

UNIVERSIDADE TECNOLÓGICA FEDERAL DO PARANÁ  
DEPARTAMENTO ACADÊMICO DE INFORMÁTICA  
BACHARELADO EM CIÊNCIA DA COMPUTAÇÃO

JÔNATAS TRABUCO BELOTTI

**MODELO DE ALOCAÇÃO DE FLUXO EM REDES PARA  
EVACUAÇÃO DE POPULAÇÃO**

TRABALHO DE CONCLUSÃO DE CURSO

PONTA GROSSA  
2017

JÔNATAS TRABUCO BELOTTI

**MODELO DE ALOCAÇÃO DE FLUXO EM REDES PARA  
EVACUAÇÃO DE POPULAÇÃO**

Trabalho de Conclusão de Curso apresentado como requisito parcial para obtenção do título de Bacharel em Ciência da Computação, do Departamento Acadêmico de Informática da Universidade Tecnológica Federal do Paraná.

Orientadora: Prof<sup>a</sup>. Dr<sup>a</sup>. Sheila Moraes de Almeida.

PONTA GROSSA  
2017



---

## **TERMO DE APROVAÇÃO**

### **MODELO DE ALOCAÇÃO DE FLUXO EM REDES PARA EVACUAÇÃO DE POPULAÇÃO**

por

**JÔNATAS TRABUCO BELOTTI**

Este(a) Trabalho de Conclusão de Curso (TCC) foi apresentado(a) em 11 de Novembro de 2015 como requisito parcial para a obtenção do título de Bacharel em Ciência da Computação. O candidato foi arguido pela Banca Examinadora composta pelos professores abaixo assinados. Após deliberação, a Banca Examinadora considerou o trabalho aprovado.

---

Dra. Sheila Moraes de Almeida  
Profa. Orientadora

---

Dra. Simone Nasser Matos  
Membro titular

---

Dr. Gleifer Vaz Alves  
Membro titular

---

Dr. Ionildo José Sanches  
Responsável pelos Trabalhos de Conclusão  
de Curso

---

Dr. Erikson Freitas De Moraes  
Coordenador do Curso

- O Termo de Aprovação assinado encontra-se na Coordenação do Curso -

## AGRADECIMENTOS

Dizer que este trabalho é fruto exclusivo do meu esforço e dedicação seria a maior mentira que eu poderia contar na vida. A verdade é que tenho tantas pessoas a agradecer que o espaço não será suficiente.

Primeiramente agradeço a Deus pela graça e amor, sempre abundantes em minha vida. Agradeço minha família: Jônatas Belotti, Maria Lúcia Trabuco Belotti e Lucas Trabuco Belotti por todo amor, carinho e apoio que um filho e irmão poderia querer. Todos os amigos/irmãos que deixei em Fernandópolis: Marcos Antônio, Filipe Cardozo, Daniel Queiroz, Rafael Bernardo, Fernando Alcino e Rosana de Azevedo, mesmo longe sei que nossa amizade continua a mesma.

Nunca terei palavras para descrever todo o apoio recebido da IPI de Fernandópolis na minha vinda pra Ponta Grossa, muito menos pra agradecer toda a força que TODA minha família (Belottis e Trabucos) deram pra mim, meus pais e meu irmão.

Agradeço a tia Mônica, tenho certeza que se não fosse seu empenho e dedicação em me trazer em Ponta Grossa para fazer a matrícula da faculdade eu nunca teria vindo.

Então eu viajei 700 km, deixei todas essas pessoas maravilhosas e chegando em Ponta Grossa me deparei com a IPI Central de Ponta Grossa. Alison, Aline, Fernando, Melissa, Mariana, Phellipe, Phayga, Paolla, André, Pr. Carlos, Sará, Marcelo, Célia, Ednilson, Sueli, Dona Maria e Seu Gumerindo, tenho certeza que não importa o que eu escreva, nunca será o bastante para agradecer tudo o que fizeram por mim.

Eu deixei minha família em Fernandópolis, mas encontrei uma família maravilhosa de braços abertos pra me receber: Altair, Cristina, Jéssica e Bruno só Deus sabe o quanto sou grato e o quanto amo vocês.

Os amigos da universidade? Sem palavras: Mayara, Georgia, Lennon, Victor, Pedro, Wesley, Alessandro, Naelson, Eric, Gustavo, Perico, Nescou, Buma, Breno e Diogo, realmente muito obrigado por tudo. Erick Nascimento, companheiro de casa nesses quatro anos, muito obrigado por tudo.

Sheila Moraes de Almeida, simplesmente a melhor orientadora que um aluno poderia querer, agradeço muito por sua orientação e amizade, pelas reuniões de sábado, as conversas por whats, o último final de semana de trabalho na sua casa. Realmente muito obrigado por tudo Sheila.

E o último ano de universidade ainda me reservou mais uma surpresa, o amor da minha vida, minha namorada Letícia, tenho muito que agradecer por todo amor e carinho recebido, além da compreensão nos momentos finais de desenvolvimento deste trabalho.

## RESUMO

BELOTTI, Jônatas Trabuco. **Modelo de alocação de fluxo em redes para evacuação de população**. 2015. 95 f. Trabalho de Conclusão de Curso (Bacharelado em Ciência da Computação) — Universidade Tecnológica Federal do Paraná, 2015.

Dado um grafo orientado com capacidade nas arestas, com um vértice representando uma origem e outro representando um destino, o Problema da Alocação de Fluxo consiste em alocar fluxo nas arestas do grafo obedecendo as seguintes restrições: i) em cada aresta, o fluxo alocado respeita a sua capacidade; e ii) a soma dos fluxos alocados nas arestas que incidem em qualquer vértice  $v$  é igual à soma dos fluxos nas arestas que partem de  $v$ . O Problema do Fluxo Máximo é o Problema da Alocação de Fluxo, acrescido da restrição de que a soma dos fluxos alocados nas arestas que incidem no vértice de destino é máxima. Uma das maneiras de se resolver esse problema é utilizando o Método de Ford-Fulkerson, que em tempo pseudopolinomial encontra o fluxo máximo em um grafo. Este trabalho apresenta um estudo do Problema de Evacuação de População em Áreas de Risco, cujo objetivo é transportar, no menor tempo possível, a população presente em áreas de risco para locais seguros, por vias que possuem capacidade limitada. Como resultado, é apresentado um modelo desse problema como um Problema de Alocação de Fluxo. Dentre as restrições impostas ao problema, são consideradas: a existência de múltiplas áreas de risco e de múltiplos abrigos, que toda a população deve ser retirada das áreas de risco, que existe capacidade nos abrigos e essa capacidade pode ser inferior ao tamanho da população e, por fim, que não devem existir cruzamentos entre rotas distintas de evacuação, a fim de evitar situações de conflito. Observa-se então que o Problema de Evacuação de População impõe um grande número de restrições ao Problema de Alocação de Fluxo. Para resolvê-lo, o mesmo será relaxado de forma que o Método de Ford-Fulkerson possa ser aplicado.

**Palavras-chaves:** Fluxo em redes. Rotas de fuga. Fluxo máximo. Fluxo com múltiplas origens e destinos.

## ABSTRACT

BELOTTI, Jônatas Trabuco. **Flow allocation model in networking for population evacuation**. 2015. 95 f. Trabalho de Conclusão de Curso (Bacharelado em Ciência da Computação) — Federal University of Technology - Paraná, 2015.

Given a directed graph with a vertex representing a source and another one representing a sink, where each edge has a capacity, the Allocation Network Flow Problem consists in allocating flow to the graph edges obeying the following constraints: i) the flow of an edge must not exceed its capacity; and ii) the sum of the flows entering a vertex  $v$  must be equal to the sum of the flows exiting the vertex  $v$ , except for the source and the sink vertices. The Maximum Flow Problem is a special case of the Allocation Network Flow Problem, where the sum of the flows entering the sink must be maximum. A way to solve the Maximum Flow Problem is using the Ford-Fulkerson Method, which finds the maximum flow in a graph in pseudo-polynomial time. This work presents a study on the problem of determining evacuation routes for a population in risk areas, whose purpose is to transport the population from risk areas to safe places as quickly as possible across roads with limited capacity. As a result, this problem is modelled as an Allocation Network Flow Problem. Among the restrictions imposed to the model, the following are considered: the existence of multiple sources and sinks, the entire population must be removed from the risk areas, the existence of a maximum capacity for each safe place with the possibility of the population being greater than these capacities and, finally, there must be no crossing between the evacuation routes to prevent conflict situations. Since the problem of population evacuation imposes a large number of constraints to the Allocation Network Flow Problem, it is relaxed to be solved by the Ford-Fulkerson Method.

**Key-words:** Network flow. Evacuation routes. Max flow. Flow with multiple sources and sinks.

## LISTA DE ILUSTRAÇÕES

Figura 1	– Grafo e grafo orientado (digrafo). . . . .	15
Figura 2	– Rede $R$ - um grafo orientado e ponderado. . . . .	16
Figura 3	– Exemplo de rede para o Problema de Transporte. . . . .	19
Figura 4	– Resposta para o exemplo de Problema de Transporte da Figura 3. . . . .	19
Figura 5	– Fluxo com várias origens e vários destinos. . . . .	20
Figura 6	– Modelagem de mapa em grafo. . . . .	22
Figura 7	– Modelo teórico proposto. . . . .	24
Figura 8	– Capacidade de uma via limitando o fluxo de um caminho. . . . .	24
Figura 9	– Simulação de evacuação. . . . .	26
Figura 10	– Restrições nas Rotas. . . . .	28
Figura 11	– Rede Residual $G_f$ . . . . .	31
Figura 12	– Caminho Aumentante em $G_f$ . . . . .	32
Figura 13	– Corte $(S, T)$ na rede $G$ . . . . .	33
Figura 14	– Exemplo de execução do Método de Ford-Fulkerson. . . . .	36
Figura 15	– Inclusão da superorigem e superdestino em uma rede. . . . .	44
Figura 16	– Exemplo de remoção de aresta. . . . .	46
Figura 17	– Exemplo de grafo de entrada. . . . .	50
Figura 18	– Exemplo de grafo de entrada com inserção da superorigem e superdestino. . . . .	51
Figura 19	– Turno 1 - Primeira iteração. . . . .	52
Figura 20	– Turno 1 - Segunda iteração. . . . .	52
Figura 21	– Turno 1 - Escoamento do fluxo. . . . .	53
Figura 22	– Turno 2 - Ford-Fulkerson e remoção de aresta. . . . .	53
Figura 23	– Turno 2 - Segundo cálculo do fluxo. . . . .	54
Figura 24	– Turno 2 - Grafo atualizado. . . . .	54
Figura 25	– Turno 3 - Ford-Fulkerson. . . . .	55
Figura 26	– Turno 3 - Grafo atualizado. . . . .	55
Figura 27	– Turno 4 - Ford-Fulkerson e remoção de aresta. . . . .	56
Figura 28	– Turno 4 - Segundo cálculo do fluxo. . . . .	56
Figura 29	– Turno 4 - Grafo atualizado. . . . .	57
Figura 30	– Turno 5 - Ford-Fulkerson. . . . .	58
Figura 31	– Turno 5 - Grafo atualizado. . . . .	58
Figura 32	– Turno 6 - Ford-Fulkerson. . . . .	59
Figura 33	– Turno 6 - Grafo atualizado. . . . .	59

## LISTA DE GRÁFICOS

Gráfico 1	– Comparação do desempenho de MaxFlow PD e MaxFlow TD com a resposta ótima. ....	70
Gráfico 2	– Comparação entre o número de arestas removidas no primeiro turno por cada método. ....	71
Gráfico 3	– Comparação dos números de arestas presentes no fluxo máximo de cada método. ....	72
Gráfico 4	– Comparação dos tempos de evacuação dos métodos. ....	72
Gráfico 5	– Relação entre o fluxo máximo encontrado pelo método e o tempo de evacuação. ....	73
Gráfico 6	– Comparação entre os tempos de execução dos métodos. ....	74
Gráfico 7	– Gráfico da relação entre o total de arestas removidas e o tempo de execução dos métodos. ....	74
Gráfico 8	– Relação entre as variáveis do problema e o tempo de execução do Método MaxFlow PD. ....	75
Gráfico 9	– Diferenças entre as curvas dos gráficos da Figura 8 com a curva do tempo de execução. ....	76
Gráfico 10	– Comparação do número de arestas removidas ao final da execução dos métodos. ....	77
Gráfico 11	– Comparação do total de vértices presentes nas rotas propostas pelos métodos. ....	78



## LISTA DE QUADROS

Quadro 1	– Resultados da execução do Método de Campos. ....	41
Quadro 2	– Especificação dos casos de teste. ....	66
Quadro 3	– Tempos de execução e de evacuação obtidos nos casos de teste para os dois métodos. ....	68
Quadro 4	– Resultados - Fluxo máximo primeiro turno e quantidade de arestas removidas. ....	69
Quadro 5	– Comparação dos resultados dos testes. ....	79

## SUMÁRIO

<b>1 INTRODUÇÃO</b>	<b>11</b>
1.1 OBJETIVOS	12
1.2 JUSTIFICATIVA	13
1.3 ORGANIZAÇÃO DO DOCUMENTO	14
<b>2 CONCEITOS BÁSICOS</b>	<b>15</b>
2.1 GRAFO E REDE	15
2.2 CAMINHO	16
2.2.1 Busca em largura	16
2.3 FLUXO	17
2.3.1 Exemplo: Problema de Fluxo Máximo	18
2.3.2 Fluxo com várias origens e vários destinos	20
<b>3 DELIMITAÇÃO DO PROBLEMA E MODELO PROPOSTO</b>	<b>22</b>
3.1 REPRESENTAÇÃO DO MAPA	22
3.2 RESTRIÇÕES DE CAPACIDADE	24
3.3 UNIDADE DE TRANSPORTE	25
3.4 FLUXO DE ESCOAMENTO	25
3.5 RESTRIÇÕES DAS ROTAS	27
3.6 DELIMITAÇÃO DO PROBLEMA	27
<b>4 MÉTODO DE FORD-FULKERSON</b>	<b>30</b>
4.1 REDES RESIDUAIS	30
4.2 CAMINHOS AUMENTANTES	31
4.3 CORTE DE FLUXO EM REDES	33
4.4 PSEUDOCÓDIGO DO MÉTODO DE FORD-FULKERSON	34
4.4.1 Exemplo Execução do Método de Ford-Fulkerson	35
4.5 ANÁLISE DE COMPLEXIDADE DO MÉTODO DE FORD-FULKERSON	37
<b>5 ESCOAMENTO DE POPULAÇÃO POR ROTAS TOTALMENTE DISJUNTAS</b>	<b>39</b>
5.1 MÉTODO DE CAMPOS	39
5.2 APLICAÇÃO DO MÉTODO DE CAMPOS	41
5.3 CONSIDERAÇÕES SOBRE O MÉTODO DE CAMPOS	42
<b>6 MÉTODO DE ALOCAÇÃO DE FLUXO EM REDES PARA DETERMINAÇÃO DE ROTAS PARA EVACUAÇÃO DE POPULAÇÃO</b>	<b>43</b>
6.1 ENTRADA DO MÉTODO	43
6.2 DETERMINAÇÃO DAS ROTAS	45
6.3 ESCOAMENTO DA POPULAÇÃO	46
6.4 CÁLCULO DO TEMPO DE EVACUAÇÃO	48
6.5 PSEUDOCÓDIGO DO MÉTODO MAXFLOW PD	48
6.5.1 Exemplo de execução do MaxFlow PD	50
6.6 IMPLEMENTAÇÃO DO MÉTODO MAXFLOW PD EM LINGUAGEM C	60
6.6.1 Especificação do formato de entrada dos dados para o Método MaxFlow PD	60
6.6.2 Especificação do formato de saída da resposta do Método MaxFlow PD	61
<b>7 TESTES E RESULTADOS</b>	<b>65</b>
7.1 CASOS DE TESTE	65
7.2 PARÂMETROS UTILIZADOS NA AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO	66
7.3 RESULTADOS	67
7.4 DISCUSSÕES	68
7.4.1 Fluxo máximo	69

7.4.2	Tempo de evacuação.....	71
7.4.3	Tempo de execução .....	73
7.4.4	Total de arestas removidas .....	76
<b>8</b>	<b>CONCLUSÃO .....</b>	<b>79</b>
8.1	TRABALHOS FUTUROS .....	79
	<b>REFERÊNCIAS .....</b>	<b>81</b>
	<b>APÊNDICE A - Implementação do algoritmo em linguagem C .....</b>	<b>83</b>

## 1 INTRODUÇÃO

Diversas catástrofes marcam a história da humanidade, tomando como exemplos o terremoto em Aleppo na Síria ocorrido em 1138 (VIRGULA, 2010), o ciclone Bhola em 1970 (HURRICANES, 2005), o tufão Heiyan nas Filipinas em 2013 (UOL, 2013) e as enchentes na Europa Central em 2013 (BBC-BRASIL, 2013). Nessas situações, centenas ou milhares de pessoas morreram ou ficaram feridas. A existência de um plano de evacuação que permita retirar todas ou pelo menos a maioria das pessoas de um local de risco é um serviço de utilidade pública que pode salvar muitas vidas.

Um dos componentes de um plano de evacuação é o conjunto de rotas para a retirada da população das áreas de risco. A tarefa de determinar as rotas de fuga para a população pode ser realizada por sistemas computacionais. Campos (1997) afirma que as principais restrições para a evacuação da população em regiões de risco estão relacionadas com a grande quantidade de indivíduos, a capacidade limitada das vias e o tempo escasso para a realização da operação. Quanto maior é o número de restrições impostas e a quantidade de indivíduos e vias que precisam ser consideradas, mais elevado é o custo computacional dos algoritmos que determinam as rotas de fuga nessas situações.

O presente trabalho apresenta um modelo teórico e um método para identificação de rotas de evacuação de população em situações de risco. Considerando um local onde há o risco de ocorrer uma tragédia e o número de pessoas nesse local, tal método determina quais as rotas que a população deve tomar para chegar em segurança e o mais rápido possível aos locais seguros.

Na literatura existem métodos de determinação de rotas para uma população em área de risco, como é possível ver em Campos (1997), Hutchinson (1979), Martin e Manheim (1965) e Papacostas e Prevedouros (1993). Em Campos (1997), a autora modela o problema de evacuação de população como um Problema de Fluxo Máximo e impõe a restrição de que as rotas de evacuação da população sejam totalmente disjuntas de forma a minimizar os conflitos e acidentes que podem ocorrer em cruzamentos de fluxo. O Método de Campos é uma opção válida quanto à definição de rotas disjuntas para evacuação de uma população em área de risco, entretanto, o uso de rotas disjuntas faz com que menos pessoas possam se deslocar em cada instante de tempo, aumentando o tempo total de evacuação, que pode resultar em maiores danos para os indivíduos. Em relação à todos os outros trabalhos listados, os mesmos não apresentam nenhuma preocupação em relação à interseção de rotas.

Além do modelo onde o problema de evacuação da população é representado como um Problema de Fluxo Máximo, existem outros. *Algoritmos Genéticos*, por exemplo, são amplamente conhecidos e muito utilizados. Em Saadatseresht, Mansourian e Taleai (2009) os autores utilizam uma implementação do algoritmo genético *NSGA-II* (DEB *et al.*, 2002) para determinar o fluxo de escoamento com múltiplas origens e/ou destinos, definindo as rotas de fuga da população. Entretanto, embora Algoritmos Genéticos possam convergir para uma solução bastante

aceitável, do ponto de vista teórico pode ser difícil computar quão distante a solução apresentada está da solução ótima do problema. Por outro lado, a utilização do modelo de fluxo máximo permite comparar o fluxo máximo da rede com o fluxo obtido quando se impõe, por exemplo, a restrição de rotas disjuntas. Assim, estabelece-se um limite inferior para o tempo total de evacuação da população, dado pela resposta de algoritmos exatos que determinam o fluxo máximo na rede, como o Método de Ford-Fulkerson, que pode ser visto em Cormen *et al.* (2002).

Outra possibilidade é a modelagem do problema utilizando *Sistemas Multiagentes* através de simulações computacionais. Pesquisadores da PUCRS (Pontifícia Universidade Católica do Rio Grande do Sul) desenvolveram a ferramenta *CrowdSim* que simula computacionalmente o comportamento de multidões em diferentes ambientes. Em Cassol *et al.* (2012) a ferramenta é apresentada, juntamente com um estudo de caso onde a mesma foi testada para a evacuação do Estádio Municipal João Havelange, Rio de Janeiro. No estudo de caso constatou-se que a evacuação total do estádio leva em torno de 7 minutos. Entretanto a ferramenta não determina quais as rotas que a multidão deve seguir, ela apenas pode ser utilizada para testar as rotas já determinadas.

Esse trabalho apresenta um método para determinação de rotas de fuga parcialmente disjuntas e/ou totalmente disjuntas, adaptado a partir do Método de Ford-Fulkerson. Embora não haja garantia da solução ótima, o estudo realizado permite uma comparação entre o tempo necessário para evacuação da população quando não se impõe restrições às rotas, quando há restrição de que as rotas sejam totalmente disjuntas e quando se impõe a restrição de rotas parcialmente disjuntas. Ressalta-se que as rotas estabelecidas pelo Método de Ford-Fulkerson, que não impõe restrições quanto à interseção das mesmas, fornecem um limite inferior para o tempo total de evacuação da população, permitindo que o modelo projetado e o método proposto sejam analisados pela comparação de seus resultados com tal limite. Como resultado, verifica-se que a imposição da restrição de rotas parcialmente disjuntas dobra o tempo de evacuação da população em relação ao caso em que nenhuma restrição é imposta às rotas, enquanto o tempo para evacuação da população quando se impõe a restrição de rotas totalmente disjuntas é em média 80 (oitenta) vezes maior que quando não há restrições nas rotas. Dessa forma, a imposição de rotas parcialmente disjuntas apresenta-se como uma boa alternativa por reduzir os riscos de acidentes e conflitos limitando a interseção entre as rotas estabelecidas, ao mesmo tempo em que permite que a evacuação da população seja feita em um período não muito maior que o limite inferior dado pelo Método de Ford-Fulkerson, se comparado com o tempo de evacuação obtido ao se utilizar rotas totalmente disjuntas.

## 1.1 OBJETIVOS

O objetivo geral desse trabalho é o desenvolvimento de um modelo para o problema de alocação de fluxo aplicado na escolha das rotas de evacuação para uma população em áreas de

risco. O modelo apresentado é utilizado por um método, também desenvolvido neste trabalho, que adapta um algoritmo criado para o Problema do Fluxo Máximo para determinar as rotas de evacuação de uma população em áreas de risco.

O cumprimento do objetivo estabelecido exigiu o atendimento das seguintes metas:

- Aprofundamento dos conhecimentos em grafos, mais especificamente em problemas de fluxo em redes.
- Delimitação do problema específico, no contexto de planos de evacuação.
- Estudo do Método de Ford-Fulkerson para determinação do fluxo máximo em uma rede.
- Estudo do Método de Campos para determinação de rotas disjuntas em uma rede.
- Estabelecimento de critérios e parâmetros para teste do método proposto.
- Implementação do método proposto em linguagem C.
- Teste do método proposto.
- Comparação da aplicação do método, considerando diferentes restrições impostas às rotas de fuga e análise dos resultados.

## 1.2 JUSTIFICATIVA

Na literatura encontram-se algoritmos para determinar rotas de fuga, como em Hutchinson (1979), Martin e Manheim (1965), Papacostas e Prevedouros (1993) e Campos (1997). Em Campos (1997) a autora propõe um método para determinar um plano de evacuação onde as rotas de evacuação são disjuntas. Um conjunto de rotas disjuntas é um conjunto de caminhos que não compartilham vértices. Rotas disjuntas podem facilitar o trânsito pelas vias e diminuir as chances de conflito que podem atrapalhar o fluxo e ser agravadas em situações de pânico. Entretanto o uso de rotas disjuntas exclui vias que poderiam estar presentes na solução ótima do problema. Além disso, a imposição de rotas totalmente disjuntas pode impedir que toda a população seja retirada das áreas de risco em tempo hábil, visto que diminui o número de vias disponíveis para uso concomitante. Neste trabalho é feita uma relaxação da restrição que impõe rotas totalmente disjuntas. O modelo proposto considera a possibilidade de existência de rotas que compartilham parcialmente o caminho e impõe algumas restrições em relação à orientação do fluxo e a quais interseções entre as rotas podem ser admitidas, de forma a minimizar a possibilidade de conflito nas vias.

Como apresentado neste capítulo, catástrofes são responsáveis por matar milhares de pessoas. A elaboração de métodos para determinação de rotas de fuga juntamente com sua imple-

mentação é uma contribuição relevante do ponto de vista prático, sendo um serviço de utilidade pública.

### 1.3 ORGANIZAÇÃO DO DOCUMENTO

No Capítulo 2 são apresentados os conceitos essenciais para a compreensão do trabalho, tais como os conceitos fundamentais de teoria dos grafos, a definição de rede e caminho, uma discussão à respeito do conceito de fluxo e a apresentação do Problema do Fluxo Máximo. O Capítulo 3 apresenta as principais definições referentes ao modelo proposto, como o cenário que contextualiza o problema, as restrições impostas às rotas e a forma de representação do mapa e das unidades de transporte no modelo. A seguir, no Capítulo 4 é descrito o Método de Ford-Fulkerson para o problema do Fluxo Máximo em redes, utilizado para determinação do limite inferior do tempo de evacuação de uma população em área de risco e adaptado para determinação de rotas total e parcialmente disjuntas no método proposto. O uso de rotas totalmente disjuntas já foi considerado na literatura por Campos (1997), cujo método é apresentado no Capítulo 5. Por sua vez, no Capítulo 6 é descrito o método proposto neste trabalho, apresentando seu funcionamento: determinação das rotas e cálculo do tempo de evacuação. Também nesse capítulo é apresentada a implementação do algoritmo em C. O Capítulo 7 apresenta os testes realizados no algoritmo e a comparação dos resultados obtidos com a restrição de rotas totalmente disjuntas, parcialmente disjuntas e quando não se impõe restrições. Também são mostrados os casos de teste utilizados, os parâmetros medidos nos testes, os resultados obtidos e uma análise dos mesmos. Por fim o Capítulo 8 trás as conclusões a respeito do método proposto e os pontos onde o trabalho pode ser melhorado.

## 2 CONCEITOS BÁSICOS

Este capítulo apresenta os conceitos básicos para compreensão do trabalho. A Seção 2.1 apresenta o conceito de grafo e de rede. Como o problema apresentado exige a determinação de rotas, o conceito de caminho é definido formalmente na Seção 2.2, que também apresenta um algoritmo para determinação de caminhos mínimos em grafos. A Seção 2.3 apresenta o conceito de fluxo e define o Problema do Fluxo Máximo.

### 2.1 GRAFO E REDE

Define-se um grafo  $G$  por um conjunto de vértices  $V(G)$  e um conjunto de arestas  $A(G)$ , sendo que uma aresta é um par não ordenado  $a = \{v_1, v_2\}$ ,  $v_1$  e  $v_2 \in V(G)$ . Quando não houver ambiguidade,  $V(G)$  e  $A(G)$  serão denotados respectivamente por  $V$  e  $A$ . Um grafo orientado  $\vec{G}$  tem suas arestas compostas por pares ordenados  $(v_1, v_2)$ , onde uma aresta representa a direção de  $v_1$  para  $v_2$ . Grafos orientados também são conhecidos por grafos direcionados ou digrafos.

A Figura 1 mostra a representação gráfica de um grafo e de um grafo orientado.

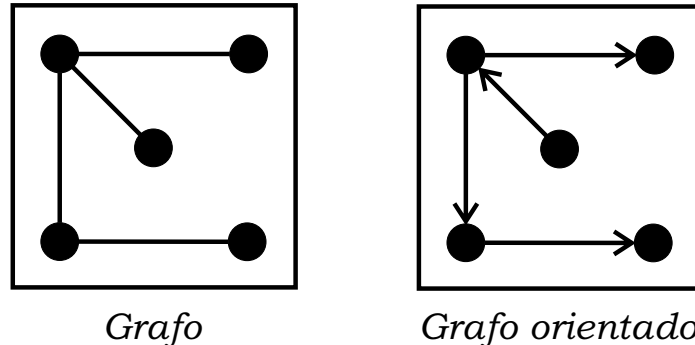


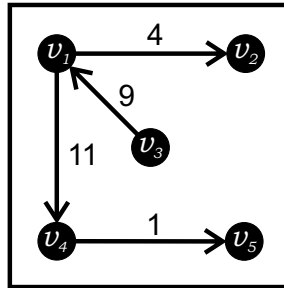
Figura 1 – Grafo e grafo orientado (digrafo).  
Fonte – Autoria própria

Feofiloff (2004) define uma rede  $R$  como um grafo orientado  $\vec{G}$  cujas arestas e/ou vértices estão associados a valores numéricos, chamados de pesos. Pesos representam capacidade, custo ou qualquer outro valor relevante para a aresta ou vértice. Grafos com pesos nas arestas são chamados de grafos ponderados. Formalmente, o peso de cada aresta é definido por uma função  $f : a \rightarrow \mathbb{R}$ ,  $a \in A$ .

