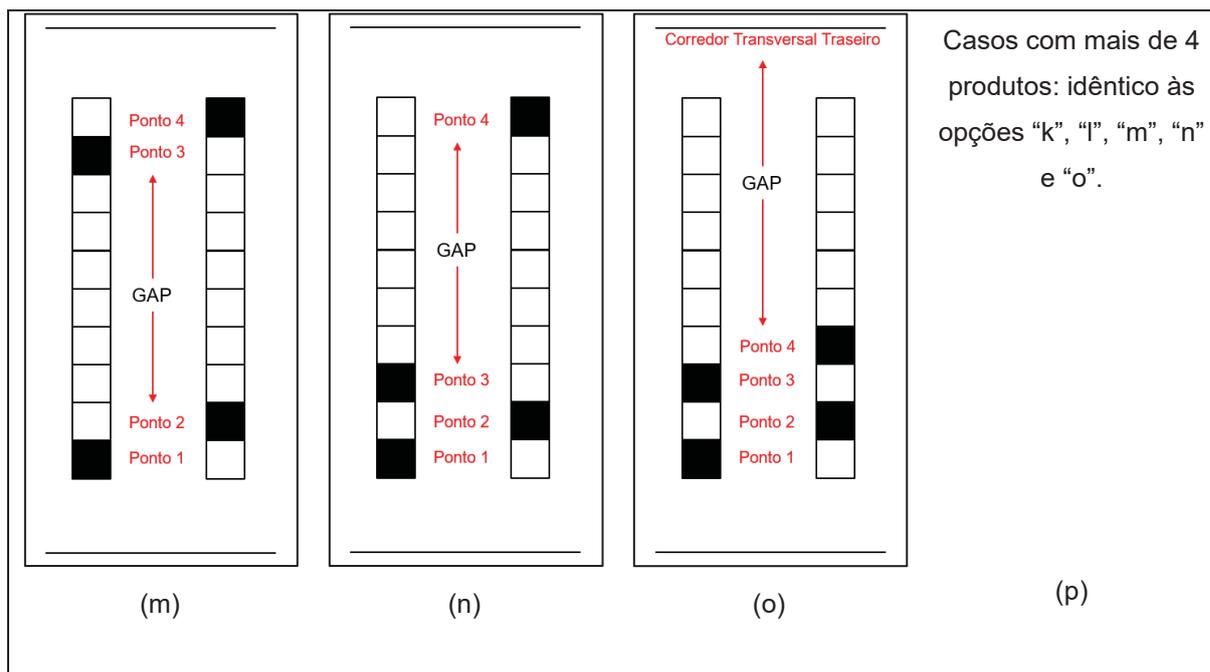
Com essa informação, interpretando o trabalho de Scholz *et al.* (2016) e considerando a estrutura do grafo apresentado pelo trabalho base, tem-se a informação de quantos produtos cada corredor de coleta possui para então determinar os endereços de coleta (ou pontos de coleta) que representarão os vértices e assim, determinar as distâncias dos arcos (entre os vértices). Essas distâncias, calculadas pela métrica da distância Manhattan são utilizadas como parâmetros no modelo matemático. O pré-processamento define qual a maior distância (*Largest GAP* - LG) existente no corredor, que por vezes pode ser entre dois produtos (pontos de coleta) ou entre um produto (ponto de coleta) e um corredor transversal adjacente.

Pode ser observado na Figura 12, as possibilidades de GAPS existentes, de acordo com a quantidade de produtos para serem coletados em cada corredor e seus respectivos pontos de coleta (ou endereços):

FIGURA 12 - TIPOS DE GAPS POSSÍVEIS NOS CORREDORES







FONTE: O autor (2022).

Conforme a Figura 12, seguem as explicações das possibilidades de GAPs nos corredores:

- a) Corredor sem produtos para coleta;
- b) Corredor com 1 produtos para coleta sendo que este produto esteja mais distância do corredor transversal frontal;
- c) Corredor com 1 produto para coleta sendo que este produto esteja mais distante do corredor transversal traseiro;
- d) Corredor com 2 produtos para coleta, sendo o maior GAP entre corredor transversal frontal e ponto 1;
- e) Corredor com 2 produtos para coleta, sendo o maior GAP entre o corredor transversal traseiro e o ponto 2;
- f) Corredor com 2 produtos para coleta, sendo o maior GAP entre ponto 1 e ponto 2;
- g) Corredor com 3 produtos para coleta, sendo o maior GAP entre corredor transversal frontal e ponto 1;
- h) Corredor com 3 produtos para coleta, sendo o maior GAP entre ponto 1 e ponto 2;
- i) Corredor com 3 produtos para coleta, sendo o maior GAP entre o ponto 2 e ponto 3;

- j) Corredor com 3 produtos para coleta, sendo o maior GAP entre corredor transversal traseiro e ponto 3;
- k) Corredor com 4 produtos para coleta, sendo o maior GAP entre o corredor transversal frontal e o ponto 1;
- l) Corredor com 4 produtos para coleta, sendo o maior GAP entre o ponto 1 e ponto 2;
- m) Corredor com 4 produtos para coleta, sendo o maior GAP entre o ponto 2 e ponto 3;
- n) Corredor com 4 produtos para coleta, sendo o maior GAP entre o ponto 3 e ponto 4;
- o) Corredor com 4 produtos para coleta, sendo o maior GAP entre o corredor transversal traseiro e ponto 4;
- p) Corredor com mais de 4 produtos, onde o maior GAP se localiza ou entre um ponto de coleta e um corredor transversal adjacente ou entre dois pontos de coleta, conforme os exemplos anteriores.

Um fato importante que a metodologia na fase de pré-processamento deve considerar é a possibilidade de existirem produtos a serem coletados num mesmo corredor de coleta, porém um do lado direito e outro do lado esquerdo. Diante dessa situação, considera-se que o corredor possui apenas um produto, pois o que conta para o trajeto total do *picker* é o deslocamento do carrinho de coleta. Além disso, o corredor de coleta possui espaço suficiente para que não exista congestionamento entre *pickers* e ao mesmo tempo a distância de um lado do corredor para o outro lado é pequena de modo que pode ser considerada desprezível para cálculo.

Ainda relativo aos cálculos de distâncias, duas situações devem ser consideradas, a determinação das distâncias dos produtos de coleta em relação a eles mesmos e a distância entre um produto e os corredores transversais (frontal e/ou traseiro).

Para o primeiro caso, a distância entre um par de produtos é calculada considerando o número de seu endereço no corredor ser ímpar ou par (lado esquerdo e direito do corredor, respectivamente). Na Tabela 1 pode ser visto as fórmulas usadas para as distâncias de acordo com as combinações entre os produtos:

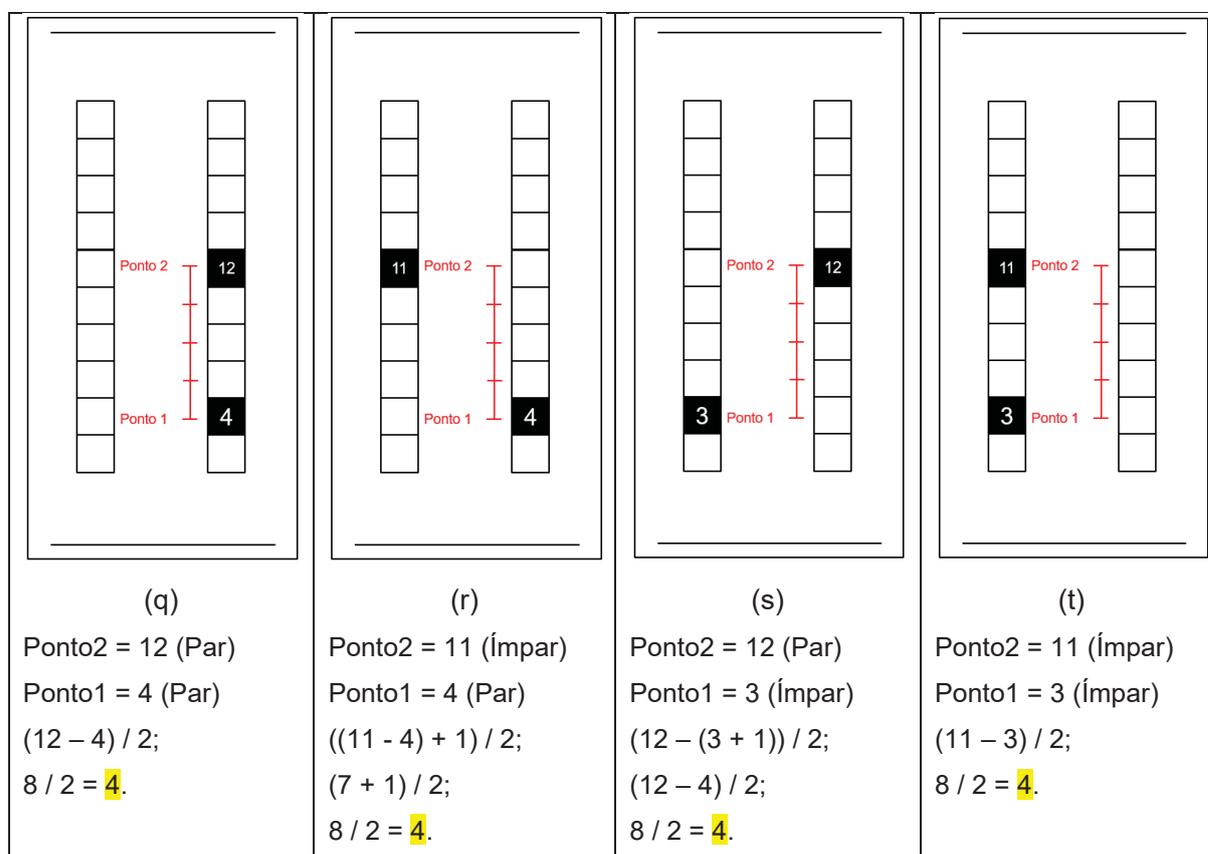
TABELA 1 - CÁLCULO DE DISTÂNCIA ENTRE PONTOS DE COLETA

		Ponto 2	
		Par	Ímpar
Ponto 1	Par	$(\text{Ponto2} - \text{Ponto1}) / 2$ Cenário (q)	$((\text{Ponto2} - \text{Ponto1}) + 1) / 2$ Cenário (r)
	Ímpar	$(\text{Ponto2} - (\text{Ponto1} + 1)) / 2$ Cenário (s)	$(\text{Ponto2} - \text{Ponto1}) / 2$ Cenário (t)

FONTE: O autor (2022).

Onde Ponto2 refere-se ao produto com o maior número de endereço no corredor e por consequência, o Ponto1 representa o produto com menor número de endereço no corredor. Cada um dos cenários observados na Tabela 1, podem ser visualizadas e exemplificadas na Figura 13. Nessa mesma Figura 13, cada uma das situações representam a mesma distância entre os produtos (4 unidades, representadas pelos segmentos de linha).

FIGURA 13 - DISTÂNCIA ENTRE PONTOS EM DIFERENTES SITUAÇÕES



FONTE: O autor (2022).

Para o segundo caso, relativo a distância entre um produto e o corredor transversal, também considera-se o endereço do produto ser ímpar ou par. Na Tabela 2 pode ser visualizado as fórmulas para cada situação:

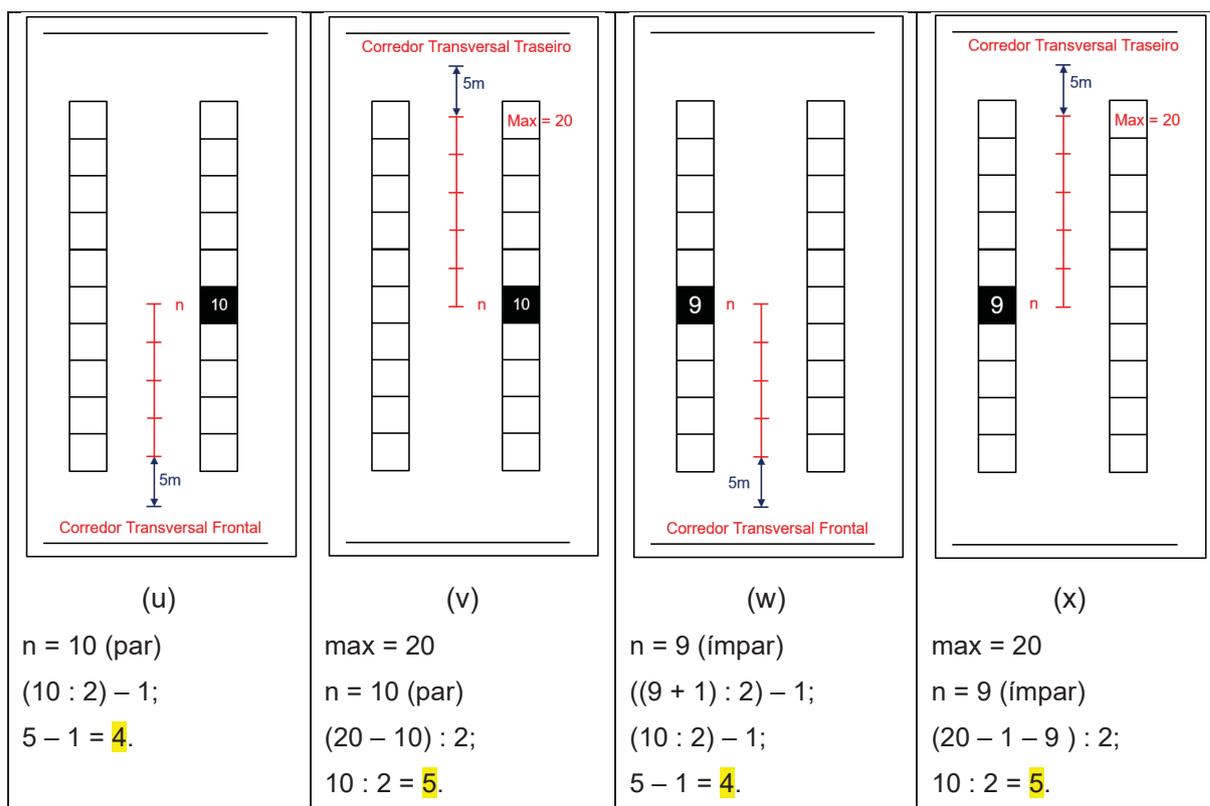
TABELA 2 - CÁLCULO DA DISTÂNCIA ENTRE CORREDORES

Endereço	Corredor transversal frontal	Corredor transversal traseiro
Par	$(n : 2) - 1$ Cenário (u)	$(max - n) : 2$ Cenário (v)
Ímpar	$[(n + 1) : 2] - 1$ Cenário (w)	$(max - 1 - n) : 2$ Cenário (x)

FONTE: O autor (2022).

Onde,  $n$  representa o endereço do produto e  $max$  representa o último endereço do corredor de coleta. Na verdade, as fórmulas indicadas na Tabela 2 calculam a distância entre um produto e os endereços de coleta mais próximos aos corredores transversais. Isso é feito, pois a metodologia utilizada adiciona posteriormente ao valor calculado, a distância de 5 metros, que é a distância entre qualquer corredor transversal e o endereço próximo do corredor de coleta. A Figura 14 ilustra essa situação e exemplifica os cenários da Tabela 2.

FIGURA 14 - DISTÂNCIA PARA CORREDORES TRANSVERSAIS



FONTE: O autor (2022).

Na Figura 14, a distância padrão de 5 metros é indicada em todos os cenários considerados, pois é um parâmetro do intrínseco ao CD e será explicada mais adiantes nesta seção. Ademais, para os cenários (u) e (w), a distância em relação ao Corredor Transversal Frontal é a mesma, de 4 unidades (representadas pelos segmentos de reta). Agora para os cenários (v) e (x), a distância em relação ao Corredor Transversal Traseiro também é a mesma, de 5 unidades (representadas pelos segmentos de reta).

Além disso, a fase de pré-processamento define o parâmetro  $M$  do modelo, que representa a quantidade de vértices do grafo. Para tanto, as seguintes situações devem ser consideradas:

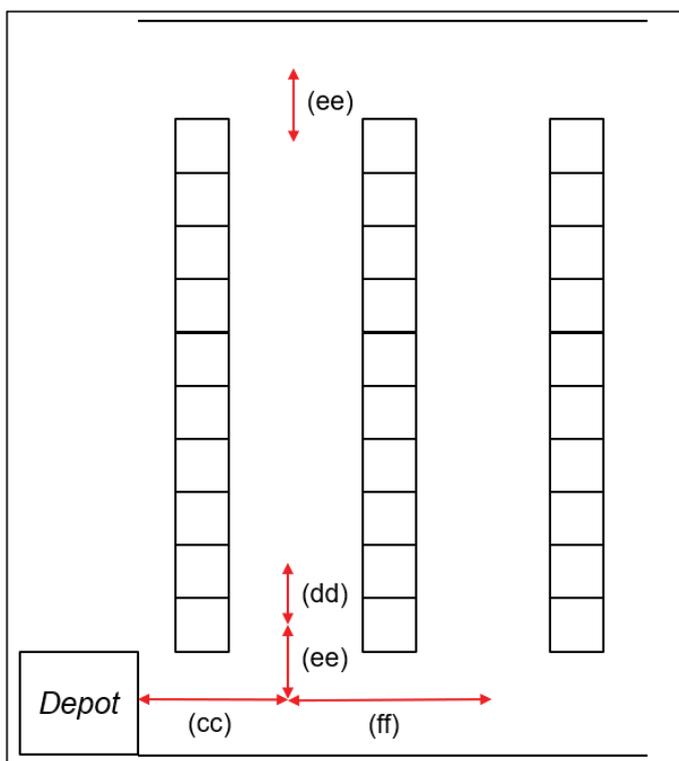
- y) Depot representa 1 vértice;
- z) Corredor de coleta 1 possui 13 vértices;
- aa) Corredor de coleta final possui 12 vértices;
- bb) Cada corredor central possui 14 vértices.

A soma dos itens “y”, “z” e “aa” totaliza 26 vértices. Sendo assim, a equação que representa a quantidade total de vértices do grafo é:

$$M = [(quantidade\ de\ corredores\ de\ coleta - 2) * 14] + 26 \quad (4.1)$$

Outros três parâmetros importantes para o modelo matemático considerado são as distâncias mostradas na Figura 15. Estas são totalmente dependentes de cada tipo de Centro de Distribuição.

FIGURA 15 - PARÂMETROS INTRÍNSECOS DE UM CD



FONTE: O autor (2022).

De acordo com a Figura 15, os parâmetros representam:

- cc) Distância entre o *depot* e o local de entrada do primeiro corredor de coleta, neste trabalho utiliza-se 2 metros;
- dd) Distância entre dois locais de coleta, neste trabalho utiliza-se 1,2 metros;
- ee) Distância entre corredor transversal e primeiro endereço de coleta do corredor, neste trabalho utiliza-se 5 metros;

ff) Distância entre dois corredores de coleta adjacentes, neste trabalho utiliza-se 5 metros.

Após o cálculo de todas as distâncias e parâmetros citados anteriormente, para todos os corredores de coleta do CD, o modelo matemático apresentado na seção 3.3 pode ser construído.

