

SISTEMA CONSTRUTOR DE CIRCUITOS E SUA APLICAÇÃO NA ROTEIRIZAÇÃO DE COLETA DE LIXO DOMICILIAR

Hassan Sherafat

Universidade Federal de Sergipe – UFS – São Cristóvão/SE – Brasil

hassan@ufs.br

Resumo

A roteirização de veículos é uma fase crítica em muitos serviços de transporte e logística. Nesse artigo é relatado o desenvolvimento de um sistema computacional denominado Sistema Construtor de Circuitos (SCC) que serve para determinar um circuito de custo mínimo que cobre um dado subconjunto de arcos, arestas e nós de um grafo misto (a exemplo de uma malha urbana), sujeito a restrições de conversão nos vértices (restrições que inibem conversões indesejáveis, ou proibidas nos cruzamentos). Testes computacionais confirmam a eficiência do SCC na obtenção de soluções próxima a ótimas para problemas razoavelmente grandes. A aplicação do SCC na roteirização de coleta de lixo é ilustrada e discutida.

Palavras-chave: Roteirização, Roteamento de Arcos, Problema do Carteiro Chinês, Problema do Carteiro Rural, Problema Geral de Roteamento, Coleta de Lixo, Logística.

Abstract

The vehicle routing is a critical stage in many transportation and logistics services. In this paper we report the development of a computing system called Circuit Constructor System (SCC) which is used for determining a circuit for minimum cost covering of a given subset of arcs, nodes and edges of a mixed graph (as an urban street network), subject to restrictions on node conversions (restrictions that inhibit undesirable or prohibited conversions on intersections). Computational tests confirm the efficiency of the SCC on obtaining near optimal solutions for fairly large problems. The application of SCC in solid waste collection routing is illustrated and discussed.

Key-words: Arc Routing Problem, Chinese Postman Problem, Rural Postman Problem, General Routing Problem, Solid Waste Collection, Logistics.

1 – Introdução

1.1. Problemas Básicos de Logística

A distribuição de bens e serviços a um conjunto de consumidores, partindo de alguns pontos de abastecimento, é um dos problemas que mais cresce de importância e relevância, não apenas pelo crescimento vegetativo da economia mundial, mas principalmente devido aos paradigmas do comércio moderno. De um lado, há uma tendência de migração dos mercados produtores conforme a vocação regional. Isso pode significar um distanciamento maior destes produtores dos mercados de consumo. Porém, por outro lado, o comércio eletrônico disponibiliza estes produtos e serviços a todo consumidor potencial, sem limite geográfico. Cada vez menos ele precisa sair de seu lugar na busca de produtos e serviços. Paradoxalmente, na mesma medida que os centros produtores se distanciaram do mercado consumidor, os produtos em si chegaram muito mais próximos ao seu destino final. Essa crescente distância é coberta por um complexo sistema logístico em funcionamento em todo o planeta.

Para se ter uma idéia da grandeza do sistema logístico, abaixo estão relatados alguns dados de natureza conjuntural. Segundo *Bureau of Transportation Statistics – BTS* (2003), o comprimento das vias rodoviárias públicas dos EUA (estradas, malhas urbanas, vias rurais) foi de 6,34 milhões de km no ano de 2000, o que equivale a 158 voltas à Terra. As frotas que rodaram nestas vias foram formadas por 7,85 milhões de veículos de carga (excluídos os veículos de carga que não faziam parte de frotas), percorrendo uma distância total de 331 bilhões de km no período. A movimentação rodoviária de cargas nesse mesmo ano foi de aproximadamente 4 trilhões de ton×km. Em 1999, as despesas com transporte de cargas nesse país totalizaram US\$ 562 bilhões, dos quais US\$ 457 bilhões foram com transporte rodoviário de cargas. O setor de transportes, incluindo outros modais, foi responsável por 3,2% do PIB americano em 2000.

No Brasil, segundo os dados do *IBGE* (2003), em 1999 a participação do setor de transportes no PIB brasileiro foi de 4,4%, resultado de um volume de produção de R\$ 15,8 bilhões. Segundo os levantamentos da *GEIPOT* (2000), em 1999 as rodovias brasileiras tiveram um comprimento total de 1,72 milhões de quilômetros, rodando nelas 1,84 milhões de veículos de carga, movimentando 447 bilhões de ton×km de cargas.

Como um exemplo específico, pode ser mencionado o caso de coleta de lixo – um serviço amplamente oferecido pelas Prefeituras de quase todas as cidades brasileiras. Segundo dados

levantados pelo *IBGE* (2003) no ano 2000, dos 5507 municípios do Brasil, 5471 dispunham deste serviço. Diariamente foram coletados 228.413,0 toneladas de lixo nesse período. Considerando que nas cidades de grande e médio porte os aterros sanitários se situam bem distantes dos centros urbanos, o serviço passa a ser realizado em algumas etapas que, em geral, compreendem: a coleta domiciliar, o tratamento numa estação apropriadamente localizada, e o transporte para o destino final. Isso mostra a complexidade, e conseqüentes gastos que envolvem este serviço.

