

Lorena Silva Sampaio, Samira Haddad

**Algoritmos para o problema da arborescência
geradora mínima: uma aplicação didática
interativa**

Brasil

2025

Lorena Silva Sampaio, Samira Haddad

Algoritmos para o problema da arborescência geradora mínima: uma aplicação didática interativa

Dissertação apresentada à Universidade Federal do ABC como parte dos requisitos para a obtenção do título de Bacharel em Ciência da Computação.

Universidade Federal do ABC

Orientador: Prof. Dr. Mário Leston Rey

Brasil

2025

Eu, Samira Haddad dedico esse projeto de graduação à minha mãe, que sempre me apoiou em todas as minhas decisões e me incentivou a seguir meus sonhos. Foi o amor e suporte incondicional dela que me fizeram, mesmo sob todas as dificuldades chegar até esse momento. Agradeço por seu amor incondicional, paciência e sabedoria que foram fundamentais para minha jornada acadêmica e pessoal. Sem o seu suporte constante, este trabalho não teria sido possível.

Eu, Lorena Sampaio dedico esse trabalho ao meu camarada, amigo e companheiro de vida, Ricardo Nantes Liang por todo seu suporte incondicional, paciência e perseverança ao longo dessa jornada acadêmica. Sua presença foi o meu alicerce de crescimento moral e intelectual e sou imensamente grata e honrada por tê-lo ao meu lado em todos os momentos. As palavras não são suficientes para expressar o significado de sua contribuição para minha vida e para a realização deste trabalho.

Agradecimentos

Eu, Samira Haddad, agradeço ao meu parceiro Vitor Roberto Kogawa de Moraes e à minha amiga Lorena Sampaio por estarem ao meu lado em todos os momentos zelando por minha sanidade mental e me ajudando a superar os desafios dessa jornada. Agradeço por estar finalizando uma etapa e iniciando outra com meu companheiro de vida ao meu lado. Agradeço também ao meu pai por sua dedicação em me fornecer uma educação de qualidade e por acreditar no meu potencial desde o início da minha trajetória acadêmica.

Eu, Lorena Sampaio, agradeço aos meus amigos e camaradas Ricardo Nantes Liang e Samira Haddad por sua companhia na saúde e principalmente na doença ao longo dessa caminhada acadêmica. A presença de ambos proporcionou a minha sobrevivência até o final dessa experiência desafiadora. Agradeço à minha mãe Solange Sampaio que esteve cuidando de mim em um dos períodos mais difíceis desse período acadêmico, onde graças a ela consegui me dar a vida pela segunda vez. Agradeço ao meu terapeuta Pedro Scuciato que não desistiu de mim, mesmo quando eu já não acreditava mais e me auxiliou a chegar com vida até esse momento. Agradeço pelos amigos que permaneceram depois de todos os cancelamentos de encontros sociais graças à agenda quadrimestral. E por fim, agradeço pelos familiares que pararam de me pressionar por uma data de formatura. Brincadeiras à parte, sou muito grata por ter chegado até aqui e a todos que me ajudaram nesse percurso.

E nós agradecemos conjuntamente ao nosso professor Mário Leston Rey por toda a orientação, paciência, empatia e ensinamentos ao longo desse projeto.

Seu papel de orientação foi fundamental não apenas para o desenvolvimento deste trabalho, mas também para o nosso crescimento pessoal, acadêmico e humano. Sua dedicação e paixão pelo ensino foram inspiradoras e somos gratas por ter tido a sua companhia durante a finalização dessa trajetória.

“Epígrafe (opcional).”

Lorena Silva Sampaio, Samira Haddad

Algoritmos para o problema da arborescência geradora mínima: uma aplicação didática interativa

Dissertação apresentada à Universidade Federal do ABC como parte dos requisitos para a obtenção do título de Bacharel em Ciência da Computação.

Trabalho aprovado. Brasil, 2 de dezembro de 2025:

Prof. Dr. Mário Leston Rey
Orientador

Profa. Dra. Cristiane Maria Sato
Convidada

Prof. Dr. Aritanan Borges Garcia Gruber
Convidado

Brasil
2025

Resumo

Este trabalho apresenta uma análise e implementação de algoritmos de busca de r -arborescência geradora mínima em digrafos com aplicação didática interativa.

Palavras-chave: Digrafos. r -Arborescência Geradora. Algoritmos. Aplicação Web.

Abstract

This work presents an analysis and implementation of algorithms for finding a minimum spanning r -arborescence in digraphs with interactive didactic application.

Keywords: Digraphs. Spanning r -Arborescence. Algorithms. Web Application.

Lista de ilustrações

Figura 1	– A figura ilustra um digrafo D cujo conjunto dos vértices é $\{a, b, c, d, e\}$ e cujo conjunto dos arcos é $\{ab, bc, cd, de, ea, be\}$	14
Figura 2	– Os arcos em azul entram em um subconjunto $X \subseteq V(D)$	15
Figura 3	– Exemplo de digrafo ponderado (D, w) : cada arco recebe um custo real $w(a)$	15
Figura 4	– A figura ilustra um caminho simples (u_0, u_1, u_2, u_3) em um digrafo. . .	15
Figura 5	– A figura ilustra um ciclo $(u_0, u_1, u_2, u_3, u_0)$ em um digrafo.	16
Figura 6	– A figura ilustra uma r -arborescência.	16
Figura 7	– O subdigrafo T (em azul) é uma arborescência geradora do digrafo D , que inclui tanto os arcos azuis quanto os arcos cinza.	16
Figura 8	– A figura ilustra um subconjunto B (de arcos azuis) de custo $w(B) = 2 + 1 + 3 + 4 = 10$ visto como uma arborescência geradora de D	17
Figura 9	– Contração de um digrafo D pela partição $\mathcal{P} = \{X, Y, Z\}$, em que $X := \{a, b\}$, $Y := \{c\}$ e $Z := \{d, e\}$	19
Figura 10	– Contração de um subconjunto $X \subseteq V(D)$ em um digrafo D . À esquerda, o subconjunto $X = \{b, c\}$ é destacado; à direita, os vértices de X foram identificados em um único vértice v , obtendo-se o digrafo $D/X \mapsto v$	19
Figura 11	– Contração de um digrafo ponderado (D, w) pela partição $\mathcal{P} = \{X, Y, Z\}$, em que $X := \{a, b\}$, $Y := \{c\}$ e $Z := \{d, e\}$. O peso de cada arco XY em D/\mathcal{P} é o mínimo dos pesos dos arcos de D que vão de um vértice de X para um vértice de Y	19
Figura 12	– Contração ponderada de um subconjunto $X \subseteq V(D)$. À esquerda, o digrafo (D, w) com $X = \{b, c\}$ destacado. À direita, o digrafo $(D/X \mapsto v, w/X)$, em que os vértices de X foram identificados em um único vértice v e cada peso w/X é o mínimo dos pesos dos arcos de D entre X e os demais vértices.	20
Figura 13	– Componentes fortes S_1, S_2, S_3 de um digrafo D e sua condensação $D/\mathcal{C}(D)$, um digrafo acíclico em que S_1 é fonte.	20
Figura 14	– A figura ilustra a escolha gulosa quando esta produz uma r -arborescência. Os arcos em azul são os escolhidos; os cinza são os demais arcos do digrafo.	22
Figura 15	– Os arcos azuis são os da escolha gulosa.	22
Figura 16	– Os arcos azuis são os da escolha gulosa.	23
Figura 17	– Os arcos azuis são os arcos de D_0	24

Figura 18 – O caminho simples maximal P inicia em u e termina em v . A porção S de P entre u e t é indicada pelo arco ondulado azul; o caminho $S \cdot u$ é um ciclo.	25
Figura 19 – Contração de um ciclo C em um vértice x_C	25
Figura 20 – À esquerda, vértice v com três arcos de entrada (pesos 5, 3 e 7). À direita, após aplicar <code>reduce_weights(D, v)</code> : o menor peso 3 é subtraído de todas as entradas, resultando em custos reduzidos 2, 0 e 4. O arco (u_2, v) (em vermelho) tem custo zero e será selecionado para D_0	32
Figura 21 – A figura ilustra uma coleção laminar $\{A, B, C, D, E, F\}$ de conjuntos, onde $A := \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8\}$, $B := \{4, 7, 8\}$, $C := \{3, 5\}$, $D := \{8\}$, $E := \{7\}$, $F := \{6\}$	38
Figura 22 – Um arco a de peso 5 que entra nos r -conjuntos R_1 , R_2 e R_3 com multiplidades 2, 1, e 1, respectivamente.	39
Figura 23 – Digrafo D com raiz r : arcos pretos em $A(D) \setminus F$ e arcos verdes em F . As caixas tracejadas destacam os componentes fortemente conexos de $D[F]$; C_1 e C_2 são fontes na condensação.	43
Figura 24 – Distribuição de tempos: Fase I apresenta maior mediana (4,01s) e variabilidade que Chu-Liu/Edmonds (0,13s).	51
Figura 25 – Escalonamento temporal em função de $ A $: crescimento aproximadamente linear.	51
Figura 26 – Comparação de desempenho entre implementações da Fase II. À esquerda, o gráfico de boxplot mostra a distribuição de tempo da v1 do algoritmo com mediana de 0,42s enquanto v2 reduz para 0,0083s. À direita, o histograma do fator de aceleração (<i>speedup</i>) mostra mediana de 50,94 vezes (linha tracejada vermelha) e média de 49,53 vezes (linha pontilhada laranja).	52
Figura 27 – Métricas estruturais de Chu-Liu/Edmonds. À esquerda, o histograma vermelho mostra que o número de contrações (eixo horizontal) é concentrado em valores baixos — a maioria das 2000 instâncias (eixo vertical) requer menos de 20 contrações, com mediana 2 (linha tracejada) e média 6,82 (linha pontilhada). À direita, o histograma azul da profundidade de recursão exibe padrão similar).	52
Figura 28 – Pico de memória na Fase I: mediana 11,5 MB.	53
Figura 29 – Tamanho de D_0 versus $ V $: relação linear confirma $ A_0 = O(V)$	53
Figura 30 – Captura de tela de <code>home.html</code> : visão geral com resumo e integrantes.	67
Figura 31 – Captura de tela de <code>draw_graph.html</code> : editor livre de grafos.	68
Figura 32 – Captura de tela de <code>tese.html</code> : visão geral com resumo e integrantes.	68
Figura 33 – Captura de tela de <code>chuliu.html</code> : criação de grafo, seleção de raiz e execução do algoritmo.	69

Figura 34 – Tripartição funcional (navegação, conteúdo interativo, guia de passos). A presença do passo a passo auxilia na compreensão sequencial do algoritmo.	69
Figura 35 – Captura de tela de andrasfrank_v1.html: interface para o procedi- mento em duas fases, a tela da página andrasfrank_v2.html tem aparência similar.	70
Figura 36 – A barra lateral injeta navegação consistente; páginas de algoritmo formam trilha exploratória.	70

Sumário

1	INTRODUÇÃO	13
1.1	Estrutura do Trabalho	13
2	PRELIMINARES	14
2.1	Digrafos	14
2.2	Caminhos	15
2.3	Arborescências	16
2.4	Problema da arborescência de custo mínimo	17
2.5	Contração	18
2.6	Componentes fortes	20
3	ALGORITMO DE CHU-LIU-EDMONDS	21
3.1	O algoritmo	21
3.2	Custos reduzidos	23
3.3	Implementação em Python	29
3.3.1	Redução de custos	31
3.3.2	Construção de D_0	32
3.3.3	Detecção de ciclo	33
3.3.4	Contração de um ciclo	33
3.3.5	Procedimento principal	35
4	ALGORITMO DE ANDRÁS FRANK	38
4.1	Preliminares	38
4.2	Fase 1 do algoritmo de Frank	40
4.3	Implementação da fase 1	44
4.4	Fase 2 do Algoritmo de Frank	45
4.5	Implementação da fase 2	47
4.6	Versão alternativa da fase 2	47
4.7	O algoritmo de Frank	49
5	CHU-LIU-EDMONDS VS. FRANK	50
5.1	Análise comparativa dos algoritmos	50
5.2	Conclusões	53
6	A DIDÁTICA DO ABSTRATO	55
6.0.1	Fundamentos cognitivos e didáticos	55
6.0.2	Lidando com grafos e digrafos	56
6.0.3	Visualização e interação: princípios em uso	57

6.1	O ecossistema de ferramentas	58
7	A INTERAÇÃO HUMANO-COMPUTACIONAL EM AÇÃO: UMA APLICAÇÃO WEB INTERATIVA	62
7.1	Descrição da aplicação	62
7.1.1	Estrutura e Funcionalidades	62
7.1.2	Fluxo de interação	63
7.1.3	Arquitetura do Sistema	63
7.2	Princípios de interação humano-computador	64
7.3	Detalhes de Implementação	66
7.3.1	Estrutura de arquivos	66
7.3.2	Páginas da Aplicação <i>web</i>	66
7.3.3	Página do Andrasfrank (v1) e Andrasfrank (v2)	69
7.3.4	Estrutura das páginas	70
7.4	Considerações Finais e Trabalhos Futuros	71
8	CONCLUSÃO	72
	REFERÊNCIAS	74

1 Introdução

Encontrar uma *r-arborescência geradora mínima* em digrafos é um problema clássico em Ciência da Computação estudado desde os anos 1960, com formulações fundamentais apresentadas por Jack Edmonds em 1967 (EDMONDS, 1967).

Neste trabalho implementamos dois métodos para esse problema: o algoritmo de Chu–Liu–Edmonds (CHU; LIU, 1965; EDMONDS, 1967) e o procedimento em duas fases de András Frank (FRANK, 2011; FRANK, 1979).

Além disso, desenvolvemos uma aplicação *web* interativa que permite a visualização passo a passo dessas metodologias, facilitando a compreensão de suas operações e estruturas subjacentes.

1.1 Estrutura do Trabalho

Resumidamente, esta dissertação abrange as seguintes frentes:

O capítulo 2 introduz definições e conceitos básicos sobre digrafos, arborescências etc, estabelecendo a notação empregada ao longo do texto.

O capítulo 3 detalha o algoritmo de Chu–Liu–Edmonds e sua implementação em Python.

O capítulo 4 apresenta o procedimento em duas fases de András Frank e sua respectiva implementação computacional.

O capítulo 5 discute os resultados experimentais comparativos entre as duas abordagens, avaliando desempenho temporal, consumo de memória e características estruturais dos digrafos processados.

O capítulo 6 explora fundamentos teóricos da didática de assuntos abstratos, destacando a importância de visualizações interativas para o aprendizado de algoritmos complexos.

O capítulo 7 descreve a construção da aplicação *web*, incluindo arquitetura, tecnologias empregadas e aspectos de design centrado no usuário com base em princípios de interação humano-computacional.

Finalmente, o capítulo 8 sintetiza as conclusões da pesquisa, suas contribuições, limitações e direções para trabalhos futuros.

2 Preliminares

Neste capítulo, reunimos as noções básicas necessárias para compreensão completa do texto.

2.1 Digrafos

Começamos por introduzir a noção de digrafo. Um **digrafo** D é um par (V, A) , em que V é um conjunto finito de elementos chamados **vértices** e A , chamado de conjunto dos **arcos**, é um subconjunto de

$$\{(u, v) \in V \times V : u \neq v\}.$$

Escrevemos $V(D)$ e $A(D)$ para denotar, respectivamente, o conjunto dos vértices e o conjunto dos arcos de D .

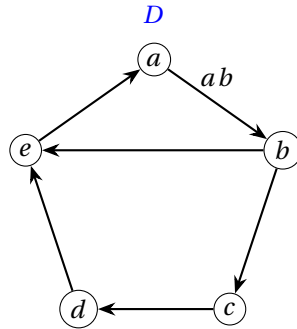


Figura 1 – A figura ilustra um digrafo D cujo conjunto dos vértices é $\{a, b, c, d, e\}$ e cujo conjunto dos arcos é $\{ab, bc, cd, de, ea, be\}$.

Para um arco $a := (u, v)$ de D — o que costumamos abreviar como uv — dizemos que u é a **cauda** (ou **ponta inicial**) de a e v é a **cabeça** (ou **ponta final**) de a .

Seja X um subconjunto de $V(D)$. Dizemos que um arco a **entra** em X se a ponta final de a está fora de X e a inicial está em X . Por outro lado, um arco a sai de X se a ponta inicial de a está em X e a final está fora de X . De forma análoga, dizemos que um subconjunto B de $A(D)$ **entra** em X se existe um arco de B que entra em X . O conjunto dos arcos de D que entram em X é denotado por $\delta_D^-(X)$ (ou $\delta^-(X)$ quando o contexto permitir). De forma similar, o conjunto dos arcos que saem de X é denotado por $\delta_D^+(X)$. Por brevidade, para cada vértice $v \in V(D)$, escrevemos $\delta_D^-(v)$ no lugar de $\delta_D^-(\{v\})$. A mesma convenção é usada para δ_D^+ .

Um **digrafo ponderado** é um par (D, w) , em que D é um digrafo e $w : A(D) \rightarrow \mathbb{R}$ é uma função que associa a cada arco $a \in A(D)$ um **custo** (ou **peso**) real $w(a)$.

Um digrafo H é um **subdigrafo** de um digrafo D se $V(H) \subseteq V(D)$ e $A(H) \subseteq A(D)$.

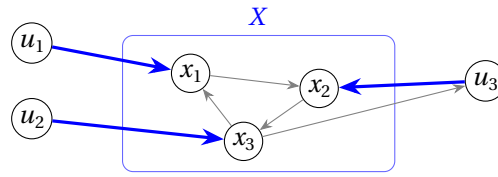


Figura 2 – Os arcos em azul entram em um subconjunto $X \subseteq V(D)$.

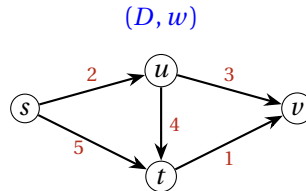


Figura 3 – Exemplo de digrafo ponderado (D, w) : cada arco recebe um custo real $w(a)$.

Seja D um digrafo e seja $B \subseteq A(D)$. O subdigrafo de D **gerado** por B , denotado $D[B]$, é o par (W, B) , em que W é o conjunto dos vértices que são pontas de arcos de B , isto é,

$$W = \{v \in V(D) : \text{existe } u \in V \text{ tal que } uv \in A(D) \text{ ou } vu \in A(D)\}.$$

2.2 Caminhos

Um **caminho** P em um digrafo D é uma sequência de vértices de D

$$(u_0, u_1, \dots, u_k),$$

em que $k \geq 0$ e, para cada $i \in \{0, 1, \dots, k-1\}$, $u_i u_{i+1}$ é um arco de D . Dizemos que P é um caminho **de** u_0 **até** u_k para destacar a **origem** u_0 de P e o **destino** u_k de P . Um caminho P é dito **simples** se seus vértices são dois a dois distintos. Um caminho é **fechado** se sua origem e seu destino coincidem. Finalmente, um caminho fechado $P := (u_0, u_1, \dots, u_k)$ é um **ciclo** se $(u_0, u_1, \dots, u_{k-1})$ é um caminho simples.

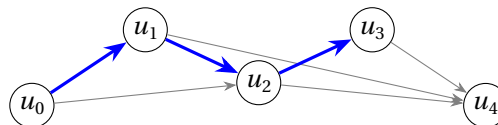


Figura 4 – A figura ilustra um caminho simples (u_0, u_1, u_2, u_3) em um digrafo.

A noção de caminho permite definir o território de um vértice em um digrafo. Seja D um digrafo e seja $r \in V(D)$. O **território** de r em D é o conjunto dos vértices $v \in V(D)$ tais que existe um caminho de r até v em D . O seguinte fato é bem conhecido. Para enunciá-lo é conveniente introduzir a seguinte definição. Um **r -conjunto** de D é um subconjunto não vazio X de $V(D)$ tal que $r \notin X$.

Proposição 2.1. *Seja D um digrafo e $r \in V(D)$. O território de r em D é igual a $V(D)$ se, e somente se, para cada r -conjunto X existe ao menos um arco de D que entra em X . \square*

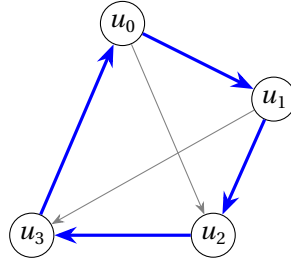


Figura 5 – A figura ilustra um ciclo $(u_0, u_1, u_2, u_3, u_0)$ em um digrafo.

