

Uso de métodos formais no planejamento e manutenção de vias públicas urbanas

Muriel Mazzetto, André Marasca, Marcelo Teixeira

Abstract—O aumento crescente do número de veículos nos grandes centros urbanos tem acelerado o processo de deterioração das vias públicas, que não suportam tal fluxo. Esse problema é, em geral, solucionado parcialmente por operações chamadas de “tapa buracos”, cujo custo é relativamente baixo mas cuja durabilidade é, por outro lado, curta. Este artigo propõe uma alternativa para o planejamento eficaz da manutenção de vias públicas urbanas. Trata-se de uma abordagem estruturada na teoria dos grafos que parte do modelo de uma malha viária e define uma sequência de operações matemáticas que refinam esse modelo de tal modo que passa a ser possível derivar um caminho a ser mantido. Esse caminho preserva certas propriedades desejáveis em vias públicas, como a conexidade entre pontos, a redução de distâncias, de gastos, otimização de recursos, etc. A aplicabilidade da abordagem é ilustrada por meio de um exemplo de modelagem que recebe como entrada um trecho de vias, obtido do mapa real da cidade de Pato Branco - PR, e aponta como resultado um plano para a manutenção daquele trecho, obedecendo a certas especificações predefinidas. A viabilidade da abordagem é ilustrada por meio de um comparativo envolvendo dados reais de custos de manutenção de vias. Os resultados apontam para um índice significativo de economia.

Index Terms—Teoria dos grafos, melhor caminho, cidades inteligentes, suporte à decisão.

I. INTRODUÇÃO

O aumento do número de automóveis tem constituído um problema crônico nos grandes centros urbanos. A facilidade de aquisição agregada ao aumento do poder aquisitivo tem aumentado a demanda de tráfego nas vias públicas, saturando sua capacidade de absorção do fluxo.

Dezenas de problemas emergem desse cenário, incluindo a insatisfação pessoal e profissional, bem como o desgaste da saúde ocasionado por altos índices de estresse. De ordem técnica, emerge ainda outro problema: o fluxo exorbitante de veículos degrada mais rapidamente a estrutura das vias. De fato, uma estrada construída para absorver um índice x de tráfego, em poucos meses passa a comportar um expoente desse índice. O que se observa hoje é que o plano de manutenção de estradas não acompanha a velocidade do aumento de fluxo e as vias se deterioram anos antes de serem contempladas com um plano de manutenção. O resultado inevitável desse cenário são as chamadas operações *tapa buracos*, as quais abreviam o custo de manutenção, mas oferecem uma solução apenas temporária e muitas vezes precária em termos de qualidade.

Sob essa ótica, o tratamento computacional dos índices de deterioração de vias representa um tópico histórico e

ainda ativo de pesquisas. Técnicas de *programação dinâmica probabilística* e *regressão linear* vem sendo aplicadas desde a década de 80 [1] até os dias de hoje [2] na tentativa de associar as múltiplas variáveis que levam uma via a se deteriorar. Uma vez obtida uma estimativa, pode-se aplicar uma política de manutenção emergencial a priori, evitando que o problema de fato se instaure nas vias. Porém, legalmente, manutenções emergenciais requerem trâmites burocráticos bastante desgastantes, custosos e demorados. Além disso, essa alternativa normalmente resolve apenas parte dos problemas, favorecendo a manutenção de maior custo benefício, já que nem sempre é possível asfaltar toda a área a se deteriorar.

A questão que surge, então, é: “se a manutenção completa de uma planta de vias não é possível, existe uma rota cuja manutenção seja viável e atrativa?”. Encontrar uma resposta para essa pergunta pode ou não configurar um problema complexo, dependendo de quais e quantas são as variáveis associadas à resolução do problema. Muitos trabalhos exploram técnicas de modelagem para encontrar rotas *mínimas* (distância) para a manutenção [3], [4]. Contudo, a distância mínima entre dois pontos pode não ser um indicativo relevante em termos de consumo de recursos. Algumas outras abordagens exploram o impacto e os riscos envolvidos na obra de manutenção [5], se abstendo dos quesitos quantitativos; outras focam exclusivamente no quesito custo de manutenção [6], [7]; algumas ainda exploram a obtenção de rotas considerando restrições de tráfego [8].

Percebe-se que os aspectos envolvidos no cálculo de uma rota para manutenção são, em geral, abordados modularmente. Como resultado, pode-se derivar uma rota de manutenção que não reflete o conjunto de requisitos de modo associado. Para fins de manutenção otimizada, é fundamental que todos esses aspectos façam parte do mesmo cálculo da rota, incluindo a largura das vias, a conexão entre pontos de interesse local (turísticos, etc.), a quantidade de material necessário em diferentes pontos, a otimização do tráfego, etc.

Este artigo propõe um método capaz de atribuir economia ao plano de asfaltamento de vias. A abordagem explora a modelagem da área de interesse (planta) e, em seguida, aplica uma sequência ordenada de operações matemáticas sobre esse modelo para determinar possíveis planos de manutenção. O resultado da abordagem também permite derivar rotas alternativas de tráfego para que a manutenção seja priorizada, considerando critérios como custo de manutenção, comprimento e largura da via, etc.

