

Caminhos Mínimos, Algoritmo de Bellman-Ford

No problema dos Caminhos Mínimos de um para todos recebemos:

- um grafo orientado (ou dirigido) $G = (V, E)$
- um vértice origem $s \in V$
- e uma função de custos $c: E \rightarrow \mathbb{R}$
 - Note que o custo $c(e)$ pode ser negativo.

$$|V| = n$$

$$|E| = m$$

Queremos encontrar o valor do caminho mínimo de s até cada vértice $v \in V$

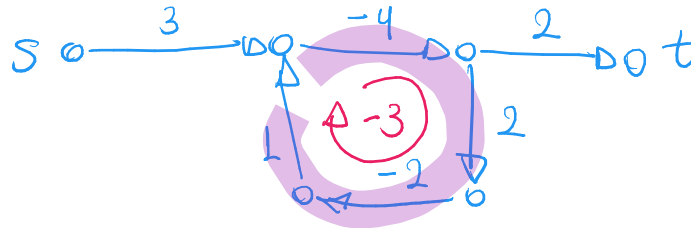
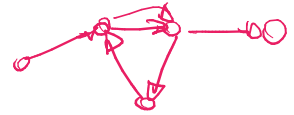
- Também gostaríamos que esses caminhos fossem devolvidos.

Lembre que o algoritmo guloso de Dijkstra leva tempo $O(m \lg n)$

- mas não garante a resposta correta na presença de custos negativos.
- Note que, embora arestas de custo negativo não pareçam fazer sentido
 - quando representamos grandezas físicas como distância ou tempo,
- o problema de caminhos mínimos modela cenários mais gerais,
 - i.e., a sequência de decisões de menor custo até um objetivo,
- onde as decisões correspondem a ganhos ou perdas de algum recurso,
 - como em operações financeiras, manutenção de energia, etc.

Temos que definir mais precisamente o que é um caminho mínimo

- quando existem circuitos de custo negativo.
- Isso porque, se circuitos puderem fazer parte do caminho,
 - o caminho mínimo até um vértice pode ser arbitrariamente “pequeno”.
- Basta percorrer o circuito inúmeras vezes antes de ir ao destino.



Por outro lado, se não permitirmos que circuitos façam parte do caminho,

- o que é bem razoável, o problema se torna NP-Difícil.
- Isso significa que ele não é tratável, i.e.,
 - não existe algoritmo polinomial para ele a menos que $P = NP$
 - Veremos a relevância dessa questão no fim da disciplina.
- Curiosidade: para demonstrar que tal problema é NP-Difícil,
 - podemos reduzir o problema do Caminho Hamiltoniano,
 - que é NP-Completo, para ele.

Nossa definição temporária para o problema de caminhos mínimos

- irá permitir que circuitos façam parte de caminhos,
 - pois assim o problema continua tratável,
- mas vamos supor que o grafo de entrada não possui circuitos negativos,
 - pois nesse caso um circuito nunca fará parte de um caminho mínimo.

Para perceber isso, suponha que

- um caminho mínimo contém um circuito não negativo.
- Note que, removendo este circuito
 - o caminho continua conectando a origem ao destino
 - e seu custo não aumentou.



No final, a suposição de que não existem circuitos negativos não será necessária,

- pois nosso algoritmo será capaz de identificar a presença destes,
 - caso o grafo de entrada os contenha.

Subestrutura ótima

Começamos imaginando uma solução ótima. Neste problema queremos encontrar

- o caminho mínimo do vértice s para todos os demais vértices em V
- mas vamos começar imaginando um caminho mínimo
 - de s até um vértice t específico.

A sequência dos vértices do caminho nos dá uma ordem implícita para seguir.

- Assim, olhemos para o último vértice do caminho
 - e foquemos na última aresta do mesmo.
- O último vértice é t e digamos que a última aresta é (w, t)



Assim, temos que nosso caminho P de s a t é composto por:

- um caminho P' de s a w e uma aresta (w, t)
- Portanto, a relação de custo é $c(P) = c(P') + c(w, t)$

Normalmente, seguiríamos provando que P' é uma solução ótima do subproblema,

- mas vamos parar antes porque esta primeira tentativa tem uma falha.

Na subestrutura ótima, queremos definir/construir a solução ótima

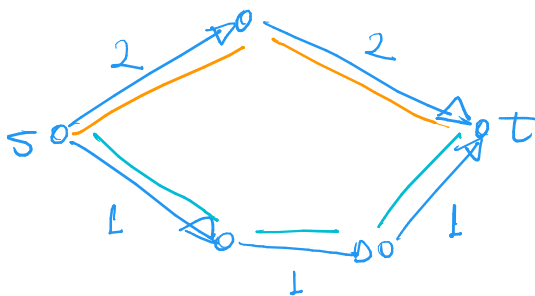
- em função de subproblemas menores.
- No entanto, não temos qualquer medida para indicar
 - que o problema do caminho mínimo de s a w
 - é menor que o problema do caminho mínimo de s a t

De fato, essa é uma dificuldade recorrente ao usar programação dinâmica

- para problemas em grafos, já que grafos são definidos por conjuntos,
 - eles não têm ordens bem definidas
 - que tornem óbvio qual problema é maior e qual é menor.

