

Algoritmos

Pedro Hokama

- [cirs] Algoritmos: Teoria e Prática (Terceira Edição) Thomas H. Cormen, Charles Eric Leiserson, Ronald Rivest e Clifford Stein.
- [timr] Algorithms Illuminated Series, Tim Roughgarden
- Desmistificando Algoritmos, Thomas H. Cormen.
- Algoritmos, Sanjoy Dasgupta, Christos Papadimitriou e Umesh Vazirani
- Stanford Algorithms
<https://www.youtube.com/playlist?list=PLXFMmlk03Dt7Q0xr1PIAriY5623cKiH7V>
<https://www.youtube.com/playlist?list=PLXFMmlk03Dt5EM12s2WQBsLsZ17A5HEK6>
- Conjunto de Slides dos Professores Cid C. de Souza, Cândida N. da Silva, Orlando Lee, Pedro J. de Rezende
- Conjunto de Slides do Professores Cid C. de Souza para a disciplina MO420
Qualquer erro é de minha responsabilidade.

1 / 37

2 / 37

Classes de Complexidade

- Formalmente as classes de complexidade P , NP , NP -completo e outras, são melhor definidas sobre os problemas de decisão, para os quais a resposta é simplesmente **SIM** ou **NÃO**. Mas os problemas tem uma forte relação entre si.
 - ▶ Caminho mínimo: Dado G , um vértice s e um número k existe um caminho de s para qualquer outro vértice com custo no máximo k ?
 - ▶ MST: Dado G e um inteiro k , existe uma Árvore geradora mínima de custo no máximo k ?
 - ▶ Compressão de Texto: Dado um texto T e um número k , existe uma compressão desse texto com no máximo k bits?

3 / 37

Classes de Complexidade

- O problemas que podem ser decididos em tempo polinomial formam a classe de complexidade

P

4 / 37

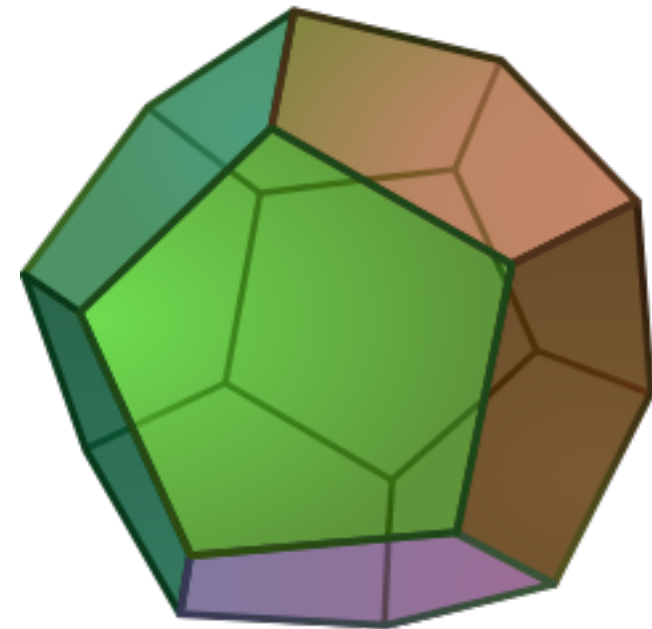
- Vimos vários problemas e algoritmos eficientes para resolve-los
 - ▶ Ordenação - $O(n \log n)$
 - ▶ Multiplicação - $O(n^{1.586})$
 - ▶ Multiplicação de Matrizes - $O(n^{2.8})$
 - ▶ Busca em Grafos - $O(m + n)$
 - ▶ Encontrar Componentes fortemente conexas - $O(m + n)$
 - ▶ Caminhos Mínimos - $O(m \log n)$
 - ▶ Escalonamento Ponderado - $O(n \log n)$
 - ▶ Compressão de Texto - $O(n \log n)$
 - ▶ MST - $O(m \log n)$

- Mas será que todos os problemas podem ser resolvidos em tempo polinomial?
- Quando falamos de Caminhos entre todos os pares de vértices, em grafos com ciclos de pesos negativos, se proibíssemos os ciclos o problema era bem definido, mas não sabíamos como resolver de maneira eficiente.
- De fato o problema da mochila que resolvemos em $O(nW)$ também não foi resolvido em tempo polinomial no tamanho da entrada. Uma vez que para escrever W precisamos $m = \log W$ bits. Portanto o tempo de execução é $O(n2^m)$, exponencial no tamanho da entrada!