Tecnicamente, a abordagem é estruturada da seguinte forma: Define-se inicialmente uma planta a ser modelada, contendo os pontos de comércio e turismo mais visitados dentro da cidade e as vias que interligam esses pontos. Assume-se que as vias

Os autores pertencem ao Departamento de Informática da Universidade Tecnológica Federal do Paraná, campus Pato Branco, Paraná, Brasil. E-mails: murielmazzetto@live.com, eng.andremarasca@gmail.com, marceloteixeira@utfpr.edu.br.

são de mão dupla. Então, modela-se essa planta por meio de um grafo [9]. A fim de preservar o princípio da conexidade, a planta é inicialmente vista como um grafo completo que explicita as distâncias entre os pontos conectados. Por fim utilizando algoritmos de caminhamento, mostra-se como derivar o menor trajeto, e conseqüentemente o que gerará menor custo, que interligue todos os pontos selecionados.

Na prática, esse procedimento leva à garantia formal e à possibilidade real de redução de custos com o asfaltamento de vias. A eficácia desse método é ilustrada por uma pesquisa de valores envolvendo dados da *Câmara Brasileira da Indústria da Construção* (CBIC) [10]. Os custos para uma pavimentação dependem essencialmente de variáveis como tempo de construção, transporte de materiais, materiais e extensão. Para os experimentos envolvendo o modelo proposto, considerou-se apenas os valores dos materiais em relação à extensão da obra.

Estruturalmente, esse artigo é organizado como segue. Conceitos preliminares são apresentados na Seção II; A Seção III descreve a proposta, que é ilustrada na Seção IV; A Seção V apresenta algumas conclusões e perspectivas futuras.

II. FUNDAMENTAÇÃO TEÓRICA

Na Matemática, assim como na Ciência da Computação, o conceito de *grafos* pode ser empregado para modelar uma classe de problemas cujo comportamento é caracterizado por uma dinâmica discreta [9]. Formalmente, um grafo \mathcal{G} é um par de conjuntos $(\mathcal{V}, \mathcal{A})$, tal que:

- \mathcal{V} é o conjunto de vértices; e
- \mathcal{A} é um conjunto de subconjuntos formados por dois elementos $u, v \in \mathcal{V}$.

Elementos em \mathcal{A} são chamados de *arestas* e, na notação gráfica, são convencionalmente denotados por *arcos* contemplando a relação entre dois elementos $u, v \in \mathcal{V}$.

Neste trabalho, será explorado um tipo particular de grafo, o qual possui as propriedades de ser *conexo*, *ponderado* e *não-direcionado*, conceitos esses introduzidos como segue.

- A conexidade de um grafo \mathcal{G} é dada de forma tal que para cada par $(u, v) \in \mathcal{V}(\mathcal{G})$ existe uma aresta que conecta u e v . Essa ideia é capturada pelo conceito de adjacência. Para $(u, v) \in \mathcal{V}(\mathcal{G})$, diz-se que u é *adjacente* a v , o que é denotado por $u \sim v$ se e somente se, $\{u, v\} \in \mathcal{A}$. Sobre um grafo \mathcal{G} , um *passeio* P pode ser definido como uma seqüência (v_0, v_1, \dots, v_n) , com $v_0 \sim v_1 \sim \dots \sim v_n$. P é fechado se começa e termina no mesmo vértice e, caso não repita nenhum vértice, então esse passeio é dito ser um *caminho*. Finalmente, um grafo \mathcal{G} é dito ser *conexo* se $\forall x, y \in \mathcal{V}(\mathcal{G})$, existe um caminho (x, y) .
- Um grafo é *não-direcionado* quando o conjunto \mathcal{A} é formado por subconjuntos (desordenados) $\{a, b\}$ de dois elementos $a, b \in \mathcal{V}$ (em oposição a um conjunto \mathcal{A}' composto por pares ordenados (a, b) , para $a, b \in \mathcal{V}$, caracterizando um grafo direcionado).
- Por fim, a *ponderabilidade* constitui-se na indexação de dados quantitativos junto aos subconjuntos $\{a, b\} \in \mathcal{A}$. Na forma gráfica de grafos, essa ideia é em geral implementada pela atribuição de pesos aos arcos que interligam dois vértices.

No universo dos grafos, inúmeros problemas práticos podem ser formalmente explorados utilizando-se da ideia de *caminhos*. Ao apropriadamente refinar um caminho, pode-se gerar um subgrafo que possua como particularidade o fato de preservar alguma propriedade de interesse. Formalmente, um grafo \mathcal{H} é dito ser um *subgrafo* de \mathcal{G} se $\mathcal{V}(\mathcal{H}) \subseteq \mathcal{V}(\mathcal{G})$ e $\mathcal{A}(\mathcal{H}) \subseteq \mathcal{A}(\mathcal{G})$.

Um algoritmo de *caminho mínimo*, utiliza-se da ideia de refinamento de grafos para encontrar a menor distância entre vértices ou, por analogia, entre pontos quaisquer relacionando grandezas do mundo real. Se um dado refinamento resulta em um grafo de caminho mínimo, então essa estrutura é, na verdade, um grafo conexo cuja soma dos valores de todas as suas arestas é a menor dentre todas as possíveis combinações. Esse subgrafo é denominado *árvore geradora mínima*. Nesse artigo, propõe-se uma sistemática para o processo de refinamento de caminhos em grafos, para a obtenção da árvore geradora mínima.