Como forma de certificar que esta etapa de pré-processamento realmente abrangia todas as possíveis entradas de dados e se comportava conforme esperado, 8 cenários foram criados. Estes cenários englobavam situações para testar o que foi apresentado nesta seção como os diferentes tipos de *GAPs* que podem surgir dentro de um corredor de coleta, a distância entre os pontos de coleta e a distância entre os pontos de coleta e os corredores transversais. Tudo isso influencia na determinação do valor das arestas do grafo. Após testar os cenários, o modelo se comportou conforme planejado e esperado.

#### 4.2 PROCESSAMENTO DE DADOS

A fase de processamento é a obtenção da solução relacionada a formulação matemática apresentada na subseção 3.3. Nesta etapa, o roteamento para a coleta de todos os produtos foi realizado.

Os dados de pedidos reais da empresa, que totalizaram 12 dias de pedido, foram organizados levando-se em conta particularidades do modelo matemático e particularidades do leiaute do CD para gerar os cenários de teste.

Como o modelo matemático é dedicado apenas para CDs de um bloco e o CD deste estudo possui três blocos, a lista de pedidos foi separada em três, uma para cada bloco, assim como é feita atualmente na empresa para a coleta dos produtos.

Outra particularidade considerada é que todos os produtos do CD são categorizados em “Família de Produto”, as quais são alocadas, da melhor maneira possível, em corredores de coleta pré-determinados. Além do mais, o modelo matemático cresce em função da quantidade de corredores considerados para cálculo. Sendo assim, o CD possui vários corredores de coleta, que caso fossem considerados todos ao mesmo tempo no modelo matemático, aumentariam o tempo computacional necessário para obtenção de uma solução. Assim, utilizando a mesma prática na empresa, para fins de comparação de resultados, decidiu-se separar os

produtos nas famílias de uma maneira que os corredores fossem bem delimitados como se fossem “um único bloco”.

Levando em considerações essas particularidades, os cenários elaborados para teste estão no Quadro 3:

QUADRO 3 - CENÁRIOS DE TESTE

(continua)

Teste	Descrição	Número produtos no pedido	Faixa de corredores
<b>Dia 1: total de 2004 produtos para coleta</b>			
1	Bloco 1 - Alimentos	622	13 a 26
2	Bloco 2 - Alimentos	1086	13 a 27
3	Bloco 3 - Alimentos	296	13 a 17
<b>Dia 2: total de 7580 produtos para coleta</b>			
4	Bloco 1 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos, Eletro Portátil	1094	5 a 29
5	Bloco 1 - Bebidas Controladas, bebidas, pet shop, Bazar, Papel Hig./ Embalagem	832	27 a 43
6	Bloco 2 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	1657	3 a 23
7	Bloco 2 - Alimentos, Bebidas e Bebidas Controladas, Pet Shop, Papel Hig./Embalagem, Bazar	1532	24 a 43
8	Bloco 3 - Limpeza, Controlado, Higiene e Beleza, Alimentos	739	1 a 17
9	Bloco 3 - Confinado, Eletro, Eletro Portátil, Insumos, Bebidas, Pet Shop, Bazar, Pneus, Papel Hig./Embalagem	1726	18 a 43
<b>Dia 3: total de 541 produtos para coleta</b>			
10	Bloco 1 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	122	5 a 26
11	Bloco 1 - Bebidas, Pet Shop, Bazar, Papel Hig./Embalagem	54	28 a 43
12	Bloco 2 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	199	3 a 28
13	Bloco 2 - Bebidas, Pet Shop, Bazar, Papel Hig./Embalagem	95	27 a 43
14	Bloco 3 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	40	1 a 17
15	Bloco 3 - Pet Shop e Bazar	31	33 a 40
<b>Dia 4: total de 505 produtos para coleta</b>			
16	Bloco 1 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	133	5 a 29
17	Bloco 1 - Bebidas, Bazar, Papel Hig./Embalagem	45	27 a 43
18	Bloco 2 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	217	3 a 28
19	Bloco 2 - Bebidas, Pet Shop, Bazar, Papel Hig./Embalagem	60	27 a 43

## QUADRO 3 – CENÁRIOS DE TESTES

(continuação)

Teste	Descrição	Número produtos no pedido	Faixa de corredores
<b>Dia 4: total de 505 produtos para coleta</b>			
20	Bloco 3 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	38	2 a 17
21	Bloco 3 - Bebidas, Pet Shop, Bazar, Papel Hig./Embalagem	12	33 e 43
<b>Dia 5: total de 351 produtos para coleta</b>			
22	Bloco 1 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	70	5 a 28
23	Bloco 1 - Bebidas, Bebidas Controladas, Pet Shop, Bazar, Papel Hig./Embalagem	41	27 a 43
24	Bloco 2 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	111	3 a 26
25	Bloco 2 - Bebidas, Pet Shop, Bazar, Papel Hig./Embalagem	63	27 a 43
26	Bloco 3 - Limpeza, Controlado, Higiene e Beleza, Alimentos, Eletro	30	3 a 25
27	Bloco 3 - Eletro Portátil, Bebidas, Pet Shop, Bazar, Pneus, Papel Hig./Embalagem	36	21 a 43
<b>Dia 6: total de 6962 produtos para coleta</b>			
28	Bloco 1 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	1048	5 a 31
29	Bloco 1 - Bebidas, Bebidas Controladas, Pet Shop, Bazar, Papel Hig./Embalagem	796	27 a 43
30	Bloco 2 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	1587	3 a 23
31	Bloco 2 - Alimentos, Bebidas, Bebidas Controladas, Pet Shop, Bazar, Pneus, Papel Hig./Embalagem	1459	24 a 43
32	Bloco 3 - Limpeza, Higiene, Beleza, Alimentos, Eletro, Eletro Portátil	922	3 a 23
33	Bloco 3 - Eletro, Eletro Portátil, Confinado, Insumos, Bebidas, Pet Shop, Bazar, Pneus, Papel Hig./Embalagem	1150	24 a 43
<b>Dia 7: total de 3891 produtos para coleta</b>			
34	Bloco 1 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	790	5 a 24
35	Bloco 1 - Alimentos, Bebidas, Bebidas Controladas, Pet Shop, Bazar, Papel Hig./Embalagem	461	25 a 43
36	Bloco 2 – Alimentos, Limpeza, Higiene e Beleza	1392	3 a 23
37	Bloco 2 - Alimentos, Bebidas, Pet Shop, Bazar, Papel Hig./Embalagem	660	24 a 43
38	Bloco 3 - Limpeza, Controlado, Higiene e Beleza, Alimentos, Eletro, Eletro Portátil	346	2 a 22
39	Bloco 3 - Eletro, Eletro Portátil, Confinado, Bebidas, Pet Shop, Bazar, Pneus, Papel Hig./Embalagem	242	23 a 43

QUADRO 3 – CENÁRIOS DE TESTES

(continuação)

Teste	Descrição	Número produtos no pedido	Faixa de corredores
<b>Dia 8: total de 438 produtos para coleta</b>			
40	Bloco 1 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	119	5 a 29
41	Bloco 1 - Bebidas, Bebidas Controladas, Bazar, Papel Hig./Embalagem	27	27 a 43
42	Bloco 2 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	176	3 a 23
43	Bloco 2 - Alimentos, Bebidas, Papel Hig./Embalagem	56	24 a 43
44	Bloco 3 - Limpeza, Controlado, Higiene e Beleza, Alimentos	55	2 a 17
45	Bloco 3 - Bebidas	5	33 a 34
<b>Dia 9: total de 90 produtos para coleta</b>			
46	Bloco 2 - Alimentos	65	13 a 26
47	Bloco 3 - Alimentos	25	13 a 16
<b>Dia 10: total de 1438 produtos para coleta</b>			
48	Bloco 1 – Alimentos, Limpeza, Higiene e Beleza	331	4 a 23
49	Bloco 1 - Alimentos, Bebidas, Bebidas Controladas, Pet Shop, Bazar, Papel Hig./Embalagem	219	24 a 43
50	Bloco 2 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	433	3 a 26
51	Bloco 2 - Bebidas, Pet Shop, Bazar, Pneus, Papel Hig./Embalagem	178	27 a 43
52	Bloco 3 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos, Eletro, Confinado	206	3 a 25
53	Bloco 3 - Eletro Portátil, Bebidas, Pet Shop, Bazar, Pneus, Papel Hig./Embalagem	71	21 a 43
<b>Dia 11: total de 567 produtos para coleta</b>			
54	Bloco 1 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	161	5 a 27
55	Bloco 1 - Bebidas, Bebidas Controladas, Bazar, Papel Hig./Embalagem	23	27 a 43
56	Bloco 2 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	171	3 a 26
57	Bloco 2 - Bebidas, Pet Shop, Bazar, Papel Hig./Embalagem	84	27 a 43
58	Bloco 3 - Limpeza, Higiene e Beleza, Alimentos	74	3 a 17
59	Bloco 3 - Pneus, Eletro, Confinado, Eletro Portátil, Bebidas, Pet Shop, Bazar, Papel Hig./Embalagem	54	18 a 43
<b>Dia 12: total de 7963 produtos para coleta</b>			
60	Bloco 1 – Alimentos, Limpeza, Higiene e Beleza	950	3 a 23
61	Bloco 1 - Alimentos, Bebidas, Bazar, Pet Shop, Confinado, Papel Hig./Embalagem	1028	24 a 43

QUADRO 3 – CENÁRIOS DE TESTES

			(conclusão)
Teste	Descrição	Número produtos no pedido	Faixa de corredores
<b>Dia 12: total de 7963 produtos para coleta</b>			
62	Bloco 2 - Limpeza, Controlado, Higiene e Beleza, Insumos, Alimentos	1682	3 a 23
63	Bloco 2 - Alimentos, Bebidas, Bazar, Pet Shop, Eletro Portátil, Almocharifados, Papel Hig./Embalagem	1646	24 a 43
64	Bloco 3 - Limpeza, Controlado, Higiene e Beleza, Alimentos, Eletro, Eletro Portátil, Confinado	1170	1 a 22
65	Bloco 3 - Eletro, Eletro Portátil, Confinado, Insumos, Bazar, Bebidas, Pneus, Pet Shop, Papel Hig./Embalagem	1487	23 a 43

FONTE: O autor (2022).

Desta forma, cada uma das separações apresentadas no Quadro 3 geraram um modelo matemático de acordo com Scholz *et al.* (2016), obtendo para cada um destes uma rota para coletar todos os produtos da coluna “número de produtos no pedido”.

Outra verificação feita com o intuito de certificar que as etapas de pré-processamento e processamento rodaram conforme esperado, foi a geração e teste de mais 6 cenários completos. Para esses cenários, a disposição dos itens a serem coletados foram propositalmente definidas, pois dessa forma, seria possível antever a melhor rota, e assim, verificar se o modelo geraria a rota esperada previamente. Todos os 6 cenários geraram rotas conforme a expectativa.

#### 4.3 PÓS PROCESSAMENTO

Nesta etapa, os resultados obtidos por meio do método atual da empresa (S-Shape) foram comparados com os resultados obtidos por meio do modelo deste trabalho, ou seja, comparou-se a distância total da rota determinada por cada um dos métodos para coletar todos os produtos requisitados em uma lista de pedido de clientes. Calcula-se a distância percorrida ao aplicar a heurística S-Shape.

Esta etapa também foi verificada em termos de rota esperada com os mesmos 6 cenários da etapa anterior, pois já se sabia de antemão os locais de coleta dos itens. Igualmente a etapa anterior, todos os 6 cenários geraram as rotas esperadas.

Com ambos os resultados, os valores foram tabelados e comparados pela diferença absoluta e percentual. Essa metodologia foi aplicada para todos os testes previstos na seção anterior (4.2).

Apenas para alguns testes selecionados, a rota gerada pelo modelo foi representada graficamente por meio de figuras, as quais estão no apêndice deste trabalho, para fins de visualização.

Neste capítulo foi apresentado a metodologia proposta e desenvolvida pelo trabalho para resolver o problema de *Picker Routing Problem* (PRP), a qual foi estruturada em três etapas: pré-processamento, processamento e pós-processamento. Foi apresentado também os detalhes considerados em cada etapa e as instâncias a serem processadas pela metodologia baseadas nos dados reais da empresa.

## 5 TESTES COMPUTACIONAIS, RESULTADOS E DISCUSSÃO

Este capítulo foi dedicado para apresentar os resultados obtidos com os testes computacionais efetuados. Cada um dos métodos de resolução do problema do SPRP foram desenvolvidos em linguagem de programação C# em ambientes Microsoft Visual Studio 2022© e foi utilizado o solver comercial Gurobi©, com parâmetros padrões e alguns parâmetros alterados, para resolução dos testes.

Os experimentos computacionais foram realizados em um computador com sistema operacional Microsoft Windows 10, processador Intel© Core™ i5-7200U CPU @ 2,50GHz 2,70GHZ, memória RAM de 8GB e sistema operacional de 64 bits.

Cada um dos cenários, descritos na seção anterior, foram resolvidos pelos dois métodos (modelo matemático e S-Shape) com um tempo limite máximo para resolução de 10800 segundos (3 horas).

Para realização dos testes e das comparações dos resultados entre os métodos, duas suposições foram feitas:

- a) Conceito de Sub-blocos: para os testes realizados com o modelo matemático, o bloco do CD foi repartido em um sub-bloco (Quadro 3) com menores quantidade de corredores de acordo com o teste e qual seria o corredor inicial (sempre o corredor de menor número). Cada bloco foi inicialmente dividido em 2 sub-blocos.
- b) A quantidade mínima considerada para os testes foi de 5 corredores, devido às características do modelo aplicado.

A avaliação dos resultados foi norteada em dois aspectos. O primeiro relacionado a comparação do deslocamento total, gerados por ambos os métodos, para coletar todos os produtos do pedido e verificar qual deles retornou menor trajeto. O segundo relacionado a análise do tempo de resolução da metodologia proposta com intuito de verificar se o tempo gasto é operacionalmente viável.

Como forma de permitir meios de comparação entre ambos os métodos, as seguintes informações foram registradas durante a realização dos testes, com as seguintes definições:

- **Teste:** o número que identifica o teste realizado de acordo com o Quadro 3 – Cenários para teste (subseção 4.2);
- **QP:** Quantidade de Produtos (para coleta);

- **QC:** Quantidade de Corredores (envolvidos no teste);
- **QCP:** Quantidade de Corredores com Produtos (para serem coletados);
- **Zs:** Valor final do teste obtido pelo método S-Shape;
- **Zm:** Valor final do teste obtido pelo modelo matemático;
- **Dens:** Densidade ou taxa de ocupação é a quantidade de produtos para coleta dividido pela quantidade de locais disponíveis para armazenamentos de materiais (endereços) no devido cenário de teste;
- **%:** porcentagem de melhoria do resultado obtido pelo modelo em relação ao resultado obtido pelo S-Shape;
- **Dif:** diferença entre o resultado obtido pelo S-Shape em relação ao resultado obtido pelo modelo;
- **T1(s):** tempo, em segundo (s), obtido para a resolução do modelo matemático (etapa de processamento explicada na seção 4.2);
- **T2(s):** tempo, em segundos (s), obtido para a resolução total do problema (incluindo todas as 3 etapas explicadas na seção 4).
- **T3(s):** tempo, em segundos (s), obtido para a resolução do problema com a heurística S-Shape.

Como as instâncias foram resolvidas mais de uma vez, alterando-se os parâmetros do *solver*, os resultados das diferentes “baterias” de testes constam nos Apêndices 1, 2 e 3, que serão explicados mais adiante neste capítulo.

Existem duas particularidades na Tabela apresentada nos Apêndices. Uma delas referente a densidade (Dens) do teste 9 e 65, ser maior que 100% e outra referente a quantidade de corredores envolvidos (QC) nos testes 45 e 47, menor que 5 corredores.

A primeira delas se explica devido a mais de um produto da mesma família solicitados no mesmo pedido possuírem o mesmo endereço (local de armazenamento). No pedido do teste 9 e 65, esta situação aconteceu algumas vezes, fazendo com que a quantidade de produtos solicitados fosse, matematicamente, maior que a quantidade de endereços (locais de armazenamento) disponíveis no bloco, fazendo com que a densidade passasse de 100%. Todavia, isso na prática não traz nenhum inconveniente para a atividade de *picking* e nem para a execução desse pedido na metodologia desenvolvida neste trabalho.

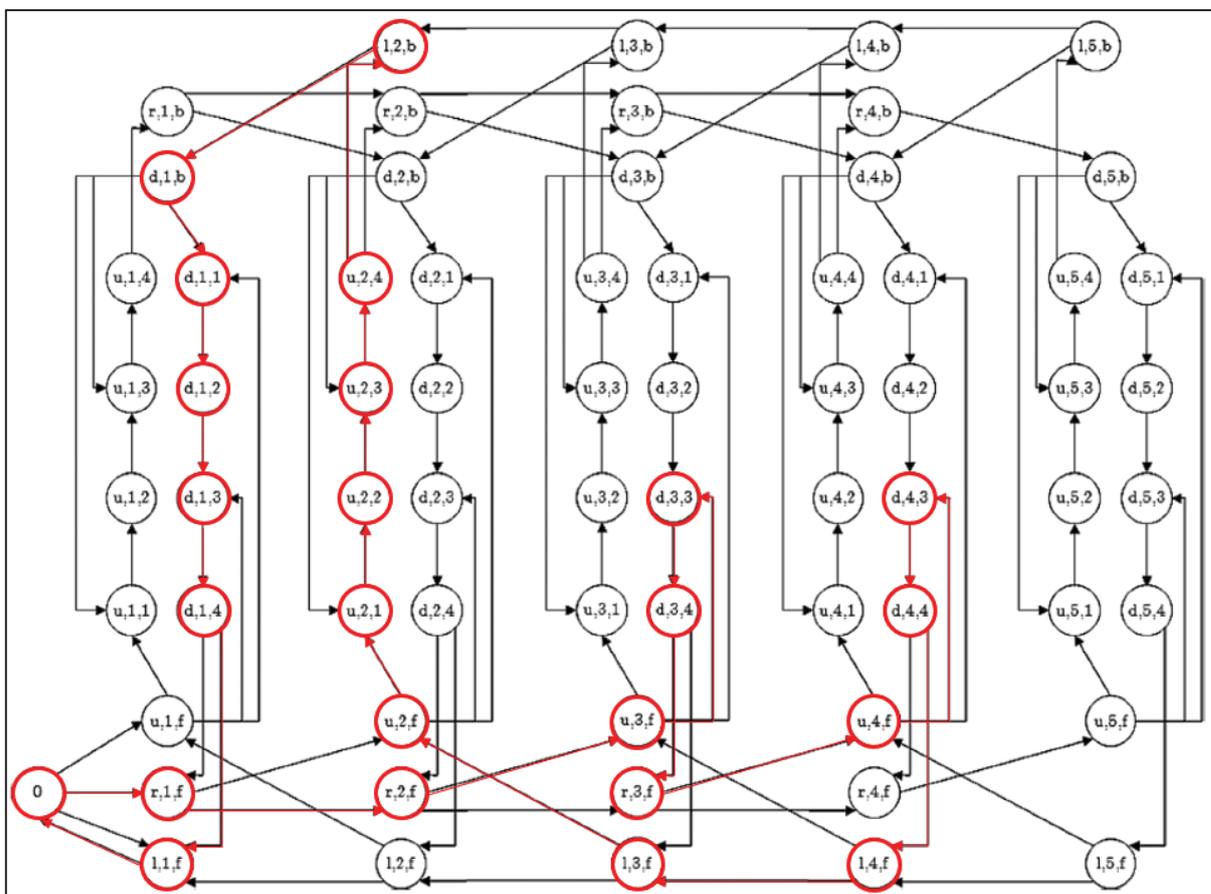
A segunda particularidade se refere aos testes 45 e 47 que possuem na prática produtos espalhados apenas por 2 e 4 corredores, respectivamente. No momento de realização do teste e seguindo a suposição “b”, comentada anteriormente, os testes foram realizados considerando-se o mínimo necessário para o modelo matemático, neste caso 5 corredores.