2.3 Arborescências

Podemos agora introduzir um dos objetos fundamentais deste trabalho: as arborescências. Dizemos que um digrafo D é uma **arborescência** se existe um vértice $r \in V(D)$ tal que, para cada vértice $v \in V(D)$, existe um único caminho em D de r até v . Nesse caso, chamamos r de **raiz** de D . Para destacar o papel de r nesta definição, dizemos que D é uma **r -arborescência**.

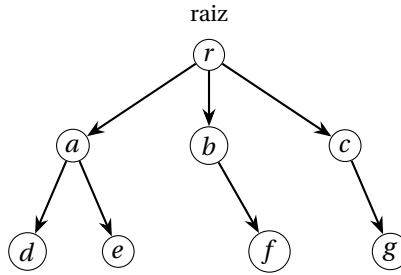


Figura 6 – A figura ilustra uma r -arborescência.

Um subdigrafo T de um digrafo D é uma **arborescência** se T é uma arborescência. Dizemos que T é uma arborescência **geradora** de D se, além disso, $V(T) = V(D)$.

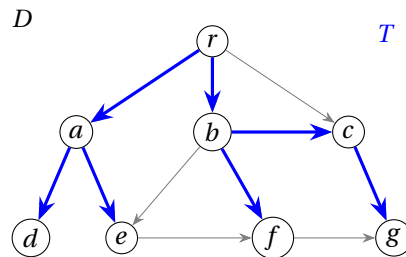


Figura 7 – O subdigrafo T (em azul) é uma arborescência geradora do digrafo D , que inclui tanto os arcos azuis quanto os arcos cinza.

Seja (D, w) um digrafo ponderado. Para todo subconjunto $B \subseteq A(D)$, definimos

$$w(B) := \sum_{b \in B} w(b).$$

Quando H é um subdigrafo de D , escrevemos $w(H)$ para abreviar $w(A(H))$.

No contexto de arborescências de um digrafo D , é comum identificarmos um subconjunto $B \subseteq A(D)$ com o subdigrafo $D[B]$. Assim, dizemos que $B \subseteq A(D)$ é uma **arborescência** se $D[B]$ é uma arborescência de D .

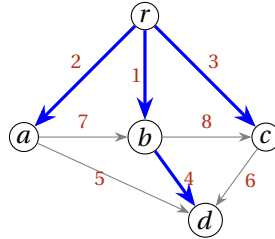


Figura 8 – A figura ilustra um subconjunto B (de arcos azuis) de custo $w(B) = 2+1+3+4 = 10$ visto como uma arborescência geradora de D .

Seja D um digrafo e seja r um vértice de D . Uma **cobertura de r -conjuntos** é um subconjunto $B \subseteq A(D)$ tal que B entra em todo r -conjunto de D . É claro que uma r -arborescência geradora de D é uma cobertura de r -conjuntos. A próxima proposição afirma que $B \subseteq A(D)$ é uma r -arborescência geradora de D se, e somente se, B é uma cobertura *minimal* de r -conjuntos de D . Isto significa que: (i) B é uma cobertura de r -conjuntos e (ii) para cada $a \in B$, o conjunto $B \setminus \{a\}$ não é uma cobertura de r -conjuntos de D .

Proposição 2.2. *Seja D um digrafo e seja r um vértice de D . Um subconjunto $B \subseteq A(D)$ é uma r -arborescência geradora de D se, e somente se, B é uma cobertura minimal de r -conjuntos de D .* \square

2.4 Problema da arborescência de custo mínimo

Finalmente, podemos enunciar o problema que constitui o objeto de estudo deste trabalho.

Problema da r -arborescência geradora de custo mínimo

Dado um digrafo ponderado (D, w) e um vértice $r \in V(D)$, deseja-se encontrar, se existir, uma r -arborescência geradora T de D tal que

$$w(T) \leq w(F)$$

para toda r -arborescência geradora F de D .

É uma chateação lidar com a possibilidade de que uma r -arborescência geradora de D pode não existir. Além disso, decidir se uma r -arborescência existe é tarefa simples: basta determinar o território do vértice r em D , o que pode ser feito por meio de qualquer algoritmo de busca. Assim, o problema só se coloca quando existe ao menos uma r -arborescência. Nesse caso, há ainda uma hipótese que pode ser adotada sem

perda de generalidade: podemos supor que nenhum arco de D entra em r , uma vez que nenhuma r -arborescência contém um arco entrando em r . Para evitar essas repetições, introduzimos a seguinte definição. Dizemos que uma tripla (D, w, r) é um **r -digrafo ponderado** se

- (D, w) é um digrafo ponderado;
- r é um vértice de D ;
- $\delta^-(r) = \emptyset$; e
- D possui uma r -arborescência.

Para um r -digrafo ponderado (D, w, r) , dizemos que uma r -arborescência geradora é de **custo mínimo** em (D, w) se

$$w(T) \leq w(F)$$

para toda r -arborescência geradora F de D .

2.5 Contração

A operação de contração de um conjunto de vértices é fundamental para o algoritmo de Chu–Liu–Edmonds e é o assunto que passaremos a tratar agora.

Seja D um digrafo e seja \mathcal{P} uma partição de $V(D)$. Definimos o digrafo obtido de D pela **contração** de \mathcal{P} , denotado por D/\mathcal{P} , como segue. Seu conjunto de vértices é

$$V(D/\mathcal{P}) := \mathcal{P},$$

e seu conjunto de arcos é

$$A(D/\mathcal{P}) := \{XY \in \mathcal{P} \times \mathcal{P} : X \neq Y \text{ e existem } x \in X, y \in Y \text{ tais que } xy \in A(D)\}.$$

Em outras palavras, D/\mathcal{P} é o digrafo cujo conjunto de vértices é \mathcal{P} e em que há um arco de X para Y , com $X, Y \in \mathcal{P}$ e $X \neq Y$, se, e somente se, existe um arco $xy \in A(D)$ com $x \in X$ e $y \in Y$.

Definimos agora em que consiste contrair um conjunto não vazio de vértices de um digrafo. Seja D um digrafo e seja $\emptyset \neq X \subseteq V(D)$. A **contração** de X em D , denotada por D/X , é o digrafo D/\mathcal{P} , em que

$$\mathcal{P} := \{\{u\} : u \in V(D) \setminus X\} \cup \{X\}.$$

Informalmente, em D/X todos os vértices de X são identificados em um único vértice, enquanto os vértices fora de X permanecem inalterados.

Nesse caso, no contexto do digrafo D/X , vamos identificar o conjunto $\{u\}$ com o próprio elemento u , para cada $u \in V(D) \setminus X$. Também vamos identificar o conjunto X

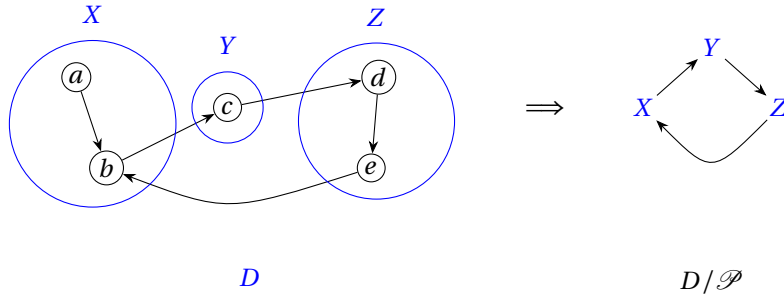


Figura 9 – Contração de um digrafo D pela partição $\mathcal{P} = \{X, Y, Z\}$, em que $X := \{a, b\}$, $Y := \{c\}$ e $Z := \{d, e\}$.

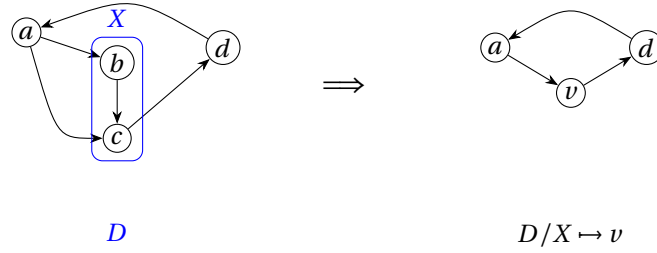


Figura 10 – Contração de um subconjunto $X \subseteq V(D)$ em um digrafo D . À esquerda, o subconjunto $X = \{b, c\}$ é destacado; à direita, os vértices de X foram identificados em um único vértice v , obtendo-se o digrafo $D/X \mapsto v$.

com um vértice $v \notin V(D)$. Para explicitar essa identificação, escreveremos $D/X \mapsto v$ em vez de simplesmente D/X .

Considere agora um digrafo ponderado (D, w) e uma partição \mathcal{P} de $V(D)$. Definimos o digrafo ponderado $(D/\mathcal{P}, w/\mathcal{P})$ pondo

$$(w/\mathcal{P})(XY) := \min\{w(xy) : x \in X, y \in Y\}$$

para cada $XY \in A(D/\mathcal{P})$. Ou seja, o custo de cada arco XY de D/\mathcal{P} é o menor dos custos dos arcos $xy \in A(D)$ tais que $x \in X$ e $y \in Y$.

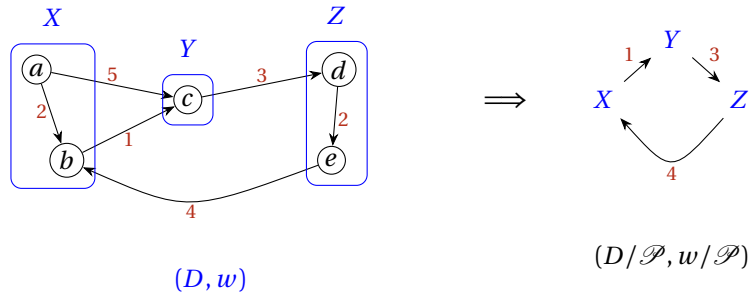


Figura 11 – Contração de um digrafo ponderado (D, w) pela partição $\mathcal{P} = \{X, Y, Z\}$, em que $X := \{a, b\}$, $Y := \{c\}$ e $Z := \{d, e\}$. O peso de cada arco XY em D/\mathcal{P} é o mínimo dos pesos dos arcos de D que vão de um vértice de X para um vértice de Y .

Quando X é um subconjunto não vazio de vértices de D , escrevemos $(D/X \mapsto v, w/X \mapsto v)$ para denotar a contração de X na qual o conjunto X é identificado com o vértice $v \notin V(D)$.

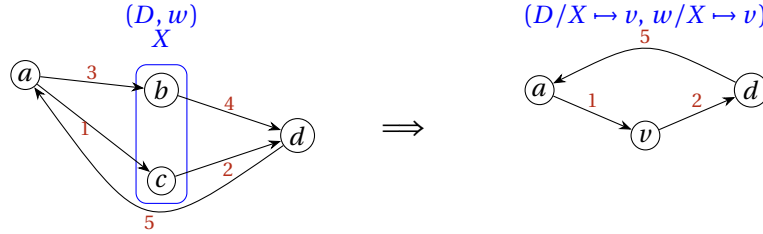


Figura 12 – Contração ponderada de um subconjunto $X \subseteq V(D)$. À esquerda, o digrafo (D, w) com $X = \{b, c\}$ destacado. À direita, o digrafo $(D/X \mapsto v, w/X \mapsto v)$, em que os vértices de X foram identificados em um único vértice v e cada peso w/X é o mínimo dos pesos dos arcos de D entre X e os demais vértices.

2.6 Componentes fortes

Seja D um digrafo. Uma **componente forte** de D é um subconjunto maximal $S \subseteq V(D)$ tal que, para cada $s, t \in S$, existe um caminho de s até t em D e um caminho de t até s em D . Nesse caso, qualquer caminho de s até t (por $s, t \in S$) tem todos os seus vértices contidos em S .

O conjunto das componentes fortes de D é denotado por $\mathcal{C}(D)$, ou simplesmente por \mathcal{C} quando não houver risco de ambiguidade. A **condensação** de D é o digrafo D/\mathcal{C} , cujos vértices são as componentes fortes de D e em que há um arco do vértice S para o vértice T de D/\mathcal{C} se, e somente se, existe um arco de D que sai de um vértice de S e entra em um vértice de T .

Dizemos que $S \in \mathcal{C}$ é uma **fonte** de \mathcal{C} se nenhum arco de D/\mathcal{C} entra em S . É bem sabido que D/\mathcal{C} é um digrafo livre de ciclos (isto é, um digrafo acíclico).

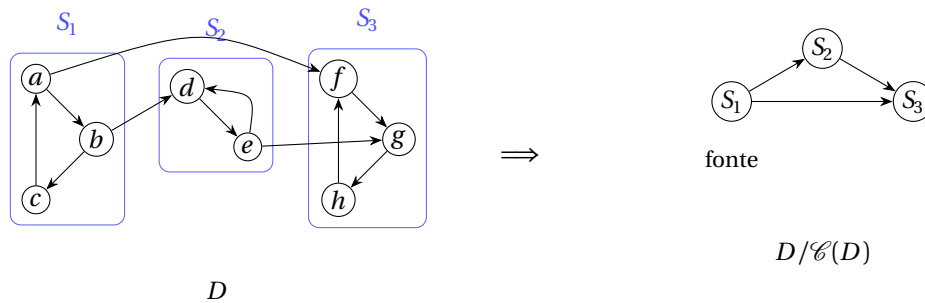


Figura 13 – Componentes fortes S_1, S_2, S_3 de um digrafo D e sua condensação $D/\mathcal{C}(D)$, um digrafo acíclico em que S_1 é fonte.

3 Algoritmo de Chu–Liu–Edmonds

Neste capítulo apresentaremos o algoritmo de Chu–Liu–Edmonds (CHU; LIU, 1965) (EDMONDS, 1967), que determina uma r -arborescência geradora de custo mínimo em um r -digrafo ponderado. O algoritmo baseia-se em duas operações fundamentais: (i) a redução gulosa dos custos dos arcos e (ii) a contração de ciclos. Essas operações permitem resolver recursivamente uma instância menor do problema e, em seguida, estender a solução obtida para o problema original.

O propósito deste capítulo é fornecer uma descrição precisa tanto do algoritmo quanto da implementação desenvolvida neste trabalho.

3.1 O algoritmo

O problema que nos interessa consiste em, dado um r -digrafo ponderado (D, w, r) (veja a página 17), encontrar uma r -arborescência geradora de custo mínimo de D .

O algoritmo de Chu–Liu–Edmonds recebe um r -digrafo ponderado (D, w, r) e devolve uma r -arborescência geradora de custo mínimo de D .

Vamos primeiro fornecer uma visão geral do algoritmo. O algoritmo é recursivo. Inicialmente, ele faz uma escolha gulosa de um certo conjunto de arcos. Se esse conjunto forma uma arborescência, o algoritmo pára e devolve esse conjunto. Caso contrário, identifica um ciclo especial no digrafo e o contrai, produzindo um novo digrafo. Esse novo digrafo é então submetido recursivamente ao algoritmo, que devolve uma arborescência de custo mínimo. Por fim, utilizamos o ciclo contraído para construir uma arborescência de custo mínimo no digrafo original. Essa construção é detalhada a seguir.

Escolha gulosa

Suponha doravante que (D, w, r) é um r -digrafo ponderado. O algoritmo tem um caráter guloso. Note que, se T é uma r -arborescência de D , então, para cada vértice $v \neq r$, existe exatamente um arco de T que entra em v . Isso sugere a seguinte escolha gulosa: para cada vértice $v \neq r$, selecione um arco a_v de custo mínimo dentre aqueles que entram em v e forme o conjunto $T := \{a_v : v \in V \setminus \{r\}\}$.

Suponha que T é uma r -arborescência. Não é difícil verificar que T tem custo mínimo. De fato, seja F uma r -arborescência de D . Para cada vértice $v \neq r$, escreva b_v

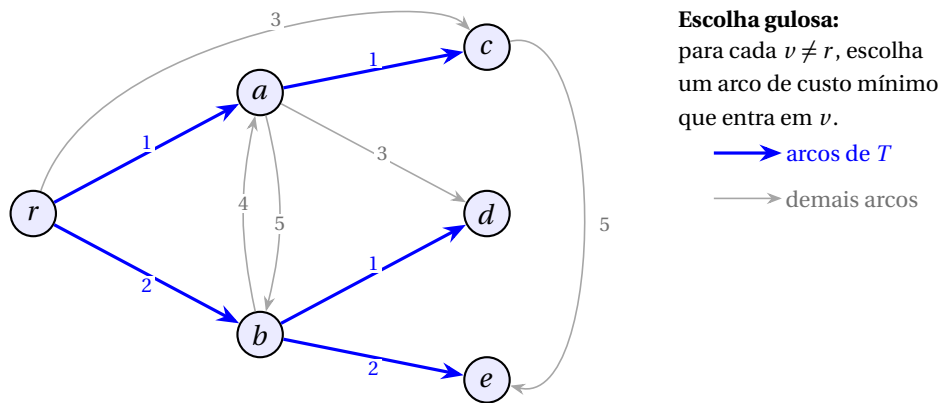


Figura 14 – A figura ilustra a escolha gulosa quando esta produz uma r -arborescência. Os arcos em azul são os escolhidos; os cinza são os demais arcos do digrafo.

para o único arco de F que entra em v . Pela escolha gulosa,

$$w(a_v) \leq w(b_v) \quad \text{para todo } v \neq r.$$

Logo,

$$w(F) = \sum_{v \in V \setminus \{r\}} w(b_v) \geq \sum_{v \in V \setminus \{r\}} w(a_v) = w(T).$$

Portanto, T é uma r -arborescência de custo mínimo.

A Figura 15 ilustra que podemos não ter tanta sorte com T .

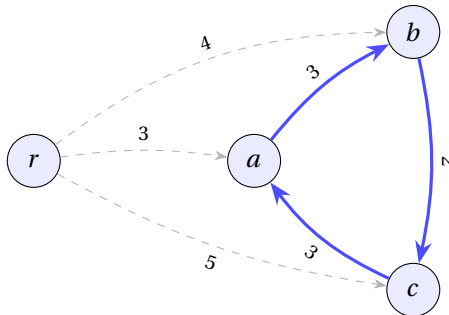


Figura 15 – Os arcos azuis são os da escolha gulosa.

Ora, se no lugar do arco (c, a) tivéssemos escolhido o arco (r, a) , então r -arborescência resultante seria de custo mínimo.

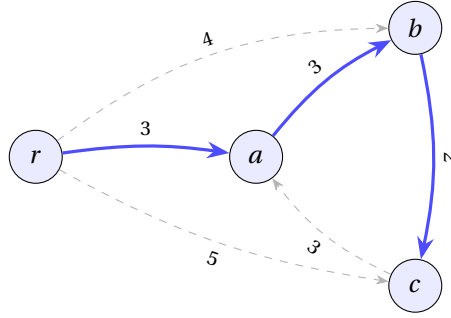


Figura 16 – Os arcos azuis são os da escolha gulosa.

3.2 Custos reduzidos

Vamos introduzir agora a noção de custo reduzido. Essa noção permite fazer uma transformação nos custos que preserva a otimalidade.

Seja $q : V \setminus \{r\} \rightarrow \mathbb{R}$ uma função. Definimos o **custo q -reduzido** $w_q : A \rightarrow \mathbb{R}$ por¹

$$w_q(uv) := w(uv) - q(v), \quad uv \in A.$$

Para um conjunto $X \subseteq V$, escrevemos $q(X) := \sum_{u \in X} q(u)$.

A próxima proposição mostra que a transformação por custo q -reduzido preserva a otimalidade.

Proposição 3.1. *Para toda função $q : V \setminus \{r\} \rightarrow \mathbb{R}$, uma r -arborescência T é de custo mínimo em (D, w) se, e somente se, T é de custo mínimo em (D, w_q) .*

Prova. Seja F uma r -arborescência. Para cada $u \in V \setminus \{r\}$, seja a_u o único arco de F que entra em u . Então

$$\begin{aligned} w_q(F) &= \sum_{u \in V \setminus \{r\}} w_q(a_u) \\ &= \sum_{u \in V \setminus \{r\}} (w(a_u) - q(u)) \\ &= \sum_{u \in V \setminus \{r\}} w(a_u) - \sum_{u \in V \setminus \{r\}} q(u) \\ &= w(F) - q(V \setminus \{r\}). \end{aligned}$$

Assim, para quaisquer r -arborescências T e F ,

$$w(T) \leq w(F) \iff w_q(T) = w(T) - q(V \setminus \{r\}) \leq w(F) - q(V \setminus \{r\}) = w_q(F),$$

o que prova a proposição. □

¹ Recorde que nenhum arco entra em r ; logo, a função w_q está bem definida.