Uma solução para esse problema, usada no algoritmo de Bellman-Ford, é associar

- o tamanho do subproblema ao número de arestas permitidas no caminho.



$$L_{1,t} = +\infty$$

$$L_{2,t} = 4$$

$$L_{3,t} = 3$$

- Sendo $L_{i,t}$ o custo do caminho mínimo de s a t com no máximo i arestas.

Usando esta ideia, temos uma sugestão de subestrutura ótima do problema.

imaginando
a sol. ótima

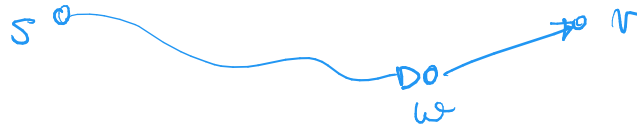
- Para cada vértice $v \in V$, e inteiro $i \in \{0, 1, 2, \dots\}$ seja
 - P o caminho mínimo de s a v com no máximo i arestas.
- Temos dois casos.

Caso 1) Se P tem menos que i arestas, então

- P é uma solução ótima do subproblema do caminho mínimo
 - de s a v com no máximo $i-1$ arestas.

Caso 2) Se P tem i arestas, seja (w, v) a última aresta de P

- Neste caso, seja P' a parte de P que vai de s até w



P' tem $i-1$ arestas

- Então, P' é uma solução ótima do subproblema do caminho mínimo
 - de s a w com no máximo $i-1$ arestas.

Demonstração da otimalidade da subestrutura ótima:

Lembre: P é uma sol. ótima p/ o problema com. mínimo de 1 a v e no máximo i arestas.

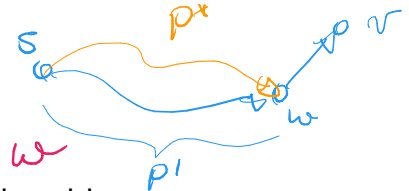
Caso 1) P tem menos que i arestas.

- Queremos mostrar que P é ótimo
 - para o subproblema com $i-1$ arestas e destino
- Supondo, por contradição, que P não é ótimo
 - para o subproblema com no máximo $i-1$ arestas,
 - então existe P^* que é solução para este problema e $c(P^*) < c(P)$
- Como P^* também é solução para o problema do caminho mínimo
 - com no máximo i arestas, temos uma contradição
 - com a hipótese de que P era ótimo.

P

Caso 2) P tem i arestas.

- Queremos mostrar que P' é ótimo
 - para o subproblema com $i-1$ arestas e destino w
- Suponha, por contradição, que P' não é ótimo para o subproblema
 - do caminho mínimo de s a w com no máximo $i-1$ arestas.
- Seja P^* um caminho de s a w com no máximo $i-1$ arestas e $c(P^*) < c(P')$
 - Concatenando P^* com (w, v) temos um caminho com
 - no máximo i arestas
 - e custo $c(P^*) + c(w, v) < c(P') + c(w, v) = c(P)$
 - o que contraria a hipótese de que P era ótimo.



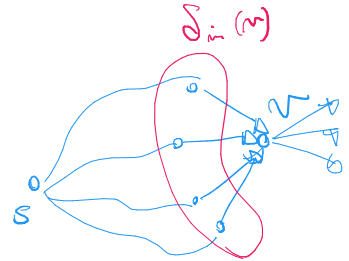
Recorrência

Pela subestrutura ótima, nossa recorrência terá dois parâmetros:

- o número i indicando o máximo de arestas no caminho mínimo,
- e o vértice v que é o destino do caminho.

Na recorrência será escolhido o mínimo entre:

1. o custo do caminho mínimo até o próprio vértice destino v
 - mas com número máximo de arestas $i-1$
2. o custo do caminho mínimo com no máximo $i-1$ arestas
 - até um vizinho de v que tenha aresta incidindo em v



Note que, não sabemos de qual vizinho virá o melhor caminho.

- Por isso temos que verificar todos.
- Sendo $\delta_{in}(v)$ o conjunto de arestas incidindo (entrando) no vértice v
 - o caso 2 na verdade são $|\delta_{in}(v)|$ casos,
 - um para cada uma dessas arestas.