Como forma de ilustrar as melhorias alcançadas, dois cenários de teste com as rotas melhoradas e definidas pelo modelo podem ser vistos nos Apêndices 4 e 5, onde os vértices e os arcos inseridos na rota estão destacados em vermelho. Os cenários ilustrados foram os testes 3 e 46 com devida clareza e boa definição. Por isso estes cenários foram selecionados, devido a menor quantidade de corredores envolvidos no teste em relação aos demais.

Dos 65 testes realizados, 53 deles mostraram que os resultados obtidos pelo modelo foram melhores que os resultados do S-Shape, representando 81,54% dos testes realizados. Os 12 testes remanescentes, indicaram que os resultados entre modelo e S-Shape foram os mesmos, representando 18,46% de todos os testes.

Nas Figuras 16 e 17 pode-se visualizar a melhoria alcançada no resultado da metodologia em relação ao resultado da heurística, por meio da definição das rotas geradas. Para isso, foi utilizado a instância do teste 46. A rota gerada pela metodologia é mais curta e pode ser representada pelos vértices e arcos em vermelho da Figura 16.

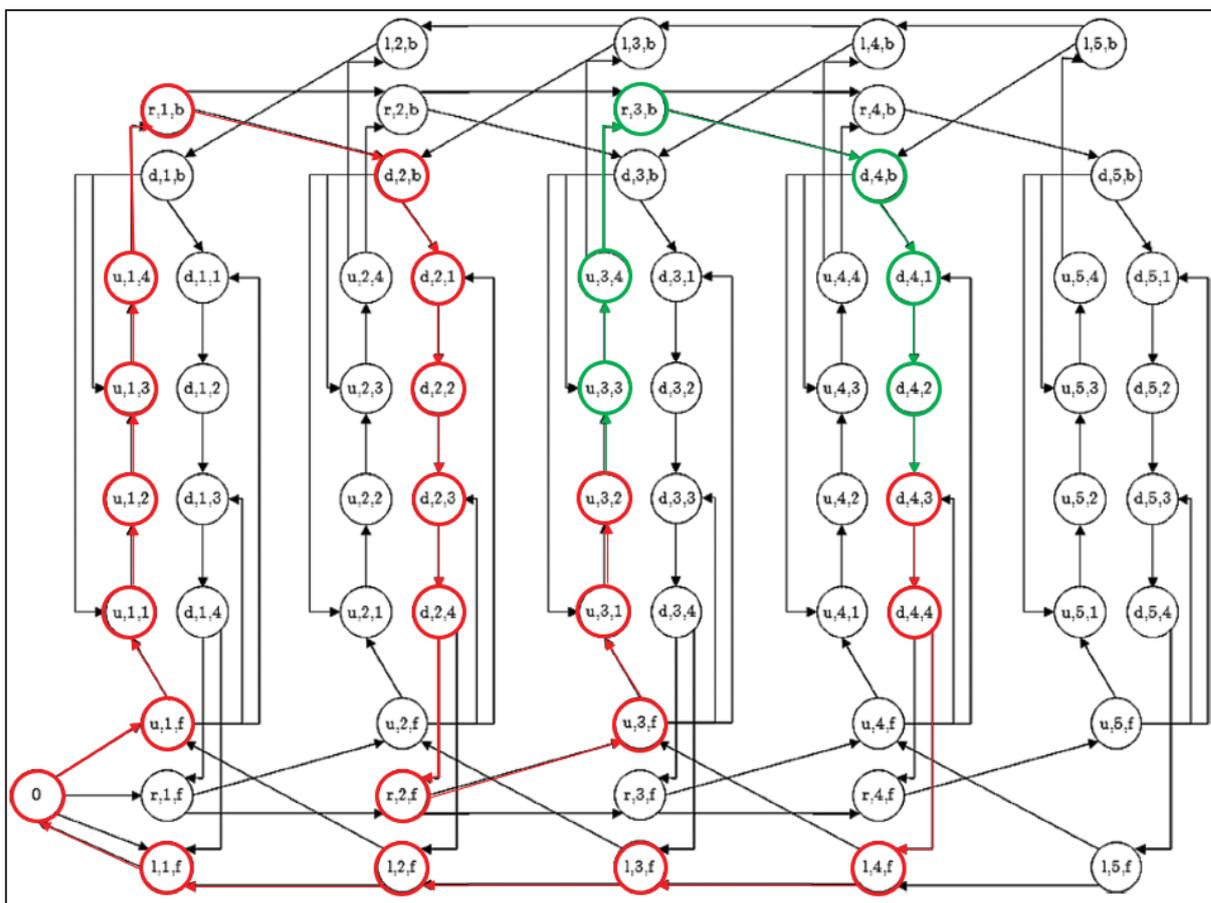
FIGURA 16 - ROTA GERADA PELA METODOLOGIA (TESTE 46)



FONTE: O autor (2022)

Por sua vez, a rota gerada pela heurística para o mesmo teste 46 pode ser vista na Figura 17. Nesta, a rota foi mais longa e foi representada pelos vértices e arcos em vermelho e verde. Justamente no trecho da rota representada em verde que pode ser visto a melhoria gerada pela metodologia em relação a heurística S-Shape. Isso porque o trecho verde denota um deslocamento que pode ser evitado, e por consequência a atividade pode ser realizada com maior rapidez.

FIGURA 17 - ROTA GERADA PELA HEURÍSTICA S-SHAPE (TESTE 46)

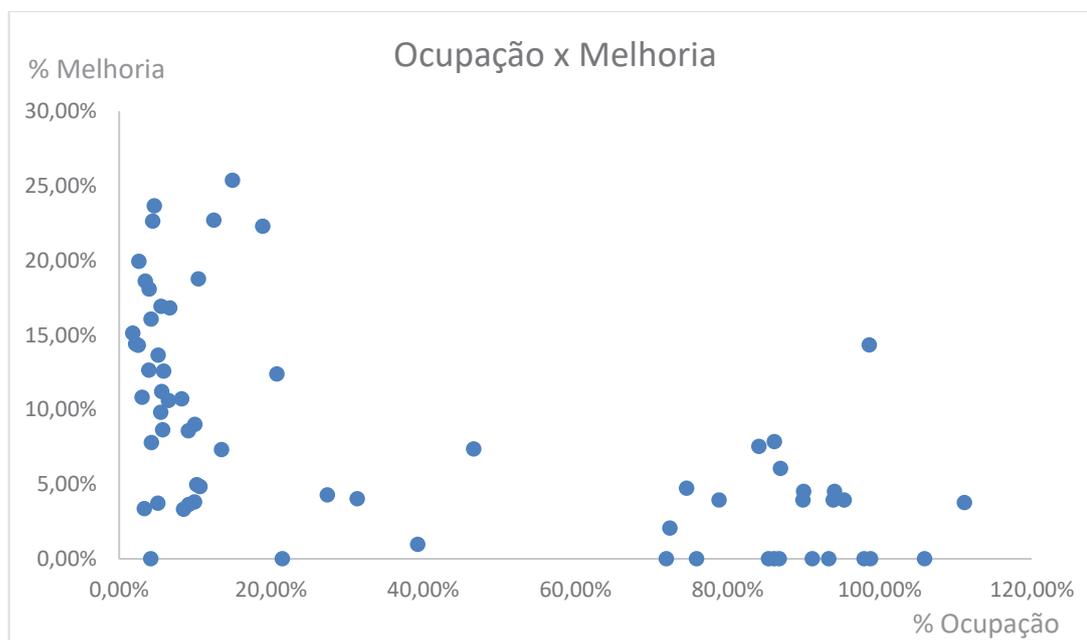


FONTE: O autor (2022).

Um fator que influencia na possibilidade de haver melhoria nos resultados, se baseia na distribuição dos produtos nos endereços (loais de armazenamento) em cada um dos corredores envolvidos nos testes. Isso porque o modelo matemático aplicado neste trabalho se baseia, principalmente, na existência e na localização do chamado “maior GAP”.

Um subfator dessa situação é a taxa de ocupação dos produtos para coleta entre os corredores, ou seja, geralmente, quanto maior for a ocupação, menor a chance de haver um GAP significativo em algum dos corredores e por consequência, menor a chance de haver uma melhoria no resultado. Isso pode ser visto no Gráfico 2:

GRÁFICO 2 - RELAÇÃO ENTRE PERCENTUAL DE MELHORIA E TAXA DE OCUPAÇÃO



FONTE: O autor (2022).

No Gráfico 2, pode-se ver a relação entre o percentual de melhoria (eixo das ordenadas) e a taxa de ocupação (eixo das abcissas) do teste. A esquerda do Gráfico, onde a taxa de ocupação é menor, existe maior potencial em obter melhores resultados, enquanto no lado direito, onde a taxa de ocupação é maior, esse potencial fica reduzido.

Assim como comentado anteriormente, 12 testes não resultaram em nenhuma melhoria, isso também pode ser visto no Gráfico 2, onde 12 pontos residem sobre o eixo das abcissas. Dentre estes, 10 testes se encontram na área onde a taxa de ocupação é alta, o que provavelmente apresentou distancias uniformes entre os produtos, sem a existência de um GAP significativo que pudesse ser considerado para evitar seu atravessamento, e dessa forma, forçando o modelo a utilizar estratégia similar da heurística S-Shape.

Dos 2 testes posicionados na zona de baixa ocupação, existem no mínimo 4 produtos em cada corredor distanciados de maneira similar de forma que não existe um GAP tão grande que faça valer apenas algum outro movimento dentro do corredor que não seja atravessá-lo.

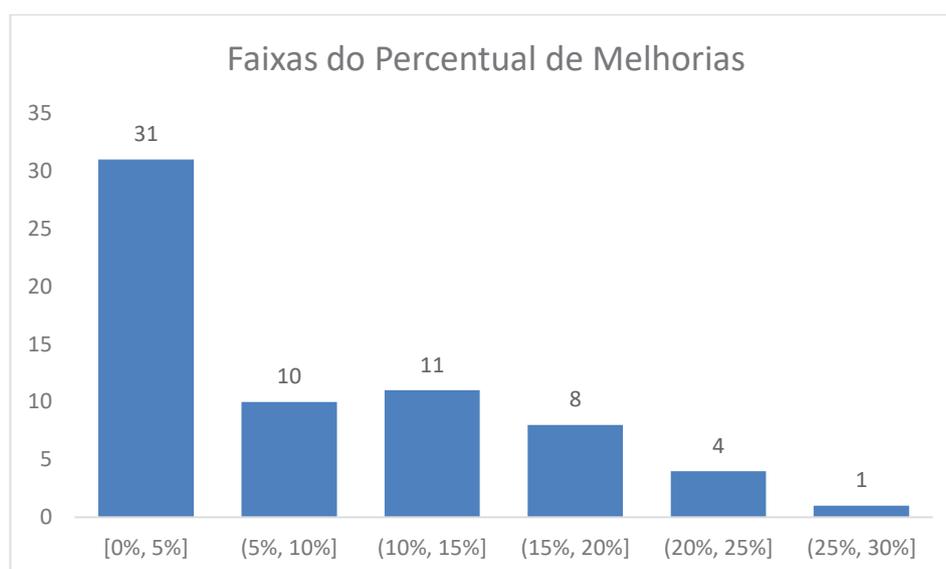
Considerando que os produtos dos pedidos estão distribuídos de forma que cobrem boa parte da extensão dos corredores de coleta, o emprego da heurística S-Shape na empresa é interessante. Isto devido que esta heurística faz o *picker*

atravessar os corredores que possuem produtos requisitados, ou seja, para o padrão de pedidos da empresa, a heurística aplicada atualmente é uma escolha que traz bons resultados.

No entanto, em casos onde os produtos solicitados não estão muito bem distribuídos nos corredores, se concentrando em certa extensão, a heurística do S-Shape acaba atravessando partes dos corredores que não precisariam, necessariamente. Exatamente nesse ponto, que a aplicação do modelo exato fica vantajosa, por conseguir melhorar, mesmo que seja um pouco, um processo que já funciona bem para a realidade da empresa, ao evitar o atravessamento desnecessário de certas partes do CD.

Analisando os testes que apresentaram melhorias, pode ser observado, no Gráfico 3, as melhorias percentuais dispersas em uma ampla faixa.

GRÁFICO 3 - DISTRIBUIÇÃO DO PERCENTUAL DE MELHORIA DOS TESTES



FONTE: O autor (2022).

Percebe-se no Gráfico 3 que os grupos de dados estão agrupados e incrementados a cada 5%, onde a grande maioria dos dados se concentram entre 0 a 5%, o que representa 47,69% do total (31 testes). Todavia, o interessante para a empresa são melhorias mais significativas, as quais podem ser evidenciadas pelos demais grupos do Gráfico 3, ou seja, melhorias que ficam acima de 5%. Unindo os testes que ficam acima desse patamar, atinge-se 52,31% de todos os testes, ou seja, 34 testes que apresentam esta dimensão de melhoria.

Avaliando as melhorias em termos de metros de deslocamento economizados pelo modelo em relação ao S-Shape, pode-se observar na Tabela 3 a coluna “%”, com as melhorias percentuais, e a coluna “Dif” com a diferença em metros entre os métodos para cada um dos 12 dias analisados relativos ao Bloco 1.

TABELA 3 - MELHORIAS NO BLOCO 1

<b>Dia</b>	<b>Teste</b>	<b>Corredores</b>	<b>Zs</b>	<b>Zm</b>	<b>%</b>	<b>Dif</b>
1	1	14	694	694	0,00%	0
2	4	25	1284	1187,4	<b>7,52%</b>	96,6
	5	17	884	844	4,52%	40
3	10	22	1094	1041	4,84%	53
	11	16	714	638,2	<b>10,62%</b>	75,8
4	16	25	1204	1144,2	4,97%	59,8
	17	17	644	620	3,73%	24
5	22	24	1114	989,2	<b>11,20%</b>	124,8
	23	17	804	613,8	<b>23,66%</b>	190,2
6	28	27	1224	1166	4,74%	58
	29	17	884	844	4,52%	40
7	34	20	994	994	0,00%	0
	35	19	984	911,6	<b>7,36%</b>	72,4
8	40	25	1124	1083,2	3,63%	40,8
	41	17	484	431,6	<b>10,83%</b>	52,4
10	48	20	994	954	4,02%	40
	49	20	994	870,8	<b>12,39%</b>	123,2
11	54	23	1184	1097,4	<b>7,31%</b>	86,6
	55	17	644	515,6	<b>19,94%</b>	128,4
12	60	21	1084	1018,4	<b>6,05%</b>	65,6
	61	20	994	994	0,00%	0
<b>Total</b>			<b>20024</b>	<b>18652,4</b>	<b>6,85%</b>	<b>1371,6</b>
<b>Média Melhorias dos testes</b>					<b>7,23%</b>	

FONTE: O autor (2022).

Vale lembrar que para o Bloco 1, não houve pedido no 9º dia. Referente as melhorias percentuais, coluna “%”, os resultados maiores que 5% foram destacados em negrito. Do total de vinte e um testes (ou pedidos) do Bloco 1, dez deles tiveram resultados maiores que 5%, totalizando 47,62% dos testes. Ademais, a melhoria média gerada pelo modelo no período analisado para os vinte e um testes (ou pedidos) foi de 7,23%.

Foram economizados 1371,6 metros. Ao se dividir o valor total economizado no Bloco 1, pelo maior trajeto definido pelo modelo, de 1187,4 metros do teste 4, seria

possível acomodar mais 1,2 pedido igual ao teste. Vale lembrar que este pedido extra, refere-se ao total de 21 pedidos atribuídos ao Bloco 1, ou seja, representa 5,50% do total de pedidos, indicando conseqüentemente um aumento de 5,50% da capacidade de coleta de pedidos.

Para fazer a mesma análise com o menor trajeto, foi considerado apenas os testes com mais de ou igual a 10 corredores, o que seria condizente com o deslocamento de um separador de pedido dentro do CD na prática. Assim, ao dividir a economia total para o Bloco 1, de 1371,6 metros, pelo menor trajeto de 431,6 metros do teste 41, seria possível acomodar 3,2 pedidos extras parecidos com o teste 41. Estes pedidos extras representam 15,13% do total de pedidos para o Bloco e conseqüentemente, um aumento de 15,13% da capacidade de coleta para o Bloco.

Em outras palavras, com a aplicação do modelo para o roteamento dos *pickers*, antes da metade do mês (12 dias), apenas para o Bloco 1, seria possível faturar aproximadamente de 1 a 3 pedidos extras. Esse valor representa um aumento de capacidade de coleta de 5,50% a 15,13%.

Analogamente, na Tabela 4 pode ser visto a mesma análise para o Bloco 2.

TABELA 4 - MELHORIAS NO BLOCO 2

<b>Dia</b>	<b>Teste</b>	<b>Corredores</b>	<b>Zs</b>	<b>Zm</b>	<b>%</b>	<b>Dif</b>
1	2	15	1091,2	1005,4	<b>7,86%</b>	85,8
2	6	21	1506,4	1447,2	3,93%	59,2
	7	20	1378	1378	0,00%	0
3	12	26	1793,2	1639,2	<b>8,59%</b>	154
	13	17	1229,6	1022,8	<b>16,82%</b>	206,8
4	18	26	1793,2	1724,8	3,81%	68,4
	19	17	1229,6	1032	<b>16,07%</b>	197,6
5	24	24	1654,8	1492,4	<b>9,81%</b>	162,4
	25	17	1229,6	951,4	<b>22,63%</b>	278,2
6	30	21	1506,4	1447,2	3,93%	59,2
	31	20	1378	1378	0,00%	0
7	36	21	1506,4	1447,2	3,93%	59,2
	37	20	1378	1364,8	0,96%	13,2
8	42	21	1506,4	1370,8	<b>9,00%</b>	135,6
	43	20	904,4	874	3,36%	30,4
9	46	14	726	603,2	<b>16,91%</b>	122,8
10	50	24	1654,8	1654,8	0,00%	0
	51	17	1111,2	859	<b>22,70%</b>	252,2
11	56	24	1654,8	1600	3,31%	54,8
	57	17	1229,6	1074,8	<b>12,59%</b>	154,8
12	62	21	1506,4	1447,2	3,93%	59,2
	63	20	1378	1378	0,00%	0
<b>Total</b>			<b>30346</b>	<b>28192,2</b>	<b>7,10%</b>	<b>2153,8</b>
<b>Média Melhorias dos testes</b>					<b>7,73%</b>	

FONTE: O autor (2022).

Do total de vinte e dois testes (ou pedidos) atribuídos ao Bloco 2, dez deles geraram melhorias maiores que 5%, totalizando 45,45% dos testes. Em termos de melhoria média geral, alcançou-se o valor de 7,73% para o período analisado.

A distância total economizada foi de 2153,8 metros. Ao dividir esse valor, pelo maior trajeto, de 1724,8 metros (teste 18), chega-se a 1,25 pedido extra a mais possível de ser acomodado no Bloco 2, representando um aumento de 5,68% da capacidade de coleta.