O grande volume de recursos despendidos nas operações logísticas tem motivado os pesquisadores a desenvolverem modelos de otimização aplicados a diversas instâncias do problema. A depender da natureza do problema logístico, diversos problemas de otimização combinatória já foram formulados e, muitos dos quais, resolvidos (Bodin, 1983). Os problemas formulados podem ser classificados em três níveis:

- **Estratégico:** a exemplo de decisões sobre a localização de fábricas, depósitos, filiais, estações de tratamento, e outras decisões que definem a estratégia de distribuição;
- **Tático:** como decisões sobre o tamanho e tipo da frota;
- **Operacional:** são as decisões que precisam ser tomadas a cada dia, com objetivo de aumentar a eficiência e reduzir o custo operacional do serviço, entre elas as escalas de mão-de-obra e de veículos.

Um dos principais problemas a ser resolvido neste item é a roteirização de veículos, a qual é o objeto de atenção deste artigo. Numa grande parcela de problemas de distribuição, uma vez tomadas as decisões estratégicas e táticas, se torna altamente relevante a definição de um roteiro que minimize o custo de entrega do bem ou serviço. Na maioria dos casos, os custos operacionais associados aos veículos se configuram entre os mais significativos de todo o processo de distribuição, e em geral são sensíveis aos roteiros definidos para o cumprimento do serviço. Nestes casos, pequenas percentagens de redução podem resultar em grandes economias no custo total da operação.

1.2. Definições

Nesse trabalho uma rede, a exemplo de uma malha viária urbana, é representada por um **grafo**, o qual é uma estrutura formada por arcos (arestas) e nós. Usando tal estrutura, um segmento de rua pode ser representado por um **arco** (se a rua é de mão única), ou por uma **aresta** (se é de mão

dupla). Sem se referir à sua orientação um arco ou aresta é denominado de um **link**. Um cruzamento de ruas é representado por um **vértice**, ou **nó**. Um circuito é uma seqüência de arcos e/ou arestas que começa e termina no mesmo nó.

As demais terminologias e definições relacionadas à **Teoria de Grafos** usadas nesse trabalho são as mesmas encontradas nos trabalhos clássicos, a exemplo de Christofides (1975), e não serão repetidas aqui.

1.3.Problemas de Roteirização

Num problema de distribuição o objetivo final é atender a um conjunto de demanda distribuída numa rede. Uma rota é uma seqüência apropriada de locais a serem visitados para tal atendimento. Existem quatro entidades principais que influenciam uma rota, cada uma impondo um grupo de restrições ou condições que caracterizam o problema de roteamento, a saber:

- **instalações:** são os locais de abastecimento; pode haver uma única, ou então múltiplas instalações, e cada instalação pode ter a sua própria capacidade;
- **veículos:** a demanda pode ser suprida por um único veículo, ou por uma frota de M veículos, respeitando a capacidade de cada um;
- **rede:** representada por um grafo, pode ser orientada, não-orientada ou mista, e além disso podem existir outras restrições de transito impostas aos veículos;
- **demanda:** a demanda pode estar localizada em pontos específicos da rede, ou distribuídas ao longo de trechos; ela pode ser uniforme, ou variável, e pode conter restrições temporais; pode, ainda, ser determinística, ou estocástica.

Considerando que uma rota começa numa instalação (fábrica, depósito, estação, etc.), percorre uma rede (uma malha viária), utilizando uma frota de veículos, com objetivo de visitar alguns pontos de demanda, a sua definição e o método de solução empregado variam enormemente conforme as restrições que cada uma destas entidades impõe ao problema.

De fato, as combinações destas restrições resultam numa variedade de formulações para os problemas de roteamento. Considerando apenas os dois últimos grupos de restrições, da rede e da demanda, podem ser obtidas algumas formulações clássicas (Eiselt, 1995/1), (Eiselt, 1995/2), que formam os problemas básicos de roteamento, a exemplo de:

- **Problema do Caixeiro Viajante – PCV**: requer a determinação de um circuito de custo mínimo que percorre todos os nós de um dado grafo;
- **Problema do Carteiro Chinês – PCC**: consiste em determinar um circuito de custo mínimo que contém todos os links (arcos e / ou arestas) do grafo, pelo menos uma vez;
- **Problema do Carteiro Chinês Com Vento – PCCV**: tem a mesma formulação de PCC num grafo não-orientado, exceto que o custo de percurso de cada aresta varia a depender em que sentido a mesma é percorrida (como se tivesse vento a favor, ou vento contra);
- **Problema do Carteiro Rural – PCR**: consiste em determinar um circuito de custo mínimo que contém um subconjunto de links (requeridos) do grafo. É o caso que se aproxima mais a problemas reais de distribuição;
- **Problema Geral de Roteamento – PGR**: é outra generalização estudada na literatura em que o PCC, PCV, e PCR aparecem como casos particulares; o objetivo é achar um circuito de custo mínimo que cobre um dado subconjunto de links e um dado subconjunto de nós do grafo;

Para variar ainda mais, todos os casos acima podem ser formulados em grafos não-orientados, orientados, ou mistos, o que em geral implica no método de solução. Com exceção de PCC formulados em grafo orientado e não-orientado, todos os demais casos são considerados problemas NP-completos (Sherafat, 1988). Portanto, Os métodos exatos existentes se limitam à solução de problemas de pequeno porte, a exemplo do método proposto por Sherafat (1988) para a solução do PCC formulado em grafo misto.

1.4. Objetivo

Contribuir com a solução de problemas de roteirização em redes com a construção de um sistema computacional capaz de gerar circuitos de custo mínimo que cobrem componentes requeridos da rede, considerando as restrições reais dos problemas de distribuição.