Os algoritmos abordados para derivar a solução proposta denominam-se *Kruskal* e *Dijkstra*, os quais pertencem a uma classe de algoritmos denominados *gulosos*, nome esse derivado do fato de que eles resolvem um problema de otimização de caminhos fazendo, a cada momento, sempre as melhores escolhas aparentes.

O *Dijkstra* é utilizado para encontrar a menor distância entre dois vértices dentre vários caminhos. Esse algoritmo pode ser descrito pelo pseudocódigo apresentado a seguir.

Algorithm 1: Pseudocódigo do algoritmo *Dijkstra*.

```

1 Dijkstra( $\mathcal{G}, w, s$ )
2 INITIALIZE-SINGLE-SOURCE( $\mathcal{G}, s$ );
3  $S \leftarrow \emptyset$ ;
4  $Q \leftarrow \mathcal{V}[\mathcal{G}]$ ;
5 while  $Q \neq \emptyset$  do
6   |  $u \leftarrow \text{EXTRACT-MIN}(Q)$ ;
7   |  $S \leftarrow S \cup u$ ;
8 end
9 foreach vertex  $v \in \text{Adj}[u]$  do
10  | RELAX( $u, v, w$ );
11 end

```

A função de inicialização do Algoritmo 1 é contextualizada pelo seguinte pseudocódigo:

Algorithm 2: Função de inicialização do *Dijkstra*.

```

1 INITIALIZE-SINGLE-SOURCE( $\mathcal{G}, s$ );
2 foreach vertex  $v \in \mathcal{V}[\mathcal{G}]$  do
3   |  $d[v] \leftarrow \infty$ ;
4   |  $\pi[v] \leftarrow \text{NIL}$ ;
5 end

```

Já a técnica do relaxamento de arestas, utilizadas pelo algoritmo de Dijkstra para testar se é possível melhorar o caminho mais curto, pode ser sintetizada pelo Algoritmo 3.

Já em relação ao algoritmo *Kruskal*, a ideia central é buscar o menor caminho que contenha todos os vértices de um grafo. O pseudocódigo do *Kruskal* é apresentado no Algoritmo 4.

Algorithm 3: Função de relaxamento do *Dijkstra*.

```

1 RELAX( $u, v, w$ );
2 if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
3   |  $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v)$ ;
4   |  $\pi[v] \leftarrow u$ ;
5 end

```

Algorithm 4: Pseudocódigo do algoritmo *Kruskal*.

```

1 Kruskal( $\mathcal{G}, r$ )
2  $A = \emptyset$ ;
3 foreach vertex  $v \in \mathcal{G}[\mathcal{V}]$  do
4   MAKE-SET( $v$ );
5   Ordene  $E$  em ordem decrescente de pesos;
6   foreach ( $u, v$ ) da lista ordenada do
7     MAKE-SET( $v$ );
8     if  $FIND-SET(u) \neq FIND-SET(v)$  then
9       |  $A = A \cup \{(u, v)\}$ ;
10      | UNION( $u, v$ );
11    end
12  end
13 end
14 return  $A$ ;

```

As funções *MAKE-SET*, *UNION* e *FIND-SET*, utilizadas pelo algoritmo de *Kruskal*, podem ser sintetizadas em palavras da seguinte forma:

- *MAKE-SET*(x):
 - cria um conjunto contendo um único elemento que é x ;
 - x não está em nenhum outro conjunto.
- *UNION*(x, y):
 - une dois conjuntos disjuntos, de onde pertencem os elementos x e y , respectivamente;
 - a disjunção é assumida por definição, i.e., assume-se que x e y pertencem a conjuntos disjuntos;
 - após a união, os dois conjuntos origem são eliminados.
- *FIND-SET*(x):
 - retorna um identificador do conjunto que contém x .

III. MODELO PROPOSTO

A tarefa de encontrar o menor caminho, para a resolução de um dado problema, pode ser conduzida por meio de uma análise puramente empírica. De fato, ao analisarmos uma estrutura de modelagem, especialmente sendo ela de pequeno porte, em geral é possível observar e testar diferentes caminhos em busca de uma alternativa que componha uma solução aceitável para o problema.

Por outro lado, ao se tratar da análise de modelos viários, encontrar a menor rota que interliga dois ou mais pontos pode nem sempre resultar diretamente de uma observação simples e não-sistemática da estrutura do modelo. É comum que da planta de uma estrutura viária requeira uma

extensa e complexa combinação de rotas. Nesses casos, tanto a representação da planta quanto as operações usadas para sintetizar uma rota se tornam complexas, sob o ponto de vista humano e também computacional, tornando inviável uma análise puramente empírica.

