

RAFAEL CARPANEDO FIÓRIO

**UMA ABORDAGEM HEURÍSTICA PARA O PROBLEMA DE OTIMIZAÇÃO
DE DISTRITO POSTAL**

Dissertação submetida ao Programa de Pós Graduação em Informática da Universidade Federal do Espírito Santo como requisito parcial para a obtenção do grau de Mestre em Informática.

Vitória 23 de junho de 2006

Livros Grátis

<http://www.livrosgratis.com.br>

Milhares de livros grátis para download.

**UMA ABORDAGEM HEURÍSTICAS PARA O PROBLEMA DE TIMIZAÇÃO
DE DISTRITO POSTAL**

Rafael Carpanedo Fiório

Tese submetida ao Programa de Pós-Graduação em Informática da Universidade Federal do Espírito Santo como requisito parcial para a obtenção do grau de Mestre em Informática – Otimização Combinatória.

Aprovado em 23/06/2006 por:

Prof. Dr. Arlindo Gomes de Alvarenga, UFES
Orientador

Prof. Dr. Attilio Provedel, UFES
Orientador

Prof. Dr. Samuel Vieira Conceição, UFMG

Prof. Dr. Luciano L.Lorenzoni, FAESA

Universidade Federal do Espírito Santo
Vitória, Junho de 2006

AGRADECIMENTOS

A Deus por ter me dado forças para chegar até aqui.

Ao meu filho pedro, que a é minha inspiração. A minha esposa que sempre motivou minha carreira acadêmica. A minha família e meus pais que, mesmo sem condições, sempre me apoiaram a seguir em frente.

Aos meus professores: Arlindo Gomes de Alvarenga e Attilio Provedel. Pessoas de notório conhecimento na área de otimização combinatória, com extraordinário espírito de trabalho em equipe.

Dedico esse trabalho ao meu filho **Pedro**.
Que Deus lhe dê forças para vencer os
obstáculos da vida.

“What man is a man who does not make the world better?”

“Kingdom of Heaven”

SUMÁRIO

RESUMO	viii
FIGURAS	x
TABELAS.....	xii
ACRÔNIMOS	xiii
CAPÍTULO I.....	14
1 Introdução	14
1.2 Objetivos	15
1.3 Importância do Trabalho.....	16
1.4 Estrutura do Trabalho	16
CAPÍTULO II	17
2 Contextualização no ambiente ECT.....	17
2.1 A instituição.....	17
2.2 O processo de Distribuição Domiciliária	19
2.3 O Sistema de Distritamento	24
2.3.1 O processo de atribuição de peso para segmento de eixo de logradouro.....	25
2.4 Caracterização do problema.....	29
CAPÍTULO III.....	32
3 Abordagem teórica e Ferramentas.....	32
3.1 Ciclo Euleriano.....	32
3.2 O Problema do Carteiro Chinês PCC em grafos não-orientados	33
<i>Início</i>.....	35
3.3 O Problema do Carteiro Chinês Capacitado PCCC	38
3.4 Abordagem de ataque ao PCCC.....	41
3.5 Simulate Annealing.....	42
3.5.1 Processo físico x problema de otimização combinatória.....	43
3.5.2 O algoritmo.....	44
3.6 Geometria Computacional	46
CAPÍTULO IV	47
4 Estratégias de Solução	48
4.1 Aspectos relevantes e objetivos básicos.....	48
4.2 Tornar o grafo euleriano	50
4.3 O processo de construção dos subgrafos cíclicos	52

4.3.1 Obtenção da Envoltória Convexa do Grafo	56
4.3.2 A Construção dos Subgrafos Cíclicos	60
4.3.2.1 Interseção entre envoltórias	60
4.3.2.2 Caminho do Maior Ângulo	60
4.4 A construção do Distrito através do Simulated Annealing	65
4.4.1 A solução Inicial	67
4.4.2 Soluções Vizinhas	68
4.4.3 O teste de divisão de distrito	69
4.4.4 A função de custo	70
CAPÍTULO V	72
5.1 Cadastro dos dados iniciais – Definição do grafo inicial.....	72
5.2 Implementação do Aplicativo e Obtenção de Resultados	73
5.2.1 Determinação das Envoltórias Convexas e subgrafos cíclicos associados	76
5.2.2 Testes variando parâmetros do SA com solução inicial definida	78
5.2.3 Testes variando parâmetros do SA com solução inicial aleatória	80
5.2.4 Testes com melhores parâmetros do SA.....	81
CAPÍTULO VI	83
6 Conclusões Finais e Trabalhos Futuros	83
6.1 Análise de resultados	83
6.1.1 Análise de resultados – determinação dos subgrafos cíclicos	83
6.1.2 Análise de resultados – determinação dos distritos postais	84
6.2 Trabalhos Futuros e Aspectos Relevantes	84
BIBLIOGRAFIA	86

RESUMO

Neste trabalho é proposta uma estratégia de solução para a construção otimizada de distritos postais. Distrito Postal consiste num conjunto de segmento de eixo de logradouros conectados. Dada uma localidade formada por inúmeros segmentos de logradouros, esse trabalho propõe o arranjo de subgrupos conexos de segmentos de eixos de logradouros de modo a compor um distrito postal.

A estratégia é transformar o sistema de logradouros de uma localidade em um grafo. A partir desse grafo, extrair seus respectivos subgrafos cíclicos que são entendidos como entidades atômicas. Essas entidades atômicas passam por um processo de montagem até comporem um conjunto de distritos postais.

A metodologia aqui apresentada divide o trabalho em duas fases distintas: a primeira compreende o processo de obtenção dos subgrafos cíclicos; e a segunda compreende o processo de montagem de distrito postal.

O processo de obtenção de subgrafos cíclicos consiste na obtenção da envoltória convexa do grafo e posterior extração dos subgrafos cíclicos tangentes às arestas dessa. Isso de forma sequencial, ou seja, determina-se a primeira envoltória convexa do grafo e extraem-se seus respectivos subgrafos tangentes; determina-se a segunda envoltória convexa e extraem-se seus subgrafos, e assim sucessivamente. O trabalho de determinação da envoltória convexa e de extração dos subgrafos cíclicos é feito através de operações da geometria computacional.

O processo de construção dos distritos postais se dá através da clusterização dos subgrafos cíclicos, usando como ferramenta a meta-heurística Simulated Annealing.

O problema do Carteiro Chinês e Carteiro Chinês Capacitado são formulações suporte para o presente trabalho.

O objetivo principal do trabalho é obter, de forma rápida e eficiente o distrito postal otimizado, com menor percurso improdutivo possível, oferecendo agilidade no processo de distribuição domiciliária de objetos postais.

ABSTRACT

This study proposes a strategical solution for the optimized construction of postal districts. Postal District is a set of segments of public areas connected. Given a locality composed of uncounted segments of public areas, this study proposes an arrangement of connects subgroups of public areas with the goal of composing a postal district.

The strategy is to transform the system of public areas of a place in a graph and from this graph, to extract their respective cyclical subgraphs that are understood as atomic entities. Those atomic entities are submitted by an assembly process until compose a group of postal districts.

The methodology here presented divides the study in two different phases: the first one understands the process of obtaining of the cyclical subgraphs; and the second one is understood as the assembly process of postal district.

The process of obtaining of cyclical subgraph consists in the obtaining of the hull convex of the graph and subsequent extracting up the cyclical subgraphs tangent to edge of that. That is, in a sequential way, in other words, it is determined the first convex hull of the graph and extract up their respective tangent subgraphs; it is determined the second convex hull and extract up their subgraphs and so forth. The study of determination of the convex hull and extracting of the cyclical subgraphs is done through operations of the computational geometry.

The process of construction of the postal districts is given through the clustering of the cyclical subgraphs, using as a tool the meta-heuristic Simulated Annealing.

The Chinese Postman's Problem and Capacitated Chinese Postman's Problem are formulations support for the present study.

The main objective of the study is to obtain, in a fast and efficient way the optimized postal district, with smaller unproductive course possible, offering agility for the process of domiciliary distribution of postal objects.

FIGURAS

- Figura 2.1:** Representação Esquemática dos Processos Principais dos Correios.
- Figura 2.2:** CDD de uma localidade e seus respectivos Distritos Postais.
- Figura 2.3:** Representação esquemática de multiplas manipulações de objetos postais.
- Figura 2.5:** Distribuição de distritos proposta por Daganzo.
- Figura 2.6:** Síntese das atividades diárias de um carteiro.
- Figura 2.7:** Formas como ocorrem o Distritamento.
- Figura 2.8:** Resultado do processo de montagem do Distrito Postal.
- Figura 2.9:** Tela do programa de computador SD.
- Figura 2.10:** Exemplo de relatório do SD.
- Figura 2.11:** Trabalho de gerar distritos a partir de um grafo.
- Figura 3.1:** Processo de Obtenção $G_i(E^*)$.
- Figura 3.2:** Aplicação do PCC ao grafo.
- Figura 3.3:** Aplicação do 1-Matching.
- Figura 3.4:** Abordagem para Solução do PCCC.
- Figura 3.5:** Ângulo entre a Ré e a Vante.
- Figura 4.1:** Processo de tornar euleriano um grafo.
- Figura 4.2:** Extração de subgrafos cíclicos aleatoriamente (cada subgrafo numa cor diferente).
- Figura 4.3:** Extração Interna de um subgrafo cíclico.
- Figura 4.4:** Representação da Estrutura de Dados usada para a construção da solução do problema.
- Figura 4.5:** Evolução da construção da envoltória convexa.
- Figura 4.6:** Processo de transladar eixo cartesiano.
- Figura 4.7:** Detalhamento do cálculo do ângulo entre a Ré e a Vante nos quatros Quadrantes.
- Figura 4.8:** Interseção entre Envoltórias Convexas consecutivas (vermelha e azul), dando origem a subgrafos cíclicos.
- Figura 4.9:** Processo de construção de subgrafo cíclico a partir da estratégia do caminho de maior ângulo.
- Figura 4.10:** Processo de obtenção de todos os subgrafos cíclicos a partir das arestas da envoltória convexa .
- Figura 4.11:** Grafo Simples oriundo do Processo de construção de subgrafo cíclico.
- Figura 4.12:** Construção dos *bins* da solução inicial.

Figura 4.13: Plotagem de distritos a partir de subgrafos.

Figura 4.14: Função de custo “soma dos quadrados” para os *bins*.

Figura 5.1: Programa que verifica espacialmente a consistência de informações espaciais digitadas.

Figura 5.2: Aplicativo usado para construção de distritos postais.

Figura 5.3: Aplicativo usado para plotar distritos após aplicação do SA.

TABELAS

Tabela 2.1: Síntese da Evolução Histórica dos Correios.

Tabela 2.2: Alguns dados funcionais da ECT.

Tabela 2.3: Alguns coeficientes de atividades em CDD.

Tabela 4.1: Representação de arcos de grafo e encadeamento dos mesmos.

Tabela 4.2: Tabelas PROXIMO e ENVOLTORIA_CONVEXA representando um Grafo Simples = Caminho Cíclico = Subgrafo Cíclico.

Tabela 4.3: Tabelas SUBGRAFO_ROTA e SUBGRAFO usadas para representar subgrafo cíclico.

Tabela 5.1 Envoltórias convexas obtidas do grafo da localidade de Jardim da Penha.

Tabela 5.2: Baterias de testes realizadas para quantidade fixa de distritos iniciais.

Tabela 5.3: Baterias de testes realizadas para quantidades aleatórias de distritos iniciais.

Tabela 5.4: Baterias de testes com melhores parâmetros do SA.

ACRÔNIMOS

CARP - *Capacitated Arc Rounting Problem*
CDD – Centro de Distribuição Domiciliária
CEP – Código de Endereçamento Postal
CT – Centro de Triagem
DA – Depósito Auxiliar
DC – Duplo Caminho
EC – Envoltória Convexa
ECT – Empresa Brasileira de Correios e Telégrafos
FINATEC – Fundação de Empreendimentos Científicos e Tecnológicos
GS – Grafo Simples
GU – Grandes Usuários
MS – MicroSoft
PCC – Problema do Carteiro Chinês
PCCC – Problema do Carteiro Chinês Capacitado
RAM – Random Access Memory
SA – Simulated Annealing
SC – Subgrafo Cíclico
SD – Sistema de Distritamento
SGR – Sistema de Gerenciamento de Recursos
SIG – Sistemas de Informações Geográficas
SL – Separação por Logradouro
TD – Triagem Distribuição
TECA – Terminal de Carga
TS – Tabu Search
ut – Unidade de Tempo
XP – eXPerience

CAPÍTULO I

1 Introdução

Um dos esteios das empresas de entrega de objetos em domicílio é o dimensionamento da carga de trabalho de forma otimizada e equilibrada dos agentes entregadores. Uma das etapas desse dimensionamento diz respeito à composição do espaço geográfico no qual o agente entregador desenvolverá sua rota de entregas. Esse processo é chamado de *distritamento*. No caso específico dos Correios, cada *cluster* é chamado de Distrito Postal e o agente entregador é chamado de Carteiro.

O Distrito Postal é um polígono geográfico composto por um conjunto arranjado de segmentos de eixos de logradouros. A cada segmento é atribuído um peso em minutos. O somatório desses tempos não deve extrapolar a jornada de trabalho de cada carteiro, que está alocado para seu respectivo Distrito Postal.

Hoje, mais e mais empresas estão concorrendo no mercado de entrega de objetos em domicílio. A forma de otimização da entrega desses objetos certamente pode representar a sobrevivência ou não dessas empresas nesse mercado.

No contexto da Logística Integrada, a parte mais cara do processo é a fase de entrega ou distribuição, tendo em vista o elevado custo e mão-de-obra envolvidos. Bodin (1983) mostra que a distribuição física dos produtos contribui com cerca de 16% do custo final do item.

Aparentemente, entregar objetos parece uma atividade simples, no entanto, sabe-se, de acordo com especialistas em logística, que a otimização dessa atividade envolve grande complexidade matemática e computacional de natureza combinatorial. Basicamente, essa otimização diz respeito ao roteamento, o qual tem recebido a atenção de muitos pesquisadores nas últimas décadas, em virtude de sua dificuldade intrínseca. Há exemplos na literatura de solução do problema por algoritmos exatos para instâncias de grafos da ordem de 30 nós, conforme Bodin (1983).

O avanço dos recursos computacionais, bem como o surgimento de novas abordagens possibilitaram evolução nesse campo. Atualmente, vários relatos de bons resultados constam da literatura, especialmente para casos específicos (Fishetti, 1997; Desrosiers, 1986; Fisher 1997; Laporte, 1985).

Dado que se tem uma rota delimitada para distribuição de objetos postais, pode-se usar o “Problema do Carteiro Chinês Capacitado” como elemento da teoria de grafos para dar suporte à solução do problema. Dado um grafo não-direcionado com demandas localizadas

nos arcos, representado por ruas, com passeio de custo não-negativo e com demandas positivas, o objetivo é determinar uma rota de menor custo, que cubra todos os arcos, atendendo a capacidade de carga do carteiro. A diferença entre ciclo euleriano e a rota desenvolvida pelo carteiro é que, nessa última, permite-se a repetição de passeios pelas arestas. Quando um ciclo euleriano existir para uma determinada rota do carteiro, essa será a solução do problema.

A partir desse momento, podemos definir duas abordagens para o problema de construção do distrito. Na primeira, podemos usar arcos como elemento de análise na construção da rota. Na Segunda, o elemento de permuta é o subgrafo. A abordagem por subgrafo é o foco desse trabalho.

1.2 Objetivos

O presente trabalho tem por objetivo propor soluções para o problema do Distritamento Postal, através do uso de metas-heurísticas e ferramentas que visem à obtenção da distribuição equilibrada e de menor custo dos Distritos Postais para uma determinada localidade. Além dos conhecimentos do campo da otimização combinatória, esse trabalho fará uso de outras ferramentas dos contextos da geometria computacional, computação gráfica e banco de dados para persistência do modelo de grafo a ser usado.

Dada uma localidade que é atendida por um centro de distribuição de objetos, pretende-se determinar rotas fixas para cada carteiro com o menor custo de passeio possível.

A estratégia será construir subgrafos a partir dos segmentos de eixos de logradouros. A composição dos subgrafos formará um distrito postal.

Se imaginarmos um indivíduo executando um processo seqüencial de construção de distritos, certamente teremos a qualidade dos distritos produzidos caindo ao longo do processo de construção. Isso fica evidente pois, na construção do primeiro distrito temos muitos elementos de análise e, a medida que a quantidade construída avança, diminui-se a quantidade de elementos para construção, logo com poucas opções de troca tende-se piorar a qualidade do distrito produzido. O aspecto da qualidade é altamente relevante para a solução do problema, ou seja, a meta é atingir a qualidade do conjunto dos distritos produzidos ao longo do processo de construção e não a qualidade de um ou dois distritos produzidos. Isso não implica que necessitamos de um processamento paralelo para montagem dos distritos postais.

1.3 Importância do Trabalho

O serviço de distribuição de objetos postais é executado por carteiros na Empresa Brasileira de Correios e Telégrafos ECT. Hoje existem mais de 60.000 carteiros lotados nos quadros dessa empresa. A construção dos distritos postais é feita manualmente através do arrançamento dos segmentos de eixo de logradouros. Essa forma empírica de construção gera desperdícios de produção. Mesmo que o índice de otimização da metodologia desenvolvida alcance baixos valores, ela será bem representativa em termos de custos, tendo em vista o montante de carteiros.

Hoje, no ambiente ECT, discute-se o avanço das atribuições do carteiro como, por exemplo, agente de políticas públicas, agente de publicidade dos CORREIOS, agente de venda, entre outros. A otimização dos distritos postais poderá liberar os carteiros para essas atividades.

Por isso surge a necessidade de otimizar, ao máximo, o caminho percorrido pelo carteiro para que se gaste menos tempo com o seu deslocamento, oferecendo outros serviços à sociedade além da simples entrega de objetos postais.

1.4 Estrutura do Trabalho

O presente trabalho está estruturado em seis capítulos, incluso essa introdução.

No segundo capítulo será feito inicialmente a contextualização do problema do distritamento no ambiente ECT. Logo após será feita a caracterização do problema via problema real.

O terceiro capítulo tratará das ferramentas e abordagens teóricas usadas, tendo em vista a classificação e formulação matemática.

A descrição das estratégias usadas para a solução real será apresentada no quarto capítulo.

O quinto capítulo é dedicado a testes e a implementação computacional da metodologia usada, incluindo os resultados obtidos.

Finalmente, o capítulo seis, traz a análise dos resultados, as conclusões finais e as sugestões para trabalhos futuros.

CAPÍTULO II

2 Contextualização no ambiente ECT

Neste capítulo será feita uma breve esplanção sobre o ambiente ECT e, em seguida, será detalhado o processo de distribuição no qual está focado o presente trabalho.

2.1 A instituição

Os CORREIOS são uma instituição pública, cujos primórdios coincidem com o descobrimento do Brasil¹. A síntese de sua evolução pode ser vista na Tabela 2.1.

O processo dorsal executado pelo CORREIOS é chamado de “Fluxo postal”, que é composto basicamente pelas atividades de atendimento, tratamento e distribuição, decrias a seguir conforme Figura 2.1:

Ano	Fato
1500	Carta Pero Vaz Caminha
1663	Organização de Serviço Postal Regular
1798	Criação dos Correios Marítimos
1801	Extensão do serviço ao interior da Colônia
1808	Primeiro Regulamento Postal do Brasil
1829	Reorganização dos Serviços Postais
1844	Sistema de Distritos Postais
1852	Instalação Telégrafo Brasileiro
1877	Adere a União Postal Universal (Suíça)
1893	Subordinação ao Minist. Indust. e Obras Públicas
1911	Correio Pneumático
1921	Serviços Postais Aéreo
1934	TRANSORMA (Sistema de Triar Mecanizado)
1936	Criação das Diretorias Regionais (Correio Aéreo Militar)
1969	Transformação em empresa (ECT)

Tabela 2.1: Síntese da Evolução Histórica dos Correios

Atendimento: é a área responsável pela captação de objetos postais e pelas relações comerciais com os clientes. É composta pela Rede de Agências e Profissionais de Vendas;

¹ A evolução histórica dessa instituição pode ser encontrada em [\[http://www.correios.com.br/institucional/conheca_correios/historia_correios/historia_correios_brasil.cfm\]](http://www.correios.com.br/institucional/conheca_correios/historia_correios/historia_correios_brasil.cfm)

Tratamento: é a área responsável pela triagem e transporte de objetos postais até as unidades de distribuição domiciliária. Esta área é composta pelos Centros de Tratamentos, Terminais de Carga (TECA) e pela malha de transporte entre unidades;

Distribuição: é área responsável pela entrega em domicílio dos objetos postais, finalizando o Fluxo Postal, composta basicamente pelos Centros de Distribuição Domiciliárias CDD's.

Esta última destaca-se das demais por concentrar o maior contingente de empregados da Empresa, os carteiros, visto que são os recursos humanos os responsáveis pelos maiores percentuais na estrutura de custos.

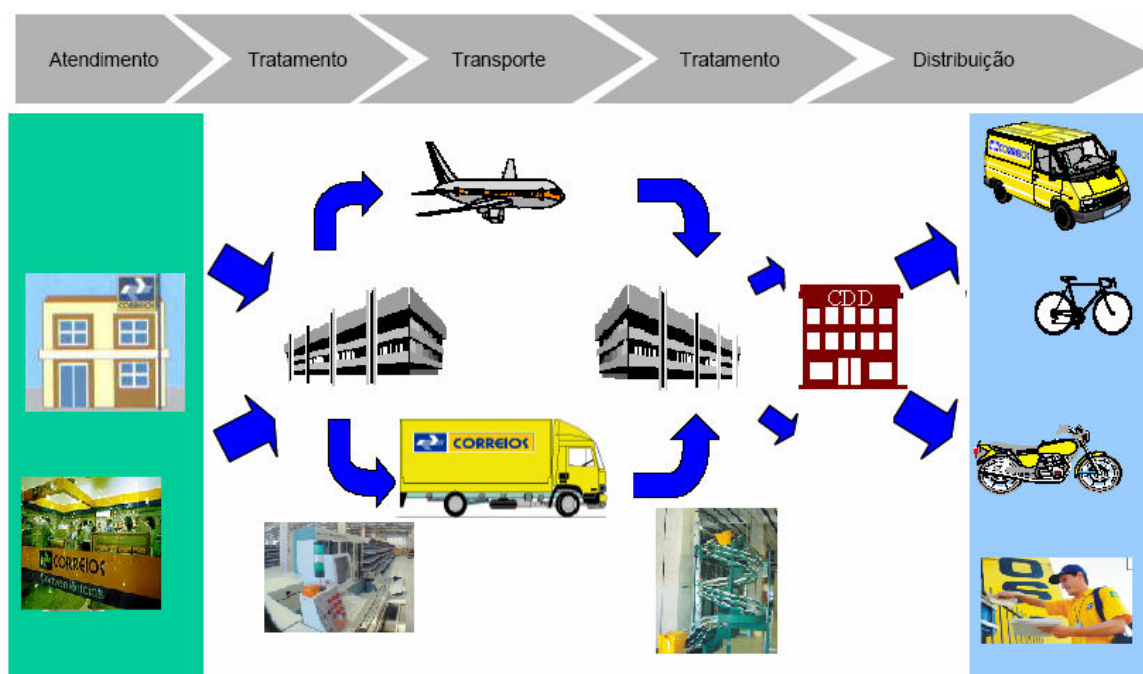


Figura 2.1: Representação Esquemática dos Processos Principais dos Correios.

