Fonte: ash.atozviews.com

Compacto de alguns dos melhores momentos

AULA 20

Busca ou varredura

Um algoritimo de **busca** (ou **varredura**) examina, sistematicamente, todos os vértices e todos os arcos de um digrafo.

Cada arco é examinado **uma só vez**.
Despois de visitar sua ponta inicial o algoritmo percorre o arco e visita sua ponta final.

Busca em largura

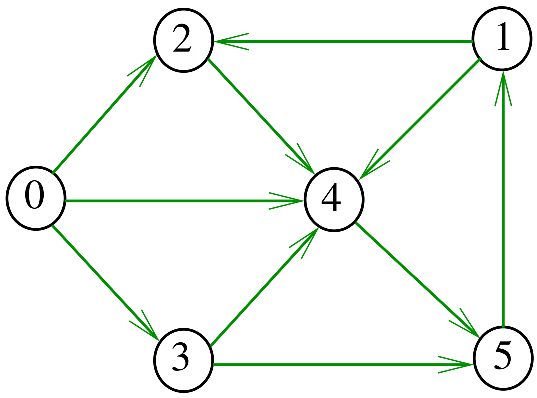
A **busca em largura** (=*breadth-first search search* = *BFS*) começa por um vértice, digamos s, especificado pelo usuário.

O algoritmo

visita s,
depois visita vértices à distância 1 de s,
depois visita vértices à distância 2 de s,
depois visita vértices à distância 3 de s,
e assim por diante

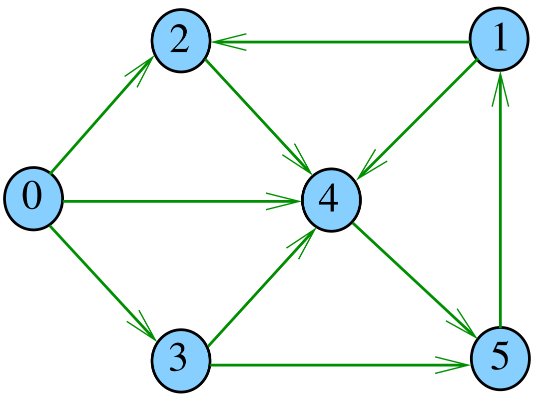
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]						



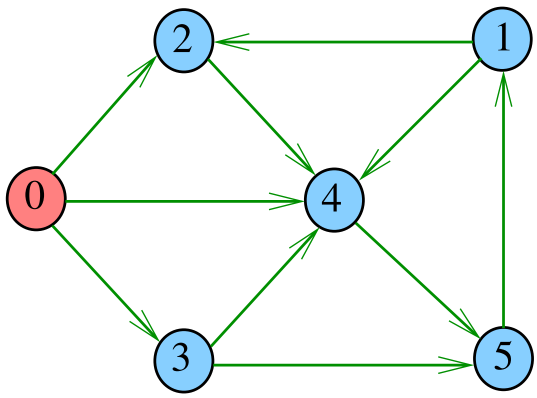
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]						



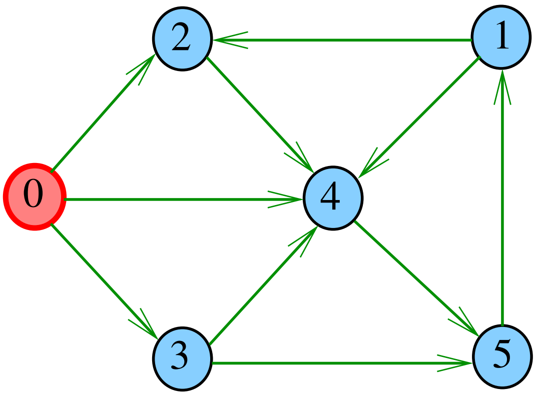
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0					



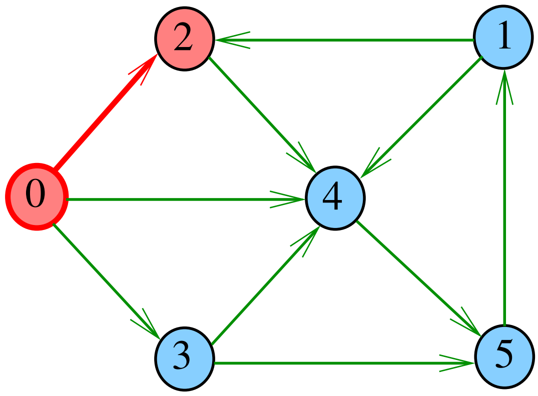
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**					



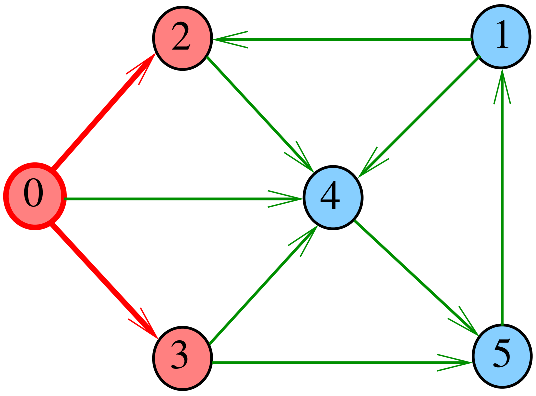
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**				



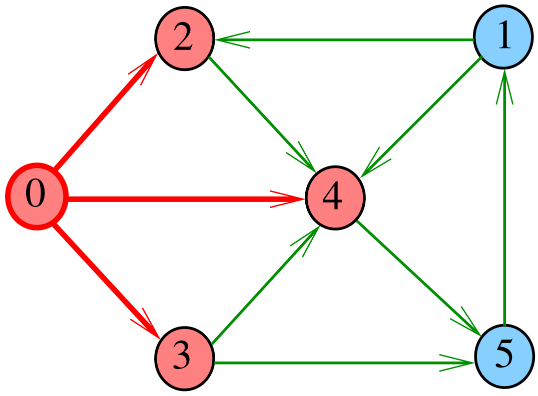
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**	**3**			



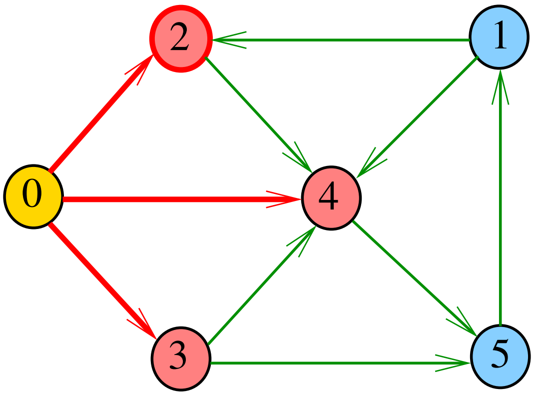
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**	**3**	**4**		



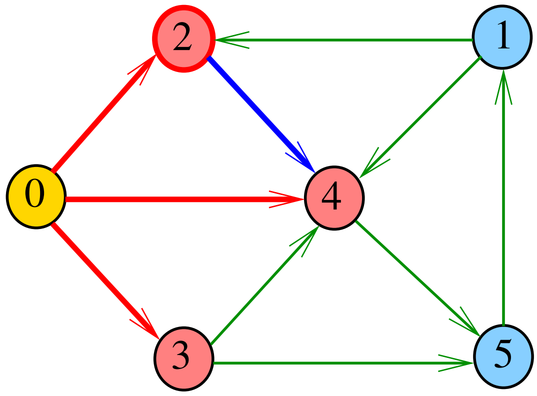
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**	**3**	**4**		



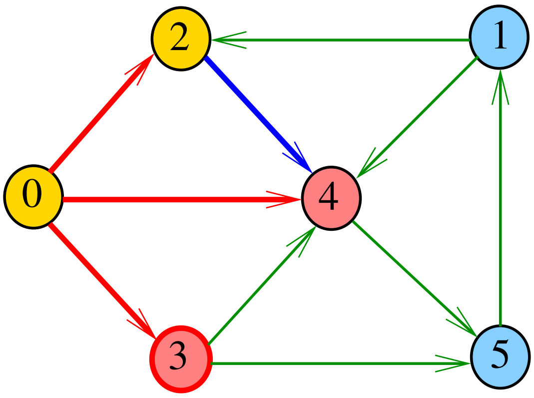
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**	**3**	**4**		



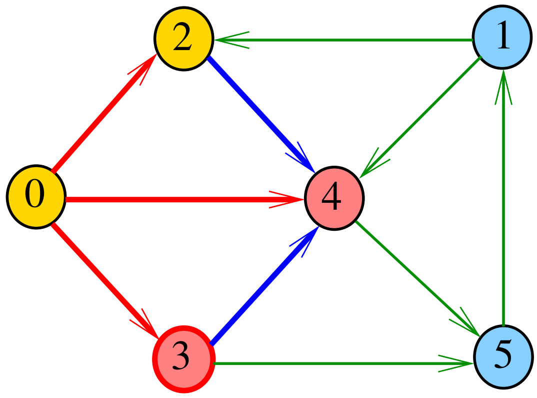
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4		



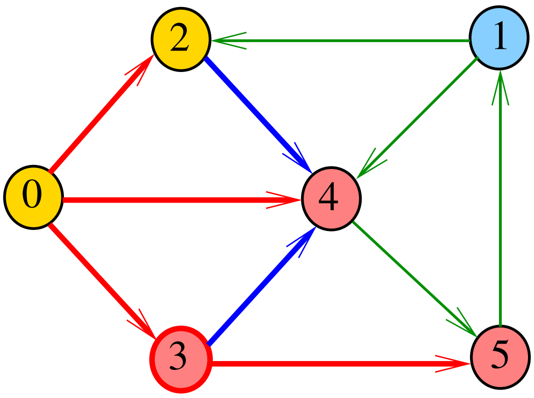
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4		



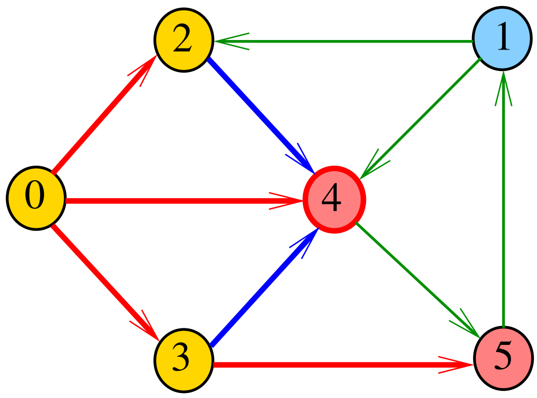
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4	5	



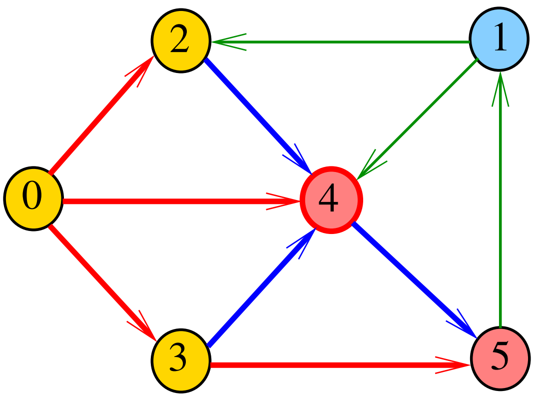
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4	5	



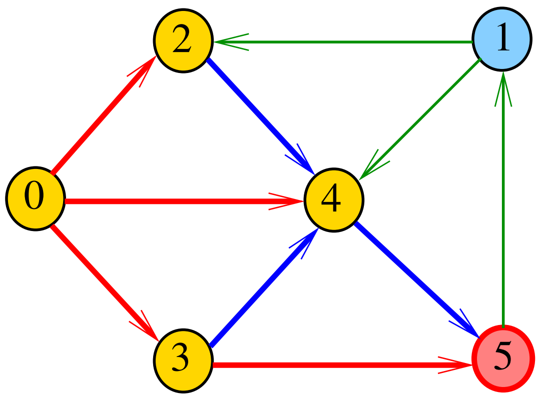
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4	5	



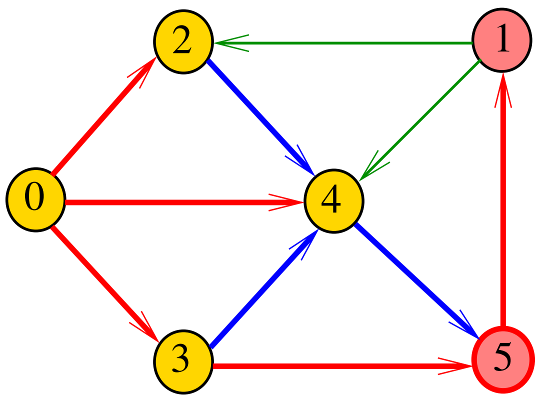
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4	5	



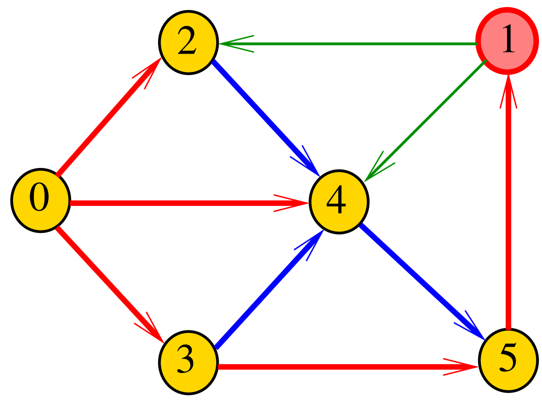
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4	**5**	1



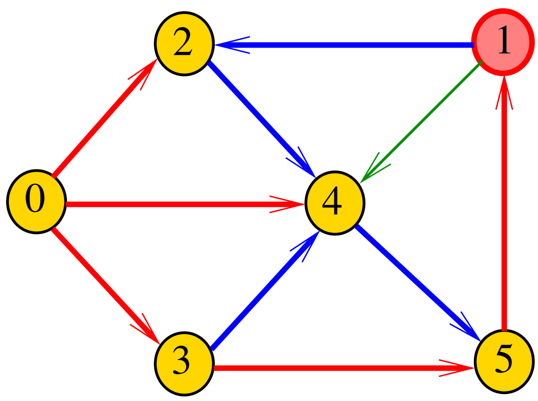
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4	5	**1**



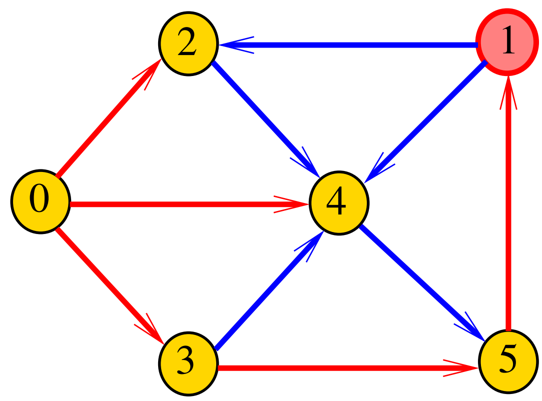
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4	5	**1**



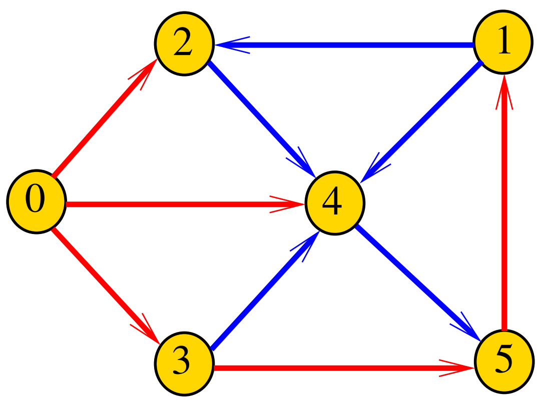
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4	5	**1**



