

# MAC 5711 - Análise de Algoritmos

Rodrigo Augusto Dias Faria  
Departamento de Ciência da Computação - IME/USP

20 de novembro de 2015

## Lista 7

**1. (CRLS 22.2-1)** Simule o funcionamento da BFS no grafo da Figura 22.2(a) do CLRS (segunda edição) a partir do vértice 3, determinando os valores de  $d$  e  $\pi$  para cada vértice.

**Resposta:** Inicializamos os atributos  $color$ ,  $d$  e  $\pi$  de cada vértice  $v \in V$  do grafo com WHITE,  $\infty$  e NIL, respectivamente, conforme a primeira iteração do algoritmo BFS, exceto para o nó 3 que é o parâmetro  $s$  neste caso, cujo  $d = 0$  e sua cor é GRAY, conforme pode ser visto em **a**).

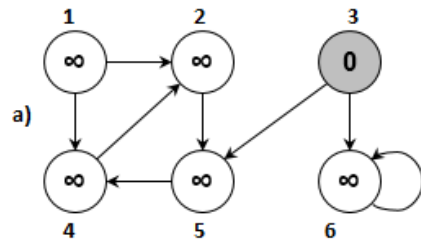
Colocamos  $s$  na fila e, então, visitamos a lista de adjacências de cada vértice a partir de  $s$ , sendo que  $u$  é o vértice retirado da pilha - aquele cuja cor é BLACK ao final do *for* da linha 12.

Note que o valor de  $d$  está dentro de cada vértice do grafo e, a cada novo vértice que descobrimos a partir de  $u$ , ou seja, aquele que ainda tem a cor WHITE, marcamos em seu atributo  $\pi$  o seu antecessor - o próprio  $u$  - que destacamos em laranja.

Note, também, que há casos em que nenhum novo vértice é descoberto, como em **d**), por exemplo.

Quando a pilha estiver vazia, concluímos a execução do algoritmo. Note que, neste caso, o vértice 1 não pode ser atingido a partir de 3 e, portanto, seu antecessor  $\pi$  fica marcado como NIL. O vértice  $s$  também tem seu antecessor NIL, já que é a entrada da busca no grafo e isso ocorre sempre.

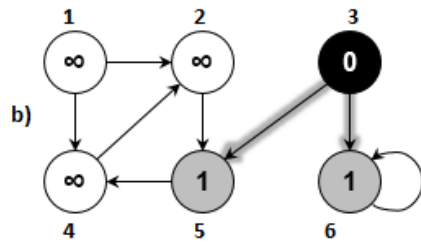
As arestas que estão destacadas formam a *breadth-first tree* e o antecessor de cada nó da árvore é dado pelo atributo  $\pi$  de cada vértice.



$Q$ 

3
---

$V$	1	2	3	4	5	6
$\pi$	nil	nil	nil	nil	nil	nil

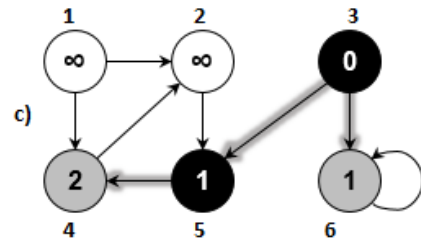


$Q$ 

5	6
---	---

$V$	1	2	3	4	5	6
$\pi$	nil	nil	nil	nil	3	3

$u = 3$



$Q$ 

6	4
---	---

$V$	1	2	3	4	5	6
$\pi$	nil	nil	nil	5	3	3

$u = 5$

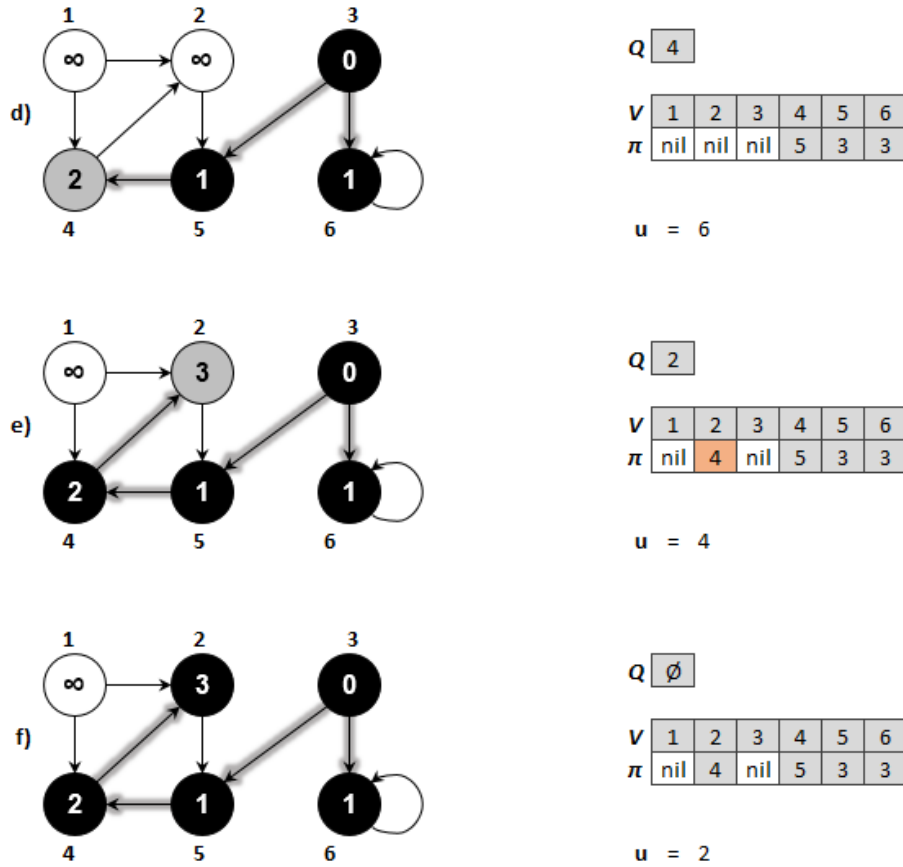
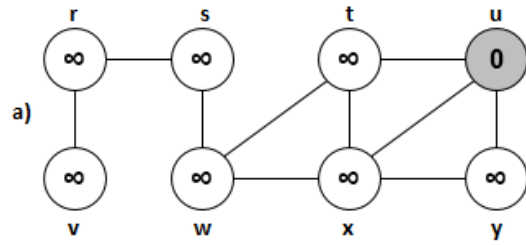


Figura 1: Sequência das operações do algoritmo BFS, sendo  $s = 3$ .