5 / 37

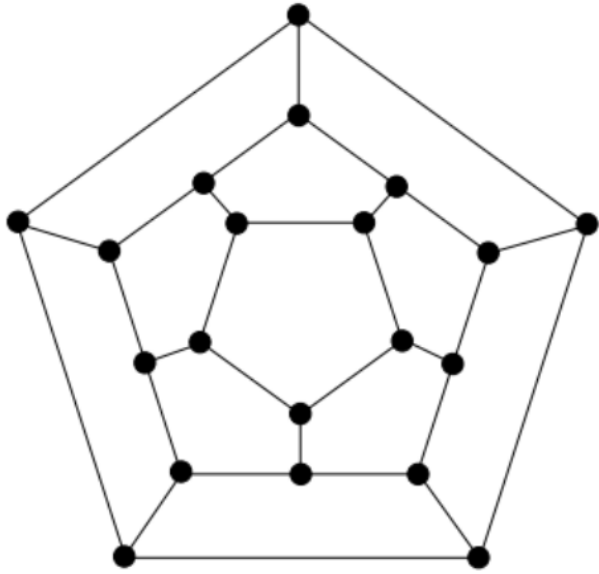
6 / 37

Sir William Rowan Hamilton (1805-1865)

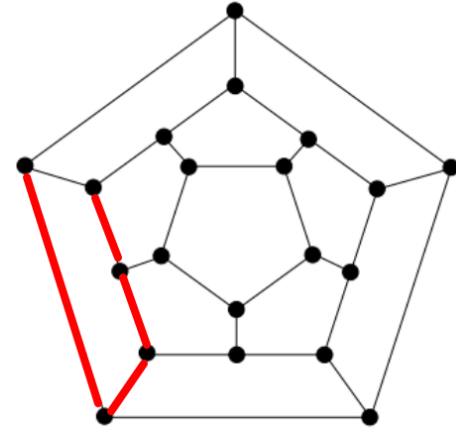


7 / 37

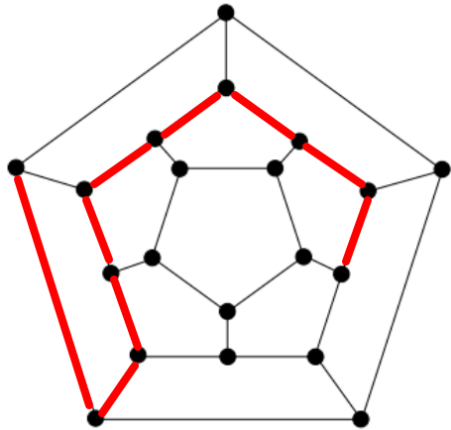
8 / 37



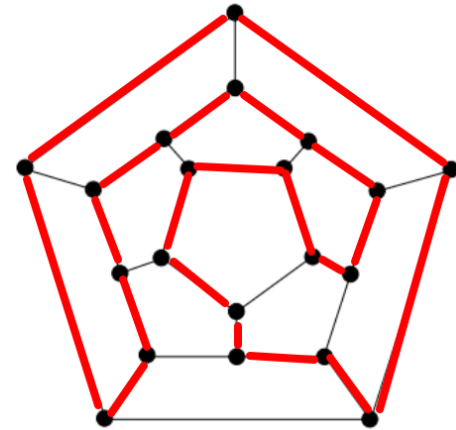
9 / 37



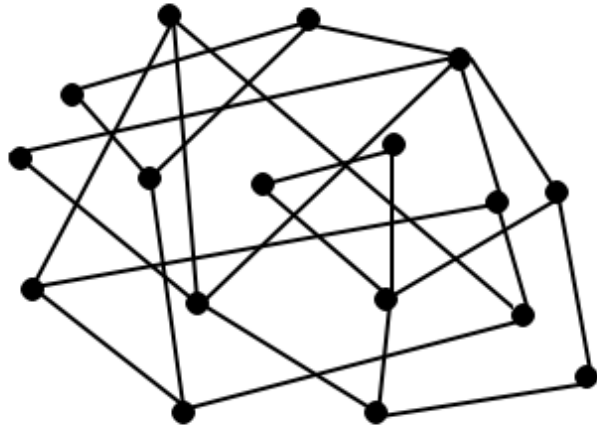
10 / 37



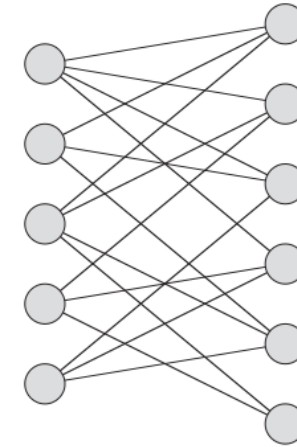
11 / 37



12 / 37



13 / 37



14 / 37

A classe NP

- Um **ciclo hamiltoniano** de um grafo G é um ciclo que passa por todos os vértices exatamente uma vez.

Problema do Ciclo Hamiltoniano

Dado um grafo não orientado $G = (V, E)$. Decidir se G possui um ciclo hamiltoniano.

