

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=PLXFMmlk03Dt5EMI2s2WQBLSz17A5HEK6>
- Conjunto de Slides dos Professores Cid C. de Souza, Cândida N. da Silva, Orlando Lee, Pedro J. de Rezende

1 / 38

2 / 38

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

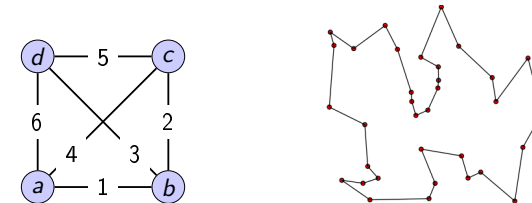
P

3 / 38

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.



- 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 $\leq W$.

4 / 38

A classe NP

- **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".

5 / 38

A classe NP

- 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 grafo G , decidir se existe um ciclo hamiltoniano.
 - ▶ Um certificado é o próprio ciclo
- 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.

6 / 38

A classe NP

- 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

7 / 38

A classe NP-Completo

- Um problema é NP -Completo se pertence a NP e
- É NP -difícil, ou seja, existe uma redução polinomial de qualquer problema em NP para este problema.
- Isso implica que um algoritmo de tempo polinomial para um problema NP -Completo, resolveria **TODOS** os problemas em NP em tempo polinomial, e $P = NP$.
- 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.

8 / 38

História

- 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.
- 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.



9 / 38

História

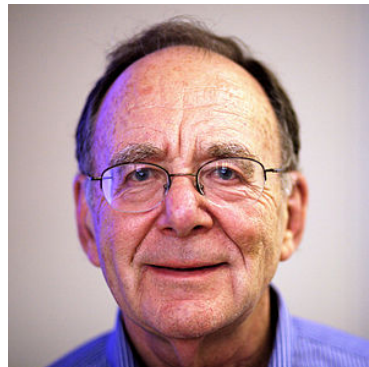
- Stephen Arthur Cook é um cientista da computação e matemático Estadunidense-Canadense
 - ▶ Obteve em 1962 e 1966 seu mestrado e doutorado pela Universidade de Harvard
 - ▶ Em 1970 mostrou que existem Problemas *NP*-completos
- Leonid Levin é um matemático e cientista da computação Soviético
 - ▶ Obteve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



10 / 38

História

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



11 / 38

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 .

12 / 38

Problemas *NP*-Completo

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

Um primeiro problema *NP*-completo

Satisfabilidade de Circuito

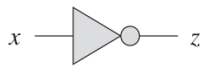
- O teorema de Cook-Levin é um pouco complicado (para mim, pelo menos).
- Ao invés disso vamos argumentar (um pouco informalmente) que de fato existe um problema *NP*-completo.
- O nosso primeiro problema será o problema da satisfabilidade de circuitos.

13 / 38

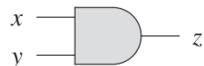
14 / 38

Satisfabilidade de Circuito

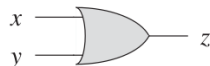
- Um circuito é formado por portas lógicas ligadas por fios.
- Em um extremo temos os fios de entrada e no outro temos os fios de saída.
- Existem três portas básicas: a porta NOT, AND e OR



x	$\neg x$
0	1
1	0



x	y	$x \wedge y$
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1



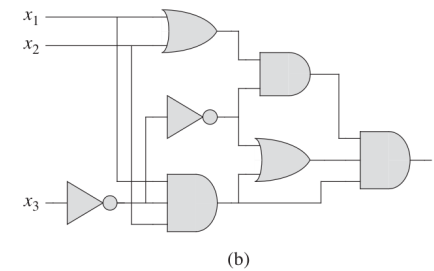
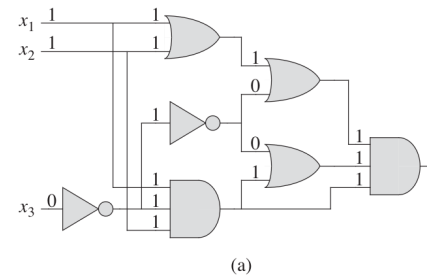
x	y	$x \vee y$
0	0	0
0	1	1
1	0	1
1	1	1

15 / 38

Satisfabilidade de Circuito

Problema da Satisfabilidade de Circuito

Dado um circuito C com fios de entrada e uma saída. Existe alguma atribuição dos valores de entrada que tornam a saída verdadeira?