1.5. Relevância

A relevância do desenvolvimento de um software para construção de circuitos de custo mínimo é altamente relevante, devido a dois fatos: o primeiro é o fator econômico; os problemas de distribuição de bens e serviços, por razões anteriormente expostas, estão adquirindo cada vez mais importância e envolvendo maior volume de recursos. Os problemas de roteirização são o cerne e a etapa mais crítica na solução de muitos problemas de distribuição.

O segundo é a relevância do problema do ponto de vista teórico. Com raras exceções, os problemas de roteamento de arcos são NP-hard (Eiselt, 1995/1), (Eiselt, 1995/2). Por conseguinte, na maioria dos casos soluções exatas são difíceis de serem obtidas e, mesmo quando existem, são ineficientes em termos computacionais. Soluções aproximadas, embora existam para vários casos, são poucas em número, e limitadas em termos da variedade de abordagens, comparadas com outras áreas de otimização combinatória. Essas dificuldades naturalmente se refletem na construção de qualquer software para de roteamento de arcos, tornando-a uma tarefa de extrema relevância..

A inserção de restrições da ordem de percurso nos vértices do grafo é um outro atrativo de relevância prática e teórica. Elas podem representar as conversões proibidas, ou indesejáveis, nos cruzamentos das vias urbanas. Embora estejam entre as mais importantes restrições dos problemas reais de roteamento, poucos trabalhos têm sido dedicados ao seu tratamento.

O Sistema Construtor de Circuitos (SCC), descrito nas próximas seções, permite achar circuitos de custo mínimo na presença de maioria das restrições encontradas nos problemas reais de distribuição, entre elas, as restrições de conversão acima mencionadas.

1.6. Aplicações

Os problemas de roteirização, a exemplo do Problema de Carteiro Chinês e suas variações têm uma grande gama de aplicações, na distribuição de serviços públicos, ou privados, na entrega ou coleta de mercadorias, e em vários outros problemas que podem ser formulados como tal. Alguns exemplos de aplicações que envolvem roteirização são as seguintes (Bodin, 1978):

- coleta de lixo domiciliar;
- limpeza de ruas usando varredores mecânicos;
- remoção de neve das vias públicas;
- pulverização das vias públicas com sais que evitam a formação de gelo;
- serviço de entrega de cartas e encomendas de correios;
- inspeções periódicas em linhas elétricas, redes de gasodutos, ou oleodutos;
- serviços de transporte escolar;
- distribuição de produtos de consumo em larga escala, como de água mineral, refrigerantes, leite, jornais, etc;
- leitura de medidores de consumo de água, energia, gás, etc;
- testes topológicos de sistemas de computadores (Malek., Mourad., Pandya, 1989);

- minimização de número de vias, no desenho de circuitos VLSI (Barahona, 1990); e
- inspeção de estruturas metálicas utilizando robôs (Benavent, et al, 2003/1).

2. Contribuição aos Problemas de Roteirização

A abordagem teórica usada no desenvolvimento do Sistema Construtor de Circuitos consiste numa transformação do problema de roteamento arcos, formulado num grafo misto, num problema de roteamento de nós em um grafo completamente orientado. O procedimento permite a solução do problema de roteamento como um de PCV padrão no grafo transformado. Sendo G o grafo original e G^T o grafo transformado, a transformação consiste em representar cada arco em G por um nó em G^T , e cada aresta em G por um par de nós em G^T . Cada arco de G^T é uma conversão viável entre um par de links em G . O algoritmo detalhada para essa transformação é descrito por Sherafat, (2004, p.67). Os testes computacionais confirmaram a eficiência da abordagem: problemas do Carteiro Chinês Misto de porte relativamente grande foram resolvidos e soluções próximas às respectivas ótimas foram obtidas em tempos aceitáveis.

De fato o método de transformação proposto nesse trabalho é motivado pelos recentes melhoramentos no campo de soluções para o PCV. Johnson et al. (1997) e Voudouris et al. (1999) têm sugerido soluções aproximadas que foram aplicadas com sucesso aos PCV's de grande porte. A meta-heurística Busca Local Dirigida, desenvolvida pelos últimos autores, tem encontrado soluções próximas à ótima para problemas de médio e grande porte, em tempos relativamente curtos. Para os testes computacionais foi adotada uma implementação da busca local dirigida elaborada por Rodrigues (2000). A Busca Local Dirigida é uma metaheurística baseada em aplicação de penalidades: cada vez que uma solução ótima local é encontrada, a função objetivo é aumentada para sair dela, na busca de uma nova solução melhor, até que nenhuma melhor seja encontrada.

3. Sistema Construtor de Circuitos (SCC)

O Sistema Construtor de Circuitos é uma implementação da metodologia mencionada na seção 2 – a de transformação o problema de roteamento de arcos em um problema de roteamento de nós – seguida de solução de um Problema de Caixeiro Viajante (PCV) no grafo resultante, e sua interpretação como um roteiro de distância mínima no grafo original. No ponto de vista de problemas clássicos, o SCC permite a solução do problema do Carteiro Chinês (PCC), Problema do Carteiro com Vento (PCCV), Problema do Carteiro Rural (PCR), e todas as suas versões em grafos orientados, não-orientados e mistos. Permite, ainda, a inclusão de restrições de conversão nos nós, o que possibilita levar em conta as restrições reais de trânsito nos cruzamentos de uma malha viária urbana.