A Tabela 2.2 mostra alguns dados da ECT no que se refere à infra-estrutura e aspectos funcionais.

Dado	Valor
Funcionários	> 100.000
Carteiros	> 50.000
Abrangência Geográfica	Todo o Brasil
Veículos	> 10.000
Linhas Inter-regionais (Caminhões)	> 30
Linhas Inter-regionais (Aviões)	> 20
Unidades de CORREIOS	> 10.000
Abrangência da rede de Computadores *	Todo o Brasil

*Maior rede de computadores do Brasil em capilaridade.

Tabela 2.2: Alguns dados funcionais da ECT

A Empresa Brasileira de Correios e telégrafos ECT opera uma rede de unidades operacionais composta basicamente de Agências, Centros de Triagem CT e Centros de Distribuição Domiciliária CDD's. Em linhas gerais, um objeto postado na região-1 direcionado para a região-2 passa pelos seguintes passos:

- Passo 1: Postagem na Agência;
- Passo 2: Encaminhamento para o CT-x;
- Passo 3: Encaminhamento para o CT-y;
- Passo 4: Encaminhamento para o CDD;
- Passo 5: Entrega do objeto ao destinatário.

Em cada estado da federação existe pelo menos um CT.

O CDD é a unidade de CORREIOS onde estão alocados, via de regra, os carteiros.

O presente trabalho está focado no processo de distribuição de objetos postais, sendo assim, o CDD será o cenário do presente trabalho.

2.2 O processo de Distribuição Domiciliária

O CDD é uma unidade operacional onde os objetos postais são recebidos e encaminhados aos respectivos destinatários. Cada carteiro atende um distrito e um conjunto

de carteiros está alocado num CDD. Este atende uma localidade, que é um conjunto de distritos. Uma localidade pode ser um município ou um conjunto de bairros.

Distrito é o espaço geográfico onde atua uma entidade. Várias instituições costumam segmentar o espaço geográfico em distritos, tais como: Distrito Eleitoral, Segurança Pública, Saúde, Educação, Telefonia Móvel (célula). Para a ECT, distrito tem nomenclatura própria: “*Distrito Postal*”, que é uma porção do espaço geográfico formado por um conjunto de segmento de eixos de logradouros, atendido por um carteiro.

A Figura 2.2 representa uma localidade com localização real do CDD, atendida por uma divisão hipotética de seis distritos postais D1 a D6.

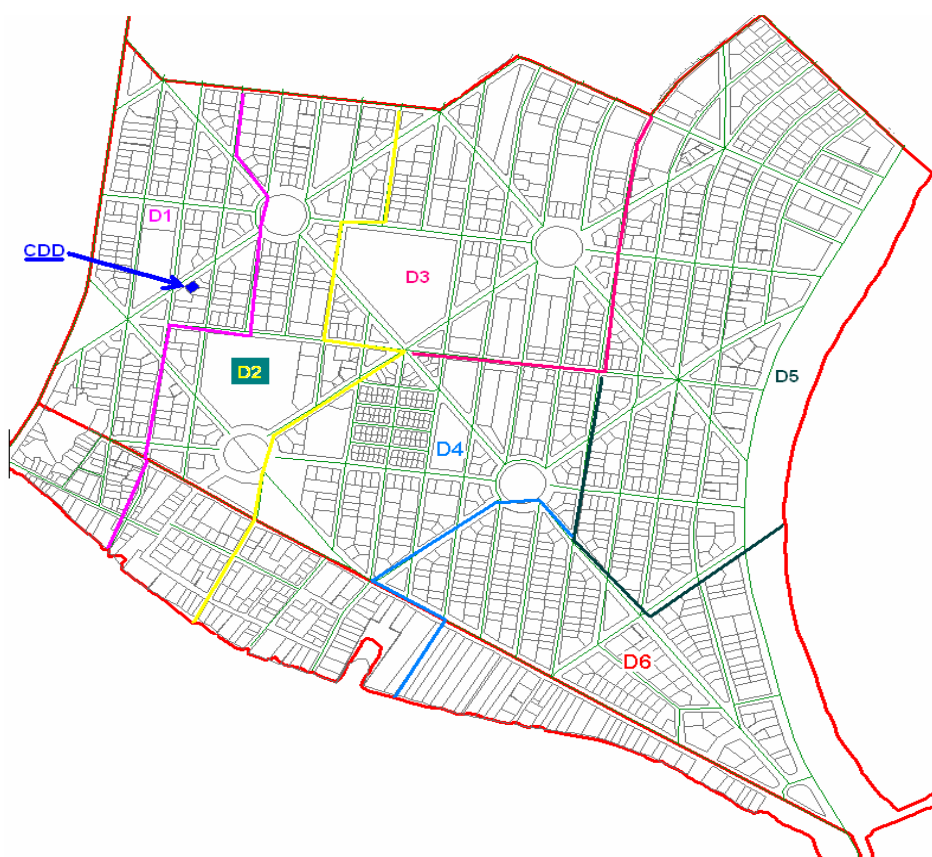


Figura 2.2: CDD de uma localidade e seus respectivos Distritos Postais

Logisticamente, o CDD parece não estar bem localizado segundo a Figura 2.2. No que tange ao processo de localização de CDD, a ECT dispõe de metodologia própria para o dimensionamento da quantidade e da localização destas unidades para tanto leva em consideração vários fatores pragmáticos e padrões de serviços estabelecidos, bem como a disponibilidade de imóvel. Várias abordagens científicas podem ser usadas para a solução

desse problema (“*localização de facilidades*”) como, por exemplo, "Mini-sum" (P-Medianas) (Hakimi, 1964) ou o problema de Cobertura de Conjunto.

A Figura 2.3 exemplifica o ambiente interno de um CDD, bem como os mobiliários de triagem.

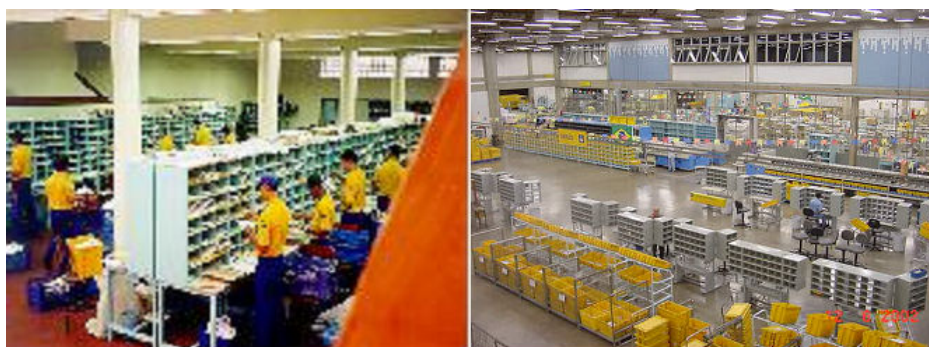


Figura 2.3: Exemplificação do ambiente interno de um CDD

Estudos estatísticos demonstram que um indivíduo consegue triar objetos em 35 direções sem perda de qualidade e com produtividade. Sendo assim, 35 é a quantidade ideal de distritos postais num CDD. Isso também é um dos fatores que influenciam o dimensionamento de CDD's. Geralmente, os escaninhos possuem 35 direções.

Em CDD's com mais de 35 distritos ocorrem as chamadas “múltiplas manipulações”, ou seja, uma parte dos objetos é manipulada mais de uma vez. Isso acontece da seguinte forma: suponha que a faixa do Código de Endereçamento Postal (CEP) de um CDD comece em 29000-000 e vá até 29068-999 e que esse CDD possua 68 distritos. O CDD será dividido em dois sub-setores 01 e 02, da mesma forma a equipe será dividida em duas (01 e 02). A primeira equipe (01) ficará com a faixa de CEP de 29000-000 a 29034-999 e a segunda equipe (02) ficará com a faixa de CEP de 29035-000 a 29068-999. Se um componente da equipe 01 pegar um objeto para triar e ele estiver em sua faixa de CEP, fará a triagem normalmente. Mas, caso esse objeto não pertença à sua faixa, será depositado numa posição do escaninho destinado à equipe 02. Esta faz a mesma coisa em sua faixa de CEP. Posteriormente, as equipes trocam os objetos que não lhes são destinados. Sendo assim, 50% dos objetos, em média, sofrem dupla manipulação. Pior seria se fizéssemos uma primeira separação por sub-setor em todos os objetos, pois, desta forma, 100% dos objetos sofreriam dupla manipulação. A Figura 2.4 representa esse esquema.

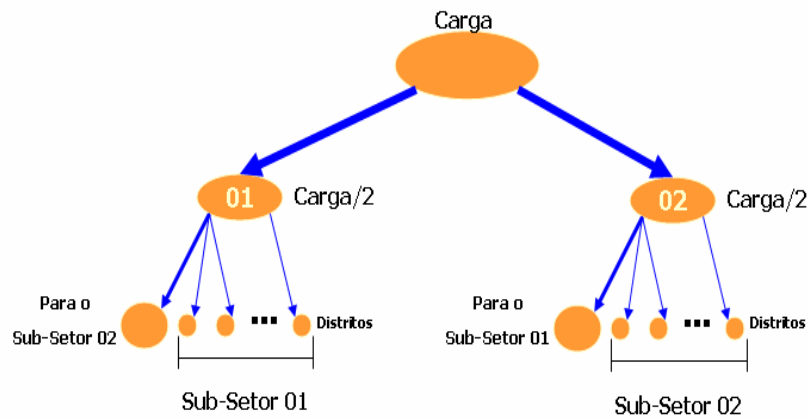


Figura 2.4: Representação esquemática de múltiplas manipulações de objetos postais.

No que tange ao dimensionamento de distritos postais, um dos fatores que podem ser levados em consideração é a sua geometria. Daganzo (1984b) demonstra que é ideal que todos os distritos comecem e terminem no CDD de forma estreita radial, conforme Figura 2.5:

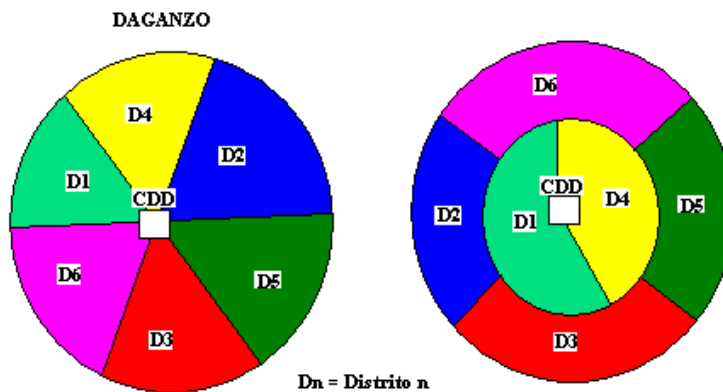


Figura 2.5: Distribuição de distritos proposta por Daganzo

A Figura 2.5 representa duas formas de distribuição de distritos. No esquema da esquerda (Daganzo) os distritos estão ligados diretamente ao CDD. No esquema da direita os distritos D2, D3, D5 e D6 não possuem conexão direta com o CDD. Percebe-se que, na distribuição dos distritos de Daganzo, o percurso improdutivo (deslocamento até o início do distrito) é zero. No entanto, nem sempre é possível executar a distribuição proposta por ele, pois deveríamos ter tantos logradouros saindo radialmente do CDD, quanto o número de distritos que ele atende.

As atividades diárias de um CDD começam com o recebimento da carga. A partir do recebimento são realizadas tarefas em grupo e individuais. A tarefa realizada em grupo é chamada de Triagem Distribuição (TD). Nesta, todos os carteiros triam os objetos por distritos postais, que estão etiquetados nos escaninhos. Após o término, todos os carteiros fazem um passeio em fila indiana recolhendo seus respectivos objetos nos escaninhos dos vizinhos. A partir desse ponto, os carteiros começam a executar as atividades individuais. A primeira delas é a Separação por Logradouro (SL), ou seja, são colecionados objetos de acordo com a seqüência de logradouros que o carteiro percorre. Em seguida é feito o ordenamento dos objetos que é também um colecionamento de objetos segundo a seqüência numérica do logradouro que compõe a rota. A última atividade individual é entrega do objeto postal em domicílio. Essa é a única atividade externa ao CDD. A Figura 2.6 sintetiza essas atividades.



Figura 2.6: Síntese das atividades diárias de um carteiro

Entre os vários indicadores monitorados no CDD, o principal é o Resto, que é a porcentagem de objetos que o carteiro ou o CDD não conseguem entregar no dia.

Geralmente, a carga de objetos recebidos pelos CDD's, bem como a dos distritos postais, não apresenta variações bruscas ao longo do tempo.

O resto é um ótimo termômetro para monitoramento da carga de trabalho de cada distrito, bem como a do CDD. O excesso de resto para um determinado distrito ou CDD pode indicar se aquele distrito ou CDD está excedendo a carga de trabalho prevista, sendo assim, torna-se necessário um redimensionamento do referido distrito ou CDD.

Distritamento é a atividade que compreende o dimensionamento de distritos postais. Ele pode ocorrer de duas formas:

Forma 1: Em áreas nas quais ainda não existe a distribuição domiciliária de objetos postais, ou seja, não existem distritos postais dimensionados. Nesse caso, ocorrerá um distritamento inicial. Podemos citar por exemplo um bairro “recém” criado. Para ele terá que ser projetada a rede elétrica, de saneamento, de água, esgoto, etc. Da mesma forma deverá haver um dimensionamento de distritos postais para atender a população;

Forma 2: Em áreas nas quais já existe a distribuição domiciliária de objetos postais, ou seja, já existem distritos postais. Nesse caso, o distritamento poderá apontar para um desmembramento ou remembramento dos distritos. No ambiente ECT, essa forma de distritamento é também chamada de “*equilíbrio de carga*”. Os indicadores de carga e resto são fundamentais para essa forma de distritamento.

A Figura 2.7 abaixo exemplifica essas formas.

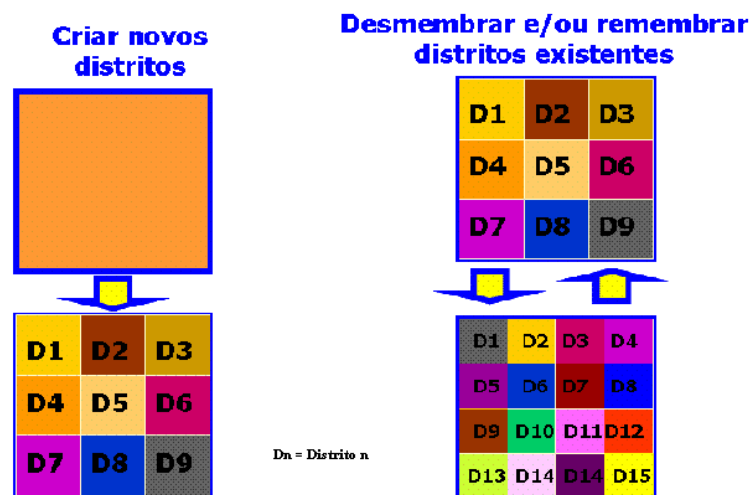


Figura 2.7: Formas como ocorrem o Distritamento

2.3 O Sistema de Distritamento

A ferramenta e a metodologia usada para o dimensionamento de distritos postais chamam-se Sistema de Distritamento (SD). O SD compõe o Sistema de Gerenciamento de Recursos (SGR) da ECT, sendo assim, a contratação de novos carteiros fica estritamente embasada em critérios técnicos.

Em síntese, o produto gerado pelo SD é uma associação de um peso a um segmento de eixo de logradouro. Esse peso é uma medida de tempo em minutos. Essa associação de peso é feita para todos os logradouros de abrangência do CDD. Posteriormente, faz-se **manualmente**

um ajuntamento desses segmentos de eixo de logradouros; um trabalho de “*clusterização*”² para compor distritos postais. Cada *cluster* deve alcançar 480 minutos que equivale a uma jornada de trabalho diária de 8 horas. A Figura 2.8 exemplifica a tarefa manual de montagem de quatro distritos (D1 a D4).

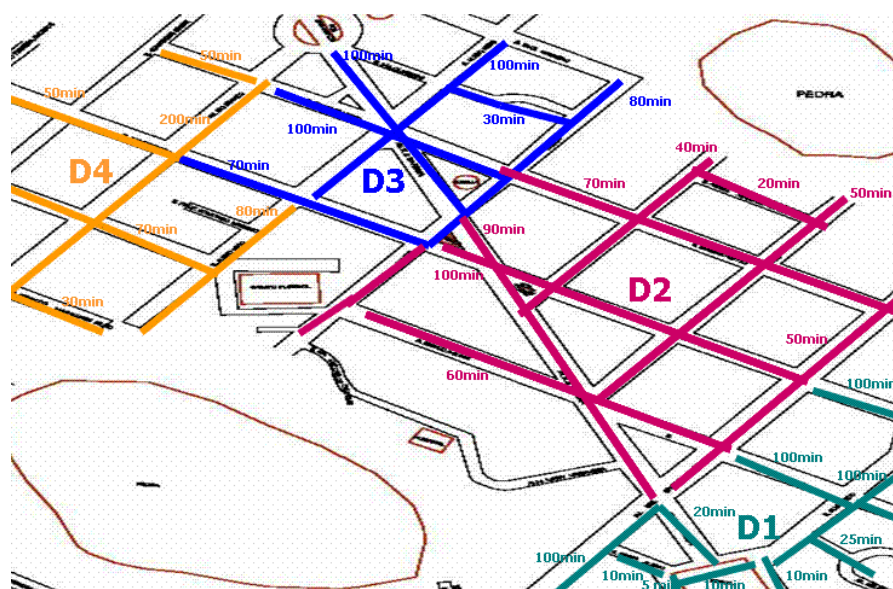


Figura 2.8: Resultado do processo de montagem do Distrito Postal.

A proposta desse trabalho é propor uma ferramenta para executar essa tarefa de forma automatizada e otimizada.

2.3.1 O processo de atribuição de peso para segmento de eixo de logradouro

Ao contrário do que se pensa, o peso do segmento de eixo de logradouro não está associado somente ao tempo que o carteiro leva para percorrer o trecho. Essa ponderação leva em conta todas as atividades que o carteiro executa interna e externamente ao CDD. Abaixo, segue uma síntese dos fatores internos e externos que influenciam nessa ponderação:

Fatores Externos:

- Comprimento do trecho;
- Tipo de pavimentação;
- Verticalização urbana do trecho;

² Processo de montagem de distritos postais a partir de segmentos de eixos de logradouros.

- Aclive ou Declive;
- Possibilidade de percorrer o trecho a pé, de bicicleta ou veículo;
- Densidade de pontos de entrega;
- Existência de Depósito Auxiliar (DA);
- Existência de Grandes Usuários (GU).

Fatores internos:

- Triagem por Distrito;
- Separação por Logradouro;
- Ordenamento;
- Quantidade de Objetos Registrados;
- Preparação DA;
- Preparação do GU.

Todos esses fatores são contemplados na contabilização do tempo através de coeficientes. Esses coeficientes são resultados de um meticuloso trabalho estatístico chamado “Cronoanálise” que a ECT elaborou e mantém atualizado, juntamente com a Fundação de Empreendimentos Científicos e Tecnológicos (FINATEC). Esse trabalho leva em conta o perfil dos carteiros.

A Tabela 2.3 mostra alguns desses coeficientes:

Atividade	Coeficiente
Entrega Externa de Objetos Registrados	1,2000
Confecção de Amarrado	0,4724
Preparação de DA/GU	1,3953
Entrega Interna de Malote	0,6593

Tabela 2.3: Alguns coeficientes de atividades em CDD.

Existem em torno de 110 coeficientes relativos às atividades em CDD.

O processamento dessas informações é feito através de um programa de computador chamado SD. A Figura 2.9 mostra uma tela desse programa.



Figura 2.9: Tela do programa de computador SD.

Esse programa possui algumas características:

- implementado em ambiente de programação arcaico;
- semi-automatizado;
- altamente empírico;
- sem metodologia científica;

A implementação em ambiente de programação arcaico (Clipper) lhe confere uma série de limitações tecnológicas, dentre elas, a troca de informações com outros sistemas de informação, por exemplo, sistemas de geoprocessamento.

A característica semi-automatizada diz respeito à construção manual do distrito postal. Esse será justamente o foco que esse trabalho cobrirá. Em linhas gerais, o SD gera um conjunto de segmento de eixo de logradouros associado aos respectivos custos, a partir daí o usuário associa esses eixos aos distritos. Posteriormente o SD gera relatórios sintéticos dos distritos montados.

A característica empírica diz respeito aos coeficientes usados para ponderar os custos dos segmentos de eixos de logradouros. Eles são obtidos através de um processo altamente disciplinado e que representa, estatisticamente, a realidade da força de trabalho dos carteiros da ECT. Por exemplo, para medir o coeficiente “Quantidade de Cartas Simples Triadas por Hora por Carteiro”, são usados elementos de amostras que contemplam a faixa etária, sexo, tempo de experiência, ou seja, todo o perfil do corpo de carteiros da ECT.

A falta de metodologia científica está relacionada ao fato da tarefa de construção dos Distritos Postais ser feita através do *feeling* do usuário do SD.

A restrição majorante para a construção de um Distrito Postal é a imposição de tempo (jornada de trabalho diária – 480 minutos). A restrição de carga transportada pelo carteiro não

tem muita relevância, tendo em vista que caso haja excesso de peso é usada a estratégia de Depósito Auxiliar, ou seja, se a carga que o carteiro transporta ultrapassa o máximo permitido (10 Kg Homens e 8 Kg Mulher), a mesma será distribuída homogeneamente por veículos em pontos chamados Depósito Auxiliar (DA) ao longo do percurso do carteiro.