Abaixo a Figura 2 apresenta uma rede com pesos nas arestas.

Redes são utilizadas para modelar problemas em que alguma informação da aresta ou do vértice deve ser levada em conta, tais como problemas de caminhos (mínimo, máximo, menor custo, etc.), fluxo de escoamento, dentre outros.





**Figura 2 – Rede  $R$  - um grafo orientado e ponderado.**

**Fonte – Autoria própria**

## 2.2 CAMINHO

Segundo Feofiloff (2004), um *caminho*  $p$  em um grafo  $G$  é apresentado como uma sequência de vértices distintos  $(v_0, v_1, \dots, v_n)$  tal que  $\{v_i, v_{i+1}\} \in A$ ,  $0 \leq i < n$ . A sequência  $(v_1, v_4, v_5)$  é um caminho na rede da Figura 2. Um caminho que contém  $n+1$  vértices é chamado de  $n$ -caminho.

Dois caminhos  $p_1$  e  $p_2$  são considerados *disjuntos* se não compartilham vértices, ou seja, se não existe um vértice  $v$  tal que  $v \in p_1 \cap p_2$ .

O comprimento de um caminho é o número de arestas existentes no caminho. Por exemplo, o caminho  $(v_1, v_4, v_5)$  da Figura 2 tem comprimento 2. Dado um grafo  $G$  e dois vértices  $u$  e  $v$ , o Problema do Caminho Mínimo consiste em determinar qual o caminho de menor comprimento no grafo  $G$  que conecta os vértices  $u$  e  $v$ . Um algoritmo eficiente para resolver o Problema do Caminho Mínimo, é Busca em Largura, apresentada a seguir.

### 2.2.1 Busca em largura

A Busca em Largura é um dos algoritmos elementares na Teoria de Grafos. O objetivo desse algoritmo é, por meio de uma busca sistemática, visitar todos os vértices de um grafo a partir de uma origem  $s$ , percorrendo as arestas do grafo. A Busca em Largura também é capaz de determinar qual o caminho mínimo entre a origem  $s$  e qualquer outro vértice do grafo. O algoritmo se inicia no vértice de origem,  $s$ . Um vértice é dito visitado quando a Busca em Largura o acessa pela primeira vez e é dito explorado quando já foi visitado e todos os seus vizinhos também foram visitados. Para controlar os vértices que foram visitados durante a busca e que ainda precisam ser explorados, o algoritmo faz uso de uma fila. Inicialmente o vértice  $s$  é adicionado à fila. Os vértices são visitados em ordem crescente de suas distâncias em relação ao vértice de origem,  $s$ . A cada iteração, o primeiro vértice da fila é removido e todos os seus vizinhos são visitados. Nesse momento, os vizinhos que são visitados pela primeira vez são marcados como visitados e inseridos na fila. A marca de que o vértice foi visitado impede que o mesmo seja

inserido na fila duas vezes. O algoritmo termina quando a fila estiver vazia.

O Pseudocódigo 1 apresenta o algoritmo de Busca em Largura.

---

**Pseudocódigo 1: BUSCA EM LARGURA.**

---

```

Entrada:  $G, s$ 
1 início
2   insira  $s$  na fila
3   visitado[ $s$ ]  $\leftarrow$  sim
4   distancia[ $s$ ]  $\leftarrow$  0
5   pai[ $s$ ]  $\leftarrow$   $s$ 
6   enquanto a fila não for vazia faça
7      $v \leftarrow$  primeiro vértice da fila
8     para cada vértice  $v_i$  vizinho de  $v$  faça
9       se visitado[ $v_i$ ] = não então
10        visitado[ $v_i$ ]  $\leftarrow$  sim
11        insira  $v_i$  na fila
12        distancia[ $v_i$ ]  $\leftarrow$  distancia[ $v$ ] + 1
13        pai[ $v_i$ ]  $\leftarrow$   $v$ 
14      fim
15    fim
16  fim
17 fim

```

---

**Fonte: Autoria própria.**

Note que no algoritmo os caminhos entre  $s$  e todos os vértices que se pode visitar a partir de  $s$  são salvos no vetor pai. A posição  $i$  do vetor pai armazena o índice do vértice a partir do qual ocorreu a primeira visita ao vértice  $v_i$ . O vértice inicial do caminho é definido no vetor pai como sendo acessado a partir dele mesmo, ou seja,  $\text{pai}[s] \leftarrow s$ .

Considerando que o grafo  $G$  tem suas arestas representadas por um lista encadeada, a Busca em Largura apresenta complexidade  $O(|V| + |E|)$ . Sendo um modo eficiente de resolver o Problema do Caminho Mínimo.

## 2.3 FLUXO

Como pode ser visto em Cormen *et al.* (2002), dados uma rede  $\vec{G} = (V, E)$  em que cada aresta  $(u, v) \in E$  tem uma capacidade  $c(u, v) \geq 0$  e dois vértices, uma origem  $s$  e um destino (ou sorvedouro)  $t$ , um fluxo em  $G$  é uma função de valor real  $f : V \times V \rightarrow R$  que satisfaz as propriedades:

- **Restrição de capacidade** - Para todo  $u, v \in V$ ,  $f(u, v) \leq c(u, v)$ .
- **Conservação de fluxo** - Para todo  $u \in V \setminus \{s, t\}$ ,  $\sum_{v \in V} f(u, v) = \sum_{v \in V} f(v, u)$ .

O valor da função  $f(u, v)$  é chamado de fluxo do vértice  $u$  até o vértice  $v$ . O valor de um fluxo  $f_R$  de uma rede  $R$  é definido como  $|f_R| = \sum_{v \in V} f(s, v)$ . Note que  $|f_R| = \sum_{v \in V} f(v, t)$ , onde  $s$  é o vértice de origem e  $t$  é o vértice de destino.

A restrição de capacidade garante que o fluxo presente em uma aresta não exceda a capacidade da aresta. A conservação de fluxo garante que o fluxo que chega em um vértice é o mesmo fluxo que sai desse vértice, exceto nos vértices de origem e destino.

O fluxo total que entra em um vértice  $v$  é definido por:

$$\sum_{u \in V} f(u, v).$$

O fluxo total que sai de um vértice  $v$  é definido como:

$$\sum_{u \in V} f(v, u).$$

No Problema de Fluxo Máximo busca-se determinar qual o maior fluxo que é possível escoar em uma rede, dada uma origem  $s$  e um destino  $t$ . Note que o valor do fluxo máximo é obtido através do valor máximo que a função  $\sum_{v \in V} f(s, v)$  pode assumir.

Segundo Cormen *et al.* (2002) existem inúmeras variações desses problemas: por meio da imposição de limites na capacidade das arestas, do estabelecimento de custo por unidade de fluxo em cada aresta, do estabelecimento de fluxo mínimo em cada aresta, da imposição de consumo de parte do fluxo pelos vértices, etc.

No contexto desse trabalho, dada uma quantidade de veículos que devem sair de uma ou mais áreas de risco e chegar a locais seguros (saindo de um ou mais vértices e chegando em outros vértices), o fluxo é a quantidade de indivíduos por unidade de tempo (ex. carros por hora) que se deslocam pelo mapa em direção às regiões seguras. O foco desse trabalho é o estudo de maneiras eficientes de escoar esse fluxo pela malha viária (grafo), atendendo às restrições de capacidade de cada via. Campos (1997) afirma que esse escoamento é mais eficiente quanto maior for a quantidade de indivíduos que conseguem alcançar locais seguros no menor tempo possível. Observe então que trata-se de um Problema de Fluxo Máximo.

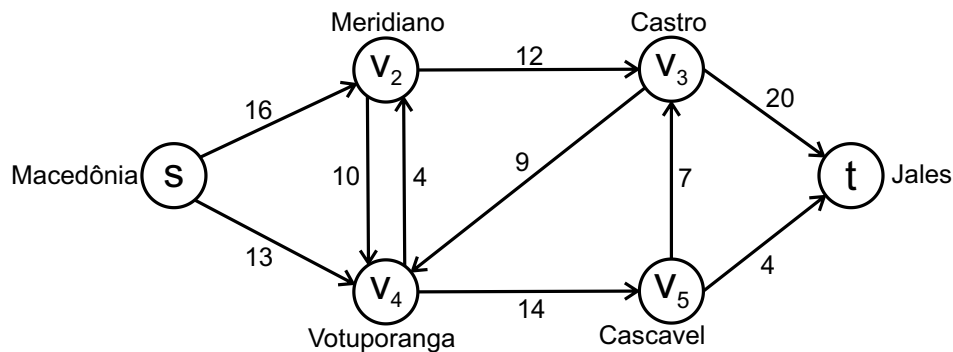
### 2.3.1 Exemplo: Problema de Fluxo Máximo

Um dos problemas clássicos de fluxo é o Problema de Transportes. Nesta seção será apresentado um Problema de Transporte baseado em Cormen *et al.* (2002).

Considere uma empresa que tem sua fábrica na cidade de Macedônia e seu estoque na cidade de Jales e que aluga espaço em caminhões de transportadoras para levar seus produtos fabricados para o estoque. Suponha que cada caminhão tem sua rota definida e só pode dispor de certo espaço para a empresa transportar seus produtos. Dessa forma o número de produtos

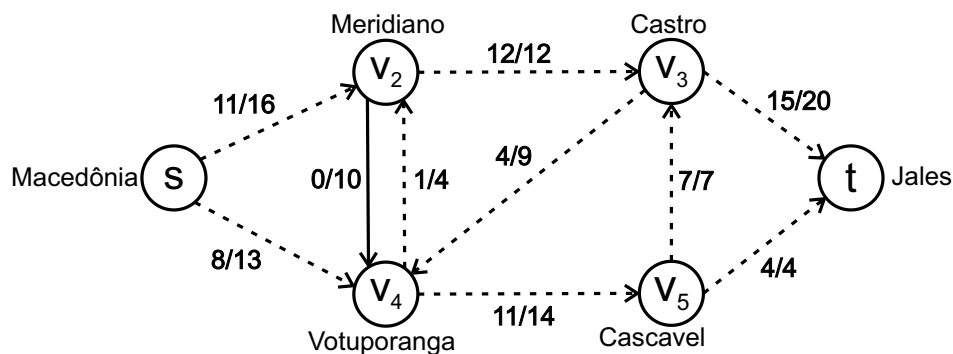
que a empresa pode transportar por dia em cada rota é limitado. Para evitar produzir um número maior do que o que pode ser transportado até o estoque, a empresa deseja saber qual a quantidade máxima de produtos que é possível transportar da fábrica até o depósito sem se importar com as rotas.

Pode-se modelar esse problema como um problema de fluxo em rede, a Figura 3 trás a representação da rede que modela o problema.



**Figura 3 – Exemplo de rede para o Problema de Transporte.**  
Fonte – Autoria própria

A partir dessa rede, para dar a resposta à empresa basta encontrar o Fluxo Máximo do vértice  $s$  até o vértice  $t$ . Na Figura 4 apresenta-se o fluxo máximo que soluciona o problema.



**Figura 4 – Resposta para o exemplo de Problema de Transporte da Figura 3.**  
Fonte – Autoria própria

Note que esse fluxo atende às propriedades da definição de fluxo mencionadas na seção 2.3:

- **Restrição de capacidade** - Em cada aresta é alocada uma quantidade de fluxo menor ou igual à sua capacidade. Tomando como exemplo a aresta  $(v_3, v_t)$  que tem capacidade 20, na solução essa aresta transporta um fluxo de valor 15, que respeita a sua capacidade.
- **Conservação de fluxo** - Em cada vértice da rede, exceto no vértice inicial e no vértice final, é possível observar que a soma dos fluxos que chegam ao vértice é igual à soma dos fluxos que saem do vértice. O fluxo em  $v_3$  é:

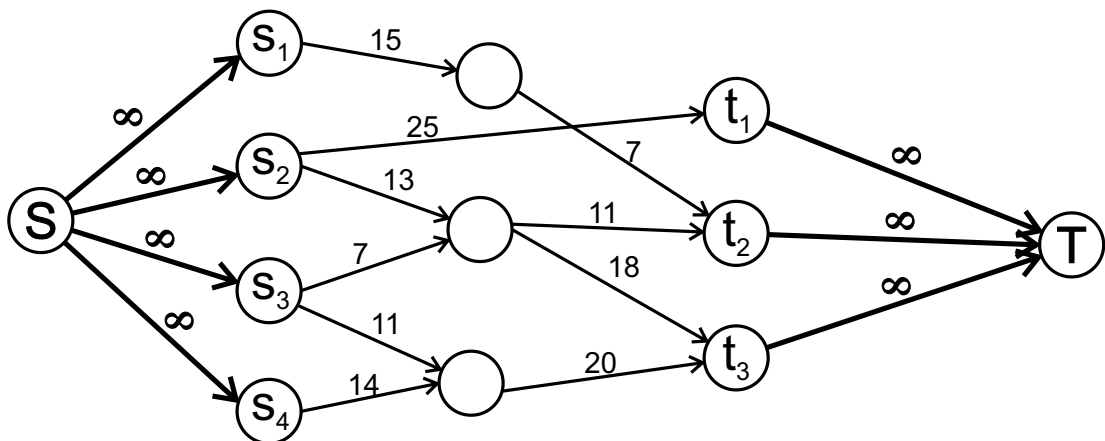
$$\begin{aligned}
\sum_{u \in V} f(v_3, u) &= \sum_{u \in V} f(u, v_3) = \\
(f(v_3, v_4) + f(v_3, t)) &= (f(v_2, v_3) + f(v_5, v_3)) = \\
(4 + 15) &= (12 + 7) = 19
\end{aligned}$$

No Capítulo 4 será apresentado um algoritmo capaz de solucionar o problema do Fluxo Máximo.

### 2.3.2 Fluxo com várias origens e vários destinos

Ao trabalhar com fluxo, pode ser necessário escoar um fluxo de mais de uma origem para mais de um destino. Felizmente esse caso não é mais difícil que o caso onde temos apenas uma origem e um destino.

Uma maneira bastante conhecida de resolver o problema do fluxo máximo com múltiplas origens e/ou múltiplos destinos é, dada uma rede com  $k$  vértices de origem  $s_1, s_2, \dots, s_k$  e  $q$  vértices de destino  $t_1, t_2, \dots, t_q$ , cria-se uma superorigem  $S$  e um superdestino  $T$ . Para cada origem  $s_i$ ,  $1 \leq i \leq k$ , cria-se uma aresta orientada com capacidade infinita da superorigem  $S$  até o vértice inicial  $s_i$ . Para cada vértice de destino  $t_i$ ,  $1 \leq i \leq q$ , cria-se uma aresta orientada com capacidade infinita do vértice final  $t_i$  até o superdestino  $T$ . A Figura 5 apresenta a rede com os vértices superorigem e superdestino.



**Figura 5 – Fluxo com várias origens e vários destinos.**  
Fonte – Autoria própria

Como as capacidades das novas arestas são infinitas, a superorigem fornece todo o fluxo que as origens possam vir a consumir e o superdestino consome todo o fluxo que os destinos possam vir a produzir.

Portanto o objetivo desse trabalho é saber qual o maior fluxo que se pode escoar em uma rede que possui arcos com capacidade limitada, onde as rotas de evacuação apresentam

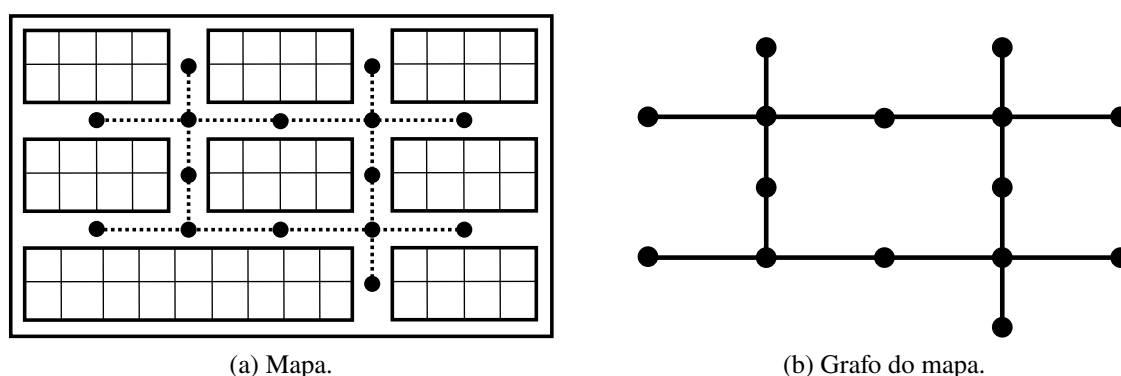
características bem definidas e com múltiplas origens e destinos. Tais características são melhor delimitadas no próximo capítulo.

### 3 DELIMITAÇÃO DO PROBLEMA E MODELO PROPOSTO

Este capítulo apresenta os detalhes do problema abordado bem como as restrições impostas ao modelo desenvolvido. Na Seção 3.1 é apresentado o modelo proposto para representação do problema juntamente com todas as suas restrições. A Seção 3.2 descreve as restrições impostas as capacidades das rotas calculadas pelo método. Na Seção 3.3 é definido o conceito de Unidade de Transporte (UT). Uma discussão à respeito de fluxo de escoamento é apresentada na Seção 3.4. A restrição de rotas parcialmente disjuntas é apresentada na Seção 3.5. Por fim todos os aspectos do problema estudado são apresentados na Seção 3.6.

#### 3.1 REPRESENTAÇÃO DO MAPA

O mapa viário de uma região (bairro, cidade, país, etc.) pode ser modelado como um grafo, onde os pontos de acesso aos locais que concentram pessoas são representados por vértices e as vias que conectam tais pontos são representadas por arestas. Em um bairro, por exemplo, vértices podem representar pontos de acesso às quadras ou, para maior precisão na manipulação dos dados, às casas, comércio e espaços públicos. Em ambos os casos, as arestas representam vias que conectam tais pontos e a interseção entre as vias também é representada por um vértice, já que cruzamentos precisam ser bem definidos, como será visto na Seção 3.5. A Figura 6 apresenta um exemplo de modelo do mapa de um bairro através de um grafo. Na Figura 6a tem-se o mapa do bairro e o grafo que modela o mapa é apresentado na Figura 6b. Nesse exemplo em específico foram definidos um ponto de acesso por quadra para os terrenos em cada via, esses pontos são representados por vértices, além disso, cada interseção de vias também é representada por um vértice. Por fim, uma aresta conecta os vértices presentes na mesma via.



**Figura 6 – Modelagem de mapa em grafo.**  
**Fonte – Autoria própria.**

Apesar de em alguns casos as vias terem sentido obrigatório, pode ser vantajoso alterar o sentido das mesmas para reduzir o tempo de evacuação das pessoas e as chances de conflito

nas interseções das rotas. A partir das rotas calculadas pelo método proposto nesse trabalho, os responsáveis pela execução do plano de evacuação poderão realizar as ações necessárias para assegurar o novo sentido nas vias específicas. Considerando essa hipótese, a informação do sentido da via não é relevante para o estabelecimento das rotas. Portanto, nesse trabalho assumimos que o grafo dado como entrada para o método proposto não é orientado.

Como as vias têm capacidade máxima de escoamento definida (no caso de rodovias, carros por hora), para cada aresta  $\{v_i, v_j\}$  do grafo é associado um peso  $c(v_i, v_j)$  que representa a capacidade da mesma. Observe que a capacidade de cada via é o fluxo máximo que a via comporta, sendo um valor positivo.

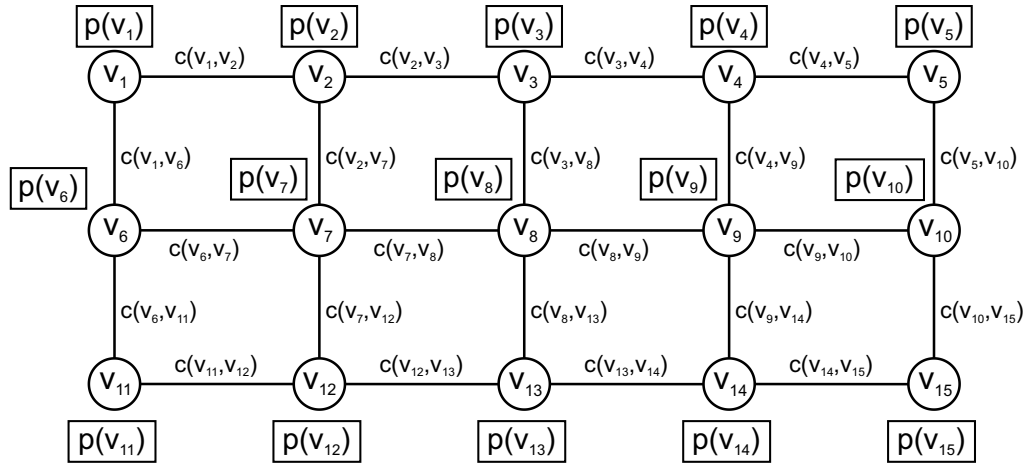
Neste modelo, os vértices também possuem peso, este número pode ser positivo, negativo ou nulo, determinando a capacidade do local em receber mais pessoas. O peso do vértice  $v \in V(G)$  é denotado por  $p(v)$ , podendo ser:

- **Positivo** - representa quantas pessoas devem ser retiradas do local no momento. Por exemplo, um vértice  $v$  com capacidade igual a 30 representa que ainda existem 30 pessoas que devem ser retiradas desse local. Nesse trabalho, considera-se que vértices com a capacidade positiva podem fazer parte dos caminhos de fuga desde que os mesmos não sejam os destinos finais.
- **Negativo** - representa quantas pessoas ainda é possível abrigar nesse local. Por exemplo, um vértice  $v$  com capacidade igual à -30 representa que 30 pessoas ainda podem ser trazidas para esse local. Esses vértices podem tanto fazer parte do caminho como também ser destino final.
- **Nulo** - representa um vértice que não é área de risco nem abrigo, ou seja, um vértice presente no grafo, tal que as pessoas podem apenas passar por ele. Um exemplo são os vértices que representam interseções entre vias, por onde as pessoas transitam, mas não se abrigam. Sendo o peso nulo, o mesmo poderá ser omitido.

A Figura 7 apresenta o modelo teórico proposto para identificação de rotas de evacuação de população em situações de risco.

Note que o mapa da região foi modelado em um grafo, cada aresta  $\{v_i, v_j\}$  possui um peso  $c(v_i, v_j)$  que representa sua capacidade. Além disso, cada vértice  $v_i$  possui um peso  $p(v_i)$ , que pode ser positivo, negativo ou nulo. O conjunto de áreas de risco é composto pelos vértices com pesos positivos, ou seja,  $\mathcal{R} = \{v_i : p(v_i) \geq 0\}$ . O conjunto de abrigos é composto pelos vértices com pesos negativos e dado por  $\mathcal{B} = \{v_i : p(v_i) < 0\}$ .





**Figura 7 – Modelo teórico proposto.**

**Fonte – Autoria própria.**

### 3.2 RESTRIÇÕES DE CAPACIDADE

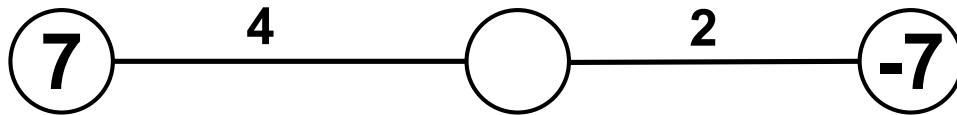
Considerando o Problema de Evacuação de População existem duas situações especiais que devem ser consideradas. A primeira delas é quando os abrigos não suportam todas as pessoas que devem ser evacuadas. Nesse caso,

$$\sum_{v \in \mathcal{B}} |p(v)| < \sum_{v \in \mathcal{R}} p(v),$$

onde  $\mathcal{B}$  é o conjunto dos abrigos e  $\mathcal{R}$  é o conjunto das áreas de risco.

Essa situação impõe a seguinte restrição ao problema: a quantidade de pessoas que trafegam pela rede deve ser no máximo igual à soma das capacidades dos abrigos.

A segunda situação que deve ser considerada é apresentada na Figura 8. Nesse caso, o caminho da área de risco ao abrigo é composto por mais de uma via. No exemplo, o caminho é composto de uma via com capacidade 4 e outra com capacidade 2. Apesar da capacidade de uma das vias ser 4, a outra via não suporta essa quantidade de pessoas e, dessa forma, limita o fluxo do caminho a duas pessoas por unidade de tempo.



**Figura 8 – Capacidade de uma via limitando o fluxo de um caminho.**

**Fonte – Autoria própria**

Observe que a capacidade das vias não é sempre a mesma e o fluxo máximo do caminho é limitado pela via de menor capacidade, de acordo com a definição do Problema de Alocação de Fluxo apresentada na Seção 2.3, cuja restrição de conservação do fluxo é respeitada nesse modelo.

### 3.3 UNIDADE DE TRANSPORTE

Tratando-se de planejamento de rotas de evacuação, é de extrema importância levar em consideração a forma como as pessoas irão fugir (a pé, de carro, de moto, de ônibus, etc.). Entretanto torna-se complexo tratar todas essas possibilidades no planejamento de rotas de evacuação. Pois existem diversas variáveis a serem levadas em conta:

- **Tipo de veículo** - O tipo de veículo que cada pessoa irá utilizar influencia diretamente em quantas pessoas fogem por veículo (um carro de passeio tem capacidade para 4 pessoas, entretanto um ônibus pode levar 44 pessoas).
- **Capacidade de Fluxo da via** - as medidas de fluxo em uma via são calculadas levando em consideração o meio de transporte mais popular nessa via. Em rodovias por exemplo o fluxo é medido em carros por hora, dessa forma a informação de quantos ônibus passam por hora é desconhecida.
- **Propriedade do meio de transporte** - ainda em consideração ao meio de transporte, é importante saber se o meio de transporte é privado ou público e quais pessoas irão utilizá-lo ou é um meio de transporte público, e quais pessoas respectivamente irão utilizar cada um desses meios de transporte.
- **Estado de conservação** - o método de determinação de rotas de fuga será executado e as rotas publicadas antes de ocorrer a catástrofe. Dessa forma, diversos aspectos em relação aos meios de transporte podem ter sofrido alterações: mudança de proprietário, veículo quebrado, veículo sem combustível, etc.

Neste trabalho o meio de transporte será considerado único e chamando de Unidade de Transporte (UT). Além disso, consideramos que as unidades de medida para o cálculo da capacidade das vias são UT por unidade de tempo. Com esta suposição, a capacidade de passageiros da UT é constante.

### 3.4 FLUXO DE ESCOAMENTO

O que significa a medida de fluxo de uma rede? O fluxo é tratado como a quantidade do material a ser escoado que pode ser transportada pela rede em uma unidade de tempo. Tomando como exemplo uma rede de canos de água onde em 3 horas se bombeia 2000 litros d'água, o fluxo dessa rede é  $\frac{2000}{3} = 666,66$  litros d'água por hora. Observe que, nesse exemplo, a unidade de tempo é hora.

Considerando o Problema de Evacuação de População, dada uma população que reside em áreas de risco, abrigos para onde essas pessoas devem ser levadas e ruas por onde essas

peças podem passar para chegar aos abrigos, quanto tempo demora para que essas peças alcancem os abrigos?

A Figura 9 mostra uma simulação do processo de locomoção das peças na via detalhando onde está cada peça em cada *frame*, até que todos cheguem ao abrigo. Observe que a capacidade da via da Figura 9 é 4 e cada instante de tempo é representado em 4 *frames*. Observe que é necessário uma unidade de tempo para que a via comece a operar em sua capacidade máxima (instante de tempo  $t_1$ ). A partir do momento em que a via opera em sua capacidade máxima, o fluxo  $f$  é contínuo e são necessários  $\lceil \frac{P}{f} \rceil$  unidades de tempo para que todas as peças sejam evacuadas (instantes  $t_2$  e  $t_3$ ), onde  $P$  é o número de peças. Então, do início da evacuação até que todas as peças estejam no abrigo, são necessários  $1 + \lceil \frac{P}{f} \rceil$  unidades de tempo.