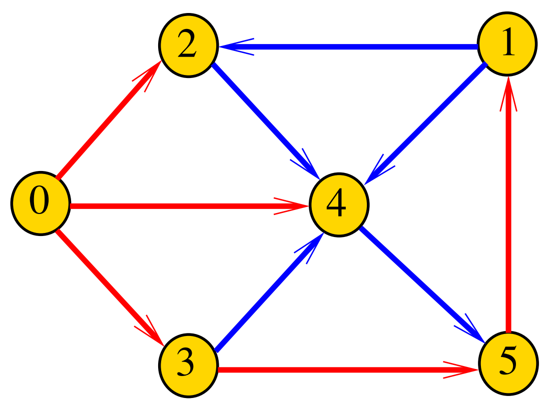
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4	5	1



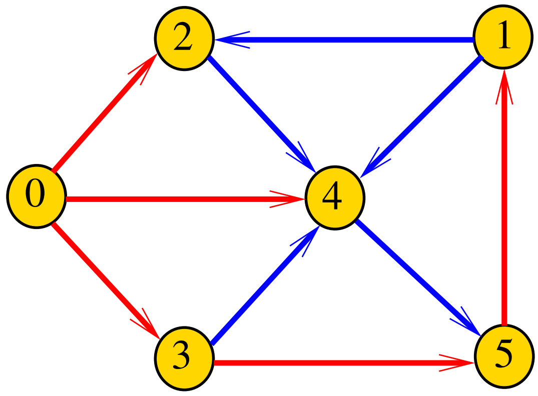
Arborescência da BFS

A busca em largura a partir de um vértice s descreve a arborescência com raiz s



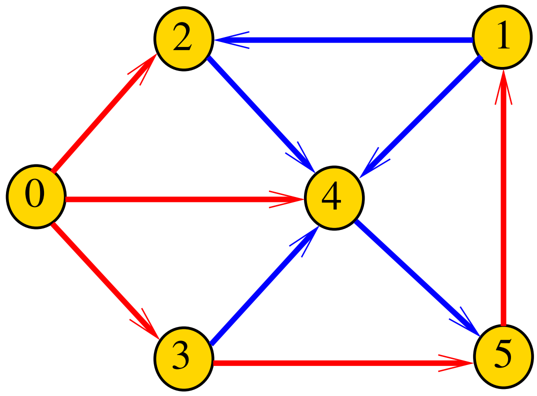
Arborescência da BFS

Essa arborescência é conhecida como **arborescência de busca em largura** (= *BFS tree*)



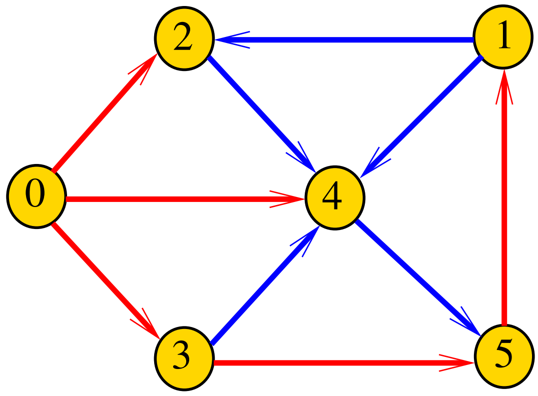
Representação da BFS

Podemos representar essa arborescência explicitamente por um vetor de pais `edgeTo[]`



Representação da BFS

v	0	1	2	3	4	5
edgeTo	0	5	0	0	0	3



Consumo de tempo

O consumo de tempo da função `BFSpaths` para vetor de listas de adjacência é $O(V + E)$.

O consumo de tempo da função `BFSpaths`para matriz de adjacência é $O(V^2)$.

AULA 21

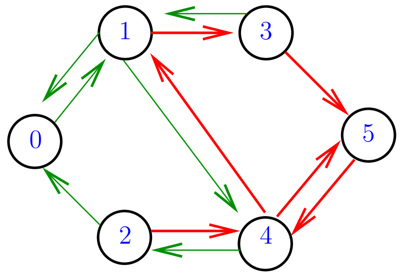
Caminhos mínimos

Fonte: http://vandanasanju.blogspot.com.br/

Comprimento

O **comprimento** de um caminho é o número de arcos no caminho, contanto-se as repetições

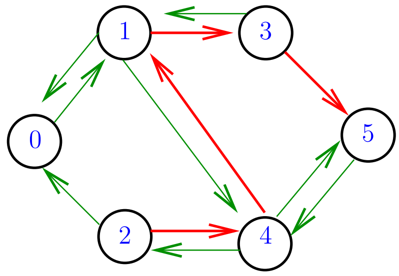
Exemplo: 2-4-1-3-5-4-5 tem comprimento 6



Comprimento

O **comprimento** de um caminho é o número de arcos no caminho, contanto-se as repetições.

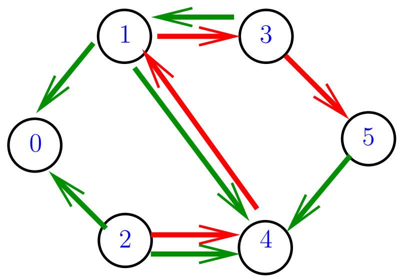
Exemplo: 2-4-1-3-5 tem comprimento 4



Distância

A **distância** de um vértice `s` a um vértice `t` é o menor comprimento de um caminho de `s` a `t`. Se não existe caminho de `s` a `t` a distância é **infinita**

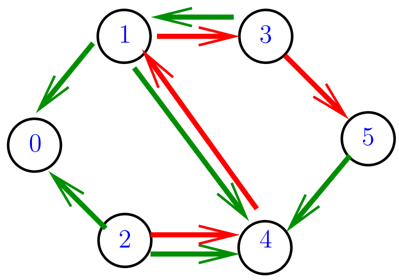
Exemplo: a distância de 2 a 5 é 4



Distância

A **distância** de um vértice `s` a um vértice `t` é o menor comprimento de um caminho de `s` a `t`. Se não existe caminho de `s` a `t` a distância é **infinita**

Exemplo: a distância de 0 a 2 é infinita

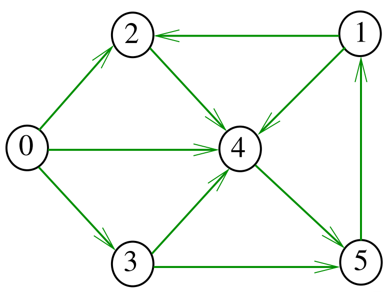


Calculando distâncias

Problema: dados um digrafo `G` e um vértice `s`, determinar a distância de `s` aos demais vértices do digrafo

Exemplo: para `s` = 0

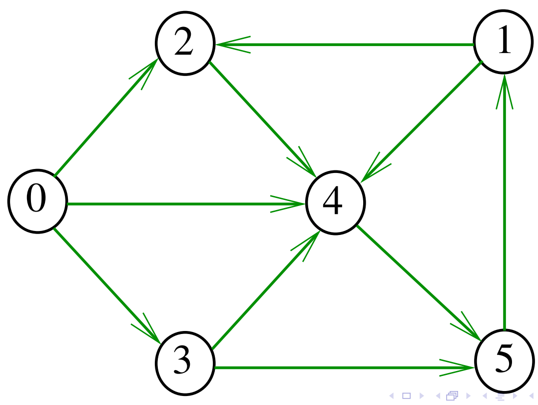
`v`	0	1	2	3	4	5
`distTo[v]`	0	3	1	1	1	2



Simulação

`i`	0	1	2	3	4	5
`q[i]`						

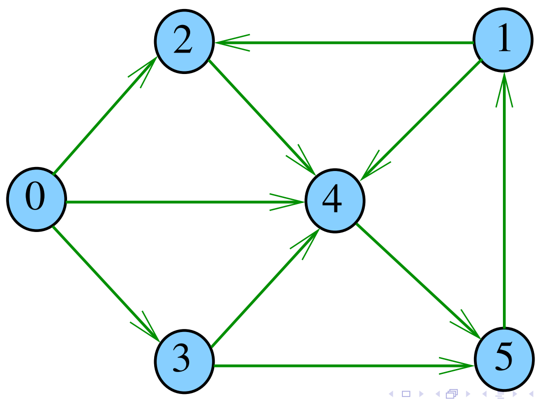
`v`	0	1	2	3	4	5
`distTo[v]`						



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]						

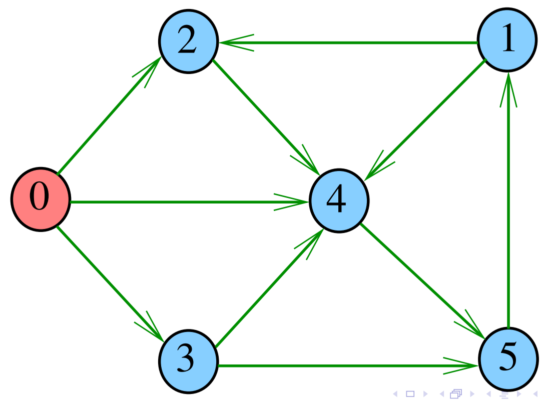
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	6	6	6	6	6	6



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**					

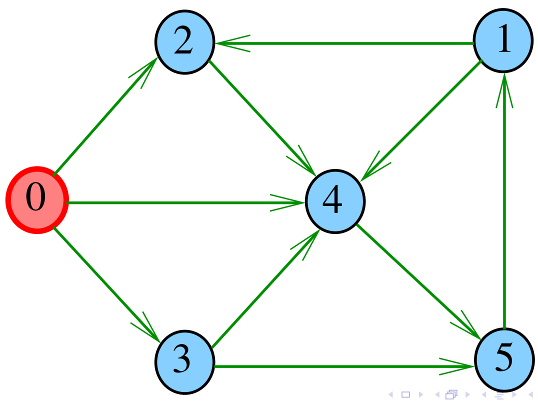
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	6	6	6	6	6	6



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**					

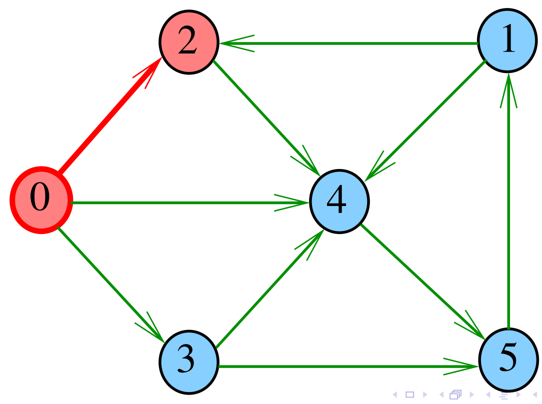
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	**0**	6	6	6	6	6



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**				

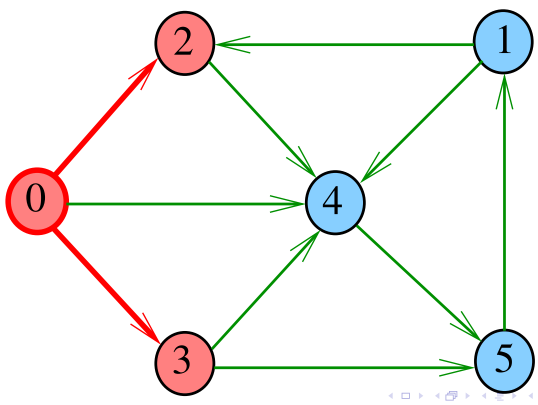
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	6	**1**	6	6	6



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**	**3**			

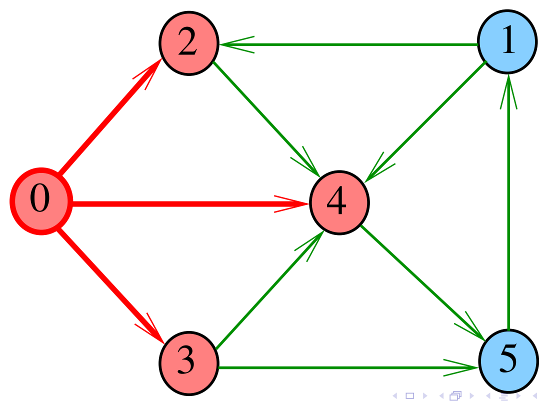
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	6	1	**1**	6	6



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**	**3**	**4**		

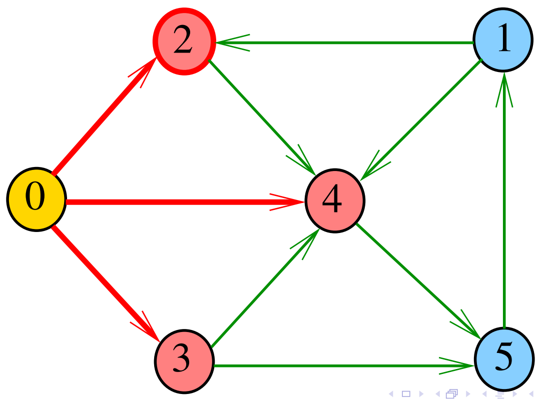
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	6	1	1	**1**	6



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4		

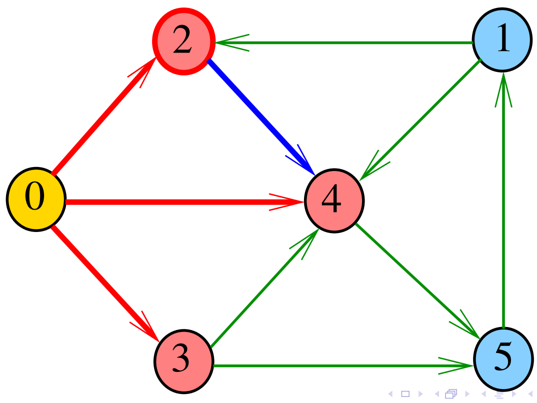
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	6	1	1	1	6



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4		

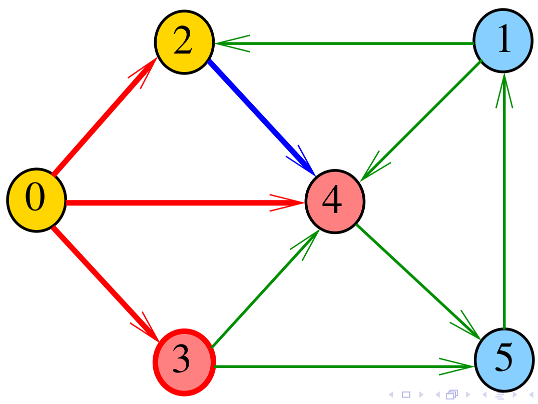
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	6	1	1	1	6



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4		

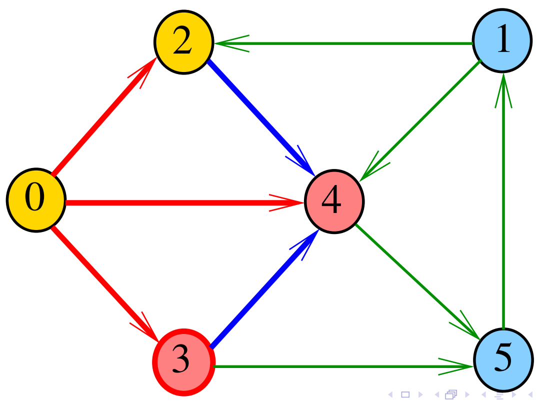
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	6	1	1	1	6



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4		

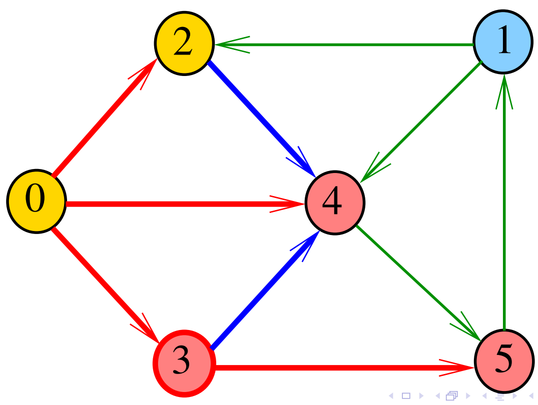
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	6	1	1	1	6