O custo reduzido de interesse é o dado pela função λ definida a seguir. Para cada $v \in V \setminus \{r\}$, definimos

$$\lambda(v) := \lambda_w(v) := \min\{w(a) : a \in \delta^-(v)\}.$$

Note que λ está bem definida, uma vez que D possui uma r -arborescência e, portanto, existe ao menos um arco que entra em cada vértice diferente de r . Consequentemente, para todo $v \in V \setminus \{r\}$,

$$\min\{w_\lambda(a) : a \in \delta^-(v)\} = 0,$$

isto é, precisamente os arcos de custo mínimo que entram em v passam a ter custo zero, e os demais ficam com custo positivo.

Definimos o subdigrafo gerador D_0 de D escolhendo, para cada $v \neq r$, exatamente um arco a_v que entra em v e satisfaz $w_\lambda(a_v) = 0$. Assim,

$$V(D_0) := V(D) \quad \text{e} \quad A(D_0) := \{a_v : v \in V(D) \setminus \{r\}\}.$$

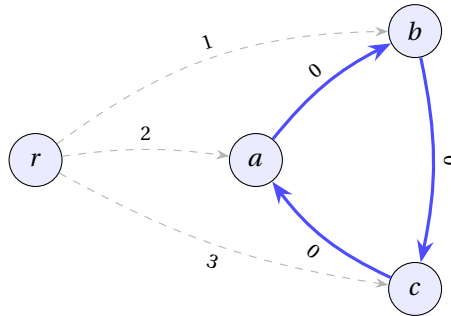


Figura 17 – Os arcos azuis são os arcos de D_0 .

Como vimos, se D_0 é uma r -arborescência, então D_0 tem custo mínimo. Podemos então supor que D_0 não é uma r -arborescência. Vamos mostrar que, nesse caso, D_0 possui um ciclo.

Seja $v \neq r$ um vértice de V que *não* é alcançável a partir de r em D_0 ; um tal vértice existe uma vez que estamos admitindo que D_0 não possui uma r -arborescência. Observe que, por construção, para cada vértice s de D_0 existe exatamente um arco de D_0 que entra em s . Considere um caminho simples maximal² de D_0 que termina em v . Seja u o início de P . Como v não é atingível a partir de r , temos que $u \neq r$. Logo, existe exatamente um arco, digamos tu , de D_0 que entra em u . Pela maximalidade de P , o vértice t é um dos vértices de P (caso contrário,³ $t \cdot P$ é um caminho simples, o que contraria a escolha de P). Como P é um caminho simples que começa em u , o vértice t aparece em P após u ; portanto, P contém um subcaminho S de u até t . Consequentemente, $S \cdot u$ é um ciclo de D_0 . Isso prova que D_0 contém um ciclo.

² Maximal aqui tem o seguinte sentido. Para cada vértice u de D_0 , as sequências $P \cdot u$ e $u \cdot P$ não são caminhos simples.

³ Para sequências α e β , escrevemos $\alpha \cdot \beta$ para denotar a concatenação de α e β . Para simplificar a notação, uma sequência de comprimento 1 é identificada com o seu único elemento.

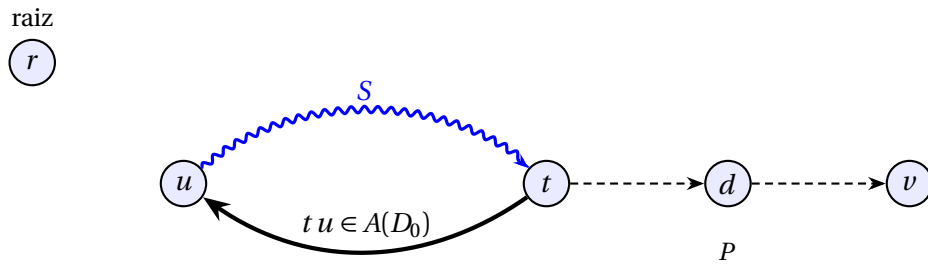


Figura 18 – O caminho simples maximal P inicia em u e termina em v . A porção S de P entre u e t é indicada pelo arco ondulado azul; o caminho $S \cdot u$ é um ciclo.

Devemos agora mostrar o que fazer com um desses ciclos de D_0 .

Contração de ciclos

A próxima operação do algoritmo é a contração de ciclos (veja a Seção 2.5). É conveniente identificar um ciclo com o conjunto de seus vértices. Suponha que o digrafo D_0 possua um ciclo, digamos C . Observe que $r \notin V(C)$. Recorde que, ao *contrair* o ciclo C em D e obter o digrafo $D/C \mapsto x_C$, identificamos todos os vértices de C em um único vértice, denotado por x_C e visto como um supervértice, e redirecionamos os arcos incidentes: arcos da forma uv , em que $v \in C$ (isto é, que entravam em C), passam a ser da forma ux_C em $D/C \mapsto x_C$, e arcos da forma vu , em que $v \in C$ (isto é, que saíam de C), passam a ser da forma x_Cu em $D/C \mapsto x_C$. Assim, em $D/C \mapsto x_C$, o ciclo C é tratado como um único vértice.

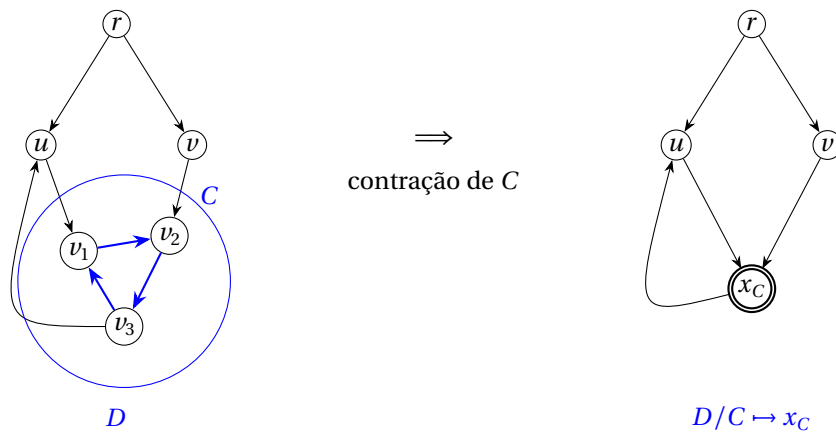
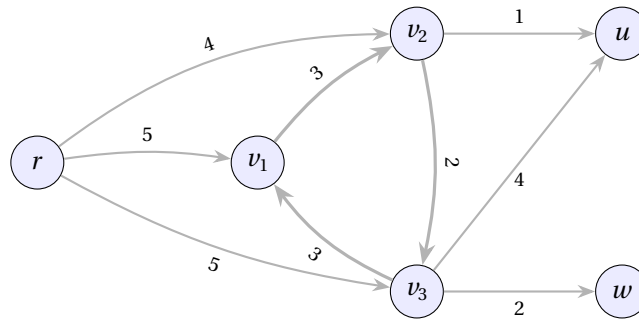


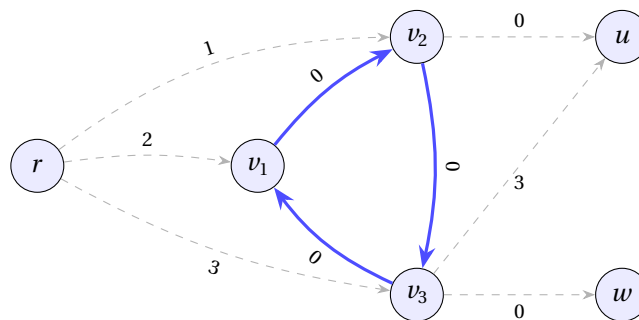
Figura 19 – Contração de um ciclo C em um vértice x_C .

Precisamos agora definir um novo r -digrafo ponderado. Ei-lo: (D', w', r) , onde $D' := D/C \mapsto x_C$ e $w' := w_\lambda/C \mapsto x_C$. Note que r é um vértice de D' e que, além disso, D' possui uma r -arborescência.

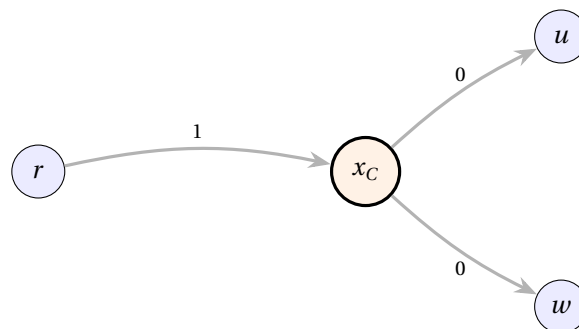
Agora vamos ilustrar um exemplo de como essa contração é feita e os custos são ajustados. Considere o digrafo a seguir.



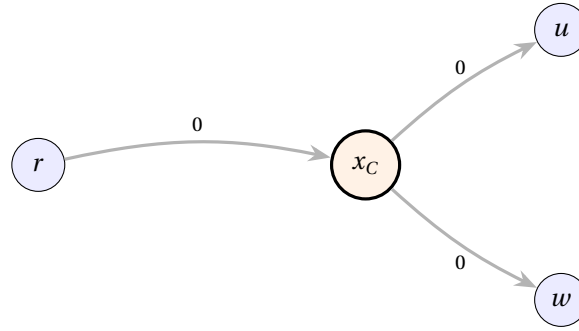
Após a redução dos custos, obtemos um ciclo $C := (v_1, v_2, v_3, v_1)$ cujos arcos têm custo reduzido igual a zero.



Após a contração do ciclo C , obtemos o digrafo abaixo com o supervértice x_C .



O digrafo contraído é submetido recursivamente ao algoritmo. Assim, o próximo passo consiste em reduzir os custos dos arcos dessa nova instância, obtendo assim o seguinte r -digrafo ponderado.

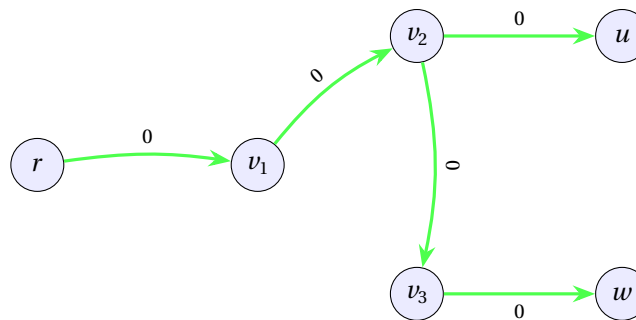


O subdígrafo gerador obtido a partir desse dígrafo, usando apenas os arcos de custo reduzido igual a zero, possui uma r -arborescência. O algoritmo devolve essa r -arborescência, que agora deverá passar por um processo de expansão.

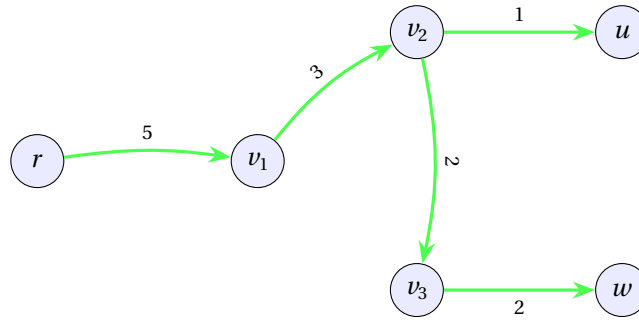
Reexpansão de arborescências

Após resolver o problema no dígrafo contraído D' , obtemos uma r -arborescência geradora T' de custo mínimo em (D', w') . Observe que tão somente um arco de T' entra em x_C . Para reexpandir T' em uma r -arborescência T em D , substituímos o super-vértice x_C pelo ciclo C e adicionamos os arcos do ciclo que formam a arborescência dentro de C . Especificamente, o arco ux_C de T' corresponde a um arco uv de D , onde $v \in C$. Esse arco uv é incluído em T . Em seguida, adicionamos os arcos do ciclo C que conectam os vértices de C de forma a manter a estrutura de arborescência. Note que, devemos escolher todos os arcos do ciclo C exceto aquele que entra em v , garantindo que cada vértice de C tenha grau de entrada igual a 1 em T .

Retomemos o exemplo para ilustrar a expansão da r -arborescência geradora do dígrafo contraído. Primeiro, adicionamos os vértices do ciclo C e, em seguida, incluímos os arcos apropriados para formar a r -arborescência geradora do dígrafo original:



No r -dígrafo ponderado original, temos a seguinte configuração.



Vamos agora verificar que a r -arborescência geradora T , obtida da construção descrita, é de custo mínimo em (D, w) . Por hipótese, T' é uma r -arborescência geradora de custo mínimo em (D', w') , isto é,

$$w'(T') \leq w'(F')$$

para toda r -arborescência geradora F' de D' . Pela construção de T , temos que T é uma r -arborescência geradora tal que $w_\lambda(T) = w'(T')$, uma vez que todo arco a de C satisfaz $w_\lambda(a) = 0$.

Suponha agora que F seja uma r -arborescência geradora de custo mínimo em (D, w_λ) . Então $w_\lambda(F) \leq w_\lambda(T)$. Seja $F' := F/C \mapsto x_C$. Note que F' pode não ser uma r -arborescência de D' . No entanto, F' contém uma r -arborescência de D' ; logo, existe $F'' \subseteq F'$ tal que F'' é uma r -arborescência de D' . Temos, então, $w'(F'') \leq w'(F')$ pois $w'(a) \geq 0$ para cada $a \in A(D')$. Por hipótese, $w'(T') \leq w'(F'')$ o que, combinado com $w_\lambda(T) = w'(T')$, permite inferir que

$$w_\lambda(T) \leq w'(F'') \leq w'(F') = w_\lambda(F).$$

Portanto, T é uma r -arborescência geradora de custo mínimo em (D, w_λ) . Agora, pela Proposição 3.1, T é uma r -arborescência geradora de custo mínimo em (D, w) , como queríamos. Isso completa a prova de que a r -arborescência devolvida pelo algoritmo é de custo mínimo em (D, w) .

Convém agora sumarizar e exibir uma descrição em pseudocódigo do algoritmo de Chu–Liu/Edmonds. O mapeamento desse pseudocódigo para código Python será discutido na próxima seção.

Algoritmo 3.1: Chu–Liu/Edmonds

```

1 def chu-liu-edmonds( $D, w, r$ ):
2    $\lambda := \{(v, \min\{w(a) : a \in \delta^-(v)\}) : v \in V \setminus \{r\}\}$ 
3   para cada  $v \in V \setminus \{r\}$ , seja  $a_v \in \delta^-(v)$  tal que  $w_\lambda(a_v) = 0$ 
4   seja  $D_0 := (V, \{a_v : v \in V \setminus \{r\}\})$ 
5   if  $D_0$  é uma  $r$ -arborescência: return  $D_0$ 
```

```

6   seja  $C$  um ciclo em  $D_0$ 
7    $T' := \text{chu-liu-edmonds}(D/C \mapsto x_C, w_\lambda/C \mapsto x_C, r)$ 
8    $T := \text{expand}(T')$ 
9   return  $T$ 

```

Complexidade

Não é difícil ver que as operações envolvidas nas linhas 2 a 6 e na linha 8 podem ser implementadas de forma a serem executadas em tempo $O(|A|)$. Como cada chamada recursiva contrai ao menos um vértice, o número total de chamadas é limitado por $O(|V|)$. Portanto, o consumo de tempo do algoritmo está em $O(|V||A|)$.

Quanto ao consumo de memória, é possível realizar as operações de contração de modo que o uso total de memória adicional permaneça em $O(|V||A|)$. A implementação descrita a seguir, disponível em <https://github.com/lorenypsum/GraphVisualizer>, apresenta consumo de tempo e memória em $O(|V||A|)$.

3.3 Implementação em Python

Esta seção descreve a implementação do algoritmo de Chu–Liu/Edmonds em Python, estruturada para refletir com precisão as etapas discutidas anteriormente. Cada operação fundamental — redução dos custos, construção do subdigrafo gerador de arcos de custo reduzido iguais a zero, contração de ciclos e reexpansão — é implementada utilizando como suporte a biblioteca `networkx`.

Representação de digrafos e detecção de ciclos

A implementação utiliza a biblioteca `NetworkX`⁴. Digrafos ponderados são representados por instâncias da classe `DiGraph`. Internamente, essa classe usa dicionários do Python para armazenar vértices, arcos e atributos, o que garante operações eficientes na prática. Por exemplo, adicionar ou remover um arco tem consumo amortizado de tempo em $O(1)$; iterar sobre os sucessores de um vértice u tem consumo de tempo em $O(|\delta^+(u)|)$; e iterar sobre todos os arcos tem consumo de tempo em $O(m)$, em que m é o número de arcos do digrafo.

Métodos da API `NetworkX`

Elencamos a seguir alguns métodos da API `NetworkX` utilizados na implementação. Para uma instância D de `DiGraph`:

⁴ Disponível em <https://networkx.org/>.

Consulta de estrutura

- `D.nodes()`: devolve um iterável sobre o conjunto dos vértices de `D`.
- `D.in_edges(v, data="w")`: devolve um iterável de triplas da forma (u, v, w) , em que uv é um arco de `D` com peso w .
- `D.out_edges(u, data="w")`: devolve um iterável de triplas da forma (u, v, w) , em que uv é um arco de `D` com peso w .
- `D[u][v]["w"]`: devolve o peso do arco uv de `D`, isto é, o valor armazenado no atributo "w" associado a esse arco.

Modificação de estrutura

- `D.add_edge(u, v, w=p)`: adiciona o arco uv a `D` com peso p armazenado no atributo "w". Os vértices u e/ou v são criados automaticamente se ainda não existirem em `D`.
- `D.remove_edges_from(edges)`: recebe um iterável `edges` de arcos e remove de `D` cada arco (u, v) em `edges`.
- `D.remove_nodes_from(nodes)`: recebe um iterável `nodes` de vértices e remove de `D` cada vértice v em `nodes` (bem como todos os arcos incidentes em v).

Remoção de arcos que entram na raiz

Recorde que o algoritmo de Chu–Liu–Edmonds recebe um r -digrafo ponderado e que, por definição, em um r -digrafo ponderado nenhum arco entra em r . Escrevemos esta função como uma etapa de pré-processamento justamente para garantir que a raiz r não possua arcos de entrada antes de iniciar o algoritmo principal.

Em detalhes, essa função recebe como entrada uma instância `D` de `DiGraph` e um vértice r de `D`. A função modifica `D` removendo todos os arcos que entram em r e tem consumo amortizado de tempo em $O(k)$, em que k é o número de arcos que entram em r . Destacamos que é necessário armazenar, em uma lista, todos esses arcos usando o método `in_edges` (linha 2), pois esse método devolve um iterador que é invalidado assim que alguma operação modifica a estrutura de dados que o produziu.

Remoção de arcos que entram na raiz

Entrada: `D`: `DiGraph` e r .

Pré-condição: r vértice de `D`.

Modifica: `D`.

Pós-condição: `D` não possui nenhum arco que entra em r .

```

1 def remove_edges_to(D: nx.DiGraph, r: int):
2     in_edges = list(D.in_edges(r))
3     D.remove_edges_from(in_edges)

```

3.3.1 Redução de custos

A função `reduce_weights` tem como propósito realizar a redução de custos por vértice. Em outras palavras, é nessa função que, para um vértice v , calculamos $\lambda(v)$ e obtemos os custos λ -reduzidos dos arcos que entram em v . A função recebe D : `DiGraph` e um vértice v . A variável `in_edges` é um iterável de triplas da forma (u, v, w) , em que (u, v) é um arco de D e w é o seu peso, obtidas por meio do método `D.in_edges(node, data="w")`. A variável y_v é o peso mínimo entre esses arcos. Em seguida, os pesos dos arcos que entram em v são decrementados de y_v . O consumo de tempo está em $O(k)$, em que k é o número de arcos que entram em `node`.

Redução de custos por vértice (normalização)

Entrada: D : `DiGraph`, v : `int`.

Pré-condição: v é vértice de D e possui ao menos um arco de entrada.

Modifica: D .