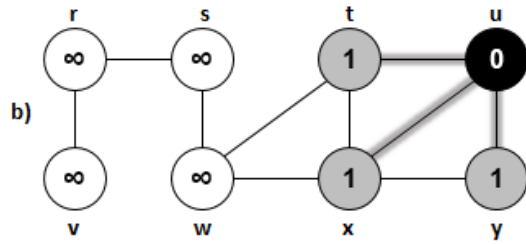
**2. (CRLS Ex. 22.2-2)** Simule o funcionamento da BFS no grafo da Figura 22.3 do CLRS (segunda edição) a partir do vértice  $u$ , determinando os valores de  $d$  e  $\pi$  para cada vértice.

**Resposta:** A mesma analogia aplicada na questão anterior pode ser utilizada aqui, mesmo tratando-se de um grafo não orientado, o algoritmo BFS funciona em ambos os casos, conforme vimos em sala/CLRS.



Q [ u ]

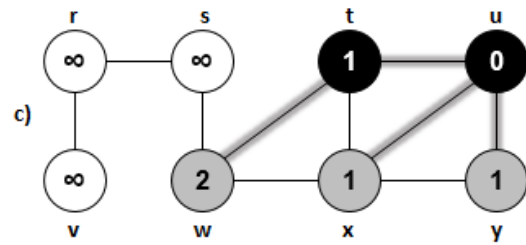
V	r	s	t	u	v	w	x	y
$\pi$	nil	nil	nil	nil	nil	nil	nil	nil



Q [ t x y ]

V	r	s	t	u	v	w	x	y
$\pi$	nil	nil	u	nil	nil	nil	u	u

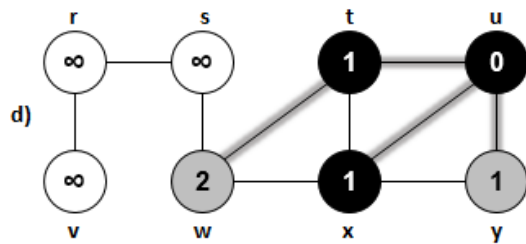
u = u



Q [ x y w ]

V	r	s	t	u	v	w	x	y
$\pi$	nil	nil	u	nil	nil	t	u	u

u = t



Q [ y w ]

V	r	s	t	u	v	w	x	y
$\pi$	nil	nil	u	nil	nil	t	u	u

u = x



Figura 2: Sequência das operações do algoritmo BFS, sendo  $s = u$ .

3. (CRLS 22.2-4) Argumente que o valor de  $d[u]$  atribuído ao vértice  $u$  na BFS é independente da ordem em que os vértices das listas de adjacências são dados. Por outro lado, mostre, usando o exemplo da Figura 22.3 do CLRS, que a árvore BFS depende da ordem dos vértices nas listas de adjacências.

**Resposta:** O atributo  $d$  de cada vértice  $v$  é calculado uma única vez na linha 15, sendo que este valor é incrementado a cada nível da árvore que algoritmo descobre a partir de  $s$ .

Se tomarmos, por exemplo, o vértice  $u$  do exercício anterior, de qualquer forma que organizarmos a sua lista de adjacências ( $\{t, x, y\}, \{x, y, t\}, \{y, t, x\}$ ), o atributo  $d$  de cada um destes vértices sempre será 1, o que nos mostra que eles estão em um nível imediatamente abaixo de  $u$  na árvore.

Por outro lado, a ordem da lista de adjacências influencia na árvore resultante após a aplicação do algoritmo. Usando o mesmo exemplo que citamos no caso anterior, se tomarmos a lista de adjacências de  $u$  na ordem  $\{x, y, t\}$ , a sub-árvore do segundo nível terá, agora, o vértice  $x$  como a raiz, e não mais  $t$ , como visto no exercício 2. Consequentemente, o atributo  $\pi$  do vértice  $w$  também muda, já que  $x$ , agora, passa a ser o seu antecessor.

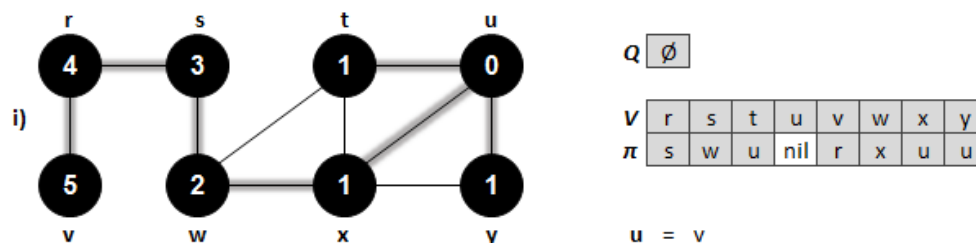


Figura 3: Árvore resultante do algoritmo BFS, sendo  $s = u$  e a lista de adjacências na ordem  $\{x, y, t\}$ .

**4. (CRLS 22.2-5)** Considere um grafo orientado  $D = (N, A)$ . Dê um exemplo de um conjunto  $A_\pi \subseteq A$  de arcos em  $D$  que formam uma árvore tal que, entre quaisquer dois nós  $u$  e  $v$  em  $D$ , o único caminho entre  $u$  e  $v$  em  $A_\pi$  é um caminho mínimo em  $D$  entre  $u$  e  $v$ , porém,  $A_\pi$  jamais seria produzida por uma execução da BFS em  $D$ , independente da ordem dos nós nas listas de adjacências de  $D$  e do nó inicial  $s$ .

**Resposta:** Seja o conjunto de arcos  $A_\pi$  destacados no grafo da figura 4.

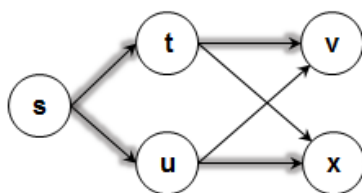


Figura 4: Grafo orientado  $D = (N, A)$ .

Note que, independente da ordem dos elementos adjacentes a  $s$ ,  $t$  e  $u$ , essa representação jamais poderá ser obtida pela BFS. A ordem das listas de adjacências dos elementos  $t$  e  $u$  também não influenciam na forma com que a árvore será gerada. A figura 5 mostra o resultado da execução da BFS, bem como a lista de adjacências em ordens diferentes em cada caso.