O SCC tem três módulos básicos:

Módulo de Geração de Grafos Aleatórios

A importância de grafos aleatórios é sua versatilidade para testar o desempenho do sistema em situações variadas e adversas. Este módulo permite gerar grafos aleatórios de qualquer dimensão. Para tanto, basta definir suas dimensões em forma de uma grade; estabelecer sua densidade pelo grau médio de seus nós; especificar o tipo do grafo pelo percentual de seus arcos (variando de 0 a 100, pode se obter grafos não-orientados, orientados e mistos); e a faixa de valores para arbitrar o custo de percurso de cada arco, ou aresta. O grafo obtido é na forma Pseudo-Manhattan, isto é, redes quadriculadas com possibilidade de segmentos transversais que não se cruzam. A figura 1 mostra um exemplo de grafo aleatório Pseudo-Manhattan com 12 nós, (numa grade de 3×4), grau médio de nós 3,2 (em média 3,2 arcos / arestas coincidem a cada nó), e com 37% de arcos (orientados). O arco (8, 11) e a aresta (7, 12), embora se intersectam graficamente, não se cruzam logicamente.

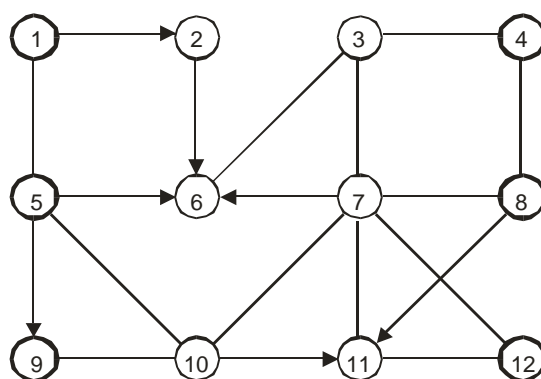


Figura 1 – Exemplo de um Grafo Misto Pseudo-Manhattan

A rotina de geração de grafos aleatórios possui um recurso adicional que permite construir o grafo juntamente com uma boa solução viável para o PCC. A experiência mostrou que esta solução fica muito próxima à ótima e provê um bom parâmetro de comparação como um **limite superior** para a solução ótima.

Além da geração de grafos aleatórios, este módulo permite a digitalização do mapa de uma malha urbana, e também a construção de um grafo não aleatório com desenho livre.

Módulo de Transformação

Uma vez definido o grafo, aleatório, ou não, o módulo de transformação transforma o grafo, conforme o procedimento descrito na seção 2. A transformação pode ser feita de forma simples, isto é, sem levar em conta as de restrições de conversão nos nós, ou com a inclusão de tais restrições. As restrições são impostas em forma de penalidade P_{ijk} para cada tipo de conversão, se convertendo do link (i, j) para o link (j, k). Nas conversões permitidas em geral $P_{ijk} = 0$, ou assume um valor pequeno, enquanto para as conversões indesejáveis (a exemplo de retornos U) a penalidade pode ser maior, ou até $P_{ijk} = \infty$, no caso de uma conversão proibida.

Ainda nesse módulo, pode ser definido o nó inicial e o nó final do roteiro a ser construído. Opcionalmente, estes nós podem ser o mesmo nó (circuito fechado).

Outro recurso do SCC, presente nesse módulo, é o cálculo de um **Limite Inferior** (*lower bound*) para o custo do circuito a ser obtido. Tal limite é útil nas situações em que não se tem certeza da qualidade da solução encontrada pelo SCC. O limite é calculado resolvendo o PCC no grafo não-orientado, derivado do grafo original, ignorando todas as orientações dos arcos.

Módulo de Geração de Roteiro

Este módulo encontra um circuito de custo mínimo, resolvendo o PCV no grafo transformado acima e gerando um arquivo de solução. O módulo contém 3 *solvers* implementados, conforme descritos abaixo:

- *SCR-MRPP solver*: é a implementação de uma metaheurística baseada na de Busca Local Dirigida (Rodrigues, 2000), a qual resolve o PCV no grafo transformado de forma iterativa;

- *GANRP solver*: utiliza um método de inserção para resolver o PCV, seguido de um procedimento de 3-opt para melhorar a solução encontrada;

- *MCCP solver*: é uma ferramenta alternativa que não trabalha com o grafo transformado; encontra o circuito de custo mínimo a partir de detecção de circuitos negativos diretamente no grafo original.

Os dois primeiros solvers, *SCR-MRPP* e *GANRP* são versáteis e se aplicam a uma variedade de problemas de roteamento de arcos, a exemplo de PCC, PCR, e PCCV, incluindo as restrições de conversão, enquanto o último, o *MCCP*, se aplica apenas ao PCC formulado no grafo misto.

As experiências computacionais mostraram que o solver *SCR-MRPP*, baseado na Busca Local Dirigida, em geral apresenta soluções melhores, ótimas, ou próximas às ótimas, razão pela qual os testes computacionais relatados abaixo utilizam apenas esta ferramenta.

As soluções encontradas pelo SCC têm duas formas de apresentação: uma é por meio de arquivo de solução gerada que mostra a sequência de arcos e arestas que forma o circuito ótimo; e a outra é a visualização gráfica da solução, por meio de animação do circuito na tela.