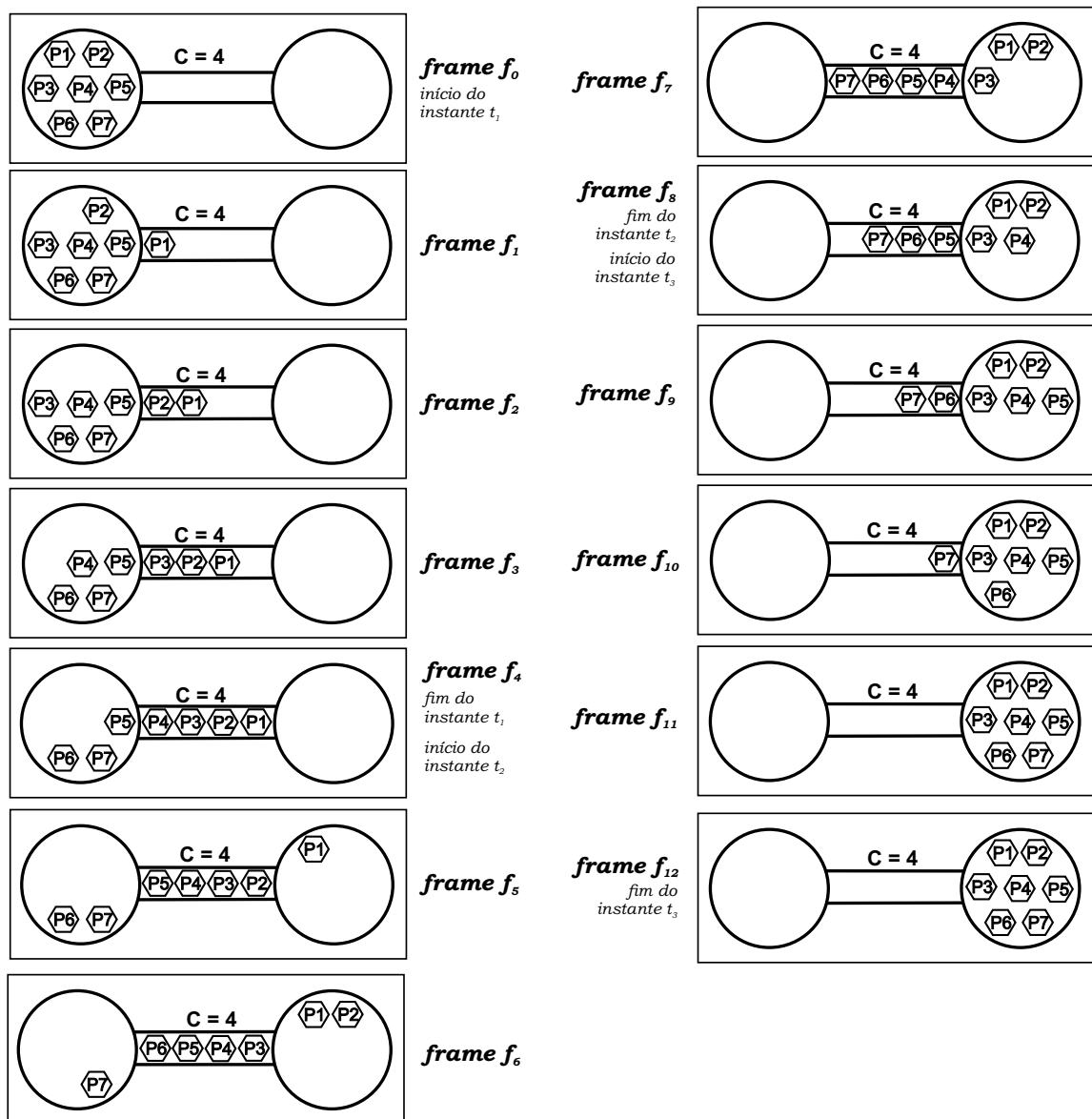


Figura 9 – Simulação de evacuação.

Fonte – Autoria própria

### 3.5 RESTRIÇÕES DAS ROTAS

Considerando que o cruzamento de dois ou mais fluxos de pessoas em uma situação de pânico pode causar confusão e desordem, comprometendo assim a integridade ou a possibilidade de evacuação das mesmas, Campos (1997) impõe a restrição de rotas totalmente disjuntas com o intuito de evitar tais situações.

Formalmente, uma rota entre dois locais,  $u$  e  $v$ , de um mapa é um caminho entre os vértices  $u$  e  $v$  no grafo  $G$  que modela o mapa. Então, duas rotas totalmente disjuntas entre  $u$  e  $v$  são dois caminhos disjuntos<sup>1</sup> entre  $u$  e  $v$  no grafo  $G$ .

Impor ao problema a restrição de que as rotas sejam totalmente disjuntas pode resultar em um tempo total de evacuação maior que o das soluções em que são permitidas quaisquer interseções entre as rotas, visto que algumas arestas do grafo tornam-se inutilizáveis para que não haja cruzamento entre as rotas. Buscando minimizar o tempo total de evacuação da população, propomos uma relaxação à restrição de rotas totalmente disjuntas. Chamamos o novo conjunto de restrições impostas às interseções entre as rotas de rotas parcialmente disjuntas. Formalmente, esse conjunto de restrições é apresentado a seguir.

Dado um grafo  $G = (V, E)$  orientado e com capacidade nas arestas e um conjunto de caminhos no grafo  $G$ , não necessariamente disjuntos, definimos rotas parcialmente disjuntas como:

1. Caminhos que contêm vértices que podem ser acessados por uma ou mais vias distintas e a partir dos quais parte apenas uma via.
2. Caminhos que contêm vértices que são acessados por apenas uma via e a partir dos quais parte uma ou mais vias.

A Figura 10 apresenta exemplos de interseções que são permitidas e de interseções que não são permitidas.

Note que para cada caminho o grau de entrada e de saída de cada vértice intermediário é exatamente 1 (um). Mas a definição de interseções permitidas faz com que caminhos diferentes possam compartilhar vértices em algumas situações específicas.

### 3.6 DELIMITAÇÃO DO PROBLEMA

O problema estudado nesse trabalho consiste em determinar as rotas de fuga para uma população em áreas de risco em um grafo com as seguintes propriedades:

---

<sup>1</sup> Definido na Seção 2.2

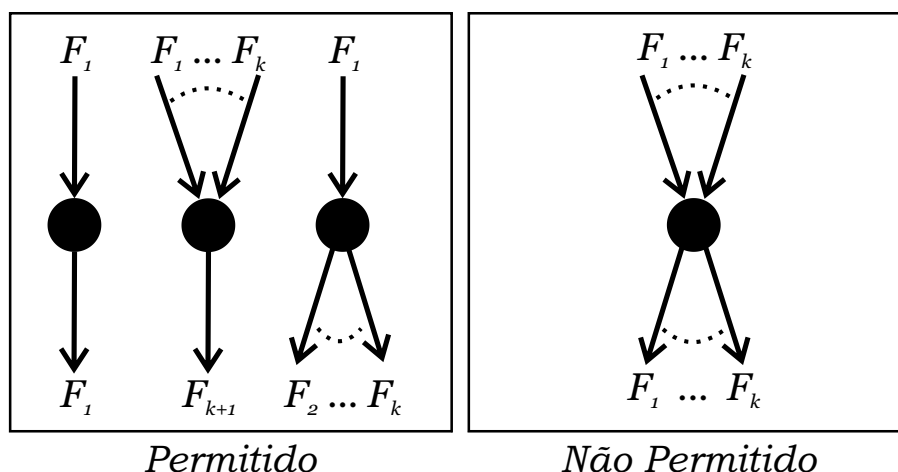


Figura 10 – Restrições nas Rotas.  
Fonte – Autoria própria

- **Grafo não orientado** - o grafo de entrada é não orientado para que o método determine quais as melhores orientações das vias para uma evacuação mais eficiente.
- **Peso nas arestas** - todas as arestas possuem peso, representando sua capacidade. Não é permitido passar mais fluxo por uma aresta do que a capacidade da mesma.
- **Peso nos vértices** - os vértices possuem peso, representando a capacidade do local. Esse peso pode ser positivo, negativo ou nulo.
- **Conjunto de áreas de risco** - conjunto de locais de onde os indivíduos devem ser retirados, sinalizados no grafo pelos vértices com peso positivo.
- **Conjunto de abrigos** - conjunto de locais para onde os indivíduos devem ser levados, sinalizados no grafo pelos vértices com pesos negativos.
- **Múltiplas origens e múltiplos destinos** - as rotas são calculadas levando em consideração várias áreas de risco e vários abrigos.
- **Rotas parcialmente disjuntas** - as rotas calculadas pelo método devem ser parcialmente disjuntas.

Nesse trabalho assumimos que o grafo de entrada já foi modelado a partir do mapa do local, ou seja, não estabelecemos de que forma essa modelagem deve ser feita. O problema tem ainda as seguintes características:

- **Unidade de transporte UT** - todas as medidas de capacidade foram calculadas levando em consideração o estabelecimento de uma única unidade de transporte (UT).
- **Tempo de evacuação** - a evacuação deve ser realizada no menor tempo possível.

- **Evacuação realizada em turnos** - no caso de não ser possível evacuar todos os indivíduos de uma vez, a evacuação será realizada em turnos de evacuação.

## 4 MÉTODO DE FORD-FULKERSON

O Método de Ford-Fulkerson é capaz de encontrar o fluxo máximo presente em uma rede  $G$ . É chamado de método e não de algoritmo por ser uma ideia geral que pode ser implementada de diferentes maneiras e com diferentes complexidades.

O método é iterativo, sendo executado enquanto houver um caminho capaz de aumentar o fluxo entre a origem  $s$  e o destino  $t$ . Inicialmente o fluxo é considerado 0, ou seja  $f(u, v) = 0, \forall u, v \in V$ . A cada iteração tenta-se aumentar o somatório dos fluxos que saem de  $s$ . O método tem seu fim quando não existe um novo caminho capaz de aumentar o fluxo entre  $s$  e  $t$  na rede, chegando assim ao fluxo máximo de  $G$ .

As seções 4.1, 4.2 e 4.3 apresentam os conceitos de Redes residuais, Caminhos aumentantes e Corte de fluxo em redes respectivamente, conceitos nos quais o Método de Ford-Fulkerson se baseia. Na seção 4.4 é apresentado um algoritmo que implementa o Método de Ford-Fulkerson juntamente com um exemplo de execução do mesmo. A Seção 4.5 apresenta a análise de complexidade do Método de Ford-Fulkerson.

### 4.1 REDES RESIDUAIS

A *capacidade residual* de uma aresta é definida pela quantidade de fluxo que ainda é possível passar por ela antes de atingir a capacidade da aresta. Representada por  $c_f$ , a capacidade residual da aresta  $(u, v)$ ,  $u, v \in V$  é definida por:

$$c_f = c(u, v) - f(u, v).$$

Considere uma aresta  $(u, v)$  em que  $c(u, v) = 20$  e que  $f(u, v) = 11$ , ou seja, a capacidade da aresta é de 20 e já existe um fluxo de valor 11 passando por essa aresta, então a capacidade residual da aresta é de  $c_f(u, v) = 9$ .

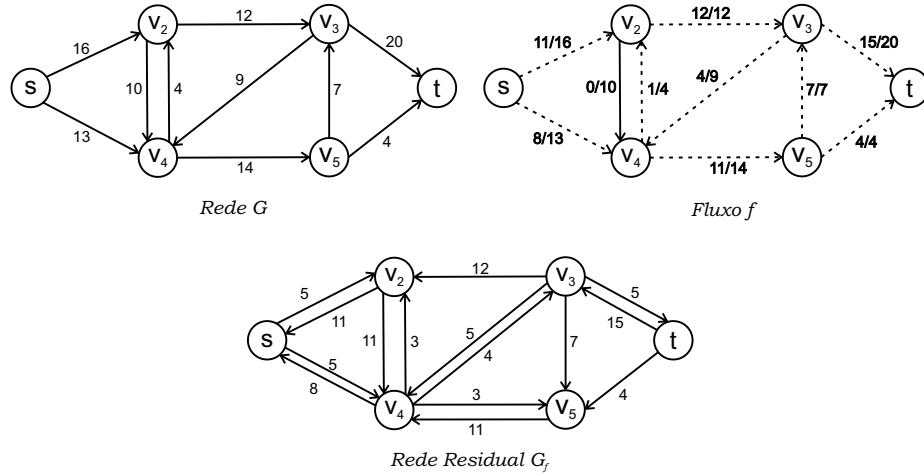
Nos casos em que a rede possui duas arestas  $(u, v)$  e  $(v, u)$ , então  $c_f(u, v) = c(u, v) - f(u, v) + f(v, u)$ . Ainda considerando o exemplo anterior, se existe um  $f(v, u) = 8$ , então  $c_f(u, v) = 20 - 11 + 8 = 17$ . Note que, se  $f(u, v) = 0$ , então  $c_f(u, v) = 20 - 0 + 8 = 28$ , ou seja, a capacidade residual, pode em alguns casos, ser maior que a própria capacidade da aresta.

Uma *rede residual*  $G_f(V, A_f)$ , resultante da ação de um fluxo  $f$  sobre uma rede  $G$ , é composta pelo conjunto de vértices do grafo original  $V(G)$  e pelo conjunto de arestas  $A_f = \{(u, v) \in V \times V : c_f(u, v) > 0\}$ , onde a capacidade  $c(u, v) \forall u, v \in V(G_f)$  é dada pela capacidade residual da aresta no grafo original.

Se  $(u, v) \notin A$  e  $(v, u) \notin A$ , então  $c(u, v) = c(v, u) = 0$ ,  $f(u, v) = f(v, u) = 0$  e  $c_f(u, v) = c_f(v, u) = 0$ . Dessa forma, dados dois vértices  $u, v \in V$ , se não existe aresta que os

ligue em  $G$ , então também não existe aresta que os ligue em  $G_f$ . Portanto,  $|A_f| \leq 2|A(G)|$ .

A Figura 11 apresenta a rede residual  $G_f$  obtida a partir da rede  $G$  e do fluxo  $f$ .



**Figura 11 – Rede Residual  $G_f$ .**  
Fonte – Autoria própria

A seguir o Lema 1 relaciona o fluxo no grafo  $G$  com a rede residual  $G_f$ . Tal lema foi provado por Cormen *et al.* (2002).

**Lema 1.** [Cormen *et al.* (2002)] Seja  $G = (V, A)$  uma rede com origem  $s$  e destino  $t$ , e seja  $f$  um fluxo em  $G$ . Seja  $G_f$  a rede residual de  $G$ , resultante da ação de  $f$ , e seja  $f' > 0$  um fluxo em  $G_f$ . Então, a soma de fluxo  $f + f'$  definida pela equação  $(f + f')(u, v) = f(u, v) + f'(u, v)$  é um fluxo em  $G$  com valor  $|f| + |f'|$ .

Observe que como  $f + f' > f$ , então  $f + f'$  está mais próximo do fluxo máximo que  $f$ , visto que  $f'$  é o fluxo da rede residual e que as capacidades das arestas na rede residual representam quanto fluxo ainda é possível passar por cada aresta, levando em conta a rede  $G$  e o fluxo  $f$ .

## 4.2 CAMINHOS AUMENTANTES

Dada uma rede  $G = (A, V)$ , um fluxo  $f$  e uma rede residual  $G_f$  resultante da ação de  $f$  em  $G$ , um *caminho aumentante*  $p$  é um caminho com origem  $s$  e destino  $t$  na rede residual. Pela definição de rede residual, a capacidade das arestas em uma rede residual é a quantidade de fluxo que ainda é possível passar por cada aresta. Assim cada aresta  $(u, v)$  do caminho aumentante permite a passagem de fluxo adicional na aresta  $(u, v)$  da rede  $G$  em conformidade com a propriedade de capacidade da aresta.

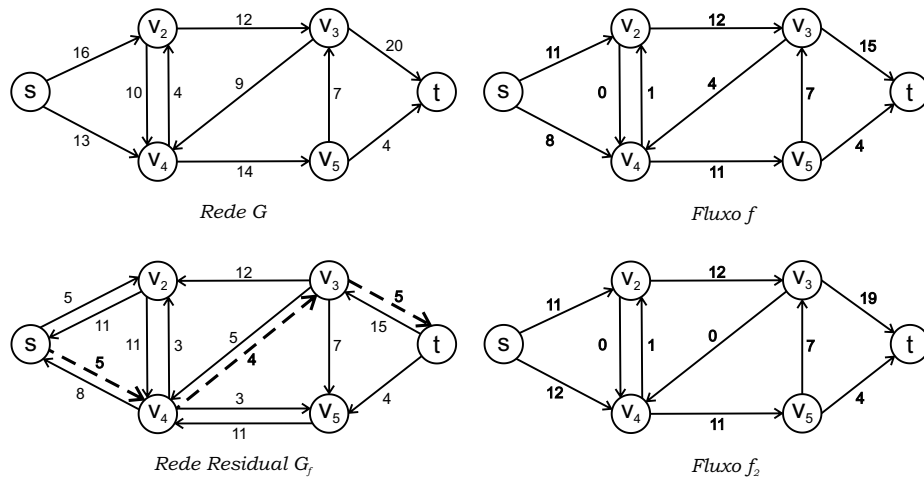
A quantidade máxima pela qual é possível aumentar o fluxo em cada aresta de um caminho aumentante  $p$  é chamada de *capacidade residual* de  $p$ , é denotada por  $c_f(p)$  e é dada



por:

$$c_f(p) = \min\{c_f(u, v) : (u, v) \text{ está em } p\}.$$

A Figura 12 apresenta uma rede residual  $G_f$  obtida através da ação do fluxo  $f$  na rede  $G$ . Na rede residual  $G_f$  o caminho em destaque é um caminho aumentante.



**Figura 12 – Caminho Aumentante em  $G_f$ .**  
Fonte – Autoria própria

No exemplo da Figura 12, observando-se a rede residual  $G_f$ , nota-se que é possível aumentar o fluxo em 4 unidades em cada aresta do caminho aumentante, visto que a menor capacidade residual é  $c_f(v_4, v_3) = 4$ .

Pela definição de caminho aumentante, esse fluxo a mais pode ser transportado na rede  $G$  pelas mesmas arestas do caminho aumentante, assim o fluxo  $f_2$  na Figura 12 apresenta o fluxo acrescido das 4 unidades. O fluxo da aresta  $(v_3, v_4)$  caiu de 4 para 0 pois o fluxo que sofreu acréscimo de 4 unidades foi o fluxo no sentido oposto, de  $v_4$  para  $v_3$ .

Cormen *et al.* (2002) apresenta o Corolário 1, que mostra que quando se adiciona o fluxo  $f_p$  ao fluxo  $f$  obtemos um fluxo em  $G$  mais próximo do fluxo máximo da rede  $G$ .

**Corolário 1** (Cormen). *Seja  $G = (V, A)$  uma rede, seja  $f$  um fluxo em  $G$  e seja  $p$  um caminho aumentante em  $G_f$ . Seja  $f_p$  definido como*

$$f_p(u, v) = \begin{cases} c_f & \text{se } (u, v) \text{ está em } p, \\ -c_f(p) & \text{se } (v, u) \text{ está em } p, \\ 0 & \text{em caso contrário.} \end{cases}$$

A função  $f' : V \times V \rightarrow \mathbb{R}, f' = f + f_p$  é um fluxo em  $G$  com valor  $|f'| = |f| + |f_p| > |f|$ .

Pelo Corolário 1, o valor da soma do fluxo  $f$  em  $G$  com o fluxo  $f_p$  é maior que o fluxo  $f$ . Como o valor de  $f$  aumenta, ele se torna mais próximo do valor do fluxo máximo.

### 4.3 CORTE DE FLUXO EM REDES

Um *corte*  $(S, T)$  em uma rede  $G = (V, A)$  particiona o conjunto dos vértices  $V$  em dois conjuntos  $S$  e  $T$  de forma que o vértice origem  $s$  pertença a  $S$ , e o vértice destino  $t$  pertença a  $T$  e os subgrafos induzidos  $G[S]$  e  $G[T]$  sejam conexos. Seja  $f$  um fluxo em  $G$ , o *fluxo líquido* pelo corte  $(S, T)$  é definido pela soma dos fluxos das arestas que saem de  $S$  em direção a  $T$ , ou seja:

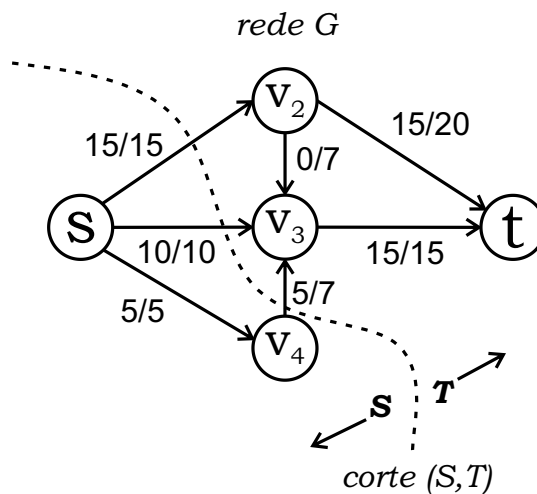
$$f(S, T) = \sum_{u \in S, v \in T} f(u, v).$$

A *capacidade* do corte  $c(S, T)$  é definida pela soma das capacidades das arestas que saem de  $S$  em direção a  $T$ , ou seja:

$$c(S, T) = \sum_{u \in S, v \in T} c(u, v)$$

Um *corte mínimo* em uma rede é um corte  $(S^*, T^*)$  tal que,  $c(S^*, T^*) = \min\{c(S, T), \forall (S, T) \in G\}$ .

A Figura 13 apresenta um exemplo de corte  $(S, T)$  na rede  $G$ . No exemplo os vértices do conjunto  $S$  são  $\{s, v_4\}$ . Por sua vez os vértices em  $T$  são  $\{v_2, v_3, t\}$ . As arestas contidas no corte  $(S, T)$ , ou seja, as arestas que saem de  $S$  em direção a  $T$  são  $(s, v_3)$  e  $(v_4, v_3)$ .



**Figura 13 – Corte  $(S, T)$  na rede  $G$ .**  
Fonte – Autoria própria

No exemplo da Figura 13 temos que o valor do fluxo líquido  $f(S, T)$  é

$$\begin{aligned}
f(S, T) &= \sum_{u \in S, v \in T} f(u, v) \\
&= f(s, v_2) + f(s, v_3) + f(v_4, v_3) \\
&= 15 + 10 + 5 \\
&= 30.
\end{aligned}$$

A capacidade do corte  $(S, T)$  do exemplo é

$$\begin{aligned}
c(S, T) &= \sum_{u \in S, v \in T} c(u, v) \\
&= c(s, v_2) + c(s, v_3) + c(v_4, v_3) \\
&= 15 + 10 + 7 \\
&= 32.
\end{aligned}$$

Perceba que o corte  $(S, T)$  apresentado no exemplo da Figura 13 não é o corte mínimo da rede, visto que o corte  $(S', T') = \{(s, v_2), (s, v_3), (s, v_4)\}$  tem capacidade  $c(S', T') = 30$ , sendo este o corte mínimo.

A seguir, é apresentado o famoso Teorema do Fluxo Máximo e Corte Mínimo, segundo o qual o valor do fluxo máximo em uma rede é igual ao corte mínimo. A demonstração apresentada pode ser encontrada em Camponogara (2005).

**Teorema 1** (Teorema do fluxo máximo e corte mínimo). *Dada uma rede  $G$ , um fluxo  $f$  em  $G$  e a rede residual  $G_f$ . O valor do fluxo máximo que é possível transportar de um vértice  $s \in V(G)$  para um vértice  $t \in V(G)$  é igual a capacidade  $c(S, T)$  do corte mínimo em  $G$ .*

*Demonstração.* Seja  $f(s, t) = k$  o fluxo máximo em  $G$ . Seja o conjunto  $U$  composto por todos os vértices de  $G_f$  possíveis de serem alcançados a partir de  $s$  e  $\bar{U} = V \setminus U$ . Como em  $G_f$  não existe um caminho aumentante (porque o fluxo  $f$  é máximo) o valor da capacidade  $c(U, \bar{U})$  é  $k$ . Uma vez que  $k \leq \min\{c(S, T) : (S, T) \text{ é um corte em } G\}$ , conclui-se que  $k = \min\{c(S, T) : (S, T) \text{ é um corte em } G\}$ .  $\square$

#### 4.4 PSEUDOCÓDIGO DO MÉTODO DE FORD-FULKERSON

O Método de Ford-Fulkerson é apresentado no Pseudocódigo 2, apresentado a seguir.

Observe que o Método de Ford-Fulkerson executa uma série de iterações em uma rede  $G$ , tais que a cada iteração é descoberto um novo caminho aumentante  $p$  na rede residual  $G_f$  e o fluxo  $f$  em  $G$  é aumentado pela capacidade residual do caminho  $c_f(p)$ . Quando não há mais caminhos aumentantes a serem explorados o algoritmo se encerra.

O método faz uso do Corolário 1 para obter o fluxo máximo em uma rede  $G$ . O Pseudocódigo 2 apresenta um pseudocódigo do Método de Ford-Fulkerson.

---

<b>Pseudocódigo 2:</b> fordFulkerson( $G, s, t$ )	
<hr/>	
<b>Entrada:</b> grafo $G$ , origem $s$ e destino $t$	
<hr/>	
1	<b>início</b>
2	<b>para</b> cada aresta $(u, v) \in A(G)$ <b>faça</b>
3	$f[u][v] \leftarrow 0$
4	$f[v][u] \leftarrow 0$
5	<b>fim</b>
6	<b>enquanto</b> existir um caminho aumentante $p$ em $G_f$ <b>faça</b>
7	$c_f(p) = \min \{c_f(u, v) : (u, v) \in p\}$
8	<b>para</b> cada aresta $(u, v) \in p$ <b>faça</b>
9	$f[u][v] \leftarrow f[u][v] + c_f(p)$
10	$f[v][u] \leftarrow -f[u][v]$
11	<b>fim</b>
12	<b>fim</b>
13	<b>fim</b>

---

**Fonte: (CORMEN et al., 2002)**

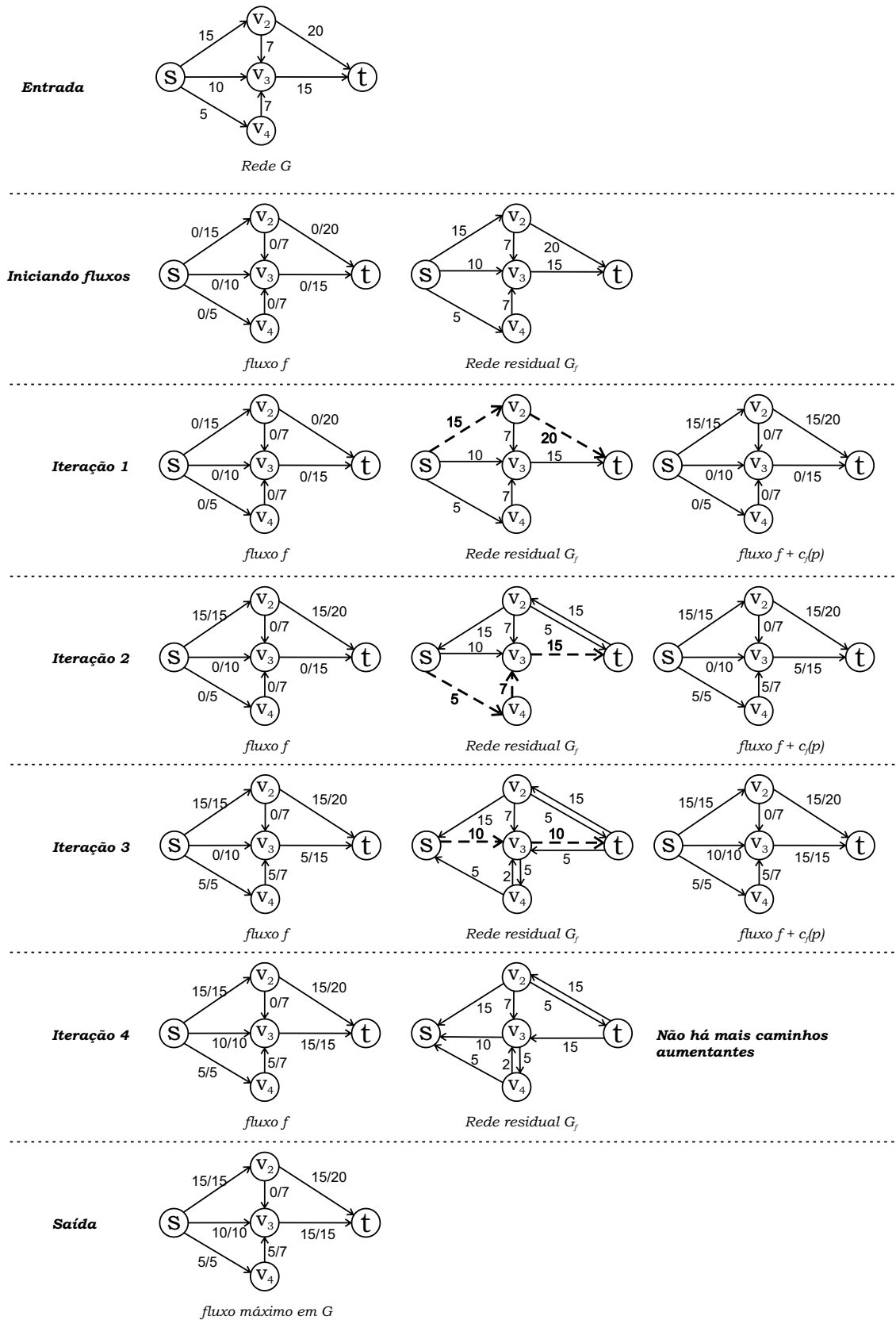
No Método de Ford-Fulkerson, o laço da linha 2 até a linha 5 garante a inicialização do fluxo com valor 0. O segundo laço, da linha 6 até a 12, trata de buscar caminhos aumentantes na rede residual  $G_f$ . Uma vez encontrado tal caminho, a instrução da linha 7 determina a capacidade residual deste caminho como sendo a menor capacidade entre as arestas contidas no caminho aumentante. Determinada a capacidade residual, o terceiro laço, da linha 8 a 11, atualiza o valor do fluxo em cada aresta de  $G$  que está contida no caminho residual. Na linha 10, o fluxo de  $v$  para  $u$  recebe o valor negativo do fluxo de  $u$  para  $v$ .