Na prática, enquanto a habilidade humana para analisar a estrutura de um modelo viário se limita a algumas dezenas de passos (estados e transições, ou lugares e conexões), uma única tomada de decisão pode envolver a estruturação de modelos com milhares de etapas, passos, conexões e estados, tornando crítica a engenharia de uma solução. É nesse contexto que se insere o modelo de síntese de rotas proposto nesse artigo. Estabelecemos uma sequência ordenada de aplicações dos algoritmos apresentados anteriormente e, como resultado, obtemos uma rota mínima que preserva os princípios de conectividade, ao mesmo tempo em que incorpora a análise de custos na decisão de menor caminho.

O fluxograma apresentando na Figura 1 ilustra a sistemática para utilização de cada algoritmo. Note que, enquanto ambos os algoritmos inclusos no método são em geral utilizados de maneira independente, para explorar caminhamentos em grafos, a sistemática apresentada no fluxograma implementa a interdependência entre as etapas. Assim, a otimização de um caminho resulta de um processo sistemático de refinamentos de modelos, o que compõe o diferencial da nossa proposta.

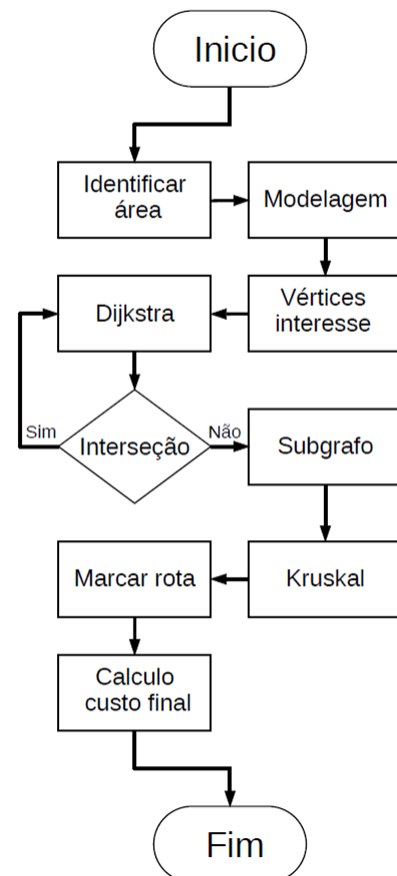


Figura 1. Modelo de refinamento proposto.

A seguir, cada atividade que compõe o processo é individualmente descrita.

- **Identificar área:** A modelagem proposta é destinada ao mapeamento de pontos prioritários de interesse a serem analisados em uma determinada cidade como, por exemplo, os centros de comércio e de lazer com incidência maior de tráfego;
 - **Modelagem:** Uma vez definida a região a ser explorada, ela é modelada por meio de um grafo. Nesse grafo, cada esquina é representada por um vértice, tal que as ruas compõem as arestas. Em um primeiro momento, não são incluídos pesos nas arestas. Também, por conveniência e clareza expositiva, considera-se manter o menor número possível (mas suficientemente representativo) de vértices. Isso visa facilitar a tarefa de encontrar e expressar a resposta otimizada, no que tange ao menor trajeto, com custo reduzido, dentre todos os vértices do modelo. Ainda, ressalta-se que utilização de grafos não direcionados, base do método proposto, caracteriza a modelagem de vias de mão dupla.
 - **Vértices de interesse** A partir do modelo inicial do sistema (planta), se faz necessária uma busca para eliminar os vértices e os caminhos indesejados que liguem os pontos em análise, pois o modelo pode caracterizar um multigrafo, o qual possui arestas paralelas ligando os mesmos dois pontos. Por exemplo, tome três vértices α , β , γ , com pesos ilustrativos tais que:
 - α ligue-se a β com peso 15;
 - β ligue-se a γ com peso 6;
 - α ligue-se a γ com peso 8.
- Suponha que deseja-se transitar de α a γ . Através da busca pelo trajeto com menor peso, tem-se o caminho $\alpha \sim \gamma$, tal que o vértice β (e seu respectivo valor) é eliminando da análise.
- **Dijkstra:** Para essa etapa, o menor trajeto entre cada par de vértices de interesse é calculado utilizando-se o algoritmo de Dijkstra. Caso seja encontrada a intersecção entre caminhos ou vértices com bifurcação, refina-se o grafo para esse novo cenário e o algoritmo de Dijkstra é reaplicado sobre o novo grafo.
 - **Intersecção:** Com a possível remoção de vértices e arestas, gerada na fase anterior, estrutura-se um subgrafo contendo somente os vértices sobreviventes e/ou com intersecção de caminhos, caso existam, e as arestas com os valores mínimos gerados para cada par pelo algoritmo de Dijkstra. Os vértices intermediários são tomados de forma abstrata, como parte do caminho entre um local e outro.
 - **Kruskal:** Sobre o subgrafo construído, aplica-se o algoritmo de Kruskal com a finalidade de encontrar o menor caminho dentre as arestas que contenha todos os seus vértices, mantendo o princípio de conexidade.
 - **Marcar rota:** A saída gerada pelo algoritmo de Kruskal comporá uma sequência de vértices a ser percorrida de modo tal que resulte no caminho mínimo. Tendo essa ordem estabelecida e os dados gerados pelo algoritmo de Dijkstra, preenchem-se os caminhos intermediários com

os seus respectivos vértices. Nessa etapa já se possui o caminho mínimo, bem como a sua extensão.