4. Testes Computacionais com SCC

Os testes foram feitos com cinco conjuntos de grafos pseudo-manhattan, gerados aleatoriamente, de dimensões de 100, 200, 300, 400 e 500 nós cada um. Para cada grupo, cinco grafos foram gerados, com percentuais de 0%, 25%, 50%, 75% e 100% de links orientados (arcos). Portanto, os testes contemplam não apenas os casos mistos, mas também os dois casos extremos – grafos totalmente orientados e totalmente não-orientados. Os ensaios foram realizados num computador Pessoal equipado com processador Pentium IV – 2.0 GHz.

A Tabela 1 mostra informações detalhadas sobre os testes. Para cada instância dos testes foram providenciados dois limites: um limite inferior e um superior para a solução ótima, da forma que foi descrito acima. Como pode ser visto nessa tabela, as soluções obtidas pelo SCC apresentam um desvio máximo de 7,9%, se comparadas com os correspondentes limites inferiores, dentre os casos mistos testados. Vale ressaltar que para os problemas totalmente não-orientados, o limite inferior coincide com a solução ótima; entretanto, para os casos totalmente orientados, o limite inferior pode se situar muito abaixo da respectiva solução ótima e deixa de ser um parâmetro eficiente de comparação. Comparando com as boas soluções conhecidas, quase em todos os casos

elas são igualadas, ou superadas pelo método proposto. Apenas em três casos tais marcas não foram atingidas, com o desvio máximo registrado em 0,9%.

Tabela 1. Testes Computacionais nos Grafos Pseudo-Manhattan

Nome do Grafo	Núm. Nós (1)	Núm. Links (2)	% P _a (3)	Limite Inferior (4)	Limite Superior (5)	Solução Obtida (6)	t ₁ Seg. (7)	t ₂ Seg. (8)	t ₃ Seg. (9)	% Desv. (10)
Mix100A00	100	200	0	21410	21410	21410	0.27	2.4	3	0.0
Mix100A25	100	200	25	21440	21537	21537	0.36	3.0	3	0.5
Mix100A50	100	200	50	21673	22138	22103	0.24	3.9	4	2.0
Mix100A75	100	200	75	21444	22203	22174	0.21	0.7	1	3.4
Mix100A100	100	200	100	21187	24205	24205	0.12	0.1	0	14.2
Mix200A00	200	400	0	42976	42976	42976	1.68	23.	25	0.0
Mix200A25	200	399	25	43687	44144	43945	2.16	80.	82	0.6
Mix200A50	200	400	50	42778	44405	44261	1.44	38.	39	3.5
Mix200A75	200	400	75	42717	46191	46097	0.96	14.	15	7.9
Mix200A100	200	400	100	42451	47193	47193	0.72	0.6	1	11.2
Mix300A00	300	600	0	64612	64612	64612	6.0	58.	64	0.0
Mix300A25	300	599	25	64261	65006	64734	7.20	173.	180	0.7
Mix300A50	300	600	50	64831	66517	66502	5.76	154.	160	2.6
Mix300A75	300	600	75	64240	68190	68080	3.36	23.	26	6.0
Mix300A100	300	600	100	63504	72673	72673	2.40	3.	5	14.4
Mix400A00	400	800	0	86208	86208	86208	14.2	227.	241	0.0
Mix400A25	400	798	25	85865	86214	86394	17.3	177.	194	0.6
Mix400A50	400	800	50	86815	89079	89014	14.4	207.	221	2.5
Mix400A75	400	800	75	86233	91592	91494	6.7	109.	116	6.1
Mix400A100	400	799	100	85189	96517	96326	5.8	6.	12	13.1
Mix500A00	500	999	0	107470	107470	108435	27.4	305.	332	0.9
Mix500A25	500	1000	25	107803	108370	108649	32.2	335.	367	0.8
Mix500A50	500	1000	50	107770	110640	110598	21.8	71.	93	2.6
Mix500A75	500	1000	75	107707	114268	114268	14.2	91.	105	6.1
Mix500A100	500	1000	100	106191	122080	122080	12.0	7.	19	15.0

- (1) Número de nós;
- (2) Número de links (arcos+arestas);
- (3) Percentual de links orientados (arcos);
- (4) Limite inferior no custo do circuito de PCCM;
- (5) Limite superior (Uma boa solução conhecida);
- (6) Valor da solução, obtido pelo método proposto;
- (7) Tempo de CPU, usado no procedimento de transformação;
- (8) Tempo de CPU, usado no procedimento de PCV;
- (9) Tempo de CPU total;
- (10) Percentagem de desvio entre a solução obtida e o limite inferior.

Como o método de Busca Local Dirigida, utilizado para resolver o PCV é uma técnica iterativa, isso permite a obtenção de soluções menos aproximadas em tempos mais curtos. Por exemplo, resolvendo o grafo misto Mix500A25 (com 500 nós, 250 arcos e 750 arestas), ao cabo de $t_2= 60$ segundos de processamento, foi registrada uma solução viável que se situa a 7,2% do limite inferior.

O tempo consumido pelo processo de transformação em geral é bem menor do que o tempo para o procedimento do PCV. Para os grafos de teste com 500 nós e 1000 links, o tempo médio para concluir o processo de transformação foi de 21,5 segundos. Enquanto o tempo médio usado pela rotina de PCV para este mesmo grupo de grafos foi de 161,8 segundos.