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4	5	

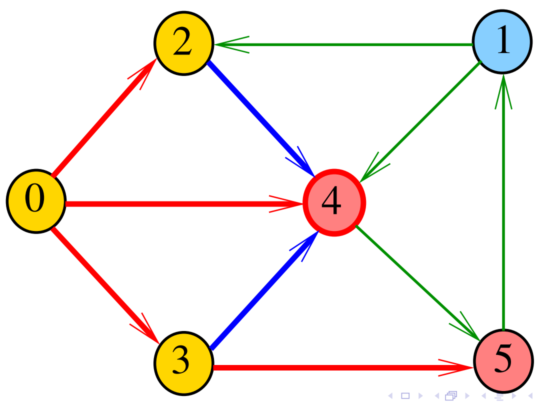
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	6	1	1	1	2



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4	5	

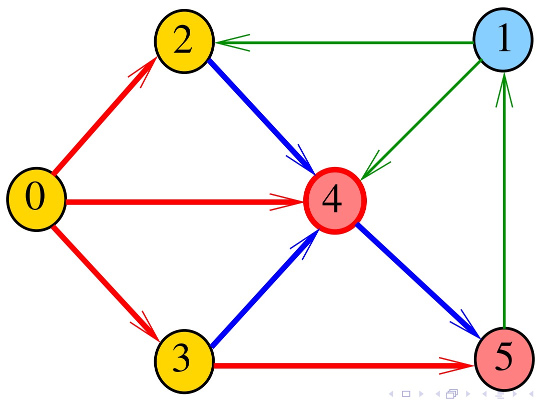
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	6	1	1	1	2



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**	**3**	**4**	**5**	

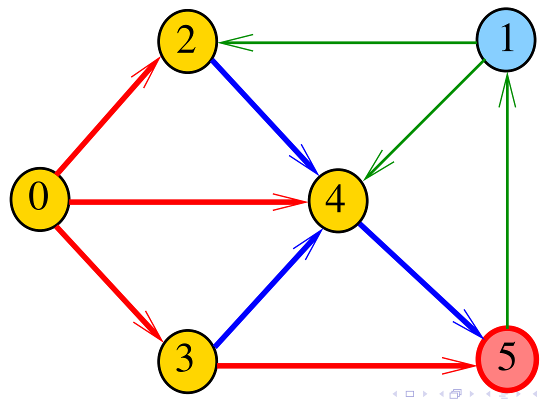
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	6	1	1	1	2



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**	**3**	**4**	**5**	

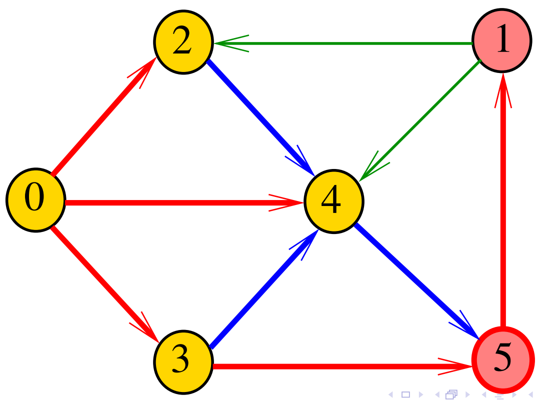
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	6	1	1	1	2



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**	**3**	**4**	**5**	**1**

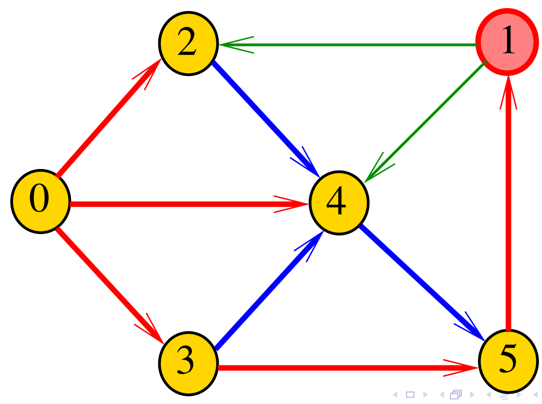
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	**3**	1	1	1	2



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**	**3**	**4**	**5**	**1**

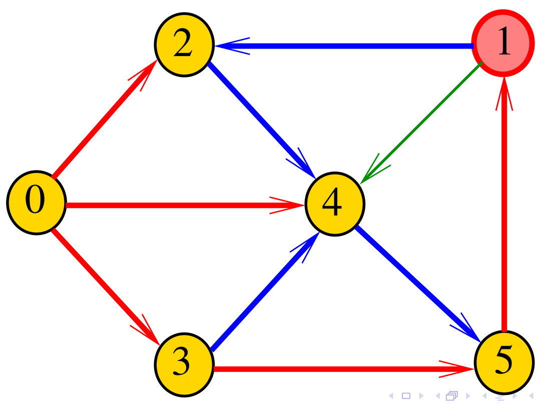
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	3	1	1	1	2



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**	**3**	**4**	**5**	**1**

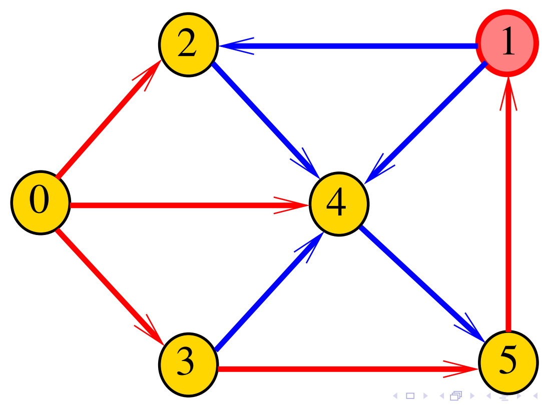
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	3	1	1	1	2



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	**0**	**2**	**3**	**4**	**5**	**1**

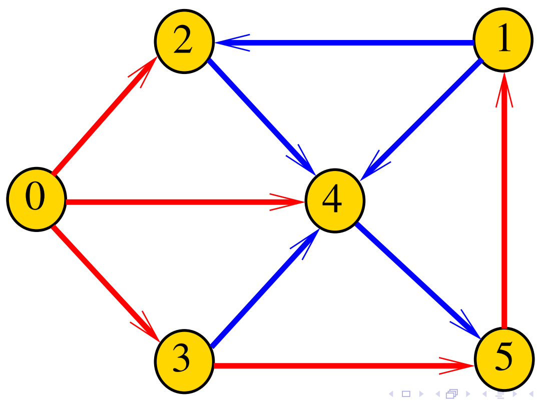
v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	3	1	1	1	2



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
q[i]	0	2	3	4	5	1

v	0	1	2	3	4	5
distTo[v]	0	3	1	1	1	2



Nova classe BFSpaths

BFSpaths armazena no vetor distTo[] a distância do vértice s a cada um dos vértices do digrafo G

A distância 'infinita' é representada por G.V()

```
private static final int INFINITY=G.V();
private int[] distTo = new int[G.V()];
```

Nova BFSpaths: esqueleto

```
public class BFSpaths {
  private static final int INFINITY;
  private final int s;
  ~~private boolean[] marked;~~
  private int[] distTo; // era marked
  private int[] edgeTo;
  public BFSpaths(Digraph G, int s) {}
  private void bfs(Digraph G, int s) {}
  public boolean hasPath(int v) {}
  public boolean distTo(int v) {}
  public Iterable<Integer> pathTo(int v)
}
```

BFSpaths

Encontra um caminho de s a todo vértice alcançável a partir de s.

```
public BFSpaths(Digraph G, int s) {
  INFINITY = G.V();
  ~~marked = new boolean[G.V()];~~
  distTo = new int[G.V()];
  edgeTo = new int[G.V()];
  this.s = s;
  for (int v = 0; v < G.V(); v++)
     distTo[v] = INFINITY;
  bfs(G, s);
}
```

bfs(): inicializações

```
private void bfs(Digraph G, int s) {
  Queue<Integer> q= new Queue<Integer>();
  ~~marked[v] = true;~~
  distTo[s] = 0;
  q.enqueue(s);
  // aqui vem a iteração do próximo slide
```

bfs(): iteração

```
  while (!q.isEmpty()) {
     int v = q.dequeue();
     for (int w :  G.adj(v)) {
        ~~if (!marked[w]) {~~
        if (distTo[w] == INFINITY) {
           edgeTo[w] = v;
           distTo[w] = distTo[v] + 1;
           ~~marked[w] = true;~~
           q.enqueue(w);
        }
     }
  }
}
```

BFSpaths

Há um caminho de s a v?

```
// Método adaptado de DFSpaths.
public boolean hasPath(int v) {
  return distTo[v] < INFINITY;
}
// retorna o número de arcos em um
// caminho mínimo de s a t
public int distTo(int v) {
  return distTo[v];
}
```

BFSpaths

Retorna um caminho de s a v ou null se um tal caminho não existe.

```
// Método copiado de DFSpaths.
public Iterable<Integer> pathTo(int v) {
   if (!hasPath(v)) return null;
   Stack<Integer> path =
         new Stack<Integer>();
   for (int x = v; x != s; x = edgeTo[x])
      path.push(x);
   path.push(s);
   return path;
}
```

Relações invariantes

No início de cada iteração a fila consiste em

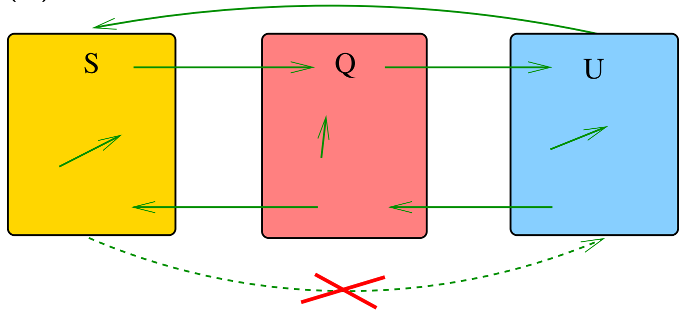
> *zero ou mais vértices à distância d de s, seguidos de zero ou mais vértices à distância d+1 de s,*

para algum d

Isto permite concluir que, no início de cada iteração, para todo vértice x, se distTo[x] != G.V() então distTo[x] é a distância de s a x

Relações invariantes

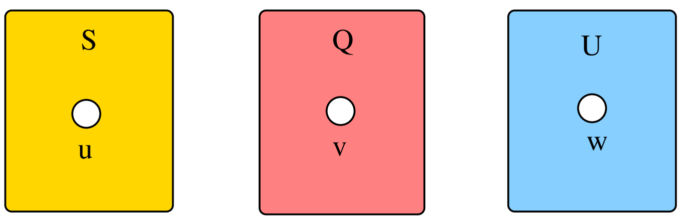
S = vértices examinados
Q = vértices visitados = vértices na fila
U = vértices ainda não visitados
(i0) não existe arco v-w com v em S e w em U



Relações invariantes

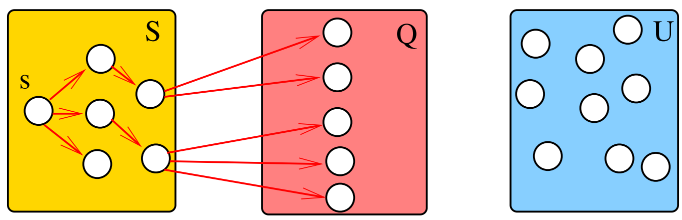
(i1) para cada u em S, v em Q e w em U

$$\texttt{distTo}[u] \leq \texttt{distTo}[v] \leq \texttt{distTo}[w]$$



Relações invariantes

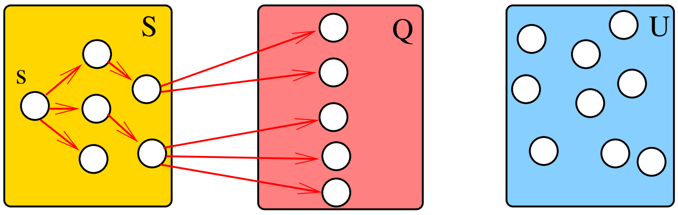
(i2) O vetor edgeTo restrito aos vértices de S e Q determina um árborescência com raiz s



Relações invariantes

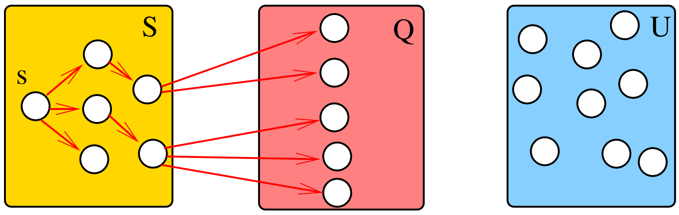
(i3) Para arco v-w na arborescência vale que

$$\texttt{distTo}[\texttt{w}] = \texttt{distTo}[\texttt{v}] + \mathbf{1}$$

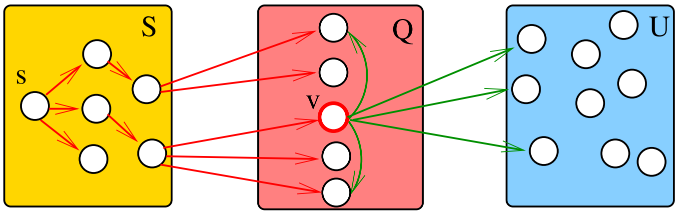


Relações invariantes

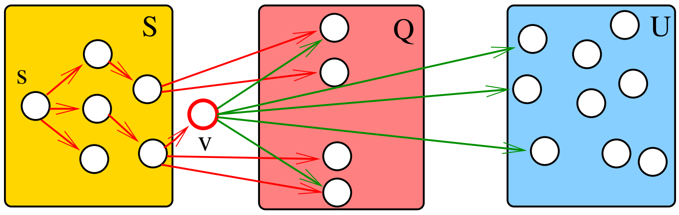
(i3) Para cada vértice v em S vale que distTo[v] é o custo de um caminho mínimo de s a v.



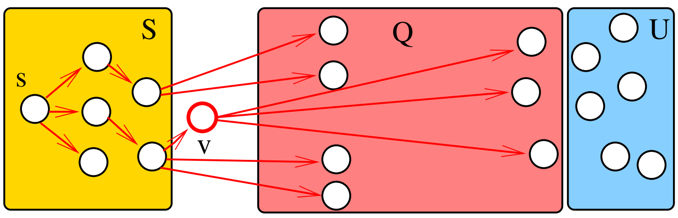
Iteração



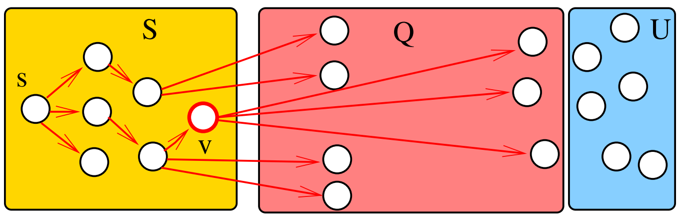
Iteração



Iteração



Iteração



Consumo de tempo

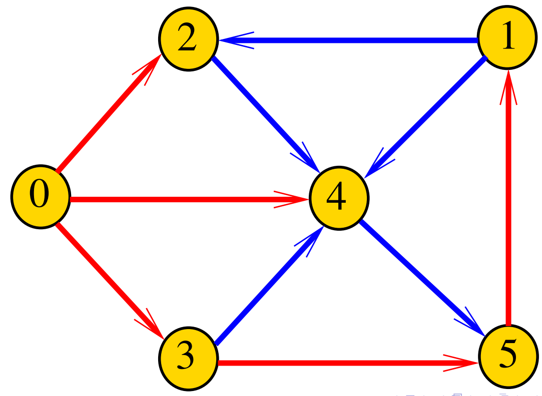
O consumo de tempo de BFSpaths para vetor de listas de adjacência é $O(V + E)$.