- **Calculo custo final:** O cálculo para encontrar o *Custo Médio de Asfaltamento (CMA)*, referente ao asfaltamento do trajeto mínimo, resultante do refinamento proposto, pode ser descrito pela seguinte equação (1).

$$CMA = L \cdot E \cdot V, \quad (1)$$

sendo L a média da largura das ruas e E a extensão. Ou seja, o custo da área a ser asfaltada resulta da multiplicação do valor médio por metro quadrado (V) e da extensão a ser asfaltada (E).

IV. ESTUDO DE CASO

A eficácia do modelo proposto foi testada em diferentes arranjos de vias. Um deles é apresentado a seguir, como forma de ilustrar a abordagem. O estudo de caso se baseia nos parâmetros apresentados na Tabela I que são resultantes de uma pesquisa real e atualizada do valor de cada item necessário à operação de asfaltamento. Os materiais apresentados no item 2 e 3 são vendidos em metros cúbicos, enquanto os outros são baseados em área.

Tabela I
VALOR MÉDIO DE MATERIAL ASFÁLTICO (CBIC)

Item	Descrição dos serviços	Valor unitário
1	Abertura de caixa e melhoria do subleito	R\$ 8,00
2	Base de brita graduada simples (10 cm)	R\$ 136,00
3	Imprimação Impermeabilizante	R\$ 4,00
4	Pintura de ligação com RR-1C/2C	R\$ 2,00
5	Revestimento asfáltico com CBUQ (0.03)	R\$ 600,00

Segundo uma pesquisa realizada pela *Câmara Brasileira da Indústria da Construção (CBIC)* [10], o valor médio de uma operação incluindo esses materiais, se feita em relação a área de cobertura, é de R\$45,6 por metro quadrado.

Esse valor também é utilizado como parâmetro para o exemplo a ser mostrado a seguir. Parte-se da modelagem inicial da planta, por um grafo, até a obtenção do caminho final a ser asfaltado, permeando-se pela ponderação dos cálculos de custo e distância. Para o estudo, considera-se também a largura média de uma rua de mão dupla no Brasil, que é de 7 metros, sendo 3.5 metros para cada via.

A. Planta

Inicialmente modela-se a planta da região a ser analisada. Nesse exemplo, nosso modelo é construído com base em um pequeno trecho central do mapa real da cidade de Pato Branco - PR, o qual é mostrado a Figura 2.

Sobre esse mapa define-se, então, o conjunto \mathcal{V} de vértices que representa os pontos de interesse na cidade, os quais serão alvos de nossa análise. Assume-se que esses vértices modelam, na prática, locais estratégicos para o comércio e o turismo da cidade. Os pontos na Figura 3 indicam os vértices de interesse, selecionados para esse exemplo.

Para fins ilustrativos, assumimos um caso em que não é viável manter todos os trechos de interesse, i.e., tem-se que priorizar a manutenção de algumas rotas que conectam os

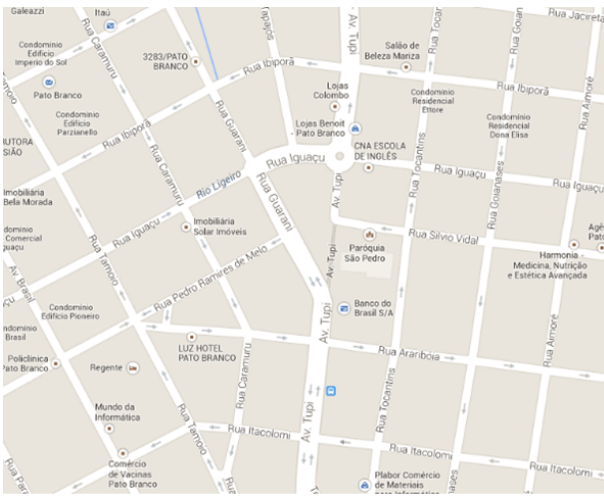


Figura 2. Mapa da região a ser analisada.

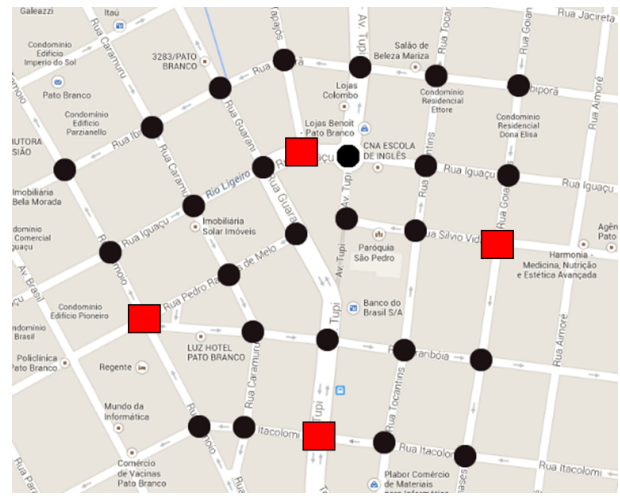


Figura 4. Conjunto \mathcal{V}' de vértices selecionados para caminamento mínimo.