O problema de maior porte testado foi de um grafo pseudo-manhattan, com 1000 nós e 2000 links, dos quais 50% eram orientados. A solução obtida para este ficou 9,7% acima do limite inferior e 5,2% acima da melhor solução conhecida, no tempo total de $t_3=473$ segundos.

5. Aplicação do PCC ao Problema de Coleta de Lixo

5.1 Problema de Coleta de Lixo

A coleta de lixo é uma operação logística complexa, realizada quase em todas as zonas urbanas do mundo. Em geral compreende a coleta propriamente dita, compactação, transporte e acondicionamento no aterro sanitário, de grandes quantidades de resíduos diariamente produzidos. Para se ter uma idéia da grandeza do serviço, a Europa produz anualmente 2,5 bilhões de toneladas de lixo sólido (Elkington, 1995). A cidade de São Paulo tem uma coleta diária de mais de 20.000 toneladas de lixo (IBGE, 2003).

Pela sua natureza e implicações na qualidade de vida e saúde pública das populações, o serviço deve ser feito assiduamente e dentro de um padrão aceitável de qualidade. Segundo os indicadores sociais do IBGE (2003), dos 5.507 municípios brasileiros, 3274 mantém o serviço com frequência diária. Outros 1104 municípios realizam o serviço três vezes por semana. Dos quase 35 milhões de domicílios localizados nas zonas urbanas do Brasil, 29 milhões são servidos pela coleta na porta; outros 3 milhões se beneficiam com coleta indireta, por meio de caçambas estrategicamente localizadas.

O processo de remoção de lixo compreende em geral as seguintes etapas:

1. a coleta domiciliar, utilizando caminhão coletor, ou outro meio apropriado;
2. transporte até uma estação de transbordo (geralmente disponível nas cidades de médio e grande porte), utilizando o mesmo veículo coletor;
3. compactação e / ou outros processamentos, inclusive separação do lixo;
4. transporte da estação para o aterro sanitário, utilizando meios econômicos de transporte;
5. acondicionamento do lixo no aterro sanitário.

A primeira etapa (coleta) costuma ser a mais dispendiosa, por ser exaustiva e envolver a maior parte de recursos humanos e materiais disponíveis para o serviço. A roteirização de veículos, nessa etapa, é uma aplicação bem conhecida dos Problemas de Roteamento de Arcos. A coleta domiciliar pode ser formulada como uma das variações do PCC ou PCR, a depender da configuração da rede e das exigências específicas do serviço. Entretanto, dependendo de outras restrições que possam existir para cada caso, o problema pode não ter uma formulação padrão, como as de cima.

Seja qual for a formulação, o objetivo é achar um circuito que atenda eficientemente às exigências do serviço. A eficácia do serviço de coleta pode ser expressa em termos da qualidade de coleta em si, da economia total, compreendendo veículos e a mão de obra, e da segurança envolvendo os trabalhadores, a frota e terceiros. Todos esses três parâmetros são sensíveis ao itinerário, seja em função da quilometragem percorrida, ou das manobras e conversões que ele exige.

Eficácia da Coleta					
Qualidade	Economia		Segurança		
Atendimento à demanda	Custos associados ao veículo	Custos associados à mão-de-obra	Veículo	Trabalhadores	Terceiros
Todos afetados pelo traçado do percurso da coleta					

Abaixo está uma descrição sucinta de como cada um destes parâmetros de eficiência pode ser positivamente influenciado pelo roteiro. Obviamente existem outros parâmetros, além destes, que também afetam o serviço, porém fora do contexto de um problema combinatorial.

1. A qualidade do serviço pode ser melhorada, uma vez que o roteiro cubra todos os segmentos de rua onde existe lixo para coletar, e corresponda às prioridades de atendimento estabelecidas em cada zona de coleta.

2. A economia associada ao veículo e à mão-de-obra, pode ser considerada minimizando uma função apropriada de custo associado a cada trecho de rua.

3. A segurança pode ser considerada, minimizando os riscos inerentes ao serviço. Um dos riscos é devido às conversões perigosas. Outro item de segurança é evitar as passagens ociosas do veículo nas ruas de trânsito intenso, ou locais de grande tráfego de pedestres, o qual pode ser considerado, com a formação apropriada de matriz de custos, acima definida.

Com estas considerações, pode-se achar um roteiro que minimize o custo total da etapa de coleta, incluindo o consumo de combustível, o desgaste do veículo, a duração do serviço (conseqüentemente a incidência de horas-extras) e acidentes de trânsito.

5.2 Algumas Restrições Adicionais do Problema de Coleta de Lixo

Em geral os problemas de roteirização na coleta de lixo envolvem restrições adicionais, a maioria contemplada pelo SCC. Algumas destas restrições são descritas a seguir.

Restrições de Conversão

As restrições de conversão, a exemplo de proibição de retornos U e conversões à esquerda, estão entre as mais relevantes na definição de itinerários para caminhões coletores de lixo, quando o problema é formulado para as zonas urbanas. Como foi visto anteriormente, o método proposto assimila tais restrições, incorporando-as no próprio processo de transformação do grafo.