O consumo de tempo de BFSpaths para matriz de adjacência é $O(V^2)$.

Arborescência da BFS

v	0	1	2	3	4	5
edgeTo	0	5	0	0	0	3

v	0	1	2	3	4	5
distTo	0	3	1	1	1	2



Condição de inexistência

Se distTo[t]==INFINITO para algum vértice t, então

$$S = \{v : \texttt{distTo}[v] < \texttt{INFINITO}\}$$
$$T = \{v : \texttt{distTo}[v] == \texttt{INFINITO}\}$$

formam um st-corte (S, T) em que todo arco no corte tem ponta inicial em T e ponta final em S

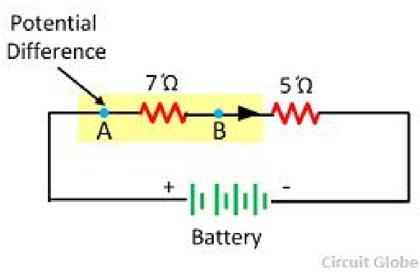
Conclusão

Para quaisquer vértices s e t de um digrafo, vale uma e apenas umas das seguintes afirmações:

- existe um caminho de s a t
- existe st-corte (S, T) em que todo arco no corte tem ponta inicial em T e ponta final em S.

Fonte: Yin Yang Bonsai vector image

Apêndice: 1-potenciais



Fonte: Difference Between Electromotive Force & Potential Difference

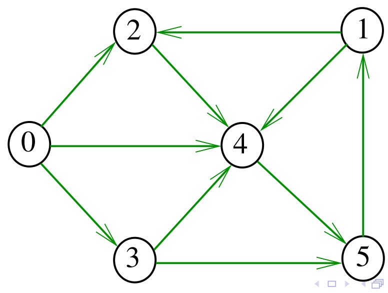
1-potenciais

Um **1-potencial** é um vetor y indexado pelos vértices do digrafo tal que

$y[w] - y[v] \leq 1$ para todo arco v-w

Exemplo:

v	0	1	2	3	4	5
y[v]	1	1	1	1	1	1



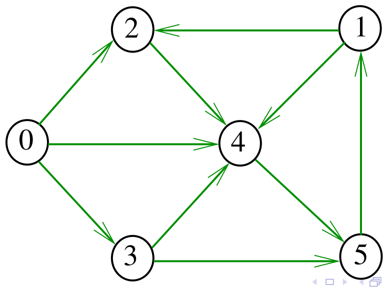
1-potenciais

Um **1-potencial** é um vetor y indexado pelos vértices do digrafo tal que

$$y[w] - y[v] \leq 1 \text{ para todo arco } v\text{-}w$$

Exemplo:

v	0	1	2	3	4	5
y[v]	1	2	2	1	1	2



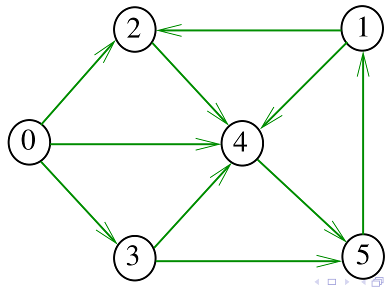
Propriedade dos 1-potencias

Lema da dualidade. Se y é um 1-potencial e P é um caminho de s a t, então

$$y[t] - y[s] \leq |P|$$

Exemplo:

v	0	1	2	3	4	5
y[v]	6	6	6	7	7	7



Conseqüência

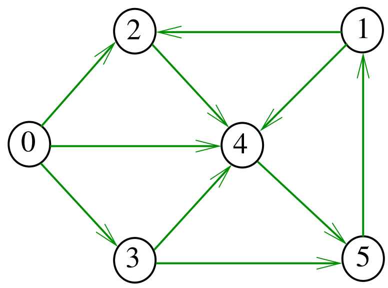
Se P é um caminho de s a t e y é um 1-potencial tais que

$$|P| = y[t] - y[s],$$

então P é um caminho **mínimo** e y é um 1-potencial tal que $y[t] - y[s]$ é **máximo**

Exemplo

v	0	1	2	3	4	5
y[v]	0	3	1	1	1	2



Invariantes

Abaixo está escrito y no papel de `distTo[]`
Na classe `BFSpaths`, no início `while` do método `bfs()` valem as seguintes invariantes:

(i0) para cada arco v-w na arborescência BFS tem-se que $y[w] - y[v] = 1$;

(i1) $\texttt{edgeTo}[s] = s$ e $y[s] = 0$;

(i2) para cada vértice v, $y[v] \neq \texttt{G.V()} \Leftrightarrow \texttt{edgeTo}[v] \neq -1$;

(i3) para cada vértice v, se $y[v] \neq \texttt{G.V()}$ então existe um caminho de s a v na arborescência BFS.

Invariantes (continuação)

Abaixo está escrito y no papel de `distTo[]`
Na linha

```
int v = q.dequeue();
```

do método `bfs()` vale a seguinte relação invariante:

(i4) para cada arco v-w se

$$y[w] - y[v] > 1$$

então v está na fila.

Correção de BFSpaths

Início da última iteração:

- y é um 1-potencial, por (i4)
- se $y[t] \neq$ G.V(), então edgeTo[t] $\neq -1$ [(i2)].
  Logo, de (i3), segue que existe um st-caminho P na arborescência BFS. (i0) e (i1) implicam que
  $$|P| = y[t] - y[s] = y[t].$$
  Da propriedade dos 1-potencias, concluímos que P é um st-caminho de comprimento mínimo
- se $y[t] =$ G.V(), então (i1) implica que $y[t] - y[s] =$ G.V() e da propriedade dos 1-potencias concluímos que não existe caminho de s a t no grafo

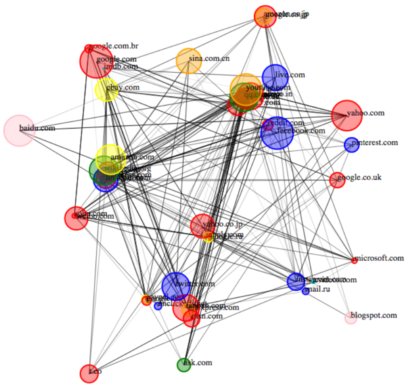
Tipo teorema da dualidade

Da propriedade dos 1-potenciais (lema da dualidade) e da correção de bfs() concluímos o seguinte:

> Se s e t são vértices de um digrafo e t está ao alcance de s então
>
> $$\min\{|P| : P \text{ é um st-caminho}\}$$
> $$= \max\{y[t] - y[s] : y \text{ é um 1-potencial}\}.$$

Fonte: Yin Yang Meaning

Custos nos arcos



Fonte: Force-directed graph drawing

Digrafos com custos nos arcos

Muitas aplicações associam um número a cada arco de um digrafo

Diremos que esse número é o **custo** ou **peso** do arco

Vamos supor que esses números são do tipo double na classe Arc.

```
private final double weight;
```

Classe Arc: esqueleto

```
public class Arc {
  private final int v;
  private final int w;
  private final double weight;

  public Arc(int v, int w,
                double weight) {...}
  public int from() {...}
  public int to() {...}
  public double weight() {...}
  public String toString() {...}
}
```

Arc

O construtor Arc recebe dois vértices v e w e um valor weight e produz a representação de um arco com ponta inicial v e ponta final w e peso weight.

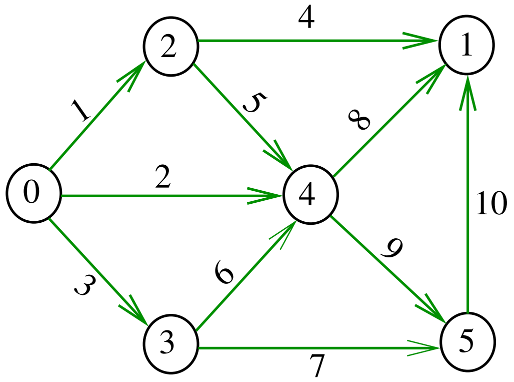
```
public Arc(int v, int w,
                double weight) {
  this.v = v;
  this.w = w;
  this.weight = weight;
}
```

Arc

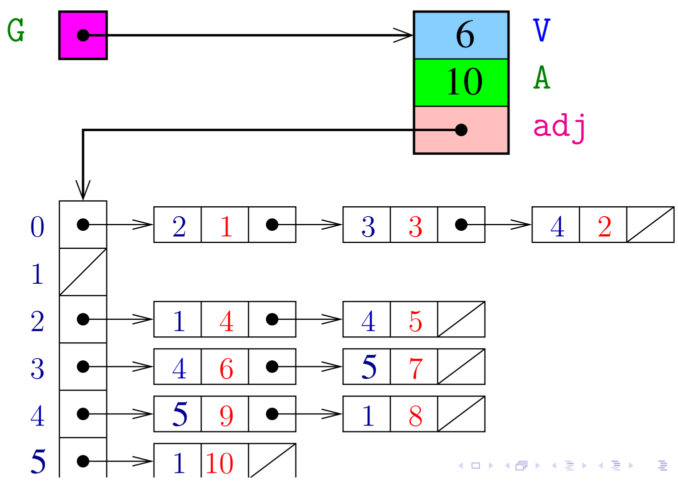
```java
// retorna a ponta inicial do arco
public int from() {
   return v;
}
// retorna a ponta final do arco
public int to() {
   return w;
}
// retorna o custo/peso do arco
public double weight() {
   return weight;
}
```

Digrafo com pesos

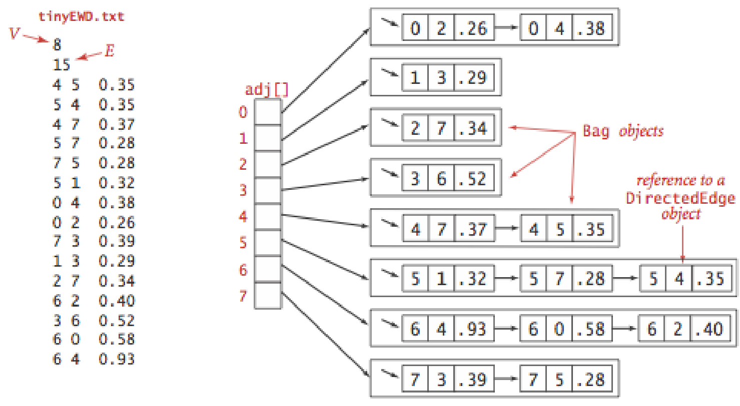
EdgeWeightedDigraph G



Estruturas de dados



Enquanto isso. . . no algs4



Edge-weighted digraph representation

Classe

A estrutura EdgeWeightedDigraph do algs4 representa um digrafo com pesos nos arcos.

V é o número de vértices

E é o número de arcos do digrafo

adj é uma referência para vetor de listas de adjacência

A lista de adjacência de um vértice v é composta por nós do tipo Arc.

Um next de Bag é uma referência para um Arc

Cada nó da lista contém v, um vizinho w de v, **o custo** do arco v-w e o endereço do nó seguinte da lista

Classe EWDigraph: esqueleto

```java
public class EWDigraph{
   private final int V;
   private int E;
   private Bag<Arc>[] adj;
   private int[] indegree;
   public EWDigraph(int V) {...}
   public int V() { return V; }
   public int E() { return E; }
   public void addEdge(int v, int w) { }
   public Iterable<Integer> adj(int v) { }
   public int outdegree(int v) {...}
   public int indegree(int v) {...}
}
```

Construtor de EWDigraph

Constrói um digrafo com V vértice e zero arcos.

```
public EWDigraph(int V) {
  this.V = V;
  this.E = 0;
  adj= (Bag<Arc>[]) new Bag[V];
  for (int v = 0; v < V; v++)
     adj[v] = new Bag<Arc>();
}
```

V() e E()

```
public int V() {
      return V;
}
public int E() {
      return E;
}
```

addEdge() e adj()

Insere um arco e no digrafo G.

```
public addEdge(Arc e) {
  int v = e.from();
  int w = e.to();
  adj[v].add(e);
  E++;
}
public Iterable<Arc> adj(int v) {
  return adj[v];
}
```

edges()

O código abaixo retorna os arcos em G como uma coleção iterável.

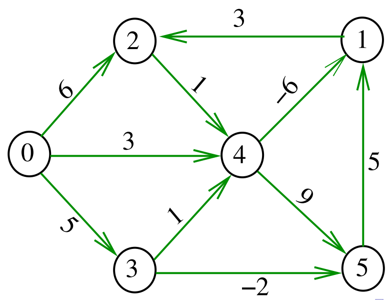
```
public Iterable<Arc> edges() {
  Bag<Arc> bag;
  bag = new Bag<Arc>();
  for (int v = 0; v < V; v++)
     for (Arc e:  adj[v])
        bag.add(e);
  return bag;
}
```

Caminhos de custo mínimo

Fonte: The Shortest Distance WoW Achievement Fast

Custo de um caminho

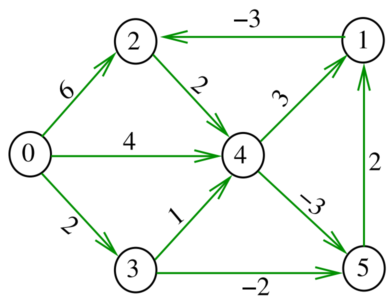
Custo de um caminho é soma dos custos de seus arcos
Custo do caminho 0-2-4-5 é 16.
Custo do caminho 0-2-4-1-2-4-5 é 14.
Custo do caminho 0-2-4-1-2-4-1-2-4-5 é 12.