Pós-condição: $D[u][v][\text{"w"}]$ é o custo λ -reduzido do arco (u, v) para cada u que é predecessor de v .

```

1 def reduce_weights(D: nx.DiGraph, v: int):
2     in_edges = D.in_edges(v, data=True)
3     yv = min((data["w"] for _, _, data in in_edges))
4     for u, _, _ in in_edges:
5         D[u][v]["w"] -= yv

```

A Figura 20 ilustra o funcionamento da redução:

Antes: $y(v) = \min\{5, 3, 7\} = 3$

Depois: ao menos uma entrada tem custo 0

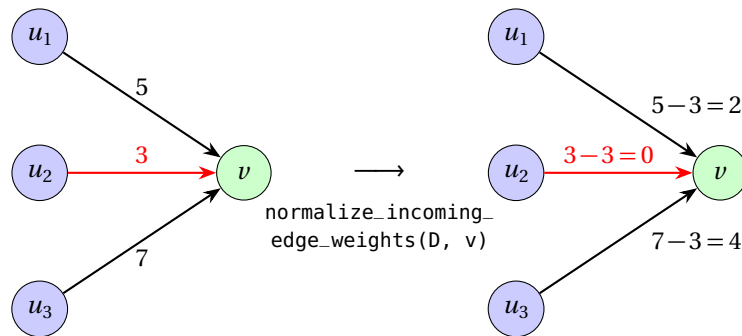


Figura 20 – À esquerda, vértice v com três arcos de entrada (pesos 5, 3 e 7). À direita, após aplicar `reduce_weights(D, v)`: o menor peso 3 é subtraído de todas as entradas, resultando em custos reduzidos 2, 0 e 4. O arco (u_2, v) (em vermelho) tem custo zero e será selecionado para D_0 .

3.3.2 Construção de D_0

Vamos mostrar agora como construir o subdigrafo D_0 de D . Lembre-se de que D_0 é o subdigrafo gerador de D em que, para cada vértice $v \neq r$, selecionamos um arco que entra em v com peso zero.

A função é bastante simples. Ela recebe um D : `DiGraph` e um vértice r de D tais que, em cada vértice v diferente de r , entra ao menos um arco de peso zero. A função devolve um subdigrafo gerador D_0 : `DiGraph`, construído ao se iterar sobre o conjunto dos vértices v de D distintos de r e selecionar exatamente um arco de peso zero que entra em v .

Construção de D_0

Entrada: D : `DiGraph`, r : `int`.

Pré-condição: r é vértice de D e para cada vértice distinto de r existe um arco de peso zero (atributo "w") que nele entra.

Saída: D_0 : `DiGraph` subdigrafo gerador de D tal que em cada vértice diferente de r entra exatamente um arco de custo reduzido igual a zero.

```
1 def get_Dzero(D: nx.DiGraph, r: int):
2     D_zero = nx.DiGraph()
3     for v in D.nodes():
4         if v != r:
5             in_edges = D.in_edges(v, data=True)
6             u = next((u for u, _, data in in_edges
7                       if data["w"] == 0))
8             D_zero.add_edge(u, v)
9     return D_zero
```

As funções de redução de custo e construção de D_0 juntas implementam os passos das linhas 2, 3, e 4 do Algoritmo de Chu–Liu–Edmonds.

3.3.3 Detecção de ciclo

O próximo passo consiste em mostrar como decidir se o digrafo D_0 é uma r -arborescência e, caso isso não ocorra, como encontrar um ciclo para futura contração. A decisão sobre se D_0 é uma arborescência é delegada a uma função de biblioteca, chamada `is_arborescence`. Note que, em virtude da forma como D_0 é construído, se D_0 é uma arborescência, então D_0 é necessariamente uma r -arborescência. No que segue, vamos assumir que D_0 não é uma arborescência.

A função recebe `D_zero: DiGraph` e supõe que (i) `D_zero` não é uma arborescência; (ii) existe exatamente um vértice de `D_zero` no qual não entra nenhum arco; e (iii) em cada um dos demais vértices, entra ao menos um arco. A função devolve um subdigrafo `C: DiGraph` de `D_zero` que é um ciclo.

Uma função de biblioteca, `find_cycle`, é usada para encontrar um ciclo em `D_zero`. Os arcos desse ciclo — resultado da chamada

```
find_cycle(D_zero, orientation="original")
```

— determinam o subconjunto de vértices do ciclo. A função devolve o subdigrafo de `D_zero` induzido por esse subconjunto vértices.

Detecção de ciclo dirigido em D_0

Entrada: `D_zero: DiGraph`.

Pré-condição: `D_zero` não é uma arborescência, e existe exatamente um vértice de `D_zero` no qual não entra nenhum arco e nos demais vértices entra ao menos um arco.

Saída: `C: DiGraph` subdigrafo de `D_zero` que é um ciclo.

```
1 def find_cycle(D_zero: nx.DiGraph):
2     nodes_in_cycle = set()
3     for u, v, _ in nx.find_cycle(D_zero, orientation="original"):
4         nodes_in_cycle.update([u, v])
5     return D_zero.subgraph(nodes_in_cycle).to_directed()
```

3.3.4 Contração de um ciclo

Vamos agora mostrar como implementar a contração de um ciclo C de D_0 . A função `contract_cycle` recebe um digrafo D , um⁵ subdigrafo C de D e um nome `label`

⁵ Isso é irrelevante: C poderia ser qualquer subdigrafo não vazio de D .

para o supervértice do digrafo contraído. A função modifica D de tal forma que, após a chamada, D representa o digrafo $D/C \mapsto \text{label}$ e devolve dois dicionários

`in_to_cycle, out_from_cycle: dict[int, tuple[int, float]],`

cujas formações são explicadas a seguir.

Considere um vértice u de D que está fora de C e que possui ao menos um sucessor em C . Dizemos que um arco uv de D é **essencial de u para C** se v é vértice de C e o custo de uv é mínimo entre os custos dos arcos que saem de u e entram em C . De forma similar, considere um vértice v de D que está fora de C e que possui ao menos um antecessor em C . Dizemos que um arco uv de D é **essencial de C para v** se u é vértice de C e o custo de uv é mínimo entre os custos dos arcos que saem de C e entram em v .

A função constrói os dicionários com os arcos essenciais e seus pesos. Assim, para cada u que é antecessor de C , `in_to_cycle[u] = (v, w)` se, e somente se, uv é um arco essencial de u para C , de custo w . De forma similar, para cada v que é sucessor de C , `out_from_cycle[v] = (u, w)` se, e somente se, uv é um arco essencial de C para v , de custo w .

É fácil ver que o consumo de tempo da função está em $O(m)$, em que m é o número de arcos de D .

Contração de ciclo

Entrada: D : DiGraph, C : DiGraph, `label: int`.

Pré-condição: C subdigrafo de D e `label` não é um vértice de D .

Modifica: D .

Pós-condição: D é o digrafo $D/C \mapsto \text{label}$.

Saída: `in_to_cycle, out_from_cycle: dict[int, tuple[int, float]]`.

Para cada u que é antecessor de C , `in_to_cycle[u] = (v, w)` se, e somente se, uv é um arco essencial de u para C de custo w .

Para cada u que é sucessor de C , `in_to_cycle[u] = (v, w)` se, e somente se, vu é um arco essencial de C para u de custo w .

```

1 def contract_cycle(D: nx.DiGraph, C: nx.DiGraph, label: int):
2     cycle_nodes: set[int] = set(C.nodes())
3     in_to_cycle: dict[int, tuple[int, float]] = {}
4     for u in D.nodes:
5         if u not in cycle_nodes:
6             min_weight_edge_to_cycle = min(
7                 ((v, data["w"])
8                 for _, v, data in D.out_edges(u, data=True)
9                 if v in cycle_nodes),
10             key=lambda x: x[1],

```

```

11         default=None,)
12         if min_weight_edge_to_cycle:
13             in_to_cycle[u] = min_weight_edge_to_cycle
14     for u, (v, w) in in_to_cycle.items():
15         D.add_edge(u, label, w=w)
16     out_from_cycle: dict[int, tuple[int, float]] = {}
17     for v in D.nodes:
18         if v not in cycle_nodes:
19             min_weight_edge_from_cycle = min(
20                 ((u, data["w"])
21                  for u, _, data in D.in_edges(v, data=True)
22                  if u in cycle_nodes),
23                 key=lambda x: x[1],
24                 default=None,)
25             if min_weight_edge_from_cycle:
26                 out_from_cycle[v] = min_weight_edge_from_cycle
27     for v, (u, w) in out_from_cycle.items():
28         D.add_edge(label, v, w=w)
29     D.remove_nodes_from(cycle_nodes)
30     return in_to_cycle, out_from_cycle

```

3.3.5 Procedimento principal

Vamos agora apresentar a função principal, que orquestra todas as funções auxiliares descritas anteriormente e completa a implementação do algoritmo de Chu–Liu–Edmonds. A função recebe um digrafo ponderado D , um vértice raiz r e um inteiro $label$ que satisfazem:

- os vértices de D são inteiros no conjunto $\{0, 1, \dots, n-1\}$, para algum $n \geq 1$;
- r é um vértice de D ;
- D possui ao menos uma r -arborescência;
- nenhum arco de D entra em r ; e
- $label$ é um inteiro maior ou igual a n .

A função devolve um digrafo ponderado que é uma r -arborescência geradora de custo mínimo de D .

A seguir, comentamos brevemente o papel de cada bloco de instruções do código.

Na linha 2, D_copy é uma cópia de D . As linhas 3 a 5 são responsáveis por calcular o custo reduzido de cada arco do digrafo D_copy (as modificações dos custos são feitas

em `D_copy`). A linha 6 determina o digrafo `D_zero`, que contém exatamente um arco de custo reduzido igual a zero entrando em cada vértice distinto de `r`. A linha 7 determina se `D_zero` é uma arborescência. Se esse for o caso, a função restaura os pesos originais nos arcos de `D_zero` e devolve `D_zero`.

Suponha que `D_zero` não seja uma arborescência. A linha 11 determina um ciclo em `D_zero`, armazenando-o em `C`. A linha 12 contrai o ciclo `C` em `D_copy`; o digrafo `D_copy` é modificado de tal forma que corresponda ao digrafo contraído. A linha 13 determina em `F_prime` uma r -arborescência geradora de custo mínimo do digrafo `D_copy`. As demais linhas são responsáveis pelo processo de expansão de `F_prime`: elas modificam `F_prime` de tal forma que `F_prime` se torne uma r -arborescência geradora de custo mínimo de `D`.

O código completo da função principal é apresentado a seguir:

Procedimento principal (recursivo)	
<p><i>Entrada:</i> <code>D</code>: <code>DiGraph</code>, <code>r</code>: <code>int</code>, <code>label</code>: <code>int</code>.</p> <p><i>Pré-condição:</i> <code>D</code> é um digrafo ponderado; os vértices de <code>D</code> são inteiros no conjunto $\{0, 1, \dots, n-1\}$ para algum $n \geq 0$; <code>r</code> é um vértice de <code>D</code>; <code>D</code> possui ao menos uma r-arborescência; nenhum arco de <code>D</code> entra em <code>r</code>; e <code>label</code> é maior ou igual a n.</p> <p><i>Saída:</i> <code>T</code>: <code>DiGraph</code> é uma r-arborescência de custo mínimo de <code>D</code>.</p>	
1	<code>def chuliu_edmonds(D: nx.DiGraph, r: int, label: int):</code>
2	<code>D_copy = cast(nx.DiGraph, D.copy())</code>
3	for <code>v</code> in <code>D_copy.nodes</code> :
4	if <code>v != r</code> :
5	<code>reduce_weights(D_copy, v)</code>
6	<code>D_zero = get_Dzero(D_copy, r)</code>
7	if <code>nx.is_arborescence(D_zero)</code> :
8	for <code>u, v</code> in <code>D_zero.edges</code> :
9	<code>D_zero[u][v]["w"] = D[u][v]["w"]</code>
10	return <code>D_zero</code>
11	<code>C = find_cycle(D_zero)</code>
12	<code>in_to_cycle, out_from_cycle = contract_cycle(D_copy, C, label)</code>
13	<code>F_prime = chuliu_edmonds(D_copy, r, label + 1)</code>
14	<code>in_edge = next(iter(F_prime.in_edges(label, data=True)))</code>
15	<code>u, _, _ = cast(tuple, in_edge)</code>
16	<code>v, _ = in_to_cycle[u]</code>
17	<code>F_prime.add_edge(u, v)</code>
18	for <code>u_c, v_c</code> in <code>C.edges</code> :
19	if <code>v != v_c</code> : <code>F_prime.add_edge(u_c, v_c)</code>
20	for <code>_, z, _</code> in <code>list(F_prime.out_edges(label, data=True))</code> :
21	<code>u_cycle, _ = out_from_cycle[z]</code>
22	<code>F_prime.add_edge(u_cycle, z)</code>

```
23     F_prime.remove_node(label)
24     for u, v in F_prime.edges:
25         F_prime[u][v]["w"] = D[u][v]["w"]
26     return F_prime
```

4 Algoritmo de András Frank

Neste capítulo apresentaremos o algoritmo de András Frank, que determina uma r -arborescência geradora de custo mínimo em um r -digrafo ponderado. O algoritmo é composto por duas fases. Na primeira, devida a Fulkerson (FULKERSON, 1974), constrói-se de maneira gulosa uma cobertura de r -conjuntos. Na segunda, devida a Frank (FRANK, 1979; FRANK, 2011), extrai-se dessa cobertura, também por meio de um procedimento guloso, uma r -arborescência geradora de custo mínimo. A apresentação é baseada em (LESTON-REY, 2025).

O propósito deste capítulo é fornecer uma descrição precisa tanto do algoritmo quanto da implementação desenvolvida neste trabalho.

4.1 Preliminares

Começamos por definir a noção de uma coleção¹ laminar de conjuntos. Seja U um conjunto e denotemos por 2^U a coleção cujos elementos são os subconjuntos de U . Uma subcoleção $\mathcal{L} \subseteq 2^U$ é dita **laminar** se, para quaisquer $X, Y \in \mathcal{L}$, vale uma das alternativas:

$$X \subseteq Y \quad \text{ou} \quad Y \subseteq X \quad \text{ou} \quad X \cap Y = \emptyset.$$

Não é difícil verificar que, se U é um conjunto finito e $\emptyset \notin \mathcal{L} \subseteq 2^U$ é uma coleção laminar de subconjuntos de U , então

$$|\mathcal{L}| \leq 2|U| - 1.$$

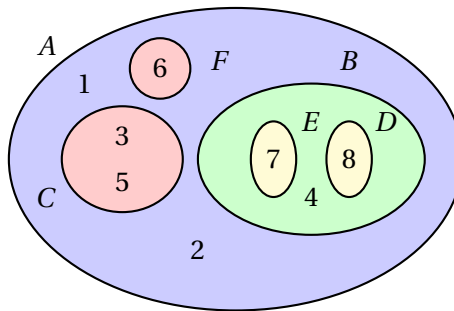


Figura 21 – A figura ilustra uma coleção laminar $\{A, B, C, D, E, F\}$ de conjuntos, onde $A := \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8\}$, $B := \{4, 7, 8\}$, $C := \{3, 5\}$, $D := \{8\}$, $E := \{7\}$, $F := \{6\}$.

Seja $(D, w \geq 0, r)$ um r -digrafo ponderado. Para cada subconjunto $X \subseteq V$ e cada $F \subseteq A(D)$, seja

$$\varrho_F(X) := |F \cap \delta^-(X)|,$$

¹ Ao longo deste texto, usamos “coleção” como sinônimo de “conjunto”.

isto é, $\rho_F(X)$ é o número de arcos de F que *entram* em X . Para cada $k \in \mathbb{N}$, seja

$$[k] := \{i \in \mathbb{N} : i < k\}.$$

Assim, por exemplo, $[4] = \{0, 1, 2, 3\}$. Uma sequência

$$((R_i, \lambda_i))_{i \in [k]},$$

em que, para cada $i \in [k]$, o conjunto R_i é um r -conjunto² e λ_i é um real não negativo, é dita **w -disjunta** se

$$\sum_{i \in [k]} \lambda_i [a \in \delta^-(R_i)] \leq w(a)$$

para cada $a \in A(D)$, em que $[P]$ denota a função indicadora da proposição P , isto é, $[P] = 1$ se P é verdadeira e $[P] = 0$ caso contrário. O número $\sum_{i \in [k]} \lambda_i$ é chamado de **valor** da sequência w -disjunta $((R_i, \lambda_i))_{i \in [k]}$.

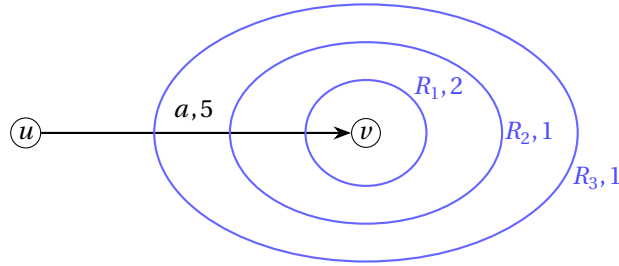


Figura 22 – Um arco a de peso 5 que entra nos r -conjuntos R_1 , R_2 e R_3 com multiplicidades 2, 1, e 1, respectivamente.

Podemos pensar nos valores λ_i como uma multiplicidade, no seguinte sentido. Para cada r -conjunto R_i , o valor λ_i representa a multiplicidade de R_i , isto é, o “número de cópias” de R_i que queremos incluir. Além disso, fixado um arco a , o número total de vezes que a é coberto pelos λ_i , isto é, o valor

$$\sum_{i \in [k]} \lambda_i [a \in \delta^-(R_i)],$$

não excede $w(a)$.

Suponha que F é uma cobertura de r -conjuntos – assim, para cada r -conjunto

² Recorde que um r -conjunto é um subconjunto não vazio de V que *não* contém r .

R , vale $\varrho_F(R) \geq 1$ – de D e que a sequência $((R_i, \lambda_i))_{i \in [k]}$ é w -disjunta. Então

$$\begin{aligned} w(F) &= \sum_{a \in F} w(a) \\ &\geq \sum_{a \in F} \sum_{i \in [k]} \lambda_i [a \in \delta^-(R_i)] \\ &= \sum_{i \in [k]} \lambda_i \sum_{a \in F} [a \in \delta^-(R_i)] \\ &= \sum_{i \in [k]} \lambda_i \varrho_F(R_i) \\ &\geq \sum_{i \in [k]} \lambda_i. \end{aligned}$$

Na última desigualdade usamos que F é uma cobertura de r -conjuntos, de modo que, para cada $i \in [k]$, vale $\varrho_F(R_i) \geq 1$.

Note que $w(F) = \sum_{i \in [k]} \lambda_i$ se, e somente se, há igualdade em todas as desigualdades na cadeia acima. Logo,

$$w(F) = \sum_{i \in [k]} \lambda_i$$

se, e somente se, as seguintes **condições de otimalidade** valem:

$$\forall a \in F: \quad w(a) = \sum_{i \in [k]} \lambda_i [a \in \delta^-(R_i)], \quad (4.1a)$$

$$\forall i \in [k]: \quad \varrho_F(R_i) = 1. \quad (4.1b)$$

Assim, se F é uma r -arborescência geradora e $((R_i, \lambda_i))_{i \in [k]}$ é uma sequência w -disjunta que satisfaz as condições de otimalidade (4.1), então F é uma r -arborescência de peso mínimo e $((R_i, \lambda_i))_{i \in [k]}$ é uma sequência w -disjunta de valor máximo.³

4.2 Fase 1 do algoritmo de Frank

Antes de iniciarmos a descrição da fase 1, vale destacar que, embora ela seja referida como a fase 1 do algoritmo de Frank, ela é, na verdade, essencialmente devida a Fulkerson (FULKERSON, 1974).

É conveniente introduzir a seguinte definição para simplificar a notação. Seja U um conjunto e seja $X \subseteq U$. Definimos $\mathbf{1}_X^U : U \rightarrow \{0, 1\}$ pondo

$$\mathbf{1}_X^U(u) := \begin{cases} 1, & \text{se } u \in X, \\ 0, & \text{caso contrário,} \end{cases}$$

para cada $u \in U$. Quando o contexto permitir, escrevemos $\mathbf{1}_X$ no lugar de $\mathbf{1}_X^U$. Além disso, se $\lambda \in \mathbb{R}$ e $f : U \rightarrow \mathbb{R}$, então $\lambda f : U \rightarrow \mathbb{R}$ é definida pondo

$$(\lambda f)(u) := \lambda f(u)$$

³ Isto é, $\sum_{i \in [k]} \lambda_i$ é máximo entre todas as sequências w -disjuntas.

para cada $u \in U$. Finalmente, como de costume, se $g : U \rightarrow \mathbb{R}$, então $f - g : U \rightarrow \mathbb{R}$ é definida pondo

$$(f - g)(u) := f(u) - g(u)$$

para cada $u \in U$.

