

Fontes

Algoritmos

Pedro Hokama

- [cls] Algoritmos: Teoria e Prática (Terceira Edição) Thomas H. Cormen, Charles Eric Leiserson, Ronald Rivest, Ronald L. Rivest e Clifford Stein.
- [timr] Algorithms Illuminated Series, Tim Roughgarden

Apresentação Baseada:

- Stanford Algorithms
<https://www.youtube.com/playlist?list=PLXFMmlk03Dt7Q0xr1PIAriY5623cKiH7V>
<https://www.youtube.com/playlist?list=PLXFMmlk03Dt5EMI2s2WQBsLsZ17A5HEK6>
- Conjunto de Slides dos Professores Cid C. de Souza, Cândida N. da Silva, Orlando Lee, Pedro J. de Rezende

1 / 31

2 / 31

Conjunto Independente de Peso Máximo em Grafo Caminho

- Dado um grafo, um conjunto independente é um subconjunto S dos vértices tal que dois vértices adjacentes não podem pertencer a S .

3 / 31

Conjunto Independente de Peso Máximo em Grafo Caminho

- Dado um grafo, um conjunto independente é um subconjunto S dos vértices tal que dois vértices adjacentes não podem pertencer a S .

Conjunto Independente de Peso Máximo em Grafo Caminho

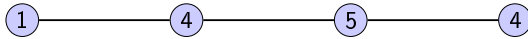
Dado um grafo caminho $G = (V, E)$, em que cada vértice $v \in V$ tem um peso não negativo w_v . Desejamos encontrar um subconjunto S de vértices não adjacentes (um conjunto independente - CI) de peso máximo.

3 / 31

Abordagens

- Uma tentativa força bruta: podemos testar todos os conjuntos independentes, lembrando daquele que tem o peso máximo.
- Porém existe $O(2^n)$ conjuntos independentes e portanto seria inviável para qualquer instância de tamanho razoável.
- Uma tentativa gulosa: Escolher o vértice de maior peso, que não seja adjacente a nenhum vértice já escolhido.
- Qual é a solução ótima e qual o resultado desse algoritmo nesse grafo?

- a 14 e 10
- b 8 e 6
- c 8 e 8
- d 9 e 8



4 / 31

Ideias - Subestrutura Ótima

- Vamos pensar sobre a estrutura de uma solução ótima.
- Em particular vamos tentar enxergar na solução ótima, soluções ótimas de subproblemas menores
- A ideia é que talvez a solução ótima possa ser obtida analisando um conjunto pequeno de subproblemas, e dessa forma uma busca direta nessas soluções é suficiente para encontrar a solução ótima.

5 / 31

- **Notação:** Seja $S \subseteq V$ ser um conjunto independente de peso máximo. Seja v_n o último vértice do caminho.
- Note que temos 2 opções aqui. Ou v_n está em S ou não está em S .
 - ▶ Caso 1: Suponha que $v_n \notin S$.

- **Notação:** Seja $S \subseteq V$ ser um conjunto independente de peso máximo. Seja v_n o último vértice do caminho.
- Note que temos 2 opções aqui. Ou v_n está em S ou não está em S .
 - ▶ Caso 1: Suponha que $v_n \notin S$. Seja $G' = G$ com v_n removido.
 - ▶ Note que, S também é um conjunto independente em G' e também é o de peso máximo (suponha por contradição que não seja e você terá um CI mais pesado também para G , o que seria um absurdo)
 - ▶ Caso 2: Suponha que $v_n \in S$.

6 / 31

6 / 31

- **Notação:** Seja $S \subseteq V$ ser um conjunto independente de peso máximo. Seja v_n o último vértice do caminho.
- Note que temos 2 opções aqui. Ou v_n está em S ou não está em S .
 - ▶ Caso 1: Suponha que $v_n \notin S$. Seja $G' = G$ com v_n removido.
 - ▶ Note que, S também é um conjunto independente em G' e também é o de peso máximo (suponha por contradição que não seja e você terá um CI mais pesado também para G , o que seria um absurdo)
 - ▶ Caso 2: Suponha que $v_n \in S$. Então v_{n-1} não pode mais estar na solução ótima. Seja $G'' = G$ com v_n e v_{n-1} removidos.
 - ▶ Note então que, $S - \{v_n\}$ é um conjunto independente em G'' e também é o de peso máximo (suponha por contradição que não seja e você terá um CI mais pesado também para G , o que seria um absurdo)

