

NP-Compleitude

Análise de Algoritmos – Ciência da Computação



Prof. Daniel Saad Nogueira
Nunes

IFB – Instituto Federal de Brasília,
Campus Taguatinga



Sumário

1 Introdução

2 \mathcal{P} vs \mathcal{NP}



Sumário

1 Introdução



Introdução

- Até agora vimos diversos problemas que podem ser resolvidos em tempo polinomial.
- Todos os problemas podem ser resolvidos em tempo polinomial?



Introdução

- Existem problemas que podem ser resolvidos em tempo polinomial:
 - ▶ Ordenação.
 - ▶ Compressão LZ77.
 - ▶ Seleção de Eventos.
 - ▶ Subsequência comum mais longa.



Introdução

- Existem problemas em que, independente do tempo, é impossível resolvê-los com os modelos computacionais relevantes (tese de Church-Turing):
 - ▶ Problema da parada.
 - ▶ Problema da Correspondência de Post.



Introdução

- Existem problemas em que não são conhecidas soluções eficientes para eles:
 - ▶ Ciclo Hamiltoniano.
 - ▶ Caixeiro Viajante.
 - ▶ Cobertura de Vértices.
 - ▶ SAT.



Complexidade Computacional

- O campo de Complexidade Computacional estuda a dificuldade dos problemas.
- Procura classificar os problemas em classes de complexidade.
- Por que precisamos estudar Complexidade Computacional?



Complexidade Computacional

- O estudo da Complexidade Computacional permite:
 - ▶ Verificar a dificuldade de um problema.
 - ▶ Estabelecer a dificuldade de um problema baseado em outro.
 - ▶ Procurar por soluções aproximadas ou heurísticas, caso o problema seja identificado como “difícil”.



Problemas Tratáveis

- O que é um problema difícil?
- O é uma solução eficiente?
- Qual o conceito formal de eficiência?
- Quando um problema é considerável tratável?



Problemas Tratáveis

- Na literatura, problemas tratáveis admitem uma solução em $O(n^k)$ para algum $k > 0$.
- Soluções polinomiais são ditas “eficientes”, mesmo que o polinômio tenha grau alto.
- Por exemplo: $O(n^{10})$.
- Isto não corresponde totalmente à prática, mas necessitamos deste parâmetro de eficiência para desenvolver a teoria.



Problemas Tratáveis

- De maneira geral, problemas que admitem solução polinomial são ditos tratáveis.
- Problemas que não admitem solução em tempo polinomial são denominados de intratáveis pela literatura.



A Classe \mathcal{P}

- A classe de complexidade \mathcal{P} corresponde aos problemas de decisão que podem ser resolvidos em tempo $O(n^k)$ por algum algoritmo.



Exemplos de Problemas Tratáveis

- SORT: Ordenação.
 - ▶ Entrada: $V = (v_0, v_1, \dots, v_{n-1})$.
 - ▶ Saída: $V' = (v'_0, v'_1, \dots, v'_{n-1})$, uma permutação de V , tal que $v'_i < v'_{i+1}$ para $0 \leq i < n - 1$.
- Pode ser resolvido em tempo $O(n \lg n)$.



Exemplos de Problemas Tratáveis

- TOP-K: Seleção dos k maiores.
 - ▶ Entrada: $V = (v_0, v_1, \dots, v_{n-1})$ e um inteiro k .
 - ▶ Saída: $V' = (v'_0, v'_1, \dots, v'_{k-1})$, os k maiores elementos de V .
- Pode ser resolvido em tempo $O(n \lg k)$.



Exemplos de Problemas Tratáveis

- HUFF: Codificação Huffman.
 - ▶ Entrada: T sobre um alfabeto Σ .
 - ▶ Saída: T' codificado de acordo com o código de Huffman.
- Pode ser resolvido em tempo $O(n \lg |\Sigma|)$.



Exemplos de Problemas Tratáveis

- LCS: Subsequência Comum mais Longa.
 - ▶ Entrada: *strings* $X[0, n-1]$ e $Y[0, m-1]$.
 - ▶ Saída: Z , uma subsequência comum de X e Y de tamanho maximal.
- Pode ser resolvido em tempo $O(n \cdot m) \subseteq O(\max\{n, m\}^2)$.



Exemplos de Problemas Tratáveis

- EVENT: Seleção de eventos.
 - ▶ Entrada: tempo de eventos $E = ([l_0, r_0], [l_1, r_1], \dots, [l_{n-1}, r_{n-1}])$.
 - ▶ Saída: tamanho do conjunto maximal de eventos compatíveis.
- Pode ser resolvido em tempo $O(n \lg n)$.



Problemas de Decisão

Definição (Problemas de Decisão)

Problemas de decisão são aqueles que para qualquer instância I do problema a saída será **Verdadeiro** ou **Falso**.

- Podemos converter os problemas visto anteriormente em sua versão de decisão.
- A nossa teoria será baseada em problemas de decisão, que não são mais difíceis que os problemas de otimização ou busca.



A Classe \mathcal{P}

- A classe de complexidade \mathcal{P} corresponde aos problemas de **decisão** que podem ser resolvidos em tempo $O(n^k)$ por algum algoritmo.



A Classe \mathcal{P}

- Vários Problemas interessantes encontram-se em \mathcal{P} .
- Podem ser resolvidos em tempo eficiente.
- Nem todos os problemas possuem esta propriedade. . .
- Estudaremos agora problemas decidíveis, que possuem solução, mas não conhecemos uma solução **eficiente** para eles.