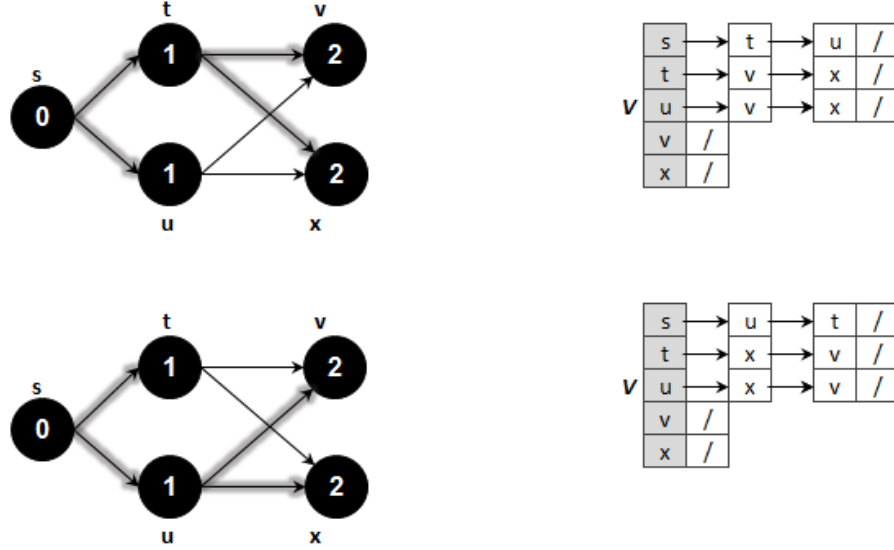


Figura 5: Execução da BFS no grafo orientado  $D = (N, A)$  com a lista de adjacências em duas ordens distintas.

5. Escreva uma versão não recursiva da busca em profundidade.

**Resposta:** Podemos utilizar uma pilha como apoio para aprofundar na lista de adjacências de cada nó da árvore, substituindo a recursão.

Além disso, nós usamos uma fila FIFO para a lista de adjacências de cada vértice  $u$  e, assim que um novo vértice  $v$  adjacente à  $u$  é encontrado e ele ainda não foi visitado, nós o visitamos e empilhamos  $v$  em  $S$ .

Note que nós somente retiramos  $u$  da pilha (linha 11 da DFS-VISIT) quando todos os vértices da lista de adjacências dele foram visitados, ou seja, o momento em que devemos marcar  $u$  como finalizado (sub-rotina BLACKEN).

Outro ponto importante é que, como visto na linha 12 da ITERATIVE-DFS, o vértice  $s$  que dá origem à busca tem seu ancestral como  $nil$ , o que garante o funcionamento da mesma forma que a DFS original. Isso também garante que a busca funciona nos casos em que tivermos mais de uma componente conexa no grafo.

**Consumo de tempo:** O *loop* das linhas 2-8 da ITERATIVE-DFS tomam  $\Theta(V)$  para inicializar cada vértice  $u \in V[G] + \Theta(E)$  para montar a fila de adjacências de cada vértice  $u$ . As sub-rotinas BLACKEN, GRAYEN, bem como as operações na fila/pilha tomam  $\Theta(1)$ . O *loop* das linhas 10-13 consome tempo  $\Theta(V)$ , ou seja, executa no máximo uma vez para cada vértice  $v \in G$ , já que DFS-VISIT é executado apenas em vértices que ainda não foram descobertos - àqueles que ainda são brancos. Como a fila de adjacências é visitada no máximo uma vez na sub-rotina DFS-VISIT e a soma do comprimento da fila de adjacências de cada vértice  $v$  é  $\Theta(E)$ , o tempo gasto na DFS-VISIT é  $O(E)$ .

Portanto, o consumo de tempo total será  $O(V + E)$ , o que mantém o comportamento assintótico original da DFS.

ITERATIVE-DFS( $G$ )

```
1  // let  $S$  be an empty stack
2  for each vertex  $u \in V[G]$ 
3       $color[u] = \text{WHITE}$ 
4       $\pi[u] = \text{NIL}$ 
5       $n = Adj[u].length$ 
6      for  $i = n$  to 1
7           $v = Adj[u][i]$ 
8          ENQUEUE( $Qadj[u], v$ )
9   $time = 0$ 
10 for each vertex  $u \in V[G]$ 
11     if  $color[u] == \text{WHITE}$ 
12         GRAYEN( $u, \text{NIL}$ )
13         DFS-VISIT( $u$ )
```

DFS-VISIT( $s$ )

```
1  PUSH( $S, s$ )
2  while  $S \neq \emptyset$ 
3       $u = \text{TOP}(S)$ 
4      if  $Qadj[u] \neq \emptyset$ 
5           $v = \text{DEQUEUE}(Qadj[u])$ 
6          if  $color[v] == \text{WHITE}$ 
7              GRAYEN( $v, u$ )
8              PUSH( $S, v$ )
9      else
10         BLACKEN( $u$ )
11         POP( $S$ )
```

GRAYEN( $v, u$ )

```
1   $color[v] = \text{GRAY}$ 
2   $time = time + 1$ 
3   $d[v] = time$ 
4   $\pi[v] = u$ 
```

BLACKEN( $u$ )

```
1   $color[u] = \text{BLACK}$ 
2   $time = time + 1$ 
3   $f[u] = time$ 
```

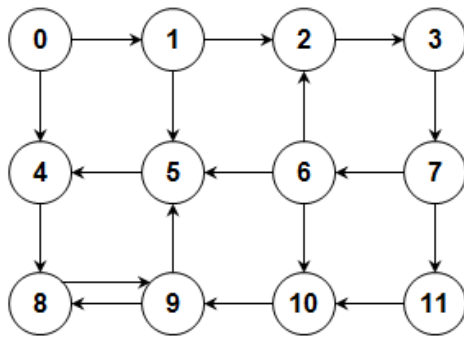
6. Execute uma busca em profundidade a partir do vértice 0 no grafo orientado dado pelas listas de adjacência a seguir. Exiba o rastreamento da busca.

```
0: 1 4
1: 2 5
2: 3
```

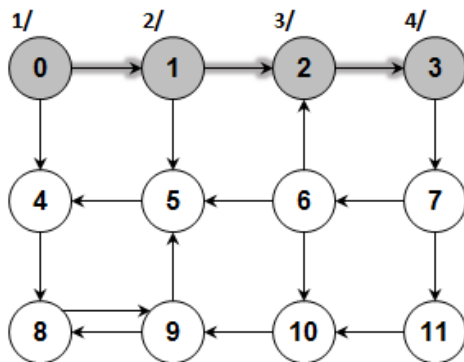


3: 7  
 4: 8  
 5: 4  
 6: 5 10 2  
 7: 11 6  
 8: 9  
 9: 5 8  
 10: 9  
 11: 10

**Resposta:** A figura 6 mostra o grafo formado pela lista de adjacências dada, bem como o rastreamento no momento em que o vértice 3, 6 e 8 são descobertos, e o resultado final da DFS ao final de todas as chamadas recursivas, respectivamente. Os tempos  $d$  e  $f$  estão no vetor à direita e, também, acima de cada vértice.