- Resumindo: Um CI de peso máximo em G deve ser
 - 1 um CI de peso máximo em G' ou
 - 2 v_n com um CI de peso máximo em G''
- Vamos tentar ambas em um algoritmo recursivo

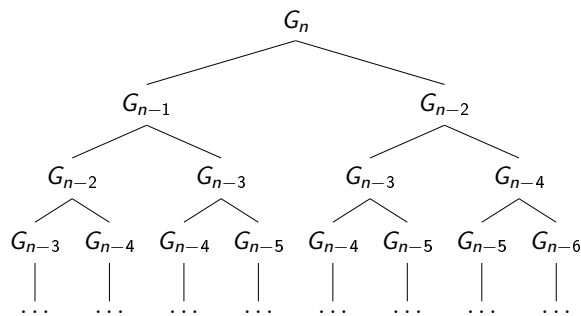
Algoritmo 1: CIPM(G)

Entrada: Um grafo caminho G

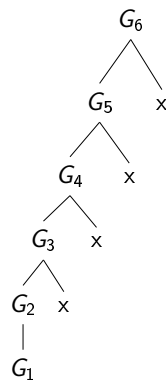
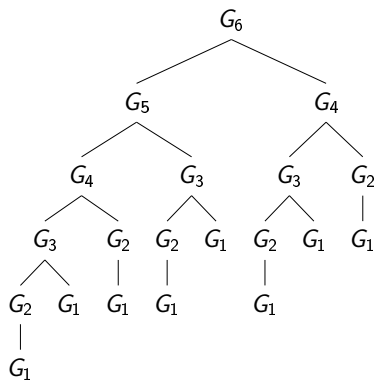
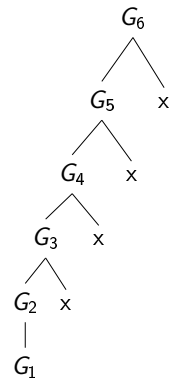
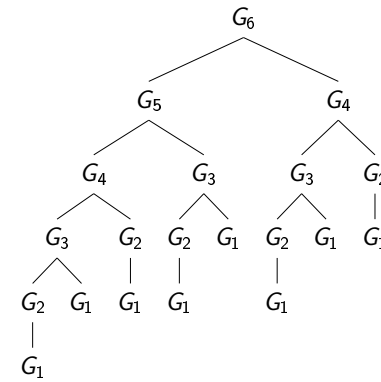
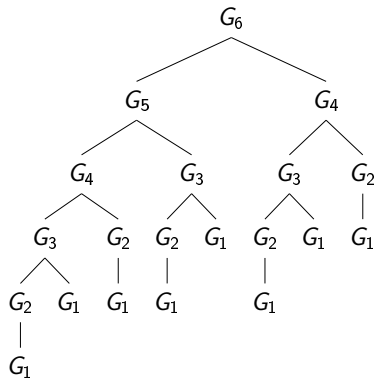
Saída: Um conjunto independente de peso máximo de G

- 1 $G' = G$ removendo o último vértice;
 - 2 $G'' = G$ removendo os dois últimos vértices;
 - 3 $X = \text{CIPM}(G')$;
 - 4 $Y = \text{CIPM}(G'') + \text{ultimo vértice}$;
 - 5 devolva o melhor entre X e Y ;
-

- E qual o problema disso? Seja G_i o grafo só com os i primeiros vértices. Vejamos a árvore de recursão:



- Pode-se notar um grande número de repetições. Certo?
- E se memorizarmos numa tabela a primeira vez que encontrássemos um problema, e na próxima vez apenas consultamos ela? "Memoização"(Memoization)



Só temos n subproblemas diferentes!

- A memoização é conhecido como um método top-down, começa revolvendo do problema original e vai diminuindo o problema.
- Uma abordagem ainda mais interessante é a bottom-up, começando pelos problemas menores e usando a solução deles para construir os próximos, até chegar no problema original.
- Iremos manter um vetor $A[0 \dots n]$ e preenche-lo da esquerda para a direita, sendo $A[i]$ o valor do CI de peso máximo de G_i .