A Classe \mathcal{NP}

- A classe \mathcal{NP} engloba problemas **decisão** em que conseguem ser verificados em tempo polinomial.
- Um problema pode ser verificado se, dado um “Certificado” da solução, é possível verificar se ele está correto em um tempo polinomial.



Exemplo de Problema em \mathcal{NP}

SUBSET-SUM

- **Entrada:** Um conjunto de inteiros positivos $S = s_0, s_1, \dots, s_{n-1}$ e um inteiro k .
- **Saída:**

Verdadeiro, se existe $S' \subseteq S$ com $\sum_{x \in S'} x = k$

Falso, caso contrário



Exemplo de Problema em \mathcal{NP}

$$S = \{1, 3, 8, 13, 22, 37, 62, 47, 83, 20, 33, 100, 65\}$$

$$k = 215$$

- A saída para esta entrada é **Verdadeiro** ou **Falso**?



Exemplo de Problema em \mathcal{NP}

$$S = \{1, 3, 8, 13, 22, 37, 62, 47, 83, 20, 33, 100, 65\}$$

$$k = 215$$

- A saída para esta entrada é **Verdadeiro** ou **Falso**?
- **Verdadeiro**: $S' = \{8, 62, 47, 33, 65\}$



SUBSET-SUM

Algorithm 1: SUBSET-SUM-SOLVER(S, k)

Input: S, k

Output: **True** se e somente se existe $S' \subseteq S, \sum_{x \in S'} x = k$

1 **return** SUBSET-SUM-SOLVER($S, k, 0, 0$)



SUBSET-SUM

Algorithm 2: SUBSET-SUM-SOLVER($S, k, i, psum$)

Input: $S, k, i, psum$

Output: **True** se e somente se existe $S' \subseteq S, \sum_{x \in S'} x = k$

```
1 if(  $psum = k$  )  
2   | return True  
3 else if(  $(psum > k) \vee (i == |S|)$  )  
4   | return False  
5  $b \leftarrow$  SUBSET-SUM-SOLVER( $S, k, i + 1, psum + S[i]$ )  
6  $b \leftarrow b \vee$  SUBSET-SUM-SOLVER( $S, k, i + 1, psum$ )  
7 return  $b$ 
```



SUBSET-SUM

- Claramente o algoritmo anterior leva tempo $\Omega(2^n)$.
- Não conhecemos um algoritmo que leve tempo $O(n^k)$, para algum $k > 0$.
- No entanto conseguimos verificar o certificado em tempo polinomial:
 - ▶ Basta fazer a soma de $\{8, 62, 47, 33, 65\}$, no exemplo anterior.
- SUBSET-SUM $\in \mathcal{NP}$.

 \mathcal{NP}

Definição (Classe \mathcal{NP})

Um problema está em \mathcal{NP} se existe um algoritmo verificador V para o problema que, dado uma instância I cuja saída é **Verdadeiro** e um certificado W , $V(I, W)$ diz **Verdadeiro** e roda em tempo polinomial.



Sumário

2 \mathcal{P} vs \mathcal{NP}



\mathcal{P} vs \mathcal{NP}

Teorema ($\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$)

Todo problema que está em \mathcal{P} também está em \mathcal{NP} .

Demonstração.

Todos os problemas em \mathcal{P} podem ser resolvidos em tempo polinomial, logo o verificador pode simplesmente ignorar o certificado e resolver o problema para obter a resposta. \square



\mathcal{P} vs \mathcal{NP}

- Mostramos que $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$.
- Será que todo problema que pode ser verificado em tempo polinomial também pode ser resolvido em tempo polinomial, isto é, $\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{P}$? Se este for o caso $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$, caso contrário, $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$.
- A resposta para esta pergunta vale 1 milhão de dólares: <http://www.claymath.org/millennium-problems/p-vs-np-problem>



\mathcal{P} vs \mathcal{NP}

- A chave para a resposta da questão \mathcal{P} vs \mathcal{NP} está nos problemas \mathcal{NP} -completos, pertencentes à \mathcal{NPC} , considerados os mais difíceis de \mathcal{NP} .
- Para compreender a classe \mathcal{NPC} , precisamos compreender o conceito de Redução de problemas, o qual veremos na próxima aula.



\mathcal{P} vs \mathcal{NP}

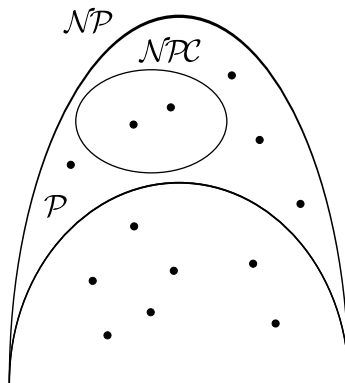


Figura: Conjecturando $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$



\mathcal{P} vs \mathcal{NP}

$$\mathcal{P} = \mathcal{NP} = \mathcal{NPC}$$

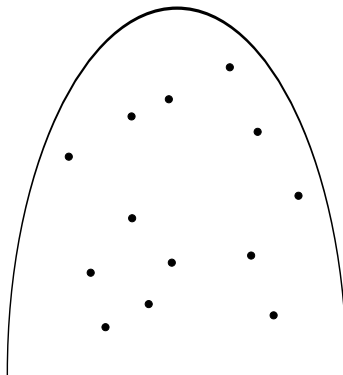


Figura: Conjecturando $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$