$v$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
$\pi$	nil	nil	nil	nil	nil	nil	nil	nil	nil	nil	nil	nil
$d$												
$f$												



$v$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
$\pi$	nil	0	1	2	nil	nil	nil	nil	nil	nil	nil	nil
$d$	1	2	3	4								
$f$												

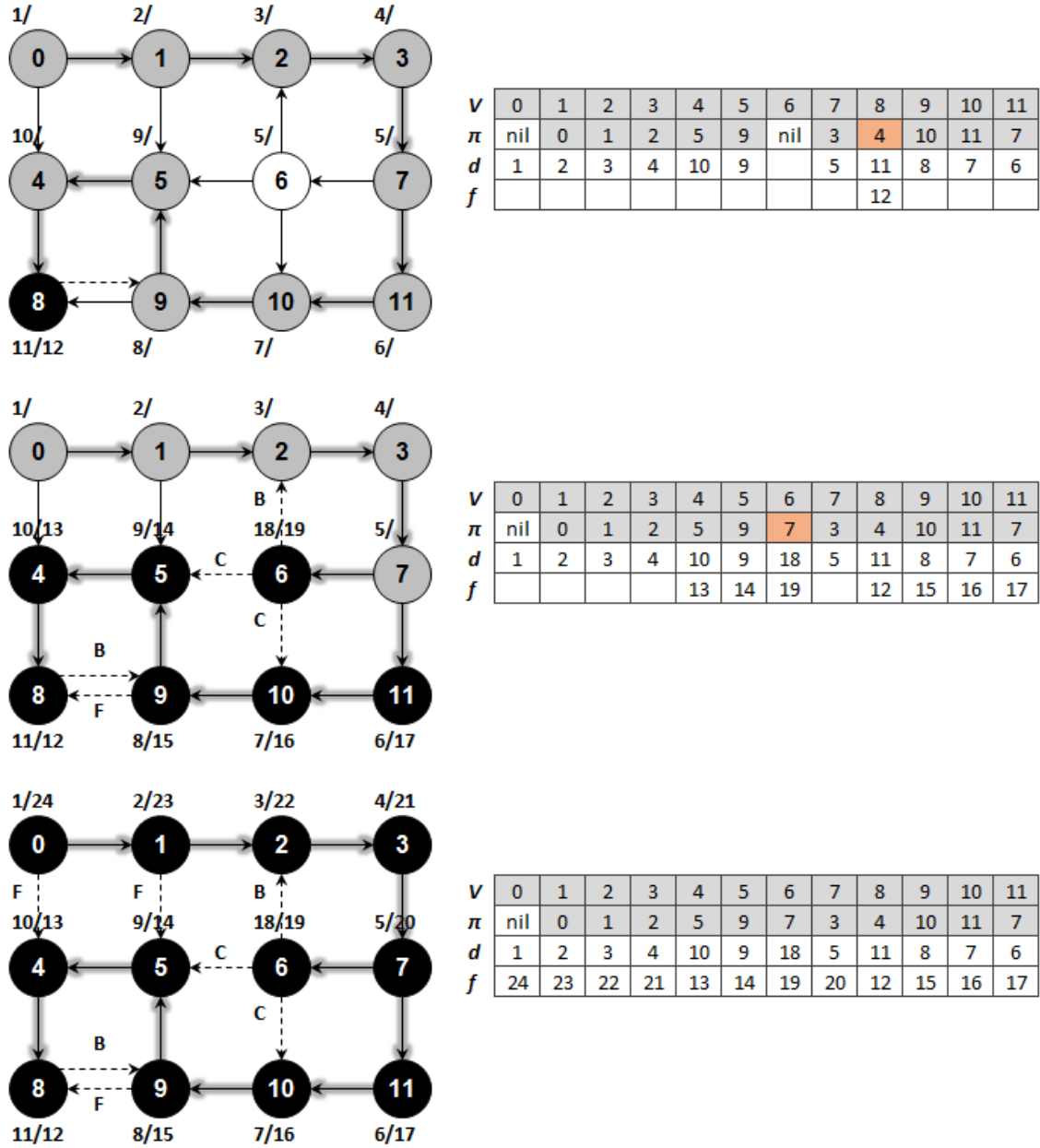


Figura 6: Rastreamento da DFS na lista de adjacências dada.

**7. (CRLS 22.3-1)** Desenhe uma tabela  $3 \times 3$ , com as linhas e colunas indexadas pelas cores branco, cinza e preto. Em cada entrada  $(i, j)$ , indique se, em qualquer ponto durante uma DFS de um grafo orientado, pode existir um arco de um nó de cor  $i$  para um nó de cor  $j$ . Para cada arco possível, indique as classificações que ele pode ter (de árvore, de retorno, para frente, cruzado). Faça um segundo quadro considerando um grafo não orientado.

As tabelas 1 e 2 mostram as classificações dos arcos para o grafo orientado e não orientado, respectivamente.

As siglas significam *Tree*, *Back*, *Cross* e *Forward edge*.

	White	Gray	Black
White	x	x	x
Gray	T	B	F/C
Black	x	x	B

Tabela 1: Classificação dos arcos no grafo orientado para a DFS.

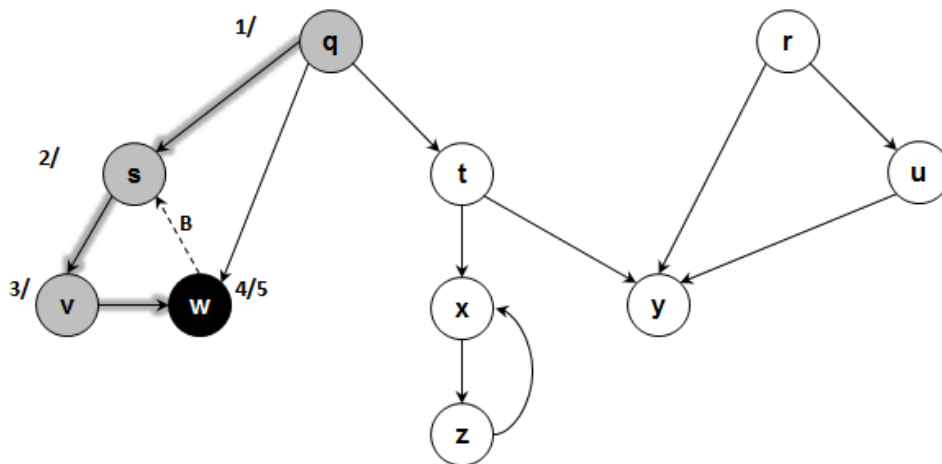
	White	Gray	Black
White	x	x	x
Gray	T	B	x
Black	x	B	B

Tabela 2: Classificação dos arcos no grafo não orientado para a DFS.