A Figura 2.10 e 2.11 mostram dois exemplos de relatórios extraídos do SD.

ECT/DECAR SDR-360/1		SINTESE DAS ATIVIDADES DO DISTRITAMENTO PROPOSTO														Data : 16/03/05 Hora : 11:18:43		
Unidade Distribuidora: 14417006 - CDD SAO MATEUS																Folha 001		
Plano de Triagem.....: 3 - TDU (TD Unica)																		
Percurso Impr. Medio.: 030																		
DISTR.	PERCORRIDA		PONTOS		QUANTIDADE DE OBJETOS				TEMPOS INTERNOS (Min)					TEMPOS EXTERNOS (Min)			TEMPO TOT.	
	KM	TIP	SIMP.	REGL.	SIMPL.	REGES.	SEED	TOTAL	TD	SL	ORD	OUTR.	TOT	DIST.EXT	TOA	TPI	TOTAL	OCUP.DIAR.
300	10.08	P	249	38	561	48	2	611	23	21	64	61	169	247	0	20	267	436 Min
301	11.30	P	284	38	689	48	7	744	23	25	78	61	188	267	0	30	297	484 Min
302	13.77	B	352	25	449	25	1	475	23	17	50	56	145	271	0	30	301	446 Min
303	15.18	F	261	32	479	45	0	524	23	18	55	59	155	293	0	35	328	483 Min
304	26.60	M	419	31	644	34	0	678	23	24	71	58	176	365	0	25	390	566 Min
305	27.67	M	412	41	566	52	2	620	23	21	65	61	170	386	0	10	396	566 Min
306	6.69	P	384	51	877	122	6	1005	23	32	88	65	208	213	0	25	238	446 Min
307	16.16	P	339	35	697	39	4	740	23	26	78	59	185	358	0	40	398	583 Min
308	40.80	M	390	40	493	40	4	537	23	18	56	61	159	409	15	40	464	622 Min
309	42.47	M	377	20	643	30	5	678	23	20	60	55	159	368	0	40	408	566 Min
310	81.21	M	439	30	704	37	0	741	23	26	75	58	182	527	0	35	562	744 Min
311	19.72	B	300	30	421	31	0	452	23	16	47	58	144	304	0	35	339	483 Min
312	39.99	M	229	17	280	16	0	296	23	10	31	54	118	271	30	20	321	440 Min
	351.63		4435	428	7503	567	31	8101	299	274	818	766	2157	4279	45	385	4709	6866 Min

Figura 2.10: Exemplo de relatório do SD.

A jornada de trabalho diária de um carteiro é de 480 minutos. Percebe-se pela última coluna da Figura 2.10 que a qualidade da construção manual dos diversos distritos que compõem a referida localidade não está boa.

RESUMO DO PLANO DE VIABILIDADE ECONOMICA										
Unidade Distribuidora:14417006 - CDD SAO MATEUS								Folha 001		
SUBSETOR : 30								* Distritos Alterados		
Dist	Distancia		Quantid. Pontos Simples	Numeros de trechos				Indice Pontos/km	Tipo de Percorrida	
	Improd	Distrib.		Topografia		Tipo de Area			Atual	Viavel
				Plana	Elevada	Comerc	Residenc			
300	2.200	10.075	249	16	0	9	7	24.71	P	M *
301	3.500	11.300	284	17	2	7	12	25.13	P	B *
302	3.000	13.771	352	35	7	1	41	25.56	B	B
303	3.100	15.520	261	23	0	0	23	16.82	P	M *
304	6.200	26.605	419	62	16	3	75	15.75	M	M
305	3.500	27.670	412	72	32	2	102	14.89	M	M
306	1.500	6.690	384	15	3	10	8	57.40	P	P
307	2.500	16.155	339	22	14	0	36	20.98	P	M *
308	24.000	40.800	390	63	0	5	58	9.56	M	M
309	12.500	42.474	377	92	16	7	101	8.88	M	M
310	17.000	81.210	439	160	1	11	150	5.41	M	M
311	4.000	19.715	300	62	0	1	61	15.22	B	M *
312	9.000	39.988	229	104	4	1	107	5.73	M	M

INDICES DE VIABILIDADE ECONOMICA PARA DEFINICAO DO MODO DE DISTRIBUICAO				
TIPO DE PERCORRIDA VIAVEL	PONTOS POR AREA RESIDENCIAL		QUILOMETRO AREA COMERCIAL	
	PLANA	ELEVADA	PLANA	ELEVADA
Motocicleta	ate 23.35	ate 17.54	ate 29.22	ate 29.10
Bicicleta	maior que 23.35 ate 25.64	maior que 17.54 ate 47.29	maior que 29.22 ate 40.86	maior que 29.10 ate 51.06
Pedestre	maior que 25.64	maior que 47.29	maior que 40.86	maior que 51.06

Figura 2.11: Exemplo de relatório do SD.

O percurso improdutivo pode ser tanto o deslocamento até o início do distrito, quanto o passeio repetido por um segmento de eixo de logradouro. Percebem-se, pela segunda coluna da Figura 2.11, os diversos valores de percursos improdutivos para os diversos distritos da localidade.

Não é escopo desse trabalho propor otimizações das atividades internas ao CDD. O mesmo se atará ao processo de montagem dos distritos postais.

2.4 Caracterização do problema

Dada uma localidade, o SD gera segmentos de eixo de logradouro associado ao seu respectivo custo. Esses eixos são conectados. O conjunto desses segmentos conectados pode ser entendido como um grafo não-orientado, conexo e ponderado.

Um Distrito Postal é um subconjunto de segmentos conectados de eixos de logradouros não-disjunto. Esse subconjunto pode ser entendido como um subgrafo conexo ponderado, onde o somatório dos pesos das arestas equivale ao peso do distrito, o qual não deve extrapolar a jornada de trabalho diária do carteiro.

O esforço do trabalho está em gerar a menor quantidade possível de distritos de forma que não extrapole a carga de trabalho dos carteiros, não deixando de fora nenhum segmento de eixo de logradouro, como também evitar ao máximo passeio repetido pelas arestas.

O trabalho não medirá a qualidade de um ou dois distritos gerados. Ele medirá o conjunto da qualidade dos distritos gerados.

O custo da aresta é oriundo do SD e aceito como verdadeiro.

Para o presente trabalho, toda interseção de logradouro será entendida como um nó do grafo e todo segmento de eixo de logradouro entre interseções será entendido como aresta do grafo.

Não serão abordados aspectos de logística completa, ou seja, relocação das Unidades de Distribuição ou dimensionamento das mesmas, pois aumentaria muito a complexidade do sistema. No entanto, esses subsistemas não deixam de ser fortemente acoplados e devem ser vistos de forma globalizada. Também não se entrará no mérito da discussão: “*Determinar primeiro a distribuição dos distritos ou a localização da Unidade de Distribuição?*” Esses pontos podem ser discutidos em trabalhos futuros.

A Figura 2.12 sintetiza o trabalho de gerar distritos de forma otimizada:

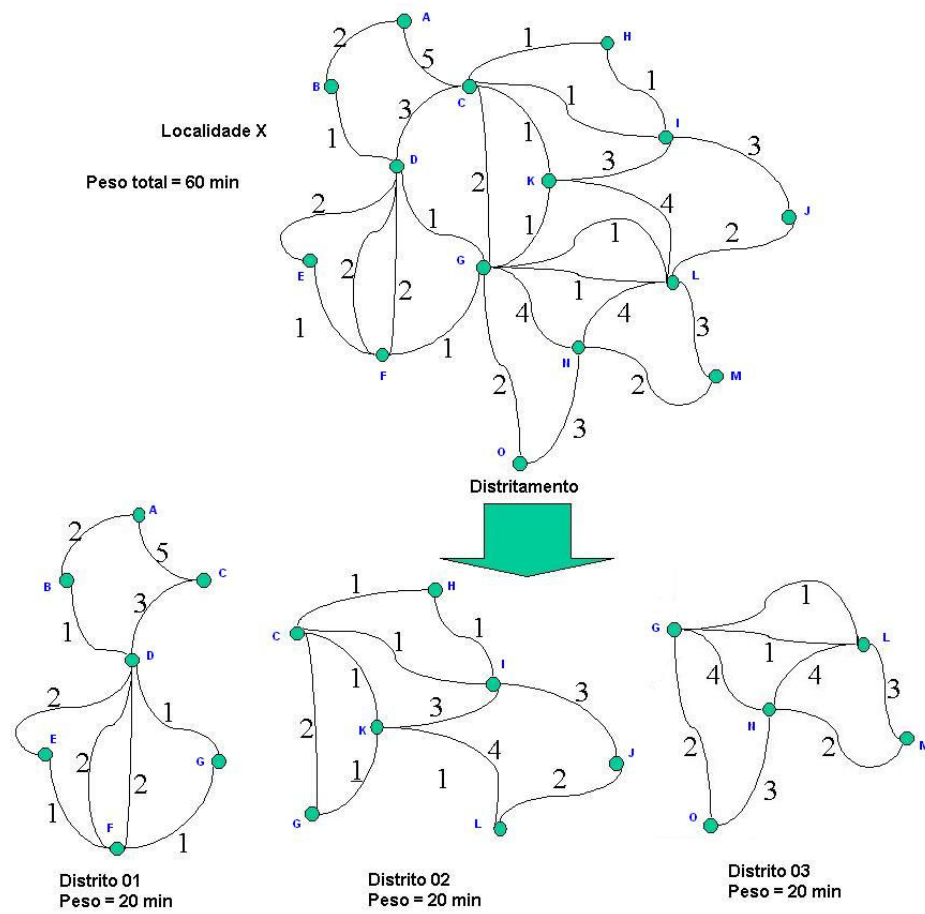


Figura 2.12: Trabalho de gerar distritos a partir de um grafo.

Na Figura 2.12 considera-se hipoteticamente a jornada de trabalho de 20 minutos.

CAPÍTULO III

3 Abordagem Teórica e Ferramentas

Nesse capítulo serão abordados conceitos importantes de teoria de grafos, otimização combinatória e Geometria Computacional.

3.1 Ciclo Euleriano

A questão de um grafo ser ou se tornar euleriano será um dos pontos fundamentais para a evolução desse trabalho. Neste contexto alguns resultados serão destacados:

Teorema 1. Um grafo G conexo possui um ciclo Euleriano se e somente se todo vértice de G possui grau par.

Demonstração: Seja C um ciclo Euleriano de G . Cada ocorrência de um dado nó v em C contribui com duas unidades para o cálculo do grau de v . Como cada aresta de G aparece exatamente uma vez em C , conclui-se que v possui grau par.

Teorema 2. Seja G um grafo com m arestas e n nós v_1, v_2, \dots, v_n . Seja $\partial(v_i)$ o grau de v_i . Então

$$\sum_{i=1}^n \partial(v_i) = 2m \quad (3.1)$$

Demonstração: Quando se soma os graus dos nós, cada aresta (v_i, v_j) é contada duas vezes: uma no grau de v_i e outra no grau de v_j .

Teorema 3. Em qualquer grafo existe um número par de vértices de grau ímpar.

Demonstração: Sejam x_1, \dots, x_p os nós com grau par e y_1, \dots, y_r os nós com grau ímpar.

$$S = \partial(x_1) + \dots + \partial(x_p) \quad (3.2)$$

$$T = \partial(y_1) + \dots + \partial(y_r) \quad (3.3)$$

Pelo Teorema 2, $S+T$ é par. Como S é par, então T também é par. Como T é a soma de r números ímpares

$$\left(\sum_{i=1}^r (2k_i + 1), K_i \geq 0 \text{ e inteiro}\right), \text{ segue - se que } r \text{ é par} \quad (3.4)$$

Para se construir um “*circuito euleriano*” pode-se usar o algoritmo de Fleury descrito em Boaventura (1996). “Circuito euleriano” é um caminho no qual não ocorrem passeios repetidos em arcos do grafo tornado euleriano.

Algoritmo de Fleury

Seja G um grafo euleriano, então as seguintes construções são sempre possíveis e produzem um circuito euleriano em G .

Inicie em qualquer vértice v e atravesse as arestas de uma maneira arbitrária, segundo as seguintes regras:

R_1 – Apague a aresta que foi visitada e, se algum vértice ficar isolado, apague-o também;

R_2 – Em cada estágio, use o istmo (faixa de terra que liga uma península a um continente) somente se não houver alternativa, isto é, nunca atravesse uma aresta se, naquele particular momento, a remoção daquela aresta divide um grafo em duas ou mais componentes (excluindo os vértices isolados).

3.2 O Problema do Carteiro Chinês (PCC) em grafos não-orientados

O PCC é um problema de otimização que objetiva cobrir um passeio (tour), por todos os arcos do grafo, minimizando a distância total percorrida. A solução desse problema em grafos não-orientados quando o grafo é dito euleriano, reduz-se a determinação de tal circuito. Caso o grafo não seja euleriano, ou seja, existem nós de grau ímpar, será necessário percorrer algumas arestas mais de uma vez para que o passeio seja possível.

A questão mais natural a se perguntar é: a fim de minimizar a distância total que o carteiro percorre, como deverá ser a sua rota de forma que ele passe por todas as ruas ao menos uma vez ?

Essa questão é conhecida como o *Chinese Postman Problem*, nome derivado do fato de ter sido no jornal Chinese Mathematics em 1952 a primeira vez em que esse problema foi discutido. Segundo Goldbarg (2000), podemos formular o problema da seguinte forma:

$$\text{PCC Minimizar } z = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} \quad (3.5)$$

$$\text{sujeito a: } \sum_{j=1}^n x_{ji} - \sum_{j=1}^n x_{ij} = 0 \quad i=1, \dots, n \quad (3.6)$$

$$x_{ij} + x_{ji} \geq 1 \quad \forall (i, j) \in A \quad (3.7)$$

$$x_{ij} \geq 0 \text{ e inteiro} \quad (3.8)$$

$x_{ij} \equiv$ número de vezes que a aresta (i, j) é percorrida de i para j ;

$c_{ij} \equiv$ comprimento ou custo da aresta.

Observa-se que, no modelo matemático proposto, a restrição (3.6) garante a continuidade do passeio e a restrição (3.7) garante que nenhuma aresta deixará de ser considerada.

Considerando G o grafo original e N_i o conjunto de nós de cardinalidade ímpar e sabendo que a quantidade desses nós é par, podemos dizer que $N_i/2$ é par. Utilizando esse fato, podemos particionar N_i em dois conjuntos e formar $k = \frac{1}{2} * N_i / 2$ caminhos entre os pares de nós ímpares distintos. As arestas (aqui denominadas por E^*) contidas nesses caminhos são acrescentadas ao grafo original G como arcos “*artificiais*”, obtendo-se um grafo $G_i(E^*)$. Uma solução viável para o PCC original se reduz a determinar os melhores k caminhos que ligam os K pares de nós ímpares (Christofides, 1976). A idéia de solução desenvolvida por Christofides é a de transformar o PCC em um problema de determinação de um ciclo euleriano em um grafo convenientemente expandido. A Figura 3.4 esclarece o processo de obtenção desse grafo aumentado $G_i(E^*)$ em que arestas artificiais representam caminhos que ligam os nós de grau ímpar, entre si. $G_i(E^*)$ é um grafo onde todos os nós possuem cardinalidade par.

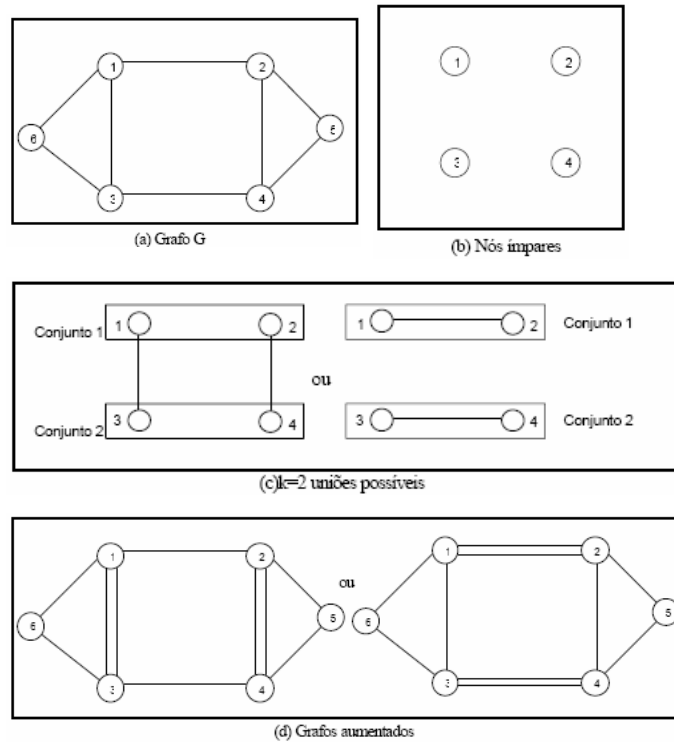


Figura 3.1: Processo de Obtenção $G_i(E^*)$

Verificamos que o grafo G da Figura 3.4 é transformado em um grafo euleriano pelo acréscimo de arestas. A solução do problema seria, dentre as duas alternativas possíveis, o percurso total mais barato.

A solução exata desse problema pode ser obtida em $O(n^3)$ como mostra Papadimitriou (1992). Edmonds e Johnson (1973) apresentaram um interessante algoritmo para a solução do PCC via *matching* (emparelhamento). Podemos resumir o algoritmo da seguinte forma:

Algoritmo do Carteiro Chinês

Início

Ler o grafo $G = (N, A)$

Se todos os nós em G , o grafo original, possuem grau par então

determine um ciclo euleriano em G e **Fim**

Senão.

Organize um grafo K_n da seguinte forma:

Reúna todos os vértices de grau ímpar no grafo K_n e

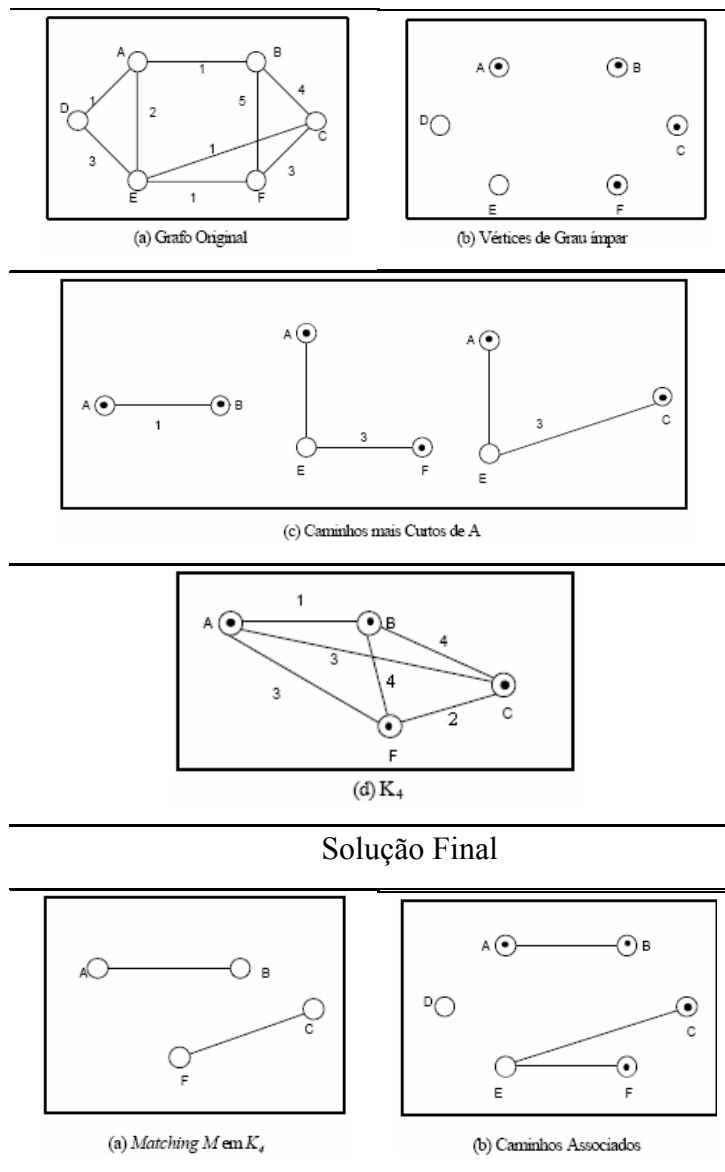
Associe a cada par de vértices i e j no grafo, uma aresta (i, j) com peso igual ao caminho mais curto que liga i e j no grafo G .

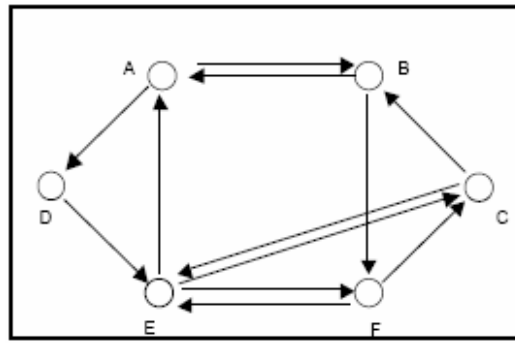
Determine o 1-matching mínimo em K_n , M^* .

Para cada aresta pertencente a M^* **associe** uma nova aresta em G no caminho mínimo que ela representa, obtendo um grafo G_i .

Determine a solução do carteiro chinês que representa por um ciclo euleriano em G_i .

A Figura 3.2 exemplifica o processo descrito no algoritmo do carteiro chinês.





(c) Solução Final

Figura 3.2: Aplicação do PCC ao grafo.

A solução para o problema sobre o grafo da figura anterior é o caminho: A -> B -> F -> E -> A -> D -> E -> F -> C -> E -> C -> B ->A, com comprimento igual a 24.

Basicamente, a complexidade do algoritmo está embutida no 1-matching. Em síntese, o 1-matching se restringe a determinar o “menor caminho” entre todos os nós de cardinalidade ímpar, logo após eleger a combinação dos pares de menor custo, sem sobreposição. A Figura 3.6 exemplifica essa operação.

	Menor caminho entre todos os nós		
	A - B -> 3	B - C -> 4	C - D -> 6
	A - C -> 4	B - D -> 5	
Eleição dos pares de Menor custo	Pares		Custo
	(A, B) e (C, D)		3 + 6 = 9
	(A, B) e (B, C)		Sobreposição (B)
	(A, C) e (B, D)		4 + 5 = 9

	(A, D) e (B, C)		4 + 4 = 8 <u>ok</u>

Figura 3.3: Aplicação do 1-Matching.