#### 4.4.1 Exemplo Execução do Método de Ford-Fulkerson

A Figura 14 apresenta uma rede  $G$  com vértice inicial  $s$  e vértice destino  $t$ . Nesta figura é possível acompanhar a execução do Método de Ford-Fulkerson para a determinação do fluxo máximo que pode-se escoar de  $s$  até  $t$  respeitando as capacidades das arestas de  $G$ .

Inicialmente os valores dos fluxos das arestas da rede  $G$  são 0 e são executados os passos para criar a rede residual  $G_f$ .

A primeira iteração encontra o caminho aumentante  $p = ((s, v_2), (v_2, t))$ , destacado em tracejado na Figura 14. A capacidade aumentante desse caminho é  $c_f(p) = \min \{c_f(s, v_2), c_f(v_2, t)\} = \min \{15, 20\} = 15$ . Assim, o fluxo  $f$  é atualizado em cada aresta de  $p$ , então  $f(s, v_2) = f(s, v_2) + c_f(p) = 0 + 15 = 15$  e  $f(v_2, t) = f(v_2, t) + c_f(p) = 0 + 15 = 15$ .



**Figura 14 – Exemplo de execução do Método de Ford-Fulkerson.**

Fonte – Autoria própria

Na segunda iteração é descoberto o caminho aumentante  $p = ((s, v_4), (v_4, v_3), (v_3, t))$ , tal caminho tem capacidade aumentante  $c_f(p) = 5$ . Assim, os fluxos das arestas contidas em  $p$  são atualizados para  $f(s, v_4) = 5$ ,  $f(v_4, v_3) = 5$  e  $f(v_3, t) = 5$ .

A terceira iteração encontra o caminho aumentante  $p = ((s, v_3), (v_3, t))$ , tal caminho tem capacidade aumentante  $c_f(p) = 10$ . Então os fluxos das arestas contidas em  $p$  são atualizados para  $f(s, v_3) = 10$  e  $f(v_3, t) = f(v_3, t) + c_f(p) = 5 + 10 = 15$ .

Na quarta iteração não existem mais caminhos aumentantes a serem explorados. Dessa forma o método se encerra tendo encontrado o fluxo máximo  $f$  em  $G$ .

Pelas definições apresentadas na seção 2.3, o fluxo total em uma rede é a soma de todos os fluxos que saem da origem. Dessa forma o fluxo máximo encontrado pelo método pode ser calculado da seguinte forma.

$$\begin{aligned} |f_R| = \sum_{u \in V} f(s, u) &= f(s, v_2) + f(s, v_3) + f(s, v_4) \\ &= 15 + 10 + 5 \\ &= 30 \end{aligned}$$

A seção 4.5 mostra que o Método de Ford-Fulkerson tem um teto superior de  $O(|A|f)$  iterações, onde  $f$  é o fluxo máximo encontrado pelo mesmo. Nesse exemplo foram necessárias 4 iterações, que é um número abaixo do limite de pior caso. Considerando o exemplo dado, temos  $|A|f = 7 \times 30 = 210$ .

#### 4.5 ANÁLISE DE COMPLEXIDADE DO MÉTODO DE FORD-FULKERSON

O fator crucial para determinar a complexidade do Método de Ford-Fulkerson é a técnica utilizada para descobrir novos caminhos aumentantes. Se essa técnica for mal escolhida ou mal implementada o Método de Ford-Fulkerson pode nem sequer ser finalizado. Partindo do pressuposto de que o caminho aumentante é escolhido de forma arbitrária temos a complexidade de pior caso  $O(|A|f)$ , onde  $f$  é o fluxo máximo encontrado com a utilização do método.

No Pseudocódigo 2, o primeiro laço (linhas 2 a 5) é executado para todas as arestas da rede  $G$ , portanto é executado  $\Theta(|A|)$  vezes.

O segundo laço (linhas 6 a 12) é executado enquanto existir um caminho aumentante, ou seja, enquanto o fluxo  $f$  em  $G$  ainda pode ser aumentado. Note que no pior caso o fluxo  $f$  vai ser aumentado de uma em uma unidade, portanto esse laço é executado  $O(f)$  vezes.

O terceiro laço é executado para cada aresta presente no caminho aumentante, no pior caso, todas as arestas de  $G$  estão presentes no caminho aumentante, portanto esse laço é executado  $O(|A|)$  vezes.

Como o terceiro laço é executado a cada iteração do segundo laço, a complexidade de pior caso do algoritmo é  $O(f + |A|f)$ . Logo a complexidade do algoritmo é  $O(|A|f)$ . Ou seja, independentemente da forma com que a descoberta de caminhos aumentantes seja implementada, o método terá no máximo  $|A| \times f$  iterações.

Visando melhorar o desempenho do método na descoberta de novos caminhos aumentantes, diversas implementações para Ford-Fulkerson foram propostas. Em Feofiloff (2004) é possível encontrar uma análise detalhada de todos os algoritmos que são apresentados a seguir.

O Algoritmo de *Dinits* foi proposto em 1970 (DINITS, 1970) como uma implementação do Método de Ford-Fulkerson. Ele implementa a descoberta de caminhos aumentantes com uma busca em largura, entretanto os resultados das buscas não são descartados, dessa forma uma nova busca em largura começa onde a anterior parou. Com essa implementação o algoritmo obtém uma complexidade  $O(|V|^2|A|)$ .

Implementando uma busca em largura (mas descartando os resultados anteriores) como método para descoberta de novos caminhos aumentantes, em 1972, foi proposto o Algoritmo *Edmonds-Karp* (EDMONDS; KARP, 1972), cuja complexidade é  $O(|V||A|^2)$ .

Existem ainda algoritmos diferentes, que não são baseados no Método Ford-Fulkerson (fluxo incrementado pela capacidade residual do caminho aumentante). O Algoritmo *FIFO Preflow-push* proposto em Goldberg (1985), implementa o conceito de pré-fluxo através de uma fila, obtendo uma complexidade de  $O(|V|^3)$ .

## 5 ESCOAMENTO DE POPULAÇÃO POR ROTAS TOTALMENTE DISJUNTAS

Campos (1997) modela o problema de determinar as rotas de fuga para populações em áreas de risco como um problema de fluxo em rede, onde cada vértice representa um local e cada aresta representa uma via. Cada aresta tem dois valores a ela associados, a capacidade da aresta  $c(u, v)$ , que representa a quantidade de veículos que podem passar por vez pela aresta, e o tempo  $t(u, v)$ , que representa o tempo mínimo para um veículo percorrer a aresta. A capacidade  $C_p$  de um caminho  $p$  é definida como a menor capacidade entre as capacidades das arestas presentes no caminho  $p$ . O tempo  $T_p$  do caminho  $p$  é definido como a soma dos tempos de todas as arestas em  $p$ .

É possível estabelecer uma relação entre a capacidade e o tempo do caminho, assim, define-se  $I_p = \frac{C_p}{T_p}$  como o indicador de performance do caminho.

O problema tratado por Campos é encontrar  $k$  caminhos disjuntos, de forma a maximizar a relação  $\sum_{p=1}^k I_p$ , ou seja,

$$\max \left\{ \sum_{p=1}^k \frac{C_p}{T_p} \right\}.$$

A autora apresenta um método heurístico para a resolução do problema como contribuição original da sua tese.

A Seção 5.1 apresenta um pseudocódigo do método proposto por Campos, na Seção 5.2 são descritos os resultados obtidos por Campos e na Seção 5.3 é apresentada uma discussão geral do trabalho de Campos.

### 5.1 MÉTODO DE CAMPOS

Seja  $p$  um caminho na rede  $G$ . O *conjunto de gargalos* é definido como o conjunto de arestas em  $p$  tal que suas capacidades sejam iguais a  $C_p$ . A identificação dos gargalos do caminho possibilita encontrar e substituir as arestas com menor capacidade. O conjunto de vértices coincidentes é definido como o conjunto de vértices que aparecem o maior número de vezes nos caminhos já encontrados pelo método. Define-se  $x$  como sendo o número de vezes que os vértices coincidentes aparecem nos caminhos.

O Pseudocódigo 3 apresenta o método proposto por (CAMPOS, 1997).



---

**Pseudocódigo 3: CAMPOS.**


---

**Entrada:**  $G, s, t$

```

1  início
2     $G_t \leftarrow G_a \leftarrow G_v \leftarrow G$ 
3     $k \leftarrow$  número de caminhos disjuntos de  $s$  até  $t$ 
4     $n \leftarrow 2$ 
5     $C \leftarrow \emptyset$ 
6    enquanto ( $n > 0$ ) faça
7       $C_i \leftarrow$  k-Caminhos com  $t$  mínimo de  $s$  a  $t$  em  $G_t$ 
8       $C \leftarrow C \cup C_i$ 
9      se  $|C_i| = 0$  então
10        $n = n - 1$ 
11       se iteração passada retirou gargalos então
12         retirar vértices coincidentes
13          $G_t \leftarrow G_v$ 
14       senão
15         retirar gargalos
16          $G_t = G_a$ 
17       fim
18     senão
19       se iteração passada retirou gargalos então
20          $V_i \leftarrow$  vértices que aparecem o maior número de vezes em  $C$ 
21         se  $x > (|C| - k - 1)$  então
22            $G_v \leftarrow G_v - V_i$ 
23            $n = 2$ 
24         senão
25            $n = n - 1$ 
26         fim
27        $G_t \leftarrow G_v$ 
28     senão
29        $A_i \leftarrow$  arestas que são gargalos em  $C_i$ 
30        $G_a \leftarrow G_a - A_i$ 
31        $G_t \leftarrow G_a$ 
32        $n = 2$ 
33     fim
34   fim
35 fim
36  $R_p \leftarrow \bigcup_{P \subseteq C} P$ , para todo  $|P| = k$  e  $p_i \cap p_j = \emptyset, \forall p_i, p_j \in P$ 
37  $R_f \leftarrow P \in R_p$ , tal que  $\sum_{c \in P} I_p(c)$  é máximo
38 fim
Saída:  $R_f$ 

```

---

**Fonte:** Adaptado de (CAMPOS, 1997)

O algoritmo recebe como entrada uma rede  $G$ , o vértice inicial  $s$  e o vértice destino  $t$ . A saída do método é o conjunto de  $k$ -rotas disjuntas de  $s$  até  $t$ . Campos faz uso de três redes,  $G$ ,

$G_a$  e  $G_v$ : na rede  $G_a$  são retiradas apenas as arestas gargalos e na rede  $G_v$  são retirados apenas os vértices coincidentes (vértices presentes em mais de um caminho). Dessa forma o método vai buscando caminhos com  $t$  mínimo em  $G_a$  e em  $G_v$  e a cada iteração arestas gargalos ou vértices coincidentes são retirados até que não haja mais caminho de  $s$  até  $t$  em  $G_a$  ou  $G_v$ . Nesse ponto é selecionada a melhor combinação de  $k$  caminhos encontrados.

Inicialmente o método calcula a quantidade de caminhos disjuntos existentes entre  $s$  e  $t$ . Uma aproximação possível é o menor número entre a quantidade de arestas que sai de  $s$  e quantidade de arestas que chegam em  $t$ .

O Método de Campos é executado enquanto existir um caminho de  $s$  até  $t$  em  $G_a$  ou em  $G_v$ . A cada iteração, é encontrado um conjunto  $C_i$  com  $k$ -caminhos de tempo mínimo entre  $s$  e  $t$  e ou são retiradas as arestas gargalos desses caminhos ou os vértices coincidentes.

A condição da linha 21 verifica se com a retirada do conjunto de vértices coincidentes ainda é possível encontrar  $k$ -caminhos disjuntos, visto que a retirada desses vértices ocasiona uma diminuição no número de caminhos existentes.

No final, a melhor combinação de  $k$ -caminhos,  $R_f$ , é selecionada como resposta.

## 5.2 APLICAÇÃO DO MÉTODO DE CAMPOS

Em seu trabalho Campos realizou uma série de testes com seu método visando avaliar o desempenho do mesmo. Em cada teste verificou-se o número de iterações necessárias fazendo-se  $k$  variar, retirando e colocando arestas e variando a direção de alguns arcos. O Quadro ?? apresenta os resultados obtidos por Campos.

Rede	num. de caminhos	k	num. nós	num. arestas	num. iterações
BG	5092	3	46	77	11
BG1	2210	2	45	70	8
BG2	4970	2	45	73	9
BG3	5978	2	45	74	9
FCON	184	2	20	41	5
FCON2	294	3	20	43	8
FCON3 (*)	976	2	20	31	4
FCON4 (*)	3349	3	20	35	6
FCON5	387	3	20	39	5
FCON6	387	3	20	41	5
FCON7	1370	4	25	55	8 (**)

(\*) redes não orientadas.

(\*\*) encontrados apenas 3 caminhos.

**Quadro 1 – Resultados da execução do Método de Campos.**

Fonte – Campos (1997)

Com base no quadro conclui-se que o número de iterações depende diretamente do

número de caminhos disjuntos ( $k$ ). Também observou-se que para  $k > 2$  é possível que o algoritmo não encontre  $k$  caminhos, entretanto nesses casos o algoritmo encontra no mínimo dois caminhos.

### 5.3 CONSIDERAÇÕES SOBRE O MÉTODO DE CAMPOS

O Método de Campos é uma opção válida quanto à definição de rotas disjuntas para evacuação de uma população em área de risco. O mesmo faz uso de rotas disjuntas para minimizar os conflitos e acidentes que podem ocorrer no cruzamento de fluxos de pessoas.

Entretanto apesar de afirmar que o seu método fornece as rotas ótimas, nos testes foi verificado que nem sempre se obtém  $k$  rotas. Além disso os testes foram realizados apenas com grafos com no máximo 46 vértices, dessa forma a eficiência do mesmo é questionável, considerando que são instâncias de pequeno porte.

Na definição do problema, Campos (1997) garante que seu método apresenta as  $k$ -rotas de evacuação disjuntas ótimas do conjunto de áreas de risco até o conjunto de locais seguros, entretanto o método apresenta a resposta para apenas uma área de risco e um local seguro. É possível contornar esse problema com a técnica apresentada na Seção 2.3.2.

A principal diferença entre o método desenvolvido por Campos e o método proposto por esse trabalho é o suporte nativo para mais de uma área de risco e mais de um local seguro, além das restrições das rotas, que em nossa proposta podem ser parcialmente disjuntas. Como visto na Seção 3.5, rotas parcialmente disjuntas permitem um melhor aproveitamento das vias do mapa.

Infelizmente não é possível comparar os resultados obtidos por Campos com os resultados desse trabalho realizando testes com as mesmas instâncias, pois não tivemos acesso às instâncias de teste utilizadas pela autora.

## 6 MÉTODO DE ALOCAÇÃO DE FLUXO EM REDES PARA DETERMINAÇÃO DE ROTAS PARA EVACUAÇÃO DE POPULAÇÃO

O problema de determinar as rotas para evacuação de uma população em áreas de risco é modelado como um problema de fluxo em redes nesse trabalho. A partir da fundamentação teórica apresentada no Capítulo 2 e da definição do modelo feita no Capítulo 3, apresentamos um método capaz de determinar as rotas para evacuação de uma população em situação de risco. A abordagem utilizada é a adaptação do Método de Ford-Fulkerson, apresentado no Capítulo 4.

Este capítulo apresenta a descrição de todas as etapas que compõe o método proposto, desde a descrição da entrada recebida na Seção 6.1, a determinação das rotas de evacuação na Seção 6.2, a forma de implementação do plano de evacuação, na Seção 6.3 e o modo como o tempo de evacuação é calculado na Seção 6.4. Ainda, na Seção 6.5 é apresentado um pseudocódigo para descrição mais precisa do método e na Seção 6.6 é descrito o programa em linguagem C.

### 6.1 ENTRADA DO MÉTODO

O método recebe como entrada o grafo  $G$  não orientado, que representa o mapa do local com a capacidade de cada via, o conjunto de áreas de risco, denotado por  $\mathcal{R}$ , a quantidade de UTs<sup>1</sup> que devem ser retiradas da área de risco e o conjunto de abrigos com suas respectivas capacidades, denotado por  $\mathcal{B}$ <sup>2</sup>.

Como foi apresentado na Seção 3.3, a capacidade das vias é medida em quantidade de UTs por unidade de tempo; o tamanho da população em cada área de risco e a capacidade dos abrigos são medidos em UTs.

Como foi dito na Seção 3.6, o método não abrange a etapa de criação do grafo a partir do mapa do local, o cálculo das capacidades das vias e abrigos, nem o cálculo da quantidade de pessoas presentes em cada área de risco. Assumimos que essas informações já foram coletadas e transformadas no grafo  $G$ , no conjunto  $\mathcal{R}$  e no conjunto  $\mathcal{B}$ , que compõem a entrada do método.

Como pode ser visto na Seção 6.2 o método proposto faz uso do Método de Ford-Fulkerson para determinar as rotas que compõem o fluxo máximo. Como foi apresentado no Capítulo 4, o Método de Ford-Fulkerson não comporta várias origens e vários destinos, então para que possamos usá-lo é necessário uma adaptação no grafo de entrada, a adaptação é baseada na técnica apresentada na Seção 2.3.2 para transformar o problema do fluxo máximo com várias origens e vários destinos no problema do fluxo máximo com uma única origem e um único destino.

<sup>1</sup> UT: Unidade de transporte, apresentada na Seção 3.3.

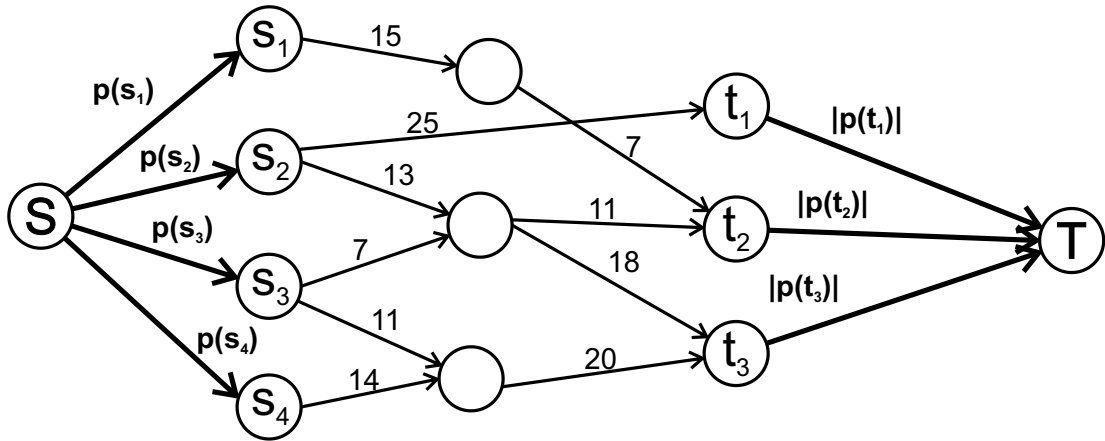
<sup>2</sup> Lembre-se que a capacidade dos abrigos é negativa pois representa quantas UTs ainda cabem no abrigo.

Inicialmente são criados dois novos vértices, o primeiro é uma superorigem  $S$  e o segundo é um superdestino  $T$ . Para cada vértice  $s_i \in \mathcal{R}$ , é criada uma aresta orientada  $(S, s_i)$  com capacidade  $c(S, s_i) = p(s_i)$ , onde  $p(s_i)$  é o tamanho da população que se encontra no vértice  $s_i$ . Por sua vez, para cada vértice  $t_i \in \mathcal{B}$ , é criada uma aresta orientada  $(t_i, T)$  com capacidade  $c(t_i, T) = |p(t_i)|$ , onde  $p(t_i)$  é a capacidade do abrigo  $t_i$ . Dessa forma, o grafo  $G$  tem apenas uma origem,  $S$ , e um destino,  $T$ . Perceba que  $f(S, s_i) \leq c(S, s_i)$  e que  $f(t_i, T) \leq c(t_i, T)$ . Com isso, pode-se inferir que o fluxo que escoa entre a superorigem,  $S$ , e todas as áreas de risco não é maior que a quantidade de  $UTs$  presentes nas áreas de risco, como pode ser visto na Equação 6.1. E que o fluxo que escoa de todos os abrigos em direção ao superdestino,  $T$ , não é maior que a capacidade dos abrigos, como pode ser visto na Equação 6.2.

$$\sum_{i \in \mathcal{R}} f(S, s_i) \leq \sum_{i \in |\mathcal{R}|} p(s_i) \quad (6.1)$$

$$\sum_{i \in |\mathcal{B}|} f(t_i, T) \leq \sum_{i \in |\mathcal{B}|} |p(t_i)| \quad (6.2)$$

Desa forma garante-se que o fluxo de  $UTs$  entre as áreas de risco e os abrigos não vai ser maior que a capacidade dos abrigos, conform restrição estabelecida na Seção 3.6. A Figura 15 apresenta um exemplo da adaptação do grafo de entrada.



**Figura 15 – Inclusão da superorigem e superdestino em uma rede.**  
Fonte – Autoria própria

Note que as capacidades das vias que ligam a superorigem as áreas de risco é igual à quantidade de  $UTs$  presentes em cada área de risco e que a capacidade das vias que ligam cada abrigo ao superdestino é igual ao módulo da capacidade de cada abrigo.

A próxima seção apresenta a determinação das rotas de fuga.

## 6.2 DETERMINAÇÃO DAS ROTAS

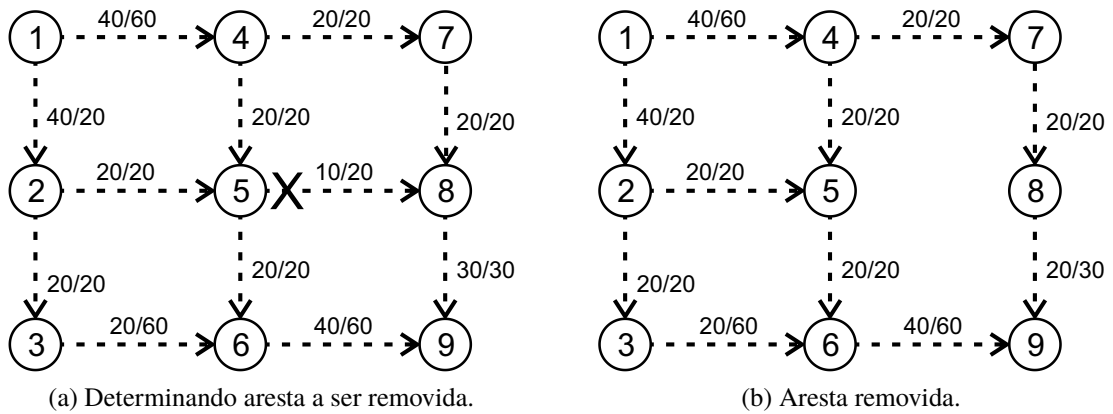
O Problema do Fluxo Máximo, como visto na Seção 2.3, consiste em, dado um grafo orientado, com capacidade nas arestas, um vértice de origem e um destino, determinar qual o maior fluxo que pode ser escoado por essa rede. Utilizando o Método de Ford-Fulkerson, é possível determinar, além do valor do fluxo máximo, quais as rotas por onde o fluxo escoar e qual a quantidade de fluxo escoado por cada aresta. Executando Ford-Fulkerson tendo como entrada o grafo  $G$ , definido na Seção 6.1, a saída é o fluxo máximo de UTs que pode ser escoado pelo grafo  $G$ . A partir dos caminhos apresentados pelo método para que o fluxo seja máximo, é possível saber quais rotas devem ser utilizadas em um mapa para que a quantidade de UTs que se escoar por unidade de tempo seja máxima. Entretanto essas rotas podem não estar de acordo com as restrições estabelecidas na Seção 3.5. Logo, há necessidade de adaptações nas rotas para que estas atendam às restrições propostas.

Primeiramente, deve-se realizar um pré-processamento sobre o grafo  $G$  para torná-lo orientado, já que o Método de Ford-Fulkerson exige que a entrada seja uma rede. Esse pré-processamento consiste em criar, para cada aresta não-orientada  $\{v_i, v_j\}$ , um par de arestas orientadas,  $(v_i, v_j)$  e  $(v_j, v_i)$ , ambas com a mesma capacidade que  $\{v_i, v_j\}$ . O Método de Ford-Fulkerson garante que apenas uma aresta dentre  $(v_i, v_j)$  e  $(v_j, v_i)$  terá fluxo diferente de 0. A orientação da aresta com fluxo não nulo na resposta do Método de Ford-Fulkerson determina o sentido da via em um plano de evacuação.

Uma vez feito o pré-processamento sobre o grafo  $G$ , o Método de Ford-Fulkerson é executado sobre a rede  $G$ , determinando um conjunto  $F$  de rotas que permitem o fluxo máximo. Após a execução do Método de Ford-Fulkerson verifica-se, para cada vértice  $v$  pertencente a uma rota, a existência de mais de uma aresta com fluxo positivo incidente em  $v$  e mais de uma aresta com fluxo positivo partindo de  $v$ . Essa configuração caracteriza uma interseção entre rotas não permitida em rotas parcialmente disjuntas. Dessa forma, uma aresta incidente em  $v$  ou que parte de  $v$  com o menor fluxo é retirada do grafo. Após a verificação de todos os vértices, com a remoção do conjunto de arestas  $\mathcal{A}_i$  na iteração  $i$ , o Método de Ford-Fulkerson é executado novamente sobre o grafo  $G_{i+1} = G_i \setminus \mathcal{A}_i$ . Nesse trabalho considera-se que aresta com maior fluxo tem maior influência na minimização do tempo total de evacuação da população, por isso arestas com menor fluxo são escolhidas para ser removidas quando as rotas apresentados pelo Método de Ford-Fulkerson não são parcialmente disjuntas.

A Figura 16 apresenta um exemplo de remoção de aresta.

A Figura 16a apresenta um fluxo em rede. Note que o vértice 5 não atende as restrições de rotas, visto que existem dois fluxos incidindo nele e dois fluxos provenientes dele. Assim deve-se remover as arestas do vértice 5 por onde passa o menor fluxo. A aresta de menor fluxo no vértice 5 é a aresta  $(5, 8)$ , com fluxo igual a 10, dessa forma a mesma deve ser removida. Na Figura 16b tem-se a rede agora sem a aresta  $(5, 8)$ .



**Figura 16 – Exemplo de remoção de aresta.**  
**Fonte – Autoria própria.**

A execução do Método de Ford-Fulkerson seguida da verificação das rotas e remoção de arestas se repete até que as rotas resultantes da execução do Método de Ford-Fulkerson atendam às restrições propostas.

A partir de agora, chamamos o método proposto apresentado de Método de Determinação de Fluxo Máximo com Rotas Parcialmente Disjuntas, ou MaxFlow PD.

Como a cada iteração do Método MaxFlow PD, é removida pelo menos uma aresta do grafo e o número de arestas presente no grafo é finito, o Método MaxFlow PD tem garantia de parada.

### 6.3 ESCOAMENTO DA POPULAÇÃO

Usando o Método MaxFlow PD, pode-se determinar um conjunto de rotas parcialmente disjuntas para a evacuação da população. Entretanto, esse conjunto de rotas pode não ser capaz de comportar todas as UTs presentes nas áreas de risco, dada a restrição das capacidades das vias. Nesse cenário, o plano de evacuação da população deve ser dividido em turnos.

Em cada turno, o número de pessoas presentes nas áreas de risco e a quantidade de UTs que os abrigos suportam é menor, pois a cada turno UTs saem das áreas de risco e chegam aos abrigos. Sendo assim, se faz necessário que os valores das capacidades das áreas de risco e dos abrigos sejam atualizados a cada turno de evacuação.