**8. (CRLS 22.3-2)** Mostre como a DFS funciona no grafo da Figura 22.6 do CLRS (segunda edição). Assuma que o laço das linhas 5-7 da DFS visitam os vértices em ordem alfabética, e que os vértices se encontram em ordem alfabética nas listas de adjacências. Mostre os valores de  $d$  e  $f$  para cada vértice ao final da DFS.

**Resposta:** A figura 7 mostra o rastreamento da DFS em 3 momentos distintos: quando todos os vértices adjacentes à  $w$  são visitados, todos os vértices adjacentes à  $t$  são visitados e a árvore com todas as chamadas recursivas concluídas, respectivamente.

Os valores  $d$  e  $f$ , bem como o antecessor de cada vértice dado por  $\pi$  estão na tabela de rastreamento abaixo de cada imagem. Os tipos de arestas também estão devidamente destacados.



$v$	q	r	s	t	u	v	w	x	y	z
$\pi$	nil	nil	q	nil	nil	s	v	nil	nil	nil
$d$	1		2			3	4			
$f$							5			

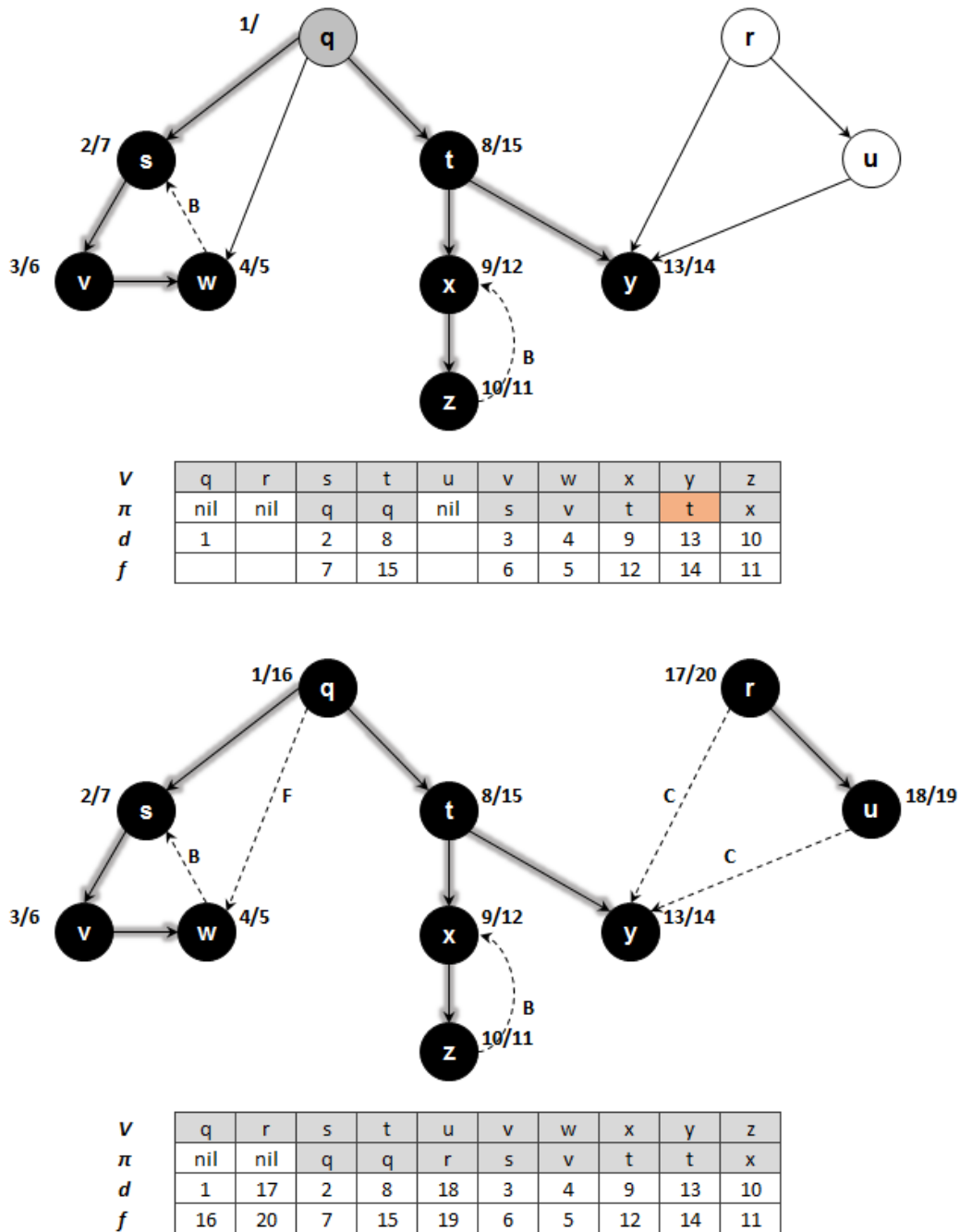


Figura 7: Rastreamento da DFS na figura 22.6 do CLRS.

**9. (CRLS 22.3-7)** Mostre um contraexemplo para a conjectura que se existe um caminho de  $u$  a  $v$  em um grafo orientado  $G$ , e se  $d[u] < d[v]$  numa DFS de  $G$ , então  $v$  é descendente de  $u$  na floresta DFS produzida.

Podemos observar a própria árvore à esquerda da figura 22.5 (c) do CLRS como um contraexemplo. Seja a DFS produzida a partir de  $s$ , se tomarmos os vértices  $x$  e  $w$ ,  $d[x] < d[w]$ , existe um caminho de  $x$  a  $w$ , mas  $w$  não é descendente de  $x$ .

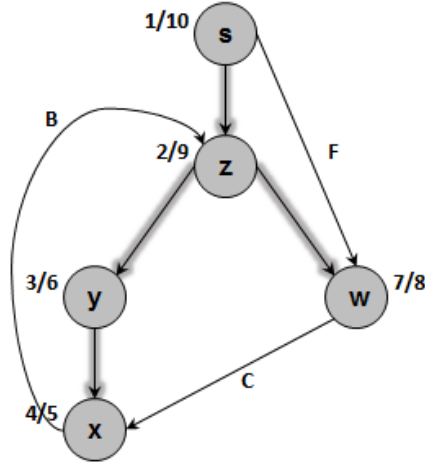


Figura 8: Contraexemplo utilizando parte do grafo da figura 22.5 (c) do CLRS.