Considerando apenas testes envolvendo 10 ou mais corredores, o menor trajeto, de 603,2 metros (teste 46), chega-se a 3,57 pedidos extras a mais possíveis de serem acomodados, representando um aumento de 16,23% da capacidade de coleta do Bloco 2.

Sendo assim, para o Bloco 2, pode-se faturar aproximadamente, dependendo do tamanho do pedido, entre um a três pedidos extras, que representam de 5,68% a 16,23% de aumento de capacidade operacional na atividade do *picking*.

Por sua vez, a análise para o Bloco 3 pode ser vista na Tabela 5.

TABELA 5 - MELHORIAS NO BLOCO 3

<b>Dia</b>	<b>Teste</b>	<b>Corredores</b>	<b>Zs</b>	<b>Zm</b>	<b>%</b>	<b>Dif</b>
1	3	5	312,8	268	<b>14,32%</b>	44,8
2	8	17	880,8	862,6	2,07%	18,2
	9	26	1418,8	1418,8	0,00%	0
3	14	17	791,2	691,2	<b>12,64%</b>	100
	15	11	462,4	426,4	<b>7,79%</b>	36
4	20	16	691,6	566,6	<b>18,07%</b>	125
	21	11	372,8	316,4	<b>15,13%</b>	56,4
5	26	23	851,2	728,6	<b>14,40%</b>	122,6
	27	23	851,2	729,4	<b>14,31%</b>	121,8
6	32	21	1010,4	1010,4	0,00%	0
	33	20	1090	1090	0,00%	0
7	38	21	1100	1052,8	4,29%	47,2
	39	21	1100	854,8	<b>22,29%</b>	245,2
8	44	16	781,2	713,6	<b>8,65%</b>	67,6
	45	2	103,6	103,6	0,00%	0
9	47	4	213,2	173,2	<b>18,76%</b>	40
10	52	23	940,6	702	<b>25,37%</b>	238,6
	53	23	1030,4	889,8	<b>13,65%</b>	140,6
11	58	15	771,2	688,6	<b>10,71%</b>	82,6
	59	26	1239,6	1008,8	<b>18,62%</b>	230,8
12	64	22	1199,6	1199,6	0,00%	0
	65	21	1189,6	1144,8	3,77%	44,8
<b>Total</b>			<b>18402,2</b>	<b>16640</b>	<b>9,58%</b>	<b>1762,2</b>
<b>Média Melhoria dos testes</b>					<b>10,22%</b>	

FONTE: O autor (2022).

Dos vinte e dois testes do Bloco 3, quatorze deles geraram melhorias maiores que 5%, totalizando 63,64% dos testes. Agora referente a melhoria média geral analisada no período, chegou-se a um valor de 10,22%.

Para o Bloco 3 a distância total economizada foi de 1762,2 metros. A distância total economizada dividida pela maior rota gerada, do teste 9, de 1418,8 metros, equivale a 1,24 pedido extra possível de ser acomodado no *picking*, representando 5,65% de aumento de capacidade de coleta.

Por sua vez, ao dividir-se a distância total economizada pela menor rota, gerada dentro do grupo de testes envolvendo 10 ou mais corredores, do teste 21, de 316,4 metros, chega-se a 5,57 pedidos extras possíveis de serem acomodados, representando para o Bloco 3 um aumento de 25,32% na capacidade de coleta.

De forma geral, para o Bloco 3, pode-se faturar aproximadamente, dependendo do tamanho do pedido, entre um a cinco pedidos extras, que representam de 5,65% a 25,32% de aumento de capacidade de coleta.

Uma análise de todos os três blocos, retorna uma melhoria geral média de 8,41%, totalizando uma economia de 5287,6 metros.

Ao somar a possibilidade de pedidos extras, para cada bloco, para considerar o que o CD como um todo ganharia com a aplicação do modelo em um período de 12 dias, chega-se aos valores de 3,69 a 12,34 pedidos extras que poderiam ser faturados, em relação aos 65 pedidos considerados. Isso representa um aumento da capacidade de coleta de 5,67% a 18,98% na atividade do *picking*.

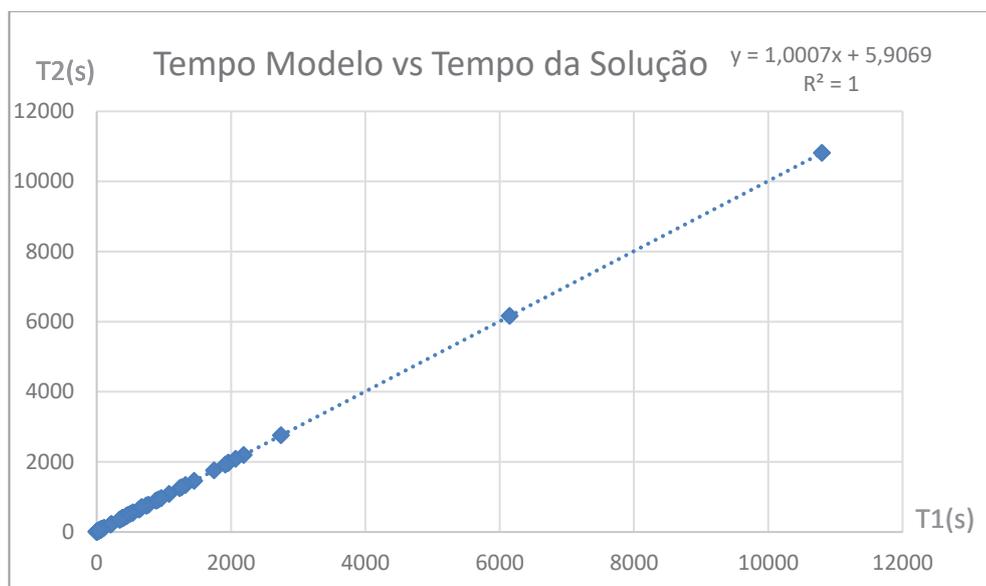
A geração de uma rota de acordo com o S-Shape é intuitiva, pois a única variável que estabelece o atravessamento de um corredor, é a existência de no mínimo um produto solicitado para coleta. No entanto, a geração de uma rota de acordo com o modelo matemático, exige um certo esforço e processamento computacional, que tomam tempo. Para a metodologia apresentada por este trabalho, existem 3 etapas, assim como descritas pela seção 4, que necessitam ser processadas.

Para avaliar o tempo (em segundos) de resolução dos testes, duas variáveis foram registradas, o tempo levado para o solver comercial resolver o modelo (T1(s)) e o tempo total levado pela metodologia (T2(s)), processando todas as três etapas.

Assim como esperado, as variáveis são praticamente iguais e a relação entre ambas é fortemente relacionada. Isso pode ser observado no Gráfico 4, por meio da equação gerada por mínimos quadrados, onde o coeficiente angular é praticamente 1, e pelo coeficiente de determinação, com valor  $R^2 = 1$ . Isso indica que o maior tempo da resolução dos testes é tomada pelo cálculo do modelo matemático, feita por meio do solver comercial.

Vale lembrar que o Gráfico 4, 5 e 6 indicam os dados obtidos por meio da resolução dos testes usando um parâmetro do solver que foca na prova da otimalidade do resultado.

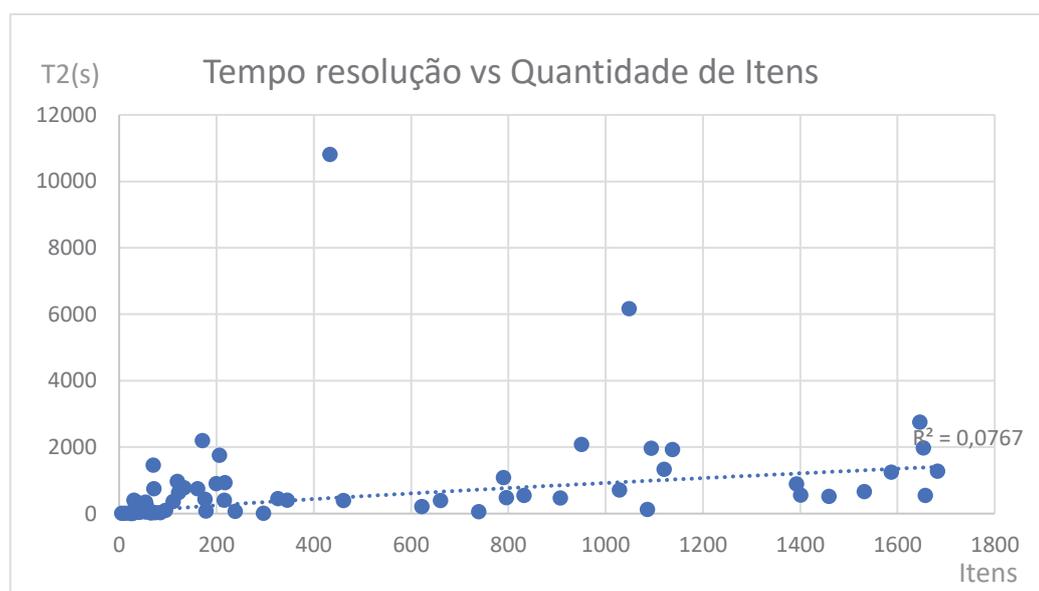
GRÁFICO 4 - RELAÇÃO ENTRE TEMPOS: MODELO X METODOLOGIA



FONTE: O autor (2022).

Assim sendo, a variável T2(s) – tempo total da metodologia – foi utilizada para as análises seguintes. No Gráfico 5, pode-se ver que a correlação entre a quantidade de produtos a serem coletados e o tempo para resolução dos testes, indicado por  $R^2$  de uma potência é um valor muitíssimo pequeno ( $R^2 = 0,0767$ ). Isso demonstra que o tempo de resolução do problema está dependente de outra variável.

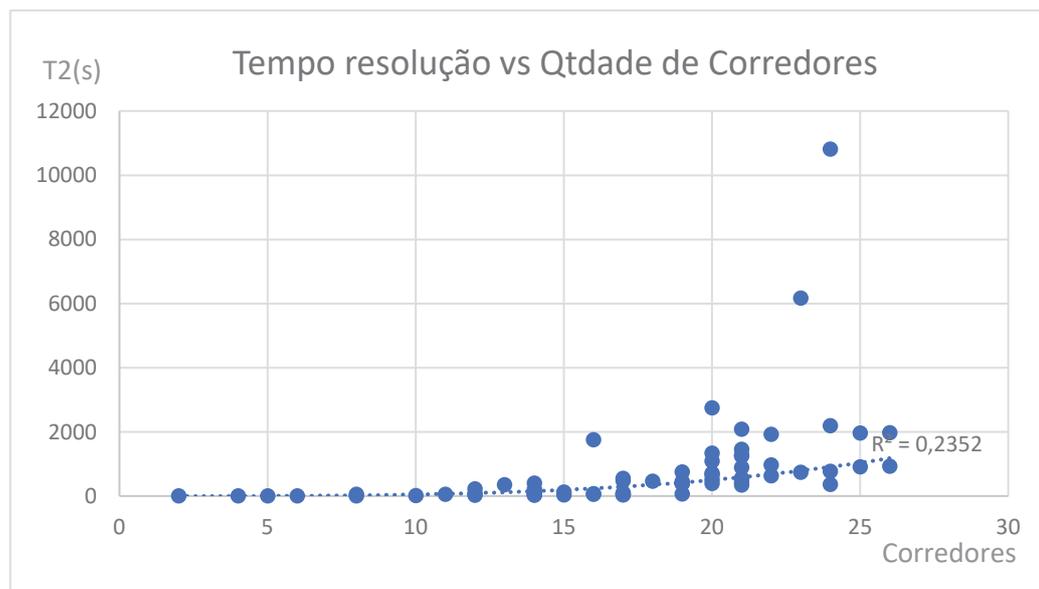
GRÁFICO 5 - RELAÇÃO ENTRE TEMPOS: RESOLUÇÃO X QUANTIDADE DE PRODUTOS



FONTE: O autor (2022).

Por sua vez, pode-se perceber que correlação de potência entre a quantidade de corredores envolvidos no teste e o tempo de resolução possui um valor maior, de  $R^2 = 0,2352$  indicando que a quantidade de corredores nos testes é a variável que influencia no tempo de resolução do problema. Isso pode ser observado no Gráfico 6.

GRÁFICO 6 - RELAÇÃO ENTRE TEMPO DE RESOLUÇÃO E QUANTIDADE DE CORREDORES



FONTE: O autor (2022).

As análises do Gráfico 5 e do Gráfico 6 foram mostrados para corroborar com Scholz *et al.* (2016) e para justificar o uso deste modelo uma vez que outros modelos matemáticos encontrados na literatura crescem em relação a quantidade de produtos para serem coletados. Alguns desses modelos foram testados em Scholz *et al.* (2016) e não foram capazes de resolver problemas com 90 produtos para coleta num tempo de 30 minutos. Isso na prática seria um contra tempo, uma vez que dos 65 testes resolvidos neste trabalho, 42 deles (64,62%) possuem mais que 90 produtos para coleta. Diante da quantidade de produto envolvidos nos pedidos reais da empresa do estudo de caso, justifica-se a opção pelo modelo de Scholz *et al.* (2016).

Em outras palavras, o tamanho do modelo do trabalho base (em termos de quantidade de variáveis e restrições) depende da quantidade de corredores envolvidos no teste. Assim sendo, quanto mais corredores envolvidos no teste, maior fica o tamanho do modelo, maior fica a sua complexidade e, por consequência, mais tempo leva para sua resolução.

Como pôde-se perceber na recente discussão, a aplicação da metodologia realmente traz resultados superiores em relação a atual prática adotada na empresa. Cabe discutir também a aplicabilidade da metodologia dentro da operação de roteamento de *picking* em termos de tempo necessário para obter tais resultados.

Inicialmente, todos os testes foram processados utilizando-se os parâmetros padrões do solver e os resultados podem ser vistos no Apêndice 1. Nessa condição, para 7 dos 65 testes, não foi possível provar a otimalidade dentro do tempo limite de 10800 segundos (3 horas), ou seja, a resolução de 10,77% dos testes deixou um pequeno GAP.

Diante disso, decidiu-se alterar um parâmetro para que o solver focasse em provar a otimalidade. O parâmetro alterado chama-se “MipFocus”, todos os testes foram novamente processados e os resultados podem ser encontrados no Apêndice 2. Nesse novo formato, para apenas 1 teste a otimalidade não foi provada dentro do tempo limite, diminuindo o percentual para 1,54% de testes que apresentaram pequeno GAP.

Percebeu-se que dependendo do teste, a resolução com parâmetro padrão foi melhor que com parâmetro alterado e para outros testes valia o oposto. Isso foi de encontro com que o fabricante do solver afirma em seu manual técnico, onde a alteração de determinados parâmetros pode influenciar significativamente na resolução do modelo. E por se tratar de uma série de parâmetros, fica difícil a tarefa de saber qual parâmetro pode melhorar a resolução. Sabendo disso, o próprio fabricante do solver comenta achar interessante submeter o modelo por uma ferramenta própria do solver de análise e refino para resolução que ao final sugere qual o parâmetro acha mais válido alterar para resolver determinado modelo.

Perante o exposto, resolveu-se adicionar na metodologia a função de que antes de começar a resolver o teste, o referido modelo seria submetido por alguns determinados minutos pela ferramenta de “refino de parâmetro” (“Tune Tool”), seria incorporado no solver esse novo parâmetro e somente assim seria iniciado a resolução do problema.

Como todos os testes sem a prova de otimalidade dentro do tempo limite possuíam mais de 20 corredores, resolveu-se aplicar a metodologia com a nova função para todos os testes iguais ou maiores que 20 corredores. Isso totalizou 39 testes e uma nova “bateria” de testes foi processada, onde os resultados podem ser visualizados no Apêndice 3. Na Tabela do Apêndice 3, a coluna T2(s) representa o

tempo incluindo os 15 minutos da ferramenta Tune Tool. Com essa configuração, apenas 1 teste não provou a otimalidade dentro do tempo limite, gerando 2,54% do total de 39 testes.

Uma explicação para isso também consta no manual técnico do fabricante do solver que afirma que quanto maior o tempo que se deixa o modelo submetido na ferramenta de “refino de parâmetro”, melhor é a sugestão dada pelo solver. Assim, acredita-se que o tempo estipulado para o teste que não provou a otimalidade não foi o suficiente para encontrar um bom parâmetro de resolução.

Tendo dito isso, a Tabela 6 mostra os testes que não provaram otimalidade dentro do tempo limite, para cada um dos métodos de resolução aplicado, e o GAP alcançado ao final do tempo limite.

TABELA 6 - TESTES QUE APRESENTARAM GAP NA RESOLUÇÃO

Teste	QP	QC	GAP (%)		
			Padrão	MipFocus	Tune Tool
7	1532	20	2,69%	OK	OK
24	111	24	OK	OK	0,87%
31	1459	20	3,12%	OK	OK
32	907	21	3,92%	OK	OK
34	790	20	3,77%	OK	OK
37	660	20	1,98%	OK	OK
48	326	20	3,14%	OK	OK
50	433	24	OK	0,03%	OK
61	1028	20	4,28%	OK	OK

FONTE: O autor (2022).

Como o tempo considerável para resolução dos problemas é de 30 minutos e tolerável de 60 minutos, a abordagem de solução com a função de Tune Tool integrada, dedicou 15 minutos para a ferramenta de refino de parâmetro na expectativa de que a resolução se desse dentro dos tempos ou considerável ou tolerável.

O tempo considerável e tolerável são definidos empiricamente e podem ser alterados para cada aplicação em implementações reais. O primeiro é o tempo máximo disponível para obtenção da solução via modelo exato, absorvendo quaisquer alterações no pedido imediatamente antes de iniciar o turno. O segundo é o tempo máximo quando a variação no pedido é de tal forma que o pré-processamento e

posterior processamento não permitem que a solução seja por meio do modelo exato, utilizando-se então a heurística S-shape.

Assim, organizou-se propositalmente na Tabela 7 os tempos de resolução dos testes para cada uma das parametrizações de solução citada anteriormente para perceber-se quantos testes foram solucionados dentro do tempo aceitável e tolerável.

TABELA 7 - FAIXA DE TEMPO REORGANIZADA

	Padrão		MipFocus		Tune Tool	
	Nº Testes	% Total	Nº Testes	% Total	Nº Testes	% Total
0 - 15 min	52	80,00%	48	73,85%	30	76,92%
15 - 30 min	2	3,08%	9	13,85%		
30 - 60 min	1	1,54%	6	9,23%	6	15,38%
> 60 min	10	15,38%	2	3,08%	3	7,69%
Total Testes	65		65		39	

FONTE: O autor (2022).

De acordo com a Tabela 7, para as 3 diferentes parametrizações de solução, a maioria dos testes foi resolvida dentro do tempo aceitável de 30 minutos, que correspondem as duas primeiras categorias da Tabela 7. Os índices atingidos foram de 83,08% para os parâmetros padrões, 87,7% para o parâmetro MipFocus e 76,92% para os parâmetros sugeridos pelo Tune Tool.

Para os tempos toleráveis (as 3 primeiras categorias da Tabela 7) esse percentual aumenta para 84,62% para parâmetros padrões, 96,92% para o parâmetro MipFocus e 92,3% para os parâmetros sugeridos pelo Tune Tool.