Entretanto, a potencialidade do método é mais do que o simples atendimento às normas de trânsito; é possível “suavizar” o roteiro gerado, e proporcionar mais segurança para o veículo e terceiros por meio de atribuição apropriada de penalidades também para as conversões permitidas. Em geral, o veículo seguir em frente, num cruzamento, é mais vantajoso do que converter à direita, embora ambos trajetos possam ser permitidos; também, uma conversão com ângulo mais aberto é melhor do que uma com ângulo fechado. De fato, o que torna vantajosa uma conversão em relação à outra é o desgaste imposto ao veículo carregado, e os riscos que cada uma pode lhe proporcionar.

Portanto, há de definir uma matriz de penalidades de conversão $[p_{ab}]$, onde p_{ab} é a penalidade aplicada na passagem do arco a para o arco b , onde o nó final de a é o nó inicial de b . Para efeito de definição da matriz de penalidades, cada aresta deve ser considerada como um par de arcos contrariamente orientados.

Tipos de Coleta

Um segmento de rua, representado por um arco, ou uma aresta, pode ser servido numa única passagem do veículo coletor. Entretanto existem casos em que os resíduos devem ser removidos em duas passagens distintas, cada vez num dos lados da via. Este é o caso da coleta nas avenidas de maior movimento. Há uma terceira situação, quando não há coleta para ser efetuada no segmento. Todos estes casos podem ser facilmente considerados pelo método proposto.

- Coleta Simples: o segmento de rua deve ser representado por um link requerido;
- Coleta Dupla: o segmento deve ser representado por um par de arcos, considerando que se ele é de mão única, os arcos terão o mesmo sentido, e se é de mão dupla, os arcos devem ser contrariamente orientados, e ambos requeridos;
- Coleta Inexistente: o segmento deve ser representado por um link não-requerido.

Início e Fim da Coleta

Como foi visto o SCC encontra um circuito de custo mínimo que cobre todos os links requeridos de um dado grafo, isto é, partindo de um nó, o circuito termina no mesmo nó. No problema de coleta de lixo não são raras as situações em que a coleta começa num nó, mas deve terminar num outro. Esta variação pode ser resolvida com simples acréscimo de um arco artificial ao grafo que representa a malha viária.

Sejam n_i o nó em que se deve iniciar a coleta, e n_f o nó em que o serviço se encerrar. Cria-se o arco artificial (n_f, n_i) no grafo, considerando-o requerido e fixando seu custo igual a M , onde M é um valor suficientemente grande. O circuito obtido neste grafo deve conter o arco (n_f, n_i) , porém, o roteiro da coleta será construído de modo a iniciar em n_i e terminar em n_f , ignorando o arco artificial. Logicamente, o valor de M deve ser descontado do comprimento final do roteiro calculado. A razão de fixar este valor bastante grande é para evitar que o arco artificial venha a ser utilizado como uma opção de caminho a ser repetido mais de uma vez na construção do referido circuito.

Custo de Percurso

O custo de percurso associado a cada trecho de rua, embora proporcional à distância do trecho, pode ser uma função de vários outros parâmetros, a exemplo da intensidade de trânsito, qualidade de pavimentação da rua, etc. Portanto, a matriz de custos associada à rede deve levar em conta todos estes parâmetros que afetam a economia. O custo associado a cada link l pode ser

definido como $C_l = d_l \prod_{ij} p_{ij}$, onde d_l é o comprimento do segmento de rua correspondente, e p_{ij} são as penalidades referentes a cada parâmetro a serem multiplicadas a este.

5.3 Experiência de Aplicação na Coleta de Lixo de um Bairro de Aracaju

O SCC foi aplicado com êxito na otimização de roteiro da coleta de lixo domiciliar do bairro Assis Chateaubriand, cidade de Aracaju, popularmente conhecido como Bugio (Siqueira, 2011).

Nesse bairro, cujo mapa é ilustrado na Figura 2, a coleta é feita 3 vezes por semana, em dias alternados, usando um caminhão coletor de capacidade de 10 toneladas, servido por um motorista e 3 agentes de coleta. Pela quantidade de lixo gerado no bairro, o serviço se completa em duas viagens do caminhão, realizadas geralmente no intervalo das 7hr30min às 15 horas. Num monitoramento feito em um dia típico de trabalho, o caminhão percorreu uma distância total de 38,9 km no serviço de coleta dentro do bairro, excluindo as viagens para o aterro sanitário.

O bairro de Bugio é particularmente interessante para um estudo de roteirização, pela variedade de situação que lá ocorrem. Tais variações podem avaliar o robustez de um sistema construtor de rotas, dentre as quais podem ser mencionadas:

- A malha ser mista, por ter ruas de mão dupla e mão única;
- Existência de ruas sem coleta;
- Existência de ruas sem saída;
- Existência de ruas de coleta dupla (avenidas que necessitam de coleta distinta em ambos os lados);
- Existência de conversões indesejáveis, incluindo manobras de marcha à ré.



Figura 2. Bairro Assis Chateaubriand (Bugio), Aracaju

Para o efeito de suavização do roteiro e minimização das conversões indesejáveis, foram aplicadas às seguintes penalidades, como sendo acréscimo de distância em metros:

- Conversão à direita: 7 metros;
- Conversão à esquerda, quando permitida: 21 metros;
- Retorno / percurso em marcha ré: 100 metros;
- Seguir m frente: 0 metro

Vale ressaltar que no percurso atualmente feito, em alguns trechos o trajeto é feito à marcha ré, como uma medida para encurtar o percurso. A própria empresa considera tal manobra muito perigosa.