- O primeiro circuito tem uma atribuição que a torna verdadeira.
- Enquanto o segundo é inviável.

16 / 38

Satisfabilidade de Circuito

Teorema

O Problema da Satisfabilidade de Circuitos é NP-completo.

Lema

O Problema da Satisfabilidade de Circuitos $\in NP$.

Prova: Dado um circuito C e uma atribuição dos valores de cada fio de C . Um algoritmo A pode verificar cada porta lógica e verificar se os fios de entrada estão correspondendo corretamente ao fio de saída daquela porta. E verifica se o fio de saída do circuito é 1.

Se C é viável ele tem um certificado, se C não é viável nenhum certificado pode enganar A . O algoritmo A roda em tempo polinomial. Então verificamos que o Problema da Satisfabilidade de Circuitos $\in NP$.

17 / 38

Satisfabilidade de Circuito

- Agora considere um problema NP qualquer.
- Por definição existe um algoritmo A que recebe uma instância x e um certificado y e devolve SIM (1) se aquele certificado comprova que a solução de x é SIM.
- Então vamos simular a execução desse algoritmo!

19 / 38

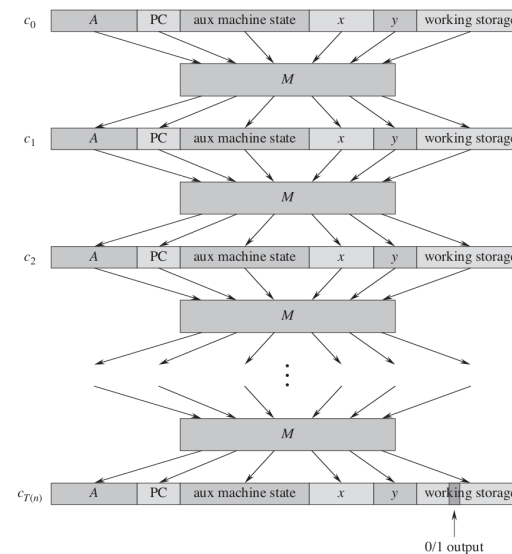
Satisfabilidade de Circuito

Lema

O Problema da Satisfabilidade de Circuitos é NP-Difícil.

- Primeiramente vamos relembrar de como funciona um computador.
- Um programa de computador é uma sequência de instruções guardadas na memória do computador.
- Uma instrução tipicamente é composta da operação a ser executada, do endereço da memória dos operadores e do endereço onde vai ser armazenado o resultado.
- Um pedaço especial da memória é o **contador de programa** que sabe qual é a próxima instrução a ser executada.
- Sempre que uma instrução é executada, o contador é incrementado ou sobrescrito (no caso de um desvio)
- A qualquer momento, a memória do computador (RAM, contadores, registradores, etc) guarda uma **configuração** completa de um passo na execução do programa.

18 / 38



- Mas o computador M nada mais é do que um circuito lógico.
- O número de réplicas é polinomial no tamanho de x
- Então se removermos o y , e deixar entradas livres. Temos um circuito que só é satisfeito com a entrada adequada.