Um pequeno índice de testes que passou do tempo tolerável de 60 minutos para as diferentes parametrizações, de 15,38% para parâmetros padrões, de 3,08% para o parâmetro MipFocus e de 7,69% para os parâmetros sugeridos pelo Tune Tool.

Vale lembrar que a comparação direta pode ser feita apenas entre os parâmetros padrões e o parâmetro MipFocus, pois foram os únicos a processarem todos os 65 testes. A função do Tune Tool foi adicionada como uma alternativa de lidar com os testes que não obtiveram otimalidade provada e que continham 20 ou mais corredores. Percebe-se então que o melhor desempenho foi obtido por meio de alterar o parâmetro MipFocus.

Para todos os testes, independentemente da parametrização, que levaram mais de 30 minutos para resolução, todos possuíam 20 ou mais corredores. Mais uma

vez, essa situação corrobora com o fato de que quanto maior a quantidade de corredores, mais tempo leva para resolver o problema.

Como forma de contornar essa situação e visando a resolução de todos os testes abaixo de 30 minutos, sugere-se seguir a suposição “a” comentada no início desta seção e assim separar os testes grandes pela metade para diminuir a quantidade de corredores envolvidos e, por consequência, diminuir o tempo de resolução.

Acredita-se que com essa manobra, os grandes testes seriam divididos em outros dois com quantidade de corredores menores a 20 corredores e seriam rapidamente resolvidos. Isso porque o teste com menos de 20 corredores que mais demorou, foi no parâmetro MipFocus e levou 549,98 segundos, o equivalente a 9,16 minutos para ser resolvido.

Essa alternativa é muito interessante ao considerar a suposição de que, ao invés de resolver um teste grande em mais de 30 minutos, pode-se resolver dois testes pequenos, que juntos equivalem ao teste grande, em menos dos mesmos 30 minutos, com pouca perda de generalidade e de resultado final.

O tempo para a resolução dos testes via a heurística S-Shape, a mesma usada na prática na empresa, também foi cronometrado e registrado na coluna T3(s) do Apêndice 1 e Apêndice 2. O tempo médio obtido para a resolução de todos os 65 testes foi de 0,002 segundos. Isso faz sentido considerando-se a simplicidade de geração de rota dessa heurística, que pode ser feita mentalmente pelo coletor de pedido no momento que ele recebe a lista de pedidos.

Diante disso e considerando que 30 minutos é um tempo aceitável para preparação da atividade de *picking*, considera-se o uso da metodologia interessante e vantajoso. Isso se deve, pois baseando-se nas estatísticas dos testes, existiria a probabilidade de que em 75,38% das vezes, a rota gerada pelo modelo dentro do tempo aceitável seria mais curta, em proporções que poderiam chegar em até 25,38% (teste 51 obteve melhor economia de deslocamento).

Operacionalmente, isso geraria rotas mais curtas, conseqüentemente, pedidos mais rápidos de serem coletados, o que por sua vez traria aumento da capacidade de coleta de pedidos no CD. Além do mais, a sensação de realizar uma atividade de forma eficiente, sem a necessidade de percorrer distâncias desnecessárias, seria um bom argumento para implementar uma nova metodologia de geração de rotas.

Neste capítulo foram apresentados os resultados obtidos pela metodologia para resolver casos reais de roteamento. Estes resultados foram avaliados sob a ótica de dois aspectos, trajeto total e tempo de resolução da metodologia. Com os resultados em mãos, foram feitas comparações com o método atual considerado pela empresa para resolver o mesmo problema de roteamento, onde constatou-se que a metodologia apresentava na maioria das vezes trajetos mais curtos. Diante disso, foram discutidos as vantagens de se aplicar a metodologia proposta em termos de aumento de capacidade. Além disso, foram discutidos pontos de cunho prático na aplicação da metodologia como o conceito de sub-blocos e tempo de resolução considerável em relação ao tamanho do problema para verificar-se a viabilidade operacional.

## 6 CONCLUSÕES

A proposta do trabalho foi a elaboração de uma ferramenta matemática e computacional para o problema real de roteamento de *pickers* em um Centro de Distribuição de uma loja varejista do setor supermercadista, por meio da aplicação de um modelo exato para o problema.

Diante da característica de natureza prática dos pedidos possuírem grandes quantidades de produtos, optou-se por escolher um modelo matemático que não crescesse mediante o número de produtos a serem coletados, pois, caso contrário, o problema ficaria muito complexo, demoraria muito tempo para resolução e não seria uma ferramenta possível de ser aplicada. Sendo assim, escolheu-se o modelo de Scholz *et al.* (2016) que cresce (variáveis e restrições) predominantemente diante do aumento da quantidade de corredores de coleta envolvidos no problema.

Nesse sentido, foi elaborada uma metodologia para a solução do problema real em três etapas, pré-processamento, processamento e pós-processamento. A primeira delas dedicada a trabalhar com os dados brutos obtidos da empresa para definição de parâmetros e variáveis necessárias no modelo. A segunda, para a resolução do modelo matemático em si. Por fim, a terceira dedica-se a resolução do problema, aplicando-se a heurística S-Shape, usada atualmente na empresa, para posterior comparação entre resultados do modelo utilizado e da heurística.

Diante disto, coletou-se dados de 12 dias de pedidos e estabeleceu-se os testes que seriam implementados. Para isso, foi considerado o leiaute do CD de 3 blocos e foi aplicado a suposição de sub bloco, a qual reparte cada um dos blocos em blocos menores, com quantidade de corredores menores que o original, informando quantos corredores estariam envolvidos no teste e qual seria o corredor inicial.

Ao todo, 65 testes foram implementados, dos quais o modelo aplicado apresentou resultados melhores em 81,54% (53 testes) deles e os demais 18,46% (12 testes) apresentaram resultados iguais entre os métodos. Dos testes que apresentaram resultados melhores, a faixa percentual de melhoria ficou ente 0,96% a 25,37%.

Em termos de distância em metros economizados pela rota definida pelo modelo, pode-se dizer que após o período de 12 dias, para o Bloco 1, obteve-se uma melhoria média de 7,23%. Alcançou-se uma economia de 1371,6 metros, o equivalente a acomodar aproximadamente de 1,2 a 3,2 pedidos extras, em relação

aos 21 pedidos para o Bloco 1, o equivalente a um aumento de capacidade de *picking* 5,50% a 15,13%.

Similarmente essa análise foi aplicada para os demais blocos, onde para o Bloco 2, a melhoria média foi de 7,73%, economizou-se 2153,8 metros, o equivalente a acomodar aproximadamente de 1,25 a 3,57 pedidos extras em relação aos 22 pedidos para este Bloco, o equivalente a um aumento de capacidade de coleta de 5,68% a 16,23%.

Agora para o Bloco 3, a média geral foi de 10,22%, economizou-se 1762,2 metros, o equivalente a acomodar aproximadamente de 1,24 a 5,57 pedidos extras referente aos 22 pedidos do Bloco, o que equivale a um aumento na capacidade da atividade de coleta de 5,65% a 25,32%.

Ao considerar-se os 3 Blocos juntos no período considerado, a melhoria média foi de 8,41% para todos os 65 testes. Além disso, ao somar-se as economias geradas, chegou-se a um total de 5287,6 metros, o equivalente a acomodar aproximadamente de 3,69 a 12,34 pedidos extras do total de 65 testes, gerando uma melhoria na capacidade de *picking* de 5,68% a 18,98%.

Ademais, considerando os pedidos que apresentam uma distribuição dos produtos praticamente uniforme na extensão do corredor, a aplicação do S-Shape é interessante, pois faz o *picker* atravessar o corredor. Todavia, nem sempre essa distribuição uniforme acontece, e é exatamente nesse ponto que a aplicação do modelo exato consegue obter vantagens sob a heurística ao evitar o deslocamento desnecessário. Nesse âmbito, torna-se válida a aplicação do modelo ao retornar melhorias nas rotas mesmo que em diferentes proporções.

Agora referente aos tempos computacionais para resolução, a alternativa de parametrização que obteve melhor desempenho foi com alteração do parâmetro *MipFocus* para focar em provar a otimalidade. Assim, em 87,69% (57 testes) a metodologia proposta obteve resultados em até 30 minutos, considerado um prazo aceitável pela empresa. Caso seja considerado tempo tolerável para resolver os testes o percentual salta para 96,92% (63 testes).

Em relação aos testes que levaram mais que 30 minutos, correspondente a 12,31% (8 testes) todos possuíam mais de 20 corredores. Essa situação mostra que utilizar a metodologia com menos de 20 corredores envolvidos se torna uma alternativa viável para obtenção de resultados em um prazo aceitável.

Como forma de contornar o fato de alguns testes com mais de 20 corredores levar mais que 30 minutos, sugere-se aplicar novamente o conceito de sub blocos e repartir os testes em dois menores, com quantidade de menos que 20 corredores cada, e resolver ambos em tempo desejado (os dois somados resultariam em um tempo abaixo de 30 minutos).

Assim sendo, considerou-se efetiva a aplicação do modelo ao resolver grande parte dos testes dentro do prazo considerado como aceitável. E para os testes não resolvidos nesse intervalo, uma manipulação simples dos dados de entrada resolveria esta situação.

Considerando que toda a manipulação de dados, desde o processamento dos pedidos até a definição da rota para os *pickers*, foi feita via diferentes sistemas, porém, ainda assim via meio digital, considera-se com a aplicação deste trabalho, que a empresa pode dar um passo em direção ao processamento online do *picking*, ficando ainda mais próximo da digitalização dessa atividade possibilitada pela Indústria 4.0.

Portanto, espera-se com esse trabalho, contribuir principalmente para a aplicação prática, ao disponibilizar uma ferramenta matemática e computacional, que fornece resultados melhores (menores distância) em tempos aceitáveis para a atividade de *picking*, em relação ao método atual da empresa. O fato de transformar um estudo teórico (modelo matemático) em uma ferramenta aplicável, acaba aproximando academia da indústria.

## 6.1 SUGESTÕES PARA TRABALHOS FUTUROS

Apresenta-se na sequência sugestões de continuidade de pesquisa nos campos de melhoria aplicada ao que foi exposto neste trabalho, no campo teórico e prático e, por fim, visando as mudanças que a Indústria 4.0 oferece com suas tecnologias disruptivas.

Uma delas aplica-se na motivação de integrar os sistemas de gerenciamento de pedidos, armazenamento e consulta destes pedidos no banco de dados e roteamento dos *pickers* (este último apresentado neste trabalho). Posteriormente, sugere-se facilitar a apresentação da rota gerada para as pessoas que não conhecem ou entendem as variáveis do modelo aplicado.

Outra sugestão volta-se a adicionar questões práticas da atividade de *picking* como a consideração de limite de carga e/ou de volume carregado no equipamento

de transporte de materiais. Sendo assim, deve-se adicionar restrições que condizem com a realidade da empresa estudada ao modelo apresentado, aplicado neste trabalho e fazer as devidas alterações que se tornem necessárias. Inclui-se na sugestão a resolução do problema ou por modelo exato proposto ou via heurística.

Outra ideia dentro das aplicações de questões práticas seria a implementação da proposta apresentado por Chabot *et al.* (2016) que considera características do produto como peso, fragilidade e categoria, no problema de roteamento de *pickers*. Além disso, continua sendo interessante a resolução de problemas com dados reais e avaliar os resultados.

Um aspecto importante da aplicação desta metodologia, é que o uso de sistemas de otimização possuem um grande potencial na era da Indústria 4.0, que por sua vez, oferece cada vez mais objetos interconectados na rede, gerando cada vez mais dados, que necessitarão ser gerenciados e, em certo momento, otimizados.

Guardadas as devidas proporções e considerando as limitações deste trabalho, o caso descrito anteriormente seria o caso da aplicação desta metodologia, pois os pedidos são processados por um sistema, que os armazena em um banco de dados, que via sistema são coletados, para então serem, novamente via meio digital, processados para a resolução do problema de *picking*.

Necessita-se certa integração entre os sistemas, para poder caracterizar todo esse processo digital como um processamento online dos pedidos dos clientes que resultam na rota a ser seguida pelos *pickers*.

Obviamente que a Indústria 4.0 oferece inúmeras outras possibilidades para a digitalização da atividade do *picking*. Acredita-se que esse processo de digitalização terá fases, as quais possuirão um nível maior de digitalização em relação à anterior até poder se apropriar de todas as tecnologias da Indústria 4.0 pertinentes ao *picking*, e por consequência, se beneficiar grandemente disto.

Todavia, a aplicação desta metodologia tem potencial para gerar benefícios práticos para a empresa, servindo, também, como um estímulo para progredir rumo a digitalização da atividade do *picking*.

Diante deste contexto, uma última sugestão fica no contexto futuro, considerando a aplicação de tecnologias consideradas pertinentes a Indústria 4.0 na atividade do *picking*. Sugere-se então a aplicação de sensores com identificação por rádio frequência (RFID) tanto nos produtos que são armazenados no estoque, quanto nos equipamentos de coleta. A função de ambos seria a informação correta e em

tempo real do posicionamento dos objetos dentro do CD. Na visão do *picking*, isso seria interessante ao informar em tempo real o posicionamento do *picker* e assim fazer a atualização dinâmica da rota em caso de mudança de pedidos.

Ainda dentro da terceira sugestão, outra aplicação de tecnologias da Indústria 4.0 no *picking*, seria o uso de óculos de realidade aumentada para guiar o *picker* na rota definida pelo modelo, sem a necessidade de um papel impresso.

Neste capítulo foram apresentadas as conclusões referente a aplicação da metodologia no caso real de roteamento de separadores de pedido no período analisado. Comentou-se também a respeito de oportunidades para trabalhos futuros em relação aos *insights* obtidos ao desenvolver o trabalho e em relação a como o avanço da tecnologia poderá influenciar na atividade de roteamento em centros de distribuição.

## REFERÊNCIAS

AERTS, Babiche; CORNELISSENS, Trijntje; SÖRENSEN, Kenneth. The joint order batching and picker routing problem: Modelled and solved as a clustered vehicle routing problem. **Computers & Operations Research**, v. 129, p. 105168, 2020.

AGÁRDI, Anita; KOVÁCS, László; BÁNYAI, Tamás. Optimization of automatized picking process. In: **2019 IEEE 13th International Symposium on Applied Computational Intelligence and Informatics (SACI)**. IEEE, 2019. p. 364-369.

AGUAYO, Maichel M.; SARIN, Subhash C.; SHERALI, Hanif D.. Single-commodity flow-based formulations and accelerated benders algorithms for the high-multiplicity asymmetric traveling salesman problem and its extensions. **Journal Of The Operational Research Society**, [s.l.], v. 69, n. 5, p.734-746, 17 dez. 2017. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1057/s41274-017-0261-0>.

ÂNGELO, C. F.; SIQUEIRA, J. P. L. **Avaliação das condições logísticas para a adoção do ECR nos supermercados brasileiros**. RAC-Revista de Administração Contemporânea. v.4, n.3, p. 89-106. Set./Dez. 2000.

ARDJMAND, Ehsan *et al.*. Minimizing order picking makespan with multiple pickers in a wave picking warehouse. **International Journal Of Production Economics**, [s.l.], v. 206, p.169-183, dez. 2018. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ijpe.2018.10.001>.

ARDJMAND, Ehsan; HUH, Dong Wook. Coordinated warehouse order picking and production scheduling: A NSGA-II approach. **2017 IEEE Symposium Series On Computational Intelligence (ssci)**, [s.l.], p.1-8, nov. 2017. IEEE. <http://dx.doi.org/10.1109/ssci.2017.8280855>.

ARDJMAND, Ehsan; SANEI BAJGIRAN, Omid; YOUSSEF, Eyad. Using list-based simulated annealing and genetic algorithm for order batching and picker routing in put wall based picking systems. **Applied Soft Computing**, [s.l.], v. 75, p.106-119, fev. 2019. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.asoc.2018.11.019>.

ARDJMAND, Ehsan *et al.*. A hybrid artificial neural network, genetic algorithm and column generation heuristic for minimizing makespan in manual order picking operations. **Expert Systems with Applications**, v. 159, p. 113566, 2020.

AZADNIA, Amir Hossein *et al.*. Order Batching in Warehouses by Minimizing Total Tardiness: A Hybrid Approach of Weighted Association Rule Mining and Genetic Algorithms. **The Scientific World Journal**, [s.l.], v. 2013, p.1-13, 2013. Hindawi Limited. <http://dx.doi.org/10.1155/2013/246578>.

BALLOU, Ronald H.. **Gerenciamento da Cadeia de Suprimentos: Planejamento, Organização e Logística Empresarial**. 4. ed. Porto Alegre: Bookman, 2001. 532 p.

BARTHOLDI, J.J., HACKMAN, S.T., 2005. **Warehouse & distribution science**. Disponível em: <https://www2.isye.gatech.edu/~spyros/courses/IE6202/Fall-2002/Bartholdi-Hackman.pdf>

BENAVENT, Enrique *et al.*. The probabilistic pickup-and-delivery travelling salesman problem. **Expert Systems With Applications**, [s.l.], v. 121, p.313-323, maio 2019. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.eswa.2018.12.028>.

BEROULE, B. *et al.*. Order Picking Problem in a Warehouse Hospital Pharmacy. **Ifac-papersonline**, [s.l.], v. 50, n. 1, p.5017-5022, jul. 2017. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ifacol.2017.08.910>.

BÓDIS, Tamás; BOTZHEIM, János. Bacterial Memetic Algorithms for Order Picking Routing Problem with Loading Constraints. **Expert Systems With Applications**, [s.l.], v. 105, p.196-220, set. 2018. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.eswa.2018.03.043>.

BOTTANI, Eleonora *et al.*. An adapted water wave optimization algorithm for routing order pickers in manual warehouses. p 209-214. **Industrial Systems Engineering**, Italy. 2016.

BRIANT, Olivier *et al.*. An efficient and general approach for the joint order batching and picker routing problem. **European Journal of Operational Research**, v. 285, n. 2, p. 497-512, 2020.

BURINSKIENE, A. Order picking process at warehouses, **Int. J. Logistics Systems and Management**, Vol. 6, No. 2, pp.162–178. 2010.

BURKARD, Rainer E. *et al.*. Well-Solvable Special Cases of the Traveling Salesman Problem: A Survey. **Siam Rev**, [s.i.], v. 40, n. 3, p.496-546, nov. 1998.

CANO, Jose A.; CORREA-ESPINAL, Alexander A.; GÓMEZ-MONTOYA, Rodrigo A.. A review of research trends in order batching, sequencing and picker routing problems. **Espacios**, [s.i.], v. 39, n. 4, p.3-14, 2018.

CANO, Jose Alejandro; CORREA-ESPINAL, Alexander Alberto; GÓMEZ-MONTOYA, Rodrigo Andrés; CORTÉS, Pablo. Genetic Algorithms for the Picker Routing Problem in Multi-block Warehouses. **Business Information Systems**, [S.L.], p. 313-322, 2019. Springer International Publishing. [http://dx.doi.org/10.1007/978-3-030-20485-3\\_24](http://dx.doi.org/10.1007/978-3-030-20485-3_24).

CARON, F.; MARCHET, G.; PEREGO, A.. Routing policies and COI-based storage policies in picker-to-part systems. **International Journal Of Production Research**, [s.l.], v. 36, n. 3, p.713-732, mar. 1998. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/002075498193651>.