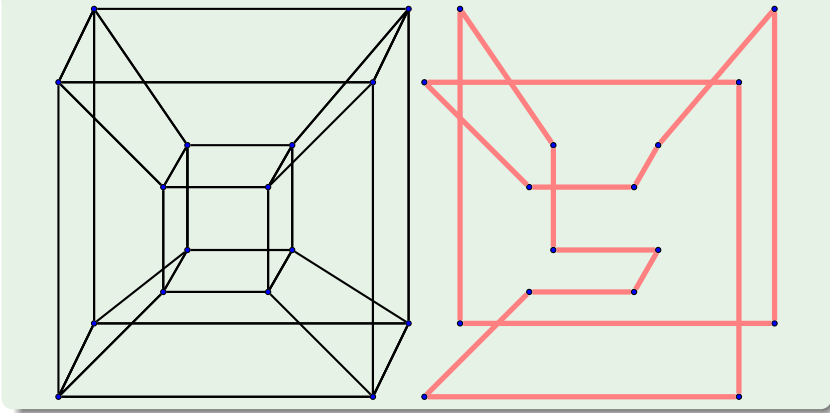
- Não se conhece nenhum algoritmo de tempo polinomial para resolvê-lo!

- **Definição:** Um problema A está em NP se para qualquer instância x de A para o qual a resposta seja "sim", existe um certificado y de tamanho polinomial, que pode ser verificado em tempo polinomial, provando que a resposta de x de fato é "sim".

15 / 37

16 / 37

Ciclo Hamiltoniano



- Dado um grafo G , existe uma árvore geradora de custo $\leq W$
 - ▶ Um certificado, é a própria árvore
- Dado um texto T , existe uma compressão que usa $\leq B$ bits
 - ▶ Um certificado é o próprio texto comprimido
- Todo problema em P está em NP
- Dado um conjunto de itens I e uma mochila de capacidade W , decidir se cabe na mochila um subconjunto de itens de valor $\geq K$.
 - ▶ Um certificado é a própria coleção de itens.

17 / 37

18 / 37

- Todo problema em NP pode ser resolvido por força-bruta em tempo exponencial.
- Gerar um número exponencial de soluções e verificar cada uma em tempo polinomial.
- A maioria dos problemas (computáveis) que encontramos está em NP

- **Definição:** Dada uma classe de problemas C um problema é C -difícil se ele é tão difícil quanto qualquer outro problema em C . Ou seja, existe uma redução de tempo polinomial de qualquer problema em C para ele.
- Um problema é C -Completo se é C -difícil e pertence a C

19 / 37

20 / 37

Reduções

Suponha que temos um problema de decisão A que queremos resolver em tempo polinomial.

Agora suponha que temos outro problema de decisão B que já sabemos que pode ser resolvido em tempo polinomial.

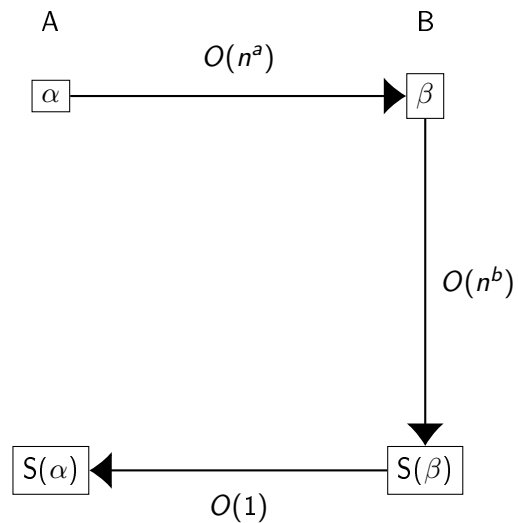
Finalmente, suponha que conhecemos um procedimento que transforma uma instância α do problema A , em uma instância β no problema B . Tal que:

- A transformação leva tempo polinomial
- A resposta de α para A é a mesma da instância β para B .

21 / 37

22 / 37

Reduções



23 / 37

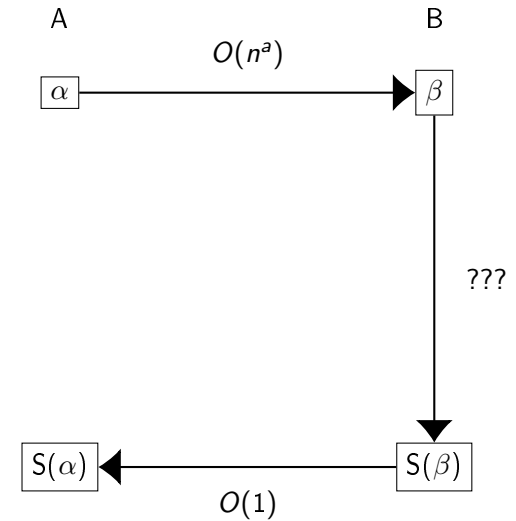
Reduções

- Temos então um algoritmo polinomial para resolver o problema A .