Caminho mínimo

Um caminho P tem **custo mínimo** se o custo de P é menor ou igual ao custo de todo caminho com a mesma origem e término

O caminho 0-3-4-5-1-2 é mínimo, tem custo -1



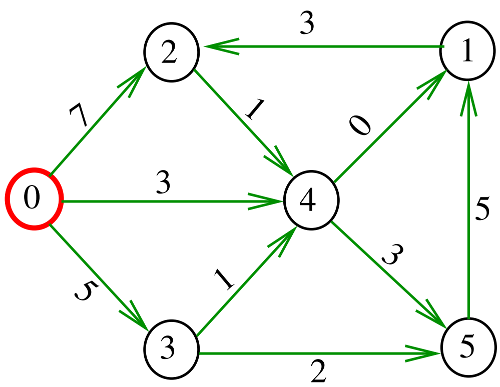
Problema

Problema dos Caminhos Mínimos com Origem Fixa (*Single-source Shortest Paths Problem*):

> *Dado um vértice* s *de um digrafo com custos* ***não-negativos*** *nos arcos, encontrar, para cada vértice* t *que pode ser alcançado a partir de* s*, um caminho mínimo simples de* s *a* t*.*

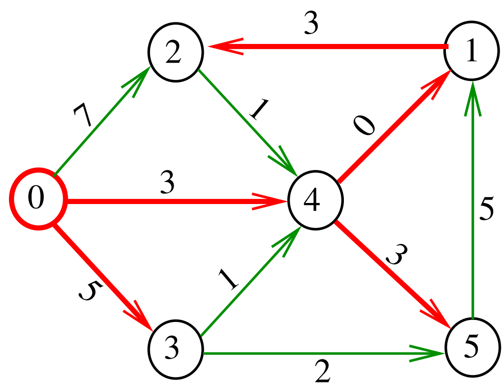
Exemplo

Entra:



Exemplo

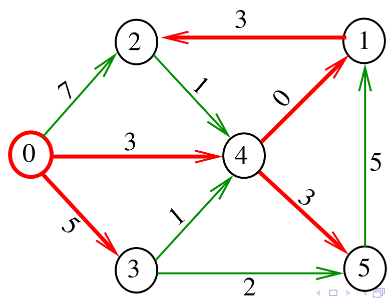
Sai:



Arborescência de caminhos mínimos

Uma arborescência com raiz s é de **caminhos mínimos** (= *shortest-paths tree* = *SPT*) se para todo vértice t que pode ser alcançado a partir de s,

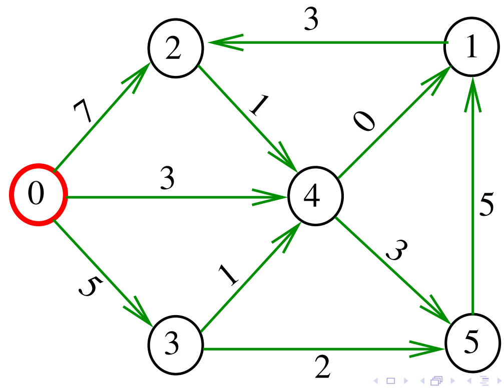
> *o único caminho de* s *a* t *na arborescência é um caminho mínimo*



Problema da SPT

Problema: Dado um vértice s de um digrafo com custos **não-negativos** nos arcos, encontrar uma SPT com raiz s

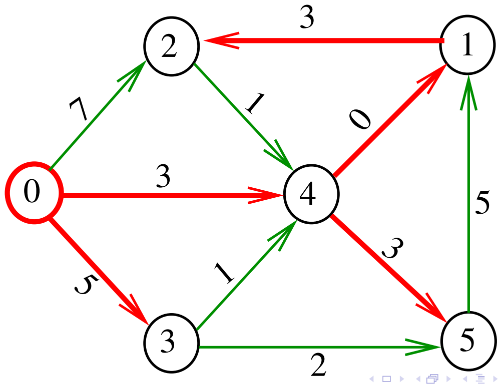
Entra:



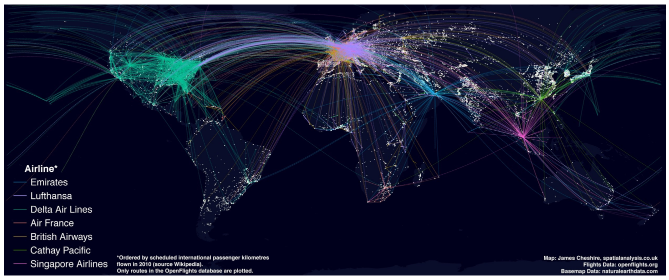
Problema da SPT

Problema: Dado um vértice s de um digrafo com custos **não-negativos** nos arcos, encontrar uma SPT com raiz s

Sai:



Algoritmo de Dijkstra

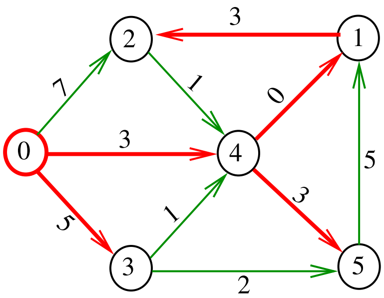


Fonte: What S So Great About A World Flight Paths Map Spatial Ly In

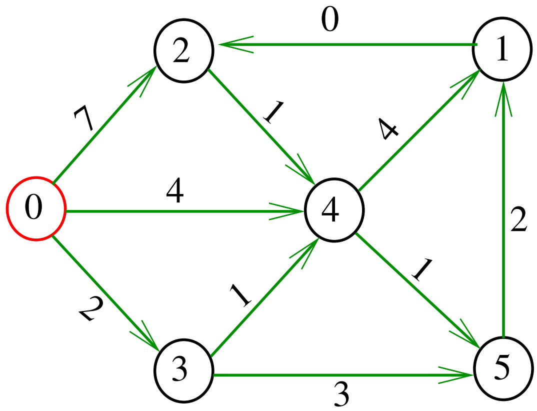
Problema

O algoritmo de Dijkstra resolve o problema da SPT:

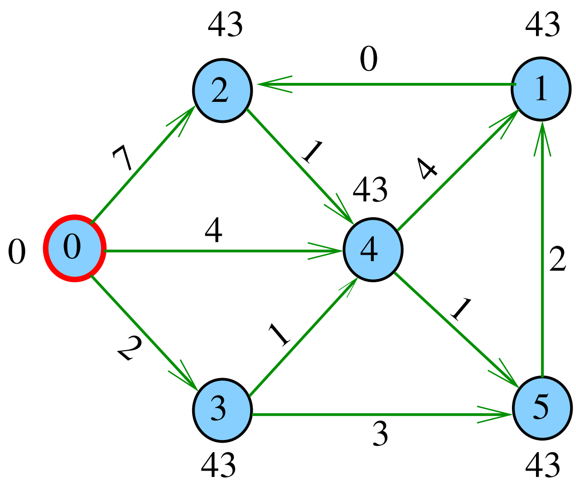
> *Dado um vértice s de um digrafo com custos não-negativos nos arcos, encontrar uma SPT com raiz s*