A cada turno  $j$ , a quantidade de UTs na área de risco  $v$  diminui de acordo com o fluxo escoado pelas arestas que partem de  $v$  no turno  $j - 1$ , conforme apresentado na Equação 6.3, onde  $p_j(s_i)$  é a quantidade de UTs no vértice  $s_i$  no turno  $j$ . Da mesma forma, a capacidade de cada abrigo diminui de acordo com o número de UTs que chegam ao abrigo em cada turno. Então, a capacidade do abrigo  $t_i$  no turno  $j$  é a capacidade do abrigo  $t_i$  no turno  $j - 1$  diminuída de acordo com o número de UTs que chegam ao abrigo  $t_i$  no turno  $j - 1$ , conforme apresentado

na Equação 6.4.

$$p_j(v_i) = p_{j-1}(s_i) - \sum_{v \in V(G)} f_{j-1}(s_i, v) \quad (6.3)$$

$$p_j(t_i) = p_{j-1}(t_i) + \sum_{v \in V(G)} f_{j-1}(v, t_i) \quad (6.4)$$

Não apenas isso, como já foi dito, as capacidades das arestas que ligam a superorigem às áreas de risco e que ligam os abrigos ao superdestino não deixam que o número de UTs escoado pela rede seja maior que a capacidade dos abrigos, assim sendo essas capacidades também devem ser atualizadas. A nova capacidade das arestas que ligam a superorigem às áreas de risco é igual a capacidade da aresta menos o fluxo que foi escoado por ela, como é apresentado na Equação 6.5. Por sua vez, as capacidades das arestas que ligam os abrigos ao superdestino é igual a capacidade da aresta menos o fluxo que foi escoado por ela, conforme pode ser visto na Equação 6.6.

$$c_j(S, s_i) = c_{j-1}(S, s_i) - f_{j-1}(S, s_i) \quad (6.5)$$

$$c_j(t_1, T) = c_{j-1}(t_1, T) - f_{j-1}(t_1, T) \quad (6.6)$$

Entretanto, para que o valor do fluxo possa ser restringido pelas novas capacidades basta apenas atualizar as capacidades das arestas, conforme as equações 6.5 e 6.6. Como os valores das capacidades devem ser atualizados, se faz necessário que as rotas sejam recalculadas para o novo turno, e após esse cálculo o novo fluxo seja.

Perceba que assim que a capacidade dos abrigos é atingida a capacidade das arestas que ligam os abrigos ao superdestino é atualizada para 0, impedindo que mais UTs sejam enviadas aos abrigos lotados. Caso todos abrigos fiquem lotados, o Método MaxFlow PD é encerrado. Do mesmo modo, assim que todas as UTs forem evacuadas de uma das áreas de risco  $s_i$ , a capacidade da aresta que liga a superorigem  $S$  à área de risco  $s_i$  é atualizada para 0, impedindo assim que mais UTs sejam evacuadas da área de risco  $s_i$ . Se todas as áreas de risco ficam vazias (com capacidades nas arestas  $c(S, s_i) = 0$ , então o Método MaxFlow PD termina.

Como o fluxo é limitado pelas capacidades das arestas que ligam a superorigem às áreas de risco e pelas capacidades das arestas que ligam os abrigos ao superdestino, e essas capacidades são diminuídas a cada iteração do Método MaxFlow PD, então a cada turno  $j$  a soma das capacidades das arestas  $p_j(S, s_i)$  é menor, o que implica que o Método MaxFlow PD termina, para qualquer que seja a entrada.



## 6.4 CÁLCULO DO TEMPO DE EVACUAÇÃO

Como visto na Seção 3.4, uma vez que a capacidade máxima da via seja atingida, o fluxo se torna contínuo e são necessários  $\lceil \frac{P}{f} \rceil$  unidades de tempo para evacuação, onde  $P$  é o número de pessoas e  $f$  é fluxo. Entretanto uma unidade de tempo extra é necessária no início da evacuação para preencher a via. O método proposto garante que, uma vez que uma aresta é escolhida e preenchida, o fluxo nessa aresta é contínuo até a última iteração em que esta aresta é utilizada. É importante observar que na última iteração pode haver menos pessoas na via por todos já terem deixado a área de risco. Observe que esse caso não interfere no cálculo do tempo de evacuação, como apresentado na Seção 3.4.

A garantia de que o fluxo é contínuo é dada porque o método proposto realiza sempre a mesma busca em largura para escolher os caminhos. Com a mesma busca, sempre serão escolhidos os mesmos caminhos, desde que existam pessoas à serem retiradas das áreas de risco. Além disso, como as capacidades das arestas não são alteradas e o caminho é o mesmo, o fluxo máximo que passa por esse caminho é sempre o mesmo e, portanto, contínuo. Assim, uma aresta deixará de ser utilizada apenas quando não houverem mais pessoas à serem evacuadas.

Toda vez que as rotas são calculadas, um subconjunto das arestas dos caminhos é o mesmo e consideramos uma aproximação no cálculo do tempo de evacuação, dado que nesse caso o fluxo é contínuo em toda a rede e, portanto, apenas uma unidade de tempo extra é necessária para preencher a rede no início da execução do método.

## 6.5 PSEUDOCÓDIGO DO MÉTODO MAXFLOW PD

O Método MaxFlow PD é apresentado no Pseudocódigo 4. Ele compreende os passos descritos nas sessões anteriores deste capítulo. De agora em diante, seja  $p$  é a população evacuada,  $p_t(v)$  é a capacidade do vértice  $v$  no turno  $t$ ,  $c(v_1, v_2)$  é a capacidade da aresta  $(v_1, v_2)$  e  $f_t(v_1, v_2)$  é o fluxo na aresta  $(v_1, v_2)$  no turno  $t$ .

A etapa de receber a entrada do método, apresentada na Seção 6.1, é implementada entre as linhas 2 e 9: na linha 2 é criada a superorigem, na linha 3 é criado o superdestino, no laço da linha 4 são criadas todas as arestas que ligam a superorigem com as áreas de risco, tendo a capacidade da aresta igual a capacidade da área de risco e por fim no laço da linha 7 as arestas que ligam os abrigos ao superdestino são criadas tendo como capacidade o módulo da capacidade dos abrigos.

O laço da linha 13 é o responsável por determinar quantos turnos de evacuação são realizados, sendo que a cada turno o laço da linha 15 determina as rotas de evacuação que atendem às restrições estabelecidas. O escoamento do fluxo, juntamente com a atualização das capacidades apresentados na Seção 6.3 são realizados nos laços da linha 19 e 22. Na linha 30 é acrescentada

mais uma unidade de tempo ao tempo total da evacuação referente à este turno de evacuação.

A população total evacuada é atualizada na linha 25. Ainda no laço temos a impressão das rotas deste turno seguida da impressão do fluxo obtido neste turno nas linhas 26 e 27, respectivamente.

Na linha 30 a quantidade de turnos que é o tempo total de evacuação é acrescido em uma unidade, necessária para que a rede comece a operar em sua capacidade máxima. Por fim temos a impressão do tempo total da evacuação na linha 31, seguido da impressão do tamanho da população evacuada na linha 32.

---

**Pseudocódigo 4: MAXFLOW PD.**

---

**Entrada:** grafo  $G$ , conjunto de áreas de risco  $\mathcal{R}$  e conjunto de abrigos  $\mathcal{B}$

```

1 início
2   crie a superorigem  $S \in G$ 
3   crie o superdestino  $T \in G$ 
4   para cada vértice  $s_i \in \mathcal{R}$  faça
5     | crie uma aresta  $(S, s_i)$  com  $c(S, s_i) = p(s_i)$ 
6   fim
7   para cada vértice  $t_i \in \mathcal{B}$  faça
8     | crie uma aresta  $(t_i, T)$  com  $c(t_i, T) = p(t_i)$ 
9   fim
10   $f \leftarrow 1$ 
11   $t \leftarrow 0$ 
12   $p \leftarrow 0$ 
13  enquanto  $f > 0$  faça
14    |  $t \leftarrow t + 1$ 
15    enquanto rotas não atendem restrições faça
16      |  $f \leftarrow \text{fordFulkerson}(G, S, T)$ 
17    fim
18    se  $f > 1$  então
19      | para cada aresta  $(S, s_i)$  faça
20        |  $c_t(S, s_i) \leftarrow c_{t-1}(S, s_i) - f_{t-1}(S, s_i)$ 
21      | fim
22      | para cada aresta  $(t_i, T)$  faça
23        |  $c_t(t_i, T) \leftarrow c_{t-1}(t_i, T) - f_{t-1}(t_i, T)$ 
24      | fim
25      |  $p \leftarrow p + f$ 
26      | impressão das rotas de fuga desse turno
27      | impressão do fluxo obtido
28    fim
29  fim
30   $t \leftarrow t + 1$ 
31  impressão do tempo total da evacuação
32  impressão da população total evacuada
33 fim

```

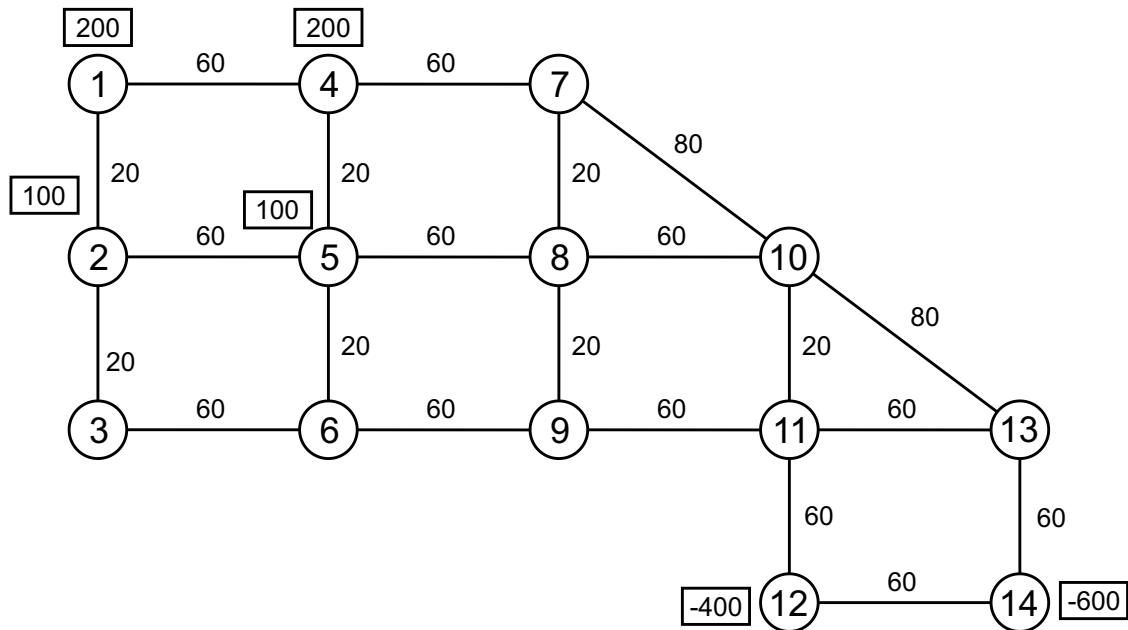
**Saída:** Rotas de fuga por leva, fluxo escoado por leva, rotas e tempo de evacuação

---

Perceba que o algoritmo não impõe de que maneira as arestas que não atendem as restrições das rotas devem ser retiradas. Dessa forma, cabem diversas implementações nesse processo. Como a avaliação das rotas juntamente com a retirada das arestas que não atendem às restrições das rotas são realizadas em cada iteração do método, sua implementação tem influência direta no custo computacional da execução do algoritmo assim como na resposta obtida.

#### 6.5.1 Exemplo de execução do MaxFlow PD

Nesta Seção é apresentado um exemplo de execução do Método MaxFlow PD. O método será executado para o grafo apresentado na Figura 17, com 14 vértices, 21 arestas, 4 áreas de risco (vértices 1, 2, 4 e 5) com suas respectivas capacidades e 2 abrigos (vértices 12 e 14) também com suas respectivas capacidades.



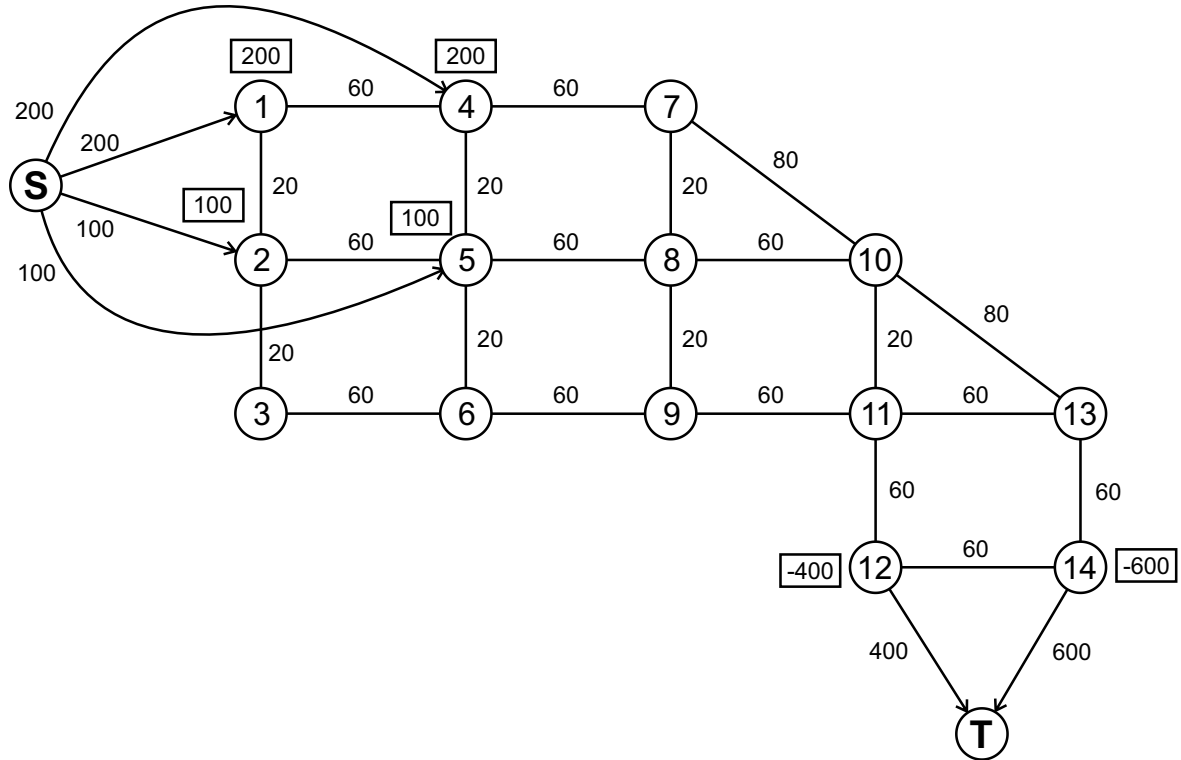
**Figura 17 – Exemplo de grafo de entrada.**

Fonte – Autoria própria

Seguindo os passos do Pseudocódigo 4, inicialmente são criados a superorigem,  $S$ , e o superdestino,  $T$ , assim como as arestas que ligam a superorigem às áreas de risco e as arestas que ligam os abrigos ao superdestino. A Figura 18 apresenta o grafo de entrada já com os vértices e arestas criados.

Note que as capacidades das arestas que ligam o superdestino às áreas de risco são definidas conforme a Equação 6.1 e as capacidades das arestas que ligam os abrigos ao superdestino são definidas de acordo com a Equação 6.2.

Após a adição dos vértices e arestas verificamos se a capacidade dos abrigos é suficiente



**Figura 18 – Exemplo de grafo de entrada com inserção da superorigem e superdestino.**  
**Fonte – Autoria própria**

para atender a todos, nesse caso temos que a capacidade dos abrigos é

$$c_{ab} = \sum_{t_i \in \mathcal{B}} p(t_i) = (-400) + (-600) = -1000,$$

enquanto a capacidade das áreas de risco, ou seja a quantidade de UTs nas áreas de risco é

$$c_{ar} = \sum_{s_i \in \mathcal{R}} p(s_i) 200 + 200 + 100 + 100 = 600,$$

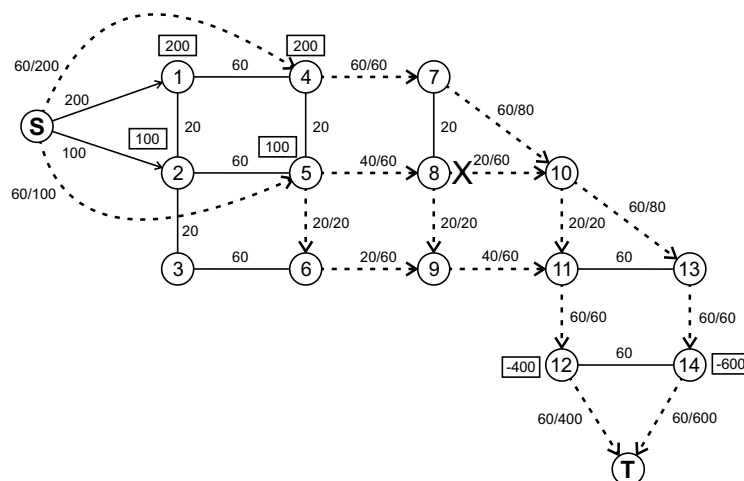
como  $|c_{ab}| = 1000 \geq c_{ar} = 600$  os abrigos têm capacidade suficiente para atender a todas as áreas de risco.

Inicialmente o tempo total de evacuação  $t$  é 0 e a população total evacuada  $p$  é 0.

Vamos então calcular os fluxos dos turnos de evacuação.

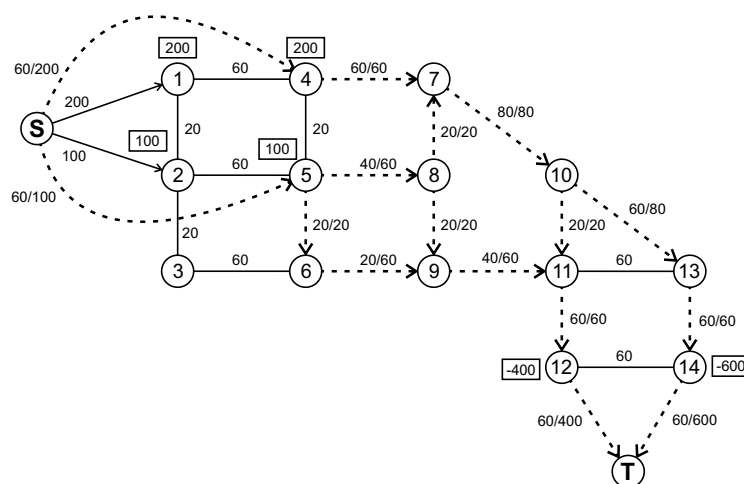
### Turno 1

A primeira execução do Método de Ford-Fulkerson retorna o fluxo apresentado pela Figura 19. Verificando os caminhos da Figura 19 constatamos que o vértice 10 não está em conformidade com as restrições das rotas estabelecidas na Seção 3.5, pois existem dois caminhos chegando no vértice e dois caminhos saindo do vértice, assim temos que remover a aresta por onde passa o menor fluxo no vértice 10, nesse caso removemos a aresta (8, 10), na Figura 19 a aresta removida esta sinalizada com um "X".



**Figura 19 – Turno 1 - Primeira iteração.**  
**Fonte – Autoria própria**

Após a remoção da aresta o Método de Ford-Fulkerson é executado novamente para que um novo fluxo possa ser calculado, uma vez removida a aresta (8, 10) a Figura 20 apresenta o novo fluxo calculado.

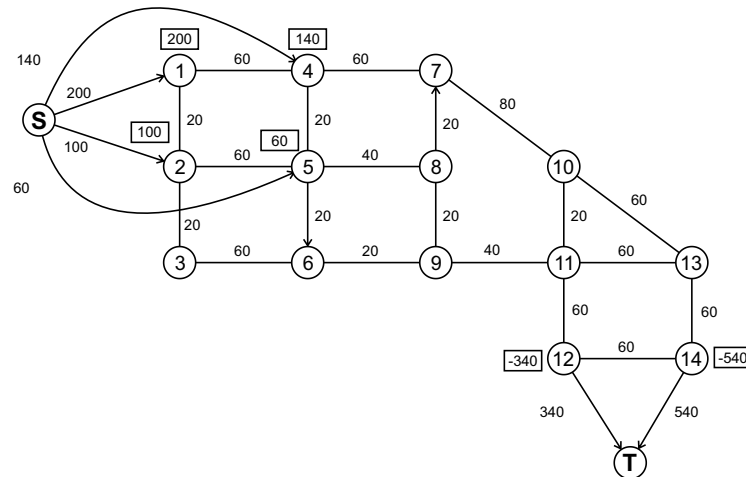


**Figura 20 – Turno 1 - Segunda iteração.**  
**Fonte – Autoria própria**

Como todas as rotas geradas atente as restrições estabelecidas na Seção 3.5 nenhuma aresta é removida e o Método de Ford-Fulkerson não é executado novamente.

Assim as rotas do turno 1 são: 4 -> 7 (60), 5 -> 6 (20), 5 -> 8 (40), 6 -> 9 (20), 7 -> 10 (80), 8 -> 7 (20), 8 -> 9 (20), 9 -> 11 (40), 10 -> 11 (20), 10 -> 13 (60), 11 -> 12 (60), 13 -> 14 (60).

Ao término do primeiro turno o fluxo calculado deve ser escoado pela rede e os valores das capacidades devem ser atualizados como foi mostrado na Seção 6.3, a Figura 21 apresenta o grafo com as capacidades atualizadas e sem a aresta removida.



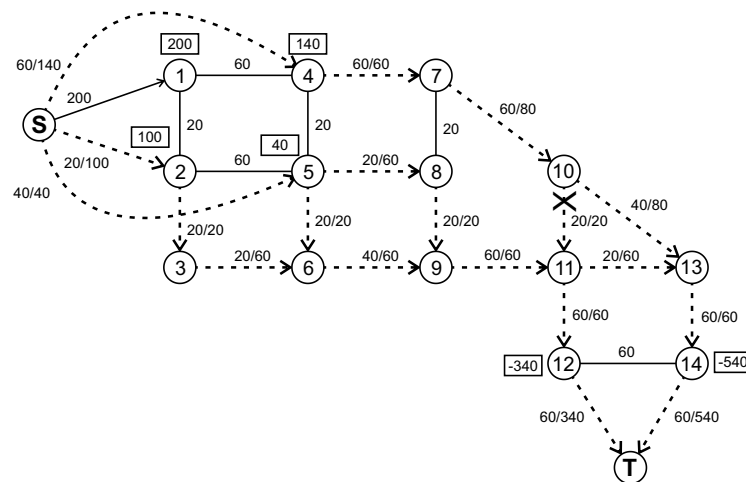
**Figura 21 – Turno 1 - Escoamento do fluxo.**  
**Fonte – Autoria própria**

Além do escoamento do fluxo, o tempo total da evacuação é acrescido de 1 unidade de tempo, ou seja  $t = t + 1 = 1 + 1 = 2$  e a população evacuada é acrescida do fluxo evacuado neste turno,  $p = p + f(S, T) = 0 + 120 = 120$ .

Assim encerra-se o primeiro turno.

## Turno 2

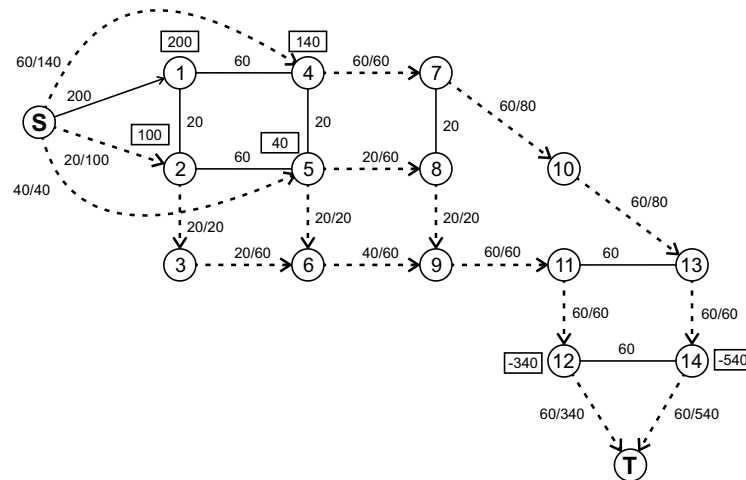
A execução do Método de Ford-Fulkerson resulta nos fluxos apresentados na Figura 22. Perceba que o vértice 11 não está de acordo com as restrições das rotas estabelecidas na Seção 3.5, dessa forma a aresta com menor fluxo a ser removida é a aresta (10, 11).



**Figura 22 – Turno 2 - Ford-Fulkerson e remoção de aresta.**  
**Fonte – Autoria própria**

Após a remoção da aresta o Método de Ford-Fulkerson é executado novamente para que

um novo fluxo possa ser calculado. Uma vez removida a aresta (10, 11) a Figura 23 apresenta o novo fluxo calculado.

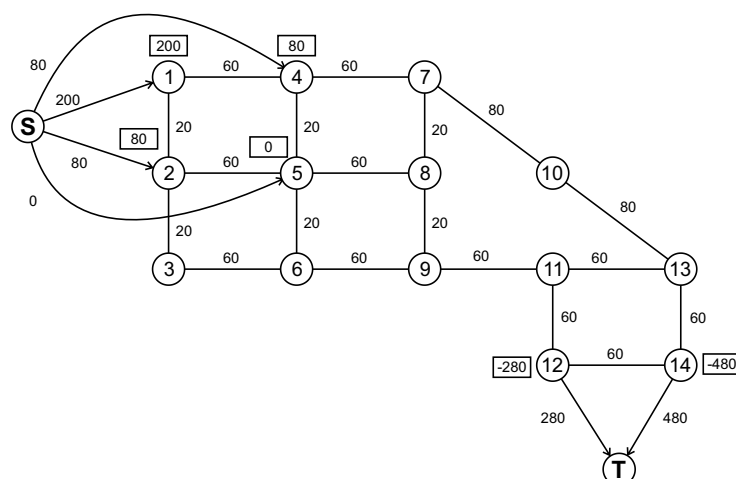


**Figura 23 – Turno 2 - Segundo cálculo do fluxo.**  
Fonte – Autoria própria

Como todas as rotas geradas atendem às restrições estabelecidas na Seção 3.5, nenhuma aresta é removida e o Método de Ford-Fulkerson não é executado novamente.

Assim as rotas do turno 2 são: 2 -> 3 (20), 3 -> 6 (20), 4 -> 7 (60), 5 -> 6 (20), 5 -> 8 (20), 6 -> 9 (40), 7 -> 10 (60), 8 -> 9 (20), 9 -> 11 (60), 10 -> 13 (60), 11 -> 12 (60), 13 -> 14 (60).

O fluxo então é escoado e as capacidades recalculadas como apresentado na Seção 3.4. A Figura 24 apresenta o grafo com as novas capacidades.



**Figura 24 – Turno 2 - Grafo atualizado.**  
Fonte – Autoria própria

O tempo total é atualizado para  $t = 3$  e a população evacuada para  $p = 240$ .

Assim encerra-se o segundo turno.

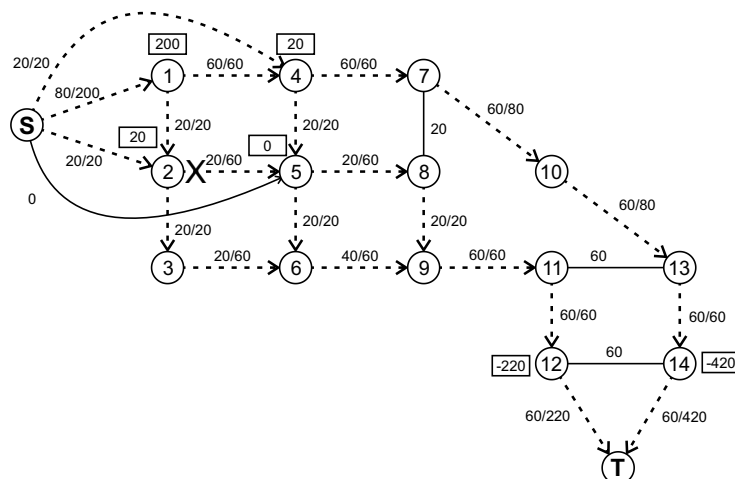




Assim encerra-se o terceiro turno.

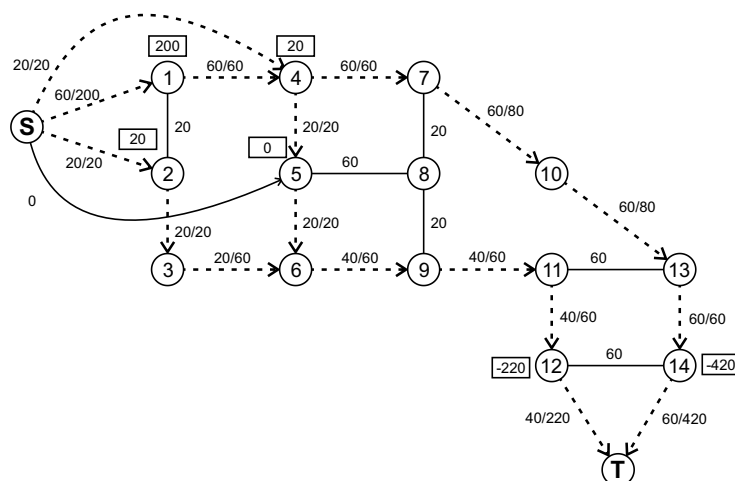
#### Turno 4

A execução do Método de Ford-Fulkerson resulta nos fluxos apresentados na Figura 27. Perceba que o vértice 5 não está de acordo com as restrições das rotas estabelecidas na Seção 3.5, dessa forma a aresta com menor fluxo a ser removida é a aresta (2, 5).