**10. (CRLS 22.3-8)** Mostre um contraexemplo para a conjectura que se existe um caminho de  $u$  a  $v$  em um grafo orientado  $G$ , então qualquer DFS deve resultar em  $d[v] \leq f[u]$ .

A figura 9 mostra um contraexemplo da conjectura. Temos um caminho de  $u$  a  $v$  no grafo, porém, aplicando a DFS a partir de  $s$ , temos que  $d[v] > f[u]$ .

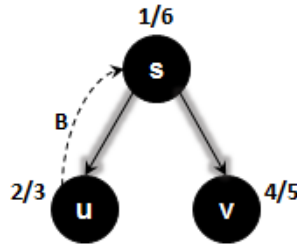


Figura 9: Contraexemplo da conjectura dada.

**11. (CRLS 22.3-10)** Mostre como um vértice  $u$  num grafo orientado pode terminar sozinho numa árvore de uma floresta DFS mesmo tendo arcos saindo e entrando dele em  $G$ .

A figura 10 mostra um exemplo onde o vértice  $u$  pode ficar sozinho numa árvore de uma floresta DFS gerada a partir do vértice  $s$ .

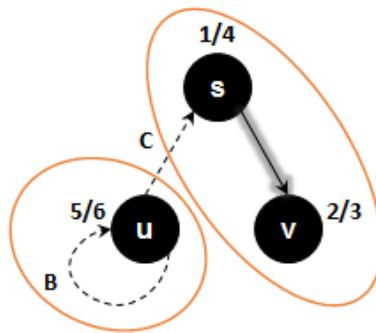


Figura 10: Exemplo onde o vértice  $u$  pode ficar isolado.

Um outro exemplo pode ser visto na figura 11, sendo que cada árvore é formada por um único vértice, já que a busca começa em  $v$ .

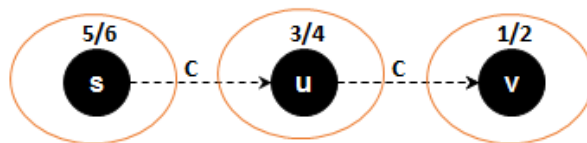


Figura 11: Segundo exemplo onde o vértice  $u$  pode ficar isolado.

**14.** Escreva um algoritmo que decida se um grafo é conexo. Analise o seu consumo de tempo.

**Resposta:** Um grafo é conexo se e somente se, para cada par  $s$  e  $t$  de seus vértices, existe um caminho com origem  $s$  e término  $t$ .

Podemos fazer uma alteração no algoritmo da DFS para contar o número de componentes conexas do grafo e executar a DFS usando cada vértice  $u \in V[G]$  como origem da busca. Se houver uma única componente conexa para a busca a cada execução, o grafo é conexo.

Os vértices estão organizados em uma pilha, utilizamos as rotinas POP e PUSH-LEFT, para remover um elemento da última posição da pilha e inseri-lo na primeira posição, respectivamente, de modo que todos os vértices sejam origem da busca uma vez.

**Consumo de tempo:** A mudança em CONNECTED-DFS não muda o comportamento assintótico original do algoritmo, que permanece  $\Theta(V + E)$ .

A criação da pilha na linha 2 na rotina GRAPH-CONNECTED toma tempo  $\Theta(V)$ . Já as operações na pilha gastam  $\Theta(1)$ , bem como as demais instruções. Como nós fazemos a busca uma vez para cada vértice, temos que o consumo de tempo total será  $\Theta(V(V + E))$ .

GRAPH-CONNECTED( $G$ )

```

1   $n = |V[G]|$ 
2   $S = V[G]$  //  $S$  is a stack with the vertices of  $G$ 
3  while  $n > 1$ 
4       $count = \text{CONNECTED-DFS}(G)$ 
5      if  $count > 1$ 
6          return FALSE
7       $u = \text{POP}(S)$ 
8       $\text{PUSH-LEFT}(S, u)$ 
9       $n = n - 1$ 
10 return TRUE

```

CONNECTED-DFS( $G$ )

```
1  for each vertex  $u \in V[G]$ 
2       $color[u] = \text{WHITE}$ 
3       $\pi[u] = \text{NIL}$ 
4   $time = 0$ 
5   $count = 0$ 
6  for each vertex  $u \in V[G]$ 
7      if  $color[u] == \text{WHITE}$ 
8           $count = count + 1$ 
9          DFS-VISIT( $u$ )
10 return  $count$ 
```

**15.** Escreva um algoritmo que determine o número de componentes conexas de um grafo. Analise o seu consumo de tempo.

**Resposta:** A rotina CONNECTED-DFS do exercício 7-14 já retorna a quantidade de componentes conexas de um grafo  $G$ .

O consumo de tempo é o mesmo da DFS original, ou seja,  $\Theta(V + E)$ .

**16.** Um grafo  $G = (V, E)$  é bipartido se seu conjunto de vértices  $V$  pode ser bipartido em dois conjuntos disjuntos de vértices  $A$  e  $B$  e toda aresta de  $E$  tem uma ponta em  $A$  e outra em  $B$ . Escreva um algoritmo que, dado um grafo, determine se o grafo é ou não bipartido. Analise o seu consumo de tempo.

**Resposta:** Podemos efetuar uma alteração na BFS, de modo que quando um vértice  $u$  encontra um vértice  $v$  que já foi visitado, ou seja, já está GRAY, verificamos se a profundidade tanto de  $u$  quanto de  $v$  é par, ou se ambas são ímpar.

Isso implica que  $d[u]$  e  $d[v]$  têm a mesma paridade e, portanto, o grafo **não é bipartido**.