0/1 output

3-CNF-SAT

- Uma fórmula booleana é composta
 - ▶ de variáveis booleanas x_1, x_2, \dots, x_n ,
 - ▶ de conectivos \neg (NOT), \vee (OR), \wedge (AND),
 - ▶ Parenteses.
- Uma variável ou sua negação são chamadas **literais**.
- Uma fórmula booleana está na forma normal 3-conjuntiva se
 - ▶ está dividido em clausuras
 - ▶ cada clausura tem 3 literais conectas por ORs
 - ▶ as clausuras estão conectadas por ANDs.

$$(x_1 \vee \neg x_1 \vee \neg x_2) \wedge (x_3 \vee x_2 \vee x_4) \wedge (\neg x_1 \vee \neg x_3 \vee \neg x_4)$$

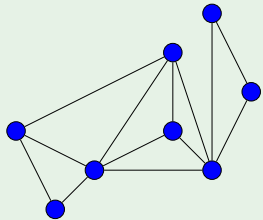
21 / 38

Problema do CLICK

Problema do CLICK

Dado um grafo não orientado $G = (V, E)$, e um inteiro k decidir se existe um subgrafo G' induzido de G que tenha k vértices e seja completo.

Exemplo



Existe uma click de tamanho 4?

23 / 38

3-CNF-SAT

3-CNF-SAT

Dado uma fórmula booleana na forma normal 3-conjuntiva, decidir se existe alguma atribuição das variáveis que torna a fórmula verdadeira.

Teorema

O 3-CNF-SAT é NP-Completo

Prova: Veremos depois.

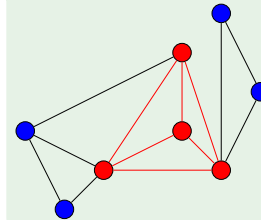
22 / 38

A Classe NPC

Problema do CLICK

Dado um grafo não orientado $G = (V, E)$, e um inteiro k decidir se existe um subgrafo G' induzido de G que tenha k vértices e seja completo.

Exemplo



Existe uma click de tamanho 4?

24 / 38

O Problema do CLICK

Será que CLICK é NP-Completo?

- CLICK \in NP, basta apresentar o conjunto de vértices
- Vamos reduzir o 3-CNF-SAT para CLICK
 - ▶ Devemos converter qualquer instancia do 3-CNF-SAT para o problema do CLICK
 - ▶ Essa redução deve ter tempo polinomial
 - ▶ Aqui vamos mostrar o algoritmo da redução em um exemplo, mas é necessário garantir que funciona para qualquer instância.

25 / 38

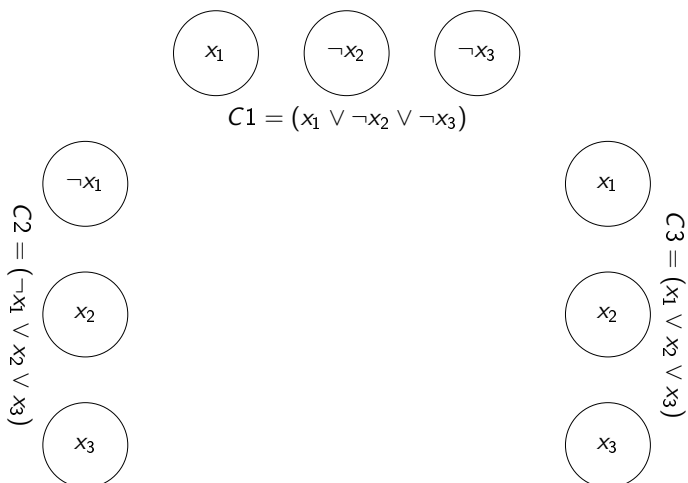
3-CNF-SAT \leq_p CLICK

Considere uma formula booleana com k clausulas na forma normal 3-conjuntiva.

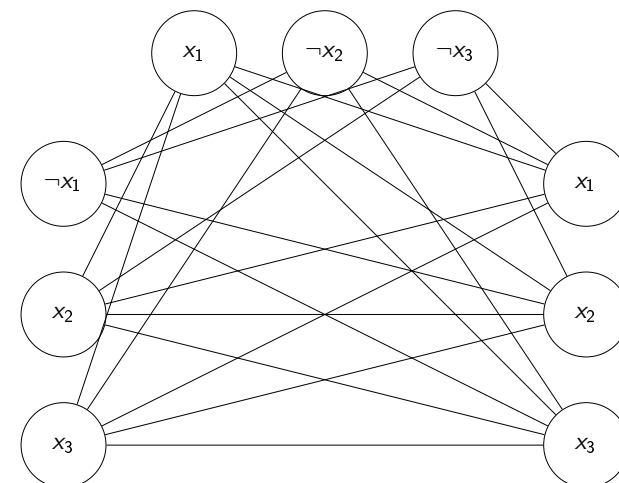
$$(x_1 \vee \neg x_2 \vee \neg x_3) \wedge (\neg x_1 \vee x_2 \vee x_3) \wedge (x_1 \vee x_2 \vee x_3)$$