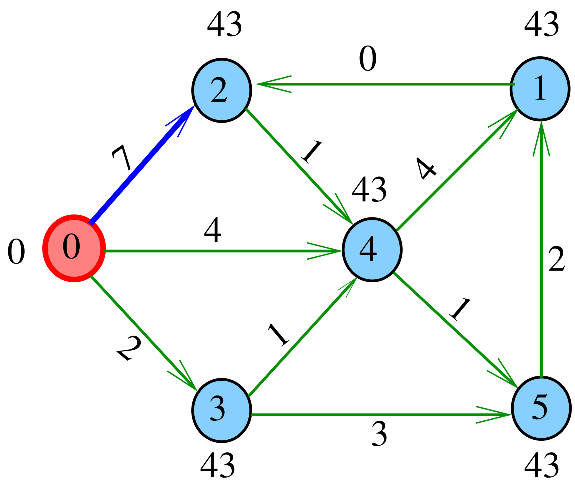
Simulação



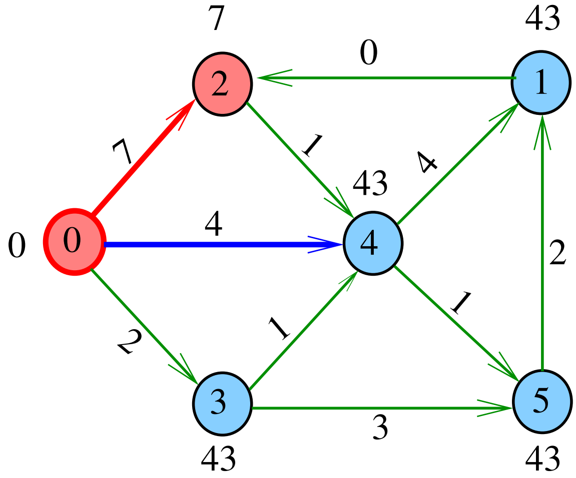
Simulação



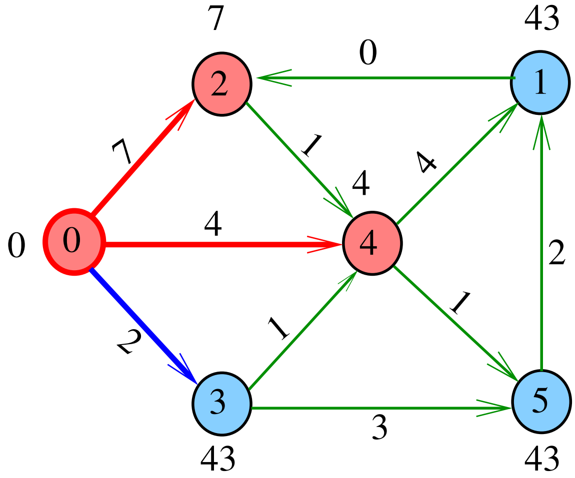
Simulação



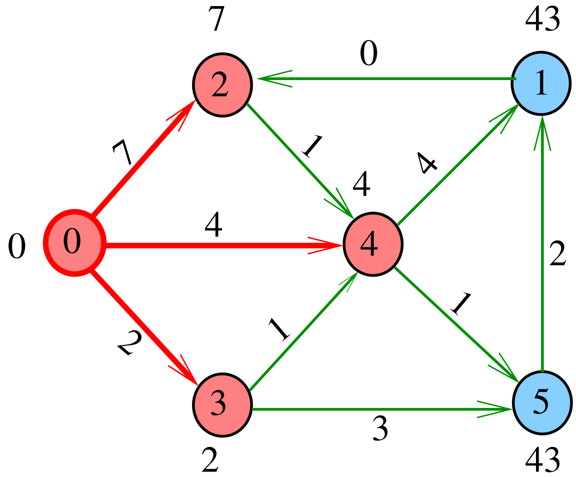
Simulação



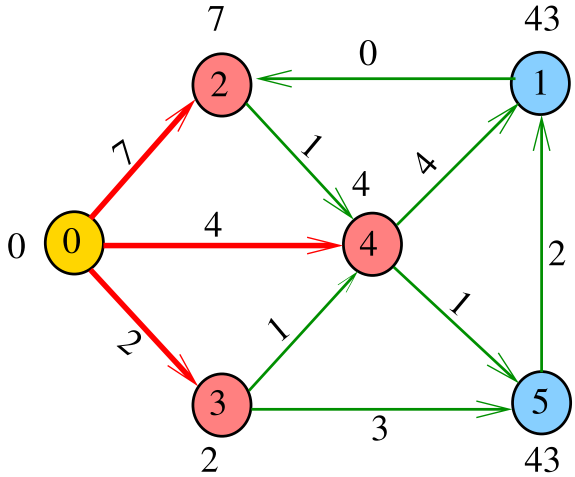
Simulação



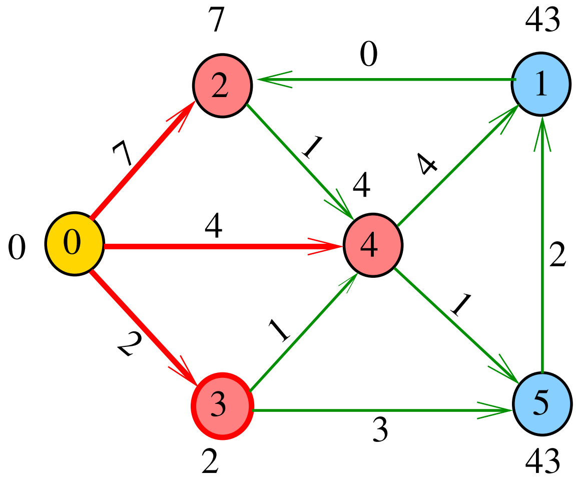
Simulação



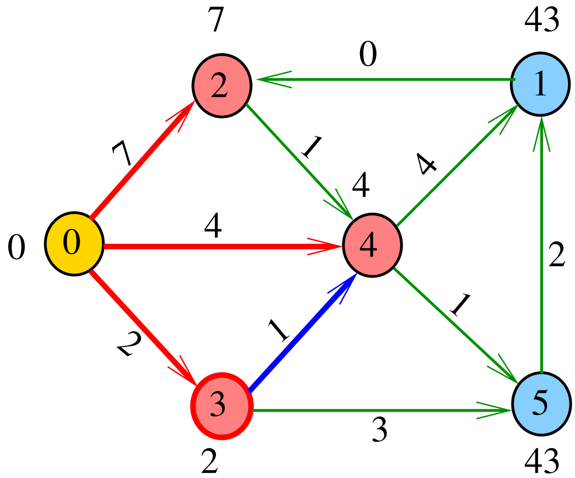
Simulação



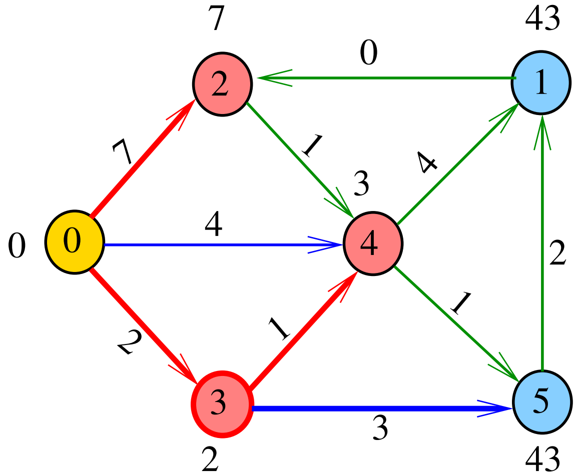
Simulação



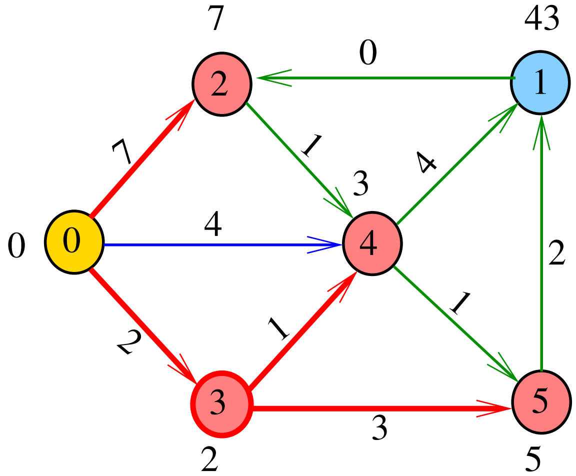
Simulação



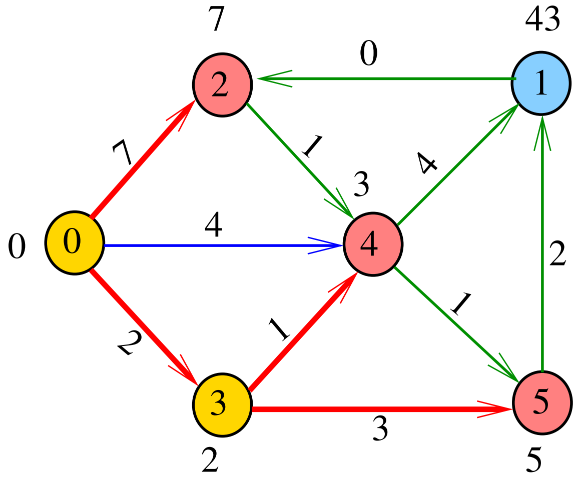
Simulação



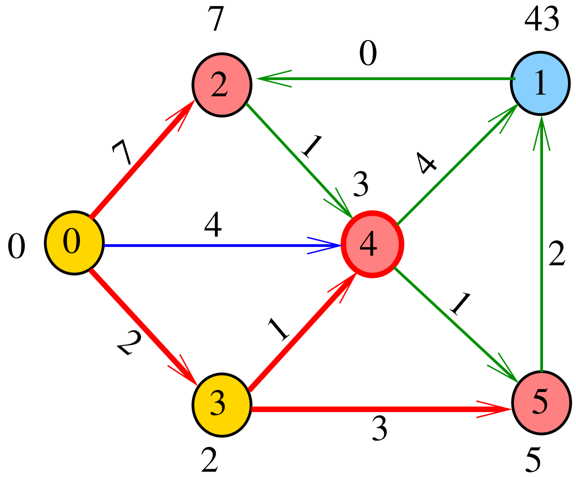
Simulação



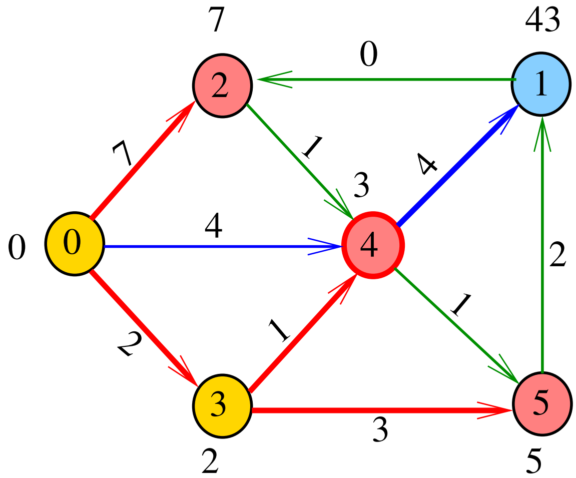
Simulação



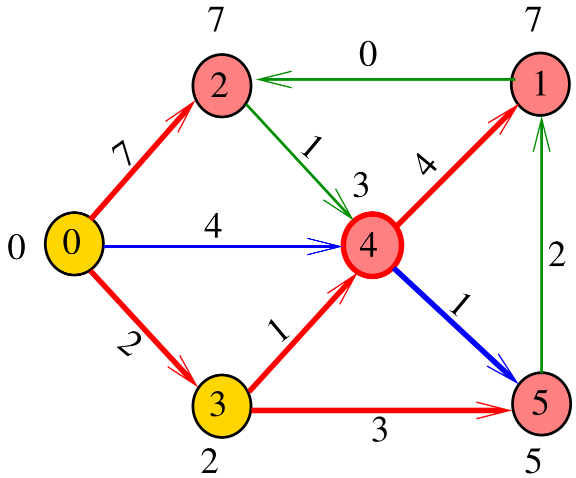
Simulação



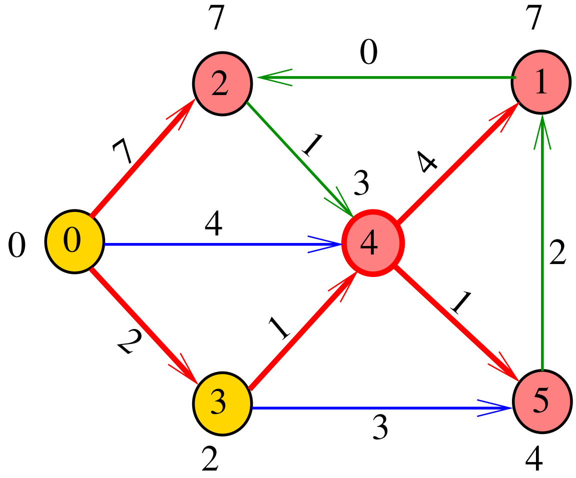
Simulação



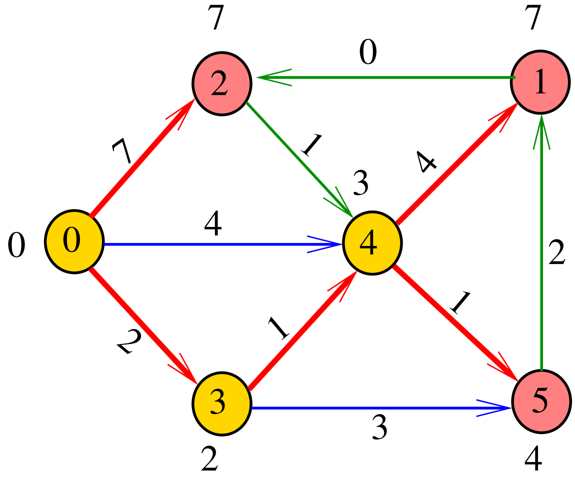
Simulação



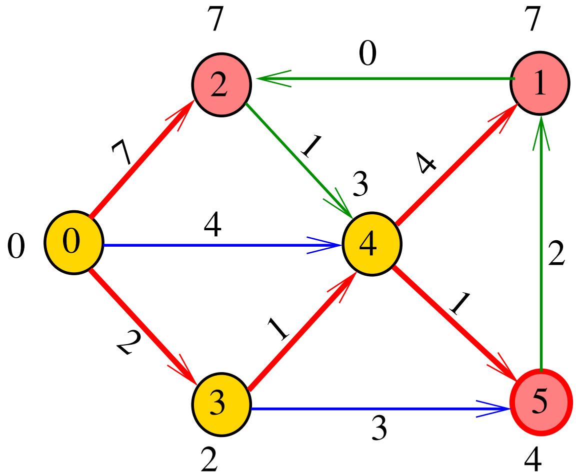
Simulação



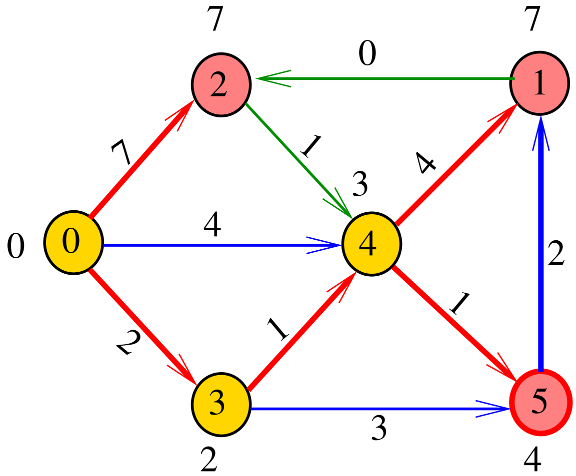
Simulação



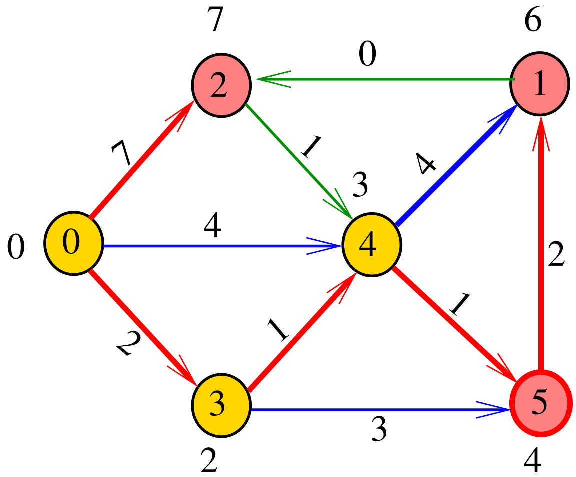
Simulação



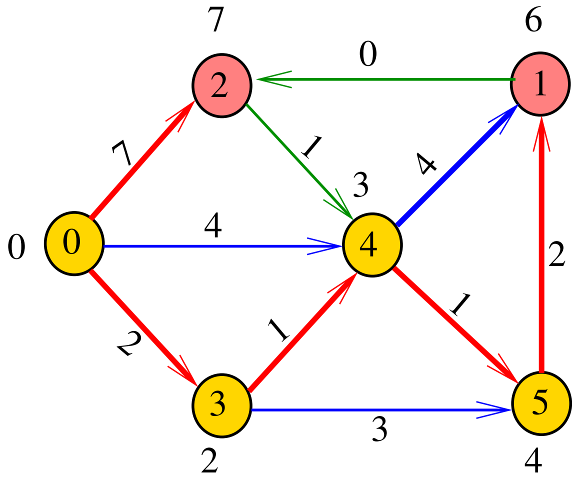
Simulação



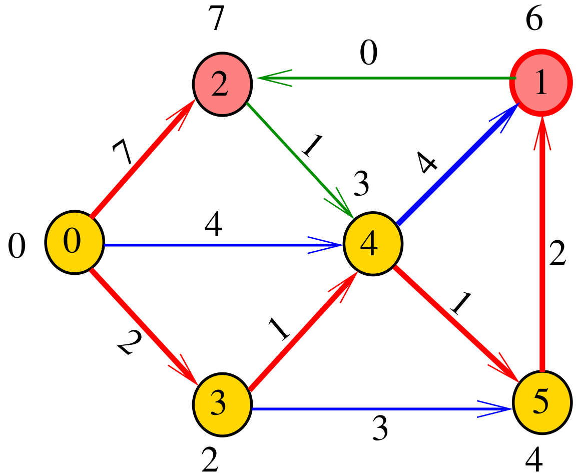
Simulação



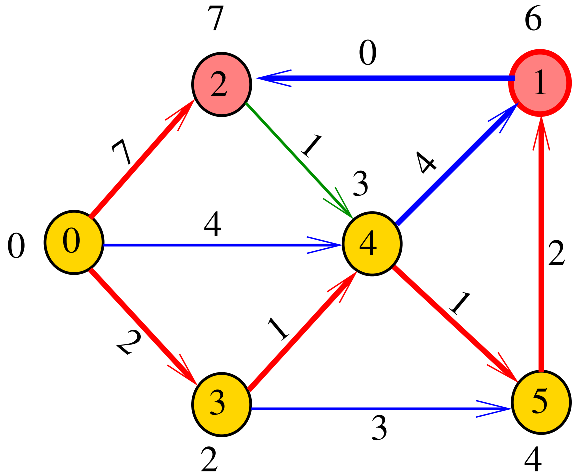
Simulação



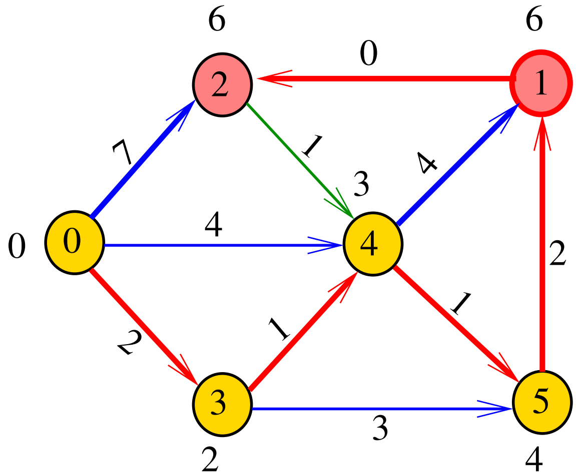
Simulação



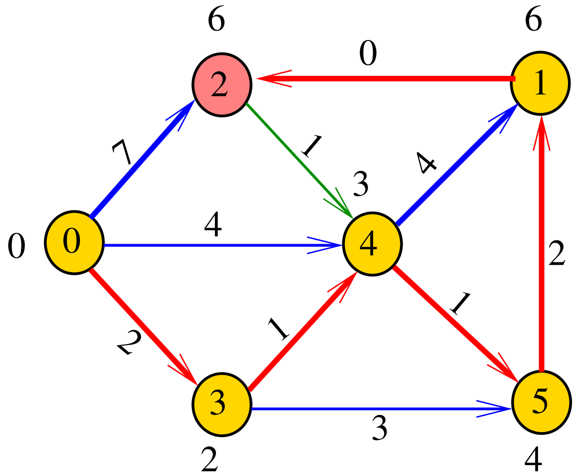
Simulação



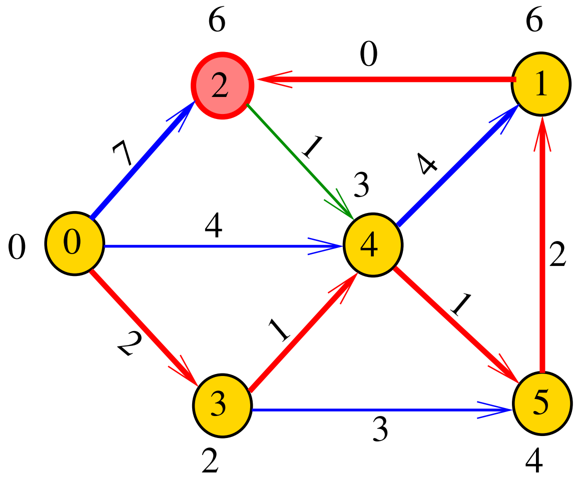
Simulação



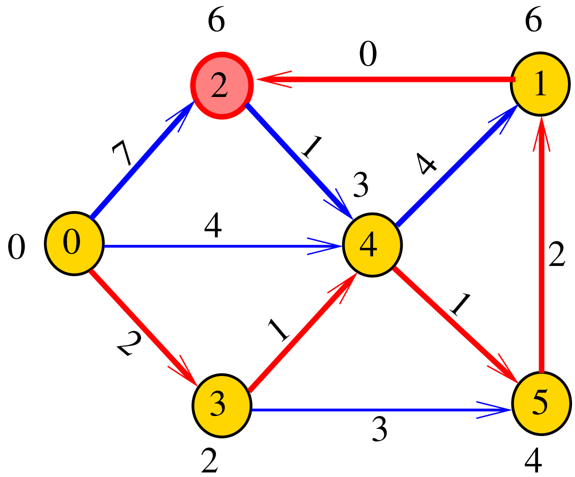
Simulação



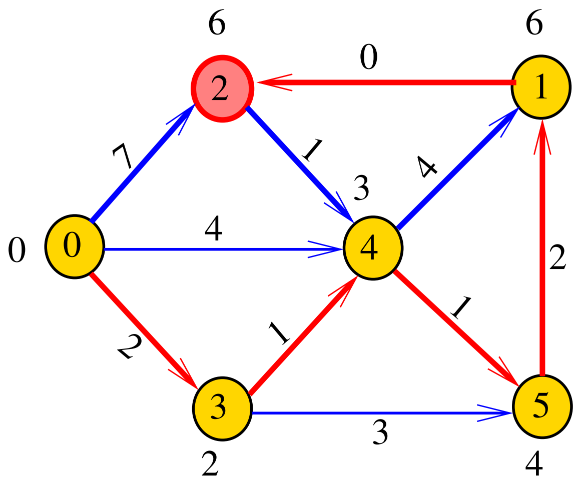
Simulação



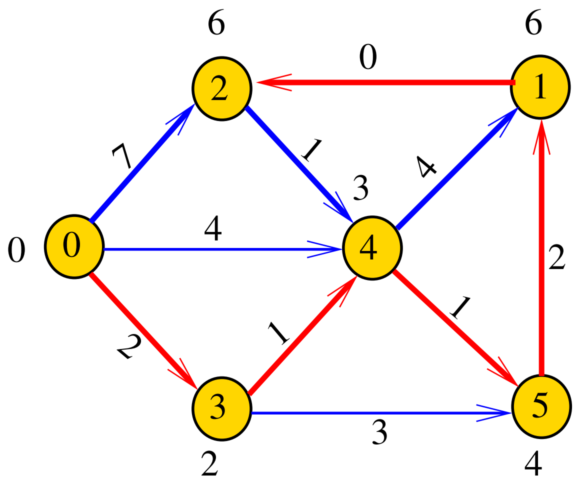
Simulação



Simulação



Simulação



Dijkstra

Recebe digrafo G com custos não-negativos nos arcos e um vértice s

Calcula uma arborescência de caminhos mínimos com raiz s.

A arborescência é armazenada no vetor edgeTo[].

As distâncias em relação a s são armazenadas no vetor distTo[]

```
private double[] distTo;
private Arc[] edgeTo;
```

Fila priorizadas

A classe Dijkstra usa uma fila priorizada

```
private IndexMinPQ<Double> pq;
```

A fila é manipulada pelos métodos:

- IndexMinPQ<Double>(): fila de vértices em que cada vértice v tem prioridade distTo[v]
- isEmpty(): a fila está vazia?
- contains(v): v está na fila?
- insert(v,valor): insere v com prior. valor
- delMin(): retorna um vértice de prioridade mínima.
- decreaseKey(w,valor): reorganiza a fila depois que o valor de distTo[w] foi decrementado.