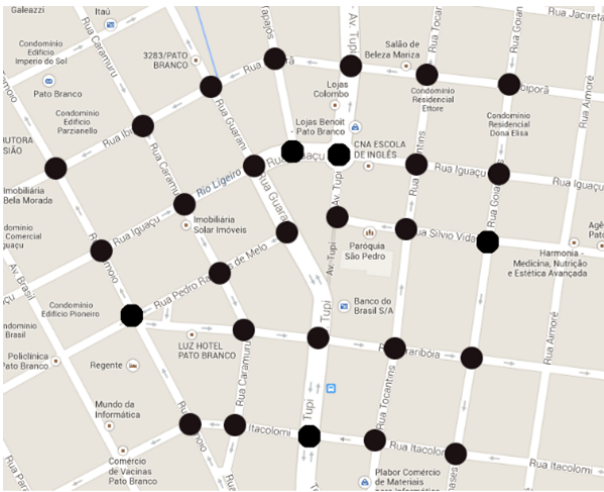


Figura 3. Conjunto \mathcal{V} de vértices selecionados para compor a planta.

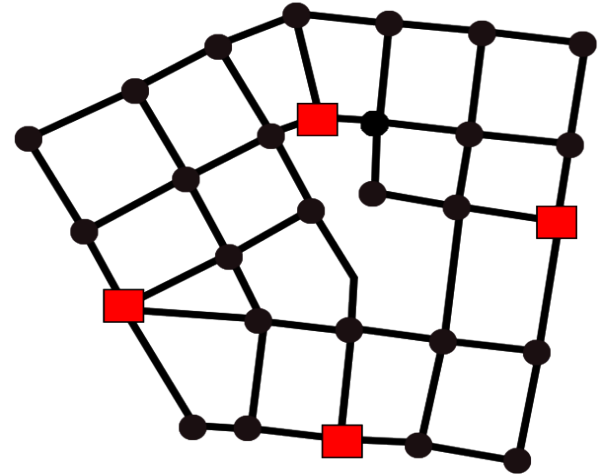


Figura 5. Modelo da planta a ser analisada.

pontos de interesse. Nesse sentido, um subconjunto $\mathcal{V}' \subseteq \mathcal{V}$ de vértices é definido. Esses vértices são assumidos como sendo supostamente locais estratégicos para o comércio e o turismo da região e, portanto, a ideia é que se consiga preservar a conexão entre eles mas, por outro lado, buscando-se a menor rota de conexão. Os pontos que definem \mathcal{V}' são evidenciados com retângulos na Figura 4.

Uma vez definidos os vértices que compõem o modelo, eles podem ser conectados conforme o mapa real de vias da cidade, caracterizando assim o conjunto \mathcal{A} de arestas. Na prática, as arestas em \mathcal{A} modelam as vias que necessitam de manutenção. O modelo da planta pode então ser representado por um grafo $\mathcal{G} = (\mathcal{V}, \mathcal{A})$, conforme mostrado na Figura 5.

Agora, são atribuídos os valores a cada aresta. Tais valores fazem menção às distâncias entre os vértices na planta original, e são definidos como na Figura 6.

Para facilitar a análise do grafo pelos algoritmos propostos, também são atribuídos identificadores numéricos para cada vértice, de forma padronizada ou não, conforme indicado na Figura 7.

Nossos pontos de interesses, i.e., o conjunto \mathcal{V}' , passam

agora a ser definido por $\mathcal{V}' = \{5, 12, 19, 27\}$. A seguir, a Figura 8 ilustra as vias representando os caminhos gerados entre cada par de vértices analisados com o algoritmo de Dijkstra.

Os seguintes caminhos são decorrentes da aplicação pura do algoritmo Dijkstra: $5 \sim 8 \sim 4 \sim 7 \sim 12$; $5 \sim 10 \sim 15 \sim 19$; $5 \sim 9 \sim 14 \sim 18 \sim 24 \sim 27$; $12 \sim 17 \sim 21 \sim 23 \sim 27$; $12 \sim 7 \sim 13 \sim 14 \sim 19$; $27 \sim 24 \sim 18 \sim 25 \sim 19$.

A etapa seguinte é realizada somente quando há caminhos que se interceptam. Porém, é de suma importância que essa análise seja realizada no grafo antes de prosseguir pois, caso contrário, a análise poderá não levar ao menor caminho. A análise consiste simplesmente em encontrar vértices que não são considerados de interesse porém, neles, é observada a intersecção de arestas resultantes da etapa anterior. Tais vértices são ilustrados na Figura 9.

Basicamente, os vértices que se interceptam na etapa anterior são os vértices 7, 14 e 18. Assim, tomando como base os vértices selecionados (e seus caminhos) e tratando-os como um subgrafo, pode-se aplicar o algoritmo de Kruskal, obtendo como resultado uma árvore geradora mínima, ou seja, o menor

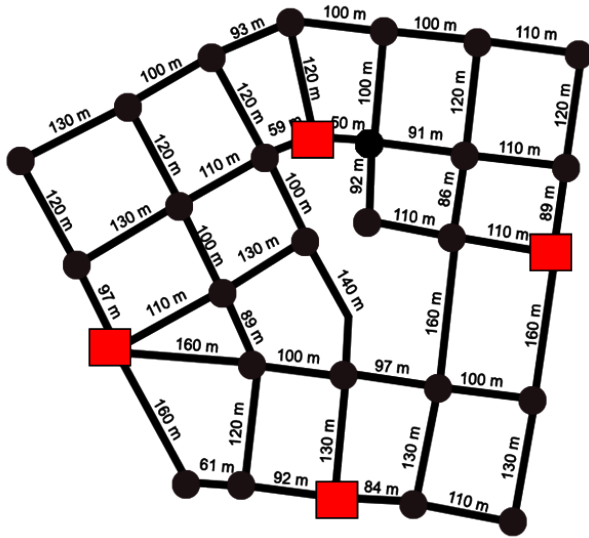


Figura 6. Modelo ponderado da planta a ser analisada.