A idéia de se usar o 1-matching para tornar um grafo euleriano é muito fácil de ser compreendida:

- Todo caminho que “atravessa” um nó (aresta entrando e saindo) não afeta nem a cardinalidade de um nó de grau par, nem a cardinalidade de um nó de grau ímpar;

- Se um número ímpar de caminhos sair e chegar em dois nós de grau par, suas cardinalidades passarão a ser ímpares, que é o oposto do que se quer;
- Se um número ímpar de caminhos sair e chegar em dois nós de grau ímpar, suas cardinalidades passarão a ser pares, o que é desejado;
- Se dois caminhos distintos saírem de dois nós distintos de cardinalidade ímpar e convergirem para um nó de cardinalidade par, também ocorrerá o desejado. Da mesma forma, poderíamos imaginar quatro, seis, oito, etc., caminhos chegando a um ou mais nós de cardinalidade par, porém sempre chegando aos pares.

O problema do 1-matching pode ser encarado como um grafo bipartido (conjuntos S e D) e solucionado como um caso de fluxo em redes com complexidade $O(n^{2.5})$, onde $n = |N|$. Associando então os s_j a pontos de suprimentos e d_j a pontos de demanda, constituindo um problema de transporte, conforme a seguinte formulação:

$$\text{Minimizar} \quad z = \sum_{j,k} c_{jk} x_{jk} \quad (3.9)$$

$$\text{sujeito a} \quad \sum_k x_{jk} = s_j \quad \forall j \quad (3.10)$$

$$\sum_j x_{jk} = d_k \quad \forall k \quad (3.11)$$

$$x_{jk} \geq 0 \quad (3.12)$$

Beltrami e Bodin (1974) apresentam também uma interessante heurística para a solução desse problema.

3.3 O Problema do Carteiro Chinês Capacitado PCCC

Mais especificamente, este problema é conhecido na literatura como “*Capacitated Chinese Postman Problem*” CCCP. Greistorfer (2003) define o PCCC da seguinte forma: Suponha um grafo não direcionado no qual os nós representam junções de logradouros e as arestas representam segmento de eixo de logradouro entre junções com custo de passeio não-

negativo e com demanda positiva. Existe um número “ilimitado” de carteiros na unidade de distribuição. A meta é encontrar um escalonamento de rotas para a unidade de distribuição. Isso deve ser feito de forma a minimizar o custo sobre todas as rotas, minimizando o percurso improdutivo, isto é, evitar passeios repetidos por uma mesma aresta. O escalonamento deve satisfazer às seguintes restrições: nenhuma aresta deve ficar de fora, uma aresta deve ser servida por apenas um carteiro, a rota não deve extrapolar a capacidade de carga do carteiro.

A primeira formulação para o PCCC foi feita por Christofides (1976). Nesse trabalho, Christofides trata PCCC com auxílio do PCC. Para o PCC, é usado um algoritmo equivalente ao de Edmonds e Johnson (1973) descrito anteriormente. Para o PCCC é usada uma heurística chamada constrói-retira. Em síntese, a heurística funciona da seguinte forma: constroem-se rotas adicionando/removendo arestas, satisfazendo a restrição de capacidade e mantendo o grafo conexo. Quando a rota fica pronta, é retirada e aplica-se o similar PCC de Edmonds e Johnson (1973).

Em síntese, esse problema é o de definir um conjunto de rotas para um conjunto $S = \{1, \dots, s\}$ de carteiros que devem atender à demanda despertada no grafo $G = (V, E)$. Goldberg (2000) mostra a formulação de Golden e Wong (1981) para o PCCC.

$$\text{Minimizar} \quad z = \sum_{j \in V} \sum_{j \in V} \sum_{p \in S} C_{ij}^p X_{ij}^p \quad (3.14)$$

$$\sum_{j \in V} x_{ji}^p - \sum_{j \in V} x_{ij}^p = 0 \quad \forall i \in V, p \in S \quad (3.15)$$

sujeito a:

$$\sum_{p=1}^s (l_{ij}^p + l_{ji}^p) = \left\lceil \frac{q_{ij}}{w} \right\rceil \quad \forall (i, j) \in E \quad (3.16)$$

$$x_{ij}^p \geq l_{ij}^p \quad \forall (i, j) \in E, p \in S \quad (3.17)$$

$$\sum_{i \in V} \sum_{j \in V} l_{ij}^p q_{ij}^p \leq w \quad p \in S \quad (3.18)$$

$$\sum_{j \in V} f_{ij}^p - \sum_{j \in V} f_{ji}^p = \sum_{j \in V} l_{ij}^p \quad \forall i \in E \setminus \{1\}, p \in S \quad (3.19)$$

$$f_{ij}^p \leq (n^2) x_{ij}^p \quad \forall (i, j) \in E, p \in s \quad (3.20)$$

$$f_{ij}^p \geq 0 \quad p \in s \quad (3.21)$$

$$q_{ij} > 0 \quad \forall (i, j) \in E \quad (3.22)$$

$$f_{ij}^p, x_{ij}^p \in \{0,1\} \quad \forall (i, j) \in E, p \in s \quad (3.23)$$

Onde:

$C = [c_{ij}] \equiv$ matriz do comprimento dos arcos;

$Q = [q_{ij}] \equiv$ matriz das demandas que são despertadas nos arcos e devem ser atendidas pelos carteiros;

$W \equiv$ capacidade dos carteiros, sendo $w \geq \max q_{ij}, \forall (i, j) \in E$;

$l_{ij}^p \equiv$ variável binária que assume valor 1 quando o carteiro p servir a demanda do arco (i,j) e 0 caso contrário;

$x_{ij}^p \equiv$ variável binária que assume valor 1 se o arco (i,j) é percorrido pelo carteiro p e 0 caso contrário;

$f_{ij}^p \equiv$ variável de fluxo que assume valor positivo se $x_{ij}^p = 1, f_{ij}^p \in R^+$.

Um depósito central receberá o índice 1.

A restrição (3.15) garante a continuidade das rotas dos carteiros. A restrição (3.16) assegura que o atendimento dos carteiros é considerado em apenas uma das suas passadas pelo arco. A restrição (3.17) obriga que o carteiro percorra os arcos que forem designados atender. A restrição (3.18) garante que os atendimentos dos diversos carteiros não ultrapassem sua capacidade. A restrição (3.19) garante que o fluxo de atendimento é igual ao computado pela designação aos carteiros.

O PCCC é conhecido como uma instância do “*Capacitated Arc Rounting Problem*” CARP.

Golden e Wong (1981) demonstram que esse problema é NP-hard e apresentam um estudo sobre a obtenção de limites inferiores para o problema via 1-matching.

O problema em estudo pertence à classe dos problemas de roteamento, mais especificamente o PCCC.

3.4 Abordagem de ataque ao PCCC

A abordagem de ataque diz respeito à forma primária de encarar os elementos atômicos para a construção de rotas para os carteiros. Sob essa ótica, podemos imaginar duas modalidades de entidades atômicas: a aresta e o subgrafo cíclico. Se decidirmos trabalhar com aresta como elemento de permuta na construção de rotas, não será necessário tornar o grafo inicial euleriano. Do contrário, é necessário que se faça um pré-trabalho para tornar o grafo inicial euleriano. A Figura 3.7 sintetiza essa abordagem.

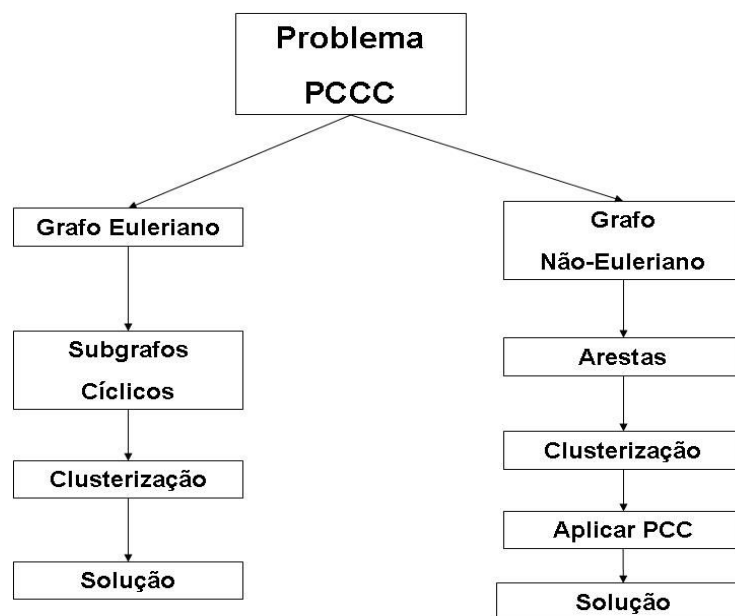


Figura 3.4: Abordagem para Solução do PCCC

Cada uma das decisões a serem tomadas tem suas vantagens e desvantagens. Se for decidido trabalhar com arestas teremos um maior custo computacional, pois no processo de construção de uma rota para qualquer permuta de aresta é necessário aplicar o PCC para medir a restrição de capacidade do carteiro, bem como a qualidade da rota gerada. No entanto,

para essa abordagem consegue-se um refinamento melhor da solução final, pois estamos trocando partículas menores, a aresta.

Uma possível função-objetivo de apoio para essa abordagem poderia ser a quantidade mínima de nós com cardinalidade ímpar formado no *cluster*. No entanto, essa não é uma boa estratégia, pois em alguns casos rotear um cluster com dois nós de cardinalidade ímpar pode torná-lo bem mais caro que outro roteado com quatro nós de cardinalidade ímpar. Por exemplo, imagine dois grandes clusters de mesmo custo: no primeiro, existem dois nós de cardinalidade ímpar localizados nos extremos; no segundo, existem quatro nós de cardinalidade ímpar localizados bem próximos um do outro, o custo final do segundo cluster após o roteamento será bem menor que o primeiro. Cabe ressaltar que clusters montados sem nós de cardinalidade ímpar são os melhores possíveis. A condição de rotear pressupõe a condição de tornar cluster/grafos euleriano.

Apesar da abordagem por subgrafos cíclicos necessitar de um pré-processamento para tornar o grafo inicial euleriano, ela demanda menor custo computacional. A partir do momento que temos o grafo inicial euleriano, é possível fragmentá-lo em subgrafos cíclicos, a partir daí basta “clusterizar” esses subgrafos, respeitando a capacidade do carteiro e medindo a qualidade da solução gerada. Essa abordagem teve grande contribuição para o presente trabalho. Toda a proposta de solução será construída a partir dela a mesma será detalhada, bem como seus procedimentos intrínsecos.

Várias heurísticas podem ser usadas para a montagem combinatorial dos elementos atômicos que compõem uma rota no PCCC. Greistorfer (2003) faz uso de um mix entre a heurística Tabu Search (TS) e procedimentos híbridos. O presente trabalho fará uso da heurística simulated annealing.

3.5 Simulated Annealing

Em Reeves (1993) é relatado que a técnica de otimização conhecida por *Simulated Annealing* teve sua origem em 1953, quando foi usada para simular em um computador o processo de *annealing* de cristais de ligas metálicas, ou seja, processos metalúrgicos de esfriamento. A idéia de aplicar este método para resolver problemas de otimização combinatoria surgiu bem mais tarde.

O método surgiu da seguinte observação estatística: o resfriamento gradativo de um material a partir de uma alta temperatura inicial leva o material a estados mínimos de energia.

Informalmente, esses estados são caracterizados por uma perfeição estrutural do material a baixas temperaturas que não se obteria caso o resfriamento não tivesse sido gradativo.

Sob outras condições menos cuidadosas de resfriamento, o material se cristalizaria com uma energia “localmente mínima”, apresentando imperfeições estruturais. A esse processo cuidadoso de resfriamento dá-se o nome de *annealing*.

3.5.1 Analogia entre o processo físico x problema de otimização combinatória

O processo físico de recozimento *annealing* de um material leva em conta os seguintes parâmetros:

- uma lenta e gradativa diminuição de sua temperatura;
- cada configuração atingida, o material apresenta um nível de energia;
- o processo termina quando o ponto de solidificação é atingido, apresentando uma configuração de energia mínima;
- a maneira pela qual a temperatura irá decrescer é muito importante;
- em um cristal muito grande, por exemplo, se a temperatura for reduzida muito rapidamente, o cristal conterà inúmeras imperfeições, ou seja, não atinge uma configuração de energia mínima.

Em geral, os materiais metálicos se solidificam sob a forma de cristais.

Kirkpatrick (1983) sugeriu que a simulação desse processo poderia ser usada para buscar soluções factíveis, com o objetivo de encontrar a solução ótima. Essa estratégia é uma variante da técnica de busca local, onde:

- uma configuração \Leftrightarrow uma solução;
- configuração de energia mínima \Leftrightarrow solução ótima;
- nível de energia \Leftrightarrow função objetivo;
- temperatura \Leftrightarrow parâmetro de controle.

Na heurística simulated annealing, são permitidos movimentos que aumentem o valor da função objetivo, mas sua frequência é governada por uma função de probabilidade que vai se alterando no decorrer da heurística. Essa função, primeiramente, inspirou-se do processo físico, onde a probabilidade de uma certa configuração ter sua energia aumentada de um ΔE é de:

$$p(\Delta E) = e^{-\Delta E / T} \quad (3.23)$$

A estratégia utilizada no simulated annealing é que a partir de uma alta temperatura se permitem alterações ruins, pois estamos longe do ótimo local. Posteriormente, a temperatura irá diminuindo e a possibilidade de alterações ruins vai se reduzindo, pois estamos próximos do ótimo global.

3.5.2 O algoritmo

Antes de entrarmos diretamente no algoritmo, estabeleceremos alguns conceitos e a evolução do conhecimento a respeito:

Problema de Otimização: Para dado problema, sendo S o conjunto de soluções possíveis, em que cada solução tem um custo, o objetivo é encontrar a solução com menor custo possível.

A partir desse conceito veio o primeiro algoritmo de otimização: *Hill Climbing* (Subida da Encosta):

Hill Climbing

Escolhe aleatoriamente uma solução inicial.

Enquanto critérios de parada não forem satisfeitos,

Gera uma nova solução (vizinha) a partir da atual.

Se (custo da solução nova < custo da solução atual),

Aceita solução nova.

Se não,

Rejeita solução nova (continua com a atual).

Fim Enquanto

O principal problema desse algoritmo é a facilidade de ficar preso em mínimos locais. A partir disso, evoluiu-se para algoritmos que “escapam” desses mínimos locais, sendo os principais deles:

Tabu Search: procura minimizar esta limitação, aceitando sempre os vizinhos gerados e guardando uma lista de melhores soluções encontrada.

Simulated Annealing: procura minimizar esta limitação, permitindo aceitar vizinhos piores com uma certa probabilidade.

O *Simulated Annealing* é construído a partir das seguintes idéias básicas:

- se a nova solução for melhor que a atual (custo menor), esta nova solução é aceita.
- se for pior, a nova solução pode ser aceita com uma dada probabilidade.
- esta probabilidade é controlada por um parâmetro chamado de temperatura, que diminui ao longo das iterações.

A partir dessas idéias é montado o algoritmo:

Simulated Annealing

Escolhe aleatoriamente uma solução inicial;

Escolhe a temperatura inicial T_i , $T_i > 0$;

Escolhe a função de redução de temperatura α ;

Enquanto condição de parada

Enquanto contador de iterações

Gera uma nova solução (vizinha) a partir da atual;

Se (custo da solução nova < custo da solução atual)

Aceita solução nova;

Se não

Pode aceitar solução nova com probabilidade

$p = \exp (-(\text{custo da sol. nova} - \text{custo da sol. atual}) / \text{temperatura});$

Fim Enquanto;

Faça $T = \alpha (T)$;

Fim Enquanto.

Pela função de probabilidade ($p = \exp (-(\text{custo da sol. nova} - \text{custo da sol. atual}) / \text{temperatura})$), ao longo das iterações fica mais difícil aceitar soluções que aumentam o custo.

A essência do algoritmo parece bem simples, no entanto, para cada caso estão envolvidas características intrínsecas de cada problema, cabendo detalhamento de itens como:

- Representação das soluções;

Como as soluções do problema serão representadas no espaço de busca.

- Função de custo;

Como será calculado o custo de cada solução.

- Operador (mecanismo de geração de vizinhos);
Como novas soluções serão geradas a partir da atual.
- Esquema de resfriamento;
Como a temperatura será reduzida ao longo das iterações.

Esses e outros aspectos do problema em questão serão abordados nos próximos capítulos.

3.6 Geometria Computacional

A Geometria Computacional emergiu da área de desenvolvimento e análise de algoritmos em meados da década de 1970, sendo ferramenta de apoio para:

- Computação Gráfica;
- Robótica;
- Sistemas de Informações Geográficas (SIG);
- Visão Computacional;
- Otimização Combinatória;
- Processamento de Imagens.

O objetivo da Geometria Computacional é estudar problemas geométricos sob o ponto de vista algorítmico. Há uma grande semelhança entre Geometria Computacional e Desenho Geométrico se levarmos em conta que ambos pretendem obter novos elementos geométricos a partir de construções elementares. A diferença está no fato de que, na Geometria Computacional, as figuras geométricas e construções correspondem a estruturas de dados e algoritmos. Em geral, o interesse é solucionar um problema utilizando o menor número possível de operações elementares de modo a trazer eficiência no cálculo da solução. São exemplos de operações elementares:

- Intersecção entre dois segmentos;
- Detecção de intersecção em um conjunto de segmentos;
- Teste interior/exterior de um ponto em relação a um polígono;
- Problema do par de pontos mais próximo;
- Fecho convexo no plano;
- Triangulação de polígonos;
- Triangulação de Delaunay;

- Triangulação de Peso Mínimo.

Ao contarmos o número de chamadas às funções primitivas estamos contando a eficiência do algoritmo, podendo assim fazer comparações entre algoritmos para o mesmo problema e decidir qual o mais eficiente. Através de análises mais precisas do número de primitivas executadas pelo algoritmo, podemos obter a sua complexidade

A partir do momento que se pode obter componentes geométricas para problemas de otimização combinatória, a geometria computacional tem se revelado como ferramenta mais eficiente que os métodos não-geométricos. Por exemplo, algoritmos geométricos podem dar uma solução mais eficiente para o problema de encontrar o caminho mais curto entre dois nós de um grafo georeferenciado que o algoritmo de Dijkstra.

Esse trabalho usará a Geometria Computacional como apoio a um problema de Otimização Combinatória, mais especificamente na determinação da envoltória convexa de um grafo georeferenciado e na determinação de subgrafos cíclicos.

No contexto da geometria computacional será usado conceito relacionado a topografia que diz respeito ao ângulo formado a partir da interseção de duas arestas de um polígono qualquer. Por exemplo, a Figura 3.5 demonstra a interseção em C entre as semi-retas \vec{CR} e \vec{CV} . O ângulo tomado a partir \vec{CR} até \vec{CV} é chamado de ângulo entre a Ré e a Vante. O centro C é o local onde é posicionado o aparelho medidor de ângulo. Ré é a direção na qual o aparelho é orientado inicialmente com valor 0° . Centrado no centro e direcionado para a Ré, “gira-se” o aparelho em direção a Vante V para se obter o ângulo entre a Ré e a Vante.

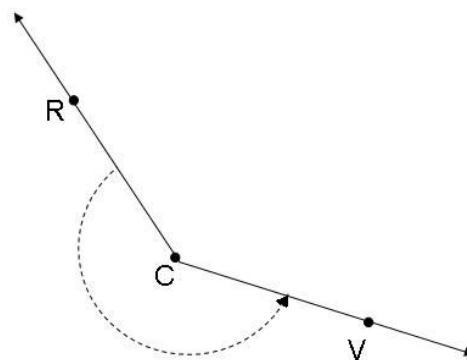


Figura 3.5: Ângulo entre a Ré e a Vante.

CAPÍTULO IV

4 Estratégias de Solução

Neste capítulo será detalhada toda a estratégia de solução para o presente trabalho que pode ser entendido como dois macros módulos: determinação dos subgrafos cíclicos e determinação do distrito postal

4.1 Aspectos relevantes e objetivos básicos

Toda a estratégia de solução ocorrerá em acordo com o ramo esquerdo da Figura 3.4. Antes de entrarmos nas estratégias propriamente ditas é necessário considerarmos alguns aspectos relevantes:

Elementos/Atores envolvidos:

- CDD;
- Carteiros.

Equivalências

- Segmento de eixo de logradouro \Leftrightarrow Aresta de grafo;
- Distrito \Leftrightarrow Cluster;
- Localidade (arruamento) \Leftrightarrow Grafo.

Entradas:

- Heurísticas e fundamentos teóricos;
- Mapas de aruamento georeferenciados;
- Arestas com custos oriundos do SD, através da medição de carga aplicada a uma função de custo, tendo como parâmetros coeficientes oriundos do “cronoanálise”.

Objetivo:

- Montar distritos que se encaixem perfeitamente com a jornada de trabalho e com o mínimo custo, ou seja, evitar repetição de passeios por arestas.

O peso/custo da aresta se refere a um tempo em minutos processado pelo SD. Esse processamento leva em conta todas as atividades executadas pelo carteiro. Cabe ressaltar que o peso da aresta do grafo não é a carga que o carteiro transporta. Apesar do limite de carga que um carteiro (homem 10Kg e mulher 8Kg) pode transportar, esse não é um fator preponderante, pois usa-se o mecanimo de depósitos auxiliares DA's, ou seja, veículos passam antecipadamente ao longo da trajetória do carteiro e deixam volumes de objetos

postais em pontos estratégicos. Em seguida, o carteiro passa para pegá-los e os distribui nos domicílios. Esses volumes são montados pelo próprio carteiro do distrito.

O Distrito Postal é uma sequência conectada de eixos de logradouros. A cada segmento atribui-se um peso em minutos. O somatório desses pesos não deve extrapolar a jornada de trabalho diária de cada carteiro que, na ECT, é de 480 minutos ou 8 horas. Cada carteiro está alocado para seu respectivo Distrito Postal.

O problema, portanto, é o seguinte: dado um grafo não-direcionado com demandas localizadas nas arestas, representado por segmentos de eixos de logradouros, com passeio de custo não-negativo e com demandas positivas, o objetivo é determinar um conjunto de distritos com mínimo custo possível, que cubra todos os logradouros da localidade, atendendo o limite da carga horária de trabalho do carteiro.

Se somarmos todos os pesos das arestas que compõem a localidade de abrangência de um CDD, teremos a carga teórica do CDD ($C_{T,CCD}$). No entanto, essa carga tende a crescer por dois motivos básicos: pela ocorrência de passeios repetidos pelas arestas do grafo e por não se conseguir fazer uma distribuição exata dos distritos com 480 minutos cada.