CARTER, Craig R.. Knowledge Production and Knowledge Transfer: closing the research-practice gap. **Journal Of Supply Chain Management**, Nevada, v. 2, n. 44, p. 78-82, abr. 2008

CHABOT, Thomas *et al.*. Order picking problems under weight, fragility and category constraints. **International Journal Of Production Research**, [s.l.], v. 55, n. 21, p.6361-6379, 27 out. 2016. Informa UK Limited.  
<http://dx.doi.org/10.1080/00207543.2016.1251625>

CHABOT, Thomas *et al.*. Mathematical model, heuristics and exact method for order picking in narrow aisles. **Journal Of The Operational Research Society**, [s.l.], v. 69, n. 8, p.1242-1253, 4 dez. 2017. Informa UK Limited.  
<http://dx.doi.org/10.1080/01605682.2017.1390532>.

CHARKHGARD, H.; SAVELSBERGH, M.. Efficient algorithms for travelling salesman problems arising in warehouse order picking. **The Anziam Journal**, [s.l.], v. 57, n. 02, p.166-174, 22 set. 2015. Cambridge University Press (CUP).  
<http://dx.doi.org/10.1017/s1446181115000140>.

CHEN, Fangyu *et al.*. An ant colony optimization routing algorithm for two order pickers with congestion consideration. **Computers & Industrial Engineering**, [s.l.], v. 66, n. 1, p.77-85, set. 2013. Elsevier BV.  
<http://dx.doi.org/10.1016/j.cie.2013.06.013>.

CHEN, Fangyu *et al.*. An ACO-based online routing method for multiple order pickers with congestion consideration in warehouse. **Journal Of Intelligent Manufacturing**, [s.l.], v. 27, n. 2, p.389-408, 31 jan. 2014. Springer Nature.  
<http://dx.doi.org/10.1007/s10845-014-0871-1>.

CHEN, Tzu-li *et al.*. An efficient hybrid algorithm for integrated order batching, sequencing and routing problem. **International Journal Of Production Economics**, [s.l.], v. 159, p.158-167, jan. 2015. Elsevier BV.  
<http://dx.doi.org/10.1016/j.ijpe.2014.09.029>.

CHEN, Fangyu; XU, Gangyan; WEI, Yongchang. Heuristic routing methods in multiple-block warehouses with ultra-narrow aisles and access restriction. **International Journal Of Production Research**, [s.l.], v. 57, n. 1, p.228-249, 25 maio 2018. Informa UK Limited.  
<http://dx.doi.org/10.1080/00207543.2018.1473657>.

CHEN, Fangyu; XU, Gangyan; WEI, Yongchang. An integrated metaheuristic routing method for multiple-block warehouses with ultranarrow aisles and access restriction. **Complexity**, v. 2019, 2019

CHENG, Chen-yang *et al.*. Using a hybrid approach based on the particle swarm optimization and ant colony optimization to solve a joint order batching and picker routing problem. **International Journal Of Production Economics**, [s.l.], v. 170, p.805-814, dez. 2015. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ijpe.2015.03.021>.

CHISMA, James A.. The Clustered Traveling Salesman Problem. **Computer And Operations Research**, [s.i], v. 2, p.115-119, 1975.

CHOPRA, Sunil; MEINDL, Peter. **Gerenciamento da Cadeia de Suprimentos: Estratégia, Planejamento e Operações**. São Paulo: Pearson Prentice Hall, 2003. 465 p.

CHOUERI, Alexandre Checoli. **UMA PROPOSTA DE HEURÍSTICA PARA O SINGLE PICKER ROUTING PROBLEM CONSIDERANDO RESTRIÇÕES DE EMPILHAMENTO MÁXIMO**. 2018. 104 f. Dissertação (Mestrado) - Curso de Métodos Numéricos em Engenharia, Universidade Federal do Paraná, Curitiba, 2018

CORNUÉJOLS, Gérard; FONLUPT, Jean; NADDEF, Denis. The traveling salesman problem on a graph and some related integer polyhedra. **Mathematical Programming**, [s.l.], v. 33, n. 1, p.1-27, set. 1985. Springer Nature. <http://dx.doi.org/10.1007/bf01582008>.

CORTÉS, Pablo *et al.*. A tabu search approach to solving the picking routing problem for large- and medium-size distribution centres considering the availability of inventory and K heterogeneous material handling equipment. **Applied Soft Computing**, [s.l.], v. 53, p.61-73, abr. 2017. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.asoc.2016.12.026>.

COUNCIL OF SUPPLY CHAIN MANAGEMENT PROFESSIONALS (CSCMP). Disponível em:

[https://cscmp.org/CSCMP/Academia/SCM\\_Definitions\\_and\\_Glossary\\_of\\_Terms/CSCMP/Educate/SCM\\_Definitions\\_and\\_Glossary\\_of\\_Terms.aspx?hkey=60879588-f65f-4ab5-8c4b-6878815ef921](https://cscmp.org/CSCMP/Academia/SCM_Definitions_and_Glossary_of_Terms/CSCMP/Educate/SCM_Definitions_and_Glossary_of_Terms.aspx?hkey=60879588-f65f-4ab5-8c4b-6878815ef921). Acesso: 25 jan. 2020.

COYLE, J.J., BARDI, E.J., LANGLEY, C.J., 1996. **The Management of Business Logistics**, 6th Edition. West Publishing, St. Paul, MN.

ÇELK, Melh; SÜRAL, Haldun. Order picking under random and turnover-based storage policies in fishbone aisle warehouses. **lie Transactions**, [s.l.], v. 46, n. 3, p.283-300, 7 dez. 2014. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/0740817x.2013.768871>.

ÇELIK, M.; SÜRAL, H.. Order picking in a parallel-aisle warehouse with turn penalties. **International Journal Of Production Research**, [s.l.], v. 54, n. 14, p.4340-4355, 29 fev. 2016. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/00207543.2016.1154624>.

ÇELIK, Melih; SÜRAL, Haldun. Order picking in parallel-aisle warehouses with multiple blocks: complexity and a graph theory-based heuristic. **International Journal Of Production Research**, [s.l.], v. 57, n. 3, p.888-906, jul. 2018. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/00207543.2018.1489154>.

DALLARI, Fabrizio; MARCHET, Gino; MELACINI, Marco. Design of order picking system. **The International Journal Of Advanced Manufacturing Technology**, [s.l.], v. 42, n. 1-2, p.1-12, 17 jun. 2009. Springer Nature. <http://dx.doi.org/10.1007/s00170-008-1571-9>.

DANIELS, Richard L.; RUMMEL, Jeffrey L.; SCHANTZ, Robert. A model for warehouse order picking. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 105, n. 1, p.1-17, fev. 1998. Elsevier BV. [http://dx.doi.org/10.1016/s0377-2217\(97\)00043-x](http://dx.doi.org/10.1016/s0377-2217(97)00043-x).

DANTZIG, G.B., FULKERSON, D.R., JOHNSON, S.M. Solution of a Large-Scale Traveling- Salesman Problem, **Operations Research**. 393–410. 1954.

DAVARZANI, Hoda; NORRMAN, Andreas. Toward a relevant agenda for warehousing research: literature review and practitioners' input. **Logistics Research**, [S.L.], v. 8, n. 1, p. 1-18, 10 jan. 2015. Springer Science and Business Media LLC. <http://dx.doi.org/10.1007/s12159-014-0120-1>.

DEKKER, R. *et al.*. Improving Order-Picking Response Time at Ankor's Warehouse. **Interfaces**, [s.l.], v. 34, n. 4, p.303-313, ago. 2004. Institute for Operations Research and the Management Sciences (INFORMS). <http://dx.doi.org/10.1287/inte.1040.0083>.

DUDA, J.; KARKULA, M. A hybrid heuristic for order-picking and route planning in warehouses. In: **Carpathian Logistics Congress: Logistics, Distribution, Transport & Management CLC**. 2018.

DUKIC, Goran; OLUIC, Cedomir. Order-picking methods: improving order-picking efficiency. **International Journal Of Logistics Systems And Management**, [s.l.], v. 3, n. 4, p.451-460, 2007. Inderscience Publishers. <http://dx.doi.org/10.1504/ijlsm.2007.013214>.

ENE, Seval; ÖZTÜRK, Nursel. Storage location assignment and order picking optimization in the automotive industry. **The International Journal Of Advanced Manufacturing Technology**, [s.l.], v. 60, n. 5-8, p.787-797, 30 ago. 2012. Springer Nature. <http://dx.doi.org/10.1007/s00170-011-3593-y>.

FLEISCHMANN, Bernhard. A cutting plane procedure for the travelling salesman problem on road networks. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 21, n. 3, p.307-317, set. 1985. Elsevier BV. [http://dx.doi.org/10.1016/0377-2217\(85\)90151-1](http://dx.doi.org/10.1016/0377-2217(85)90151-1).

FOROUGH, Amir *et al.*. High-density storage with mobile racks: Picker routing and product location. **Journal of the Operational Research Society**, v. 72, n. 3, p. 535-553, 2019.

FREITAS, Júlia Cária de; PENNA, Puca Huachi Vaz. A Randomized Variable Neighborhood Descent Heuristic to Solve the Flying Sidekick Traveling Salesman Problem. **Electronic Notes In Discrete Mathematics**, [s.l.], v. 66, p.95-102, abr. 2018. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.endm.2018.03.013>.

GADEMANN, Noud; VELDE, Steef. Order batching to minimize total travel time in a parallel-aisle warehouse. **IIE Transactions**, [s.l.], v. 37, n. 1, p.63-75, jan. 2005. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/07408170590516917>.

GENG, Yue; LI, Yanzhi; LIM, A.. A very large-scale neighborhood search approach to capacitated warehouse routing problem. **17th IEEE International Conference On Tools With Artificial Intelligence (ictai'05)**, [s.l.], p.3-10, 2005. IEEE.  
<http://dx.doi.org/10.1109/ictai.2005.21>.

GOETSCHALCKX, M., ASHAYERI, J., 1989. **Classification and design of order picking systems**. *Logistics World* (June), 99–106. 2017.

GOETSCHALCKX, M.; RATLIFF, H.d.. An efficient algorithm to cluster order picking items in a wide aisle. **Engineering Costs And Production Economics**, [s.l.], v. 13, n. 4, p.263-271, abr. 1988a. Elsevier BV. [http://dx.doi.org/10.1016/0167-188x\(88\)90012-2](http://dx.doi.org/10.1016/0167-188x(88)90012-2).

GOETSCHALCKX, Marc; RATLIFF, H. Donald. Order Picking In An Aisle. **IIE Transactions**, [s.l.], v. 20, n. 1, p.53-62, mar. 1988b. Informa UK Limited.  
<http://dx.doi.org/10.1080/07408178808966150>.

GOLDSBY, Thomas J.; GRIFFIS, Stanley E.; ROATH, Anthony S.. MODELING LEAN, AGILE, AND LEAGILE SUPPLY CHAIN STRATEGIES. **Journal Of Business Logistics**, [s.l.], v. 27, n. 1, p.57-80, mar. 2006. Wiley.  
<http://dx.doi.org/10.1002/j.2158-1592.2006.tb00241.x>.

GÓMEZ-MONTOYA, Rodrigo Andrés *et al.*. Picking Routing Problem with K homogenous material handling equipment for a refrigerated warehouse. **Revista Facultad de Ingeniería Universidad de Antioquia**, [s.l.], n. 80, p.9-20, set. 2016. Universidad de Antioquia. <http://dx.doi.org/10.17533/udea.redin.n80a02>.

GÓMEZ-MONTOYA, Rodrigo Andrés *et al.*. A discrete particle swarm optimization to solve the put-away routing problem in distribution centres. **Computation**, v. 8, n. 4, p. 99, 2020.

GOUVEIA, Luis; LEITNER, Markus; RUTHMAIR, Mario. Extended formulations and branch-and-cut algorithms for the Black-and-White Traveling Salesman Problem. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 262, n. 3, p.908-928, nov. 2017. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2017.04.061>.

GU, Jinxiang; GOETSCHALCKX, Marc; MCGINNIS, Leon F.. Research on warehouse operation: A comprehensive review. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 177, n. 1, p.1-21, fev. 2007. Elsevier BV.  
<http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2006.02.025>.

HAIJUN, Zhang; BINGWU, Liu. A New Genetic Algorithm for Order-Picking of Irregular Warehouse. **2009 International Conference On Environmental Science And Information Application Technology**, [s.l.], p.121-124, jul. 2009. IEEE.  
<http://dx.doi.org/10.1109/esiat.2009.131>.

HAIJUN, Zhang; XIU, Yue Pu; JIE, Zhu. A Realization of Optimal Order-Picking for Irregular Multi-Layered Warehouse. **2008 International Seminar On Business And Information Management**, [s.l.], p.27-32, dez. 2008. IEEE.  
<http://dx.doi.org/10.1109/isbim.2008.111>.

HALL, Randolph W.. DISTANCE APPROXIMATIONS FOR ROUTING MANUAL PICKERS IN A WAREHOUSE. **IIE Transactions**, [s.l.], v. 25, n. 4, p.76-87, jul. 1993. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/07408179308964306>.

HELGAUN, K., 2010. An effective implementation of the Lin–Kernighan traveling salesman heuristic. **European Journal of Operational Research** 126, 106–130.

HWANG, H.; OH, Y. H.; LEE, Y. K.. An evaluation of routing policies for order-picking operations in low-level picker-to-part system. **International Journal Of Production Research**, [s.l.], v. 42, n. 18, p.3873-3889, 15 set. 2004. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/00207540410001696339>.

ILAVARASI, K.; JOSEPH, K. Suresh. Variants of travelling salesman problem: A survey. **International Conference On Information Communication And Embedded Systems (icices2014)**, [s.l.], p.1-7, fev. 2014. IEEE. <http://dx.doi.org/10.1109/icices.2014.7033850>.

INTERIAN, Ruben; RIBEIRO, Celso C.. A GRASP heuristic using path-relinking and restarts for the Steiner traveling salesman problem. **International Transactions In Operational Research**, [s.l.], v. 24, n. 6, p.1307-1323, 15 jul. 2017. Wiley. <http://dx.doi.org/10.1111/itor.12419>.

ISLER, C. A.; RIGHETTO, G. M.; MORABITO, R.. Optimizing the order picking of a scholar and office supplies warehouse. **The International Journal Of Advanced Manufacturing Technology**, [s.l.], v. 87, n. 5-8, p.2327-2336, 23 mar. 2016. Springer Nature. <http://dx.doi.org/10.1007/s00170-016-8625-1>.

ISMAIL, M.A. , MIRZA, S.H. , ALTAF, T. , 2011. A parallel and concurrent implementation of Lin–Kernighan heuristic (LKH-2) for solving traveling salesman problem for multi-core processors using SPC 3 programming model. **Int. J. Adv. Comput. Sci. Appl.** 2, 34–43.

KLODAWSKI, M. *et al.*. Simulation Analysis of Order Picking Efficiency with Congestion Situations. **International Journal Of Simulation Modelling**, [s.l.], v. 17, n. 3, p.431-443, 15 set. 2018. DAAAM International. [http://dx.doi.org/10.2507/ijssimm17\(3\)438](http://dx.doi.org/10.2507/ijssimm17(3)438).

KORDOS, Mirosław *et al.*. Optimization of warehouse operations with genetic algorithms. **Applied Sciences**, v. 10, n. 14, p. 4817, 2020.

KOSTER, René de; LE-DUC, Tho; ROODBERGEN, Kees Jan. Design and control of warehouse order picking: A literature review. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 182, n. 2, p.481-501, out. 2007. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2006.07.009>.

KOSTER, René de; POORT, Edo van Der. Routing orderpickers in a warehouse: a comparison between optimal and heuristic solutions. **IIE Transactions**, [s.l.], v. 30, n. 5, p.469-480, maio 1998. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/07408179808966487>.

KÜBLER, Patrick; GLOCK, Christoph H.; BAUERNHANSL, Thomas. A new iterative method for solving the joint dynamic storage location assignment, order batching and picker routing problem in manual picker-to-parts warehouses. **Computers & Industrial Engineering**, v. 147, p. 106645, 2020.

KULAK, Osman; SAHIN, Yusuf; TANER, Mustafa Egemen. Joint order batching and picker routing in single and multiple-cross-aisle warehouses using cluster-based tabu search algorithms. **Flexible Services And Manufacturing Journal**, [s.l.], v. 24, n. 1, p.52-80, 19 jun. 2012. Springer Nature. <http://dx.doi.org/10.1007/s10696-011-9101-8>.

LAMBERT, D, M.; STOCK, J, R.; ELLRAM, L, M. **Fundamentals of Logistics Management**. 1998.

LATIF, Umme Khaira; SHIN, Soo Young. OP-MR: the implementation of order picking based on mixed reality in a smart warehouse. **The Visual Computer**, v. 36, n. 7, p. 1491-1500, 2019.

LEE, Hung-Yu; MURRAY, Chase C. Robotics in order picking: evaluating warehouse layouts for pick, place, and transport vehicle routing systems. **International Journal of Production Research**, v. 57, n. 18, p. 5821-5841, 2018.

LI, Jianbin; HUANG, Rihuan; DAI, James B.. Joint optimisation of order batching and picker routing in the online retailer's warehouse in China. **International Journal Of Production Research**, [s.l.], v. 55, n. 2, p.447-461, 19 maio 2016. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/00207543.2016.1187313>.

LIANG, Jingran *et al.*. An estimation distribution algorithm for wave-picking warehouse management. **Journal of Intelligent Manufacturing**, p. 1-14, 2020.

LIN, Chun-cheng *et al.*. Joint order batching and picker Manhattan routing problem. **Computers & Industrial Engineering**, [s.l.], v. 95, p.164-174, maio 2016. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.cie.2016.03.009>.

LÖFFLER, M., BOYSEN, N., GLOCK, C. H., & SCHNEIDER, M. Picker routing in AGV assisted order-picking systems, Working paper, **DPO-01/2018, Deutsche Post Chair – Optimization of Distribution Networks**, RWTH Aachen University, 2018. <[http://www.dpo.rwth-aachen.de/global/show\\_document.asp?id=aaaaaaaaababzeb](http://www.dpo.rwth-aachen.de/global/show_document.asp?id=aaaaaaaaababzeb)>.

LU, Yongliang; BENLIC, Una; WU, Qinghua. A population algorithm based on randomized tabu thresholding for the multi-commodity pickup-and-delivery traveling salesman problem. **Computers & Operations Research**, [s.l.], v. 101, p.285-297, jan. 2019. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.cor.2019.08.006>.

LU, Wenrong *et al.*. An algorithm for dynamic order-picking in warehouse operations. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 248, n. 1, p.107-122, jan. 2016. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2015.06.074>.

MADANI, Atieh; BATTA, Rajan; KARWAN, Mark. The balancing traveling salesman problem: application to warehouse order picking. **Top**, v. 29, n. 2, p. 442-469, 2020.

MAKRIS, Panagiotis A.; GIAKOUMAKIS, Ioannis G.. K-Interchange heuristic as an optimization procedure for material handling applications. **Applied Mathematical Modelling**, [s.l.], v. 27, n. 5, p.345-358, maio 2003. Elsevier BV.  
[http://dx.doi.org/10.1016/s0307-904x\(02\)00137-3](http://dx.doi.org/10.1016/s0307-904x(02)00137-3).