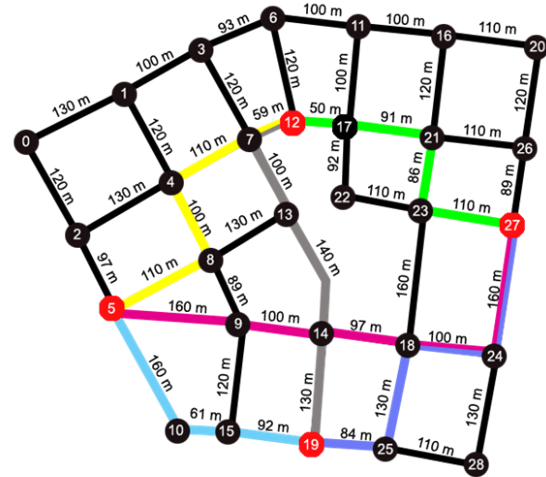


Figura 8. Caminhos resultantes do algoritmo de Dijkstra.

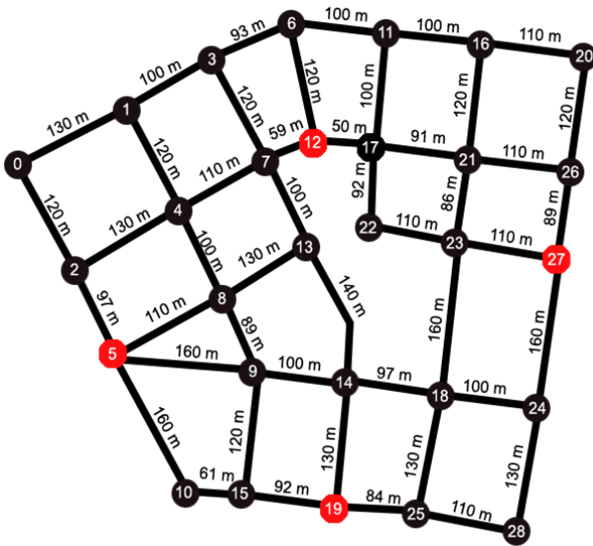


Figura 7. Modelo ponderado indexado da planta.

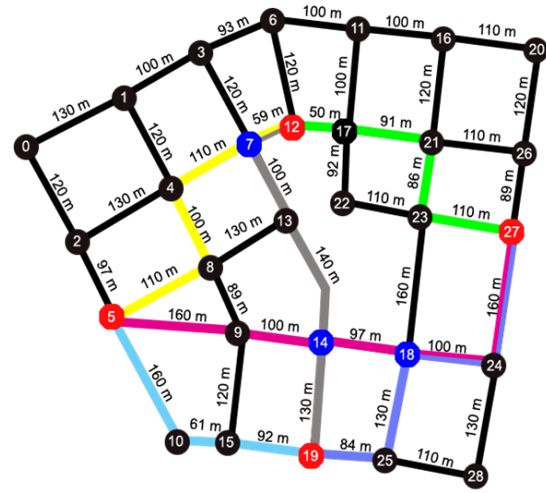


Figura 9. Definição de vértices de intersecção.

caminho entre os pontos de interesse, conforme mostra a Figura 10.

Note que $5 \sim 9 \sim 14 \sim 19 \sim 18, \sim 24, \sim 27 \sim 13 \sim 7 \sim 12$ é o caminho que sobrevive à aplicação do algoritmo de Kruskal. Dessa árvore geradora mínima pode-se calcular a extensão total da rota a partir da soma das distâncias de suas respectivas arestas que, no caso usado como exemplo, é 1046 metros.

A partir da equação (1), apresentada na seção 3, tomamos os valores de largura L como 7 metros, já que cada via mede 3.5 metros, $R\$45,60$ como custo V de materiais, segundo apresentado na pesquisa de valores, e a distância de 1046 metros como a extensão E , encontrada pelo método apresentado no artigo.

O cálculo é então como segue.

$$CMA = L * E * V = 7 * 1046 * 45.60 = 333.883, 20.$$

Logo, a obra de manutenção do cenário apresentado terá um custo aproximado de $R\$333.883, 20$, considerando apenas o consumo de material em função da extensão.