**Figura 27 – Turno 4 - Ford-Fulkerson e remoção de aresta.**  
Fonte – Autoria própria

Após a remoção da aresta, o Método de Ford-Fulkerson é executado novamente para que um novo fluxo possa ser calculado. Uma vez removida a aresta (2, 5) a Figura 28 apresenta o novo fluxo calculado.

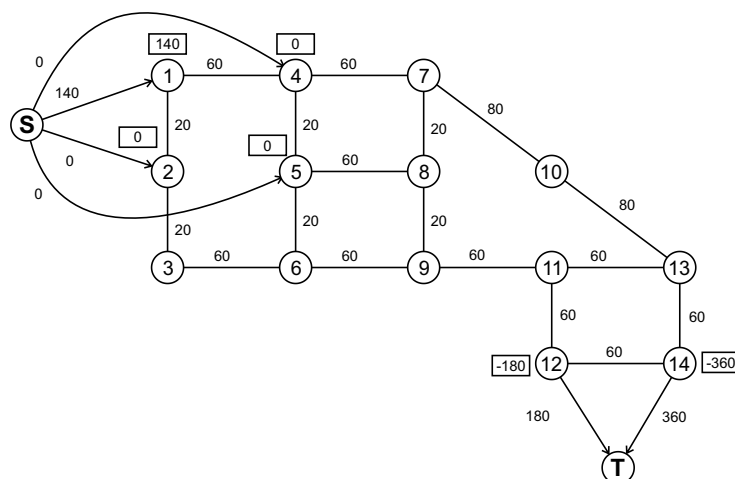


**Figura 28 – Turno 4 - Segundo cálculo do fluxo.**  
Fonte – Autoria própria

Como todas as rotas geradas atendem às restrições estabelecidas na Seção 3.5, nenhuma aresta é removida e o Método de Ford-Fulkerson não é executado novamente.

Assim as rotas do turno 4 são: 1 -> 4 (60), 2 -> 3 (20), 3 -> 6 (20), 4 -> 5 (20), 4 -> 7 (60), 5 -> 6 (20), 6 -> 9 (40), 7 -> 10 (60), 9 -> 11 (40), 10 -> 13 (60), 11 -> 12 (40), 13 -> 14 (60).

O fluxo então é escoado e as capacidades recalculadas como apresentado na Seção 3.4. A Figura 29 apresenta o grafo com as novas capacidades.



**Figura 29 – Turno 4 - Grafo atualizado.**  
Fonte – Autoria própria

O tempo total é atualizado para  $t = 5$  e a população evacuada para  $p = 460$ .

Assim encerra-se o quarto turno.

## Turno 5

A execução do Método de Ford-Fulkerson resulta nos fluxos apresentados na Figura 30. Como todas as rotas geradas atendem às restrições estabelecidas na Seção 3.5, nenhuma aresta é removida e o Método de Ford-Fulkerson não é executado novamente.

Assim as rotas do turno 5 são: 1 -> 2 (20), 1 -> 4 (60), 2 -> 3 (20), 3 -> 6 (20), 4 -> 7 (60), 6 -> 9 (20), 7 -> 10 (60), 9 -> 11 (20), 10 -> 13 (60), 11 -> 12 (20), 13 -> 14 (60).

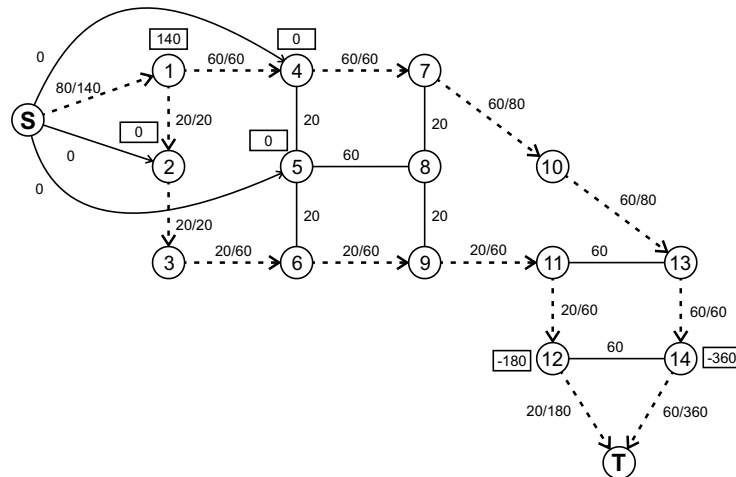
O fluxo então é escoado e as capacidades recalculadas como apresentado na Seção 3.4. A Figura 31 apresenta o grafo com as novas capacidades.

O tempo total é atualizado para  $t = 6$  e a população evacuada para  $p = 540$ .

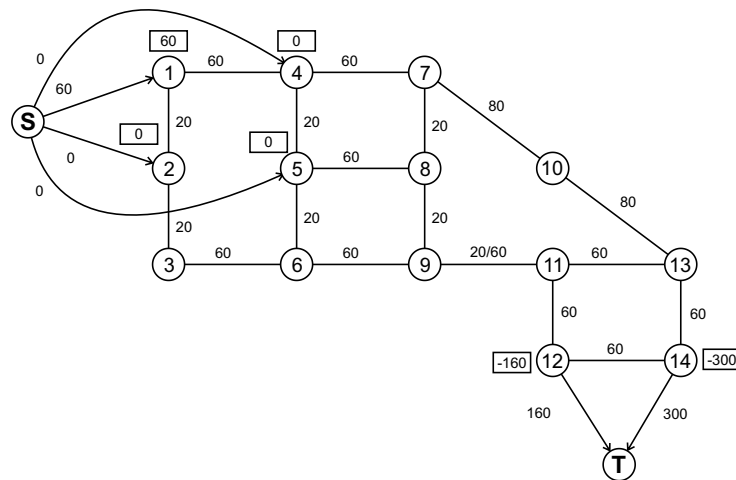
Assim encerra-se o quinto turno.

## Turno 6

A execução do Método de Ford-Fulkerson resulta nos fluxos apresentados na Figura 32. Como todas as rotas geradas atendem às restrições estabelecidas na Seção 3.5, nenhuma aresta



**Figura 30 – Turno 5 - Ford-Fulkerson.**  
**Fonte – Autoria própria**



**Figura 31 – Turno 5 - Grafo atualizado.**  
**Fonte – Autoria própria**

é removida e o Método de Ford-Fulkerson não é executado novamente.

Assim as rotas do turno 6 são: 1 -> 4 (60), 4 -> 7 (60), 7 -> 10 (60), 10 -> 13 (60), 13 -> 14 (60).

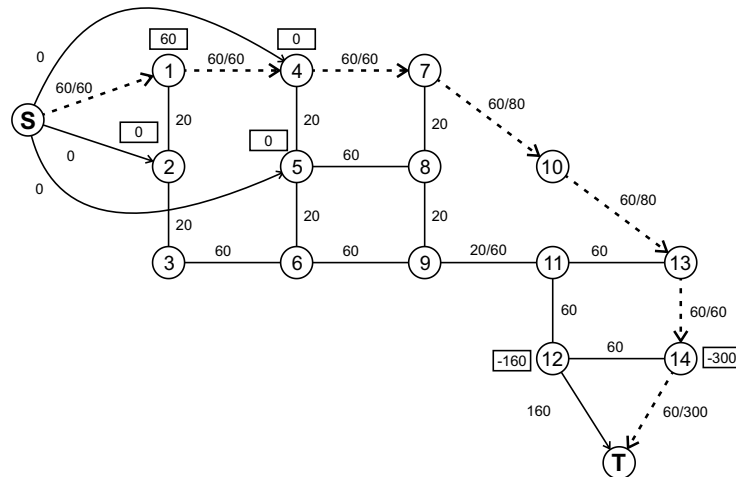
O fluxo então é escoado e as capacidades recalculadas como apresentado na Seção 3.4. A Figura 33 apresenta o grafo com as novas capacidades.

O tempo total é atualizado para  $t = 7$  e a população evacuada para  $p = 600$ .

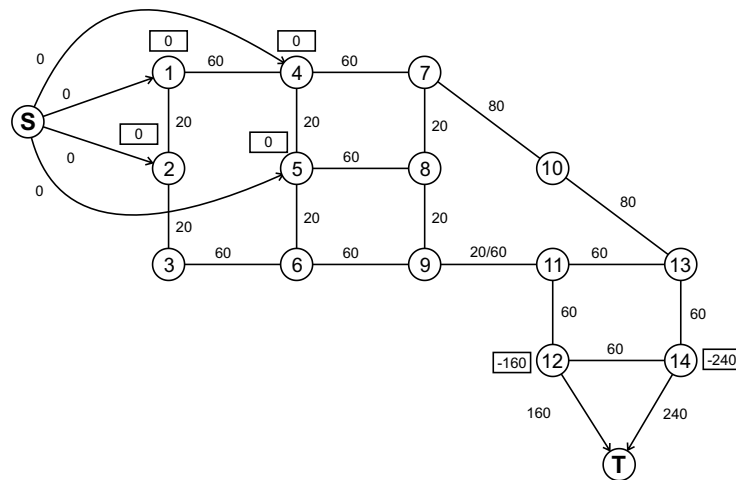
Assim encerra-se o sexto turno.

## Turno 7

Como todas as arestas que ligam a superorigem às áreas de risco estão com capacidade



**Figura 32 – Turno 6 - Ford-Fulkerson.**  
**Fonte – Autoria própria**



**Figura 33 – Turno 6 - Grafo atualizado.**  
**Fonte – Autoria própria**

0, o Método de Ford-Fulkerson retorna  $f(S, T) = 0$ , indicando que não existem mais UTs a serem evacuadas e o turno 7 é encerrado.

## Resposta

Por fim, tem-se  $p = 600$  UTs evacuada em  $t = 7$  turnos, como cada turno representa uma unidade de tempo tem-se que a evacuação levará 7 unidades de tempo.

## 6.6 IMPLEMENTAÇÃO DO MÉTODO MAXFLOW PD EM LINGUAGEM C

O Método MaxFlow PD foi implementado em linguagem C considerando a complexidade do problema e a necessidade de bom desempenho do algoritmo, muito comum em problemas de otimização. Nesse programa, o Algoritmo de Busca em Largura, apresentado no Pseudocódigo 1, foi utilizado no Método de Ford-Fulkerson para descobrir novos caminhos aumentantes. Por sua vez, as rotas são checadas por meio da verificação de todos os vértices que compõem os caminhos encontrados, de maneira que em cada vértice  $v$  que não atende às restrições das rotas, a aresta incidente em  $v$  ou que parte de  $v$  com o menor fluxo é removida do grafo. Após a verificação de todos os vértices, o método realiza uma nova iteração até que todos os vértices atendam às restrições de rotas parcialmente disjuntas.

O programa em C não conta com um menu de opções, sua única função é determinar as rotas de evacuação. Dessa forma, para utilizá-lo, basta inserir as informações referentes à entrada do mesmo e aguardar a resposta.

O código do programa escrito na linguagem C está disponível no Apêndice A deste trabalho. Também disponibilizamos todos os códigos fontes utilizados, os arquivos de entrada e saída em um repositório no GitHub. Esse repositório pode ser acessado pelo link <<https://github.com/jonatastbelotti/ModeloAlocacaoFluxo>>.

### 6.6.1 Especificação do formato de entrada dos dados para o Método MaxFlow PD

A entrada do programa é composta do grafo  $G$  onde a evacuação deve ser realizada, juntamente com as áreas de riscos e os abrigos para onde as UTs devem ser levadas.

A primeira linha é composta por dois números  $n$  e  $m$ , onde  $n$  é a quantidade de vértices do grafo e  $m$  é a quantidade de arestas. As próximas  $m$  linhas apresentam cada aresta do grafo, descrita por três números: o primeiro indica a origem da aresta, o segundo número indica o vértice destino da aresta e o terceiro número indica a capacidade da aresta. A próxima linha informa a quantidade de áreas de risco  $i$  e de abrigos  $j$  presentes no grafo. As próximas  $i$  linhas descrevem as áreas de risco, utilizando-se dois números, o primeiro informa qual vértice é a área de risco e o segundo informa quantas pessoas devem ser retiradas desse vértice. As próximas  $j$  linhas descrevem os abrigos, onde cada abrigo é descrito por dois números inteiros, o primeiro refere-se a qual vértice é o abrigo informado e o segundo refere-se à capacidade desse abrigo. Lembre-se que a capacidade dos abrigos é negativa pois representa quantas UTs ainda podem ser colocadas no mesmo.

Abaixo apresentamos um exemplo de entrada do programa. Essa entrada é referente ao grafo apresentado na Figura 17 do exemplo apresentado na Seção 6.5.1.

1 2 20  
1 4 60  
2 3 20  
2 5 60  
3 6 60  
4 5 20  
4 7 60  
5 6 20  
5 8 60  
6 9 60  
7 8 20  
7 10 80  
8 9 20  
8 10 60  
9 11 60  
10 11 20  
10 13 80  
11 13 60  
11 12 60  
12 14 60  
13 14 60  
4 2  
1 200  
2 100  
4 200  
5 100  
12 -400  
14 -600

Após a informação da entrada o programa processa as rotas e apresenta a resposta, no formato apresentado na próxima seção.

#### 6.6.2 Especificação do formato de saída da resposta do Método MaxFlow PD

A saída do Método MaxFlow PD é composta pelas rotas de evacuação estabelecidas, juntamente com a população evacuada em cada turno. Após as informações referentes aos turnos, o método apresenta o tempo total da evacuação e a população total evacuada.

Caso a capacidade dos abrigos não seja suficiente para abrigar a todos, o método apre-

senda uma mensagem avisando quantas UTs poderão ser removidas das áreas de risco. As rotas de evacuação de cada turno e o tempo de evacuação serão calculados considerando o número de UTs que são removidas das áreas de risco.

As rotas são apresentadas em uma aresta por linha, cada aresta é descrita por três números, sendo que a seta entre os dois primeiros indica qual o sentido que as UTs devem percorrer e o terceiro número representa quantas UTs devem passar por essa via.

A seguir, é dado um exemplo de arquivo de saída. Esse arquivo, refere-se ao grafo apresentado como entrada na Seção 6.5.1.

–Rotas do 1º turno—————

4 -> 7 (60)

5 -> 6 (20)

5 -> 8 (40)

6 -> 9 (20)

7 -> 10 (80)

8 -> 7 (20)

8 -> 9 (20)

9 -> 11 (40)

10 -> 11 (20)

10 -> 13 (60)

11 -> 12 (60)

13 -> 14 (60)

Fluxo: 120

–Rotas do 2º turno—————

2 -> 3 (20)

3 -> 6 (20)

4 -> 7 (60)

5 -> 6 (20)

5 -> 8 (20)

6 -> 9 (40)

7 -> 10 (60)

8 -> 9 (20)

9 -> 11 (60)

10 -> 13 (60)

11 -> 12 (60)

13 -> 14 (60)

Fluxo: 120

–Rotas do 3º turno—————

2 -> 3 (20)  
2 -> 5 (40)  
3 -> 6 (20)  
4 -> 7 (60)  
5 -> 6 (20)  
5 -> 8 (20)  
6 -> 9 (40)  
7 -> 10 (60)  
8 -> 9 (20)  
9 -> 11 (60)  
10 -> 13 (60)  
11 -> 12 (60)  
13 -> 14 (60)  
Fluxo: 120

—Rotas do 4º turno—————

1 -> 4 (60)  
2 -> 3 (20)  
3 -> 6 (20)  
4 -> 5 (20)  
4 -> 7 (60)  
5 -> 6 (20)  
6 -> 9 (40)  
7 -> 10 (60)  
9 -> 11 (40)  
10 -> 13 (60)  
11 -> 12 (40)  
13 -> 14 (60)  
Fluxo: 100

—Rotas do 5º turno—————

1 -> 2 (20)  
1 -> 4 (60)  
2 -> 3 (20)  
3 -> 6 (20)  
4 -> 7 (60)  
6 -> 9 (20)  
7 -> 10 (60)  
9 -> 11 (20)



10 -> 13 (60)

11 -> 12 (20)

13 -> 14 (60)

Fluxo: 80

—Rotas do 6º turno—————

1 -> 4 (60)

4 -> 7 (60)

7 -> 10 (60)

10 -> 13 (60)

13 -> 14 (60)

Fluxo: 60

População evacuada: 600 UTs.

O tempo total para evacuar 100.00 % da população é: 7 unidades de tempo.

## 7 TESTES E RESULTADOS

Esse Capítulo descreve como a eficiência do Método MaxFlow PD foi mensurada, apresentando os parâmetros utilizados na avaliação de seu desempenho e a forma como os testes foram planejados e executados.

Das formas de avaliação da eficiência, duas são de particular interesse nesse trabalho: a quantidade de UTs que podem ser retiradas das áreas de risco e o tempo necessário para realizar toda a evacuação. Optou-se por comparar esses parâmetros com os que obteríamos caso fosse imposta a restrição de rotas totalmente disjuntas. Para realizar tal comparação, uma versão do Método MaxFlow PD foi implementada com a restrição de rotas totalmente disjuntas. Essa versão é chamada de MaxFlow TD.

É importante ressaltar que as duas implementações diferem apenas no que diz respeito às restrições das rotas, sendo uma com restrição de rotas totalmente disjuntas (MaxFlow TD), que se assemelha mais ao modelo proposto por Campos (1997) e a outra com restrição de rotas parcialmente disjuntas (MaxFlow PD), segundo as definições apresentadas na Seção 3.5.

Além dos parâmetros utilizados na comparação de eficiência entre as duas implementações (número total de UTs retiradas das áreas de risco e tempo total de evacuação), o desempenho das mesmas foi comparado considerando-se o tempo de execução dos algoritmos. As duas implementações foram executadas para os mesmos casos de teste e sob as mesmas condições.

Os casos de teste utilizados são descritos na Seção 7.1, os parâmetros medidos nos testes são apresentados na Seção 7.2, a Seção 7.3 trás os resultados obtidos nos testes e as discussões dos testes são realizadas na Seção 7.4.

### 7.1 CASOS DE TESTE

Para que os testes fossem realizados, criou-se um gerador de entradas aleatório, no qual a partir das informações da quantidade de vértices, número de arestas, capacidade máxima das arestas do grafo, número de áreas de risco, número de locais seguros, quantidade máxima de UTs em cada área de risco e capacidade máxima dos abrigos, é apresentado um grafo que é uma entrada válida para os métodos MaxFlow PD e MaxFlow TD. O grafo resultante do gerador de entradas aleatório é não orientado, com capacidade nas arestas e peso nos vértices que são áreas de risco ou abrigos. Além disso, para garantir que exista ao menos um caminho entre cada área de risco e um abrigo, todas as entradas geradas são grafos conexos.

Para os testes, foram criadas 15 instâncias seguindo os critérios a seguir:

- O número de vértices varia de 200 a 1000, sendo acrescentado de 200 em 200 unidades.
- Para cada cardinalidade do conjunto de vértices (200, 400, 600, 800 e 1000), foram criadas

3 instâncias de teste, variando nas instâncias a densidade do grafo em 25%, 50% e 75%.

- Todos os casos apresentam capacidade máxima das arestas igual a 200.
- Todos os casos de teste tem 50 áreas de risco e 10 abrigos.
- Todos os casos de teste apresentam capacidade máxima de cada abrigo igual a 70000 UTs e número máximo de UTs em cada área de risco igual a 10000.

O Quadro 2 apresenta as especificações de cada caso de teste criado pelo gerador aleatório de entradas.

#	Num vértices	Densidade	Num arestas	População
1	200	0,25	5000	254550
2	200	0,5	10000	240586
3	200	0,75	15000	235638
4	400	0,25	20000	222381
5	400	0,5	40000	283330
6	400	0,75	60000	239356
7	600	0,25	45000	247180
8	600	0,5	90000	242987
9	600	0,75	135000	273757
10	800	0,25	80000	234839
11	800	0,5	160000	237726
12	800	0,75	240000	269282
13	1000	0,25	125000	254298
14	1000	0,5	250000	249251
15	1000	0,75	375000	245421

**Quadro 2 – Especificação dos casos de teste.**

**Fonte – Autoria própria**

No Quadro 2 é apresentado o número de cada caso de teste, a quantidade de vértices que compõem o grafo, a densidade do grafo, a quantidade de arestas presentes em cada caso de teste e a população total que deve ser evacuada das áreas de risco.

## 7.2 PARÂMETROS UTILIZADOS NA AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO

Para cada caso de teste, o valor do fluxo máximo com várias origens e vários destinos foi calculado utilizando-se o Método de Ford-Fulkerson, descrito na Seção 2.3.2. Esse valor é importante pois permite comparar o quão próximo da resposta ótima o método é capaz de chegar, visto que o problema de determinar as rotas de evacuação para uma população em situação de catástrofe foi modelado como um Problema de Fluxo e o Método de Ford-Fulkerson é um método exato que apresenta a resposta ótima para tal problema.

Os seguintes parâmetros foram medidos em cada teste para as duas implementações.

- **Tempo de execução em segundos** - Esse valor possibilita que o custo computacional do método seja mensurado, além de permitir a comparação do tempo de execução dos dois métodos implementados. O tempo de execução também é utilizado para determinar se é o número de vértices ou o número de arestas do grafo que tem maior influência no custo computacional de cada implementação.
- **Fluxo máximo do primeiro turno** - Como foi mencionado na Seção 6.3, o fluxo de um turno é sempre menor ou igual que o fluxo do turno anterior, dessa forma o fluxo do primeiro turno é o maior fluxo da rede. Quando comparado com o fluxo máximo do grafo, calculado pelo Método de Ford-Fulkerson, o fluxo máximo do primeiro turno permite determinar quão próxima da resposta ótima é a resposta apresentada por cada uma das implementações. Além de, juntamente com a medida do tempo de evacuação, estabelecer uma relação entre o fluxo máximo escoado pela rede e o tempo de evacuação da população.
- **Número de arestas removidas no primeiro turno** - O número de arestas removidas influencia no custo computacional de cada uma das implementações. Esse parâmetro pretende fornecer subsídios para se compreender quão forte é essa influência.
- **Tempo total de evacuação** - Obviamente, rotas parcialmente disjuntas permitem evacuar um número maior de UTs por turno que rotas totalmente disjuntas, já que é uma restrição mais fraca. Dessa maneira, espera-se que o Método MaxFlow PD faça a evacuação total da população em menos tempo que o Método MaxFlow TD. O objetivo desse parâmetro é mensurar quão grande é a diferença entre os tempos de evacuação total dos dois métodos.
- **Total de arestas removidas ao final da execução** - Esse valor permite comparar quantas arestas tiveram de ser removidas durante toda execução do método para que as rotas atendessem às restrições. Com esse parâmetro pode-se estabelecer uma relação entre o total de arestas removidas e o tempo de execução dos métodos, para que os mesmos sejam comparados.

Os resultados dos testes são apresentados na próxima Seção. As discussões dos resultados são apresentadas na Seção 7.4.

### 7.3 RESULTADOS

Todos os testes foram realizados em um computador com processador Intel Core i5-2540M de segunda geração com frequência de 2,5GHz, contando com 4 Gigabytes de memória ram DDR3 667MHz. Sendo executados na distribuição Linux Fedora 22 de 64 bits. No momento dos testes nenhum outro programa exceto o sistema operacional e seus recursos estava em execução.

Todos os casos de teste foram executados até o fim, sendo que toda a população presente nas áreas de risco foi evacuada para os locais seguros em todos os casos de teste, exceto no caso de teste 9 onde a população era de 273757 UTs mas os abrigos comportavam apenas 241357 UTs, não sendo possível então evacuar toda a população.

O Quadro 3 apresenta os tempos de execução e o tempo total de evacuação dos métodos MaxFlow PD e MaxFlow TD.

#	MaxFlow PD		MaxFlow TD	
	Execução (s)	Turnos	Execução (s)	Turnos
1	8,38	26	2,474	546
2	11,506	25	4,569	629
3	19,027	27	7,036	560
4	105,399	20	31,088	1317
5	133,326	34	62,17	899
6	202,568	31	83,266	1485
7	588,063	16	121,468	889
8	552,867	8	265,364	3352
9	724,748	9 (*)	297,313	3683 (*)
10	1189,123	9	455,088	9014
11	1470,438	7	622,282	1942
12	2422,226	7	876,494	1176
13	2722,581	5	685,924	797
14	3897,306	5	1490,951	4866
15	5829,33	5	1524,549	1165

(\*) Não foi possível evacuar toda a população, pois a capacidade dos abrigos era insuficiente.

**Quadro 3 – Tempos de execução e de evacuação obtidos nos casos de teste para os dois métodos.**

**Fonte – Autoria própria.**

Apenas com os dados do Quadro 3 é possível verificar que o Método MaxFlow PD se mostrou mais eficiente para resolver o problema, visto que o tempo de evacuação apresentado por ele (número de turnos) é inferior ao do Método MaxFlow TD em todos os casos de teste. Entretanto discussões mais profundas são apresentadas na Seção 7.4.

O Quadro 4 apresenta os dados do fluxo máximo escoado em cada caso de teste pelos dois métodos.

As discussões a respeito dos resultados obtidos são apresentadas na próxima seção.

## 7.4 DISCUSSÕES

Nesta seção são apresentadas as discussões a respeito dos resultados obtidos nos testes, estabelecendo-se uma comparação de desempenho entre os métodos MaxFlow PD e MaxFlow TD.

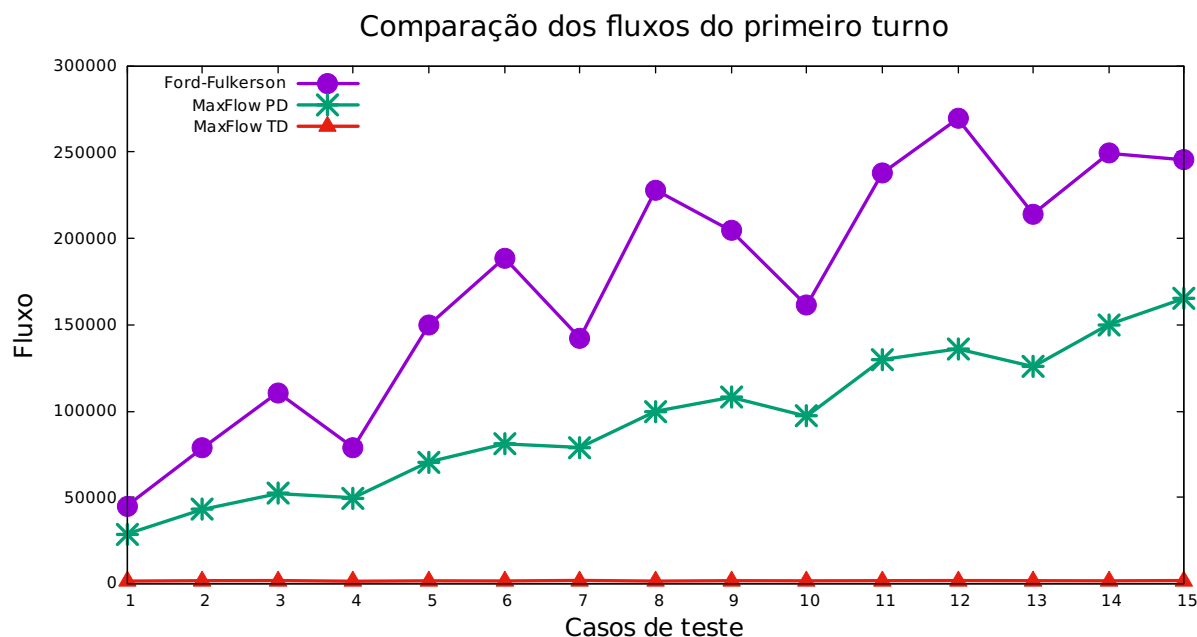
#	MaxFlow PD		MaxFlow TD	
	Fluxo máximo	Arestas removidas	Fluxo máximo	Arestas removidas
1	28707	2978	1443	3805
2	42967	7267	1699	7031
3	52175	10714	1740	9659
4	49780	12414	1385	15693
5	70527	32216	1619	24181
6	80935	45636	1543	31029
7	78870	32487	1839	31378
8	99841	75481	1479	48242
9	107940	101886	1732	63935
10	96973	50752	1647	51985
11	129768	133268	1683	78110
12	135991	186152	1748	101772
13	125691	81478	1733	73841
14	150148	193255	1623	119776
15	165244	284619	1751	139737

**Quadro 4 – Resultados - Fluxo máximo primeiro turno e quantidade de arestas removidas.**  
**Fonte – Autoria própria**

#### 7.4.1 Fluxo máximo

O Gráfico 1 apresenta os dados referentes ao fluxo máximo obtido pelos dois métodos em cada caso de teste, considerando o primeiro turno. Como mencionado na Seção 6.3, o fluxo máximo escoado pela rede é o fluxo do primeiro turno, pois a cada iteração as capacidades das arestas que ligam a superorigem às áreas de risco e das arestas que ligam os abrigos ao superdestino são diminuídas pelo fluxo escoado no turno. No gráfico temos o fluxo máximo da rede calculado com o Método de Ford-Fulkerson, representado pela linha com pontos em forma de círculos, logo abaixo temos o fluxo máximo obtido pelo Método MaxFlow PD representado pela linha com pontos em forma de asteriscos. Por fim o fluxo máximo calculado com o Método MaxFlow TD representado pela linha com pontos em forma de triângulo.