Algoritmo 2: CIPM(G)

Entrada: Um grafo caminho G

Saída: O peso do conjunto independente de peso máximo de G

- 1 $A[0] = 0; A[1] = w_1;$
 - 2 **para** $i = 2, 3, \dots, n$ **faça**
 - 3 $A[i] = \max\{ A[i-1] \ ; \ A[i-2] + w_i \};$
 - 4 devolva $A[n];$
-



12 / 31

- Ainda precisamos reconstruir a solução (se precisarmos)
- Podemos fazer isso armazenando um vetor extra que vai contar qual decisão foi tomada em cada passo do algoritmo.
- Mas usualmente (e para economizar memória) o que fazemos é reconstruir a solução a partir do vetor que foi preenchido.
- O tempo de execução é $O(n)$ (também para reconstruir)
- A prova de corretude pode ser feita por indução.

13 / 31

Programação dinâmica

Princípios

Ingredientes para a Programação Dinâmica

- Identificar um conjunto pequeno de subproblemas
- Poder resolver subproblemas maiores usando a soluções dos subproblemas menores (já calculados). Usualmente escrevemos uma recorrência para demonstrar esse fato.
- Depois de resolver todos os subproblemas, poder computar (rapidamente) a solução final.

14 / 31

Problema da Mochila

Problema da Mochila

Dado uma coleção I de n itens. Cada item $i \in I$ tem:

- Um valor v_i (não negativo)
- Um peso w_i (não negativo e inteiro)

Além disso também é dado uma capacidade W não negativa e inteira. Queremos encontrar um subconjunto $S \subseteq I$ cujo peso não ultrapasse W , ou seja,

$$\sum_{i \in S} w_i \leq W$$

e que maximiza

$$\sum_{i \in S} v_i$$

Esse problema aparece em vários contextos, basicamente qualquer problema em que temos uma quantidade limitada de recursos e queremos maximizar a eficiência.

15 / 31

Desenvolvendo um Algoritmo de Programação Dinâmica

- Vamos tentar pensar em como uma solução ótima pode ser formada usando a solução de subproblemas menores.
- O objetivo é encontrar recorrência que descreva esse fato.
- A ideia é partir de uma solução ótima e tentar dissecá-la.
- Seja S uma solução para o problema da mochila com itens I e capacidade W .
- Assuma alguma ordenação dos itens
- Caso 1: o item n (último) não está em S . Logo S também é uma solução para o problema que considera só os $n - 1$ primeiros itens.
- Caso 2: Suponha que $n \in S$. Então o que eu posso dizer sobre $S - \{n\}$?
 - 1 É uma solução para os $n - 1$ primeiros itens e mochila com capacidade W
 - 2 É uma solução para os $n - 1$ primeiros itens e mochila com capacidade $W - v_n$
 - 3 É uma solução para os $n - 1$ primeiros itens e mochila com capacidade $W - w_n$
 - 4 Pode não ser viável

16 / 31

- Passo 2: Agora precisamos identificar os subproblemas.
- Variamos por todos os prefixos de itens $\{1, 2, \dots, i\}$
- Variamos todas as capacidades residuais possíveis $x \in \{0, 1, 2, \dots, W\}$
- Passo 3: Usar a recorrência para revolver todos os subproblemas (preencher tabela)
- Seja A um vetor bidimensional tal que $A[i, x]$ vai guardar o valor de $V_{i,x}$

Algoritmo 3: Knap(I, W)

Entrada: Um conjunto de itens I e uma capacidade W

Saída: O valor da solução ótima

- ```
1 $A[0, x] = 0$ para todo x ;
2 para $i = 1, 2, \dots, n$ faça
3 para $x = 0, 1, 2, \dots, W$ faça
4 $A[i, x] = \max\{A[i - 1, x]; A[i - 1, x - w_i] + v_i\}$;
5 devolva $A[n, W]$;
```
- 

18 / 31

- **Notação:** Seja  $V_{i,x}$  o valor da melhor solução que:

- 1 só usa os  $i$  primeiros itens
- 2 tem tamanho total  $\leq x$
- 3 Passo 1: encontra uma recorrência