O segundo motivo pode ser contornado por uma tolerância percentual da carga de trabalho do carteiro. O problema maior reside no primeiro motivo. A partir dessa colocação podemos imaginar a *distribuição ideal da carga dos distritos*:

$$C_{T,CCD} = \sum_{i,j} c_{ij} x_{ij} = \sum C_D \quad (4.1)$$

Onde:

C_D = carga do distrito D;

c_{ij} = custo de aresta (i,j);

x_{ij} = variável binária que assume valor 1 quando a aresta (i,j) é percorrida e 0 caso contrário;

A partir disso também podemos trabalhar com um referencial comparativo para a quantidade teórica de distritos $Q_{T,Dist}$ para uma localidade expressa por:

$$\left\lceil \frac{C_{T,CCD}}{480} \right\rceil = Q_{T,Dist} \quad (4.2)$$

A quantidade inteira superior (4.2) advém do fato de não ser possível ter a fração de um carteiro.

Da mesma forma, para o grafo $G(V,E)$, o somatório das cargas individuais de cada distrito produzido pelo algoritmo de clusterização ficaria no máximo igual à carga teórica do CDD dada por:

$$C_{T,CCD} = \sum_{i,j} c_{ij} x_{ij} \leq \sum_{i \in V} \sum_{j \in V} \sum_{d \in S} c_{ij}^d x_{ij}^d \quad (4.3)$$

Onde:

c_{ij}^d = custo de aresta (i,j) percorrida no distrito d ;

x_{ij}^d = variável binária que assume valor 1 quando a aresta (i,j) é percorrida no distrito d ;

$S = \{1, \dots, s\}$ = conjunto de distritos gerados.

Assim, fica claro quais são os objetivos básicos desse trabalho:

- Reduzir ao máximo o número de distritos, respeitando a carga de trabalho do carteiro;
- Produzir distritos com carga o mais próximo possível da capacidade do carteiro (480 minutos);
- Produzir distritos, cujo somatório das cargas se aproxime ao máximo da carga teórica do CDD $C_{T,CCD}$.

O último objetivo está intimamente ligado à característica euleriana do grafo oriundo do arruamento da localidade, ou seja, a quantidade e o afastamento dos pares de nós com cardinalidade ímpar.

4.2 Tornar o grafo euleriano

Dada uma localidade, o processo de obtenção de um grafo euleriano pode ser feito através do algoritmos de Edmonds e Johnson (1973), conforme abordado no capítulo anterior.

Abaixo, segue uma localidade antes e pós processo de tornar o grafo euleriano. Essa localidade será o modelo de base para o presente trabalho.

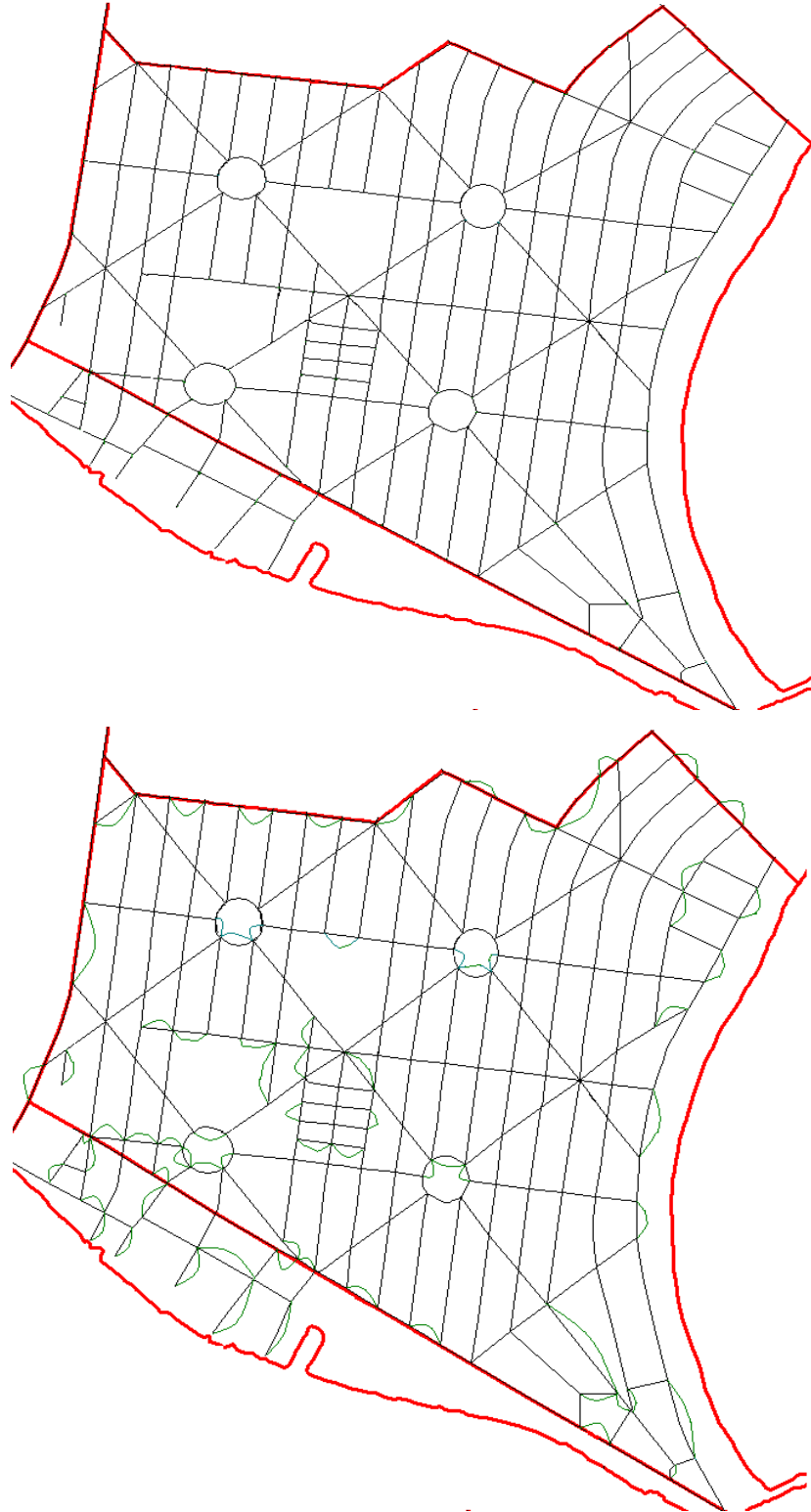


Figura 4.1: Processo de tornar euleriano um grafo (arestas verdes acrescentadas).

4.3 O processo de construção dos subgrafos cíclicos

A partir do momento em que o grafo se torna euleriano, é possível desdobrá-lo em subgrafos cíclicos. Essa é a condição fundamental para a construção de distritos, segundo a abordagem proposta pela Figura 3.4, ramo esquerdo.

Uma vez que se tem um distrito formado por subgrafos cíclicos conexos é possível determinar um “*circuito euleriano*” através do *Algoritmo de Fleury*, descrito no capítulo III. Ele pressupõe uma única passagem em cada aresta do grafo tornado euleriano, no qual, é claro, já está embutida a passagem repetida pelos caminhos mais curtos entre os pares de nós de cardinalidade ímpar. Sendo assim, todas as aresta duplicadas no segundo esquema da Figura 4.1, representarão um duplo passeio.

O argumento que prova que é possível desdobrar um grafo euleriano em subgrafos cíclicos é o seguinte: quando se extrai um subgrafo cíclico de um grafo euleriano, estamos diminuindo em dois a cardinalidade dos nós oriundos do grafo extraído. Como todo nó tem cardinalidade par, nunca sobrar um nó com uma única entrada ou com uma única saída, isso implica que nunca sobrar uma aresta isolada. A Figura 4.2 exemplifica esse processo.

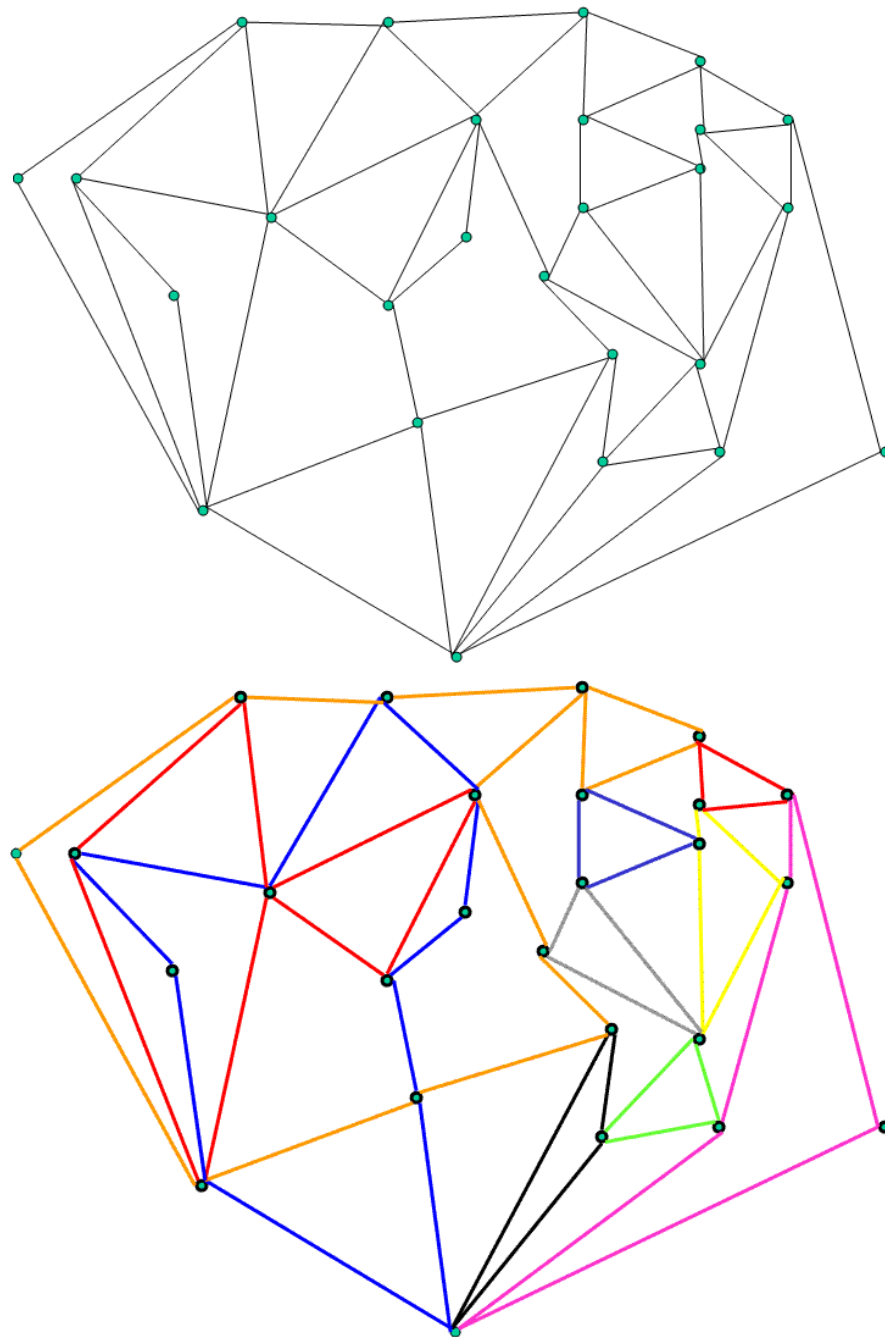


Figura 4.2: Extração de subgrafos cíclicos aleatoriamente
(cada subgrafo numa cor diferente).

A forma como os subgrafos cíclicos são obtidos é extremamente importante para a construção dos distritos. São dois os objetivos básicos do processo de obtenção dos subgrafos cíclicos:

- Obtenção do maior número possível de subgrafos cíclicos;
- O peso dos subgrafos obtidos deve ser o menor possível.

Fica claro que a qualidade dos subgrafos cíclicos obtidos na Figura 4.2 não foi boa.

Aparentemente, a estratégia de extrair os subgrafos cíclicos em ordem crescente ou decrescente de tamanho parece interessante. No entanto, à medida que extraímos qualquer subgrafo cíclico interno ao grafo deixa-se um “buraco”, que tende a tornar o próximo subgrafo a ser extraído maior, ou seja, aumenta-se a granulometria do subgrafo cíclico. A Figura 4.3 exemplifica esse procedimento.

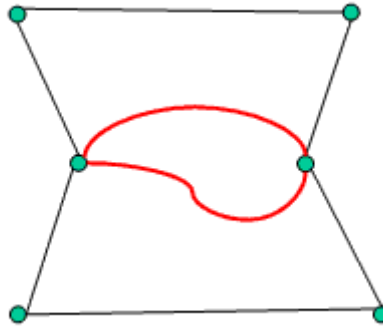


Figura 4.3: Extração interna de um subgrafo cíclico.

Pela Figura 4.3, observa-se que se extrairmos o menor subgrafo cíclico, o remanescente ficará com um peso extremamente grande. Essa condição é bastante prejudicial no processo de montagem de distrito, pois prejudica o refinamento da solução, ou seja, minimiza a precisão. Isso é análogo ao problema de corte de peças de tecidos de uma bobina, pois se todos os moldes forem grandes, isto dificultará o aproveitamento melhor do tecido. Mas, do contrário, se todos os moldes forem pequenos, isto resultará em um aproveitamento máximo do tecido, ou seja, uma granulometria menor possibilita um maior aproveitamento do tecido.

O melhor refinamento seria obtido se trabalhássemos diretamente com arestas do grafo, daí a necessidade de os subgrafos cíclicos serem os menores possíveis.

Fica claro que qualquer forma de extração interna é prejudicial, sendo assim, o processo de extração deve começar de fora para dentro radialmente. Essa é a estratégia chave para esse trabalho. Nesse trabalho, adota-se a estratégia de extração periférica a partir de todas as arestas que compõem a envoltória convexa da figura representada pelo grafo. Porém, isto leva a um grande problema: “determinar a envoltória convexa da figura representada pelo grafo”. Para resolvê-lo usou-se recursos de geometria computacional.

O estudo de caso foi feito para a localidade representada na Figura 2.3. Todos os vértices do grafo foram georeferenciados (atribuídas coordenadas x e y).

Para auxiliar na evolução desse trabalho faz-se necessário apresentar a estrutura de dados ilustrada na Figura 4.4. À medida que a construção da solução for evoluindo as partes dessa estrutura serão detalhadas.

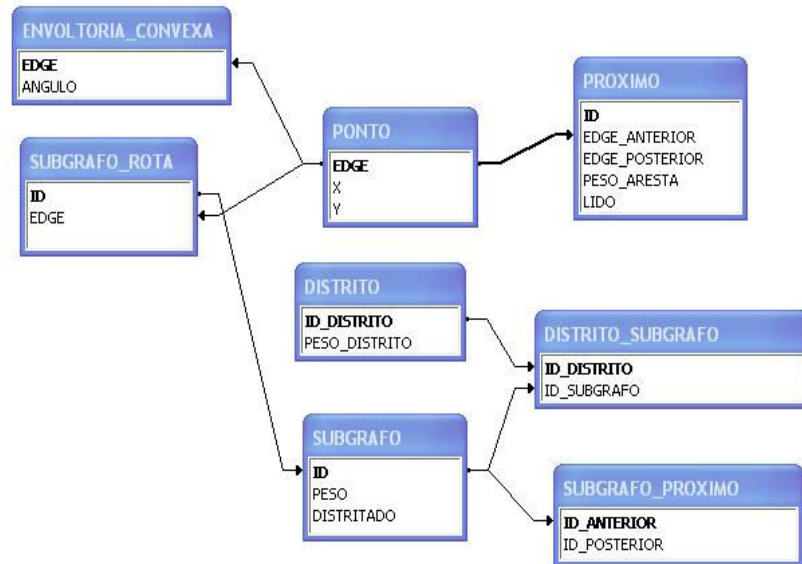


Figura 4.4: Representação da Estrutura de Dados usada para a construção da solução do problema.

Tabelas de Banco de Dados foram usadas como ferramentas de apoio à representação da estrutura de dados para o presente problema. A forma escolhida para representação do grafo foi a Lista Encadeada. Ela pode ser abstraída através do uso de duas tabelas: **PONTO** e **PROXIMO**. A tabela **PONTO** é usada para a referência espacial dos nós do grafo. Cada registro da tabela **PROXIMO** representa um arco do grafo. Implicitamente, essa tabela representa o encadeamento de todos os nós do grafo. Isso fica melhor explicado através da Tabela 4.1.

ID	EDGE ANTERIOR	EDGE POSTERIOR	PESO ARESTA	LIDO
1200	1	2	1	1
1201	1	4	1	1
1202	2	1	1	1
1203	2	3	1	0
1204	2	3	1	1
1205	2	5	1	0
1206	3	2	1	1
1207	3	2	1	0
1208	3	4	1	1
1209	3	6	1	1
1210	4	1	1	1

Tabela 4.1: Representação de arcos de grafo e encadeamento dos mesmos.

A partir do nó 1 (EDGE_ANTERIOR) chega-se ao nó 2 ou 4, da mesma forma, a partir do nó 3, chega-se ao nó 6, 4 ou 2 duas vezes (existência de um duplo caminho). Isso evidencia a abstração de Lista Encadeada.

O Campo ID representa a identificação da aresta. O campo LIDO é um mecanismo usado para a construção de subgrafos cíclicos.

A tabela ENVOLTORIA_CONVEXA da Figura 4.4 armazena a envoltória convexa do grafo. Essa é construída através da Tabela PONTO, Figura 4.4.

4.3.1 Obtenção da Envoltória Convexa do Grafo da Figura Representada pelo Grafo

A construção da envoltória convexa do grafo é fundamental para a solução do problema. Para cada aresta que compõe essa envoltória é extraído um subgrafo cíclico.

A Figura 4.5 representa os nós de um grafo e a evolução do processo de construção da envoltória convexa.

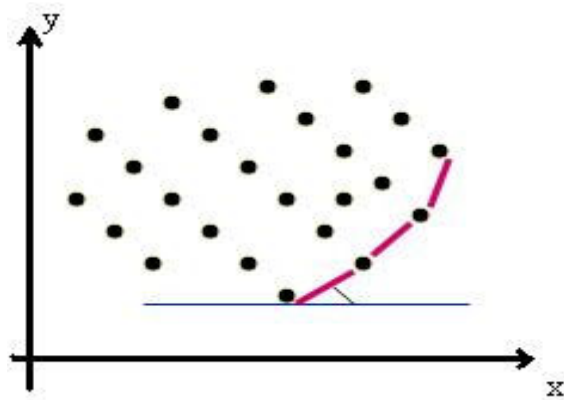


Figura 4.5: Evolução da construção da envoltória convexa.

O algoritmo de construção da Envoltória convexa segue abaixo:

Envoltoria_Convexa

Selecione o nó de menor ordenada (oY);

Faça esse nó como nó da Ré;

Selecione o nó da Vante (menor ângulo da horizontal com nós próximos (lista encadeada) da Ré);

Faça Centro := Vante;

Enquanto nó Vante diferente nó Ré (primeiro) **faça**

Enquanto fim lista encadeada nó Centro

Execute *Calcula Angulo* (nó Ré, nó Vante, nó próximo (lista encadeada));

Fim Enquanto;

Faça Ré := Centro;

Faça Centro := Vértice do menor ângulo calculado;

Adicione Centro e ângulo à envoltória convexa;

Fim enquanto;

Fim.

Tomando a função *CalculaAngulo* como operação elementar da geometria computacional, tem-se que a complexidade desse algoritmo é: $O(k*n)$, para o pior caso, ou seja, os vértices da envoltória convexa são ligados a todos os demais vértices do grafo. A variável k representa o número de vértices da envoltória convexa e n o número de vértices do grafo.

Apesar de parecer uma operação trigonométrica simples a função *CalculaAngulo* tem uma complexidade implícita. Em cada um dos quatro quadrantes dos eixos trigonométricos ela tem um tratamento especial. Esse detalhamento é descrito na Figura 4.7.

Antes de fazer o estudo dos quadrantes, é preciso transladar as coordenadas do nó Ré, Vante e Próximo para centro do eixo cartesiano. A Figura 4.6 exemplifica esse processo.

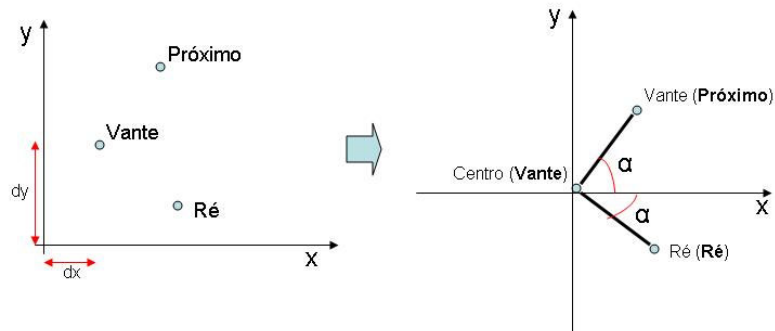


Figura 4.6: Processo de transladar eixo cartesiano.

O transladar eixo cartesiano significa que para os nós Ré, Vante e Próximo foram subtraídas as coordenadas do nó Vante (dx , dy). Sendo assim, esse nó passou a ser o centro do eixo cartesiano. Para calcularmos o ângulo entre a Ré e a Vante, basta calcularmos o ângulo formado com o eixo oX para a Ré e para a Vante e aplicarmos uma operação trigonométrica. Isso é equivalente a calcularmos o ângulo formado entre uma aresta qualquer da envoltória convexa o próximo nó candidato que comporá a envoltória. Será sempre calculado o ângulo α formado com o eixo oX , através da função trigonométrica $arctg(Y_R/ X_R)$ ou $arctg(Y_V/ X_V)$ em valor absoluto.