Desse modo, para todo $v \in V$ e $i \in \{0, 1, 2, \dots\}$ nossa recorrência será: ^{2º termo}

$$A[i, v] = \min \left\{ A[i-1, v], \min_{(w, v) \in E} \{ A[i-1, w] + c(w, v) \} \right\}$$

- com o primeiro termo do mínimo externo correspondendo ao Caso 1,
- e o segundo termo (o mínimo interno) correspondendo ao Caso 2.

A princípio não definimos para quantos valores de i

- vamos ter de calcular a recorrência.
- No entanto, note que se não temos circuitos negativos
 - sempre temos caminhos mínimos com no máximo $M-1$ arestas.



Isso porque qualquer caminho com M ou mais arestas

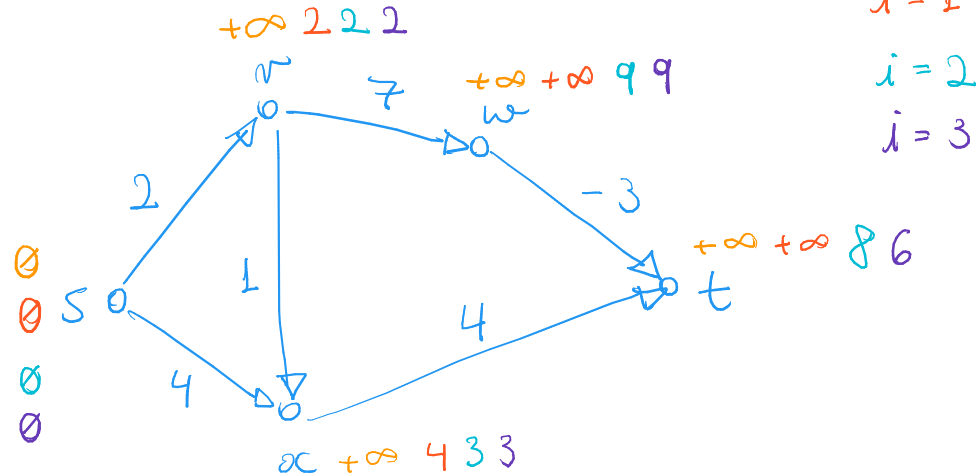
- tem que repetir vértices e, portanto, forma pelo menos um circuito.
- Como os circuitos são não negativos,
 - o mesmo pode ser removido do caminho e o custo desse não piora.
- Assim, basta calcularmos nossa recorrência para $i = 0, \dots, M-1$
 - para encontrar todos os caminhos mínimos.

Quiz1: Desenhe a matriz que será preenchida pelo algoritmo usando a recorrência.

- Destaque as células que tem os casos base
 - e aquela que guardará o valor da solução.

Exemplo do algoritmo de Bellman-Ford

$$A[i, v] = \min \left\{ \underbrace{A[i-1, v]}_{1^\circ \text{ termo}}, \underbrace{\min_{(w, v) \in E} \{A[i-1, w] + c(w, v)\}}_{2^\circ \text{ termo}} \right\}$$



Pseudocódigo do algoritmo de Bellman-Ford

algBellman-Ford($G=(V,E)$, c , s):

para $v \in V$: $A[s, v] = +\infty$

$A[s, s] = 0$

para $i = 1$ até $n-1$:

$\theta(n)$ $\theta(n)$ para $v \in V$:

$A[i, v] = \min \{ A[i-1, v], \min_{(w,v) \in E} \{ A[i-1, w] + c(w, v) \} \}$

devolva valores em $A[n-1, v]$ p/ todo v

Eficiência: Note que são $\theta(n^2)$ subproblemas por resolver,

- mas o custo para resolver cada subproblema não é constante.
- Esse custo é $\theta(|\delta_{in}(v)|)$ para o vértice v
 - Isso porque é necessário consultar $|\delta_{in}(v)| + 1$ posições da matriz.
- Focando em uma iteração do laço mais externo, temos que
 - o número de operações na execução do laço interno será da ordem

$$\sum_{v \in V} (|\delta_{in}(v)| + 1) = \theta(n)$$

- Como o laço mais interno é executado $\theta(n)$ vezes,

- o tempo total do algoritmo é da ordem $\theta(n \cdot n)$

$$\theta(|\delta_{in}(v)|)$$
$$[w \in \delta_{in}(v)]$$

pois o laço externo realiza $\theta(n)$ iterações

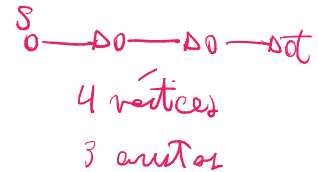
Detectando circuito negativo

Para que o algoritmo de Bellman-Ford detecte se o grafo de entrada

- possui circuitos negativos, basta fazer as seguintes modificações:
 - Executar o laço mais externo do algoritmo até $i = n$ e
 - verificar se o valor $A[i, v]$ muda para algum v na n -ésima iteração.
 - Se ocorrer alguma mudança é porque existem circuitos negativos.
 - Mais precisamente, circuitos negativos alcançáveis a partir de s