Voltemos à descrição da primeira fase. A apresentação dessa fase, bem como dos demais algoritmos deste capítulo, segue de perto a exposição informal, porém rigorosa, de (FEOFILOFF, 2005).

Seja $(D, w \geq 0, r)$ um r -digrafo ponderado. A primeira fase do algoritmo constrói uma sequência

$$((f_i, R_i, \lambda_i))_{i \in [k]}$$

que satisfaz as seguintes condições:

$$\{f_i : i \in [k]\} \text{ é uma cobertura de } r\text{-conjuntos de } D, \quad (4.2a)$$

$$((R_i, \lambda_i))_{i \in [k]} \text{ é uma sequência } w\text{-disjunta}, \quad (4.2b)$$

$$\forall j \in [k]: \sum_{i \in [k]} \lambda_i [f_j \in \delta^-(R_i)] = w(f_j). \quad (4.2c)$$

Note que (4.2c) é a condição (4.1a).

Cada iteração da primeira fase começa com uma função $c : A \rightarrow \mathbb{R}_+$ e uma sequência $((f_i, R_i, \lambda_i))_{i \in [k]}$ tais que

$$c = w - \sum_{i \in [k]} \lambda_i \mathbf{1}_{\delta^-(R_i)} \quad (4.3a)$$

$$\forall i \in [k]: f_i \text{ entra em } R_i, \quad (4.3b)$$

$$\forall i \in [k], \forall j \in [i]: f_j \text{ não entra em } R_i, \quad (4.3c)$$

$$\forall i \in [k], \forall \emptyset \subset R \subset R_i, \exists h \in [i]: f_h \text{ entra em } R, \quad (4.3d)$$

$$((R_i, \lambda_i))_{i \in [k]} \text{ é uma sequência } w\text{-disjunta}, \quad (4.3e)$$

$$\{R_i : i \in [k]\} \text{ é uma coleção laminar de } r\text{-conjuntos}, \quad (4.3f)$$

$$\forall i \in [k]: c(f_i) = 0 \quad (4.3g)$$

Note que a condição (4.3g) é equivalente a

$$\forall i \in [k]: \sum_{j \in [k]} \lambda_j [f_i \in \delta^-(R_j)] = w(f_i).$$

A primeira iteração começa com $c = w$ e com a sequência vazia. Cada iteração consiste no seguinte. Suponha que $\sigma := ((f_i, R_i, \lambda_i))_{i \in [k]}$ satisfaz (4.3). Se $F := \{f_i : i \in [k]\}$ é uma cobertura de r -conjuntos de D , então o algoritmo pára e devolve σ . Suponha que esse não seja o caso. O algoritmo então seleciona um r -conjunto *minimal* R_k que não é

coberto por F . Como D possui ao menos uma r -arborescência, então existe ao menos um arco que entra em R_k . A próxima iteração começa com $\sigma \cdot (f_k, R_k, \lambda_k)$ no lugar de σ e $c - \lambda_k \mathbf{1}_{\delta^-(R_k)}$ no lugar de c , em que

- $\lambda_k := \min \{ c(a) \mid a \in \delta^-(R_k) \}$, e
- f_k é um arco em $\delta^-(R_k)$ tal que $c(f_k) = \lambda_k$.

Precisamos verificar que $\sigma \cdot (f_k, R_k, \lambda_k)$ satisfaz (4.3). A única propriedade em (4.3) que não segue diretamente das escolhas de f_k , R_k e λ_k é a laminaridade da coleção $\{R_i : i \in [k+1]\}$. Suponha que esse não seja o caso. Então existe $i \in [k]$ tal que

$$R_i \cap R_k \neq \emptyset, \quad R_i \setminus R_k \neq \emptyset, \quad R_k \setminus R_i \neq \emptyset.$$

Em virtude de (4.3d), existe $h \in [i]$ tal que $f_h =: uv$ entra em $R_i \cap R_k$. Assim, $u \notin R_i \cap R_k$ e $v \in R_i \cap R_k$. Ora, $u \notin R_i \cap R_k$ implica que $u \in V \setminus R_i$ ou $u \in V \setminus R_k$. Mas $u \in V \setminus R_i$ implica que uv entra em R_i , o que contraria (4.3c). Por outro lado, $u \in V \setminus R_k$ implica que uv entra em R_k , o que novamente é uma contradição, pois F não entra em R_k . Logo, a coleção $\{R_i : i \in [k+1]\}$ é laminar.

Para completar a descrição da primeira fase, basta mostrar como encontrar um r -conjunto minimal que não é coberto por F . Para isso, considere o digrafo $D_0 := (V, F)$. Como F não é uma cobertura de r -conjuntos, D_0 não contém uma r -arborescência. Logo, pela Proposição 2.2, existe um r -conjunto $X \subseteq V$ tal que nenhum arco de F entra em X . Logo, existe pelo menos uma fonte, digamos S , em $\mathcal{C}(D_0)$. Proposição 4.1, S é um r -conjunto minimal não coberto por F .

Proposição 4.1. *Seja H um digrafo e seja r um vértice de H . Para toda fonte S de $\mathcal{C}(H)$, se $r \notin S$, então S é um r -conjunto minimal não coberto por $A(H)$.*

Prova. Suponha que S seja uma fonte de $\mathcal{C}(H)$ que satisfaz $r \notin S$. Como S é uma fonte de $\mathcal{C}(H)$, nenhum arco de H entra em S . Além disso, $r \notin S$, donde S é um r -conjunto não coberto por $A(H)$. Resta mostrar que S é minimal.

Ora, S é uma componente fortemente conexa de H , de modo que $H[S]$ é fortemente conexo. Seja agora $\emptyset \neq R \subset S$ um subconjunto próprio e não vazio de S . Como $H[S]$ é fortemente conexo, existe ao menos um arco de $H[S]$ que entra em R . Como $A(H[S]) \subseteq A(H)$, esse arco pertence a $A(H)$ e entra em R . Logo, $A(H)$ entra em todo subconjunto próprio e não vazio de S .

Portanto, S não é coberto por $A(H)$, mas todo subconjunto próprio não vazio de S é coberto por $A(H)$, isto é, S é um r -conjunto minimal não coberto por $A(H)$. \square

Para sumarizar o processo algoritmo recém descrito, eis um pseudo-código da fase 1 do algoritmo de Frank.

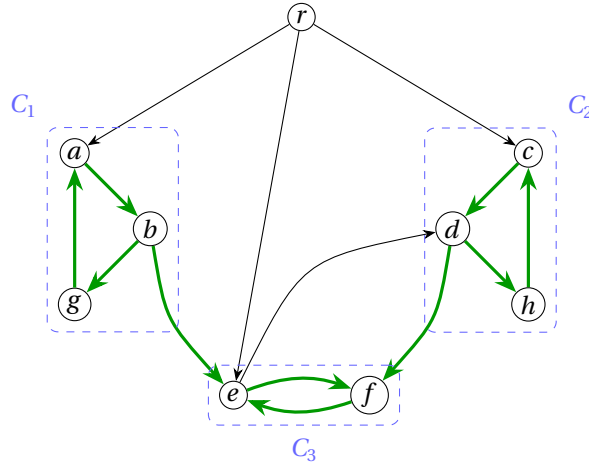


Figura 23 – Digrafo D com raiz r : arcs pretos em $A(D) \setminus F$ e arcs verdes em F . As caixas tracejadas destacam os componentes fortemente conexos de $D[F]$; C_1 e C_2 são fontes na condensação.

Fase 1 do algoritmo de Frank (algoritmo de Fulkerson)

Recebe um r -digrafo ponderado (D, w, r) e devolve uma sequência σ que satisfaz (4.2).

```

1 def phase1( $D, w, r$ ):
2      $c, \sigma := w, \epsilon$ 
3     loop:
4          $(f_i, R_i, \lambda_i)_{i \in [k]} := \sigma$ 
5          $F := \{f_i \mid i \in [k]\}$ 
6          $D_0 := (V, F)$ 
7         if  $\mathcal{C}(D_0)$  não possui fontes: return  $\sigma$ 
8         seja  $R_k$  uma fonte em  $\mathcal{C}(D_0)$ 
9          $\lambda_k := \min\{c(a) : a \in \delta^-(R_k)\}$ 
10        seja  $f_k \in \delta^-(R_k)$  tal que  $c(f_k) = \lambda_k$ 
11         $\sigma := \sigma \cdot (f_k, R_k, \lambda_k)$ 
12         $c := c - \lambda_k \mathbf{1}_{\delta^-(R_k)}$ 

```

Complexidade

A cada iteração, o algoritmo determina um componente fonte de $\mathcal{C}(D_0)$, o que pode ser realizado em tempo $O(|A|)$, usando, por exemplo, o algoritmo de Kosaraju (CORMEN et al., 2009). O conjunto obtido da sequência de r -conjunto devolvida pelo algoritmo é laminar (e a sequência não possui repetições). Logo, seu tamanho é limitado por $2|V| - 1$. Consequentemente, é possível implementar a fase 1 em tempo $O(|V||A|)$.

4.3 Implementação da fase 1

A função `phase1` recebe `D`: `DiGraph`, ponderado pelo atributo "w" associado a cada arco, e `r`: `int`, que é um vértice de `D`. Além disso, `D` deve possuir uma r -arborescência. A função devolve uma lista `sigma` de triplas que corresponde à sequência λ satisfazendo (4.2).

Na linha 3, é definido `D_zero`, que, durante a execução da função, armazena os arcos da lista `sigma` — mais precisamente, o primeiro componente de cada tripla em `sigma`. Assim, em cada iteração, temos $D_zero = (V, F)$, onde $F = \{f_i\}$ é a família de arcos já selecionados.

A função usa `condensation`, da biblioteca `NetworkX`, que recebe um `DiGraph` e devolve um `DiGraph` que é a sua condensação. Assim, após a execução da linha 5, `C` é a condensação de `D_zero`. Na linha 6, as fontes de `C`, isto é, os vértices nos quais nenhum arco entra, são coletadas na lista `sources`.

Pela hipótese de que (D, w, r) admite uma r -arborescência, sabemos que toda fonte de $\mathcal{C}(D_0)$ que não contém r corresponde a um r -conjunto minimal não coberto. Logo, quando `sources` contém apenas uma fonte, todos os r -conjuntos já estão cobertos e a função termina.

Caso contrário, para cada fonte de `C`, os vértices do componente forte correspondente em `D_zero` são coletados em `X` (linha 9); um tal `X` é de interesse desde que r não pertença a `X`. Nesse caso, os arcos de `D_copy` que entram em `X` são armazenados em `arcs` (linha 12). O peso de um arco de custo mínimo em `arcs` é determinado na linha 15 e armazenado em `min_weight`.

A função `update_weights` decrementa de `min_weight` o peso de cada arco em `arcs` e devolve um arco de menor peso em `arcs`, que é armazenado em `a` (linha 16). O arco `a` é adicionado ao digrafo `D_zero` (linha 17). Finalmente, na linha 18, a tripla (a, X, \min_weight) é adicionada à lista `sigma`.

Fase 1 do algoritmo de Frank

Entrada: `D`: `DiGraph`, `r`: `int`

Pré-condição: `D` é ponderado, `r` é um vértice de `D`, e `D` possui uma r -arborescência.

Saída: uma lista `sigma` que corresponde à uma sequência que satisfaz 4.2.

```

1 def phase1(D: nx.DiGraph, r: int):
2     D_copy = D.copy()
3     sigma = []
4     D_zero = nx.DiGraph(); D_zero.add_nodes_from(D_copy.nodes())
5     while True:
6         C = nx.condensation(D_zero)
7         sources = [x for x in C.nodes() if C.in_degree(x) == 0]
8         if len(sources) == 1: break

```

```

9         for s in sources:
10             X = C.nodes[s]["members"]
11             if r in X:
12                 continue
13             arcs = [(u, v, data)
14                     for u, v, data in D_copy.edges(data=True)
15                     if u not in X and v in X]
16             min_weight = min(data["w"] for _, _, data in arcs)
17             a = update_weights(D_copy, arcs, min_weight)
18             D_zero.add_edge(a[0], a[1])
19             sigma.append((a, X, min_weight))
20     return sigma

```

A função `update_weights` é muito simples e segue abaixo.

Fase 1 do algoritmo de Frank

Entrada: D : DiGraph, arcs : $\text{list}[\text{tuple}[\text{int}, \text{int}, \text{dict}]]$, min_weight : float.

Pré-condição: D é ponderado, arcs é uma lista de arcos, min_weight é o peso de um arco de menor peso em arcs .

Pós-condição: Decrementa de min_weight o peso de cada arco em arcs , modificando esse atributo em D .

```

1 def update_weights(D: nx.DiGraph,
2                   arcs: list[tuple[int, int, dict]],
3                   min_weight: float):
4     for u, v, _ in arcs:
5         D[u][v]["w"] -= min_weight
6         if D[u][v]["w"] == 0:
7             a = (u, v)
8     return a

```

4.4 Fase 2 do Algoritmo de Frank

A fase 2 do algoritmo de Frank recebe um r -dígrafo ponderado $(D, w \geq 0, r)$ e uma sequência $(f_i)_{i \in [k]}$ extraída da sequência $((f_i, R_i, \lambda_i))_{i \in [k]}$, obtida na fase 1 do algoritmo de Frank, a qual satisfaz (4.2). A fase 2 devolve um subconjunto $J \subseteq \{f_i : i \in [k]\}$ que é uma r -arborescência geradora de D , satisfazendo (4.1a), ou seja,⁴

$$\forall i \in [k]: \varrho_J(R_i) = 1.$$

A combinação da sequência $((R_i, \lambda_i))_{i \in [k]}$ com esse conjunto J prova que J é uma r -arborescência geradora de peso mínimo de (D, w) .

Cada iteração da fase 2 começa com um conjunto J de arcos tal que J é uma r -arborescência.⁵ A primeira iteração começa com $J := \emptyset$. Cada iteração consiste no

⁴ Se preferir em palavras, isto quer dizer que, em cada r -conjunto R_i , entra exatamente um arco de J .

⁵ Assuma, por simplicidade, que quando $J = \emptyset$ o dígrafo J é uma r -arborescência.

seguinte. Se J é uma r -arborescência geradora, então o algoritmo pára e devolve J . Suponha que esse não seja o caso. O algoritmo então considera a sequência

$$(f_i)_{i \in [k]}$$

e seleciona o menor $i \in [k]$ tal que f_i é um arco que sai de $V(J)$. Note que tal arco deve existir, pois $\{f_i : i \in [k]\}$ é uma cobertura de r -conjuntos. A próxima iteração começa com $J \cup \{f_i\}$ no lugar de J .

Afirmamos que no início de cada iteração, o conjunto J satisfaz

$$\forall i \in [k] : \varrho_J(R_i) \leq 1.$$

Isso é óbvio no início da primeira iteração. Considere uma iteração arbitrária e suponha que J não é uma r -arborescência. Vamos mostrar que $J \cup \{f_i\}$ satisfaz

$$\forall i \in [k] : \varrho_{J \cup \{f_i\}}(R_i) \leq 1.$$

Por construção, dentre os arcos de $(f_i)_{i \in [k]}$ que saem de $V(J)$, o arco f_i é o de menor índice. Além disso, f_i entra em R_i . Suponha, por um momento, que algum arco de J entre em R_i ; então $V(J) \cap R_i \neq \emptyset$, donde $R_i \setminus V(J) \subset R_i$. Além disso, como f_i sai de $V(J)$ e entra em R_i , concluímos que $R_i \setminus V(J) \neq \emptyset$. Logo, $\emptyset \subset R_i \setminus V(J) \subset R_i$.

Sabemos que, para cada $\emptyset \subset R \subset R_i$, existe um arco de $F := \{f_j : j \in [k]\}$ que entra em R e cujo índice é menor que i . Em particular, tomando $R := R_i \setminus V(J)$, existe $f_k =: uv \in F$ tal que f_k entra em $R_i \setminus V(J)$ e, portanto, $k < i$ e $v \in R_i \setminus V(J)$. Como f_k não entra em R_i e a ponta final v pertence a R_i , segue que $u \in R_i$.

Ora, $R_i = (R_i \cap V(J)) \cup (R_i \setminus V(J))$, e, como $u \in R_i$ e $u \notin R_i \setminus V(J)$, obtemos $u \in V(J)$. Logo, f_k é um arco de F que sai de $V(J)$, o que contraria a escolha de i , pois $k < i$. Essa contradição mostra que $J \cup \{f_i\}$ satisfaz

$$\forall i \in [k] : \varrho_{J \cup \{f_i\}}(R_i) \leq 1,$$

como queríamos.

O pseudo-código do algoritmo da fase 2, em uma versão ingênua, é muito simples.

Fase 2: Construção da r -arborescência geradora	
<i>Recebe um digrafo D, um vértice r de D e uma sequência $(f_i)_{i \in [k]}$ de arcos tal que $\{f_i : i \in [k]\}$ é uma cobertura dos r-conjuntos de D, e devolve um subdigrafo que é uma r-arborescência geradora de D.</i>	
1	def phase2(D , r , $(f_i)_{i \in [k]}$):
2	$U, J := \{r\}, \emptyset$

```

3   for  $t := 1$  to  $|V(D)| - 1$ :
4       for  $i \in [k]$ :
5            $(u_i, v_i) := f_i$ 
6           if  $u_i \in U$  e  $v_i \notin U$ :
7                $U, J := U \cup \{v_i\}, J \cup \{f_i\}$ 
8               break
9   return  $(U, J)$ 

```

Complexidade

Observe que o algoritmo realiza $O(|V(D)|)$ iterações e que cada iteração pode ser implementada de modo a consumir tempo em $O(|F|)$. Logo, o consumo de tempo está em $O(|V||F|)$.

4.5 Implementação da fase 2

A implementação da fase 2 é muito simples e segue bem de perto a versão do pseudo-código.

Fase 2: Construção da arborescência

Entrada: D : `nx.DiGraph`, r : `int`, F : `list[tuple[int, int]]`

Pré-condição: F é uma cobertura de r -conjuntos de D .

Saída: Um `DiGraph` que é uma r -arborescência geradora de D cujos arcos estão contidos em F .

```

1 def phase2( $D$ : nx.DiGraph,  $r$ : int,  $F$ : list[tuple[int, int]]):
2      $Arb = nx.DiGraph()$ 
3      $Arb.add\_node(r)$ 
4      $n = len(D.nodes())$ 
5     for  $\_$  in range( $n - 1$ ):
6         for  $u, v$  in  $F$ :
7             if  $u$  in  $Arb.nodes()$  and  $v$  not in  $Arb.nodes()$ :
8                  $edge\_data = D.get\_edge\_data(u, v)$ 
9                  $Arb.add\_edge(u, v, **edge\_data)$ 
10                break
11    return  $Arb$ 

```

4.6 Versão alternativa da fase 2

Vamos agora exibir uma versão alternativa e mais eficiente da fase 2, como sugerido em (REY, 2025), que fornece um algoritmo que pode ser implementado em

tempo $O(|A| + |V| \log |V|)$. No contexto do nosso problema isso se reduz a $O(|V| \lg |V|)$. A ideia é simples e nada mais é do que uma variante do algoritmo de Dijkstra (CORMEN et al., 2009).

A versão alternativa recebe um r -dígrafo ponderado $(D, w \geq 0, r)$ e uma sequência $(f_i)_{i \in [k]}$ extraída da sequência $((f_i, R_i, \lambda_i))_{i \in [k]}$, obtida na fase 1 do algoritmo de Frank, a qual satisfaz (4.2). Ela devolve um subconjunto $J \subseteq \{f_i : i \in [k]\}$ que é uma r -arborescência geradora de D e satisfaz (4.1a).

Forme o subdígrafo gerador

$$H := (V, \{f_i : i \in [k]\})$$

de D e a função *prioridade*

$$p : \{f_i : i \in [k]\} \rightarrow \mathbb{N} \quad \text{tal que} \quad p(f_i) := i \text{ para cada } i \in [k].$$

Cada iteração do algoritmo começa com um subconjunto J de arcos de H e com um subconjunto Q também de arcos de H . A primeira iteração começa com

$$J := \emptyset \quad \text{e} \quad Q := \delta_H^+(r).$$

Cada iteração consiste no seguinte.