**Consumo de Tempo:** A modificação não altera o comportamento assintótico original da BFS que permanece  $O(V + E)$ .

BFS-PARTITE( $G, s$ )

```

1  for each vertex  $u \in V[G] - \{s\}$ 
2       $u.color = \text{WHITE}$ 
3       $u.d = \infty$ 
4       $u.partition = 0$ 
5   $s.color = \text{GRAY}$ 
6   $s.d = 0$ 
7   $s.partition = 1$ 
8   $Q = \emptyset$ 
9  ENQUEUE( $Q, s$ )
10 while  $Q \neq \emptyset$ 
11      $u = \text{DEQUEUE}(Q)$ 
12     for each  $v \in G.Adj[u]$ 
13         if  $u.partition == v.partition$ 
14             return FALSE
15         else
16             if  $v.color == \text{WHITE}$ 
17                  $v.color = \text{GRAY}$ 
18                  $v.d = u.d + 1$ 
19                  $v.partition = 3 - u.partition$ 
20                 ENQUEUE( $Q, v$ )
21      $u.color = \text{BLACK}$ 
22 return TRUE

```

**17. (CLRS 22.2-8)** Dada uma árvore  $T = (V, E)$ , o diâmetro de  $T$  é o número  $\max\{d(u, v) : u, v \in V\}$ , onde  $d(u, v)$  é a distância entre  $u$  e  $v$  em  $T$ . Escreva um algoritmo que, dado  $T$ , determine o diâmetro de  $T$ . Analise o seu consumo de tempo.

**Resposta:** Conforme enunciado, o diâmetro de uma árvore  $T$  é a distância mais longa entre quaisquer dois nós  $u$  e  $v$  da árvore.

Para calcular o diâmetro podemos executar a BFS usando cada vértice  $v \in V$  como fonte da busca, retornando o maior valor de  $d$  para cada busca. A maior distância será, então, o diâmetro de  $T$ .

A linha 18 deve retornar o número de vértices que tem o caminho mais longo de  $u$  a  $v$ . Repare que somamos 1 devido à inicialização de  $s.d = 0$ .

**Consumo de Tempo:** A inclusão da linha 18 não muda o consumo de tempo da BFS, que continua  $O(V + E)$ . Como executamos a BFS uma vez para cada vértice no *loop* da linha 3 da rotina TREE-DIAMETER, temos que o tempo total será  $O(V(V + E))$ .

TREE-DIAMETER( $T$ )

```

1   $diameter = 0$ 
2  for each  $u \in T$ 
3       $max\_d = \text{BFS}(T, u)$ 
4      if  $max\_d > diameter$ 
5           $diameter = max\_d$ 
6  return  $diameter$ 

```



```

BFS( $T, s$ )
1  for each vertex  $u \in V[T] - \{s\}$ 
2       $u.color = \text{WHITE}$ 
3       $u.d = \infty$ 
4       $u.\pi = \text{NIL}$ 
5   $s.color = \text{GRAY}$ 
6   $s.d = 0$ 
7   $s.\pi = \text{NIL}$ 
8   $Q = \emptyset$ 
9  ENQUEUE( $Q, s$ )
10 while  $Q \neq \emptyset$ 
11      $u = \text{DEQUEUE}(Q)$ 
12     for each  $v \in T.Adj[u]$ 
13         if  $v.color == \text{WHITE}$ 
14              $v.color = \text{GRAY}$ 
15              $v.d = u.d + 1$ 
16              $v.\pi = u$ 
17             ENQUEUE( $Q, v$ )
18      $u.color = \text{BLACK}$ 
19 return  $u.d + 1$ 

```

## Lista 8

**1. (CRLS 23.1-1)** Seja  $e$  uma aresta de custo mínimo em um grafo  $G$  com custos nas arestas. É verdade que  $e$  pertence a alguma MST de  $G$ ? É verdade que  $e$  pertence a toda MST de  $G$ ?

**Resposta:** Seja  $A$  um subconjunto de arestas de alguma MST  $T$ , tal que  $(u, v) \notin A$ . Para escolher uma aresta para ser adicionada em  $A$ , todas as arestas que atravessam um corte  $(S, S - V)$  são consideradas. Como o corte deve respeitar  $A$  e a aresta  $(u, v)$  tem peso mínimo, ela será escolhida para ser incluída em  $A$ , o que dá origem a uma nova MST  $T'$ , onde  $A \cup \{(u, v)\} \subseteq T'$ .

**É verdade que  $e$  pertence a toda MST de  $G$ ?** Não é verdade. Se tomarmos uma aresta  $(u, v) \in E$  de uma MST  $T$  que tenha custo mínimo  $k$  e substituirmos por outra  $(u, w)$  que não está em  $T$  de custo  $k = l$ , teremos uma nova MST  $T'$ , ou seja, é o caso onde há empate na escolha da aresta segura para ser incluída na árvore. Portanto,  $e$  não pertence a toda MST de  $G$ .

Na figura 12, basta substituirmos a aresta  $(b, c)$  pela  $(b, d)$  e teremos uma nova MST de mesmo custo mínimo.

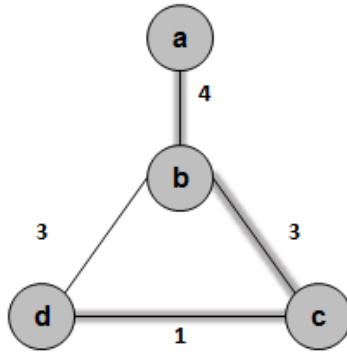


Figura 12: MST com mais de uma aresta de mesmo custo.

**2.** Suponha que os custos das arestas de um grafo conexo são distintos dois a dois (ou seja, não há duas arestas com o mesmo custo). Mostre que o grafo tem uma única MST.

**Resposta:** Seja  $m$  a quantidade de arestas em um grafo ponderado  $G(V, E, w)$ . Como não há arestas com pesos iguais, temos que os pesos são estritamente crescentes, ou seja,  $w_1 < w_2 < w_3 < \dots < w_m$ .

### Prova por contradição:

Vamos assumir que existem duas MST's  $T$  e  $T'$  no grafo. Seja  $e_1$  uma aresta de menor custo que aparece em uma dessas MST's. Sem perda de generalidade, digamos que  $e_1 \subseteq T$ . Como  $T'$  é uma MST,  $T' \cup \{e_1\}$  contém um ciclo  $C$  e, portanto, uma das arestas deste ciclo, digamos  $e_2$ , não está em  $T$ .

Note que  $w(e_1) < w(e_2)$  e  $T'' = T' \cup \{e_1\} \setminus \{e_2\}$  é uma árvore geradora. O peso total de  $T''$  é menor que o peso total de  $T'$ , mas isso é uma contradição, já que nós assumimos que  $T'$  é uma MST. Em outras palavras, para que  $T$  e  $T'$  fossem MST's, deveríamos ter  $w(e_1) = w(e_2)$ , mas isso é impossível, já que os pesos são diferentes.