Ré no 1º Quadrante	
	<p>* Vante 1º Quadrante $R > V \Rightarrow \alpha = 360 - (R - V)$ $R < V \Rightarrow \alpha = V - R$</p> <p>* Vante 2º Quadrante $\alpha = 180 - (V + R)$</p> <p>* Vante 3º Quadrante $\alpha = 180 - R + V$</p> <p>* Vante 4º Quadrante $\alpha = 360 - (R + V)$</p>
Ré no 2º Quadrante	
	<p>* Vante 1º Quadrante $\alpha = 180 + R + V$</p> <p>* Vante 2º Quadrante $R > V \Rightarrow \alpha = R - V$ $R < V \Rightarrow \alpha = 360 - (V - R)$</p> <p>* Vante 3º Quadrante $\alpha = R + V$</p> <p>* Vante 4º Quadrante $\alpha = (180 - V) + R$</p>
Ré no 3º Quadrante	
	<p>* Vante 1º Quadrante $\alpha = (180 - R) + V$</p> <p>* Vante 2º Quadrante $\alpha = 360 - (R + V)$</p> <p>* Vante 3º Quadrante $R > V \Rightarrow \alpha = 360 - (R - V)$ $R < V \Rightarrow \alpha = V - R$</p> <p>* Vante 4º Quadrante $\alpha = 180 - (R + V)$</p>
Ré no 4º Quadrante	
	<p>* Vante 1º Quadrante $\alpha = R + V$</p> <p>* Vante 2º Quadrante $\alpha = (180 - V) + R$</p> <p>* Vante 3º Quadrante $\alpha = 180 - (R + V)$</p> <p>* Vante 4º Quadrante $R > V \Rightarrow \alpha = R - V$ $R < V \Rightarrow \alpha = 360 - (V - R)$</p>

```

function CalculaAngulo (XC, YC, XR, YR, XV, YV: Real): Real;
var RE, VANTE, ALFA: Real;
begin
  XR:=XR - XC;
  YR:=YR - YC;
  XV:=XV - XC;
  YV:=YV - YC;
  IF XR = 0 THEN XR:= 0.000000000001;
  IF YR = 0 THEN YR:= 0.000000000001;
  IF XV = 0 THEN XV:= 0.000000000001;
  IF YV = 0 THEN YV:= 0.000000000001;
  RE:= abs (RadToDeg(ArcTan(YR/XR)));
  VANTE:= abs (RadToDeg(ArcTan(YV/XV)));
  IF (XR > 0) AND (YR > 0) THEN// RÉ 1º QUADRANTE
  BEGIN
    IF (XV > 0) AND (YV > 0) THEN // VANTE 1º QUADRANTE
    BEGIN
      IF (RE > VANTE) THEN ALFA:= 360 - (RE - VANTE);
      IF (RE < VANTE) THEN ALFA:= VANTE - RE;
    END;
    IF (XV < 0) AND (YV > 0) THEN // VANTE 2º QUADRANTE
      ALFA:= 180 - (RE + VANTE);
    IF (XV < 0) AND (YV < 0) THEN // VANTE 3º QUADRANTE
      ALFA:= 180 - RE + VANTE;
    IF (XV > 0) AND (YV < 0) THEN // VANTE 4º QUADRANTE
      ALFA:= 360 - (RE + VANTE);
    END;
  IF (XR < 0) AND (YR > 0) THEN// RÉ 2º QUADRANTE
  BEGIN
    IF (XV < 0) AND (YV > 0) THEN // VANTE 2º QUADRANTE
    BEGIN
      IF (RE > VANTE) THEN ALFA:= RE - VANTE;
      IF (RE < VANTE) THEN ALFA:= 360 - (VANTE - RE);
    END;
    IF (XV < 0) AND (YV < 0) THEN // VANTE 3º QUADRANTE
      ALFA:= RE + VANTE;
    IF (XV > 0) AND (YV < 0) THEN // VANTE 4º QUADRANTE
      ALFA:= (180 - VANTE) + RE;
    IF (XV > 0) AND (YV > 0) THEN // VANTE 1º QUADRANTE
      ALFA:= 180 + RE + VANTE;
    END;
  IF (XR < 0) AND (YR < 0) THEN// RÉ 3º QUADRANTE
  BEGIN
    IF (XV < 0) AND (YV < 0) THEN // VANTE 3º QUADRANTE
    BEGIN
      IF (RE > VANTE) THEN ALFA:= 360 - (RE - VANTE);
      IF (RE < VANTE) THEN ALFA:= VANTE - RE;
    END;
    IF (XV > 0) AND (YV < 0) THEN // VANTE 4º QUADRANTE
      ALFA:= 180 - (RE + VANTE);
    IF (XV > 0) AND (YV > 0) THEN // VANTE 1º QUADRANTE
      ALFA:= (180 - RE) + VANTE;
    IF (XV < 0) AND (YV > 0) THEN // VANTE 2º QUADRANTE
      ALFA:= 360 - (RE + VANTE);
    END;
  IF (XR > 0) AND (YR < 0) THEN// RÉ 4º QUADRANTE
  BEGIN
    IF (XV > 0) AND (YV < 0) THEN // VANTE 4º QUADRANTE
    BEGIN
      IF (RE > VANTE) THEN ALFA:= RE - VANTE;
      IF (RE < VANTE) THEN ALFA:= 360 - (VANTE - RE);
    END;
    IF (XV > 0) AND (YV > 0) THEN // VANTE 1º QUADRANTE
      ALFA:= RE + VANTE;
    IF (XV < 0) AND (YV > 0) THEN // VANTE 2º QUADRANTE
      ALFA:= (180 - VANTE) + RE;
    IF (XV < 0) AND (YV < 0) THEN // VANTE 3º QUADRANTE
      ALFA:= 180 + (RE + VANTE);
    END;
  CalculaAngulo:= ALFA;
end;

```

Figura 4.7: Detalhamento da função CalculaAngulo

Na Figura 4.7, R representa o ângulo formado pela aresta do vértice da Ré e o eixo oX, V representa o ângulo formado pela aresta do vértice da Vante e o eixo oX.

4.3.2 A Construção dos Subgrafos Cíclicos

A partir das arestas da envoltória convexa são construídos os subgrafos cíclicos. Na verdade, esse processo é iterativo; determina-se a envoltória convexa, logo após extraem-se todos os subgrafos cíclicos marginais a ela. Do grafo residual determina-se a nova envoltória convexa e extraem-se os subgrafos marginais e assim sucessivamente até não existirem mais subgrafos a serem extraídos. A construção dos subgrafos marginais pode ocorrer de duas formas: interseção entre envoltórias convexas e caminho do maior ângulo.

4.3.2.1 Interseção entre envoltórias

A idéia dessa estratégia é a construção de envoltórias como se fossem “casca” de um objeto. Tomando duas a duas as “casca” subseqüentes, têm-se os seus pontos de interseção. Cada dois pontos dessa interseção representam o início e término de um subgrafo cíclico, contido nas respectivas “casca”. A Figura 4.8 ilustra essa estratégia.

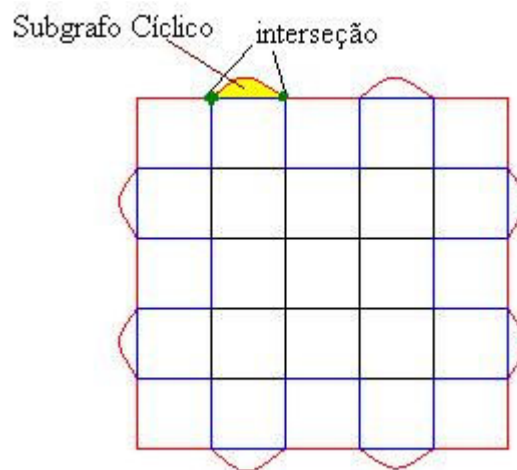


Figura 4.8: Interseção entre Envoltórias Convexas consecutivas (vermelha e azul), dando origem a subgrafos cíclicos.

A estratégia apresentada na Figura 4.8 precisa de um tratamento especial quando são processadas a última e penúltima “casca” mais internas do grafo.

4.3.2.2 Caminho do Maior Ângulo

O presente trabalho usou essa estratégia como forma de construção de subgrafos cíclicos a partir da envoltória convexa. Abaixo, segue um algoritmo simplificado para a obtenção de um subgrafo cíclico a partir de uma aresta da envoltória convexa.

ObtemSubgrafoCiclicoArestaEnvoltoriaConvexa

Selecione uma aresta da envoltória convexa;

Tome um nó como *Centro* e o outro como *Ré*;

Enquanto nó *Centro* diferente nó *Ré* (primeiro) **faça**

Enquanto fim lista encadeada nó *Centro*

Execute *CaluculaAngulo* (nó *Ré*, nó *Centro*, nó

Próximo (lista encadeada));

Fim *Enquanto*;

Faça *Ré* := *Centro*;

Faça *Centro* := *Vértice do maior ângulo* calculado;

Adicione a aresta do maior ângulo ao subgrafo cíclico;

Fim enquanto;

A Figura 4.9 exemplifica esse processo.

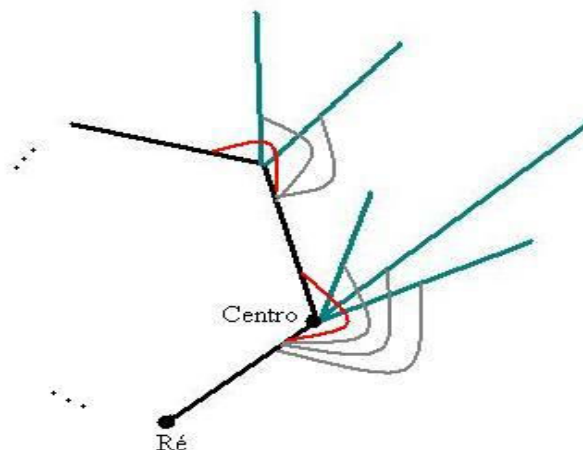


Figura 4.9: Processo de construção de subgrafo cíclico a partir da estratégia do caminho de maior ângulo.

Apesar da estratégia do caminho de maior ângulo parecer simples, ela exige uma série de tratamentos específicos. A Figura 4.10 sintetiza o processo de obtenção de todos os subgrafos cíclicos a partir das arestas da envoltória convexa.

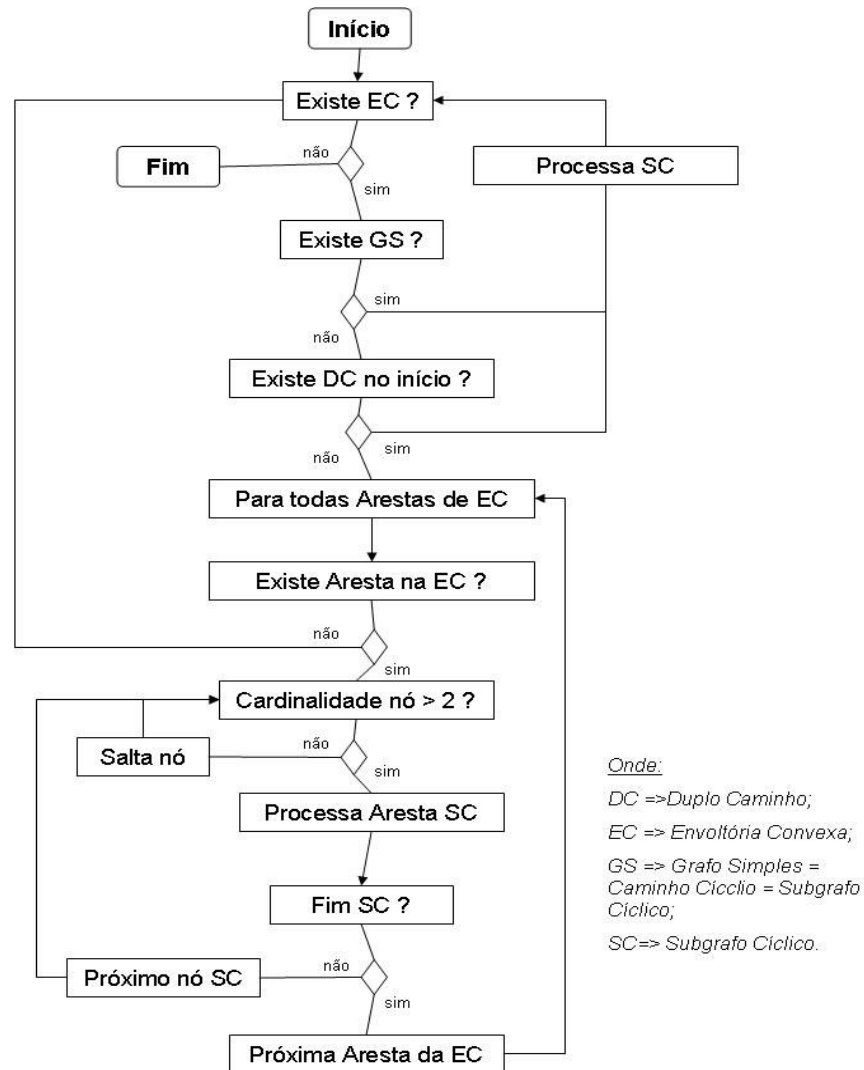


Figura 4.10: Processo de obtenção de todos os subgrafos cíclicos a partir das arestas da envoltória convexa .

O primeiro teste da Figura 4.10 é trivial: pergunta-se se existem registros na tabela ENVOLTORIA_CONVEXA. O segundo e terceiro testes evitam custos adicionais de processamento para o processo, ou seja, uma solução imediata para o problema.

O segundo teste se faz necessário, pois à medida em que se avança no processo de extração de subgrafos cíclicos, surgem Grafos Simples “soltos” no “tabuleiro”. A Figura 4.11 exemplifica esse acontecimento.

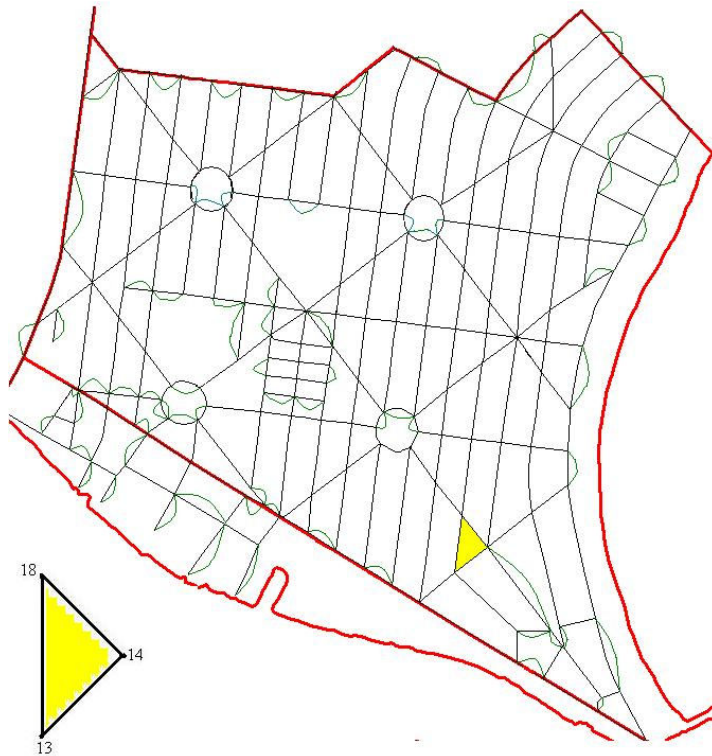


Figura 4.11: Grafo Simples oriundo Processo de construção de subgrafo cíclico.

A Tabela 4.2 representa os dados da espacialização do Grafo Simples da Figura 4.11. Espacialização no sentido de que a figura geométrica não é armazenada em banco de dados na forma como vista pelo ser humano. Os dados numéricos armazenados são convertidos de alguma forma em figuras geométricas reconhecíveis pelos seres humanos.

PROXIMO

ID	EDGE ANTERIOR	EDGE POSTERIOR	PESO ARESTA	LIDO
1252	13	14	1	0
1253	13	18	1	0
1250	13	8	1	1
1251	13	12	1	1
1256	14	13	1	0
1258	14	18	1	0
1254	14	9	1	1
1255	14	9	1	1
1257	14	15	1	1
1259	14	23	1	1
1272	18	13	1	0
1273	18	14	1	0
1274	18	22	1	1
1275	18	26	1	1

ENVOLTORIA CONVEXA

EDGE	ANGULO
14	271
18	314
13	314

Tabela 4.2: Tabelas PROXIMO e ENVOLTORIA_CONVEXA representando um Grafo Simples = Caminho Cíclico = Subgrafo Cíclico.

Conforme a Tabela 4.2, a detecção de Grafo Simples é trivial, basta fazer a seguinte “pergunta” à tabela PROXIMO: só existem pares de nós anterior ou posterior (EDGE_ANTERIOR ou EDGE_POSTERIOR)? Na tabela 4.2, os pares de anterior estão marcados em cinza.

Da forma semelhante, o terceiro teste é feito “perguntando” à tabela PROXIMO: qual a cardinalidade de um mesmo nó anterior e posterior (EDGE_ANTERIOR e EDGE_POSTERIOR)? Um Duplo Caminho no início (aresta da EC), representa um subgrafo que deve ser extraído.

O quinto teste “*Cardinalidade nó > 2 ?*” solicita que as arestas de nós com cardinalidade igual a dois devem ser incorporadas ao subgrafo cíclico e o processamento passado adiante.

Os subgrafos cíclicos obtidos são armazenados nas tabelas SUBGRAFO_ROTA e SUBGRAFO Tabela 4.3. A primeira armazena a sequência de nós que compõem o caminho cíclico. A segunda armazena o peso e uma referência lógica, o campo “*DISTRITADO*”, que

informa se o subgrafo já foi ou não incorporado ou não a um distrito; esse campo é equivalente a campo “LIDO” da tabela PROXIMO da Figura 4.4 que informa se uma aresta já foi ou não incorporada a um subgrafo cíclico. Considerou-se que toda aresta possui peso 1.

SUBGRAFO ROTA				
ID	EDGE			
1	4			
1	3			
1	2			
1	1			
2	4			
2	11			
3	16			
3	15			
3	10			
3	11			

SUBGRAFO		
ID	PESO	DISTRITADO
1	4	0
2	2	0
3	4	0

Tabela 4.3: Tabelas SUBGRAFO_ROTA e SUBGRAFO usadas para representar subgrafo cíclico.

4.4 A construção do Distrito através do Simulated Annealing

A construção dos Distritos Postais (clusters de subgrafos cíclicos) se dará através da junção de subgrafos cíclicos conexos. A heurística usada para essa construção será o algoritmo “Simulated Annealing” (Recozimento Simulado). Antes de entrarmos no algoritmo de distritamento é necessário fazer algumas colocações:

Considerações:

- Cada **distrito** é tratado como um **bin**;
- Cada **subgrafo cíclico** é tratado como um **item** a ser colocado num bin;
- A **matriz de adjacências** informa as restrições a serem observadas no processo de preenchimento de um bin. Somente itens “afins” (ou seja, adjacentes diretos ou por propagação) podem ser colocados num mesmo bin.

Notação:

- Bins: D_1, D_2, \dots, D_n , onde n é o total de bins (distritos) num dado momento;
- Itens: p_1, p_2, \dots, p_m , onde m é o total de itens (subgrafos).

Problema:

“Como colocar os itens nos bins de modo a minimizar o número total de bins utilizados, aproximando-se ao máximo $Q_{T,Dist}$ (4.2)?”

Processo geral de solução para o problema:

“Gerar uma distribuição inicial e promover trocas – observando as restrições de acomodação de itens afins num mesmo bin – objetivando minimizar o número total de bins da distribuição.”

Distritamento

{ Sejam S^* a melhor solução, S a solução corrente, U o conjunto de soluções vizinhas a S e S' a solução vizinha sorteada }

Início

{ Geração de Solução Inicial }

$S \leftarrow$ Distribuição qualquer dos itens nos bins (por exemplo, um item em cada bin);

{ Inicialização }

$S^* \leftarrow S$;

$U \leftarrow \{ \}$;

Escolha α entre 0.85 e 0.95;

Escolha uma Temperatura-Mínima;

Escolha um número Máximo-de-Iterações;

Escolha um número de Iterações-para-Equilíbrio;

Escolha uma temperatura inicial $T > 0$;

$k \leftarrow 0$;

Enquanto ($k < \text{Máximo-de-Iterações}$) e ($T > \text{Temperatura Mínima}$)

faça { Critério de Parada }

$k \leftarrow k + 1$;

$e \leftarrow 0$;

Enquanto ($e < \text{Iterações-para-Equilíbrio}$) faça { **Critério de equilíbrio**}

$e \leftarrow e + 1$;

Gere o conjunto U de soluções vizinhas a S ,
garantindo a integridade de conectividade do distrito;

Selecione (via sorteio ponderado, por exemplo) uma vizinha aleatória S' pertencente ao conjunto U ;

$\Delta \leftarrow \text{custo}(S) - \text{custo}(S')$; { **Objetivo: minimização**}

Se $\Delta > 0$ **então**

$S \leftarrow S'$;

Se $\text{custo}(S) < \text{custo}(S^*)$ **então**

$S^* \leftarrow S$;

Senão

Se $\text{random}(0,1) < \exp(\Delta / T)$ **então**

$S \leftarrow S'$;

Fim-Se;

Fim-Enquanto;

$T \leftarrow T * \alpha$; { **Redução da temperatura (resfriamento ou cooling)**}

Fim-Enquanto;

Fim.

4.4.1 A solução Inicial

A construção da solução inicial para o algoritmo de Distritamento foi tomada a partir da matriz de adjacência dos subgrafos cíclicos. Essa matriz está implícita nas tabelas SUBGRAFO e SUBGRAFO_PROXIMO, conforme Figura 4.4. Em síntese, a solução inicial foi montada da seguinte forma: toda linha da matriz de adjacência equivale a um *bin*, se esse *bin* extrapolar a carga prevista para um distrito, promove-se um *split* desse *bin*.

conectividade do distrito 10. A Figura 4.13 foi obtida do aplicativo implementado para o presente trabalho.

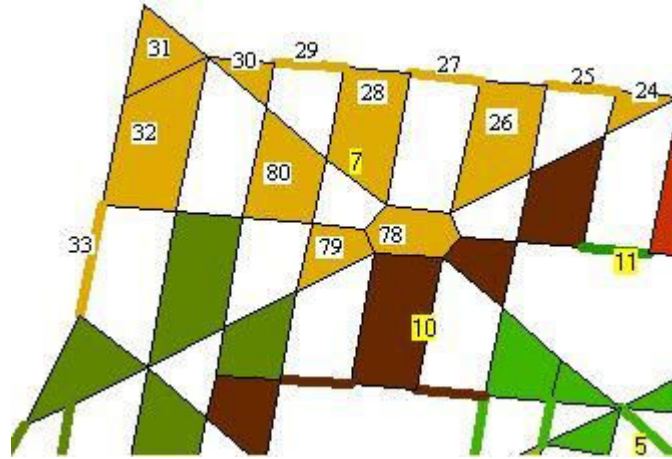


Figura 4.13: Plotagem de distritos a partir de subgrafos.