MASAE, Makusee; GLOCK, Christoph H.; GROSSE, Eric H.. Order picker routing in warehouses: a systematic literature review. **International Journal Of Production Economics**, [S.L.], v. 224, p. 107564, jun. 2020. Elsevier BV.  
<http://dx.doi.org/10.1016/j.ijpe.2019.107564>.

MASAE, Makusee; GLOCK, Christoph H.; VICHITKUNAKORN, Panupong. Optimal order picker routing in the chevron warehouse. **IIE Transactions**, v. 52, n. 6, p. 665-687, 2019.

MASAE, Makusee; GLOCK, Christoph H.; VICHITKUNAKORN, Panupong. Optimal order picker routing in a conventional warehouse with two blocks and arbitrary starting and ending points of a tour. **International Journal of Production Research**, v. 58, n. 17, p. 5337-5358, 2020.

MASAE, Makusee; GLOCK, Christoph H.; VICHITKUNAKORN, Panupong. A method for efficiently routing order pickers in the leaf warehouse. **International Journal of Production Economics**, v. 234, p. 108069, 2021.

MATUSIAK, Marek *et al.*. A fast simulated annealing method for batching precedence-constrained customer orders in a warehouse. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 236, n. 3, p.968-977, ago. 2014. Elsevier BV.  
<http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2013.06.001>.

MOLNÁR, B. , & LIPOVSZKI, G. (2005). **Multi-objective routing and scheduling of order pickers in a warehouse**. *International Journal of SIMULATION*, 6 (5), 22–33 .

ÖNCAN, Temel. MILP formulations and an Iterated Local Search Algorithm with Tabu Thresholding for the Order Batching Problem. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 243, n. 1, p.142-155, maio 2015. Elsevier BV.  
<http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2014.11.025>.

ONO, Yuuko; ISHIGAMI, Genya. Routing problem of multiple mobile robots with human workers for pickup and dispatch tasks in warehouse. In: **2019 IEEE/SICE International Symposium on System Integration (SII)**. IEEE, 2019. p. 176-181.

ORLOFF, C. S.. A fundamental problem in vehicle routing. **Networks**, [s.l.], v. 4, n. 1, p.35-64, 1974. Wiley. <http://dx.doi.org/10.1002/net.3230040105>.

OZDEN, Sabahattin G.; SMITH, Alice E.; GUE, Kevin R. A novel approach for modeling order picking paths. **Naval Research Logistics (NRL)**, v. 68, n. 4, p. 471-484, 2020.

ÖZPEYNIRCI, Özgür; KANDEMİR, Cansu. A Pseudo-Polynomial Time Algorithm for a Special Multiobjective Order Picking Problem. **International Journal Of Information Technology & Decision Making**, S.N, v. 5, n. 14, p. 1111-1128, 13 ago. 2015.

PANDIRI, Venkatesh; SINGH, Alok. A hyper-heuristic based artificial bee colony algorithm for k -Interconnected multi-depot multi-traveling salesman problem. **Information Sciences**, [s.l.], v. 463-464, p.261-281, out. 2018a. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ins.2018.06.027>.

PANDIRI, Venkatesh; SINGH, Alok. A swarm intelligence approach for the colored traveling salesman problem. **Applied Intelligence**, [s.l.], v. 48, n. 11, p.4412-4428, 23 jun. 2018b. Springer Nature. <http://dx.doi.org/10.1007/s10489-018-1216-0>.

PANSART, Lucie; CATUSSE, Nicolas; CAMBAZARD, Hadrien. Exact algorithms for the order picking problem. **Computers & Operations Research**, [s.l.], v. 100, p.117-127, dez. 2018. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.cor.2018.07.002>.

PETERSEN, Charles G.. An evaluation of order picking routing policies. **International Journal Of Operations & Production Management**, [s.l.], v. 17, n. 11, p.1098-1111, nov. 1997. Emerald. <http://dx.doi.org/10.1108/01443579710177860>.

PETERSEN, Charles G.. The impact of routing and storage policies on warehouse efficiency. **International Journal Of Operations & Production Management**, [s.l.], v. 19, n. 10, p.1053-1064, out. 1999. Emerald. <http://dx.doi.org/10.1108/01443579910287073>.

PETERSEN, Charles G.; AASE, Gerald. A comparison of picking, storage, and routing policies in manual order picking. **International Journal Of Production Economics**, [s.l.], v. 92, n. 1, p.11-19, nov. 2004. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ijpe.2003.09.006>.

PHAM, Tu-san; LEYMAN, Pieter; CAUSMAECKER, Patrick de. The intermittent travelling salesman problem. **International Transactions In Operational Research**, [s.l.], p.1-24, 30 out. 2018. Wiley. <http://dx.doi.org/10.1111/itor.12609>.

PINTO, Anderson Rogério Faia; NAGANO, Marcelo Seido. An approach for the solution to order batching and sequencing in picking systems. **Production Engineering**, v. 13, n. 3, p. 325-341, 2019.

PINTO, Anderson Rogério Faia; NAGANO, Marcelo Seido. Genetic algorithms applied to integration and optimization of billing and picking processes. **Journal of Intelligent Manufacturing**, v. 31, n. 3, p. 641-659, 2019.

POP, Petrică; MATEI, Oliviu; PINTEA, Camelia. A two-level diploid genetic based algorithm for solving the family traveling salesman problem. **Proceedings Of The Genetic And Evolutionary Computation Conference On - Gecco '18**, [s.l.], p.1-7, 2018. ACM Press. <http://dx.doi.org/10.1145/3205455.3205545>.

PUKA, Radoslaw; DUDA, Jerzy; KARKULA, Marek. Improving S-Shape Routing Strategy for Order Picking. **CLC 2018**. Praga, p. 729-734. 03 dez. 2018

RATLIFF, H. Donald; ROSENTHAL, Arnon S.. Order-Picking in a Rectangular Warehouse: A Solvable Case of the Traveling Salesman Problem. **Operations Research**, [s.l.], v. 31, n. 3, p.507-521, jun. 1983. Institute for Operations Research and the Management Sciences (INFORMS). <http://dx.doi.org/10.1287/opre.31.3.507>.

REVISTA SUPER HIPER. (Associação Brasileira de Supermercados) **Ed. Maio de 2019**. Disponível em: <<http://superhiper.abras.com.br/pdf/244.pdf>>. Acessado em: 11 abr 2020.

ROODBERGEN, Kees Jan; KOSTER, René de. Routing methods for warehouses with multiple cross aisles. **International Journal Of Production Research**, [s.l.], v. 39, n. 9, p.1865-1883, jan. 2001a. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/00207540110028128>.

ROODBERGEN, Kees Jan; KOSTER, René de. Routing order pickers in a warehouse with a middle aisle. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 133, n. 1, p.32-43, ago. 2001b. Elsevier BV. [http://dx.doi.org/10.1016/s0377-2217\(00\)00177-6](http://dx.doi.org/10.1016/s0377-2217(00)00177-6).

RUBERG, Y.; SCHOLZ, A. A Mathematical Programming Formulation for the Single-Picker Routing Problem in a Multi-Block Layout. **Working Paper 2/2016. Faculty of Economics and Management**, Universität Magdeburg, Germany. 2016.

SANTIS, Roberta de *et al.*. An adapted ant colony optimization algorithm for the minimization of the travel distance of pickers in manual warehouses. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 267, n. 1, p.120-137, maio 2018. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2017.11.017>.

SCARPIN, C. T. **Uma metodologia para a previsão de demanda de produtos utilizando redes neurais artificiais de funções de bases radiais modificadas e uma proposta de logística de reposição**, 2012. UFPR.

SCARPIN, C. T.; STEINER, M. T. A. . Proposal for a strategic planning for the replacement of products in stores based on sales forecast. **Pesquisa Operacional (Impresso)**, v. 31, p. 351-371, 2011.

SCARPIN, C. T.; STEINER, M. T. A. ; A Methodology for Replenishment of Products on Supermarket Sector. **Advanced Materials Research (Online)**, v. 945-949, p. 2915-2923, 2014.

SCHOLZ, André *et al.*. A new mathematical programming formulation for the Single-Picker Routing Problem. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 253, n. 1, p.68-84, ago. 2016. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2016.02.018>.

SCHOLZ, A. An Exact Solution Approach for the Single-Picker Routing Problem in Warehouses with an Arbitrary Block Layout. **Working Paper 6/2016. Faculty of Economics and Management, Universität Magdeburg**, Germany. 2016.

SCHOLZ, André; SCHUBERT, Daniel; WÄSCHER, Gerhard. Order picking with multiple pickers and due dates – Simultaneous solution of Order Batching, Batch Assignment and Sequencing, and Picker Routing Problems. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 263, n. 2, p.461-478, dez. 2017. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2017.04.038>.

SCHOLZ, A.; WÄSCHER, G.. Order Batching and Picker Routing in manual order picking systems: the benefits of integrated routing. **Central European Journal Of Operations Research**, [s.l.], v. 25, n. 2, p.491-520, 31 jan. 2017. Springer Nature. <http://dx.doi.org/10.1007/s10100-017-0467-x>.

SHOUMAN, M. A., KHATER, M., BOUSHALE, A. **Comparisons of order picking routing methods for warehouses with multiple cross aisles**. 2001.

SCHROTENBOER, Albert H. *et al.*. Order picker routing with product returns and interaction delays. **International Journal Of Production Research**, [s.l.], v. 55, n. 21, p.6394-6406, 7 jul. 2017. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/00207543.2016.1206982>.

SEBO, J.; BUSA JR, J. Comparison of advanced methods for picking path optimization: Case study of dual-zone warehouse. **METHODOLOGY**, v. 3, p. 14-17, 2020.

SILVA, Allyson *et al.*. Integrating storage location and order picking problems in warehouse planning. **Transportation Research Part E: Logistics and Transportation Review**, v. 140, p. 102003, 2020.

SHETTY, Namrata; SAH, Bhawesh; CHUNG, Sung Hoon. Route optimization for warehouse order picking operations via vehicle routing and simulation. **Sn Applied Sciences**, [S.L.], v. 2, n. 2, p. 1-18, 31 jan. 2020. Springer Science and Business Media LLC. <http://dx.doi.org/10.1007/s42452-020-2076-x>.

SRIVILAS, Krit; CHERNTANOMWONG, Panarat. Routing algorithm in warehouse with congestion consideration using an ACO with VLC support. **2017 International Electrical Engineering Congress (ieecon)**, [s.l.], p.8-11, mar. 2017. IEEE. <http://dx.doi.org/10.1109/ieecon.2017.8075830>.

THENEPALLE, Jayanth Kumar; SINGAMSETTY, Purusotham. An open close multiple travelling salesman problem with single depot. **Decision Science Letters**, [s.l.], p.121-136, 2019. Growing Science. <http://dx.doi.org/10.5267/j.dsl.2018.8.002>.

THEYS, Christophe *et al.*. Using a TSP heuristic for routing order pickers in warehouses. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 200, n. 3, p.755-763, fev. 2010. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2010.01.036>.

TOMPKINS, J. A., J. A. WHITE, Y. A. BOZER, J. M. A. TANCHOCO. 2010. **Facilities Planning**. John Wiley & Sons, Hoboken, NJ.

TSAI, C.-y.; LIOU, J. J. H.; HUANG, T.-m.. Using a multiple-GA method to solve the batch picking problem: considering travel distance and order due time. **International Journal Of Production Research**, [s.l.], v. 46, n. 22, p.6533-6555, 2 out. 2008. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/00207540701441947>.

VALLE, Cristiano Arbex; BEASLEY, John E.; CUNHA, Alexandre Salles da. Optimally solving the joint order batching and picker routing problem. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 262, n. 3, p.817-834, nov. 2017. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2017.03.069>.

VAN GILS, Teun *et al.*. Increasing order picking efficiency by integrating storage, batching, zone picking, and routing policy decisions. **International Journal Of Production Economics**, [s.l.], v. 197, p.243-261, mar. 2018. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ijpe.2017.11.021>.

VAN GILS, Teun *et al.*. Formulating and solving the integrated batching, routing, and picker scheduling problem in a real-life spare parts warehouse. **European Journal of Operational Research**, v. 277, n. 3, p. 814-830, 2019.

VAUGHAN, T. S.. The effect of warehouse cross aisles on order picking efficiency. **International Journal Of Production Research**, [s.l.], v. 37, n. 4, p.881-897, mar. 1999. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/002075499191580>.

VRIES, Jelle de; KOSTER, René de; STAM, Daan. Aligning Order Picking Methods, Incentive Systems, and Regulatory Focus to Increase Performance. **Production And Operations Management**, [s.l.], v. 25, n. 8, p.1363-1376, 25 fev. 2016. Wiley. <http://dx.doi.org/10.1111/poms.12547>.

WANG, Yi Qiang *et al.*. Routing Optimization of High-Level Order Picking Truck Based on Swarm Intelligent Algorithm. **Applied Mechanics And Materials**, [s.l.], v. 101-102, p.414-417, set. 2012. Trans Tech Publications.

WANG, Pei Guang *et al.*. Picking Route Optimization of Automated Warehouse Based on Improved Genetic Algorithms. **Applied Mechanics And Materials**, [s.l.], v. 411-414, p.2694-2697, set. 2013. Trans Tech Publications. <http://dx.doi.org/10.4028/www.scientific.net/amm.411-414.2694>.

WANG, Xingyin; GOLDEN, Bruce; WASIL, Edward. A Steiner Zone Variable Neighborhood Search Heuristic for the Close-Enough Traveling Salesman Problem. **Computers & Operations Research**, [s.l.], v. 101, p.200-219, jan. 2019. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.cor.2018.07.023>.

WEIDINGER, Felix. Picker routing in rectangular mixed shelves warehouses. **Computers & Operations Research**, [s.l.], v. 95, p.139-150, jul. 2018. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.cor.2018.03.012>.

WEIDINGER, Felix; BOYSEN, Nils; SCHNEIDER, Michael. Picker routing in the mixed-shelves warehouses of e-commerce retailers. **European Journal Of Operational Research**, [s.l.], v. 274, n. 2, p.501-515, abr. 2019. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2018.10.021>.

WON, J.; OLAFSSON, S. Joint order batching and order picking in warehouse operations. **International Journal Of Production Research**, [s.l.], v. 43, n. 7, p.1427-1442, abr. 2005. Informa UK Limited. <http://dx.doi.org/10.1080/00207540410001733896>.

WU, Yen-chun Jim. Effective Lean Logistics Strategy for the Auto Industry. **The International Journal Of Logistics Management**, [s.l.], v. 13, n. 2, p.19-38, jul. 2002. Emerald. <http://dx.doi.org/10.1108/09574090210806405>.

XING, Lining *et al.*. A novel tabu search algorithm for multi-AGV routing problem. **Mathematics**, v. 8, n. 2, p. 279, 2020.

XU, Wei *et al.*. Applied Technology on Improving the Order Picking Efficiency in the Area of EC of China Post Logistics Based on ACO. **Advanced Materials Research**, [s.l.], v. 859, p.486-491, dez. 2014. Trans Tech Publications. <http://dx.doi.org/10.4028/www.scientific.net/amr.859.486>.

YAAGOUBI, Amina El *et al.*. The Shifting Traveling Salesman Problem: From Modeling to Resolution. **Journal Of Engineering And Applied Sciences**, [s.i], v. 14, n. 13, p.5911-5925, 2018.

YOUSEFI NEJAD ATTARI, Mahdi *et al.*. Robust possibilistic programming for joint order batching and picker routing problem in warehouse management. **International Journal of Production Research**, v. 59, n. 14, p. 4434-4452, 2020.

ZHANG, Jun; ZHANG, Yanfang; ZHANG, Xueyan. The study of joint order batching and picker routing problem with food and nonfood category constraint in online-to-offline grocery store. **International Transactions In Operational Research**, [S.L.], v. 28, n. 5, p. 2440-2463, 24 dez. 2020. Wiley. <http://dx.doi.org/10.1111/itor.12926>.

ZHOU, Li *et al.*. Performance analysis of three intelligent algorithms on route selection of fishbone layout. **Sustainability**, v. 11, n. 4, p. 1148, 2019.

ZOU, Yang; ZHANG, Dongxue; QI, Mingyao. Order picking system optimization based on picker-robot collaboration. In: **Proceedings of the 2019 5th International Conference on Industrial and Business Engineering**. 2019. p. 1-6.

ŽULJ, Ivan *et al.*. Picker routing and storage-assignment strategies for precedence-constrained order picking. **Computers & Industrial Engineering**, [s.l.], v. 123, p.338-347, set. 2018. Elsevier BV. <http://dx.doi.org/10.1016/j.cie.2018.06.015>.

ZUNIGA, Johanna *et al.*. Optimization of the storage location assignment and the picker-routing problem by using mathematical programming. **Applied Sciences**, v. 10, n. 2, p. 534, 2020.