- Se $Q = \emptyset$, então o algoritmo pára e devolve J .
- Caso contrário, o algoritmo seleciona um arco $(u, v) \in Q$ tal que $p(u, v)$ é mínimo.
 - Se $v \in V(J)$, então o algoritmo inicia uma nova iteração com J e $Q \setminus \{(u, v)\}$ nos papéis de J e Q , respectivamente.
 - Se $v \notin V(J)$, então o algoritmo inicia uma nova iteração com

$$J' := J \cup \{(u, v)\} \quad \text{e} \quad Q' := (Q \setminus \{(u, v)\}) \cup \delta_H^+(v)$$

nos papéis de J e Q , respectivamente.

A implementação dessa versão segue abaixo.

Versão alternativa da fase 2

Entrada: D : `nx.DiGraph`, r : `int`, F : `list[tuple[int, int]]`

Pré-condição: F é uma cobertura de r -conjuntos de D .

Saída: Um `DiGraph` que é uma r -arborescência geradora de D

```
1 def phase2_v2(D, r, F):
2     Arb = nx.DiGraph()
```

```

3   for i, (u, v) in enumerate(F):
4       Arb.add_edge(u, v, w=i)
5   V = {r}
6   q = []
7   for u, v, data in Arb.out_edges(r, data=True):
8       heapq.heappush(q, (data["w"], u, v))
9   J = nx.DiGraph()
10  while q:
11      _, u, v = heapq.heappop(q)
12      if v in V:
13          continue
14      J.add_edge(u, v, w=D[u][v]["w"])
15      V.add(v)
16      for x, y, data in Arb.out_edges(v, data=True):
17          heapq.heappush(q, (data["w"], x, y))
18  return J

```

4.7 O algoritmo de Frank

O algoritmo de Frank é obtido compondo-se as duas fases. Há duas versões à disposição. Para obter a segunda, basta trocar a chamada da função `phase2_v2` pela chamada da função `phase2`.

Fase 2: Construção da r -arborescência geradora

Recebe um r -digrafo ponderado (D, w, r) , e devolve um par $(J, (R_i, \lambda_i)_{i \in [k]})$ satisfazendo as condições de otimalidade (4.1).

```

1 def frankv1(D, w, r):
2      $(f_i, R_i, \lambda_i)_{i \in [k]} := \text{phase1}(D, w, r)$ 
3      $J := \text{phase2\_v2}(D, r, \{f_i : i \in [k]\})$ 
4     return  $(J, (R_i, \lambda_i)_{i \in [k]})$ 

```

Complexidade

O algoritmo `phase1` tem consumo de tempo em $O(|V||A|)$. A sequência devolvida tem comprimento $k \leq 2|V| - 1$. Assim, o consumo de tempo de `phase2_v2` está em $O(|V|\lg|V|)$. Logo, o consumo de tempo de `frankv1` está em $O(|V|(\lg|V| + |A|))$.

5 Chu–Liu–Edmonds vs. Frank

Neste capítulo, apresentamos uma análise comparativa entre os algoritmos de Chu–Liu–Edmonds e András Frank para o problema da arborescência geradora de peso mínimo. Ambas metodologias são equivalentes e resolvem o mesmo problema, mas adotam estratégias distintas na redução de pesos e na construção da solução.

O algoritmo de Chu–Liu–Edmonds (CHU; LIU, 1965; EDMONDS, 1967) opera recursivamente selecionando para cada vértice $v \neq r$ um arco de entrada de peso mínimo, contraindo ciclos detectados e ajustando pesos, até eliminar todos os ciclos.

O algoritmo de Frank (FRANK, 1981; FRANK; HAJDU, 2014) também reduz pesos subtraindo o mínimo de entrada, mas identifica *subconjuntos minimais* via componentes fortemente conexas, processando múltiplos vértices simultaneamente. Opera em duas fases: (i) redução até criar arcos de peso reduzido zero e (ii) construção da arborescência a partir desses arcos.

A seguir, apresentamos os experimentos empíricos que avaliam o comportamento prático dessas metodologias em termos de tempo de execução, consumo de memória e características estruturais dos digrafos processados. Vale salientar que este trabalho não tem como objetivo explorar otimizações específicas, mas sim o comportamento dos algoritmos em sua forma clássica.

5.1 Análise comparativa dos algoritmos

Conduzimos 2000 experimentos em digrafos aleatórios construídos a partir de uma raiz r com número fixo de 2000 vértices, quantidade de arestas $|A|$ variando no intervalo $[2001, 6000]$ com média de 3989 arcos, e pesos inteiros associados $\in [1, 10]$. Para cada instância, executamos Chu–Liu/Edmonds e as duas fases de András Frank com duas versões v1 e v2 para a Fase II, sendo a v2 uma versão otimizada utilizando fila de prioridade - *heap*.

Os 2000 testes confirmaram que todos os métodos retornam sempre o mesmo peso, validando a corretude das implementações e a equivalência teórica entre Chu–Liu/Edmonds e Frank. Além disso, as verificações da condição de otimalidade dual foram bem-sucedidas em todos os casos para ambas as variantes de Frank.

Quanto ao desempenho temporal, a Fase I de Frank apresenta tempo mediano de 4,01s (média 4,28s), significativamente superior ao tempo mediano de Chu–Liu/Edmonds (0,13s, média 0,25s). A Fase I, responsável pela identificação de subconjuntos minimais via componentes fortemente conexas, domina o tempo total de execução do método de Frank. A Fase II, em contrapartida, representa uma fração re-

sidual do processamento com mediana de 0,42s para versão 1 do algoritmo e 0,0083s para a versão 2.

As Figuras 24–29 apresentam os resultados experimentais.

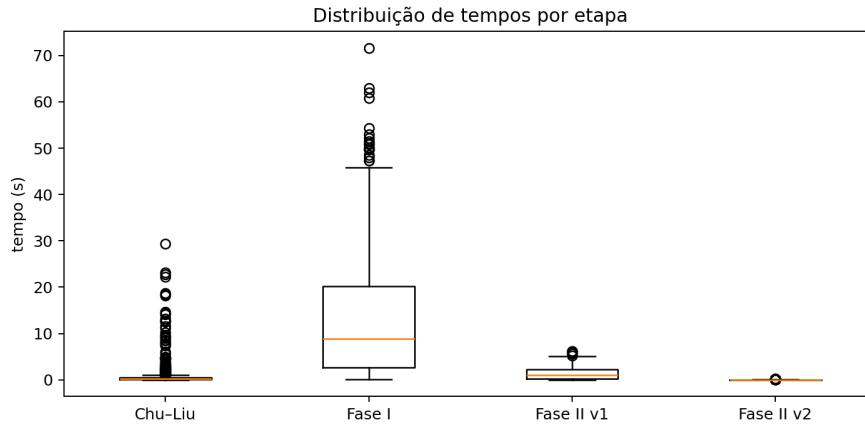


Figura 24 – Distribuição de tempos: Fase I apresenta maior mediana (4,01s) e variabilidade que Chu-Liu/Edmonds (0,13s).

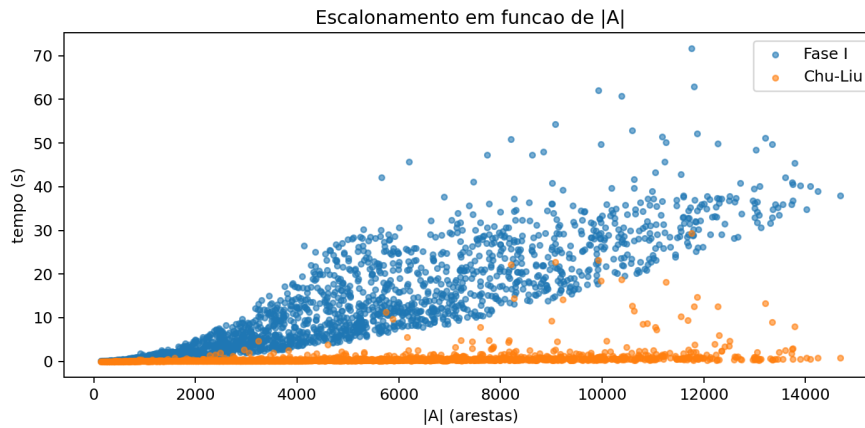


Figura 25 – Escalonamento temporal em função de $|A|$: crescimento aproximadamente linear.

A comparação entre as duas variantes da Fase II revela ganho expressivo com o uso de *heap*. A Figura 26 apresenta essa comparação em dois painéis: à esquerda, o boxplot evidencia a diferença de magnitude entre os tempos de execução — enquanto v1 (lista) apresenta mediana de 0,42s, a versão v2 (*heap*) reduz para 0,0083s. À direita, o histograma do fator de aceleração (*speedup*) mostra distribuição com mediana de 50,94 vezes e média de 49,53 vezes. Esses resultados confirmam empiricamente a vantagem da estrutura de dados com complexidade $O(\log n)$ versus $O(n)$ por operação de seleção de mínimo.

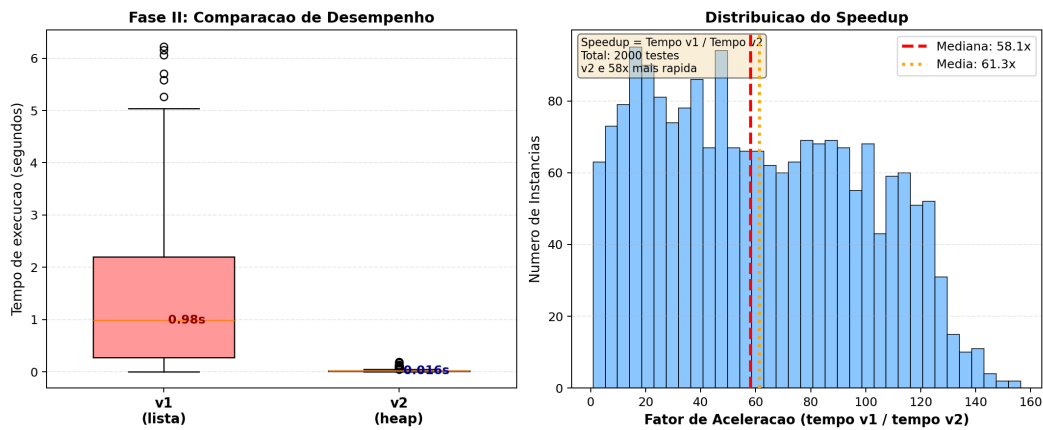


Figura 26 – Comparação de desempenho entre implementações da Fase II. À esquerda, o gráfico de boxplot mostra a distribuição de tempo da v1 do algoritmo com mediana de 0,42s enquanto v2 reduz para 0,0083s. À direita, o histograma do fator de aceleração (*speedup*) mostra mediana de 50,94 vezes (linha tracejada vermelha) e média de 49,53 vezes (linha pontilhada laranja).

As métricas estruturais do algoritmo de Chu-Liu/Edmonds são apresentadas na Figura 27 em dois histogramas. O painel esquerdo mostra que o número de contrações é pequeno (mediana 2, média 6,82, máximo 406), com a grande maioria das instâncias requerendo menos de 20 contrações. O painel direito exibe a profundidade de recursão, que acompanha o número de contrações.

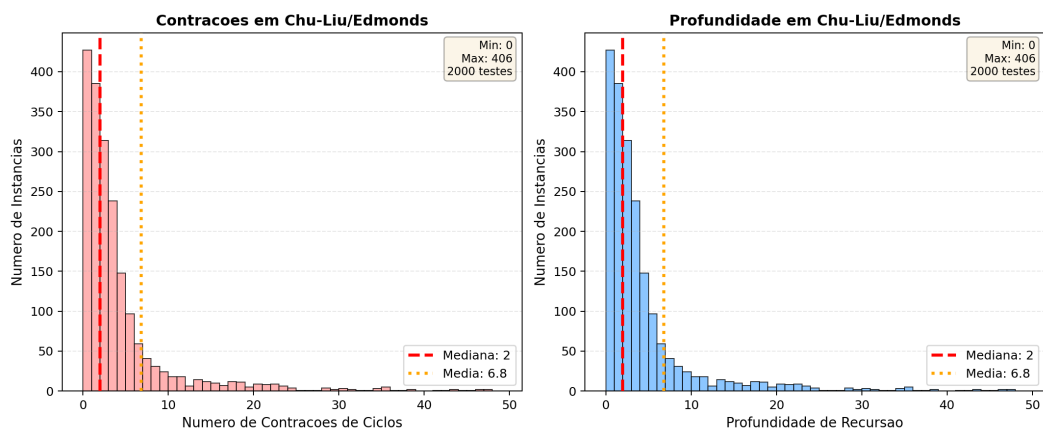


Figura 27 – Métricas estruturais de Chu-Liu/Edmonds. À esquerda, o histograma vermelho mostra que o número de contrações (eixo horizontal) é concentrado em valores baixos — a maioria das 2000 instâncias (eixo vertical) requer menos de 20 contrações, com mediana 2 (linha tracejada) e média 6,82 (linha pontilhada). À direita, o histograma azul da profundidade de recursão exibe padrão similar).

O consumo de memória na Fase I mantém-se modesto (mediana 11,5 MB, média 14,8 MB), viabilizando a aplicação dos algoritmos mesmo em ambientes com recursos

limitados.

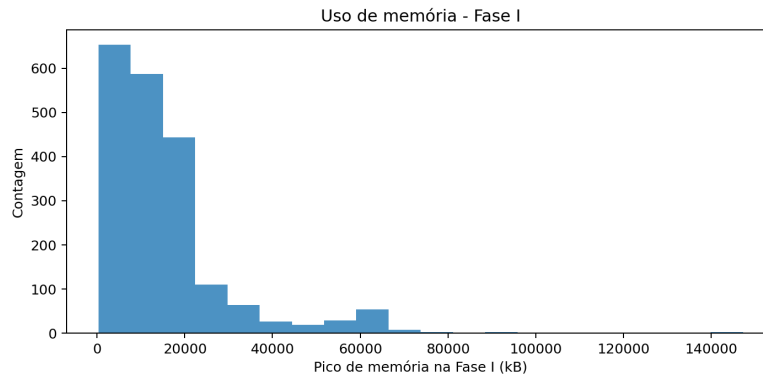


Figura 28 – Pico de memória na Fase I: mediana 11,5 MB.

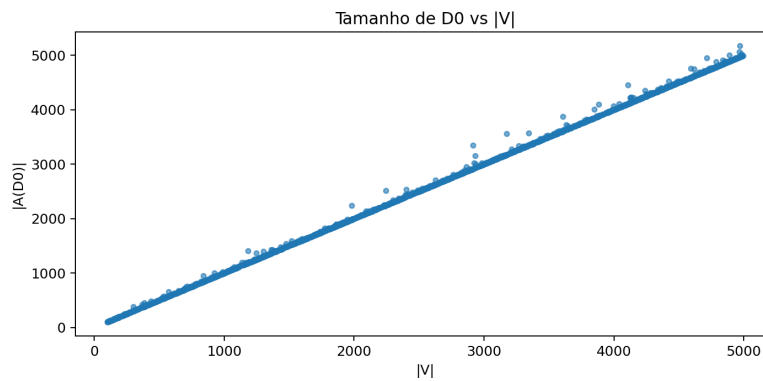


Figura 29 – Tamanho de D_0 versus $|V|$: relação linear confirma $|A_0| = O(|V|)$.

5.2 Conclusões

Os experimentos validam empiricamente as previsões teóricas e revelam características importantes do comportamento prático dos algoritmos. A equivalência de pesos é verificada em todas as 2000 instâncias, somada à verificação bem-sucedida das condições de otimalidade dual.

Chu-Liu/Edmonds demonstra-se mais eficiente para construção direta de arborescências nas instâncias aleatórias testadas (mediana 0,13s, média 0,25s), enquanto o método de Frank apresenta tempo adicional significativo na Fase I (mediana 4,01s, média 4,28s) devido ao processamento de subconjuntos minimais via componentes fortemente conexas. A versão heap da Fase II valida os ganhos assintóticos esperados, com aceleração de 50,94 vezes (mediana) sobre a versão linear, demonstrando que melhorias algorítmicas fundamentais se traduzem em benefícios práticos mensuráveis.

Observamos também que o comportamento em digrafos aleatórios mostra que o número de contrações observado tem mediana 2 e média 6,82 e o subgrafo D_0

mantém razão $|A_0|/|V_0| \approx 1,00$. O consumo modesto de memória (mediana 11,5 MB) e a escalabilidade observada viabilizam a aplicação prática de ambos os métodos em contextos com recursos computacionais limitados.

Compreender os algoritmos teoricamente e validá-los empiricamente é fundamental, mas como transformar esse conhecimento em aprendizagem efetiva? Desenvolvemos uma aplicação *web* que permite acompanhar passo a passo o funcionamento de ambos os algoritmos de forma visual e interativa. O próximo capítulo discute os fundamentos didáticos que orientaram esse design.

6 A Didática do Abstrato

Thomás de Aquino, em sua obra *De veritate*, argumenta que o conhecimento humano começa com a percepção sensorial do mundo concreto, mas alcança sua plenitude ao transcender o particular e abraçar o universal através da abstração. Esse processo de abstração é fundamental para a matemática e a ciência da computação, onde conceitos complexos são frequentemente representados por meio de símbolos e estruturas que vão além da experiência direta.

Grafos e digrafos são simultaneamente concretos (nós e arestas) e abstratos (propriedades globais como cortes e conectividade). Essas noções exigem transitar entre níveis de representação (intuitivo, visual, simbólico, formal) (TALL, 1991), o que pode ser desafiador. A abstração é poderosa, mas também pode ser uma barreira: conceitos como “complementaridade primal–dual” podem ser difíceis de visualizar e internalizar sem apoio didático adequado.

Então, como ensinar e aprender conceitos abstratos de forma eficaz? O ensino de matemática no ensino superior, especialmente em áreas como teoria dos grafos parecem sofrer com dificuldades específicas. A seguir, discutimos essas dificuldades e como o uso de ferramentas visuais e interativas pode ajudar a superá-las.

6.0.1 Fundamentos cognitivos e didáticos

O ensino de matemática no ensino superior exige transitar entre registros de representação (intuitivo, visual, simbólico, formal) com intencionalidade didática (TALL, 1991). À luz da teoria da carga cognitiva, é útil distinguir: (i) a *carga intrínseca*, determinada pela complexidade dos esquemas a construir e pelos pré-requisitos ativados; (ii) a *carga extrínseca*, criada pela forma de apresentação; e (iii) a *carga pertinente* (*germane*), isto é, o esforço dedicado à organização e automatização de esquemas (SWELLER, 1988). Em cursos avançados, a extrínseca cresce quando definições, símbolos e figuras não são co-referenciados no tempo e no espaço, dificultando a coordenação entre o que se lê, o que se vê e o que se infere.

Aprender conteúdos de alta abstração envolve lidar com sobrecarga cognitiva intrínseca e extrínseca (SWELLER, 1988). Diretrizes de aprendizagem multimídia indicam que combinar representações verbais e visuais pode reduzir carga desnecessária e favorecer integração semântica (MAYER, 2009; PAIVIO, 1990). Em matemática avançada, a transição entre níveis de representação (intuitivo, formal, simbólico) exige mediação cuidadosa (TALL, 1991) e atenção a como exemplos, contraexemplos e invariantes são apresentados.

No caso específico de algoritmos com provas baseadas em teorias mais comple-

xas, é frequente que estudantes compreendam os passos operacionais sem internalizar a estrutura teórica que garante correção e otimalidade.

6.0.2 Lidando com grafos e digrafos

Na prática, o principal obstáculo para o ensino de digrafos não está na definição de vértices e arcos, mas na articulação entre as operações realizadas nessas estruturas, os algoritmos que as exploram e as provas de correção que os fundamentam. No contexto desta dissertação, isso inclui compreender as arborescências de custo mínimo e os métodos clássicos de Chu–Liu/Edmonds e de Frank. Quando essa articulação não é explicitada, observa-se um aumento simultâneo da *carga intrínseca* (intrínseca devido às múltiplas dependências conceituais) e da *carga extrínseca* (decorrente do esforço de coordenar texto, fórmulas e representações gráficas)

A partir de uma análise reflexiva sobre o próprio processo de aprendizado das autoras, foi possível mapear onde a compreensão falha ou se torna nebulosa. Essas impressões pessoais permitiram sistematizar as dificuldades em três eixos didáticos principais, discutidos a seguir.