O principal fator que valida o método de redução de custo é o caminho mínimo gerado. Em um possível método empírico de avaliação, podemos tomar uma via secundária como ilustrado na Figura 11. Esse caminho, com extensão de 1049 metros, teria um custo, segundo a mesma base de cálculo, de $R\$334.840, 80$. Tal percurso, embora apresente uma diferença (para maior) de apenas 3 metros em relação ao caminho encontrado pelo modelo, gera um custo adicional de $R\$957, 60$. É fácil avaliar que cada metro cuja manutenção possa ser evitada pelo uso adequado do modelo causa um impacto significativo no custo final da obra. Perceba que, em termos de manutenção de vias, a distância em questão é normalmente na ordem de quilômetros, o que reforça a importância de um estudo preditivo para o apoio à decisão.

REFERENCES

- [1] J. V. Camahan, W. Davis, M. Shahin, P. Keane, and M. Wu, "Optimal maintenance decisions for pavement management," *Journal of Transportation Engineering*, vol. 113, no. 5, pp. 554–572, 1987.
- [2] W. Zhang and P. Durango-Cohen, "Explaining heterogeneity in pavement deterioration: Clusterwise linear regression model," *Journal of Infrastructure Systems*, vol. 20, no. 2, 2014.
- [3] J. M. Worm and A. van Harten, "Model based decision support for planning of road maintenance," *Reliability Engineering and System Safety*, vol. 51, pp. 305–316, 1996.
- [4] M. Hai-Bo, Y. Jian-ning, and L. Lin-Zhong, "Shortest path algorithm for road network with traffic restriction," in *Power Electronics and Intelligent Transportation System (PEITS), 2009 2nd International Conference on*, vol. 2, 2009, pp. 381–384.
- [5] A. J. van Leest, S. B. van Hartskamp, and J. P. Meijer, "Decision support model for road pavements based on whole life costing, life cycle assessment and multi-criteria analysis," *Highways Magazine*, no. 166, 2009.
- [6] N. F. Robertson, "A classification of road investment decision support systems: Practical applications," in *6th International Conference on Managing Pavements*, 2004, pp. 1–15.
- [7] D. Y. Kim, C. L. Menches, D. Kim, T. Kweon, and Y. Huh, "Comparative simulation analysis of pavement technology for a decision support system in the u.s. road renewal industry," *KSCE Journal of Civil Engineering*, vol. 18, no. 4, pp. 920–926, 2014.
- [8] Y. Lim and H. Kim, "Comparative simulation analysis of pavement technology for a decision support system in the u.s. road renewal industry," *Journal of the Eastern Asia Society for Transportation Studies*, vol. 6, pp. 1426–1438, 2005.
- [9] J. A. Bondy and U. Murty, *Graph Theory With Applications*. North-Holland: Elsevier Science Ltd, 1976.
- [10] *Câmara Brasileira da Indústria da Construção*, 2014. [Online]. Available: <http://www.cbic.org.br/>

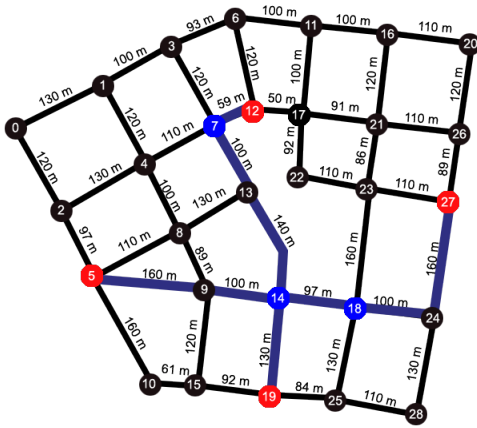


Figura 10. Árvore geradora mínima (caminho final) após aplicação do algoritmo de Kruskal.

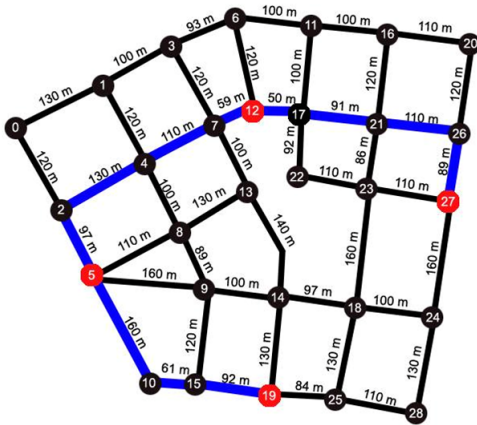


Figura 11. Caminho alternativo (empírico).

V. CONCLUSÕES E PERSPECTIVAS

Neste artigo investigou-se o uso da teoria dos grafos e de algoritmos de caminhamentos, para a resolução de problemas de manutenção de vias urbanas. A abordagem explora o uso de algoritmos computacionais já consolidados, mas inova no encadeamento e na adequada interdependência desses algoritmos para reduzir custos na manutenção.

O método mostrou-se eficiente ao derivar rotas alternativas de tráfego, que podem então ser priorizadas quando da manutenção das vias, o que agrega economia e pode contribuir para o problema da mobilidade urbana.

Perspectivas de trabalhos futuros incluem estender o método para considerar também modelos de vias com mão única, uma das restrições impostas pelo algoritmo de Kruskal. Por fim, pretende-se ainda explorar alternativas de refinamento e modularização de grafos, afim de que se possa modelar universos maiores e mais complexos, sem no entanto inviabilizar a computação das rotas.