24 / 37

Problema muito difícil

- Agora suponha que temos um problema A que sabemos que é difícil de resolver.
- e suponha que conseguimos uma redução de A para B que seja muito rápida.
- O que podemos afirmar sobre B ?



25 / 37

26 / 37

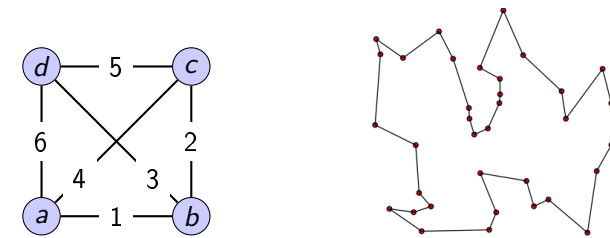
A classe NP-Completo

- Será que existem problemas NP -Completo?
- E se existirem será que existe um algoritmo polinomial para resolve-los?
- A maioria dos Ciências da Computação acredita que tal algoritmo não existe.

O Problema do Caixeiro Viajante

Travelling Salesman Problem - TSP

- Dado um grafo com custos nas arestas, encontrar um ciclo que passa por todos os vértices exatamente uma vez de custo mínimo.



27 / 37

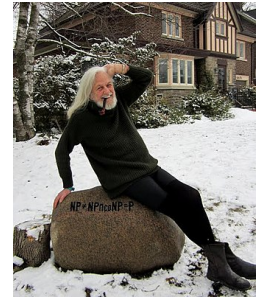
28 / 37

História

- Versão de decisão: Dado um grafo com custos nas arestas e um valor W , decidir se existe um ciclo que passa por todos os vértices exatamente uma vez de custo $\leq W$.

29 / 37

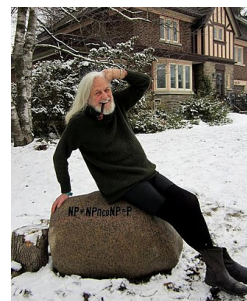
- Jack Edmonds é um Matemático e Cientista da Computação Estadunidense
- Graduado em 1957 na George Washington University e Pós-graduado na University of Maryland em 1959.



30 / 37

História

- Trabalhou no National Institute of Standards and Technology de 1959 até 1969
- Em 1965 em um artigo chamado "Paths, Trees and Flowers" conjecturou que não existe um algoritmo em tempo polinomial para o TSP.



31 / 37

História

- Stephen Arthur Cook é um cientista da computação e matemático Estadunidense-Canadense
 - ▶ Obteve em 1962 e 1966 seu mestrado e doutorado pela Universidade de Harvard
 - ▶ Em 1970 mostrou que existem Problemas NP -completos



32 / 37

História

- Leonid Levin é um matemático e cientista da computação Soviético
 - ▶ Obteve seu mestrado e doutorado em 1970 e 1972 na universidade de Moscou
 - ▶ Em 1972 mostrou a existência dos problemas *NP*-completos.
- O teorema de Cook-Levin afirma que o problema da satisfabilidade booleana é *NP*-Completo.



33 / 37

História

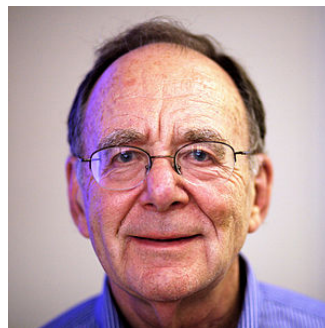
- Richard Karp é um cientista da computação Estadunidense.
- Obteve seu mestrado e doutorado em matemática aplicada em 1956 e 1959 em Harvard.



34 / 37

História

- Trabalhou na IBM e foi professor de ciência da computação e Pesquisa Operacional na Universidade da Califórnia, Berkeley.
- Mostrou 21 problemas que eram *NP*-completos. E a partir desses milhares foram provados.'



35 / 37

Problemas *NP*-Completos

- Suponha então que você se deparou com um problema π , e tentou todas as técnicas que você aprendeu, mas não obteve um algoritmo polinomial.
- Mais uma ferramenta essencial para a nossa caixa: talvez seu problema seja *NP*-Completo. Receita para provar:
 - 1 Provar que ele pertence a *NP*
 - 2 Provar que ele é *NP*-difícil,
 - ★ Escolha um problema π' que sabidamente é *NP*-completo
 - ★ Faça uma redução (polinomial) de π' para π .

36 / 37

Problemas NP -Completo

- Qual problema π' escolher?
- 21 problemas de Karp
- Cap. 34 do CLRS
- Garey e Johnson, Computers and Intractability, 1979