**APÊNDICE 1 – TABELA COMPLETA COM RESULTADOS DOS TESTES  
RESOLVIDOS COM PARÂMETROS PADRÕES**

Teste	QP	QC	QCP	Zs	Zm	Dens	%	Dif	T1(s)	T2(s)	T3(s)
1	622	14	14	694	694	85,44%	0,00%	0	44,8	54,2	0,0012
2	1086	15	15	1091,2	1005,4	86,19%	7,86%	85,8	53,12	56,53	0,0016
3	296	5	5	312,8	268	98,67%	14,32%	44,8	0,12	3,06	0,0011
4	1094	25	25	1284	1187,4	84,15%	7,52%	96,6	386,62	391,8	0,0023
5	832	17	17	884	844	94,12%	4,52%	40	135,11	138,58	0,0019
6	1657	21	21	1506,4	1447,2	93,93%	3,93%	59,2	163,03	168,2	0,0011
7	1532	20	20	1378	1378	91,19%	0,00%	0	10800	10810	0,0023
8	739	17	16	880,8	862,6	72,45%	2,07%	18,2	95,91	100,3	0,0012
9	1653	26	26	1418,8	1418,8	105,96%	0,00%	0	4115,55	4120,63	0,002
10	122	22	22	1094	1041	10,66%	4,84%	53	534,79	538,4	0,0019
11	54	16	14	714	638,2	6,49%	10,62%	75,8	49,57	52,89	0,0002
12	199	26	25	1793,2	1639,2	9,11%	8,59%	154	566,75	570,94	0,0018
13	95	17	17	1229,6	1022,8	6,65%	16,82%	206,8	79,6	83,04	0,003
14	40	17	14	791,2	691,2	3,92%	12,64%	100	76,92	79,62	0,0013
15	28	11	8	462,4	426,4	4,24%	7,79%	36	2,52	8,06	0,01
16	133	25	24	1204	1144,2	10,23%	4,97%	59,8	633,45	637,3	0,002
17	45	17	12	644	620	5,09%	3,73%	24	71,84	75,62	0,0018
18	217	26	26	1793,2	1724,8	9,94%	3,81%	68,4	549,44	553,49	0,0018
19	60	17	17	1229,6	1032	4,20%	16,07%	197,6	90,78	94,41	0,0021
20	38	16	11	691,6	566,6	3,96%	18,07%	125	26,22	29,86	0,002
21	12	11	6	372,8	316,4	1,82%	15,13%	56,4	1,67	5,45	0,0011
22	70	24	21	1114	989,2	5,61%	11,20%	124,8	1215,46	1218,04	0,002
23	41	17	15	804	613,8	4,64%	23,66%	190,2	75,3	78,29	0,0019
24	111	24	24	1654,8	1492,4	5,51%	9,81%	162,4	8903,72	8906,96	0,0017
25	63	17	17	1229,6	951,4	4,41%	22,63%	278,2	44,68	47,06	0,003
26	30	23	14	851,2	728,6	2,17%	14,40%	122,6	464,14	466,83	0,0024
27	35	23	13	851,2	729,4	2,54%	14,31%	121,8	52,59	55,29	0,002
28	1048	27	23	1224	1166	74,64%	4,74%	58	6598,29	6607,42	0,002
29	796	17	17	884	844	90,05%	4,52%	40	131,38	139,69	0,0017
30	1587	21	21	1506,4	1447,2	89,97%	3,93%	59,2	317,52	327,46	0,0016
31	1459	20	20	1378	1378	86,85%	0,00%	0	10800	10810	0,0023
32	907	21	18	1010,4	1010,4	71,98%	0,00%	0	10800	10810	0,0015
33	1120	20	20	1090	1090	93,33%	0,00%	0	204,25	215,43	0,0018
34	790	20	20	994	994	75,96%	0,00%	0	10800	10810	0,032
35	461	19	19	984	911,6	46,66%	7,36%	72,4	365,46	373,85	0,0017
36	1392	21	21	1506,4	1447,2	78,91%	3,93%	59,2	2907,74	2917,66	0,0018
37	660	20	20	1378	1364,8	39,29%	0,96%	13,2	10800	10810	0,0012
38	345	21	19	1100	1052,8	27,38%	4,29%	47,2	535,23	545,37	0,0046
39	238	21	19	1100	854,8	18,89%	22,29%	245,2	104,18	114,83	0,0015
40	119	25	22	1124	1083,2	9,15%	3,63%	40,8	385,25	388,22	0,0017
41	27	17	8	484	431,6	3,05%	10,83%	52,4	18,67	21,11	0,0017
42	176	21	21	1506,4	1370,8	9,98%	9,00%	135,6	130,74	133,74	0,0018
43	56	20	12	904,4	874	3,33%	3,36%	30,4	439,44	442,18	0,0021
44	55	16	14	781,2	713,6	5,73%	8,65%	67,6	27,68	29,85	0,0015

45	5	2	2	103,6	103,6	4,17%	0,00%	0	0,82	3,1	0,0052
46	65	14	10	726	603,2	5,53%	16,91%	122,8	8,64	11,73	0,0018
47	25	4	4	213,2	173,2	10,42%	18,76%	40	0,04	2,29	0,0011
48	326	20	19	994	954	31,35%	4,02%	40	10800	10810	0,0025
49	216	20	19	994	870,8	20,77%	12,39%	123,2	114,89	119,56	0,002
50	433	24	24	1654,8	1654,8	21,48%	0,00%	0	580,39	585,37	0,0035
51	178	17	16	1111,2	859	12,46%	22,70%	252,2	57,83	60,8	0,0016
52	206	23	16	940,6	702	14,93%	25,37%	238,6	124,88	128,9	0,0018
53	71	23	19	1030,4	889,8	5,14%	13,65%	140,6	392,16	396,08	0,0017
54	161	23	23	1184	1097,4	13,46%	7,31%	86,6	680,67	683,68	0,0019
55	23	17	12	644	515,6	2,60%	19,94%	128,4	33,88	36,98	0,0019
56	171	24	24	1654,8	1600	8,48%	3,31%	54,8	1252,21	1255,79	0,0019
57	84	17	17	1229,6	1074,8	5,88%	12,59%	154,8	20,6	23,57	0,0026
58	74	15	14	771,2	688,6	8,22%	10,71%	82,6	32,09	34,43	0,0014
59	54	26	21	1239,6	1008,8	3,46%	18,62%	230,8	556,16	559,23	0,0012
60	950	21	21	1084	1018,4	87,00%	6,05%	65,6	326,26	334,84	0,0027
61	1028	20	20	994	994	98,85%	0,00%	0	10800	10810	0,0014
62	1682	21	21	1506,4	1447,2	95,35%	3,93%	59,2	329,8	337,82	0,0016
63	1646	20	20	1378	1378	97,98%	0,00%	0	302,19	313,01	0,0017
64	1137	22	22	1199,6	1199,6	86,14%	0,00%	0	271,33	287,08	0,0021
65	1401	21	21	1189,6	1144,8	111,19%	3,77%	44,8	297,68	306,77	0,0022

**APÊNDICE 2 – TABELA COMPLETA COM RESULTADOS DOS TESTES  
RESOLVIDOS COM PARÂMETRO ALTERADO**

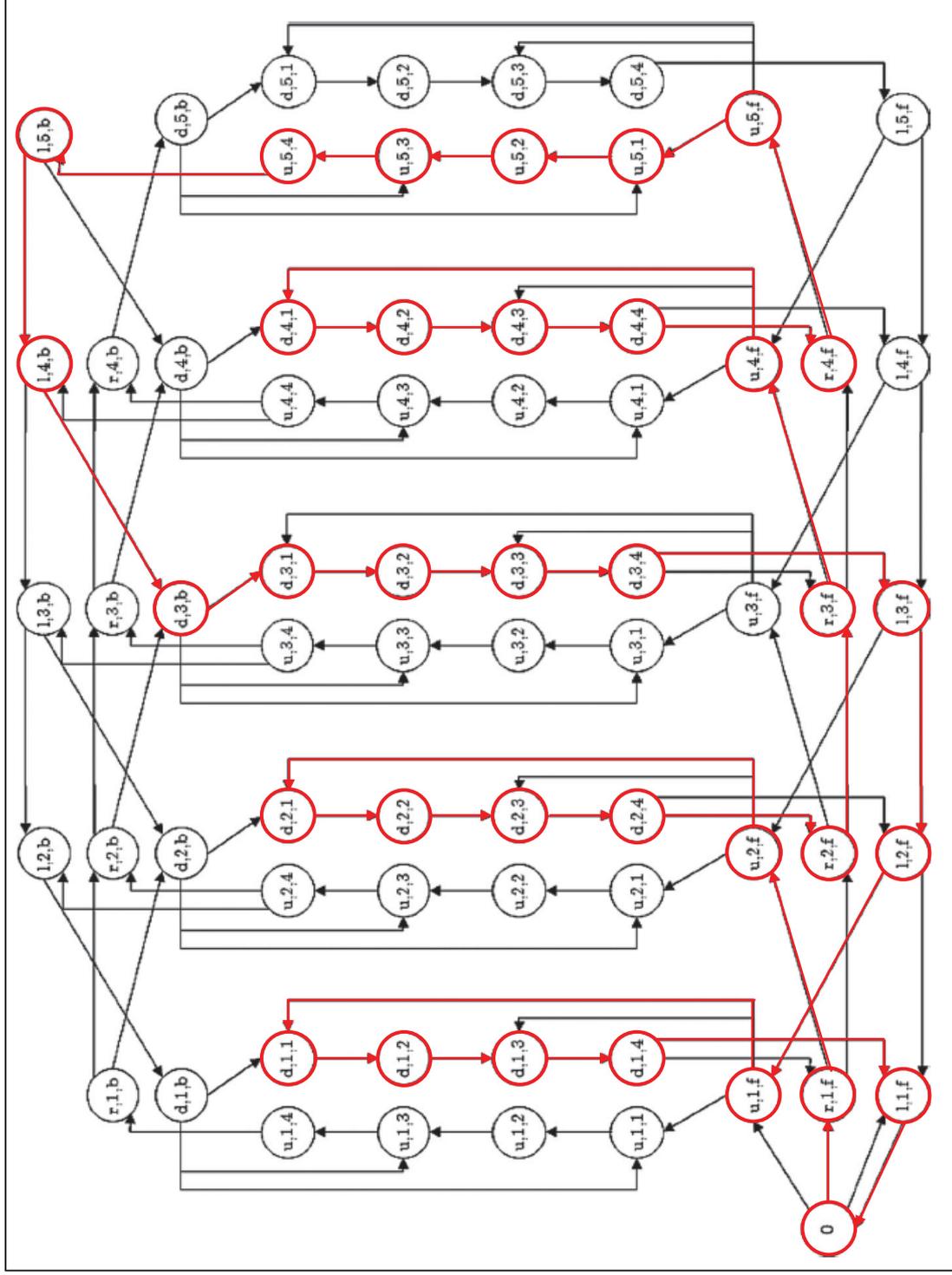
Teste	QP	QC	QCP	Zs	Zm	Dens	%	Dif	T1(s)	T2(s)	T3(s)
1	622	14	14	694	694	85,44%	0,00%	0	207,06	209,29	0,0016
2	1086	15	15	1091,2	1005,4	86,19%	7,86%	85,8	110,4	121,38	0,0022
3	296	5	5	312,8	268	98,67%	14,32%	44,8	0,49	3,92	0,0012
4	1094	25	25	1284	1187,4	84,15%	7,52%	96,6	1954,76	1962,47	0,0012
5	832	17	17	884	844	94,12%	4,52%	40	542,92	549,98	0,0022
6	1657	21	21	1506,4	1447,2	93,93%	3,93%	59,2	537,19	544,72	0,0018
7	1532	20	20	1378	1378	91,19%	0,00%	0	649,22	657,17	0,0023
8	739	17	16	880,8	862,6	72,45%	2,07%	18,2	45,4	52,54	0,0024
9	1653	26	26	1418,8	1418,8	105,96%	0,00%	0	1966,27	1973,28	0,002
10	122	22	22	1094	1041	10,66%	4,84%	53	627,27	632,06	0,0019
11	54	16	14	714	638,2	6,49%	10,62%	75,8	37,53	41,55	0,0011
12	199	26	25	1793,2	1639,2	9,11%	8,59%	154	901,25	904,8	0,0017
13	95	17	17	1229,6	1022,8	6,65%	16,82%	206,8	87,65	90,93	0,0011
14	40	17	14	791,2	691,2	3,92%	12,64%	100	39,44	44,01	0,0012
15	28	11	8	462,4	426,4	4,24%	7,79%	36	4,57	8,44	0,0015
16	133	25	24	1204	1144,2	10,23%	4,97%	59,8	769,63	773,84	0,0018
17	45	17	12	644	620	5,09%	3,73%	24	66,76	70,78	0,0018
18	217	26	26	1793,2	1724,8	9,94%	3,81%	68,4	923,31	927,68	0,0014
19	60	17	17	1229,6	1032	4,20%	16,07%	197,6	66,57	70,85	0,0017
20	38	16	11	691,6	566,6	3,96%	18,07%	125	54,52	58,02	0,0015
21	12	11	6	372,8	316,4	1,82%	15,13%	56,4	3,03	7,33	0,0016
22	70	24	21	1114	989,2	5,61%	11,20%	124,8	1450,32	1452,61	0,0017
23	41	17	15	804	613,8	4,64%	23,66%	190,2	34,1	37,74	0,0025
24	111	24	24	1654,8	1492,4	5,51%	9,81%	162,4	363,51	360,01	0,0019
25	63	17	17	1229,6	951,4	4,41%	22,63%	278,2	45,77	48,9	0,0021
26	30	23	14	851,2	728,6	2,17%	14,40%	122,6	400,43	403,92	0,0016
27	35	23	13	851,2	729,4	2,54%	14,31%	121,8	348,23	351,58	0,0017
28	1048	27	23	1224	1166	74,64%	4,74%	58	6151,84	6165,17	0,0019
29	796	17	17	884	844	90,05%	4,52%	40	465,14	480,35	0,0014
30	1587	21	21	1506,4	1447,2	89,97%	3,93%	59,2	1236,48	1249,2	0,0016
31	1459	20	20	1378	1378	86,85%	0,00%	0	502,38	513,62	0,0023
32	907	21	18	1010,4	1010,4	71,98%	0,00%	0	449,46	466	0,0015
33	1120	20	20	1090	1090	93,33%	0,00%	0	1321,46	1333,77	0,0022
34	790	20	20	994	994	75,96%	0,00%	0	1077,15	1084,34	0,032
35	461	19	19	984	911,6	46,66%	7,36%	72,4	376,75	387,62	0,0017
36	1392	21	21	1506,4	1447,2	78,91%	3,93%	59,2	881,53	891,49	0,0018
37	660	20	20	1378	1364,8	39,29%	0,96%	13,2	386,65	396,47	0,0012
38	345	21	19	1100	1052,8	27,38%	4,29%	47,2	390,34	400,35	0,0019
39	238	21	19	1100	854,8	18,89%	22,29%	245,2	52,1	62,07	0,0015
40	119	25	22	1124	1083,2	9,15%	3,63%	40,8	961,38	964,81	0,0016
41	27	17	8	484	431,6	3,05%	10,83%	52,4	53,2	56,54	0,0016
42	176	21	21	1506,4	1370,8	9,98%	9,00%	135,6	430,28	434,1	0,0013
43	56	20	12	904,4	874	3,33%	3,36%	30,4	221,4	225,07	0,0017
44	55	16	14	781,2	713,6	5,73%	8,65%	67,6	69,04	72,48	0,003

45	5	2	2	103,6	103,6	4,17%	0,00%	0	0,5	4,38	0,0011
46	65	14	10	726	603,2	5,53%	16,91%	122,8	11,33	14,73	0,0026
47	25	4	4	213,2	173,2	10,42%	18,76%	40	0,06	3,05	0,0021
48	326	20	19	994	954	31,35%	4,02%	40	445,72	450,17	0,0025
49	216	20	19	994	870,8	20,77%	12,39%	123,2	391,55	396,63	0,0016
50	433	24	24	1654,8	1654,8	21,48%	0,00%	0	10800	10810	0,0035
51	178	17	16	1111,2	859	12,46%	22,70%	252,2	74,47	77,57	0,0021
52	206	23	16	940,8	702	14,93%	25,38%	238,8	1748,47	1753,6	0,0021
53	70	23	18	1030,4	889,8	5,07%	13,65%	140,6	745,26	750,91	0,0017
54	161	23	23	1184	1097,4	13,46%	7,31%	86,6	740,49	744,18	0,0021
55	23	17	12	644	515,6	2,60%	19,94%	128,4	18,37	22	0,0021
56	171	24	24	1654,8	1600	8,48%	3,31%	54,8	2190,75	2194,06	0,0018
57	84	17	17	1229,6	1074,8	5,88%	12,59%	154,8	28,19	31,61	0,0025
58	74	15	14	771,2	688,6	8,22%	10,71%	82,6	24,1	26,73	0,0011
59	54	26	21	1239,6	1008,8	3,46%	18,62%	230,8	341,52	346,36	0,0022
60	950	21	21	1084	1018,4	87,00%	6,05%	65,6	2070,75	2080,06	0,0021
61	1028	20	20	994	994	98,85%	0,00%	0	671,48	708,36	0,0014
62	1682	21	21	1506,4	1447,2	95,35%	3,93%	59,2	1265,94	1275,47	0,0018
63	1646	20	20	1378	1378	97,98%	0,00%	0	2744,61	2753,15	0,0018
64	1137	22	21	1199,6	1199,6	86,14%	0,00%	0	1914,67	1924,27	0,0012
65	1401	21	21	1189,6	1144,8	111,19%	3,77%	44,8	541,9	551,21	0,0015

**APÊNDICE 3 – TABELA PARCIAL COM RESULTADOS DOS TESTES  
RESOLVIDOS COM FUNÇÃO TUNE TOOL**

Teste	QP	QC	QCP	Zs	Zm	Dens	%	Dif	T1(s)	T2(s)	T3(s)
4	1094	25	25	1284	1187,4	84,15%	7,52%	96,6	303,72	1210,34	NA
6	1657	21	21	1506,4	1447,2	93,93%	3,93%	59,2	163,03	1070,3	NA
7	1532	20	20	1378	1378	91,19%	0,00%	0	214,01	1119,78	NA
9	1653	26	26	1418,8	1418,8	105,96%	0,00%	0	2003,18	2911,17	NA
10	122	22	22	1094	1041	10,66%	4,84%	53	615,67	1520,17	NA
12	199	26	25	1793,2	1639,2	9,11%	8,59%	154	938,88	1843	NA
16	133	25	24	1204	1144,2	10,23%	4,97%	59,8	615,59	1519,15	NA
18	217	26	26	1793,2	1724,8	9,94%	3,81%	68,4	549,44	1453,49	NA
22	70	24	21	1114	989,2	5,61%	11,20%	124,8	1215,46	2118,04	NA
24	111	24	24	1654,8	1492,4	5,51%	9,81%	162,4	10800	10810	NA
26	30	23	14	851,2	728,6	2,17%	14,40%	122,6	464,14	1366,83	NA
27	35	23	13	851,2	729,4	2,54%	14,31%	121,8	162,93	1062,93	NA
28	1048	27	23	1224	1166	74,64%	4,74%	58	1116,25	2029,31	NA
30	1587	21	21	1506,4	1447,2	89,97%	3,93%	59,2	317,52	1227,46	NA
31	1459	20	20	1378	1378	86,85%	0,00%	0	502,38	1413,62	NA
32	907	21	18	1010,4	1010,4	71,98%	0,00%	0	445,21	1356,24	NA
33	1120	20	20	1090	1090	93,33%	0,00%	0	1321,46	2233,77	NA
34	790	20	20	994	994	75,96%	0,00%	0	108,96	1020,25	NA
36	1392	21	21	1506,4	1447,2	78,91%	3,93%	59,2	2907,74	3817,66	NA
37	660	20	20	1378	1364,8	39,29%	0,96%	13,2	389,56	1301,32	NA
38	345	21	19	1100	1052,8	27,38%	4,29%	47,2	523,02	1433,55	NA
39		21	19	1100	854,8	0,00%	22,29%	245,2	120,71	1031,82	NA
40	119	25	22	1124	1083,2	9,15%	3,63%	40,8	529,32	1432,95	NA
42	176	21	21	1506,4	1370,8	9,98%	9,00%	135,6	430,28	1134,1	NA
43	56	20	12	904,4	874	3,33%	3,36%	30,4	236,32	1079,65	NA
48	326	20	19	994	954	31,35%	4,02%	40	440,5	1343,91	NA
49	216	20	19	994	870,8	20,77%	12,39%	123,2	278,73	1183,74	NA
50	433	24	24	1654,8	1654,8	21,48%	0,00%	0	296,68	1202,11	NA
52	206	23	16	940,8	702	14,93%	25,38%	238,8	506,22	1410,87	NA
53	70	23	18	1030,4	889,8	5,07%	13,65%	140,6	347,69	1253,47	NA
54	161	23	23	1184	1097,4	13,46%	7,31%	86,6	680,67	1583,68	NA
56	171	24	24	1654,8	1600	8,48%	3,31%	54,8	1906,63	2811,78	NA
59	54	26	21	1239,6	1008,8	3,46%	18,62%	230,8	556,16	1459,23	NA
60	950	21	21	1084	1018,4	87,00%	6,05%	65,6	478,15	1387,62	NA
61	1028	20	20	994	994	98,85%	0,00%	0	663,97	1573,32	NA
62	1682	21	21	1506,4	1447,2	95,35%	3,93%	59,2	329,8	1237,82	NA
63	1646	20	20	1378	1378	97,98%	0,00%	0	2744,61	3653,15	NA
64	1137	22	21	1199,6	1199,6	86,14%	0,00%	0	711,26	1622,78	NA
65	1401	21	21	1189,6	1144,8	111,19%	3,77%	44,8	280,86	1191,6	NA

APÊNDICE 4 – ROTA TESTE 3 (BLOCO 3)



APÊNDICE 5 – ROTA TESTE 46 (BLOCO 3)