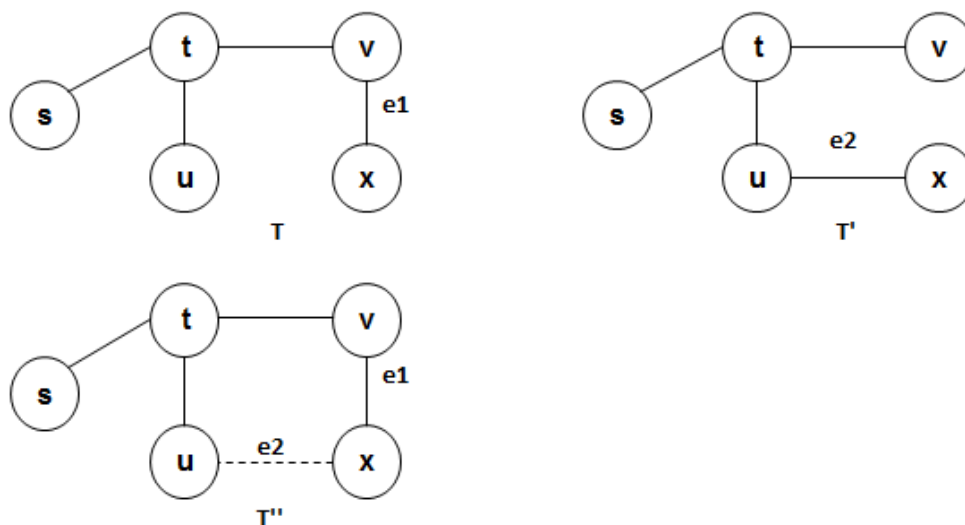


Figura 13: Exemplo de grafo com uma única MST com pesos nas arestas diferentes.

**3.** Suponha que os custos das arestas de um grafo conexo são distintos dois a dois. Seja  $C$  um ciclo não trivial. É verdade que a aresta de custo mínimo em  $C$  pertence à (única) MST do grafo?

**Resposta:** Sim, é verdade. Seja  $e$  a aresta de custo mínimo em  $C$ . Se  $e$  não estivesse na única MST do grafo, ao removermos qualquer outra aresta do ciclo  $C$  de custo maior para incluir  $e$ , teríamos uma MST de custo menor.

**4. (CRLS 23.1-2)** Prove ou desprove a seguinte afirmação: Dado um grafo  $G$  com pesos nas arestas, um conjunto de arestas  $A$  de  $G$ , e um corte que respeita  $A$ , toda aresta que cruza o corte e que é segura para  $A$  tem peso mínimo dentre todas as arestas desse corte.

**Resposta:** Seja  $A$  formado pelas arestas  $\{(t, s), (t, u)\}$ , como pode ser visto na figura 14.

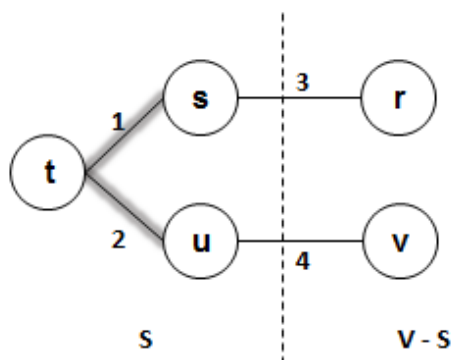


Figura 14: Exemplo de grafo com uma única MST com pesos nas arestas diferentes.

O corte  $(S, V - S)$  respeita  $A$ .  $(u, v)$  é uma aresta que atravessa o corte  $(S, V - S)$  e é segura para  $A$ , ou seja,  $A \cup \{(u, v)\} \subseteq T$ , porém, não é de custo mínimo (*light edge*).

**5. (CRLS 23.1-3)** Prove ou desprove a seguinte afirmação: Se uma aresta está contida em alguma MST, então tem peso mínimo dentre todas as arestas de algum corte no grafo.

**Resposta:** Seja  $T$  uma MST que contém a aresta  $(u, v)$ . Se tirarmos  $(u, v)$  da árvore, teremos um corte  $(S, V - S)$  que particiona os vértices em dois conjuntos disjuntos  $S$  e  $V - S$ . A aresta  $(u, v)$  atravessa esse corte e ela é uma aresta de custo mínimo pois, do contrário, outra aresta de custo menor poderia ser adicionada em  $T$  substituindo  $(u, v)$ , o que produziria uma outra MST  $T'$ , onde  $w(T') < w(T)$ , contradizendo o fato de que  $T$  é uma MST.

Portanto,  $(u, v)$  é uma aresta de custo mínimo para o corte  $(S, V - S)$ .

**6. (CRLS 23.1-7)** Prove que se todos os pesos nas arestas são positivos, então qualquer subconjunto de arestas que conectam todos os vértices e tem peso total mínimo forma uma árvore. A propriedade vale se alguns pesos são negativos?

**Resposta:**

**7.** Seja  $T$  uma MST de um grafo com pesos positivos e distintos nas arestas. Suponha que substituímos cada peso pelo seu quadrado. Verdadeiro ou falso:  $T$  ainda é uma MST para o novo grafo.

**Resposta:** Verdadeiro. Substituir os pesos das arestas em um grafo ponderado  $G$  pelo quadrado dos mesmos não muda a MST  $T$  do grafo.

**Prova por contradição:**

Vamos assumir que a alteração dos pesos  $w$  muda a MST  $T$  de  $G$  para uma outra  $T'$  em  $G'$ , já que pelo menos uma aresta, digamos  $e$ , de  $T$  deve ser substituída por uma outra  $e'$  na nova árvore  $T'$  de  $G'$  com  $w^2$ . Isso implica que  $w(e) < w(e')$  e  $w(e)^2 \geq w(e')^2$ , o que é uma contradição.

## CLRS (Outros)

A.1-7 Avalie o produtório  $\prod_{k=1}^n 2(4^k)$ .

$$\prod_{k=1}^n 2(4^k) = \prod_{k=1}^n 2((2^2)^k) = \prod_{k=1}^n 2(2^{2k}) = \prod_{k=1}^n 2^{2k+1}$$

Se avaliarmos o produtório para  $n = 3$ , por exemplo:

$$\prod_{k=1}^3 2^{2k+1} = 2^{2+1} \times 2^{4+1} \times 2^{6+1}$$

Percebemos que o expoente de 2 cresce em uma série aritmética:

$$\sum_{k=1}^n 2k + 1 = \sum_{k=1}^n 2k + \sum_{k=1}^n 1 = 2 \sum_{k=1}^n k + n = 2\left(\frac{n(n+1)}{2}\right) + n = n(n+2)$$

Portanto:

$$\prod_{k=1}^n 2(4^k) = 2^{n(n+2)}$$