Para  $i \in I$  e para qualquer  $x$ ,

$$V_{i,x} = \max \begin{cases} V_{(i-1),x} \\ v_i + V_{(i-1),(x-w_i)} \end{cases} \quad (\text{somente se } w_i \leq x)$$

17 / 31

- O tempo de execução é  $O(nW)$

19 / 31

## Exemplo

- Um exemplo com 4 itens e Capacidade 6
- $v_1 = 3, w_1 = 4$
- $v_2 = 2, w_2 = 3$
- $v_3 = 4, w_3 = 2$
- $v_4 = 4, w_4 = 3$

### Algoritmo 4: Knap( $l, W$ )

- 1  $A[0, x] = 0$  para todo  $x$ ;
- 2 para  $i = 1, 2, \dots, n$  faça
- 3   para  $x = 0, 1, 2, \dots, W$  faça
- 4      $A[i, x] = \max\{A[i-1, x]; A[i-1, x-w_i] + v_i\}$ ;
- 5 devolva  $A[n, W]$ ;

|       |   |   |   |   |   |
|-------|---|---|---|---|---|
| 6     |   |   |   |   |   |
| 5     |   |   |   |   |   |
| 4     |   |   |   |   |   |
| 3     |   |   |   |   |   |
| 2     |   |   |   |   |   |
| 1     |   |   |   |   |   |
| x = 0 |   |   |   |   |   |
| i =   | 0 | 1 | 2 | 3 | 4 |

|       |   |   |   |   |   |
|-------|---|---|---|---|---|
| 6     | 0 | 3 | 3 | 7 | 8 |
| 5     | 0 | 3 | 3 | 6 | 8 |
| 4     | 0 | 3 | 3 | 4 | 4 |
| 3     | 0 | 0 | 2 | 4 | 4 |
| 2     | 0 | 0 | 0 | 4 | 4 |
| 1     | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| x = 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| i =   | 0 | 1 | 2 | 3 | 4 |

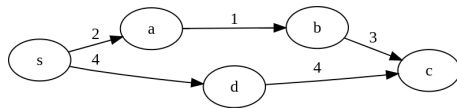
20 / 31

21 / 31

## Caminhos mais Curtos de Única Fonte (Revisitado)

### Problema do Caminho mais Curto de Única fonte

Dado um grafo direcionado  $G = (V, A)$  com  $m$  arcos e  $n$  vértices, em que cada arco  $a \in A$  tem um comprimento  $c_a$ , e um vértice fonte  $s \in V$ . Desejamos calcular para cada vértice  $v \in V$  o valor  $D(v)$  da distância do  $s - v$  caminho mais curto.



- No exemplo acima,  $D(c) = 6$ .
- Já vimos um excelente algoritmo para esse problema, o Dijkstra que executa em  $O(m \log n)$
- O Dijkstra só funciona corretamente se os comprimentos forem **positivos**, ou seja,  $c_a \geq 0, \forall a \in A$ .

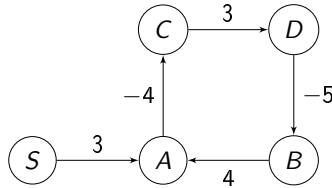
- Quando os custos podem ser negativos precisamos de outro algoritmo.
- Os custos podem ser negativos por exemplo, se ao atravessarmos um arco eu receba algo por essa viagem.
- Ou ainda se o grafo pode tratar de decisões financeiras e um arco significar a venda de uma ação.
- Além disso mesmo com custos positivos o Dijkstra não é bem distribuído (no sentido de paralelizável, o que é relevante para protocolos de internet)
- Opção: o Algoritmo de Bellman-Ford (que apesar de mais antigo que a ARPAnet forma a base para os protocolos de roteamento de internet modernos (possivelmente com muitos detalhes de implementação))

22 / 31

23 / 31

## Ciclos Negativos

- Como definir caminhos mais curtos quando  $G$  tem um ciclo de custo negativo.