Note que o fluxo máximo calculado com Ford-Fulkerson é o maior fluxo apresentado no gráfico. Para compará-lo com os métodos MaxFlow PD e MaxFlow TD foi calculada a média das porcentagens de evacuação da população no primeiro turno de cada método em relação ao fluxo máximo obtido pelo Método de Ford-Fulkerson. Observe que o Método MaxFlow PD apresenta o segundo maior fluxo, evacuando em média no primeiro turno 54% da população em relação ao Método de Ford-Fulkerson. Mesmo com a retirada de arestas, o Método MaxFlow PD apresenta respostas que chegam a 67,33% da resposta ótima do problema, como pode-se ver no caso de teste número 15. Esse resultado indica que o tempo total de evacuação do Método MaxFlow PD é em média duas vezes maior que o que poderia ser obtido caso não houvesse restrições quanto às interseções das rotas.



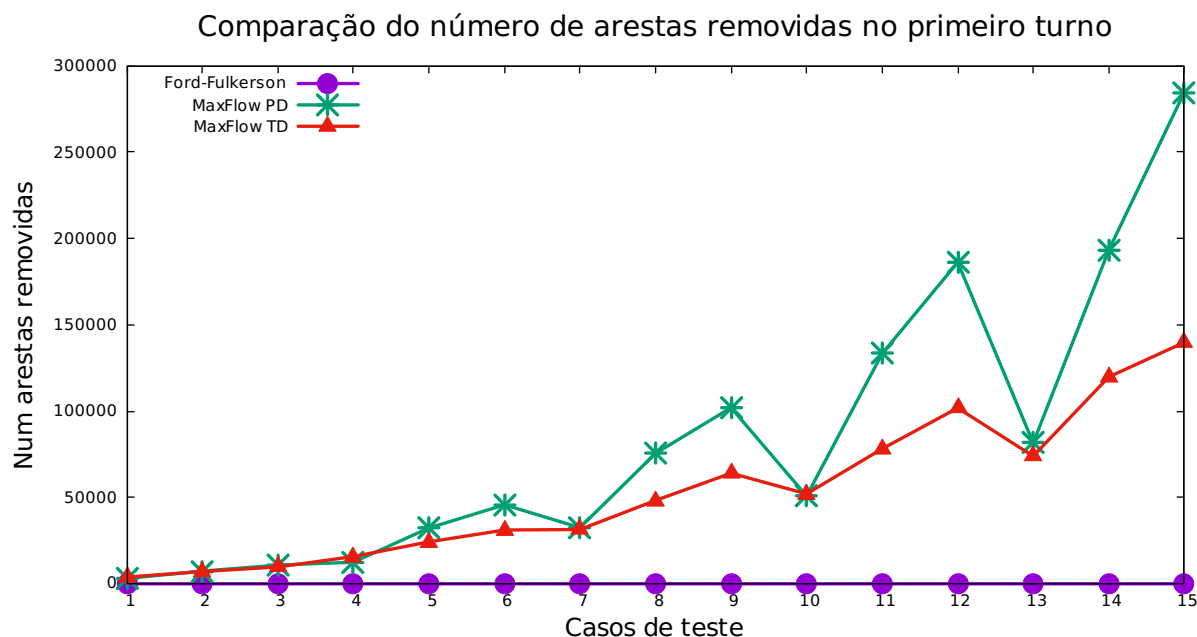
**Gráfico 1 – Comparação do desempenho de MaxFlow PD e MaxFlow TD com a resposta ótima.**  
**Fonte – Autoria própria.**

Por sua vez, o fluxo máximo calculado com o Método MaxFlow TD apresenta fluxo mais baixo, evacuando em média 1, 2% da população em relação ao Método de Ford-Fulkerson, o que indica que o tempo necessário para a evacuação total da população é aproximadamente 80 vezes maior que o que poderia ser obtido caso não houvesse restrições quanto às interseções das rotas. Isso acontece porque para que as rotas sejam totalmente disjuntas muitas arestas devem ser retiradas, assim, com menos arestas possíveis de estarem na solução do problema o fluxo tende a ser menor.

Para melhor entendimento, o Gráfico 2 apresenta a quantidade de arestas removidas no primeiro turno para cada método. No gráfico a linha com pontos em forma de círculos representa o Método de Ford-Fulkerson, enquanto a linha com pontos em forma de asterisco representa o Método MaxFlow PD e a linha com pontos em forma de triângulo representa o Método MaxFlow TD.

É possível ver que o Método de Ford-Fulkerson não removeu nenhuma aresta para calcular o fluxo máximo, ou seja, sua resposta contém rotas sem nenhuma restrição. Mesmo com a restrição de rotas totalmente disjuntas sendo mais drástica que a restrição de rotas parcialmente disjuntas, o Método MaxFlow PD foi o que removeu mais arestas ao final do primeiro turno, como pode ser visto no gráfico da Figura 2.

É intrigante observar que mesmo removendo mais arestas, o Método MaxFlow PD é capaz de evacuar um maior número de UTs no primeiro turno que o Método MaxFlow TD, como visto no Gráfico 1. Isso se deve ao fato de que rotas totalmente disjuntas comportam um número menor de arestas em sua resposta, visto que nenhum vértice pode estar presente em mais de um caminho. Com uma quantidade menor de arestas presente na resposta, o fluxo escoado tende a



**Gráfico 2 – Comparação entre o número de arestas removidas no primeiro turno por cada método.**  
**Fonte – Autoria própria.**

ser menor. Em contrapartida, a restrição de rotas parcialmente disjuntas permite que um maior número de arestas faça parte da solução do problema, fazendo com que o fluxo máximo tenda a ser maior.

O Gráfico 3 apresenta a quantidade de arestas presentes no fluxo máximo encontrado por cada método e confirma essa informação. Novamente a linha com pontos em forma de círculos representa o Método de Ford-Fulkerson, enquanto a linha com pontos em forma de asterisco representa o Método MaxFlow PD e a linha com pontos em forma de triângulo representa o Método MaxFlow TD.

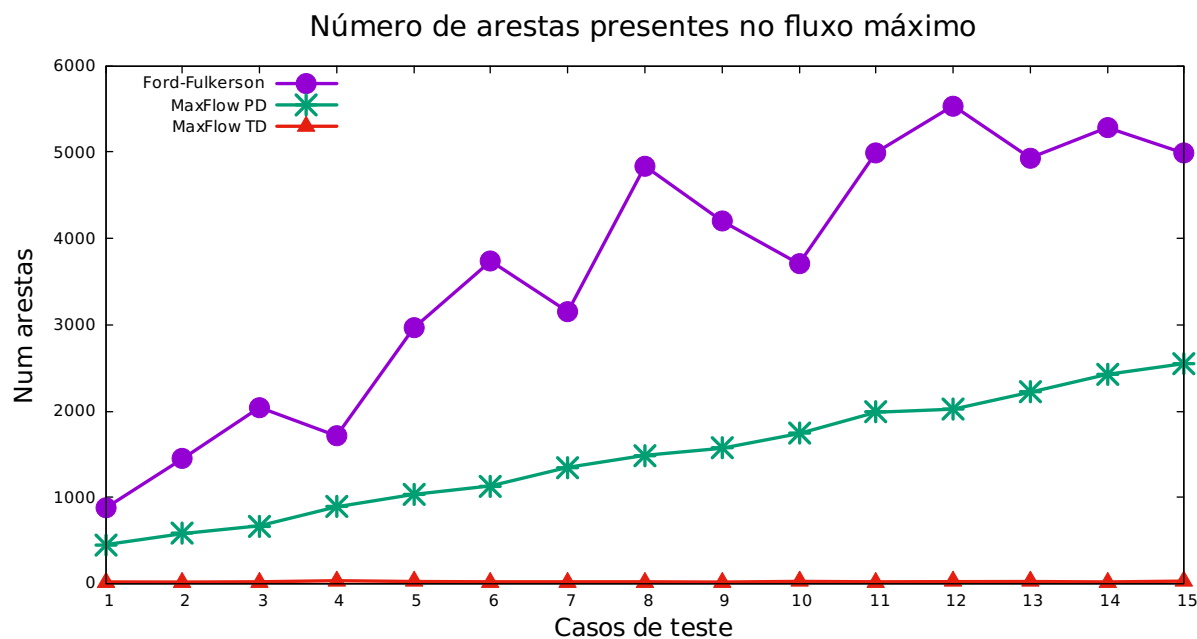
Note que o Método de Ford-Fulkerson possui o maior número de arestas presentes no fluxo máximo para todos os casos de teste, seguido do Método MaxFlow PD e, por último, o Método MaxFlow TD.

Comparando os gráficos 1 e 3, o relaxamento das restrições de rotas possibilita respostas melhores que rotas totalmente disjuntas, pois permite que uma quantidade maior de arestas faça parte da resposta do problema, fazendo assim com que o fluxo na rede tenda a ser maior.

#### 7.4.2 Tempo de evacuação

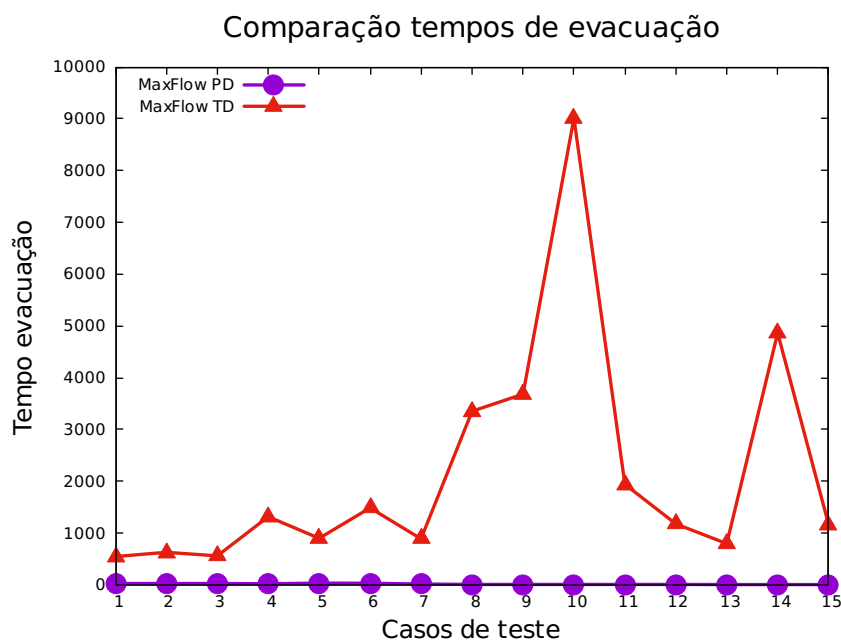
Como pode ser visto no Quadro 3, o Método MaxFlow PD se mostrou mais eficiente do que o Método MaxFlow TD no que diz respeito ao tempo de evacuação. O Gráfico 4 apresenta um comparativo dos tempos de evacuação. No gráfico a linha com pontos em forma de círculos representa o Método MaxFlow PD e a linha com pontos em forma de triângulos representa o





**Gráfico 3 – Comparação dos números de arestas presentes no fluxo máximo de cada método.**  
**Fonte – Autoria própria.**

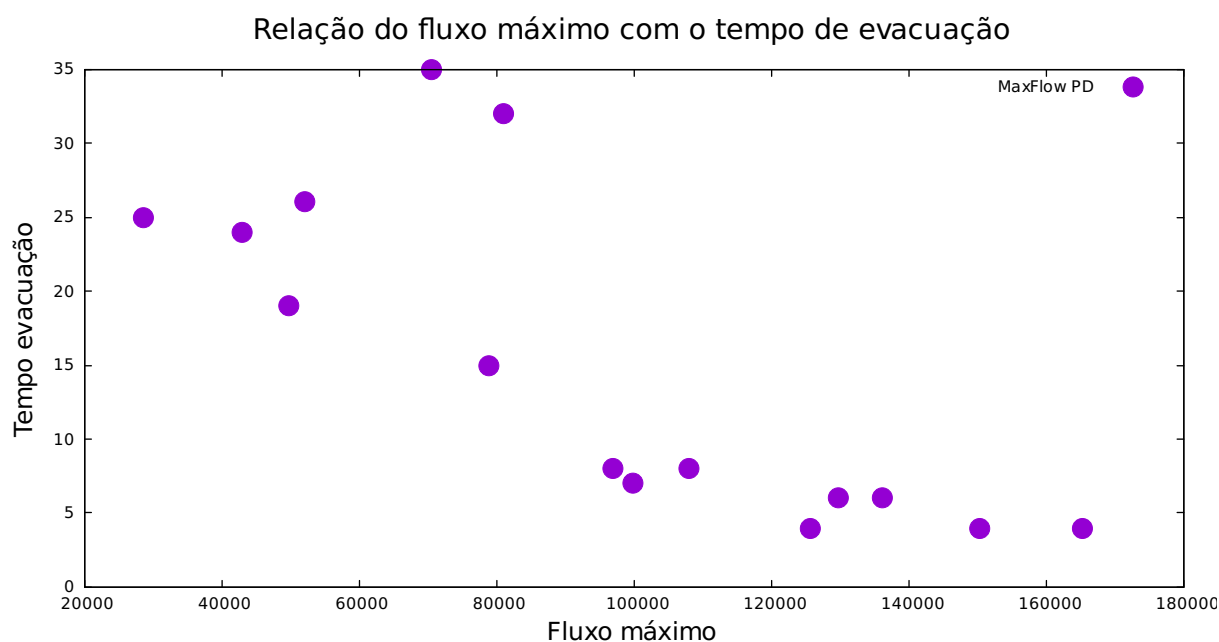
Método MaxFlow TD.



**Gráfico 4 – Comparação dos tempos de evacuação dos métodos.**  
**Fonte – Autoria própria.**

Nota-se pelo Quadro 3 e pelo Gráfico 4 que o Método MaxFlow TD apresenta tempos de evacuação muito acima dos tempos de evacuação do Método MaxFlow PD. Observe que o maior tempo de evacuação do Método MaxFlow PD é o do caso 5, com 34 turnos, enquanto o Método MaxFlow TD não apresenta tempos de evacuação menores que 546 turnos, considerando-se

todos os casos de teste. Isso se deve ao fato de que o Método MaxFlow PD apresenta maiores fluxos, com isso o número de UTs evacuadas a cada turno é sempre maior ou igual ao do Método MaxFlow TD. Quanto maior o número de UTs evacuadas por turno, menor o número de turnos necessários para evacuar toda a população, como pode ser visto no Gráfico 5, os pontos em forma de círculo representam o tempo total de evacuação para cada fluxo máximo encontrado em todos os casos de teste pelo Método MaxFlow PD.



**Gráfico 5 – Relação entre o fluxo máximo encontrado pelo método e o tempo de evacuação.**  
**Fonte – Autoria própria.**

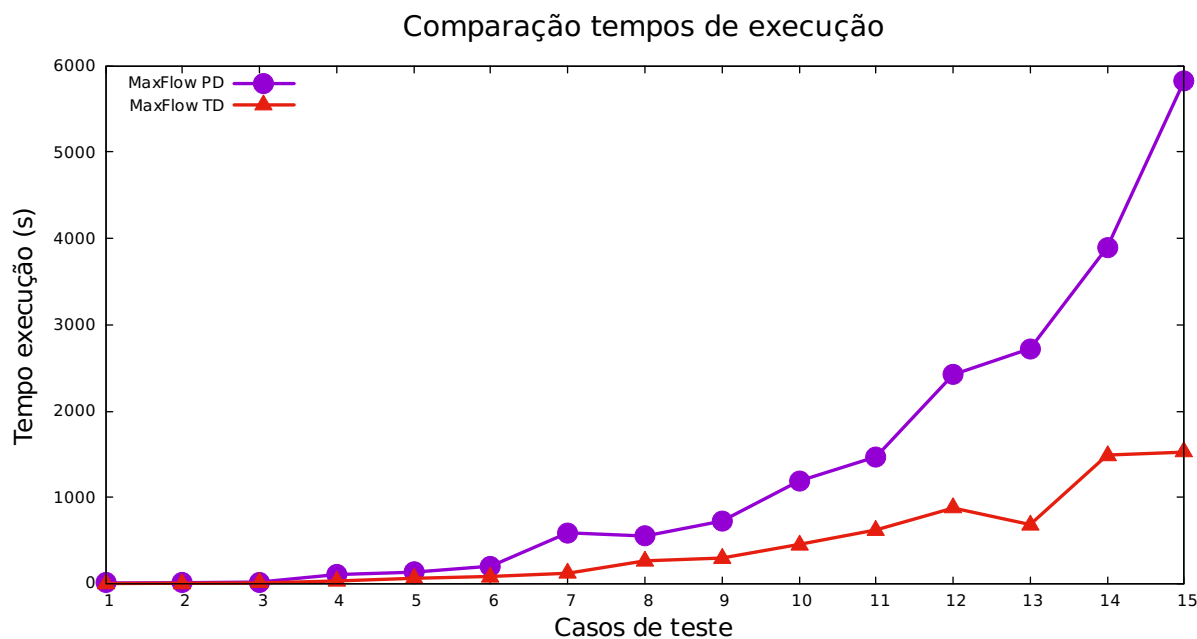
Percebe-se que, conforme o fluxo máximo aumenta no eixo  $x$ , o tempo total de evacuação tende a diminuir no eixo  $y$ , estabelecendo-se assim uma relação entre o fluxo máximo da rede e o tempo de evacuação da população.

#### 7.4.3 Tempo de execução

O Gráfico 6 apresenta os tempos de execução obtidos pelos dois métodos. No gráfico, a linha com pontos em forma de círculos representa o Método MaxFlow PD, enquanto a linha com pontos em forma de triângulos representa o Método MaxFlow TD.

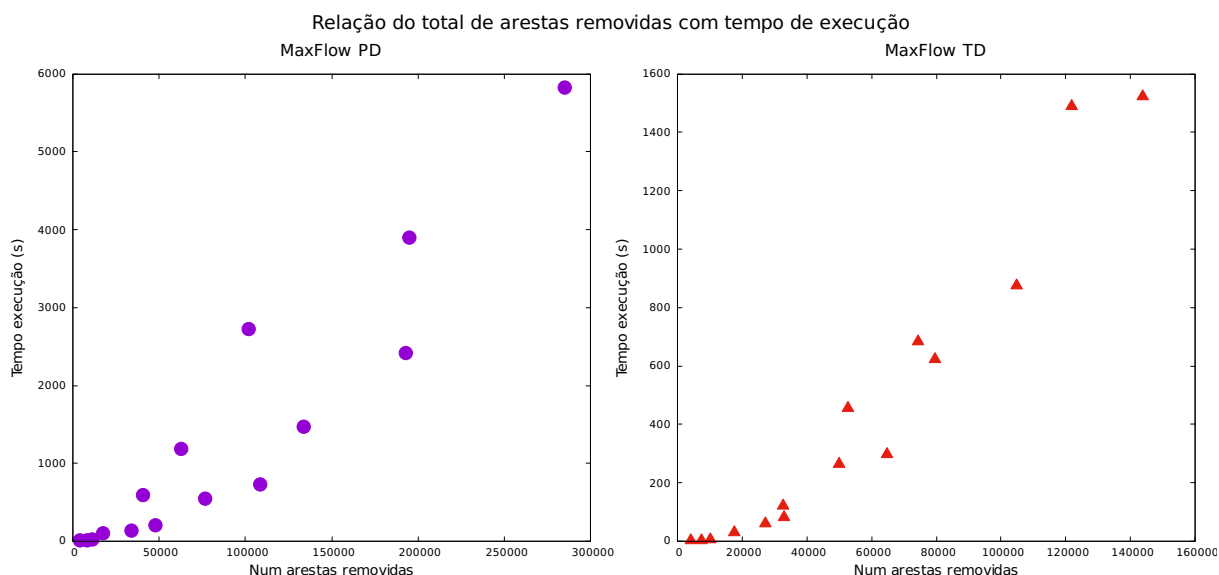
Note que em todos os casos de teste o Método MaxFlow TD obteve tempos de execução menores que o Método MaxFlow PD.

Como apresentado na Seção 6.2, os métodos MaxFlow PD e MaxFlow TD realizam várias iterações do Método de Ford-Fulkerson retirando arestas até que as rotas atendam às restrições propostas. Dessa forma quanto mais arestas forem removidas, mais vezes o Método de Ford-Fulkerson será executado, resultando em um maior tempo de execução do método. Os



**Gráfico 6 – Comparação entre os tempos de execução dos métodos.**  
**Fonte – Autoria própria.**

gráficos da Figura 7 apresentam a relação entre o total de arestas removidas ao final da execução dos métodos com o tempo de execução dos mesmos. No gráfico da esquerda, tem-se a relação para o Método MaxFlow PD, enquanto o gráfico da direita apresenta a relação para o Método MaxFlow TD.

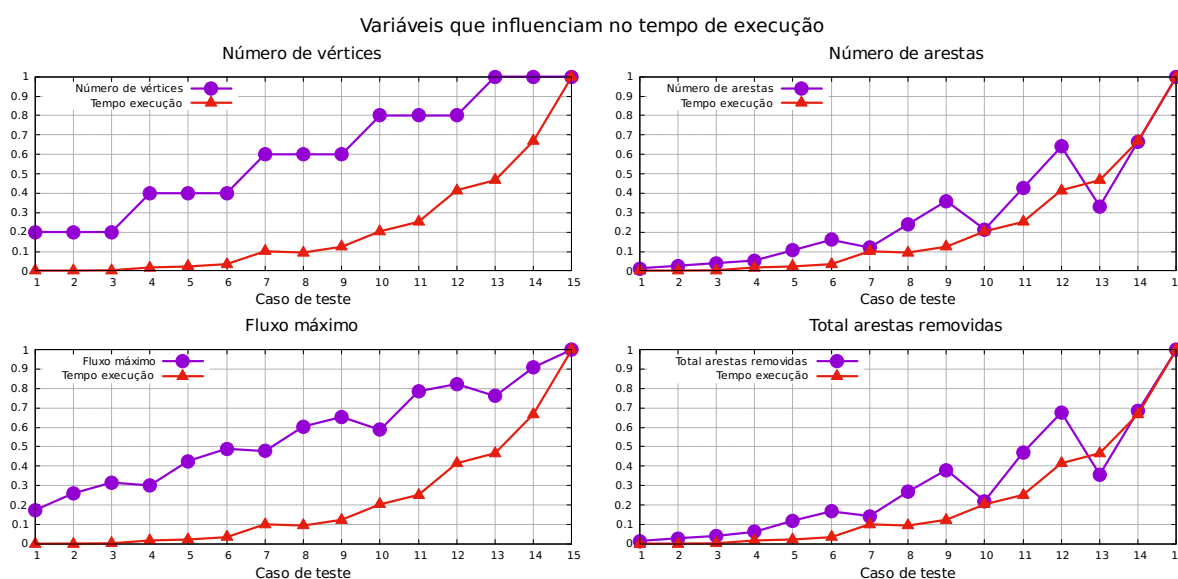


**Gráfico 7 – Gráfico da relação entre o total de arestas removidas e o tempo de execução dos métodos.**  
**Fonte – Autoria própria.**

Note que em ambos os gráficos, conforme a quantidade de arestas removidas ao final do algoritmo cresce, o tempo de execução do algoritmo tende a crescer. Dessa forma comprovamos

que quanto maior o número de arestas removidas pelo método mais tempo ele levará para ser executado.

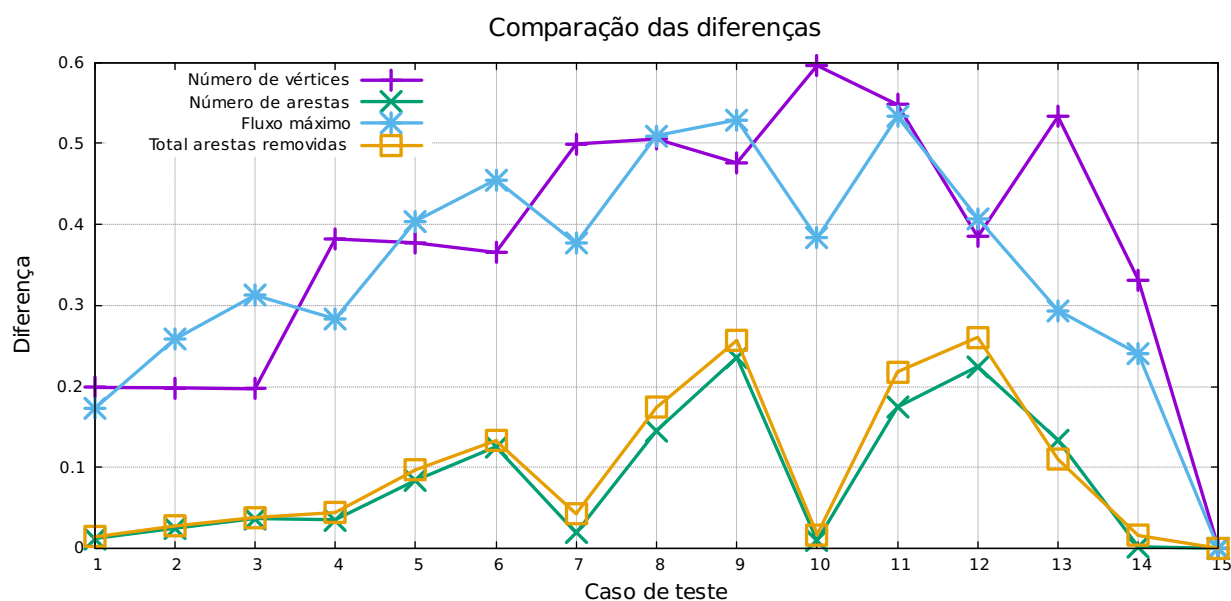
Além do número total de arestas removidas, existem outras variáveis que também influenciam no tempo de execução dos métodos, como o número de vértices do grafo, o número de arestas e o fluxo máximo obtido. A fim de possibilitar uma comparação da influência de cada variável no tempo de execução dos métodos, o Gráfico 8 apresenta a relação existente entre o número de vértices do grafo, número de arestas do grafo, fluxo máximo da rede e total de arestas removidas com o tempo total de execução do Método MaxFlow PD.



**Gráfico 8 – Relação entre as variáveis do problema e o tempo de execução do Método MaxFlow PD.**  
**Fonte – Autoria própria.**

Os gráficos foram construídos da seguinte forma: o tempo máximo de execução do algoritmo para todos os casos de teste é conhecido, sendo o caso 15 com tempo de execução de 5829,33 segundos. Também é conhecido o maior número de vértices apresentado pelos testes, casos 13, 14 e 15 com 1000 vértices. Conhecemos também qual o maior número de arestas dentre todos os casos de teste, caso 15 com 375000 arestas. Por fim conhecemos o maior número de arestas removidas, caso 15 com 285071 arestas removidas. A partir desses valores, para cada caso de teste calculamos qual a percentagem do valor da variável em relação ao valor máximo que a mesma assume nos testes realizados. Isso foi feito para cada uma das variáveis: número de vértices, número de arestas, fluxo máximo, total de arestas removidas e tempo de execução. Desse modo, para verificar qual variável tem mais influência no tempo de execução do método, basta determinar qual das curvas é mais próxima da curva apresentada pelo tempo de execução. Para facilitar esse processo, no Gráfico 9 são apresentadas essas diferenças já calculadas.

Observando o Gráfico 9 verificamos que a quantidade de arestas da rede tem mais influência no tempo de execução do método que o número de vértices, pois os valores referentes ao número de arestas estão abaixo dos valores referentes ao número de vértices em todos os casos de teste. Também é possível observar que o número de vértices do grafo e o fluxo má-



**Gráfico 9 – Diferenças entre as curvas dos gráficos da Figura 8 com a curva do tempo de execução.**

**Fonte – Autoria própria.**

ximo calculado pelo método são as variáveis com menor influência no tempo de execução do algoritmo.