26 / 38

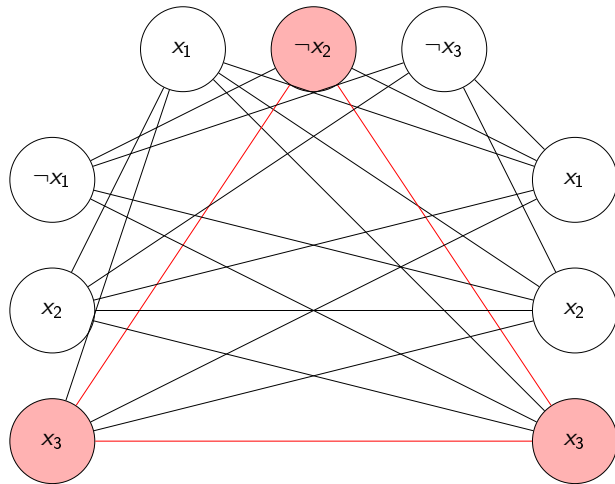
$$(x_1 \vee \neg x_2 \vee \neg x_3) \wedge (\neg x_1 \vee x_2 \vee x_3) \wedge (x_1 \vee x_2 \vee x_3)$$



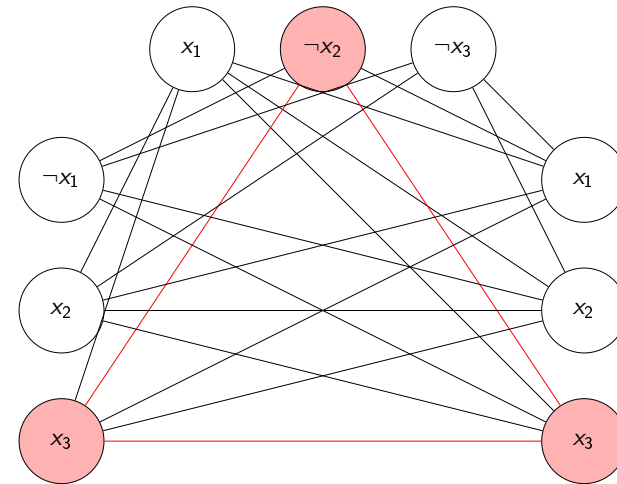
$$(x_1 \vee \neg x_2 \vee \neg x_3) \wedge (\neg x_1 \vee x_2 \vee x_3) \wedge (x_1 \vee x_2 \vee x_3)$$



$$(x_1 \vee \neg x_2 \vee \neg x_3) \wedge (\neg x_1 \vee x_2 \vee x_3) \wedge (x_1 \vee x_2 \vee x_3)$$



$$(x_1 \vee \neg x_2 \vee \neg x_3) \wedge (\neg x_1 \vee x_2 \vee x_3) \wedge (x_1 \vee x_2 \vee x_3)$$



A questão P vs NP

- Seria $P = NP$?
- Bastaria mostrar 1 algoritmo com tempo de execução polinomial para 1 problema NP -completo.
- Conjectura-se (fortemente) que $P \neq NP$.
- Mas também não foi provado.



Millennium Problems

Yang–Mills and Mass Gap

Experiment and computer simulations suggest the existence of a "mass gap" in the solution to the quantum versions of the Yang–Mills equations. But no proof of this property is known.