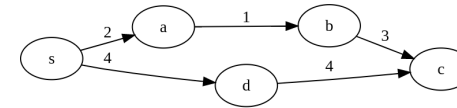


- Se ciclos são permitidos então o problema simplesmente não tem solução. Você pode ficar ciclando indefinidamente obtendo ciclos com custo cada vez mais baixo.
- Se ciclos são proibidos, não é conhecido nenhum algoritmo **eficiente** para encontrar o caminho mais curto.
- Por hora vamos considerar que o grafo não tem ciclos negativos, e depois veremos que o algoritmo de Bellman-Ford na verdade é capaz de detectar tais ciclos.

24 / 31

## Encontrando uma subestrutura ótima

- Note que como não existem ciclos negativos, qualquer caminho mais curto entre a fonte e qualquer outro vértice passa por no máximo  $n - 1$  arcos.
- Ao contrário dos Grafo Caminhos, não é óbvio que podemos remover algum vértice para formar um problema menor.
- e ao contrário do problema da mochila não é óbvio dizer que podemos ordenar os vértices, já que um vértice  $i$  pode ser necessário para o caminho até o vértice  $i - 1$ .
- A ideia então será restringir o número de arcos que podem ser usados em um caminho.



25 / 31

## Subestrutura ótima

- Seja  $G = (V, A)$  um grafo direcionado com custo  $c_a$  nos arcos e um vértice fonte  $s$ . [podem conter ciclos negativos]
- Para todo  $v \in V$ ,  $i \in \{1, 2, \dots\}$ , seja  $P$  o menor  $s - v$  caminho com no máximo  $i$  arcos. [pode conter ciclos]
- Caso 1: se  $P$  tem  $\leq (i - 1)$  arcos, então ele já é um caminho mais curto com  $\leq (i - 1)$  arcos. (então já é uma solução para um subproblema menor, isso é análogo a não pegar um item na mochila)
- Caso 2: se  $P$  tem  $i$  arcos, seja o ultimo arco  $(w, v)$ , então  $P'$  é o  $s - w$  caminho mais curto com  $\leq (i - 1)$  arcos.

Quantos subproblemas candidatos eu preciso olhar para decidir qual o menor caminho para chegar em  $v$  usando  $i$  arcos? (suponha que eu já calculei os subproblemas menores)

- a 2
- b  $1 + \text{grau de entrada de } v$
- c  $n - 1$
- d  $n$

26 / 31

27 / 31



## Recorrência

- Seja  $L_{i,v}$  a menor distância de um  $s-v$  caminho com  $\leq i$  arcos.  $+\infty$  se não existe.
- Para todo  $v \in V$  e  $i \in 1, 2, 3, \dots$

$$L_{i,v} = \min \begin{cases} L_{(i-1),v} \\ \min_{(w,v) \in A} \{L_{(i-1),w} + c_{wv}\} \end{cases}$$

28 / 31

## Algoritmo Bellman-Ford

- Considerando que não temos ciclos negativos, os caminhos tem no máximo  $n - 1$  arcos.
- Vamos preencher um vetor bidimensional  $A$ , em que  $A[i, v]$  vai ser o custo do menor caminho de  $s$  até  $v$  usando no máximo  $v$  arestas.

---

**Algoritmo 5:** Knap( $l, W$ )

---

**Entrada:** Um conjunto Grafo, e um vértice fonte  $s$

**Saída:** O valor do menor caminho de  $s$  para todos os outros vértices

1  $A[0, s] = 0$ ;  $A[0, v] = +\infty$  para todo  $v \neq s$ ;

2 **para**  $i = 1, 2, \dots, n - 1$  **faça**

3     **para todo**  $v \in V$  **faça**

4          $A[i, v] = \min\{A[i - 1, v]; \min_{w:(w,v) \in A} \{A[i - 1, w] + c_{wv}\}\};$

5 devolva  $A[n - 1, \_]$ ;

---

29 / 31

## Algoritmo Bellman-Ford

- O tempo de execução do Bellman-Ford é  $O(mn)$
- Você pode parar o algoritmo se em uma iteração a distância para nenhum vértice mudar.
- Podemos detectar ciclos negativos rodando uma iteração a mais  $i = n$ , se encontrarmos algum caminho mais curto significa que existe um ciclo de custo negativo.
- Podemos reconstruir os caminhos (ou identificar o ciclo negativo) analisando a tabela.
- Se só estivermos interessados no valor da solução ótima, podemos economizar espaço de armazenamento.

30 / 31

31 / 31