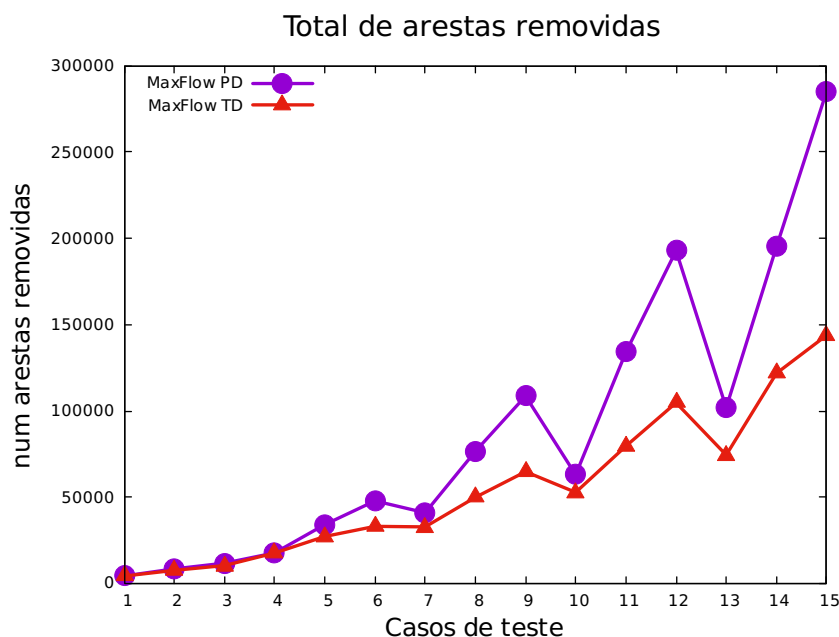
É evidente ao observar o gráfico que as variáveis com maior influência sobre o tempo de execução do método são a quantidade de arestas da rede e o número total de arestas removidas ao final da execução. Como foi apresentado na Seção 4.5, a complexidade do Método de Ford-Fulkerson é  $O(|A|f)$ , onde  $f$  é o valor do fluxo máximo.

#### 7.4.4 Total de arestas removidas

Como já foi dito na Seção 7.4.1, rotas totalmente disjuntas é um tipo de restrição mais severa, permitindo que uma quantidade menor de arestas faça parte da solução do problema. Partindo desse conceito, imagina-se que o Método MaxFlow TD remova uma quantidade maior de arestas do grafo ao final da sua execução que o Método MaxFlow PD. Entretanto, como pode ser visto no Gráfico 10, não é isso o que acontece.

Pelos dados do gráfico é possível observar que em todos os casos de teste o Método MaxFlow PD apresenta um maior número de arestas removidas ao final da sua execução.

Para entender por que isso acontece basta relembrarmos que rotas disjuntas não permitem que um vértice faça parte de mais de uma rota, resultando em um menor número de rotas. Com um número menor de rotas menos vértices estão presentes na solução do problema. Com um menor número de vértices, o número de arestas também tende a diminuir. Enquanto que o relaxamento das restrições permite que um mesmo vértice faça parte de mais de uma rota,

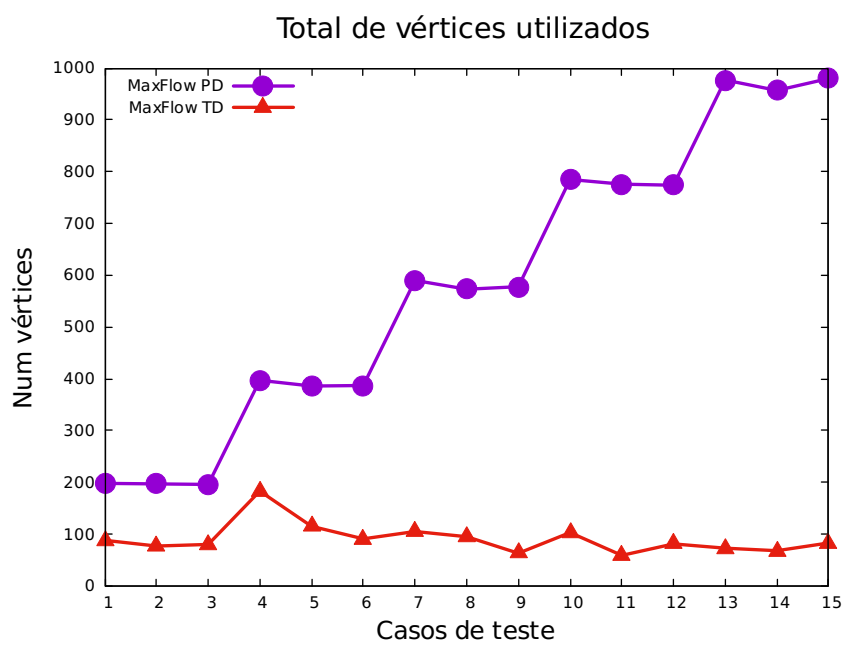


**Gráfico 10 – Comparação do número de arestas removidas ao final da execução dos métodos.**  
**Fonte – Autoria própria.**

desde que não exista mais de um caminho que chegue no vértice e mais de um caminho que saia do vértice, resultando assim em um número maior de rotas e, portanto, um maior número de vértices presentes na solução do problema. Com um maior número de vértices, o número de arestas na solução tende a ser maior. O Gráfico 11 confirma essa informação, nele são apresentados o número de vértices diferentes que aparecem nas rotas propostas pelos dois métodos. No gráfico a linha com pontos em forma de círculos representa o número de vértices presentes nas rotas propostas pelo Método MaxFlow PD, enquanto a linha com pontos em forma de triângulos representa o número de vértices presentes nas rotas propostas pelo Método MaxFlow TD.

Como pode ser observado no gráfico, em todos os casos de teste as rotas propostas pelo Método MaxFlow PD apresentam um maior número de vértices que as rotas propostas pelo Método MaxFlow TD.

Tanto o Método MaxFlow PD, quanto MaxFlow TD verificam, para cada vértice das rotas calculadas com Ford-Fulkerson, se o mesmo obedece as restrições impostas, removendo as arestas que não estão de acordo com as restrições. Com rotas totalmente disjuntas, a cada iteração, um número menor de vértices faz parte das rotas. Dessa forma, a cada verificação o número de vértices é menor, fazendo com que o número de arestas que tenham de ser removidas tenda a diminuir. Por sua vez, a restrição de rotas parcialmente disjuntas possibilita que ao final de cada iteração, o mesmo número de vértices ainda faça parte das rotas, o que implica que nas próximas verificações o mesmo número de vértices ainda tenham de ser verificados, fazendo com que o número de arestas que tenham de ser removidas tenda a ser maior.



**Gráfico 11 – Comparação do total de vértices presentes nas rotas propostas pelos métodos.**  
**Fonte – Autoria própria.**

## 8 CONCLUSÃO

O problema de determinar as rotas de evacuação para uma população em situação de catástrofe pode ser modelado como um problema de fluxo em redes. Nesse trabalho foi proposto, além do modelo, um método para solução do problema, o qual foi implementado e testado, dando respostas em menos de 1 hora e 40 minutos para instâncias com até 375000 arestas.

O Quadro 5 apresenta qual método obteve um melhor resultado em cada parâmetro observado nos testes.

<b>Critérios</b>	<b>Melhor método</b>
Fluxo máximo	MaxFlow PD
Tempo de evacuação	MaxFlow PD
Tempo de execução	MaxFlow TD
Total de arestas removidas	MaxFlow TD

**Quadro 5 – Comparação dos resultados dos testes.**  
**Fonte – Autoria própria.**

No Capítulo 7 os critérios definidos como parâmetros para a medição de eficiência foram: a quantidade de indivíduos evacuados (fluxo máximo) e o tempo total de evacuação. Observando o Quadro 5 nota-se que o método que implementa rotas parcialmente disjuntas (MaxFlow PD) obteve melhores resultados no que diz respeito ao fluxo máximo escoado na rede e o tempo total de evacuação, sendo assim o método mais eficiente.

Nos testes a população evacuada a cada turno de execução do método MaxFlow PD foi em torno de 54% da população máxima que poderia ser evacuada caso nenhuma restrição fosse imposta às rotas, o que resulta em um tempo total de evacuação duas vezes maior que o obtido caso nenhuma restrição fosse imposta.

Conclui-se que o modelo proposto para representação do problema é válido, sendo o método proposto (MaxFlow PD) uma forma eficiente de resolver o problema, mostrando-se ainda uma alternativa melhor que a que impõe rotas totalmente disjuntas e considerando-se que a evacuação de um maior número de UTs por turno é determinante para que a população possa ser totalmente evacuada em menos tempo.

### 8.1 TRABALHOS FUTUROS

O método de alocação de fluxo em redes para evacuação de populações apresentado por este trabalho assume que o mapa da região onde a catástrofe ocorreu ou está ocorrendo já foi transformado no grafo de entrada do algoritmo, também assumimos que os valores das capacidades das arestas, quantidade de UTs presentes em cada área de risco e a capacidade dos abrigos foram calculadas e estão em função da quantidade de Unidades de Transporte (UTs),



definida na Seção 3.3. Seria interessante o desenvolvimento de uma ferramenta que automatize o processo de transformação do mapa em grafo, para a criação da entrada do algoritmo. Tal ferramenta poderia receber uma imagem do mapa da área onde a catástrofe deve ocorrer e dada uma marcação das áreas de risco e dos locais seguros, por meio de técnicas de processamento de imagens, criar o grafo de entrada do algoritmo.

O grafo de entrada para o método foi definido como não orientado na Seção 3.1. Entretanto, visando um modelo mais fiel a realidade, se faz necessário um suporte a vias orientadas. Dessa forma, o método é passivo de uma adaptação para que o mesmo receba como entrada grafos orientados.

Na Seção 3.3 foi definida a utilização de uma Unidade de Transporte visando restringir o escopo do problema para uma primeira resolução. Mediante a primeira abordagem do problema apresentada por este trabalho, pode-se estender o método criado para que este tenha suporte a várias unidades de transporte com capacidades e propriedades diferentes, tornando o método mais próximo da realidade.

Como foi apresentado na Seção 6.5, o método desenvolvido não restringe a forma como as rotas serão checadas e as arestas removidas, visto que essa etapa tem influência direta no custo computacional do algoritmo, já que, quanto mais eficiente for a maneira como as rotas são checadas e as arestas removidas, menor é o número de vezes que o Método de Ford-Fulkerson deve ser executado resultando em um menor custo computacional. Além disso, a maneira como as arestas são removidas influencia diretamente no fluxo máximo obtido pelo algoritmo. Dessa forma, uma técnica que escolha as arestas a serem removidas visando um melhor aproveitamento das arestas tem impacto direto no tempo total de evacuação da população.

A restrição que impõe rotas totalmente disjuntas para rotas parcialmente disjuntas mostrou-se mais eficiente na solução do problema, entretanto ele ainda não é a resposta ótima para o problema. Dessa forma, ainda é necessário encontrar quais as restrições de rotas mais adequadas, visando assim um maior fluxo de forma a minimizar os possíveis conflitos da população em fuga.

Existem outras maneiras de determinar o fluxo máximo de uma rede, como apresentado na Seção 4.5, o Algoritmo *FIFO Preflow-push* implementa o conceito de pré-fluxo através de uma fila para determinar o fluxo máximo em uma rede. Tal algoritmo pode ser usado no lugar do Método de Ford-Fulkerson para determinar as rotas de evacuação da população. Tendo seu desempenho medido para determinar qual o algoritmo mais eficiente.

## REFERÊNCIAS

- BBC-BRASIL. **Enchentes causam mortes e transtornos na Europa Central**. 2013. Disponível em: <[http://www.bbc.co.uk/portuguese/videos\\_e\\_fotos/2013/06/130607\\_aprenda\\_enchentes](http://www.bbc.co.uk/portuguese/videos_e_fotos/2013/06/130607_aprenda_enchentes)>. Acesso em: 01 dez. 2014.
- CAMPONOGARA, E. **Métodos de Otimização: Teoria e prática**. 2005.
- CAMPOS, V. B. G. **Método de Alocação de Fluxo no Planejamento de Transportes em Situação de Emergência: Definição de rotas disjuntas**. Tese (Doutorado) — UFRJ, 1997.
- CASSOL, V. J. *et al.* Crowdsim: Uma ferramenta desenvolvida para simulação de multidões. In: **Proceedings of the Eleventh Brazilian Symposium on Computer Games and Digital Entertainment (SBGames' 12)**, Sociedade Brasileira de Computação, SBC. [S.l.: s.n.], 2012. p. 1–4.
- CORMEN, T. *et al.* **Algoritmos Teoria e Prática**: Tradução da segunda edição [americana] por vandberg de souza. [S.l.]: Elsevier, 2002.
- DEB, K. *et al.* A fast and elitist multiobjective genetic algorithm: Nsga-ii. **Evolutionary Computation, IEEE Transactions on**, IEEE, v. 6, n. 2, p. 182–197, 2002.
- DINITIS, E. A. Algorithm of solution to problem of maximum flow in network with power estimates. **Doklady Akademii Nauk SSSR, MEZHDUNARODNAYA KNIGA** 39 DIMITROVA UL., 113095 MOSCOW, RUSSIA, v. 194, n. 4, p. 754, 1970.
- EDMONDS, J.; KARP, R. M. Theoretical improvements in algorithmic efficiency for network flow problems. **Journal of the ACM (JACM)**, ACM, v. 19, n. 2, p. 248–264, 1972.
- FEOFILOFF, P. Fluxo em redes. **Departamento de Ciência da Computação e Instituto de Matemática e Estatística, São Paulo**, 2004.
- GOLDBERG, A. V. **A new max-flow algorithm**. [S.l.]: Laboratory for Computer Science, Massachusetts Institute of Technology, 1985.
- HURRICANES. **1970- The Great Bhola Cyclone**. 2005. Disponível em: <<http://www.hurricanes.org/history/storms/1970s/greatbhola>>. Acesso em: 01 dez. 2014.
- HUTCHINSON, B. **Principios de planejamento dos sistemas de transporte urbano**. Guanabara Dois, 1979. Disponível em: <<http://books.google.com.br/books?id=Wn3WZwEACAAJ>>. Acesso em: 20 mar. 2015.
- MARTIN, B. V.; MANHEIM, M. L. A research program for comparison of traffic assignment techniques. **Highway Research Record**, n. 88, 1965.
- PAPACOSTAS, C. S.; PREVEDOUROS, P. D. **Transportation engineering and planning**. [S.l.: s.n.], 1993.
- SAADATSERESHT, M.; MANSOURIAN, A.; TALEAI, M. Evacuation planning using multiobjective evolutionary optimization approach. **European Journal of Operational Research**, Elsevier, v. 198, n. 1, p. 305–314, 2009.

**UOL. Tufão Haiyan matou ao menos 10 mil em província filipina, diz autoridade.**

2013. Disponível em: <<http://noticias.uol.com.br/internacional/ultimas-noticias/2013/11/10/tufao-hayan-matou-ao-menos-10-mil-em-provincia-filipina-diz-autoridade.htm>>. Acesso em: 01 dez. 2014.

**VIRGULA. Com 830 mil mortos, mais trágico terremoto com-**

**pleta 454 anos.** 2010. Disponível em: <<http://virgula.uol.com.br/legado/com-830-mil-mortos-mais-tragico-terremoto-completa-454-anos/>>. Acesso em: 01 dez. 2014.

## **APÊNDICE A - Implementação do algoritmo em linguagem C**

```

/* Programa para determinar as rotas de fuga para uma população
* em áreas de risco, com várias origens e vários destinos.
*
* autores: Jônatas Trabuco Belotti e Sheila Moraes de Almeida
* data: 14/10/2015
* versão: 2.0
*
* Implementa o método de alocação de fluxo em redes para evacuação
* de populações proposto por Belotti e Almeida em Trabalho de
* Conclusão de Curso apresentado a UTFPR Campus Ponta Grossa, Paraná.
* Explicações mais detalhadas sobre o método podem ser encontradas
* no documento impresso.
*
*/

#include <stdio.h>
#include <locale.h>
#include <stdlib.h>
#include <limits.h>

//Struct para a fila usada na busca em largura
struct fila{
    int val;
    struct fila *prox;
};

int numVertices, numArestas, numAreasRisco, numAbrigos, inicio, destino,
removeu = 0, popAreasRisco = 0, popAbrigos = 0;
int **grafo, **redeResidual, *pai, **fluxo;

//Função responsável por inserir elementos na fila
struct fila * insereFila(struct fila *p, struct fila **fim, int v) {
    if(p == NULL){
        p = (struct fila *)malloc(sizeof(struct fila));
        if (p == NULL) {
            printf("Elemento não empilhado por falta de memória!\n");
            exit(0);
        }
        p->val = v;
        p->prox = NULL;
    }
}

```

```

        *fim = p;
        return p;
    }else{
        (*fim)->prox = (struct fila *)malloc(sizeof(struct fila));
        (*fim)->prox->val = v;
        (*fim)->prox->prox = NULL;
        (*fim) = (*fim)->prox;
        return p;
    }
}

```

//Função responsável por remover determinado elemento da fila

```

struct fila * removeFila(struct fila *p){
    if(p == NULL){
        return NULL;
    }
    struct fila *aux = p;
    p = p->prox;
    free(aux);
    return p;
}

```

//Função responsável por remover todos os elementos da fila

```

struct fila * limpaFila(struct fila *fila, struct fila **fim){
    if(fila == NULL){
        *fim = NULL;
        return NULL;
    }else{
        struct fila *p = NULL;
        while(fila != NULL){
            p = fila;
            fila = fila->prox;
            free(p);
        }
        *fim = NULL;
        return fila;
    }
}

```

//Função responsável por iniciar o grafo e a rede residual com os valores

```

//referentes a vaziao
void iniciaValores(){
    for (int i = 0; i < numVertices; i++) {
        for (int j = 0; j < numVertices; j++) {
            grafo[i][j] = -1;
            redeResidual[i][j] = 0;
        }
    }
}

/* Função responsável por ler todos os dados.
* Primeiramente são lidos a quantidade de vértices e arestas do grafo
* Depois são lidas as arestas do grafo
* Depois são lidas a quantidade de áreas de risco e abrigos
* Depois são lidas as áreas de risco
* Depois são lidos os abrigos
*/
void lerDados(){
    scanf("%d", &numVertices);
    scanf("%d", &numArestas);

    //Acrescentando a superorigem e o superdestino no grafo
    numVertices += 3;
    inicio = numVertices - 2;
    destino = numVertices - 1;

    //Alocando dinamicamente o grafo, a rede residual e a estrutura
    //responsvel por guardar as rotas determinadas
    grafo = (int **)malloc(numVertices * sizeof(int *));
    fluxo = (int **)malloc(numVertices * sizeof(int *));
    redeResidual = (int **)malloc(numVertices * sizeof(int *));
    pai = (int *)malloc(numVertices * sizeof(int));

    //Verificando se as estruturas realmente foram alocadas
    if(grafo == NULL){
        printf("Grafo não alocado!\n");
        exit(0);
    }
    if(fluxo == NULL){
        printf("Fluxo não alocado!\n");

```

```

        exit(0);
    }
    if(redeResidual == NULL){
        printf("redeResidual não alocado!\n");
        free(grafo); exit(0);
    }
    if(pai == NULL){
        printf("Pais não alocado!\n");
        free(grafo);
        free(redeResidual);
        exit(0);
    }

    //Segunda parte da alocação dinâmica das matrizes
    for (int i = 0; i < numVertices; i++) {
        grafo[i] = (int *)malloc(numVertices * sizeof(int));
        fluxo[i] = (int *)malloc(numVertices * sizeof(int));
        redeResidual[i] = (int *)malloc(numVertices * sizeof(int));

        //Verificando se as estruturas realmente foram alocadas
        if(grafo[i] == NULL){
            printf("Grafo %d não alocado!\n", i);
            exit(0);
        }
        if(fluxo[i] == NULL){
            printf("Fluxo %d não alocado!\n", i);
            exit(0);
        }
        if(redeResidual[i] == NULL){
            printf("redeResidual %d não alocado!\n", i);
            exit(0);
        }
    }

    //Iniciando o grafo e a rede residual
    iniciaValores();

    //Lendo as arestas do grafo juntamente com suas capacidades
    int v1, v2, c;
    for (int i = 0; i < numArestas; i++){

```



```

scanf("%d %d %d", &v1, &v2, &c);
grafo[v1][v2] = c;
if(grafo[v2][v1] == -1){
    grafo[v2][v1] = c;
}
}

//lendo as áreas de risco juntamente com a quantidade de UTs
int a, ca;
scanf("%d %d", &numAreasRisco, &numAbrigos);
for (int i = 0; i < numAreasRisco; i++) {
    scanf("%d %d", &a, &ca);

    // Criando a aresta entre a superorigem e a área de risco com
    // capacidade igual a quantidade de UTs presentes na área de risco
    grafo[inicio][a] = ca;
    popAreasRisco += ca;
    grafo[a][a] = ca;
}

//lendo os abrigos juntamente com suas capacidades
for (int i = 0; i < numAbrigos; i++) {
    scanf("%d %d", &a, &ca);

    //Criando a aresta entre o abrigo e o superdestino com capacidade
    // igual a capacidade do abrigo
    grafo[a][destino] = ca*(-1);
    popAbrigos += ca*(-1);
    grafo[a][a] = ca;
}

}

//Função responsável por desalocar todas as estruturas que foram
// alocadas dinamicamente
void limparDados(){
    for (int i = 0; i < numVertices; i++) {
        free(grafo[i]);
        free(fluxo[i]);
        free(redeResidual[i]);
    }
}

```

```

    free(grafo);
    free(fluxo);
    free(redeResidual);
    free(pai);
}

//Função responsável por realizar a busca em largura no grafo
int bfs(){
    // Cria um vetor para marcar quais vértices já foram visitados
    int *visited, n;
    visited = (int *)malloc(numVertices * sizeof(int));
    if(visited == NULL){printf("Falta de memoria!\n");exit(0);}
    for(int i = 0; i < numVertices; i++){
        visited[i] = 0;
    }

    // Cria a fila para executar a busca em largura
    struct fila *q = NULL, *fim = NULL;
    q = insereFila(q, &fim, inicio);
    visited[inicio] = 1;
    pai[inicio] = -1;

    // Inicia a busca em largura
    while (q != NULL){
        int u = q->val;
        q = removeFila(q);

        for (int v=0; (v<numVertices); v++){
            if (visited[v]==0 && redeResidual[u][v] > 0){
                q = insereFila(q, &fim, v);
                pai[v] = u;
                visited[v] = 1;
                if(v == destino){
                    n = visited[destino];
                    free(visited);
                    q = limpaFila(q, &fim);
                    return (n == 1);
                }
            }
        }
    }
}

```

```

    }
}

// Retorna verdadeira caso encontre um novo caminho da superorigem
// até o superdestino
// Retorna falso, caso contrário
n = visited[destino];
free(visited);
q = limpaFila(q, &fim);
return (n == 1);
}

/* Função que implementa o método de Ford-Fulkerson responsável por
 * determinar o valor do fluxo máximo.
 * Como as rotas são guardas na matriz fluxo é possível saber quais
 * as rotas usadas para atingir o fluxo máximo.
 */
int fordFulkerson(){
    int u, v;

    //Iniciando redeResidual
    for (u = 0; u < numVertices; u++){
        for (v = 0; v < numVertices; v++){
            if(grafo[u][v] != -1){
                redeResidual[u][v] = grafo[u][v];
            }else{
                redeResidual[u][v] = 0;
            }

            fluxo[u][v] = 0;
        }
    }

    int max_flow = 0; //iniciando o fluxo máximo com 0

    //Enquanto existir um novo caminho entre a superorigem
    // e o superdestino
    while(bfs()){
        // Procura a aresta de menor capacidade no caminho

```

```

// encontrado, o valor do fluxo deste caminho é
// igual a capacidade dessa aresta
int path_flow = INT_MAX;
for (v=destino; v!=inicio; v=pai[v]){
    u = pai[v];
    if(path_flow > redeResidual[u][v]){
        path_flow = redeResidual[u][v];
    }
}

// Atualiza rede residual com o novo fluxo encontrado
for (v=destino; v != inicio; v = pai[v]){
    u = pai[v];
    redeResidual[u][v] -= path_flow;
    //Impede que tenha retorno de fluxo
    redeResidual[v][u] = 0;

    // guarda a rota na matriz fluxo para que ela possa
    // ser usada futuramente
    fluxo[u][v] += path_flow;
}

// Adiciona o fluxo encontrado no fluxo máximo
max_flow += path_flow;
// imprimeCaminho(destino);
}

// retorna o valor do fluxo máximo encontrado
return max_flow;
}

/* Função responsável por verificar se as rotas atendem as
 * restrições estabelecidas.
 * Verifica em todos os vértices e retira a aresta de menor fluxo
 */
int verificaFluxo(){
    int r = 1;
    // Impede que arestas incidentes na superorigem ou superdestino
    // sejam retiradas
    int limite = numVertices - 2;

```

```

//Verifica para todos os vértices quais não atendem as restrições
for (int i = 0; i < limite; i++) {
    int quantSai = 0, menSai = i, quatEnt = 0, menEnt = i, menor;
    fluxo[i][i] = INT_MAX;

    //As rotas não são verificadas para as áreas de risco ou abrigos
    // if (grafo[i][i] != -10){
        // Calcula quantos fluxos entram no vértice e quantos
        // fluxos saem do vértice
        for(int j = 0; j < limite; j++) {
            // As restrições apenas são verificadas para vértices
            // que não são abrigos ou áreas de risco
            // if(grafo[j][j] != -10){
                if((i != j) && (fluxo[i][j] > 0)){
                    quantSai++;
                    // Guarda qual aresta com menor fluxo que sai
                    // do vértice
                    if(fluxo[i][j] < fluxo[i][menSai]){
                        menSai = j;
                    }
                }
                if((i != j) && (fluxo[j][i] > 0)){
                    quatEnt++;
                    // Guarda qual aresta com menor fluxo que entra
                    // no vértice
                    if(fluxo[j][i] < fluxo[menEnt][i]){
                        menEnt = j;
                    }
                }
            }
        }
    }

    // Verifica se mais de um fluxo entra no vértice e mais de
    // um fluxo sai do vértice
    if(quatEnt > 1 && quantSai > 1){
        removeu++;
        r = 0;

        // Remove aresta com menor fluxo do grafo

```

```

        if(fluxo[i][menSai] < fluxo[menEnt][i]){
            // printf("Removeu %d->%d\n", i,menSai);
            grafo[i][menSai] = -1;
            grafo[menSai][i] = -1;
            fluxo[i][menSai] = 0;
            fluxo[menSai][i] = 0;
        }else{
            // printf("Removeu %d->%d\n", menEnt, i);
            grafo[menEnt][i] = -1;
            grafo[i][menEnt] = -1;
            fluxo[menEnt][i] = 0;
            fluxo[i][menEnt] = 0;
        }
    }
    // }
    fluxo[i][i] = 0;
}

//Retorna se as rotas estavam de acordo com as restrições
// 1- Sim
// 0 -Não
return r;
}

// Função responsável por escoar o fluxo e atualizar os valores das
// áreas de risco e abrigos
void escoaFluxo(){
    int limite = numVertices-2;

    for(int i = 0; i < limite; i++){
        //Verificando áreas de risco
        if(fluxo[inicio][i] > 0){
            grafo[i][i] -= fluxo[inicio][i];
            grafo[inicio][i] = grafo[i][i];
        }

        // Verificando abrigos
        if(fluxo[i][destino] > 0){
            grafo[i][i] += fluxo[i][destino];
            grafo[i][destino] = grafo[i][i]*-1;
        }
    }
}

```

```

    }
}

//Função responsável por imprimir as rotas de fuga
void imprimeFluxo(){
    int limite = numVertices - 2;
    for(int i = 0; i < limite; i++){
        for(int j = 0; j < limite; j++){
            if(fluxo[i][j] > 0){
                printf("%d -> %d (%d)\n",i,j,fluxo[i][j]);
            }
        }
    }
}

// Função principal
int main(){
    int f = 1, t = 1, i =1, pe = 0;
    float p = 100.0;
    setlocale(LC_ALL, "Portuguese");

    // Lê os dados de entrada
    lerDados();

    // Verificando se será possível evacuar toda população, caso não
    // apresenta qual a porcentagem da população será evacuada
    if(popAreasRisco > popAbrigos){
        p = ((double)100/((double)popAreasRisco)*(double)popAbrigos;
        printf("Atenção!\nOs abrigos não tem capacidade para atender
            a todos, apenas %d das %d UTs (%.2f%%) serão salvas!\n\n",
            popAbrigos, popAreasRisco, p);
    }

    // Enquanto existir fluxo das áreas de risco para os abrigos
    while(f > 0){
        do{
            f = fordFulkerson();
        }while(!verificaFluxo());
    }
}

```

```

    if(f > 0){
        //Escoando fluxo e atualizando valores
        escoarFluxo();

        // Imprimindo as rotas da leva
        printf("--Rotas do %dº turno-----\n",i);
        imprimeFluxo();

        //Imprimindo o fluxo total da leva
        printf("Fluxo: %d\n\n", f);

        pe += f;
        t++;
        i++;
    }
}

// Verifica se alguma população foi evacuada
if(pe > 0){
    //Imprimindo o tempo total da evacuação
    printf("População evacuada: %d de %d UTs\n", pe, popAreasRisco);
    printf("O tempo total para evacuar %.2f%% da população é: %d
           unidades de tempo.\n\n",p,t);
}else{
    printf("Não é possível evacuar ninguém!\n");
}

// Desalocando as estruturas dinâmicas
limparDados();
return 0;
}

```