A intuição do porque isso funciona é que na iteração $n-1$

- todos os caminhos mínimos com até $n-1$ arestas já estão calculados.
- Assim, se algum caminho reduz o custo na iteração n
 - é por usar n arestas.
- Sabemos que esse caminho repete vértices, pois um caminho
 - sempre usa um vértice a mais que seu número de arestas.
- Se ele repete vértices, forma algum circuito.
 - Como o custo diminuiu, esse circuito tem custo negativo.
- De fato, para encontrar tal circuito basta seguir o caminho de trás pra frente
 - a partir do vértice cujo custo foi reduzido
 - usando a ideia de reconstruir a solução a partir da matriz A



Para mostrar formalmente que o resultado vale, vamos provar o seguinte lema:

- G não tem circuitos negativos se, e somente se, $\Leftrightarrow$
 - no algoritmo de Bellman-Ford $A[n-1, v] = A[n, v]$ para todo $v \in V$

Prova: ($\rightarrow$) A ida segue da corretude do algoritmo de Bellman-Ford

- e do fato que, na ausência de circuitos negativos
 - todo caminho mínimo tem no máximo $n-1$ arestas.
- Assim, $A[n-1, v]$ possui o valor do caminho mínimo de s a v
 - e permitir que se use uma aresta a mais de nada vai ajudar.

$A[i, v]$ custo
caminho mínimo
de s a v e/
 $\leq i$ arestas

($\leftarrow$) Na volta, considere um circuito qualquer C e

- vamos mostrar que ele não tem custo negativo.
- Note que, para cada vértice v em C , temos

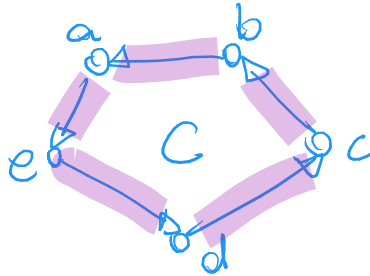
$$A[n-1, v] \stackrel{(\circledast)}{=} A[n, v] \stackrel{(\circledast)}{=} \min \{ A[n-1, v], \min_{(w, v) \in E} \{ A[n-1, w] + c(w, v) \} \}$$
$$\stackrel{(\circledast)}{\leq} A[n-1, w] + c(w, v)$$



- onde a primeira igualdade vem da hipótese da volta,
 - a segunda igualdade vem da recorrência do algoritmo,
 - e a desigualdade vale pela definição do mínimo
 - para qualquer w tal que $(w, v) \in E$

Seendo w o vértice que precede v em C , temos

$$A[n-1, v] \leq A[n-1, w] + c(w, v) \Rightarrow c(w, v) \geq A[n-1, v] - A[n-1, w]$$



Logo

$$\left\{ \begin{array}{l} c(b, a) \geq A[n-1, a] - A[n-1, b] \\ c(c, b) \geq A[n-1, b] - A[n-1, c] \\ c(d, c) \geq A[n-1, c] - A[n-1, d] \\ c(e, d) \geq A[n-1, d] - A[n-1, e] \\ c(a, e) \geq A[n-1, e] - A[n-1, a] \end{array} \right.$$

Finalmente, somando o custo de todas as arestas em C temos

$$\sum_{(w,v) \in C} c(w, v) \geq \sum_{(w,v) \in C} [A[n-1, v] - A[n-1, w]] = 0$$

- sendo que a desigualdade segue do cancelamento dos termos $A[n-1, v]$
 - já que cada um aparece duas vezes no somatório,
 - uma vez com o sinal positivo e outra com o sinal negativo .

Assim, concluímos que o custo de qualquer circuito C é não negativo

- quando os valores não mudam entre as iterações $n-1$ e n

Duas melhorias interessantes no algoritmo de Bellman-Ford

- 1) Parar assim que os valores $A[i, v]$ não mudarem de uma iteração para outra,
 - i.e., se duas linhas consecutivas forem idênticas.
- 2) Utilizar vetores $A[v]$ e $B[v]$, para guardar o valor do caminho mínimo até v
 - e o predecessor de v nesse caminho, respectivamente.

algMelhoradoBellman-Ford($G=(V,E)$, c , s):

para $v \in V$: $A[v] = +\infty$

$A[s] = 0$

para $i = 1$ até n :

para $v \in V$:

$A[v] = \min \{ A[v], \min_{(w,v) \in E} \{ A[w] + c(w,v) \} \}$

$B[v] = w$, sendo w o vértice que minimiza a recorrência

se não houve mudança em A , deslida A e B

- deslida existe ciclo negativo

Quiz2: Por que posso usar só o vetor $A[v]$ ao invés da matriz $A[i, v]$?

- Dica: observe de quais linhas da matriz a recorrência precisa.