A solução encontrada pelo SCC resultou em um roteiro ótimo com a distância de 33.1 km (contra atuais 38,9 km), sem considerar as penalizações, o que significa uma economia de 14,9% em relação ao roteiro atualmente seguido na coleta de lixo do bairro. E o roteiro ótimo que considera as penalizações, resultou em uma distância de 36,1 km, contra a distância de 42,4 km

(distância atual + penalizações atuais), o que significa novamente uma economia de 14,8%. Na Tabela 2, as características de ambos os roteiros estão relatados

Tabela 2. Comparação dos Roteiros

	Percurso Atual - Km	Percurso Gerado pelo SCC - Km	Economia %
Dist.total percorrida sem penalizações	38,9	33,1	- 14,90
Penalização de conversões para a direita	0,973	0,924	- 5,03
Penalização de conversões para a esquerda	1,407	1,344	- 4,47
Penalização de percurso em marcha-ré	1,100	0,100	- 90,90
Penalização total associada ao percurso	3,480	2,368	- 31,95
Dist. total percorrido com penalizações	42,4	36,1	- 14,80

Portanto, conclui-se pela eficácia do SCC em achar circuito de distância (ou custo) mínima para o serviço de coleta de lixo, considerando a economia expressiva de quase 15% na distância percorrida do exemplo acima, além da suavização do roteiro, minimizando as conversões indesejáveis, que incluíram as manobras de marcha ré.

6. Conclusões

Como foi visto, o SCC permite a construção de circuitos de custo mínimo para problemas de roteirização. Considerando os testes computacionais relatados acima, bem como sua aplicação num problema real de coleta de lixo pode-se concluir que o software desenvolvido preenche os parâmetros desejáveis de uma boa ferramenta para ser usada na prática na solução de Problemas de Roteamento de Arcos, considerando ainda:

- qualidade de soluções obtidas, em geral ótimas, ou muito próximas a elas;
- capacidade de resolver problemas de porte relativamente grande; e
- comportamento regular em todos os casos testados, sem surpresas de pior caso.

7. Referências

- Barahona F., On Some Applications of the Chinese Postman Problem. Algorithms and Combinatorics, Vol 9, Path, Flows VLSI Layout, B. Korte et al. eds. Springer-Verlag, Berlin, 1990.
- Benavent E., Carrota A., Corberán A., Sanchis J.M., e Vigo D., Lower Bounds and Heuristics for the Windy Rural Postman Problem, Artigo de trabalho, Universidade de Valência, Espanha, Março de 2003.
- Bodin, L., Kursh, S., A Computer-Assisted System for the Routing and Scheduling of Street Sweepers, Operations Research, Vol. 26, No. 4, 1978.
- Bodin L., Golden B., Assad A., Ball M., Routing and Scheduling of Vehicles and Crews – The State of the Art., Computers & Operations Research, Vol.10, No. 2, 1983.
- Bureau of Transportation Statistics – BTS, www.bts.gov , 2003.
- Christofides N., Graph Theory – An Algorithmic Approach. Academic Press, London, 1975.
- Eiselt, H. A., Gendreau M, Laporte G, Arc Routing Problems, Part I: The Chinese Postman Problem, Operations Research, Vol. 43, No. 2, 1995/1.
- Eiselt, H. A., Gendreau M, Laporte G, Arc Routing Problems, Part II: The Rural Postman Problem, Operations Research, Vol. 43, No. 3, 1995/2.
- Elkington J., Can big business help? People & Planet, Vol. 4, no. 1, 1995.
- GEIPOT, www.geipot.gov.br , 2000.
- Instituto Brasileiro de Geografia e Estatística – IBGE, www.gov.br , 2003.
- Johnson, D. S., McGeoch, L. A., The Traveling Salesman Problem: a Case Study, Aarts, E. & Lenstra, J. K. (eds). Local Search in Combinatorial Optimization, Wiley, New York, pag: 215-310, 1997.
- Malek M., Mourad A., Pandya M., Topological Testing. Proceedings of the IEEE 1989 International Test Conference, paper 4.4, 103-110, 1989.
- Rodrigues, M. A. P., Problema do Caixeiro Viajante, Um Algoritmo para Resolução de Problemas de Grande Porte Baseado em Busca Local Dirigida – Dissertação de Mestrado, EPS, Universidade Federal de Santa Catarina, Brasil, 2000.
- Sherafat, H. Uma Solução para o Problema do Carteiro Chinês no Grafo Misto, Anais de XXI SBPO, Vol.1, pag: 157-170, São Paulo,1988.
- Sherafat, H., Algoritmos Heurísticos de Cobertura de Arcos, Tese de doutorado, UFSC, PPGEP, Florianópolis, SC, 2004.
- Voudouris, C., Tsang, E. Guided Local Search and its Application to the Traveling Salesman Problem, European Journal of Operations Research 113, pag: 469-499, 1999.
- Siqueira, Alexandra, Métodos de Roteamento de Arcos – Aplicação na Coleta de Lixo de um Bairro de Aracaju/SE, Monografia de Pós-Graduação em Matemática, UFS, Aracaju, SE, 2011.

Recebido: 25/10/2013

Aprovado: 04/12/2013