(1) Articulação entre decisões locais e coerência global. A articulação entre decisões locais e a integridade global da solução é um ponto crítico em ambos os métodos. Isso fica evidente na seleção da menor aresta de entrada para cada vértice: uma estratégia que parece intuitiva, mas que é enganosa. Escolhas localmente ótimas podem introduzir ciclos, violando a coerência global necessária para uma arborescência. O obstáculo principal está na crença equivocada de que regras de decisão simples e locais resultam automaticamente em uma solução global válida

(2) Acompanhamento dos efeitos de contração e expansão. Um segundo obstáculo central é o gerenciamento das mudanças estruturais e numéricas durante o algoritmo. Métodos de contração de ciclos exigem que o estudante transite mentalmente entre três estados distintos: o grafo original, a versão condensada (onde ciclos tornam-se super-vértices) e a reexpansão final. O desafio não é apenas visual; cada contração altera os custos reduzidos das arestas e redefine quais cortes permanecem ativos. A dificuldade típica ocorre quando se perde a "rastreabilidade" entre essas visões: o aprendiz esquece que uma aresta escolhida no grafo condensado corresponde a uma aresta específica no original, mas com um custo modificado. Sem explicitar o que muda e o que se mantém invariante, o processo torna-se uma "caixa preta", onde o aluno segue passos mecanicamente sem compreender a conexão entre a solução do grafo menor e a do grafo maior.

(3) Relação entre a execução do algoritmo e a formulação primal–dual. Aqui o desafio reside na interpretação teórica das ações mecânicas. Passos operacionais, como contrair ciclos, possuem significados precisos na análise Primal-Dual, que é o motor que garante a otimalidade da solução. No entanto, essa correspondência raramente é

óbvia para o aprendiz. A dificuldade emerge quando o estudante executa o algoritmo como uma "receita de bolo", sem perceber que cada ação está, na verdade, manipulando variáveis duais para tornar restrições "justas" (tight). Explicitar esses vínculos é fundamental: o aluno precisa entender que modificar um custo no desenho do grafo não é apenas um truque aritmético, mas a atualização de um certificado de otimalidade que valida a resposta final.

6.0.3 Visualização e interação: princípios em uso

Há evidências de que diagramas e animações, quando bem projetados, podem acelerar a compreensão de relações topológicas e causais (LARKIN; SIMON, 1987; WARE, 2012).

A teoria da carga cognitiva sugere que combinar representações verbais e visuais pode reduzir *carga extrínseca* e favorecer integração semântica (MAYER, 2009; PAIVIO, 1990). Diretrizes de aprendizagem multimídia recomendam evitar excesso de elementos visuais que não contribuam para o entendimento (reduzindo carga extrínseca) e alinhar texto e imagens no tempo e no espaço (reduzindo esforço de coordenação) (MAYER, 2009).

No campo específico de matemática avançada, Tall enfatiza a coordenação entre registros — intuitivo, visual, simbólico e formal — como motor da passagem do pensamento predominantemente procedimental para o conceitual (TALL, 1991). Diagramas não são meros adornos: estruturam inferências espaciais e relacionais de modo mais eficiente que sentenças lineares (LARKIN; SIMON, 1987).

De modo convergente, pesquisas em educação em ciência da computação apontam que visualizações de algoritmos só se traduzem em melhora de aprendizagem quando ativam processos mentais do estudante, promovendo previsão, manipulação e explicação, em vez de mera observação passiva (HUNDHAUSEN et al., 2002; NAPS et al., 2003). Assim, tanto na matemática quanto na computação, o poder das visualizações reside menos no formato gráfico em si e mais na forma como elas integram e articulam o raciocínio.

Esses princípios orientaram o desenvolvimento do sistema interativo criado neste trabalho. A ferramenta permite visualizar e manipular digrafos, acompanhar a execução passo a passo dos métodos de Chu-Liu/Edmonds e de Frank e alternar entre representações essenciais ao entendimento dos algoritmos: o grafo original, as contrações de ciclos, os custos reduzidos e as reexpansões. Ao concentrar em um único ambiente a estrutura gráfica, as operações do algoritmo e sua justificativa conceitual, a ferramenta busca reduzir a carga extrínseca e facilitar a construção de esquemas mentais integrados.

6.1 O ecossistema de ferramentas

Materiais que articulam teoria, evidências empíricas e interatividade tendem a favorecer transferência e retenção. Com base nesses fundamentos, realizamos um levantamento de ferramentas digitais relevantes para o ensino de grafos e digrafos, buscando mapear soluções existentes, suas finalidades e limitações. Esse mapeamento permitiu identificar tanto o espaço de possibilidades quanto lacunas específicas que motivaram o desenvolvimento da aplicação proposta neste trabalho.

De modo geral, ferramentas digitais podem reduzir carga extrínseca e facilitar a integração entre registros visual, simbólico e formal quando a interação é projetada para promover engajamento ativo (MAYER, 2009; SWELLER, 1988; HUNDHAUSEN et al., 2002; NAPS et al., 2003). No entanto, as abordagens disponíveis atualmente distribuem-se em diferentes categorias, cada qual cobrindo apenas parte das necessidades envolvidas no ensino de algoritmos para arborescências.

A seguir, descrevemos quatro categorias de ferramentas digitais que podem apoiar o ensino de grafos e digrafos, indicando para cada uma suas forças, limitações e exemplos representativos: (i) diagramas programáveis e tipografia matemática; (ii) exploração e edição de grafos; (iii) visualização de algoritmos; e (iv) ambientes programáveis e reprodutibilidade.

As ferramentas da primeira categoria permitem criar diagramas de grafos com semântica visual consistente, integrando-os a textos matemáticos. Essas ferramentas são úteis para ilustrar conceitos, definições e provas em materiais didáticos. Existem uma série de benefícios didáticos como semântica visual estável (mesmo conceito, apresentado da mesma forma), autoria próxima ao símbolo e ao texto (co-referência) e manutenção e versionamento fáceis. Podemos levantar como limitações o fato de que as interações costumam ser offline (figuras estáticas) e a curva de aprendizado de sintaxe pode ser um obstáculo inicial. Em contextos de prova e definição, esses recursos ancoram a narrativa formal com diagramas que obedecem às diretrizes de (LARKIN; SIMON, 1987; WARE, 2012).

Já ferramentas de exploração e edição de grafos permitem que os usuários interajam com representações gráficas de dados, facilitando a manipulação e a análise de estruturas complexas. Essas ferramentas são essenciais para atividades que exigem uma compreensão profunda das relações entre os elementos de um grafo. Elas são adequadas para: reconhecer padrões estruturais (componentes, comunidades), discutir implicações de layouts para percepção de estruturas, atividades de descoberta assistida (“*overview* → *filter* → *details*”) (SHNEIDERMAN, 1996). Porém existem algumas limitações, como o fato dessas ferramentas serem focadas para análise exploratória de dados, não em algoritmos específicos, alta carga extrínseca ao alternar entre interface gráfica e conceitos teóricos, além falta de controle fino sobre estados intermediários de

algoritmos.

Sobre as ferramentas de visualização de algoritmos, elas são projetadas para ilustrar o funcionamento interno de algoritmos através de animações e representações gráficas. Essas ferramentas são particularmente eficazes para demonstrar processos dinâmicos e mudanças de estado ao longo do tempo. Evidências sugerem ganhos quando o estudante prevê, manipula e explica o que vê, ao invés de consumir animações passivamente. (HALIM et al., ; HUNDHAUSEN et al., 2002; NAPS et al., 2003)

Ainda temos ferramentas em ambientes programáveis, elas são valiosas para criar exemplos reprodutíveis e explorar algoritmos de forma prática. Contudo, requerem familiaridade com programação e podem introduzir carga extrínseca se o foco se desviar para detalhes de implementação. A curadoria do conteúdo é essencial para manter o foco didático e evitar dispersão.

A Tabela 1 sumariza as categorias discutidas, com suas forças, limitações e exemplos representativos.

Categoria	Forças	Limitações	Exemplos
Diagramas programáveis e tipografia matemática	Semântica visual estável; co-referência entre texto e diagrama; manutenção e versionamento fáceis; layouts consistentes.	Interação offline; curva de aprendizado de sintaxe; pouco adequadas para representar dinâmica de algoritmos.	<i>Graphviz/dot; TikZ/PGF</i>
Exploração e edição de grafos	Layouts automáticos; suporte a filtros e métricas; adequadas para investigar padrões estruturais e relações complexas.	Foco maior em análise do que em algoritmos; alternância entre interface gráfica e conceitos teóricos aumenta carga extrínseca; pouco controle sobre estados intermediários.	<i>Gephi; yEd; Cytoscape</i>
Visualização de algoritmos	Explica transformações dinâmicas; eficaz para raciocínio procedimental; ganhos quando o estudante prevê, manipula e explica o que vê.	Pode induzir consumo passivo; limita personalização e integração com código.	<i>VisuAlgo</i> ; repositórios de animações de algoritmos
Ambientes programáveis e reprodutibilidade	Alta flexibilidade; integra código, texto e visualizações; ideal para exploração prática e criação de exemplos reprodutíveis.	Exige familiaridade com programação; risco de dispersão em detalhes técnicos; requer curadoria didática.	<i>Jupyter Notebooks; NetworkX</i>

Tabela 1 – Síntese das categorias de ferramentas digitais para o ensino de grafos e digrafos.

Esse levantamento mostra que, embora existam soluções robustas em cada categoria, nenhuma delas integra de forma unificada a visualização de algoritmos, a manipulação direta do grafo com acesso aos estados intermediários (como contrações, custos reduzidos e reexpansões) e a coordenação entre a representação visual e a explicação conceitual subjacente. Diante dessas lacunas, desenvolvemos uma aplicação web interativa que combina visualização algorítmica e manipulação gráfica, com foco específico nos procedimentos que compõem a construção de arborecências de custo mínimo.

Na seção seguinte, apresentamos os princípios de interação humano-computador que orientaram esse design e detalhamos como a aplicação se posiciona no ecossistema identificado.

7 A interação humano–computacional em ação: uma aplicação *web* interativa

Discutimos até aqui fundamentos teóricos dos algoritmos, análises de complexidade, resultados empíricos e princípios pedagógicos que justificam o uso de ferramentas interativas. Estabelecemos *o quê* ensinar (Chu–Liu/Edmonds e Frank), *por quê* usar visualizações (redução de carga cognitiva, engajamento ativo).

O passo seguinte consiste em transformar essas diretrizes em uma solução concreta. A aplicação *web* desenvolvida busca materializar os princípios apresentados, integrando escolhas didáticas e heurísticas de IHC em uma interface que favorece exploração gradual, leitura orientada e compreensão progressiva. Assim, passamos do plano conceitual para o plano operacional: *como* traduzir teoria e princípios pedagógicos em decisões de design

Mas antes de fundamentar os conceitos de design utilizados iremos apresentar o objetivo da aplicação, sua estrutura e principais funcionalidades, bem como o fluxo de interação proposto para os usuários.

7.1 Descrição da aplicação

A aplicação *web* foi concebida como uma ferramenta educacional interativa para auxiliar na compreensão dos algoritmos de Chu–Liu–Edmonds e András Frank para a construção de r -arborescências dirigidas de custo mínimo. Seu principal objetivo é permitir que estudantes e pesquisadores explorem visualmente o funcionamento desses algoritmos, acompanhando passo a passo suas operações em grafos dirigidos.

7.1.1 Estrutura e Funcionalidades

A aplicação organiza-se em módulos funcionais projetados para atender aos objetivos didáticos do projeto, distribuídos em três eixos principais de navegação. O primeiro eixo, dedicado à visualização algorítmica, reúne três páginas focadas na execução passo a passo dos métodos estudados. Uma delas apresenta o algoritmo de Chu–Liu–Edmonds, enquanto as outras duas exploram diferentes implementações do algoritmo de Frank. Nessas páginas, o sistema mostra as iterações de forma sequencial, evidencia as alterações visuais no grafo e exibe o resultado final da r -arborescência.

O segundo eixo corresponde à modelagem livre, disponibilizando uma interface

de edição em formato de sandbox na qual o usuário pode desenhar grafos arbitrariamente. Esse espaço oferece liberdade para experimentar diferentes topologias e estruturas, permitindo testar hipóteses além dos exemplos previamente definidos.

Por fim, o terceiro eixo concentra-se na disseminação científica, reunindo uma página informativa dedicada à divulgação da dissertação e do projeto. Seu propósito é contextualizar a ferramenta, esclarecer as motivações de seu desenvolvimento e servir como canal de difusão do conhecimento teórico acerca dos algoritmos implementados.

7.1.2 Fluxo de interação

O fluxo de interação foi projetado para ser linear e intuitivo, guiando o usuário desde a criação do grafo até a visualização dos resultados do algoritmo. O fluxo típico é o seguinte: primeiro o usuário monta ou carrega um grafo de teste; em seguida, define (ou confirma) o vértice raiz r_0 ; depois, executa o algoritmo, aplicando normalizações e seleção de arestas conforme implementado; então, observa os estados sequenciais gerados, onde cada snapshot reforça invariantes como arestas escolhidas, pesos e estrutura alcançada; por fim, o usuário pode optar por exportar o grafo resultante para replicação em notebooks ou comparação com a abordagem dual futura.

Além disso, o log textual funciona como uma *trilha de auditoria didática*. Cada ação do usuário (adição de aresta, definição de raiz, execução de passo) atualiza o grafo e o log, permitindo rastrear a evolução do estado. A exportação em JSON facilita a reimportação e análise posterior.

7.1.3 Arquitetura do Sistema

A arquitetura da aplicação foi projetada para operar integralmente no lado do cliente (*client-side*), utilizando o navegador como ambiente de execução para o código Python via WebAssembly. O sistema estrutura-se em três camadas lógicas principais:

- **Camada de Apresentação:** Responsável pela interface com o usuário, estruturada em HTML5, estilizada com o *framework* utilitário Tailwind CSS e dinamizada por JavaScript. Esta camada gerencia a entrada de dados, a interatividade dos elementos e a exibição dos resultados, mantendo a responsividade em diferentes dispositivos.
- **Núcleo de Processamento (PyScript):** Atua como a ponte entre a interface *web* e as bibliotecas científicas. O PyScript permite a importação e execução de módulos Python diretamente no DOM. O processamento dos grafos é realizado pela biblioteca NetworkX, enquanto a geração das representações visuais estáticas (snapshots) é delegada ao Matplotlib.

- **Camada de Dados e Persistência:** A troca de informações entre o editor livre e os algoritmos utiliza o formato JSON (*JavaScript Object Notation*). Os grafos são serializados no padrão `node_link`, permitindo a representação leve de nós, arestas e atributos (pesos e custos) para armazenamento local ou transferência entre módulos.

Esta organização modular assegura que cada página carregue apenas os *scripts* necessários para sua função específica, otimizando o tempo de carregamento e o consumo de recursos do navegador.

7.2 Princípios de interação humano-computador

A Interação Humano-Computador (IHC) orienta o design de sistemas para que sejam, simultaneamente, eficientes, eficazes e agradáveis ao usuário. Nesse contexto, promovemos uma síntese entre heurísticas clássicas de usabilidade (NIELSEN, 1994; SHNEIDERMAN et al., 2016) e teorias de aprendizagem e carga cognitiva (ROGERS et al., 2011; MAYER, 2009; SWELLER, 1988; NAPS et al., 2003), resultando em oito princípios norteadores: (i) usabilidade, (ii) eficiência cognitiva, (iii) feedback imediato, (iv) engajamento ativo, (v) visão geral com detalhe sob demanda (o mantra *overview → filter → details* de (SHNEIDERMAN, 1996)), (vi) consistência semântica, (vii) múltiplos registros de representação e (viii) prevenção e recuperação de erros. A seguir, detalhamos cada princípio e sua operacionalização na ferramenta.

Começamos pela usabilidade, que refere-se à facilidade com que os usuários podem aprender a usar um sistema, realizar tarefas e alcançar seus objetivos. Na nossa aplicação, priorizamos uma interface limpa e intuitiva, com controles claros para navegar pelos passos dos algoritmos, selecionar arestas, visualizar cortes ativos e entender a evolução dos custos reduzidos.

Essa clareza se conecta diretamente à eficiência cognitiva, que envolve minimizar a carga cognitiva dos usuários, facilitando a compreensão e o processamento de informações. Implementamos visualizações que destacam mudanças importantes (como contrações e expansões) e fornecem explicações textuais concisas para cada passo, ajudando os usuários a conectar ações com conceitos teóricos.

A medida que o usuário interage com o sistema, o feedback imediato garante que os usuários informados sobre o estado do sistema e as consequências de suas ações. Nossa ferramenta oferece feedback visual e textual em tempo real, mostrando como cada ação afeta o grafo e os custos associados, reforçando a compreensão causal.

Esses elementos favorecem o engajamento ativo, que refere-se à participação dos usuários no processo de aprendizagem, incentivando-os a explorar, experimentar e interagir com o sistema. Nossa aplicação promove o engajamento ativo ao permitir que

os usuários manipulem o grafo, testem diferentes abordagens e visualizem os resultados de suas ações em tempo real, além de acessar descrições passo a passo da execução dos algoritmos.

Para orientar essa exploração sem sobrecarregar o usuário, aplicamos o princípio de visão geral com detalhe sob demanda que permite que os usuários obtenham uma compreensão ampla do sistema, enquanto ainda têm acesso a informações detalhadas quando necessário. Implementamos essa abordagem ao fornecer uma visualização geral do grafo, com a opção de expandir informações sobre arestas e nós específicos conforme o interesse do usuário.

A navegação entre essas diferentes camadas da interface é apoiada pela consistência semântica, que garante que os elementos da interface e suas interações sejam compreensíveis e previsíveis. Nossa ferramenta mantém a consistência semântica ao usar terminologia e representações visuais padronizadas em toda a aplicação, facilitando a compreensão dos usuários.

Além disso, adotamos o conceito de múltiplos registros de representação, que referem-se à capacidade de apresentar informações de diferentes maneiras, atendendo às preferências e estilos de aprendizagem dos usuários. Na nossa aplicação oferecemos várias representações do grafo (visual, textual, interativa), permitindo que os usuários escolham a forma que melhor se adapta às suas necessidades.

Por fim, implementamos conceitos de prevenção de erros, que envolve projetar o sistema de forma a minimizar a probabilidade de erros dos usuários. Em nosso sistema garantimos feedback em tempo real, para ajudar os usuários a evitar ações indesejadas e compreender melhor as consequências de suas escolhas.

Esses princípios de interação humano-computador foram fundamentais para o desenvolvimento da nossa aplicação *web* interativa, garantindo que ela seja não apenas funcional, mas também acessível e eficaz como ferramenta de aprendizagem. A seguir, detalhamos a implementação técnica da aplicação e como ela se posiciona no ecossistema de ferramentas didáticas para o ensino de grafos.

Princípio	Exemplo Geral	Materialização na Aplicação
Usabilidade	Botões claros para avançar/-voltar etapas	Barra de controles com rótulos diretos (Adicionar Aresta, Executar, Reset); agrupamento visual consistente via Tailwind; nenhum menu profundo aninhado.
Eficiência cognitiva	Reduzir elementos irrelevantes no estado atual	Layout estável entre passos; apenas arestas relevantes destacadas; eliminação de ornamentação visual; custos e rótulos legíveis sem rotação.
Feedback imediato	Mostrar efeito de uma ação logo após o clique	Cada ação dispara: (i) atualização do desenho do grafo, (ii) entrada no log textual explicando a mudança (ex.: contração, seleção de aresta).
Engajamento ativo	Usuário prediz antes de revelar próximo passo	Controles passo a passo permitem explorar sequencialmente; usuário insere/edita pesos e escolhe raiz antes de rodar o algoritmo.
Visão geral→ Detalhes	Visão global com acesso a informação pontual	Visão completa do grafo em todos os passos + possibilidade de inspecionar pesos e arestas específicas no log sequencial; estados anteriores preservados para comparação mental.
Consistência semântica	Mesmo conceito, mesma cor/-forma	Raiz destacada de forma fixa; arestas selecionadas mantêm estilo; semântica cromática não muda entre passos (evita remapeamento mental).
Múltiplos registros	Texto + grafo + (futuro) estrutura derivada	Combinação de: descrição textual no log, representação visual do grafo, parâmetros simbólicos (pesos); prepara expansão futura para mostrar custos reduzidos.
Prevenção / recuperação de erros	Impedir entrada inválida / ação reversível	Validação de pesos (numéricos); bloqueio de execução sem raiz definida; botão Reset para recompor estado limpo sem recarregar página.

Tabela 2 – Síntese dos princípios de interação humano-computador aplicados e sua realização concreta na ferramenta interativa.