Riemann Hypothesis

The prime number theorem determines the average distribution of the primes. The Riemann hypothesis tells us about the deviation from the average. Formulated in Riemann's 1859 paper, it asserts that all the "non-obvious" zeros of the zeta function are complex numbers with real part 1/2.

P vs NP Problem

If it is easy to check that a solution to a problem is correct, is it also easy to solve the problem? This is the essence of the P vs NP question. Typical of the NP problems is that of the Hamiltonian Path Problem: given N cities to visit, how can one do this without visiting a city twice? If you give me a solution, I can easily check that it is correct. But I cannot so easily find a solution.

Navier–Stokes Equation

This is the equation which governs the flow of fluids such as water and air. However, there is no proof for the most basic questions one can ask: do solutions exist, and are they unique? Why ask for a proof? Because a proof gives not only certitude, but also understanding.

Hodge Conjecture

The answer to this conjecture determines how much of the topology of the solution set of a system of algebraic equations can be defined in terms of further algebraic equations. The Hodge conjecture is known in certain special cases, e.g., when the solution set has dimension less than four. But in dimension four it is unknown.

Poincaré Conjecture

In 1904 the French mathematician Henri Poincaré asked if the three dimensional sphere is characterized as the unique simply connected three manifold. This question, the Poincaré conjecture, was a special case of Thurston's geometrization conjecture. Perelman's proof tells us that every three manifold is built from a set of standard pieces, each with one of eight well-understood geometries.

Birch and Swinnerton-Dyer Conjecture

Supported by much experimental evidence, this conjecture relates the number of points on an elliptic curve mod p to the rank of the group of rational points. Elliptic curves, defined by cubic equations in two variables, are fundamental mathematical objects that arise in many areas: Wiles' proof of the Fermat Conjecture, factorization of numbers into primes, and cryptography, to name three.

O nome NP

- O nome *NP* deriva de Non-deterministic Polynomial Time
- São problemas que podem ser resolvidos em tempo polinomial em uma máquina de Turing não determinística.
- Informalmente, considere uma máquina que conseguisse testar todas as soluções simultaneamente.

33 / 38

Casos Especiais

- Muitas vezes um problema geral pode ser *NP*-completo mas alguns casos especiais podem ser mais fáceis de resolver
 - 1 Encontrar um conjunto independente máximo é *NP*-completo. Mas no grafo caminho é fácil.
 - 2 O problema da Mochila binária é *NP*-completo, mas o da mochila fracionária é fácil.
 - 3 Na mochila binária, se a capacidade for polinomial no número de itens o problema também é fácil
 - 4 Satisfabilidade de fórmulas booleanas é *NP*-completo, mas o 2-CNF-SAT é fácil
 - 5 Vertex cover é *NP*-completo, mas se toda aresta tiver uma ponta em um conjunto pequeno o problema fica fácil.

35 / 38

Problemas Intratáveis

- O que podemos fazer se um problema é *NP*-completo? (sem ser desistir)
- Na verdade muita coisa pode ser feita, e é disso que trataremos nessa disciplina.
- Veremos algumas estratégias:

34 / 38

Heurísticas

- Podemos abrir mão de encontrar a solução ótima, e tentar encontrar uma solução boa o bastante.
- Normalmente heurísticas são rápidas.
- Geralmente não possuem garantias do quão próximas estão da solução ótima

36 / 38

Algoritmos Aproximados

- Podemos abrir mão de encontrar a solução ótima, e tentar encontrar uma solução boa o bastante.
- Executam em tempo polinomial.
- Possuem garantias do quão próximas estão da solução ótima.
- Por exemplo: A solução de um algoritmo aproximado vai estar no máximo a um fator α da solução ótima.

37 / 38

Algoritmos Exatos

- Busca a solução ótima.
- Desiste do tempo polinomial.
- A ideia é reduzir ao máximo a complexidade, e aumentar ao máximo o tamanho das instâncias que conseguimos resolver.
 - ▶ Branch-and-Bound
 - ▶ Programação Linear Inteira
 - ▶ Programação por restrições

38 / 38