A rotina gera uma lista de todos os possíveis subgrafos cíclicos de todos os distritos que podem ser intercambiados. A partir do *range* dessa lista é escolhido aleatoriamente um subgrafo para troca. No entanto, para essa troca acontecer é preciso antes fazer um teste de integridade de divisão de distrito. Por exemplo, se o subgrafo 26 do distrito 7 da Figura 4.13 for passado para o distrito 10 haverá uma divisão do distrito 7, ou seja, uma quebra de integridade de conectividade do distrito 7. Caso o subgrafo escolhido não atenda ao teste de divisão de distrito, é selecionado o subgrafo imediatamente posterior na lista.

4.4.3 O teste de divisão de distrito

O teste da divisão de distrito é realizado para evitar a sua descontinuidade. Segue abaixo o algoritmo.

DivideDistrito

Empilhe aleatoriamente um subgrafo cíclico do distrito;

Faça marcador apontar para o primeiro elemento da pilha;

Selecione os subgrafos vizinhos do primeiro subgrafo empilhado, pertencentes ao distrito em questão;

Empilhe esses subgrafos vizinhos;

Avance o marcador uma posição;

Enquanto fim da pilha

Selecione os subgrafos vizinhos apontados pelo marcador, pertencentes ao distrito em questão;

Empilhe esses subgrafos vizinhos;

Avance o marcador uma posição;

Fim Enquanto

Se ((Tamanho da Pilha) = (Quantidade de subgrafos do distrito - 1))

então DivideDistrito:= verdadeiro;

Caso contrário DivideDistrito:= falso;

Fim.

Por exemplo para o distrito 7 da Figura 4.13 se fosse passado o subgrafo 26 para o distrito 10 e fosse aplicado o algoritmo DivideDistrito, ocorreria o seguinte: suponha escolhido aleatoriamente o subgrafo 32 para iniciar a pilha. Após processamento do algoritmo a pilha ficaria com os seguinte subgrafos: (32, 33, 31, 30, 29, 80, 79, 28, 78, 27). Os subgrafos 24 e 25 não estariam empilhados, pois não são vizinhos de nenhum subgrafo do distrito 7. O tamanho da pilha seria 10 enquanto a quantidade de subgrafos do distrito seria 12, logo o teste retornaria falso.

4.4.4 A função de custo

Em princípio, pensou-se como função de custo a quantidade de *bins* entre um passo e outro do algoritmo, no entanto, ela possui baixa sensibilidade ao melhoramento.

A qualidade da solução é função da quantidade de *bins*, que após o processamento, se aproximam do peso ideal para o distrito. A função de custo deve ser sensível a essa qualidade. A partir desse conceito foi pensado na função de soma dos quadrados do custo. Ela funciona da seguinte forma: para cada solução corrente calcula-se as somas dos quadrados dos *bins*. A Figura 4.14 exemplifica esse processo para uma mesma somatório de pesos ($7 + 6 + 5 + 4 = 22$ e $8 + 8 + 5 + 1 = 22$) e quantidade de subgrafos cíclicos.

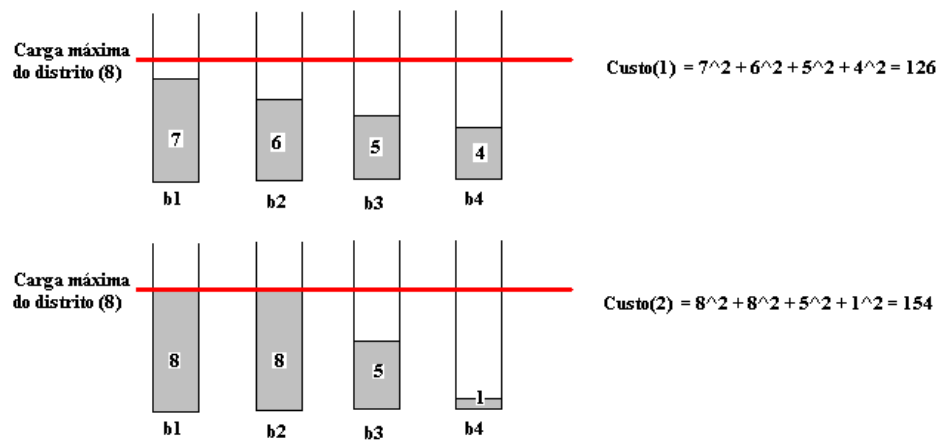


Figura 4.14: Função de custo “soma dos quadrados” para os *bins*.

Se o cálculo do custo fosse em função da quantidade de *bins*, não haveria diferença entre a primeira e segunda solução da Figura 4.14. No entanto, a qualidade da segunda solução é melhor que a primeira, tendo em vista a quantidade de *bins* que se aproximou do objetivo. A função de custo “soma dos quadrados” detecta essa qualidade, $\text{Custo}(2) > \text{Custo}(1)$.

CAPÍTULO V

5 Resultados e Implementação Computacional

Para resolver o problema real descrito no capítulo II, através das estratégias definidas no capítulo IV, efetuou-se a implementação computacional dos algoritmos apresentados. Uma descrição detalhada, assim como os resultados computacionais, são apresentados a seguir.

Anterior ao processo de programação, implementou-se a estrutura de dados responsável pela persistência e operações sobre as entidades que compõem o domínio do problema. Essa estruturação encontra-se na Figura 4.4. Em seguida, partiu-se para o processo de implementação das estratégias e algoritmos descritos no capítulo IV. Posteriormente, foram executados testes para situações imaginárias (Figura 4.12), tendo em vista a correção de erros. Finalmente, foi escolhida uma localidade para a execução de testes a partir de uma configuração real de logradouros. A localidade escolhida foi o bairro Jardim da Penha em Vitória no ES (Figura 2.3).

5.1 Cadastro dos dados iniciais – Definição do grafo inicial

A partir da definição da localidade escolhida, iniciou-se o processo de cadastramento de informações georeferenciadas para execução dos testes. Essas informações são persistidas nas tabelas PONTO e PRÓXIMO da Figura 4.4. A tabela PONTO é usada para a referência espacial dos nós do grafo, coordenadas x e y . Cada registro da tabela PROXIMO representa um arco do grafo, com seu respectivo peso (Tabela 4.1). Como o processo humano de digitação dessas informações é passível de erros, fez-se necessária a implementação de um programa que checasse espacialmente a consistência dos dados numéricos digitados. Os dados numéricos representam espacialmente uma localidade. A Figura 5.1 mostra esse programa.



Figura 5.1: Programa que verifica espacialmente a consistência de informações espaciais digitadas.

Na Figura 5.1, os números representam os nós do grafo. Como o grafo é não-direcionado, conforme tabela PROXIMO da Figura 4.4, usou-se a estratégia de duas cores para a representação de um arco (preto e amarelo). Por exemplo, o nó 23 liga-se ao nó 19, da mesma forma que o 19 liga-se ao 23. A cor amarela (interna) indica a ligação do nó 19 ao 23 e a cor preta (externa) indica a ligação do nó 23 ao 19. Arestas na cor vermelha indicam um duplo caminho no arco. A rotina desse programa foi reaproveitada para a implementação da checagem espacial dos distritos postais montados pelo aplicativo implementado nesse trabalho.

5.2 Implementação do Aplicativo e Obtenção de Resultados

A implementado computacional do presente aplicativo foi feito em ambiente Borland Delphi 7.0, através da linguagem de programação Object Pascal, instalado em um microcomputador Pentium IV – 2,67 GHz e 512Mb de memória RAM, rodando sobre o Windows XP. O banco de dados usado foi o MS-ACCESS 2003.

O aplicativo implementado não está voltado para produção seu escopo é voltado para testes. A Figura 5.2 mostra o aplicativo.

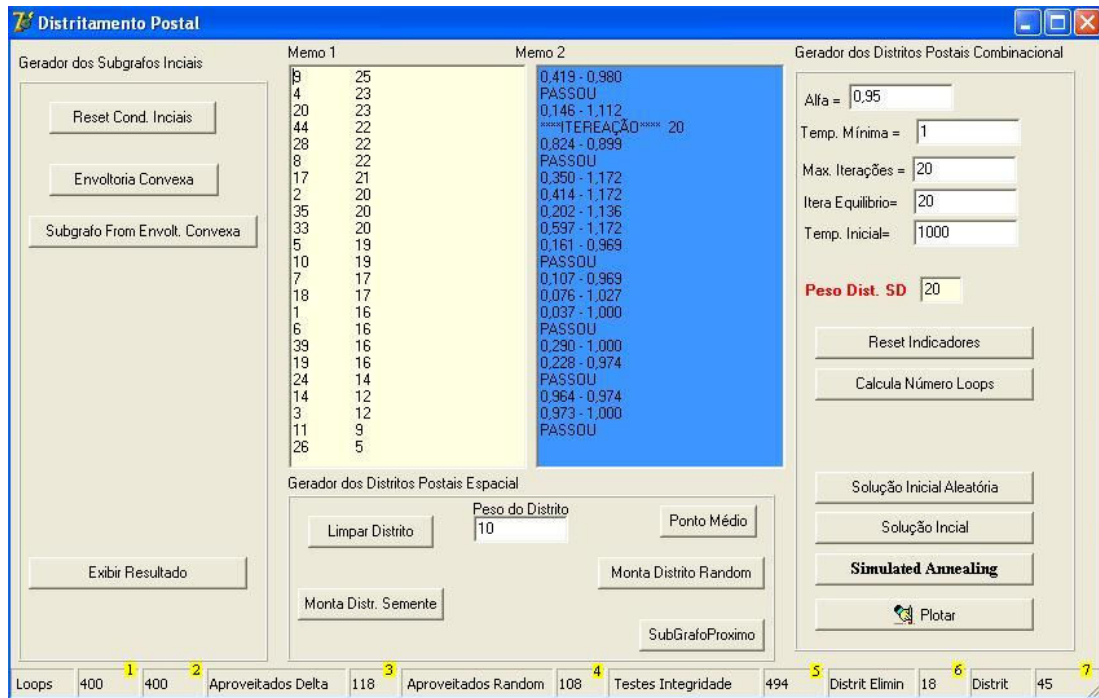


Figura 5.2: Aplicativo usado para construção de distritos postais.

O aplicativo apresentado na Figura 5.2 apresenta dois grupos macros de funcionalidades. O primeiro situa-se no painel à esquerda “*Gerador dos Subgrafos Iniciais*”. Neste grupo, encontramos as rotinas necessárias para a construção dos subgrafos cíclicos iniciais a partir do grafo tornado euleriano. O processo de construção é seqüenciado da seguinte forma: gera-se a primeira envoltória convexa e extraem-se os subgrafos cíclicos periféricos, gera-se a segunda e extraem-se os subgrafos periféricos e assim sucessivamente até não existirem mais subgrafos a serem extraídos. Os controles da evolução da construção de envoltórias convexas e extração de subgrafos cíclicos são apresentados nos *Memo’s 1 e 2*.

O segundo grupo de funcionalidades encontra-se no painel à direita “*Gerador dos Distritos Postais Combinatorial*”. Este grupo contém os geradores dos *bins* iniciais, o próprio algoritmo do Simulated Annealing, bem como seus respectivos parâmetros e o “plotador” de distritos construídos. Os *Memo’s 1 e 2* também são usados para monitoramento do processo de construção de distritos. O “Edit text” “*Peso Dist. SD*” serve para entrar com o peso do distrito postal previsto no SD, ou seja, a carga de trabalho diária de um carteiro. Os “statubar” inferior numerado de 1 a 7 são de fundamental importância para o monitoramento do Simulated Annealing. Suas finalidades seguem abaixo:

1 – quantidade total de loops que será executado pelo Simulated Annealing;

- 2 – quantidade de loops executados num determinado instante do processamento;
- 3 – quantidade de soluções que foram aproveitadas no teste de custo ($\Delta > 0$);
- 4 – quantidade de soluções que foram aproveitadas aleatoriamente, satisfazendo o “cooling”;
- 5 – quantidade de testes de integridade realizados ao se tentar trocar subgrafos cíclicos de distritos vizinhos;
- 6 – quantidade de distritos eliminados à medida que avança o processamento do Simulated Annealing;
- 7 – quantidade inicial de distritos postais oriundos da solução inicial aleatória ou da lista de adjacência seqüencializada (Figura 4.13).

A quantidade de testes de integridade difere da quantidade total de loops pelo seguinte fato: se num determinado loop, a troca de um subgrafo cíclico quebrar a condição de integridade do distrito, seleciona-se o subgrafo cíclico imediatamente posterior e executa-se novo teste de integridade e assim sucessivamente; isso sem dar uma volta no loop. No entanto, caso sejam feitos tantos testes de integridade quanto a quantidade de subgrafos cíclicos, sem avançar uma volta no loop, o aplicativo chega a condição de parada obrigatória.

A solução inicial aleatória de distritos postais é obtida da seguinte forma: escolhe-se aleatoriamente um subgrafo cíclico e todos os seus vizinhos, adicionando-o ao respectivo *bin*, o processo prossegue até não existirem mais subgrafos cíclicos a serem adicionados em *bins*.

A Figura 5.3 apresenta distritos postais plotados após aplicação do Simulated Annealing SA.

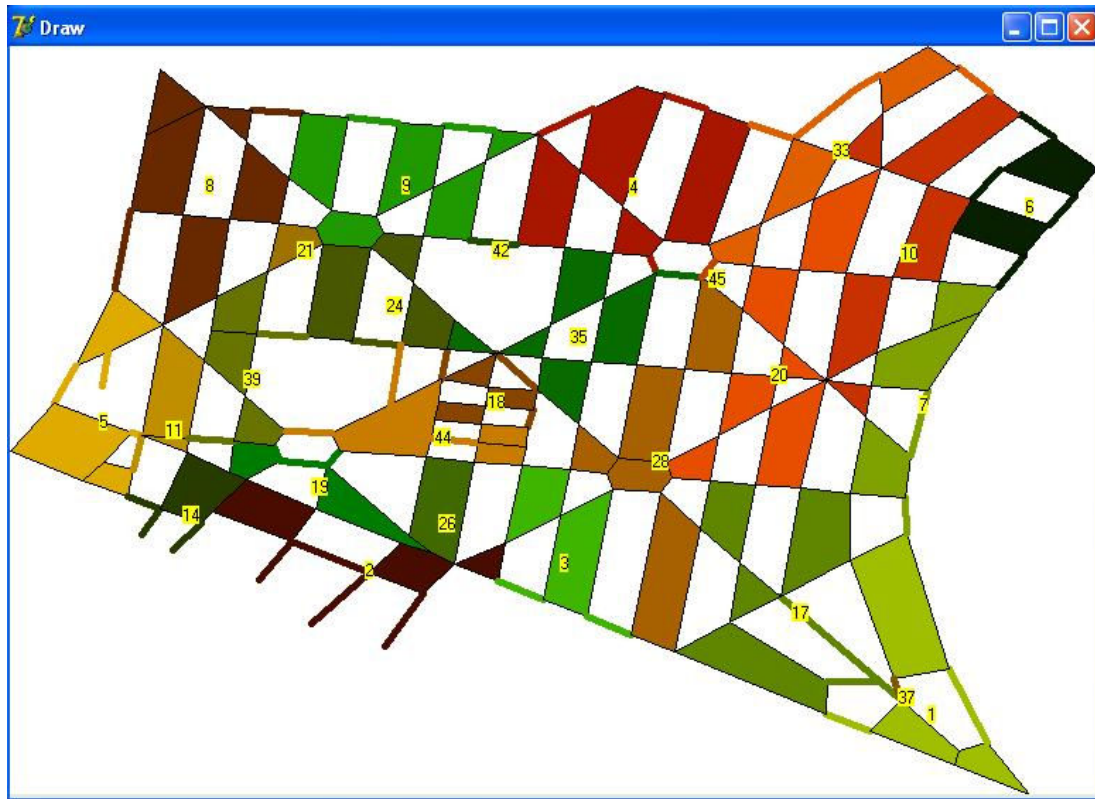


Figura 5.3: Aplicativo usado para plotar distritos após aplicação do SA.

Na Figura 5.3, apresentam-se os distritos postais plotados oriundos do processamento do SA, constante na Figura 5.2. Percebe-se o que foram eliminados 18 distritos dos 45 iniciais. Cada distrito é representado por uma cor diferente com seu respectivo número centralizado. No “Memo1” da Figura 5.2, são apresentadas duas colunas, na primeira consta o número do distrito que está plotado na Figura 5.3 e na Segunda, o peso do distrito.

Para simplificação do trabalho, definiu-se que cada aresta do grafo possui peso de 1 unidade de tempo (ut) e que a capacidade de cada carteiro (Peso do Distrito) é de 20 ut.

5.2.1 Determinação das Envoltórias Convexas e subgrafos cíclicos associados

A determinação das envoltórias convexas é feita de forma seqüencial, ou seja, determina-se a primeira envoltória e extraem-se seus respectivos subgrafos cíclicos, determina-se a segunda envoltória e extraem-se seus respectivos subgrafos cíclicos e assim sucessivamente. O processo de obtenção da envoltória convexa foi descrito no item 4.3.1. A

Tabela 5.1 demonstra as nove envoltórias convexas obtidas do grafo da localidade de Jardim da Penha.

Envoltoria 01		Envoltoria 02				Envoltoria 04		Envoltoria 05	
EDGE	ANGULO	EDGE	ANGULO			EDGE	ANGULO	EDGE	ANGULO
4	172	3	226	47	171	80	116	119	263
11	172	6	155	34	293	115	265	112	272
16	170	10	360	116	30	114	32	113	271
20	174	6	26	60	83	117	181	118	263
24	175	3	173	35	316	122	273		
28	166	14	32	36	225	123	174		
44	177	15	231	50	88	124	181		
55	173	19	262	51	113	125	47		
56	180	23	30	37	251	61	315		
67	177	41	44	30	248	127	31		
69	183	27	318	31	103	128	88		
70	250	32	268	195	31	52	270		
71	180	41	43	22	225	38	271		
147	173	42	222	18	135	129	31		
148	173	64	31	13	314	62	83		
143	182	54	267	14	30	39	316		
150	268	65	168	3	54	40	223		
151	181	66	170	8	360	53	31		
152	183	68	360	3	127	41	316		
153	101	66	35	6	103	63	134		
154	181	144	283	5	272	140	270		
155	180	64	36	2	292	139	270		
156	173	141	85			138	46		
157	246	145	192			133	314		
158	178	146	326			129	83		
161	135	193	38			128	30		
162	182	153	283			132	315		
163	173	142	137			131	225		
164	173	136	251			127	31		
165	181	134	138			126	88		
166	180	133	111			130	317		
167	181	132	114			121	30		
168	136	135	132			191	173		
169	313	137	250			192	315		
170	180	153	315			108	83		
171	180	190	83			107	31		
101	170	189	30			181	271		
96	177	160	225			180	263		
95	170	161	315			106	31		
94	263	188	83			104	30		
93	184	187	31			175	314		
87	173	185	315			103	227		
85	34	184	225			102	176		
84	360	186	31			100	227		
85	86	182	112			105	133		
73	84	183	245			77	272		
72	360	178	248			83	115		
73	181	179	112			78	360		
74	34	174	32			83	131		
58	30	177	224			82	118		
57	360	176	315			81	112		
58	88	173	31			80	130		
46	85	172	271			79	360		
45	360	39	180						
46	36	30	66						
33	36	31	360						
134	360	30	113						
33	163	88	360						
34	35	30	63						
29	173	86	236						
25	173	89	88						
21	180	77	30						
17	180	76	244						
12	180	75	252						
7	181	78	130						
5	173	79	31						
2	180	59	248						
1	323	48	185						

Tabela 5.1 Envoltórias convexas obtidas do grafo da localidade de Jardim da Penha

Na Tabela 5.1, EDGE representa o nó do grafo e ANGULO representa o ângulo formado entre o nó corrente, o nó anterior e o nó próximo da envoltória convexa.

O grafo de teste representado pela localidade de Jardim da Penha (Figura 2.3) contém 416 arestas, sendo 74 com duplo caminho, resultante do processo de tornar euleriano (Figura 5.1) 128 subgrafos cíclicos com peso médio de 3,25 ut. Com esses dados (aresta 1ut e subgrafo 3,25ut), fica evidente que, se o elemento de troca fosse aresta e não subgrafo cíclico, teríamos a possibilidade de refinar mais a solução, no entanto, a um custo muito mais elevado, como dito anteriormente na sessão 3.13.

Considerando o peso do distrito (carga de trabalho diária do carteiro) 20ut, um grafo com 416 arestas, ou 416ut, resultaria $\left(\left\lceil \frac{416}{20} \right\rceil = 21\right)$ distritos, para uma distribuição ideal. Sendo assim, essa é a meta a ser alcançada pelos testes.

Os testes de variação de parâmetros do SA serão divididos em dois grandes grupos: para solução inicial definida e para solução inicial aleatória. Os testes não foram realizados para todos os *ranges* possíveis de parâmetros do SA. Isso seria impossível, desta forma, esses parâmetros foram escolhidos bem próximos aos ideais, ou seja, aqueles que deram origem as melhores soluções.

5.2.2 Testes variando parâmetros do SA com solução inicial definida

A Tabela 5.2 apresenta seis baterias de testes (T1 a T6). Para todas as baterias manteve-se fixa a quantidade de distritos iniciais *Dist Inic* e para cada uma das baterias manteve-se fixo os parâmetros do SA *Temp Min* – Temperatura Mínima, *Max Itera* – Máximo de Iterações, *Itera Equilb* – Iterações de Equilíbrio, *Temp Inic* – Temperatura Inicial; e variou-se o fator de *cooling* (α alfa) ou resfriamento. Com o fator de resfriamento 0,01 entende-se que se desejam valores bem próximos a zero e 0,99 valores bem próximos a 1.

A análise dos resultados oriundos do processamento do SA, será feita através da análise dos seguintes indicadores:

loops: indica a quantidade de loops que foram executados até o término do processamento;

Apr Cust: indica a quantidade de aproveitamentos (Apr) de trocas no critério de custo (delta) do SA.

Apr Rand: indica a quantidade de aproveitamentos (Apr) de trocas no critério de probabilidade randômica do SA;

Test Integ: indica a quantidade de testes de integridade que foram realizados ao tentar a troca de subgrafos cíclicos;

Dist Elim: indica a quantidade de distritos eliminados pelo processamento do SA a partir da quantidade inicial de distritos *Dist Inic*. Esse é o principal indicador a ser monitorado.