7.3 Detalhes de Implementação

A aplicação foi implementada utilizando tecnologias *web* modernas, com foco em simplicidade, modularidade e reprodutibilidade. A seguir, detalhamos os principais aspectos técnicos da implementação.

7.3.1 Estrutura de arquivos

A estrutura de arquivos da aplicação é organizada em diretórios e componentes bem definidos. O diretório `scripts/` reúne os scripts Python e JavaScript responsáveis pela lógica da aplicação. O diretório `assets/` armazena imagens, ícones e demais recursos estáticos utilizados pela interface. As páginas HTML encontram-se no diretório `pages/`, estruturadas de forma modular para facilitar manutenção e extensão futura. Por fim, o arquivo `pyscript.json` contém as configurações necessárias ao funcionamento do PyScript no ambiente da aplicação.

7.3.2 Páginas da Aplicação web

A seguir, apresentamos as páginas que compoem a ferramenta desenvolvida.

Home

O arquivo `home.html` serve como a página inicial da aplicação, oferecendo uma visão geral do projeto, incluindo um resumo do trabalho e informações sobre os integrantes. A estrutura da página é projetada para ser acolhedora e informativa, utilizando Tailwind CSS para garantir uma aparência moderna e responsiva. Abaixo, apresentamos um exemplo de captura de tela da página.



Figura 30 – Captura de tela de `home.html`: visão geral com resumo e integrantes.

Draw graph

Editor de grafos livre com funcionalidades de criação, edição, importação e exportação. Ele constitui o segundo módulo que definimos na seção de 7.1.1 Utiliza Cytoscape.js para visualização interativa e PyScript para lógica algorítmica. Abaixo, apresentamos uma captura de tela da página.

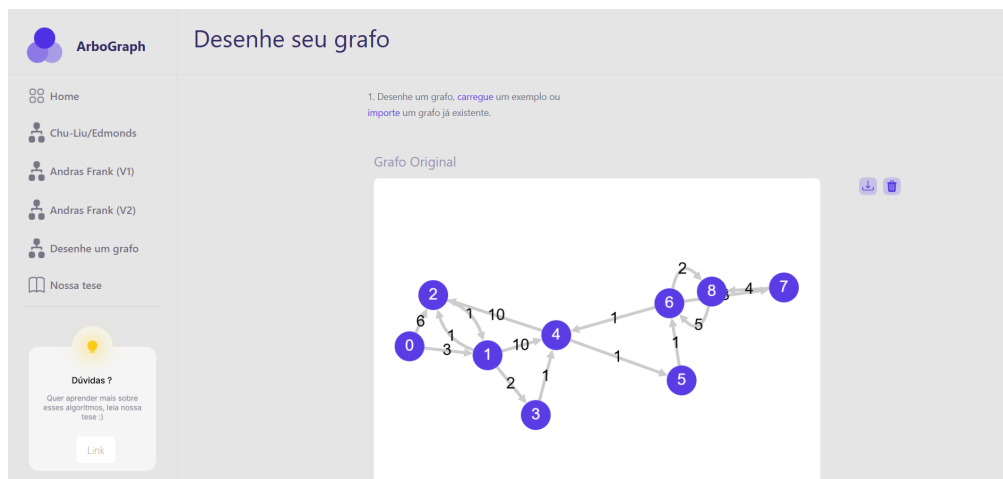


Figura 31 – Captura de tela de draw_graph.html: editor livre de grafos.

Dissertação

Essa página compoem o módulo 3 apresentado na seção 7.1.1, nela apresentamos nossa dissertação bem como permitimos o download da mesmo, o intuito é permitir com que o usuário possa ter um entendimento maior tanto dos algoritmos quanto do nosso sistema.

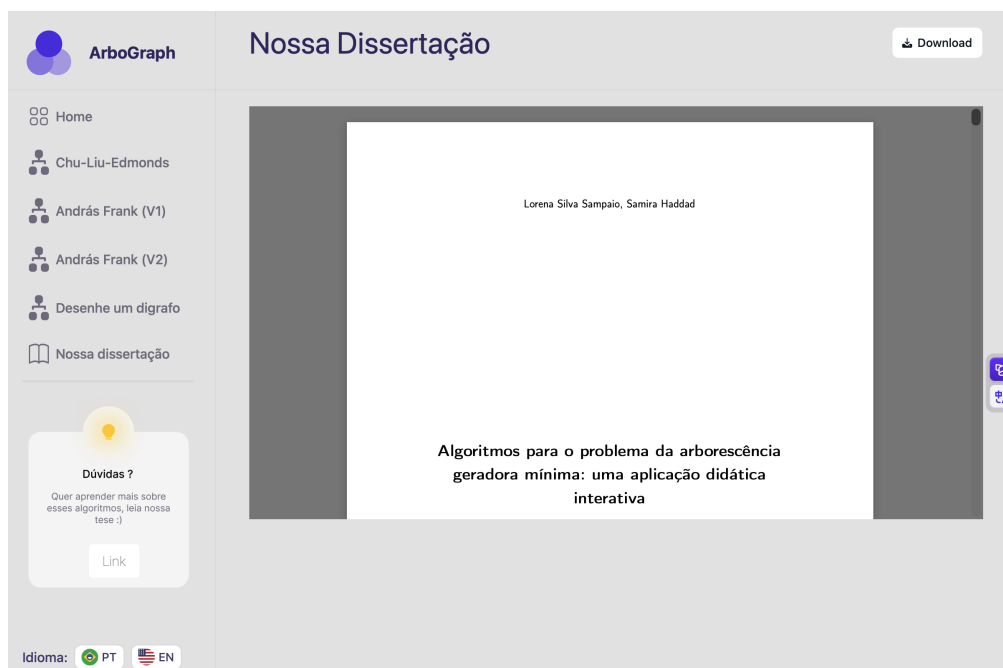


Figura 32 – Captura de tela de tese.html: visão geral com resumo e integrantes.

Chu-liu-Edmonds

Página dedicada ao visualizador do algoritmo de Chu-Liu-Edmonds. Inclui um passo a passo guiado para criar um grafo, selecionar o nó raiz e executar o algoritmo, com

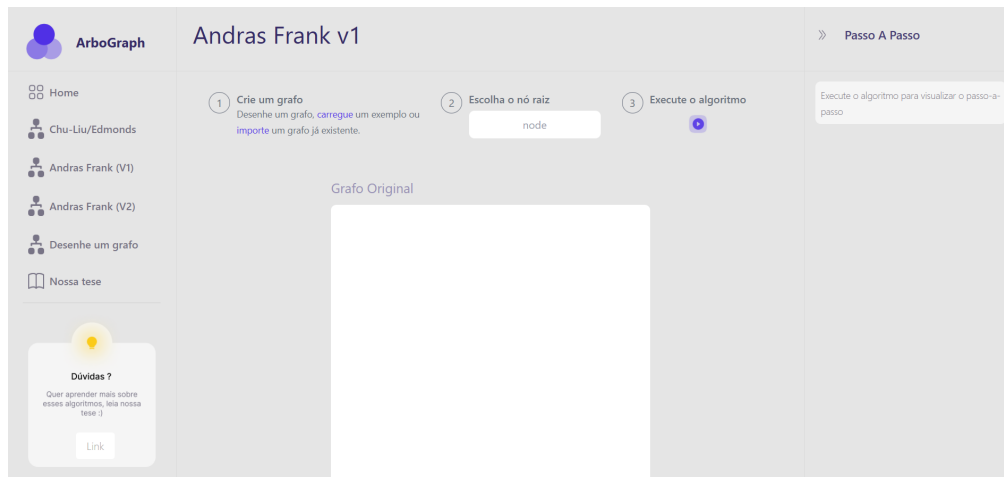


Figura 35 – Captura de tela de `andrasfrank_v1.html`: interface para o procedimento em duas fases, a tela da página `andrasfrank_v2.html` tem aparência similar.

Assim como na página do algoritmo de Chu-Liu/Edmonds (fig. 34) a página dedicada às implementações do algoritmo do Andras Frank também utiliza o padrão de tripartição funcional para manter consistência cognitiva entre páginas.

7.3.4 Estrutura das páginas

A estrutura das páginas da aplicação segue um padrão modular e reutilizável, facilitando a manutenção e extensão futura. Cada página é composta por três seções principais: uma barra lateral de navegação, um conteúdo interativo central e um painel de passos à direita. Essa organização promove consistência cognitiva e facilita a navegação do usuário entre diferentes funcionalidades.

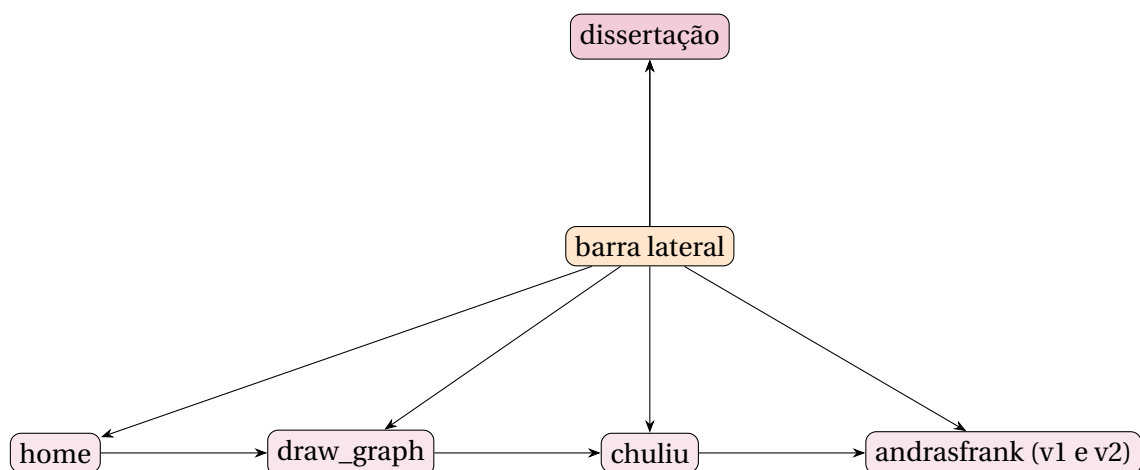


Figura 36 – A barra lateral injeta navegação consistente; páginas de algoritmo formam trilha exploratória.

A arquitetura modular e reutilizável das páginas *web* facilita manutenção, extensão e consistência. A barra lateral comum reduz esforço cognitivo ao navegar, enquanto

o padrão tripartido de conteúdo interativo reforça familiaridade. A sequência lógica de páginas guia o usuário do contexto à experimentação e formalização, alinhando-se a princípios pedagógicos. Essa estrutura coesa apoia o aprendizado eficaz dos conceitos de arborescências dirigidas e algoritmos associados.

7.4 Considerações Finais e Trabalhos Futuros

Este capítulo detalhou a implementação técnica do visualizador interativo de arborescências dirigidas, cobrindo desde a arquitetura *web* até a integração de algoritmos complexos. A escolha de tecnologias modernas como HTML5, CSS3, JavaScript e PyScript permitiu criar uma interface intuitiva e responsiva, facilitando a experimentação e a compreensão dos algoritmos de Chu–Liu/Edmonds e Andras Frank. A reutilização de padrões arquiteturais promoveu consistência cognitiva, enquanto a estrutura modular assegura a manutenção e a extensibilidade do projeto. Não obstante os resultados alcançados, a aplicação apresenta oportunidades de evolução para aprofundar a experiência didática. Atualmente, a ausência de uma visualização explícita da contração de ciclos e a falta de uma comparação lado a lado entre as abordagens de Chu–Liu e Frank limitam a clareza de certos processos. Para endereçar essas questões, planeja-se incorporar animações de contração com agrupamentos colapsáveis e desenvolver um módulo comparativo dedicado, incluindo uma extensão paralela para a abordagem primal–dual de Frank. No aspecto visual, o layout planar simples impõe restrições em instâncias densas. A mitigação desse problema prevê a adoção de layouts adaptativos (como *spring* ou *dagre-like*) e a implementação de uma camada de sinalização cromática para custos reduzidos e arcos críticos ($c' = 0$). Por fim, a funcionalidade de exportação será expandida para gerar relatórios automáticos (PDF/ZIP) que contemplem estados intermediários e métricas de desempenho, superando a limitação atual de exportar apenas os grafos inicial e final. No próximo capítulo, discutiremos as conclusões gerais da dissertação.

8 Conclusão

Este projeto foi concebido com o propósito de apresentar de forma didática os algoritmos envolvidos no problema da r -arborescência geradora mínima e consideramos que alcançamos esse objetivo com sucesso.

Implementamos os algoritmos de Chu–Liu–Edmonds e András Frank, ambos fundamentais para a resolução do problema em questão. Através de uma análise detalhada e comparativa, conseguimos não apenas validar suas eficiências teóricas, mas também demonstrar suas performances práticas em diferentes cenários.

A partir desse desenvolvimento, criamos uma aplicação *web* interativa que permite aos usuários visualizar e compreender passo a passo o funcionamento desses algoritmos. A ferramenta foi projetada para ser intuitiva e acessível, facilitando o aprendizado tanto para estudantes quanto para profissionais interessados na área.

Contribuições

Este trabalho realiza a interseção entre teoria dos grafos e design pedagógico, culminando no desenvolvimento de um visualizador interativo de arborescências dirigidas que promove a compreensão de algoritmos cruciais para o problema de busca r -arborescência geradora mínima.

A primeira e principal contribuição dessa dissertação é a implementação detalhada dos algoritmos de Chu–Liu–Edmonds e András Frank, acompanhada de uma análise comparativa de suas eficiências teóricas e práticas. Essa análise não apenas valida os fundamentos matemáticos subjacentes, mas também oferece insights valiosos sobre o desempenho dos algoritmos em diferentes contextos.

A segunda contribuição significativa é a criação de uma aplicação *web* interativa que serve como uma ferramenta educacional inovadora. Essa aplicação permite aos usuários explorar visualmente os algoritmos, facilitando a compreensão de conceitos complexos por meio de uma interface intuitiva e acessível. A integração de visualizações dinâmicas com explicações passo a passo representa um avanço na forma como algoritmos são ensinados e aprendidos. Acreditamos que seja uma ferramenta que contribui para o ecossistema de recursos educacionais em ciência da computação e teoria dos grafos.

Limitações

Apesar dos avanços alcançados, a implementação apresenta algumas limitações que devem ser consideradas. A complexidade dos algoritmos pode levar a tempos de execução elevados para grafos muito grandes, o que pode impactar a experiência do usuário. Além disso, a interface, embora intuitiva, pode beneficiar-se de melhorias adicionais em termos de acessibilidade e usabilidade, especialmente para usuários com menos experiência em manipulação de grafos. Outro ponto de atenção está relacionado a dependência de bibliotecas externas, como Cytoscape.js e PyScript, que podem introduzir desafios de compatibilidade e manutenção a longo prazo.

Trabalhos Futuros

Para aprimorar a ferramenta, futuras iterações podem focar em otimizações de desempenho para lidar com digrafos maiores de forma mais eficiente. A interface pode ser refinada com base em testes de usabilidade, incorporando feedback de uma base de usuários diversificada. A adição de funcionalidades avançadas, como suporte a diferentes tipos de grafos e algoritmos adicionais, pode expandir o escopo da ferramenta. A integração de análises de aprendizado, como rastreamento do progresso do usuário e sugestões personalizadas, também pode enriquecer a experiência educacional. Finalmente, a realização de estudos formais para avaliar o impacto pedagógico da ferramenta em ambientes educacionais contribuirá para validar sua eficácia e orientar futuras melhorias.

Referências

CHU, Y. J.; LIU, T. H. On the shortest arborescence of a directed graph. *Scientia Sinica*, v. 14, p. 1396–1400, 1965. Citado 3 vezes nas páginas 13, 21 e 50.

CORMEN, T. H. et al. *Introduction to Algorithms*. 3rd. ed. [S.l.]: MIT Press, 2009. Citado 2 vezes nas páginas 43 e 48.

EDMONDS, J. Optimum branchings. *Journal of Research of the National Bureau of Standards*, v. 71B, p. 233–240, 1967. Citado 3 vezes nas páginas 13, 21 e 50.

FEOFILOFF, P. *Algoritmos de Programação Linear: Programação Linear Concreta*. [s.n.], 2005. Notas de curso, Instituto de Matemática e Estatística, Universidade de São Paulo. Disponível em: <<http://www.ime.usp.br/~pf/prog-lin>>. Citado na página 41.

FRANK, A. Kernel systems of directed graphs. *Acta Scientiarum Mathematicarum (Szeged)*, v. 41, n. 1-2, p. 63–76, 1979. Citado 2 vezes nas páginas 13 e 38.

FRANK, A. A weighted matroid intersection approach to R-arborescences and related problems. In: FRANK, A. et al. (Ed.). *Paths, Flows, and VLSI-Layout*. [S.l.]: Springer, 1981. Two-phase primal–dual method for minimum-cost arborescences; placeholder citation. Citado na página 50.

FRANK, A. *Connections in Combinatorial Optimization*. Oxford: Oxford University Press, 2011. (Oxford Lecture Series in Mathematics and its Applications). ISBN 978-0-19-920527-1. Citado 2 vezes nas páginas 13 e 38.

FRANK, A.; HAJDU, G. A simple algorithm and min–max formula for the inverse arborescence problem. *Algorithms*, v. 7, n. 4, p. 637–647, 2014. Citado na página 50.

FULKERSON, D. R. Packing rooted directed cuts in a weighted directed graph. *Mathematical Programming*, v. 6, p. 1–13, 1974. Citado 2 vezes nas páginas 38 e 40.

HALIM, S. et al. *VisuAlgo*. <<https://visualgo.net/>>. Acesso didático a visualizações interativas de algoritmos, acessado em 2025. Citado na página 59.

HUNDHAUSEN, C. D.; DOUGLAS, S. A.; STASKO, J. T. A meta-study of algorithm visualization effectiveness. *Journal of Visual Languages & Computing*, v. 13, n. 3, p. 259–290, 2002. Citado 3 vezes nas páginas 57, 58 e 59.

LARKIN, J. H.; SIMON, H. A. Why a diagram is (sometimes) worth ten thousand words. *Cognitive Science*, v. 11, n. 1, p. 65–100, 1987. Citado 2 vezes nas páginas 57 e 58.

LESTON-REY, M. Notas de aula de métodos de otimização. 2025. Citado na página 38.

MAYER, R. E. *Multimedia Learning*. 2nd. ed. [S.l.]: Cambridge University Press, 2009. Citado 4 vezes nas páginas 55, 57, 58 e 64.

NAPS, T. L. et al. Exploring the role of visualization and engagement in computer science education. In: *Proceedings of the 34th SIGCSE Technical Symposium on Computer Science Education*. [S.l.]: ACM, 2003. p. 131–152. Citado 4 vezes nas páginas 57, 58, 59 e 64.

NIELSEN, J. *Usability Engineering*. [S.l.]: Morgan Kaufmann, 1994. Fonte das heurísticas clássicas de usabilidade. ISBN 978-0125184069. Citado na página 64.

PAIVIO, A. *Mental Representations: A Dual Coding Approach*. [S.l.]: Oxford University Press, 1990. Citado 2 vezes nas páginas 55 e 57.

REY, P. S. L. Comunicação oral. 2025. Citado na página 47.

ROGERS, Y.; SHARP, H.; PREECE, J. *Interaction Design: Beyond Human-Computer Interaction*. 3rd. ed. [S.l.]: Wiley, 2011. ISBN 978-0470665763. Citado na página 64.

SHNEIDERMAN, B. The eyes have it: A task by data type taxonomy for information visualizations. In: *Proceedings 1996 IEEE Symposium on Visual Languages*. [S.l.]: IEEE, 1996. p. 336–343. Citado 2 vezes nas páginas 58 e 64.

SHNEIDERMAN, B. et al. *Designing the User Interface: Strategies for Effective Human-Computer Interaction*. 6th. ed. [S.l.]: Pearson, 2016. ISBN 978-0134380384. Citado na página 64.

SWELLER, J. Cognitive load during problem solving: Effects on learning. *Cognitive Science*, v. 12, n. 2, p. 257–285, 1988. Citado 3 vezes nas páginas 55, 58 e 64.

TALL, D. *Advanced Mathematical Thinking*. [S.l.]: Kluwer Academic Publishers, 1991. Citado 2 vezes nas páginas 55 e 57.

WARE, C. *Information Visualization: Perception for Design*. 3rd. ed. [S.l.]: Morgan Kaufmann, 2012. Citado 2 vezes nas páginas 57 e 58.