Classe Dijkstra: esqueleto

```
public class Dijkstra {
  private static final double INFINITY;
  private final int s;
  private double[] distTo;
  private Arc[] edgeTo;
  public Dijkstra(EWDigraph G, int s) {}
  private void dijkstra(EWDigraph G,
                        int s) {}
  public boolean hasPath(int v) {}
  public boolean distTo(int v) {}
  public Iterable<Arc> pathTo(int v) {}
}
```

Dijkstra

Encontra um caminho de s a todo vértice alcançável a partir de s.

```
public Dijkstra(EWDigraph G, int s) {
  INFINITY = Double.POSITIVE_INFINITY;
  distTo = new double[G.V()];
  edgeTo = new Arc[G.V()];
  this.s = s;
  for (int v = 0; v < G.V(); v++)
     distTo[v] = INFINITY;
  dijkstra(G, s);
}
```

dijkstra(): inicializações

```
private void dijkstra(EWDigraph G, int s)
{
  IndexMinPQ<Double> pq =
          new IndexMinPQ<Double>(G.V());
  distTo[s] = 0;
  pq.insert(s, distTo[s]);
  // aqui vem a iteração do próximo slide
```

dijkstra(): iteração

```
while (!pq.isEmpty()) {
    int v = pq.delMin();
    for (Arc e :  G.adj(v)) {
        int w = e.to();
        double d = distTo[v]+e.weight();
        if (distTo[w] > d)
           edgeTo[w] = e;
           distTo[w] = d;
           if (pq.contains(w))
              pq.decreaseKey(w, d);
           else pq.insert(w, d);
        }
    }
}
```

Dijkstra

Há um caminho de s a v?

```
// Método copiado de BFSpaths.
public boolean hasPath(int v) {
  return distTo[v] < INFINITY;
}
// retorna o comprimento de um
// caminho mínimo de s a t
public int distTo(int v) {
  return distTo[v];
}
```

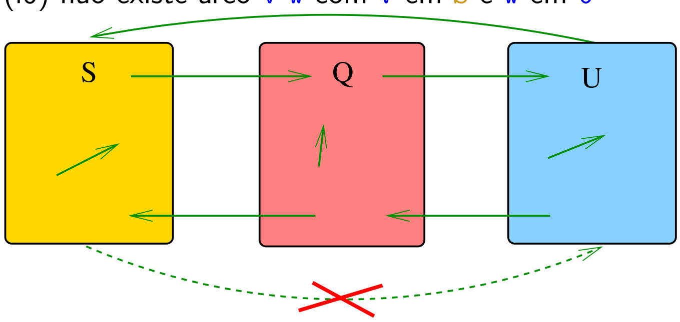
Dijkstra

Retorna um caminho de s a v ou null se um tal caminho não existe.

```
// Método adaptado de DFSpaths.
public Iterable<Arc> pathTo(int v) {
  if (!hasPath(v)) return null;
  Stack<Arc> path = new Stack<Arc>();
  for (Arc e = edgeTo[v]; e != null;
                e = edgeTo[e.from()])
     path.push(e);
  return path;
}
```

Relações invariantes

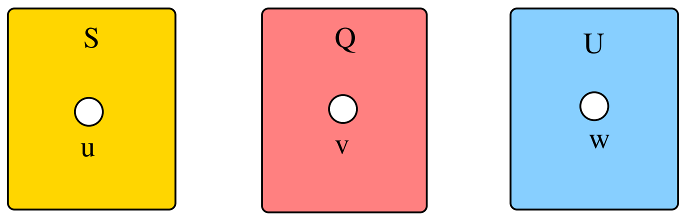
S = vértices examinados
Q = vértices visitados = vértices na fila
U = vértices ainda não visitados
(i0) não existe arco v-w com v em S e w em U



Relações invariantes

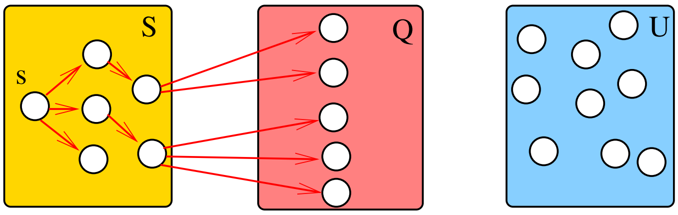
(i1) para cada u em S, v em Q e w em U

$$\texttt{distTo}[u] \leq \texttt{distTo}[v] \leq \texttt{distTo}[w]$$



Relações invariantes

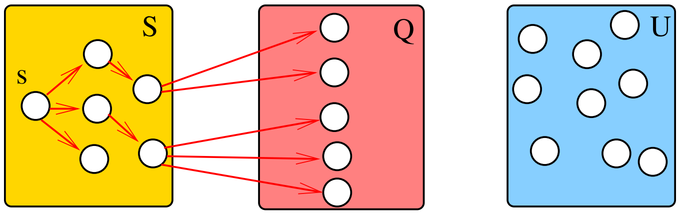
(i2) O vetor `edgeTo` restrito aos vértices de `S` e `Q` determina um árborescência com raiz `s`



Relações invariantes

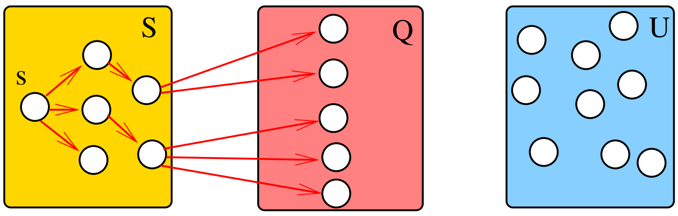
(i3) Para arco `v`-`w` na arborescência vale que

$$\texttt{distTo}[\texttt{w}] = \texttt{distTo}[\texttt{v}] + \text{custo do arco } \texttt{vw}$$

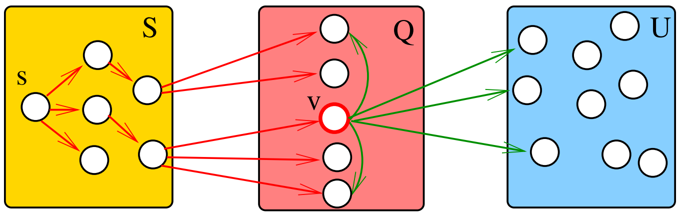


Relações invariantes

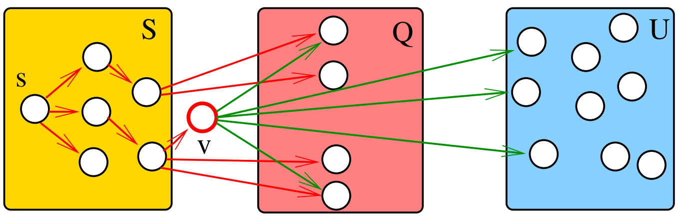
(i3) Para cada vértice `v` em `S` vale que `distTo`[`v`] é o custo de um caminho mínimo de `s` a `v`.



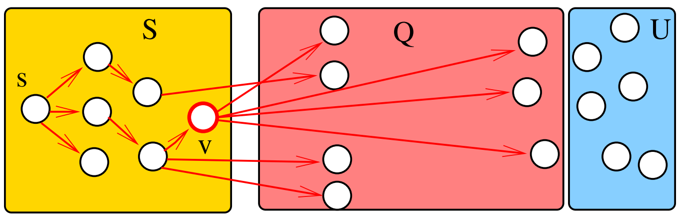
Iteração



Iteração



Iteração



Consumo de tempo

O consumo de tempo da função dijkstra é $O(V + E)$ mais o consumo de tempo de

$= 1$ execução de IndexMinPQ<Double>,
$\leq V$ execuções de insert(),
$\leq V$ execuções de isEmpty(),
$\leq V$ execuções de delMin(), e
$\leq E$ execuções de contains(),
$\leq E$ execuções de decreaseKey().

Consumo de tempo MIN-HEAP

IndexMinPQ	$\Theta(V)$
isEmpty	$\Theta(1)$
insert	$\Theta(\lg V)$
delMin	$O(\lg V)$
decreaseKey	$\Theta(\lg V)$
contains	$\Theta(1)$

Conclusão

O consumo de Dijkstra é $O(E \lg V)$.

Para **grafos densos** podemos alcançar consumo de tempo ótimo ... detalhes **MAC0328** Algoritmos em Grafos.

Consumo de tempo Min-Heap

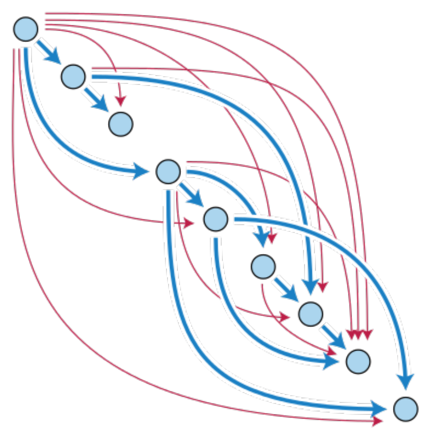
	heap	d-heap	fibonacci heap
insert	$O(\lg V)$	$O(\log_D V)$	$O(1)$
delMin	$O(\lg V)$	$O(\log_D V)$	$O(\lg V)$
decreaseKey	$O(\lg V)$	$O(\log_D V)$	$O(1)$
Dijkstra	$O(E \lg V)$	$O(E \log_D V)$	$O(E + V \lg V)$

Consumo de tempo Min-heap

	bucket heap	radix heap
insert	$O(1)$	$O(\lg(VC))$
delMin	$O(C)$	$O(\lg(VC))$
decreaseKey	$O(1)$	$O(1)$
Dijkstra	$O(E + VC)$	$O(E + V \lg(VC))$

$C =$ maior custo de um arco.

Caminhos mínimos em DAGs

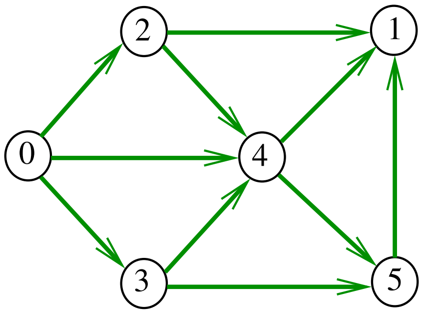


Fonte: Directed acyclic graph

DAGs

Um digrafo é **acíclico** se não tem ciclos
Digrafos acíclicos também são conhecidos como DAGs (= *directed acyclic graphs*)

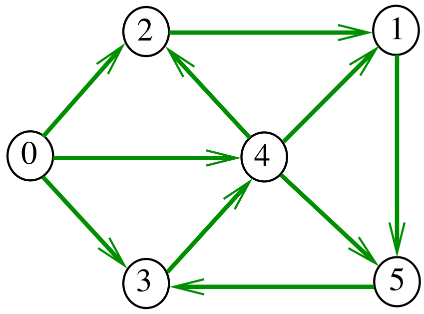
Exemplo: um digrafo acíclico



DAGs

Um digrafo é **acíclico** se não tem ciclos
Digrafos acíclicos também são conhecidos como DAGs (= *directed acyclic graphs*)

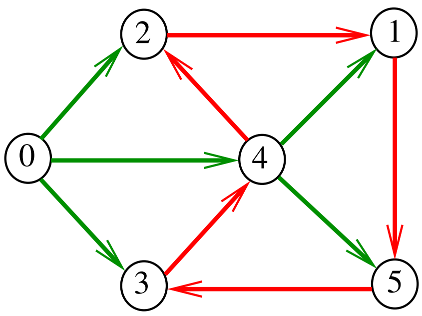
Exemplo: um digrafo que **não** é acíclico



DAGs

Um digrafo é **acíclico** se não tem ciclos
Digrafos acíclicos também são conhecidos como DAGs (= *directed acyclic graphs*)

Exemplo: um digrafo que **não** é acíclico



Ordenaçao topológica

Uma **permutação** dos vértices de um digrafo é uma seqüência em que cada vértice aparece uma e uma só vez

Uma **ordenação topológica** (= *topological sorting*) de um digrafo é uma permutação

`ts[0], ts[1], ..., ts[V-1]`

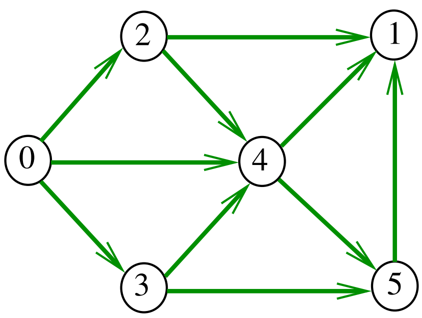
dos seus vértices tal que todo arco tem a forma

`ts[i]-ts[j]` com `i < j`

`ts[0]` é necessariamente uma **fonte**
`ts[V-1]` é necessariamente um **sorvedouro**

Exemplo

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



Fato

Para todo digrafo `G`, vale uma e apenas umas das seguintes afirmações:

- `G` possui um ciclo
- `G` é um DAG e, portanto, admite uma ordenação topológica

Fonte: `Well-Known Powerful Yin Yang Symbol Dates Back To Ancient China`

Problema

Problema:

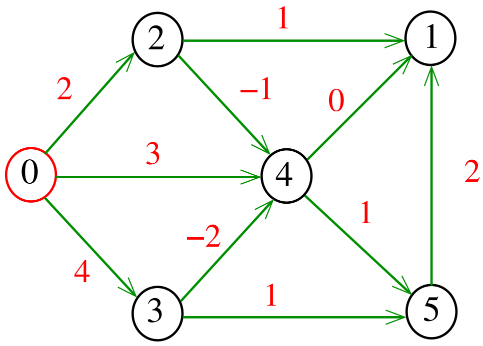
Dado um vértice s de um DAG com custos ***possivelmente negativos*** *nos arcos, encontrar, para cada vértice t que pode ser alcançado a partir de s, um caminho simples mínimo de s a t*

Problema:

Dado um vértice s de um DAG com custos ***possivelmente negativos*** *nos arcos, encontrar uma SPT com raiz s*

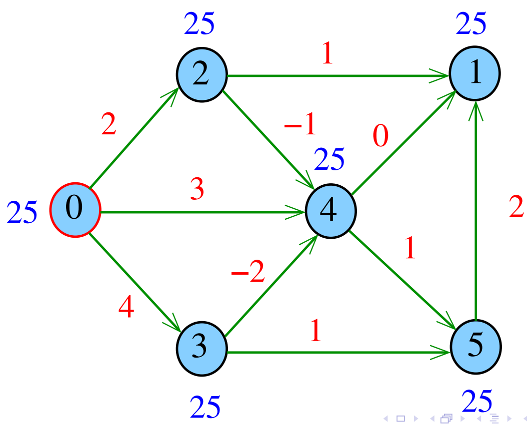
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



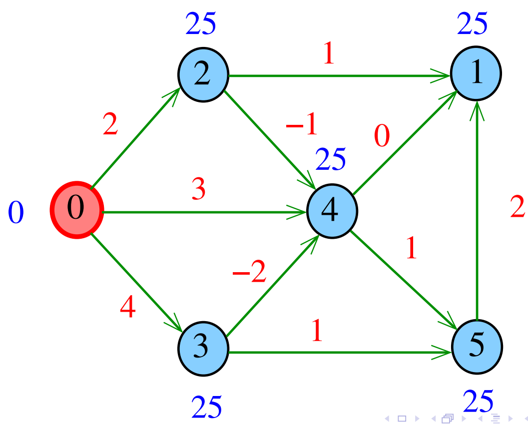
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



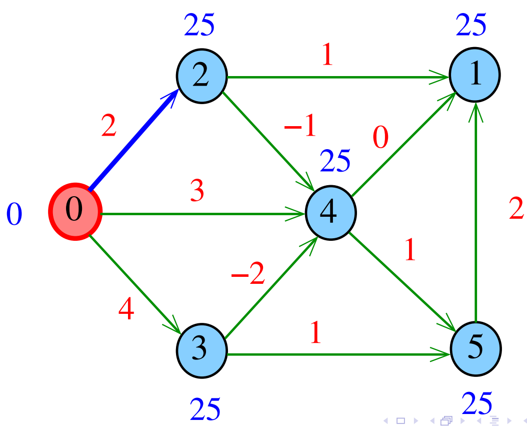
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



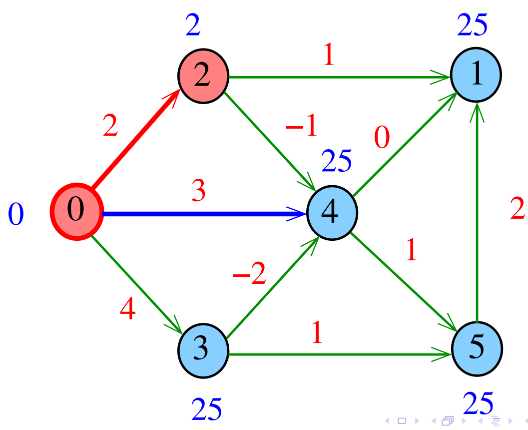
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