Temp Min		T1					Temp Min		T2				
Max Itera							Max Itera						
Itera Equilib							Itera Equilib						
Temp Inic							Temp Inic						
Dist Inic							Dist Inic						
Alfa	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	Alfa	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim		
0,01	20	13	2	25	1	0,01	20	14	3	24	3		
0,1	30	22	1	32	5	0,1	30	18	5	37	5		
0,2	50	29	14	65	5	0,2	50	26	7	57	5		
0,3	60	38	10	73	8	0,3	60	27	9	67	8		
0,4	80	43	18	90	10	0,4	80	38	19	101	8		
0,5	100	46	25	131	11	0,5	100	52	17	119	10		
0,6	140	58	18	174	16	0,6	100	55	20	117	9		
0,7	200	77	31	247	18	0,7	100	57	21	114	10		
0,8	200	80	37	262	20	0,8	100	58	32	128	11		
0,9	200	88	54	259	19	0,9	100	51	21	120	12		
0,99	200	89	51	244	17	0,99	100	53	37	130	11		

Temp Min		T3					Temp Min		T4				
Max Itera							Max Itera						
Itera Equilib							Itera Equilib						
Temp Inic							Temp Inic						
Dist Inic							Dist Inic						
Alfa	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	Alfa	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim		
0,01	60	30	11	76	5	0,01	60	31	11	69	6		
0,1	90	50	13	101	11	0,1	90	41	19	114	10		
0,2	150	56	20	174	11	0,2	150	66	18	189	14		
0,3	180	69	25	228	15	0,3	180	68	27	236	15		
0,4	240	89	43	303	17	0,4	240	84	36	316	16		
0,5	300	93	40	390	22	0,5	300	81	41	390	19		
0,6	420	102	55	548	26	0,6	300	98	55	377	20		
0,7	600	121	90	778	26	0,7	300	102	64	432	24		
0,8	600	139	98	826	29	0,8	300	98	54	348	23		
0,9	600	154	130	774	26	0,9	300	117	73	387	21		
0,99	600	172	134	909	25	0,99	300	106	93	405	24		

Temp Min		T5					Temp Min		T6				
Max Itera							Max Itera						
Itera Equilib							Itera Equilib						
Temp Inic							Temp Inic						
Dist Inic							Dist Inic						
Alfa	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	Alfa	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim		
0,01	120	54	16	152	10	0,01	120	58	27	144	15		
0,1	180	75	34	232	16	0,1	180	61	35	210	16		
0,2	300	76	36	351	14	0,2	300	90	39	405	20		
0,3	360	92	45	449	23	0,3	360	103	58	451	22		
0,4	480	94	52	667	24	0,4	480	124	58	621	25		
0,5	600	143	98	783	25	0,5	600	113	80	797	28		
0,6	840	141	92	1018	23	0,6	600	133	98	830	26		
0,7	1200	187	158	1644	27	0,7	600	145	127	804	26		
0,8	1200	223	204	1619	30	0,8	600	148	119	845	27		
0,9	1200	248	232	1734	29	0,9	600	186	160	796	28		
0,99	1200	293	309	1696	29	0,99	600	173	132	846	28		

Tabela 5.2: Baterias de testes realizadas para quantidade fixa de distritos iniciais.

Percebe-se, pelas seis baterias de testes T1 à T6 da Tabela 5.2, que, para valores de alfa (*cooling*) entre 0,01 e 0,6, a quantidade de distritos eliminados não se mostra satisfatória. No entanto, ela se mantém crescente à medida que alfa cresce. Esse crescimento advém do aumento do número de loops, pelo aproveitamento pela função de custo e pelo aproveitamento pela função randômica de probabilidade.

Para as baterias ímpares, há uma estabilização do número de loops para alfa a partir de 0,7 e para as baterias pares a partir de 0,5. A partir dessa estabilização, percebe-se que os melhores resultados são obtidos para alfa variando entre 0,7 e 0,9. Esse melhor aproveitamento advém da fuga dos “mínimos locais” propiciada pelo aproveitamento da função randômica da função de probabilidade do SA. Essa fuga dos “mínimos locais” propicia também um aumento no aproveitamento através da função de custo.

À medida que o processamento aproxima-se da solução ideal, poucas trocas são executadas e aumenta-se muito a quantidade de testes de integridade.

5.2.3 Testes variando parâmetros do SA com solução inicial aleatória

A Tabela 5.3 apresenta seis baterias de testes (T1 a T6). Para cada uma das baterias, manteve-se fixo os parâmetros do SA *Temp Min* – Temperatura Mínima, *Max Itera* – Máximo de Iterações, *Itera Equilb* – Iterações de Equilíbrio, *Temp Inic* – Temperatura Inicial; variou-se o fator de *cooling* (α) ou resfriamento e selecionou-se aleatoriamente a quantidade de distritos iniciais *Dist Inic* para cada alfa variado.

Temp Min		T1					
Max Itera							
Itera Equilib							
Temp Inic							
Alfa	Dist Inic	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	
0,01	48	20	10	5	21	2	
0,1	48	30	17	6	31	5	
0,2	48	50	18	12	57	5	
0,3	47	60	21	12	66	5	
0,4	48	80	21	16	90	5	
0,5	50	100	27	15	108	8	
0,6	47	140	48	19	159	11	
0,7	46	200	60	32	259	12	
0,8	47	200	67	43	243	14	
0,9	46	200	64	44	238	15	
0,99	47	200	74	57	256	15	

Temp Min		T2					
Max Itera							
Itera Equilib							
Temp Inic							
Alfa	Dist Inic	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	
0,01	47	20	9	5	22	2	
0,1	47	30	12	5	32	5	
0,2	44	50	16	6	55	4	
0,3	48	60	27	9	62	10	
0,4	50	80	28	9	85	7	
0,5	48	100	36	10	107	10	
0,6	47	100	31	26	114	8	
0,7	48	100	34	18	105	10	
0,8	49	100	40	21	119	10	
0,9	48	100	51	34	113	10	
0,99	43	200	78	58	223	12	

Temp Min		T3					
Max Itera							
Itera Equilib							
Temp Inic							
Alfa	Dist Inic	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	
0,01	43	60	21	9	68	4	
0,1	47	90	33	31	109	7	
0,2	45	150	40	14	186	11	
0,3	47	180	57	31	208	17	
0,4	49	240	73	29	284	19	
0,5	45	300	88	57	375	15	
0,6	47	420	86	54	548	21	
0,7	48	600	110	86	723	22	
0,8	51	600	111	88	799	25	
0,9	42	600	134	132	743	19	
0,99	46	600	169	157	827	19	

Temp Min		T4					
Max Itera							
Itera Equilib							
Temp Inic							
Alfa	Dist Inic	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	
0,01	49	60	22	11	65	6	
0,1	47	90	27	20	97	6	
0,2	49	150	50	30	170	14	
0,3	41	180	49	33	224	9	
0,4	49	240	71	39	315	17	
0,5	43	300	73	52	413	14	
0,6	50	300	77	50	371	19	
0,7	45	300	84	71	374	15	
0,8	48	300	102	78	378	19	
0,9	48	300	112	86	376	19	
0,99	48	300	106	78	366	18	

Temp Min		T5					
Max Itera							
Itera Equilib							
Temp Inic							
Alfa	Dist Inic	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	
0,01	46	120	48	21	144	12	
0,1	50	180	54	43	210	14	
0,2	48	300	59	35	385	18	
0,3	48	360	77	43	437	18	
0,4	46	480	109	79	583	19	
0,5	50	600	107	76	772	24	
0,6	46	840	104	104	1218	23	
0,7	45	1200	167	167	1908	22	
0,8	46	1200	230	240	1821	21	
0,9	47	1200	250	258	1607	26	
0,99	45	1200	234	238	1662	23	

Temp Min		T6					
Max Itera							
Itera Equilib							
Temp Inic							
Alfa	Dist Inic	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	
0,01	45	120	34	21	137	6	
0,1	46	180	66	49	213	10	
0,2	49	300	71	41	357	20	
0,3	49	360	68	31	427	21	
0,4	47	480	89	62	661	22	
0,5	47	600	97	68	884	22	
0,6	49	600	138	113	765	22	
0,7	48	600	126	129	811	21	
0,8	49	600	146	141	866	25	
0,9	45	600	161	162	842	20	
0,99	48	600	179	157	811	23	

Tabela 5.3: Baterias de testes realizadas para quantidades aleatórias de distritos iniciais.

Nota-se, pelas seis baterias de testes T1 a T6 da Tabela 5.3, que, para valores de α entre 0,01 e 0,6, a quantidade de distritos eliminados não se mostra satisfatória. Porém, ela se mantém crescente à medida que alfa cresce.

Para as baterias ímpares, há uma estabilização do número de loops para alfa a partir de 0,7 e para as baterias pares a partir de 0,5. A partir dessa estabilização percebe-se que os melhores resultados são obtidos para alfa variando entre 0,7 e 0,9.

Percebe-se também que a solução final é dependente da solução inicial. Para todas as soluções iniciais aleatórias, reduziu-se a quantidade inicial de distritos em relação à quantidade inicial fixa (52). No geral, a quantidade final de distritos remanescentes foi reduzida se aproximando mais da quantidade desejada (21).

5.2.4 Testes com melhores parâmetros do SA

Após análise das melhores condições e parâmetros para o SA, executaram-se testes que se aproximassem ao máximo da solução ideal. A Tabela 5.4 demonstra quatro baterias de

Temp Min	1	T1					
Max Itera	20						
Itera Equilib	60						
Temp Inic	500						
Alfa	Dist Inic	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	
0,85	46	1200	202	182	1659	23	
0,9	47	1200	191	204	1632	23	
0,95	47	1200	231	251	1815	22	

Temp Min	1	T2					
Max Itera	20						
Itera Equilib	60						
Temp Inic	2000						
Alfa	Dist Inic	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	
0,85	45	1200	259	292	1665	23	
0,9	46	1200	275	298	1901	23	
0,95	46	1200	252	258	1616	24	

Temp Min	1	T3					
Max Itera	20						
Itera Equilib	100						
Temp Inic	1000						
Alfa	Dist Inic	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	
0,85	47	2000	277	343	3157	26	
0,9	47	2000	370	419	2833	25	
0,95	45	2000	296	327	2651	24	

Temp Min	1	T4					
Max Itera	20						
Itera Equilib	100						
Temp Inic	2000						
Alfa	Dist Inic	loops	Apr Cust	Apr Rand	Test Integ	Dist Elim	
0,85	45	2000	262	314	3217	24	
0,9	47	2000	380	433	3162	25	
0,95	46	2000	336	379	2793	24	

Tabela 5.4: Baterias de testes com melhores parâmetros do SA.

testes com esses parâmetros.

Em geral, a solução final é dependente da solução inicial, sendo assim, quanto mais se reduzir a quantidade de distritos iniciais melhores serão as soluções finais. O fator de *cooling* α se mostra mais eficiente entre 0,85 e 0,95. A temperatura inicial entre 1000 e 2000 se mostra eficiente para quantidade de interações de equilíbrio entre 60 e 100.

CAPÍTULO VI

6 Conclusões Finais e Trabalhos Futuros

O objetivo desse trabalho foi propor um modelo informatizado para automação do processo de construção de distritos postais de forma otimizada a partir de segmentos de eixos de logradouros

6.1 Análise de resultados

Esse trabalho pode ser entendido como dois macros módulos: determinação dos subgrafos cíclicos e determinação do distrito postal.

Para os testes das tabelas 5.2, 5.3 e 5.4 o tempo de execução do algoritmo está implícito na quantidade de *loops*. Em média cada teste execução do *simulated annealing* gastou em torno de dois minutos.

6.1.1 Análise de resultados – determinação dos subgrafos cíclicos

Nessa etapa foram trabalhados basicamente conceitos de geometria computacional. A partir do georeferenciamento do grafo de uma localidade, implementou-se uma estrutura de dados para a sua persistência e rotinas para checagem espacial dos dados digitados.

A determinação da envoltória convexa, através de operações da geometria computacional, foi um importante aspecto para a evolução dessa parte da pesquisa, pois a partir dela discutiram-se duas formas para obtenção de subgrafos cíclicos: interseção entre envoltórias convexas e caminho do maior ângulo para uma aresta da envoltória convexa 4.3.2.1 e 4.3.2.2. A segunda forma foi implementada.

As rotinas para obtenção de uma envoltória convexa e para obtenção dos subgrafos cíclicos tangentes à envoltória convexa se mostram eficientes em termos de tempo e processamento computacional. Para a localidade teste usada no escopo desse trabalho com 195 pontos ou nós de grafo e 416 arestas, foram obtidas 9 envoltórias convexas que deram origem a 128 subgrafos cíclicos com peso médio de 3,25ut. A granulometria dos subgrafos cíclicos foi bem satisfatória o que possibilitou um bom refinamento da solução.

6.1.2 Análise de resultados – determinação dos distritos postais

Nessa fase usaram-se estratégias de otimização combinatória, tendo a meta-heurística Simulated Annealing como elementochave para a evolução do trabalho. As entradas para o processamento no SA foram os subgrafos cíclicos e a estrutura de dados que representam suas respectivas regras de integridade.

O SA foi implementado para trabalhar com subgrafos cíclicos como elemento de troca. Um dos elementos que ocasionou maior peso de processamento para o SA foi a rotina para verificação da integridade, quando da troca de um subgrafo cíclico. A função de custo (quadrados das somas dos bins) foi um dos *insights* para esse trabalho. Inicialmente, havia se pensado como função de custo a quantidade de bins. No entanto, essa proposta apresentava baixa tendência/convergência para alcançar o objetivo, sendo assim, ela foi descartada. Para o acompanhamento da evolução da SA foi necessário criar mecanismos com os quais fosse possível monitorar em tempo de execução os indicadores do SA. Para isso foi criado os “*status – bars*” para disponibilizar essas informações. Por último, foi necessário criar uma rotina para checagem espacial daquilo que o SA produz. Para isso, estabeleceu-se a rotina para plotar o resultado produzido pelo SA.

As baterias de testes realizadas para o grafo teste demonstraram que SA proporcionou boas soluções para um número relativamente baixo de execução de passos do algoritmo (loops). Em alguns casos, conseguem-se bons resultados com 1200 loops, Tabela 5.3 – T5. Uma média de 10 trocas/tentativas (1200/128) por subgrafo cíclico.

A solução inicial demonstrou-se como importante fator para alcançar uma boa solução final. Logo, é possível aplicar seqüencialmente várias vezes o SA para um mesmo grafo teste. Desta forma, a saída para a primeira execução do SA seria solução inicial para a segunda execução do SA e assim sucessivamente.

Os melhores resultados Tabela 5.3 T3 e T4 foram atingidos para o valor de alfa igual a 0,85 e com 100 iterações de equilíbrio. Percebeu-se que, mesmo dobrando a temperatura inicial de 1000 em T3 para 2000 em T4, a quantidade final de distritos (21) permaneceu a mesma. Esses foram os melhores resultados obtidos.

6.2 Trabalhos Futuros e Aspectos Relevantes

Com o propósito de melhorar esse trabalho ainda mais e torná-lo uma ferramenta de produção, seguem abaixo propostas e aspectos relevantes ao seu escopo:

- implementar um algoritmo no campo da otimização combinatória para determinar a envoltória convexa de uma localidade representada por grafo, sem usar recursos da geometria computacional;

- implementar um algoritmo no campo da otimização combinatória para extrair subgrafos cíclicos de um grafo de forma otimizada, ou seja, reduzindo ao máximo a granulometria do conjunto dos subgrafos extraídos;

- melhorar a eficiência do algoritmo de teste de integridade, quando da retirada de um subgrafo cíclico de um distrito para realizar o processo de troca;

- analisar a viabilidade de uma outra função de custo (delta do SA) com maior representatividade;

- trabalhar com sementes, forçando condições iniciais. Esse aspecto é bem relevante na prática, tendo em vista por exemplo que o carteiro precisa fazer o deslocamento de ônibus até o início sua rota, logo o ponto de parada do ônibus é o início da rota;

- a partir do distrito montar a rota ou “percorrida do carteiro” de forma a aliviar o mais rápido possível a carga transportada, ou seja, começar a rota pelas arestas de maior peso;

- discutir a viabilidade de relocação do CDD após execução do distritamento;

- implementar ou intercalar heurística ao presente trabalho de forma a minimizar ao máximo o deslocamento do carteiro do CDD ao início do distrito, caso se opte por não relocar o CDD;

- para o presente trabalho, os logradouros foram fatiados ao nível de face de quadra. Esse excesso de fatiamento dificulta muito as atividades internas ao CDD (TD, SL e Ordenamento) vide Figura 2.7. Para acelerar as atividades internas é interessante que um logradouro esteja “inteiramente” dentro de um distrito, sendo assim, deve-se estudar formas de “forçar” o algoritmo a construir distritos com logradouros “inteiros”;

- analisar a viabilidade de alterar a forma de codificação de endereço postal CEP. Para o presente trabalho, os subgrafos cíclicos foram “equivalentes” à quadra. O CEP remete a logradouro. Se o CEP remetesse à quadra e suas classificações hierárquicas, o problema com as atividades internas ao CDD seria eliminado. Um exemplo para codificação por quadra seria o seguinte: 3 dígitos para representar o estado ou UF, 3 dígitos para representar o município, 3 dígitos para representar o bairro, 3 dígitos para representar a quadra e 3 dígitos para representar o lote (E E E . M M M . B B B . Q Q Q . L L L). Caso se resolvesse adotar a mesma codificação em nível mundial, seria possível usar mais três dígitos para representar o país.

BIBLIOGRAFIA

- Beltrami, E.J., Bodin, L.D., 1974, Networks and Vehicle Rounting for Municipal Waste Colletion, Networks, 4,65-78.
- Boaventura, N., 1996, Grafos: Teoria, Modelos, Algoritmos, 2a. ed., Editora Blucher, São Paulo.
- Bodin, L.D., B.L., Ball, A., 1983, Routing and Scheduling of Vehicles and Crew, The State of Art, Computers & Ops. Res. 10,69-211.
- Christofides, N., 1973, The Optimum Traversal of a Graph, Omega, 1:719-732.
- Christofides, N., Brooker, P. ,1976, The Optimal Partitioning of Graphas, SIAM J. Appl. Math. 30 (1), 55-69.
- Cormen, Thomas H., Leiserson, Charles E., Rivest, Ronald L., Stein C., 2001, Introduction to Algorithms, Second Edition, MIT Press and McGraw-Hill, Cambridge, MA.
- Daganzo, C.F. 1984b, The Distance Traveled to Visit N Points with a Maximum of C Stops per Vehicle, An Analytic Model and an Application, Transp. Science, Vol. 18, p 331-350.
- Desrosiers, J., Dumas, Y., Soumis, F. ,1986, A Dynamic Programming Solution for Large-Scale Single-Vehicle Dial-a-Ride Problem with Time Windows, AJMMS 6, 301-325.
- Edmonds, J., Johnson E. L., 1973, Matching, Euler Tours and the Chinese Postman, Mathematical Programming, 5:88-124.
- Fisher, M. L., Jornsten, K. O., Madsen, O. B. G., 1997, Vehicle Routing with Time Windows: Two optimization Algorithms, Opns. Res, 45, 487-491.
- Fishetti, M., Gozález, J.J.S., Toth, P., 1997, A Branch-and-Cut Algorithm for the Symmetric Generalized Traveling Salesman Problem, EJOR, 45 (3), 378-394.
- Goldberg, M. C., Luna, H. P. L, Otimização combinatória e programação linear: modelos e algoritmos. Rio de Janeiro: Campus, 2000. 649 p.
- Golden B. L., Wong, R. T., 1981, Capacited Arc Rounting Problems, Networks 11, 11, 305-312.
- Greistorfer, P., 2003, A Tabu Scatter Search Metaheuristic for the Arc Routing Problem, Computers & Industrial Engineering, 44 pp. 249-266.
- Hakimi, S. L., 1964, Optimum locations of switching centers and the absolute centers and medians of a graph, Ops. Res., 12, p. 450 - 459.
- Kirkpatrick, S., Gelatt, Jr. D. D., Vecchi, M.P., 1983, Optimization by simulated annealing, Science, v 220, p. 671-680.

Laporte, Gilbert, Nobert, Yves, 1985, Exact Algorithms For The Vehicle Routing Problem, In Departement des Sciences Administratives, University Quebec.

Papadimitriou, C.H., Yannakakis, M., 1989, Shortest Paths Without a Map, in Proceedings 16° ICALP, 610-620.

Reeves, C.R., 1993, Modern heuristic techniques for combinatorial problems, Blackwell Scientific Publications.

Livros Grátis

(<http://www.livrosgratis.com.br>)

Milhares de Livros para Download:

[Baixar livros de Administração](#)

[Baixar livros de Agronomia](#)

[Baixar livros de Arquitetura](#)

[Baixar livros de Artes](#)

[Baixar livros de Astronomia](#)

[Baixar livros de Biologia Geral](#)

[Baixar livros de Ciência da Computação](#)

[Baixar livros de Ciência da Informação](#)

[Baixar livros de Ciência Política](#)

[Baixar livros de Ciências da Saúde](#)

[Baixar livros de Comunicação](#)

[Baixar livros do Conselho Nacional de Educação - CNE](#)

[Baixar livros de Defesa civil](#)

[Baixar livros de Direito](#)

[Baixar livros de Direitos humanos](#)

[Baixar livros de Economia](#)

[Baixar livros de Economia Doméstica](#)

[Baixar livros de Educação](#)

[Baixar livros de Educação - Trânsito](#)

[Baixar livros de Educação Física](#)

[Baixar livros de Engenharia Aeroespacial](#)

[Baixar livros de Farmácia](#)

[Baixar livros de Filosofia](#)

[Baixar livros de Física](#)

[Baixar livros de Geociências](#)

[Baixar livros de Geografia](#)

[Baixar livros de História](#)

[Baixar livros de Línguas](#)

[Baixar livros de Literatura](#)
[Baixar livros de Literatura de Cordel](#)
[Baixar livros de Literatura Infantil](#)
[Baixar livros de Matemática](#)
[Baixar livros de Medicina](#)
[Baixar livros de Medicina Veterinária](#)
[Baixar livros de Meio Ambiente](#)
[Baixar livros de Meteorologia](#)
[Baixar Monografias e TCC](#)
[Baixar livros Multidisciplinar](#)
[Baixar livros de Música](#)
[Baixar livros de Psicologia](#)
[Baixar livros de Química](#)
[Baixar livros de Saúde Coletiva](#)
[Baixar livros de Serviço Social](#)
[Baixar livros de Sociologia](#)
[Baixar livros de Teologia](#)
[Baixar livros de Trabalho](#)
[Baixar livros de Turismo](#)