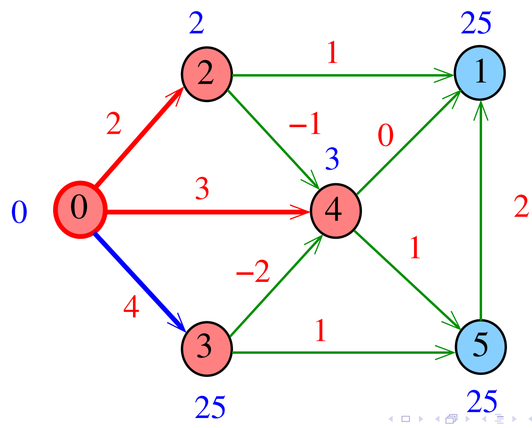
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



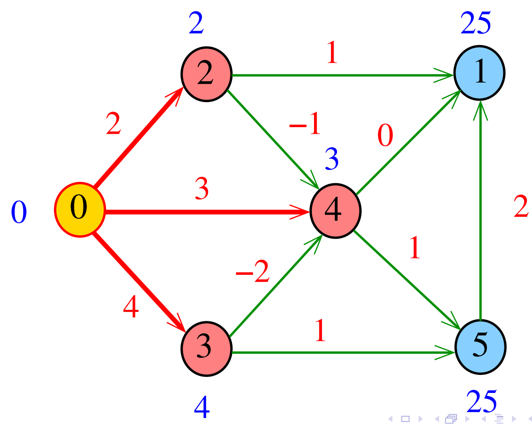
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



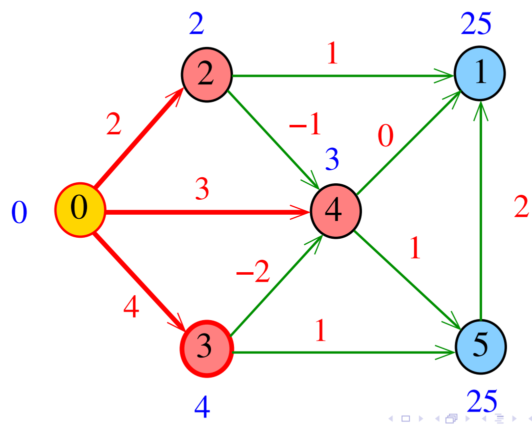
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



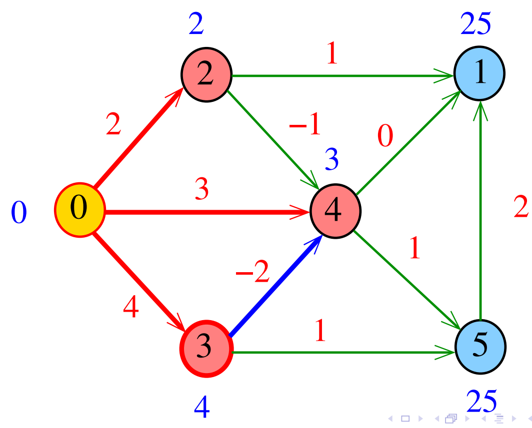
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



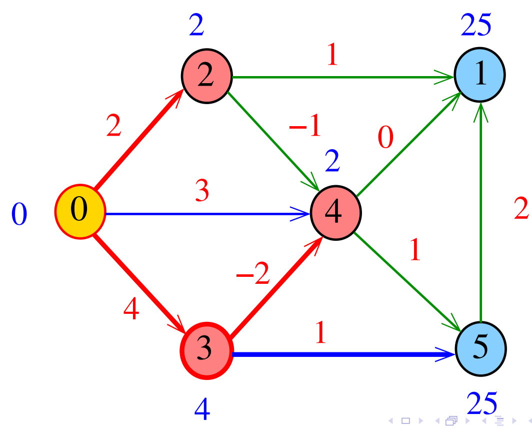
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



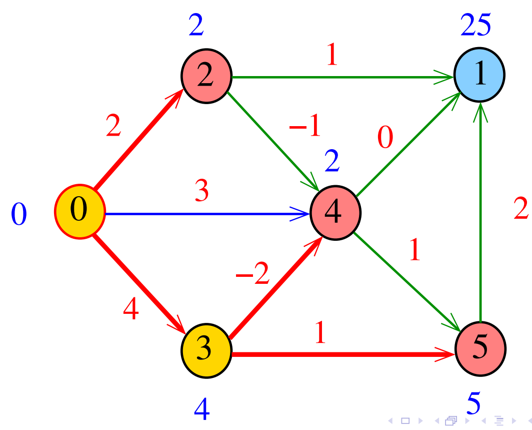
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



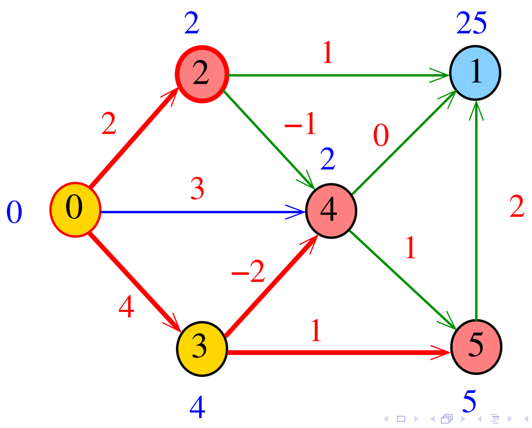
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



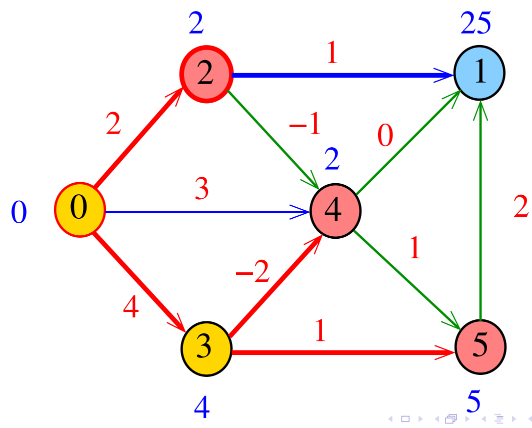
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



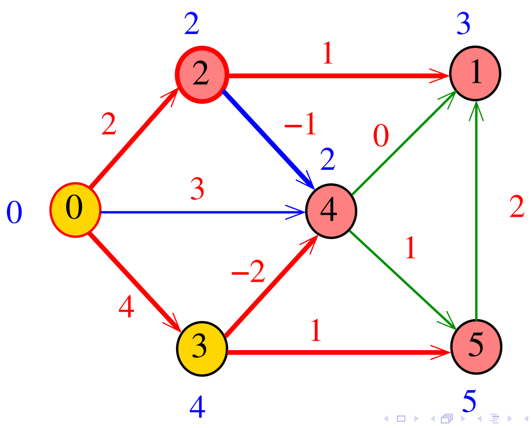
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



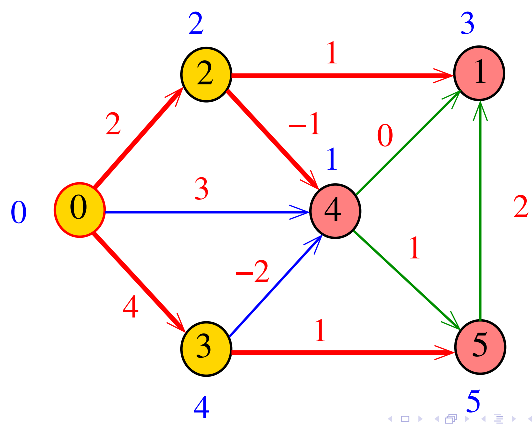
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



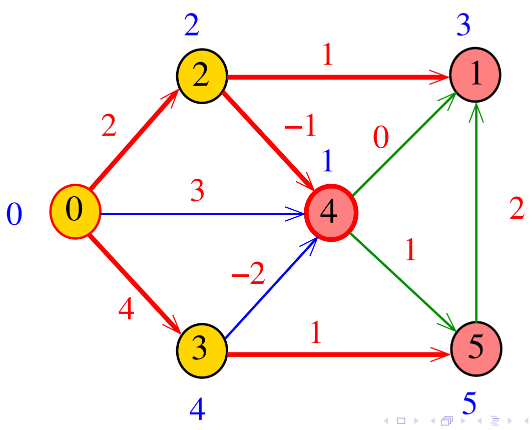
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



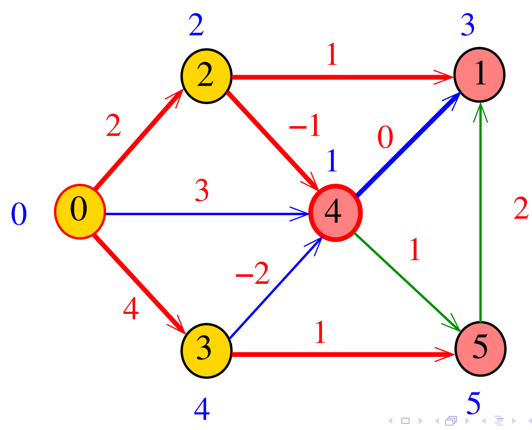
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



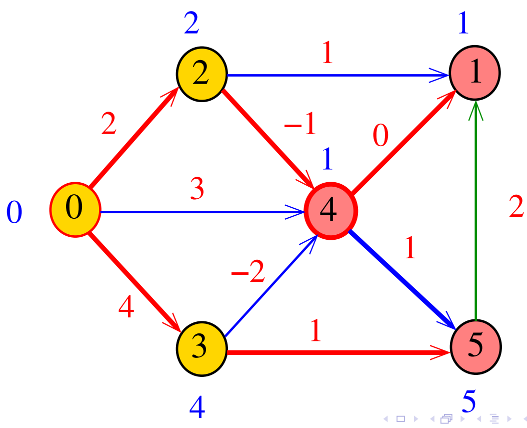
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



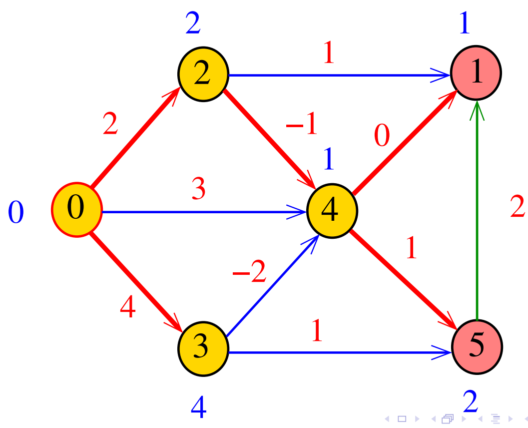
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



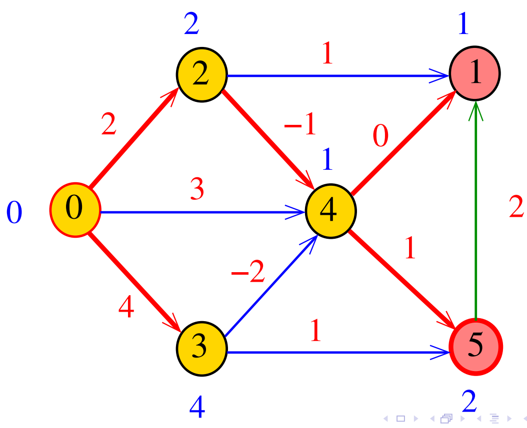
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



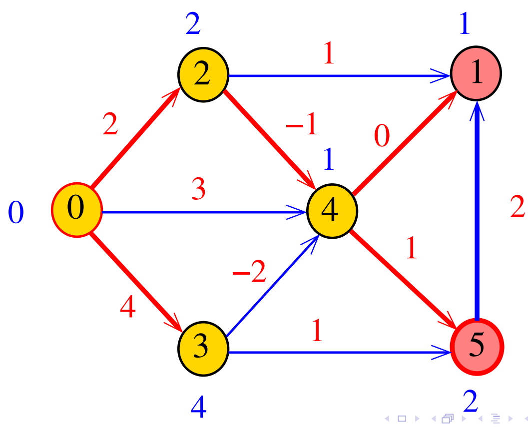
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



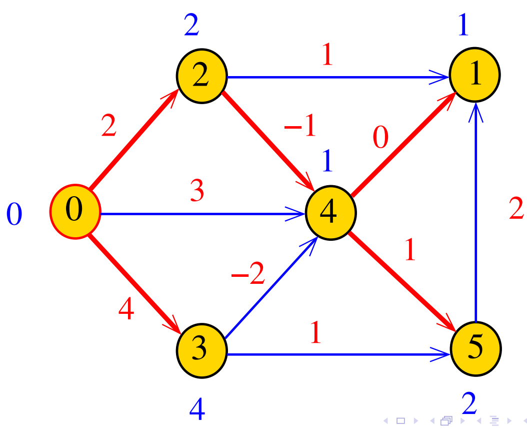
Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



Simulação

i	0	1	2	3	4	5
ts[i]	0	3	2	4	5	1



AcyclicSP

A classe AcyclicSP recebe um DAG G com custos possivelmente negativos. Recebe também um vértice s.

A classe determina uma ordenação topológica dos vértices de Gatravés da classe DFStopological modificada para trabalhar com EWDigraphs.

Para cada vértice t, a função calcula o custo de um caminho de custo mínimo de sa t. Esse número é depositado em distTo[t].

```
public class AcyclicSP(EWDigraph G,
                       int s);
```

Classe AcyclicSP: esqueleto

```
public class AcyclicSP {
  private static final double INFINITY;
  private final int s;
  private double[] distTo;
  private Arc[] edgeTo;
  public AcyclicSP(EWDigraph G, int s) {}
  private void acyclic(EWDigraph G,
                       int s) {}
  public boolean hasPath(int v) {}
  public boolean distTo(int v) {}
  public Iterable<Arc> pathTo(int v)
}
```

AcyclicSP

Encontra um caminho de s a todo vértice alcançável a partir de s.

```
public AcyclicSP(EWDigraph G, int s) {
  INFINITY = Double.POSITIVE_INFINITY;
  distTo = new double[G.V()];
  edgeTo = new Arc[G.V()];
  this.s = s;
  for (int v = 0; v < G.V(); v++)
     distTo[v] = INFINITY;
  acyclic(G, s);
}
```

acyclic()

```
private void acyclic(EWDigraph G, int s){
  DFStopological ts= new DFStopological(G);
  distTo[s] = 0;
  for(int v:  ts.order()) {
     for (Arc e :  G.adj(v)) {
        int w = e.to();
        double d = distTo[v]+e.weight();
        if (distTo[w] > d) {
           edgeTo[w] = e;
           distTo[w] = d;
        }
     }
  }
```

AcyclicSP

Há um caminho de s a v?

```
// Método copiado de BFSpaths.
public boolean hasPath(int v) {
  return distTo[v] < INFINITY;
}
// retorna o comprimento de um
// caminho mínimo de s a t
public int distTo(int v) {
  return distTo[v];
}
```

AcyclicSP

Retorna um caminho de s a v ou null se um tal caminho não existe.

```
// Método adaptado de DFSpaths.
public Iterable<Arc> pathTo(int v) {
  if (!hasPath(v)) return null;
  Stack<Arc> path = new Stack<Arc>();
  for (Arc e = edgeTo[v]; e != null;
                e = edgeTo[e.from()])
     path.push(e);
  return path;
}
```

Consumo de tempo

O consumo de tempo de AcyclicSP para vetor de listas de adjacência é $O(V + E)$.

O consumo de tempo de AcyclicSP para matriz de adjacências é $O(V^2)$.