

V. Problemas NP-Completo

Objectivos:

- Estudo de conceitos que permitam distinguir entre problemas *tratáveis* e intratáveis ou *difíceis* (“hard”)
- Apresentação de exemplos de problemas difíceis
- Redução polinomial de problemas e problemas NP-completos
- Algoritmos aproximados

Problemas Tratáveis . . .

Até aqui: todos os algoritmos executavam em tempo $O(n^3)$.

Tempo (μs)		$33n$	$46n \lg n$	$13n^2$	$3.4n^3$	
Tempo assimp.		n	$n \lg n$	n^2	n^3	2^n
Tempo de execução por tamanho do input	n=10	.00033s	.0015s	.0013s	.0034s	.001s
	n=100	.003s	.03s	.13s	3.4s	$4 \cdot 10^{14}s$
	n=1000	.033s	.45s	13s	.94h	séculos
	n=10000	.33s	6.1s	22m	39 dias	...
	n=100000	3.3s	1.3m	1.5 dias	108 anos	...
Tamanho máx. do input para	1s	$3 \cdot 10^4$	2000	280	67	20
	1m	$18 \cdot 10^5$	82000	2200	260	26

Concentramo-nos agora no estudo de problemas para os quais o **melhor algoritmo conhecido tem complexidade exponencial**, e cuja resolução demoraria pelo menos alguns anos ou séculos para inputs razoavelmente grandes.

■ Problemas de Optimização vs. Problemas de Decisão ■

A resolução de um problema de **optimização** consiste na selecção da melhor solução para outro problema.

- **Árvore Geradora Mínima – Opt**: escolher a melhor solução (i.e. de menor peso) para o problema da determinação de uma árvore geradora (qualquer).

A cada problema de optimização está normalmente associado um problema de **decisão**, i.e., um problema cuja solução é uma resposta sim/não:

- **Árvore Geradora Mínima – Dec**: dado um valor k , existirá alguma árvore geradora para G com peso $\leq k$?

■ Alguns Problemas Difíceis Famosos ■

Coloração de um Grafo $G = (V, E)$: é uma função $C : V \rightarrow S$, com S um conjunto finito de cores, verificando a restrição

$$(v, w) \in E \implies C(v) \neq C(w)$$

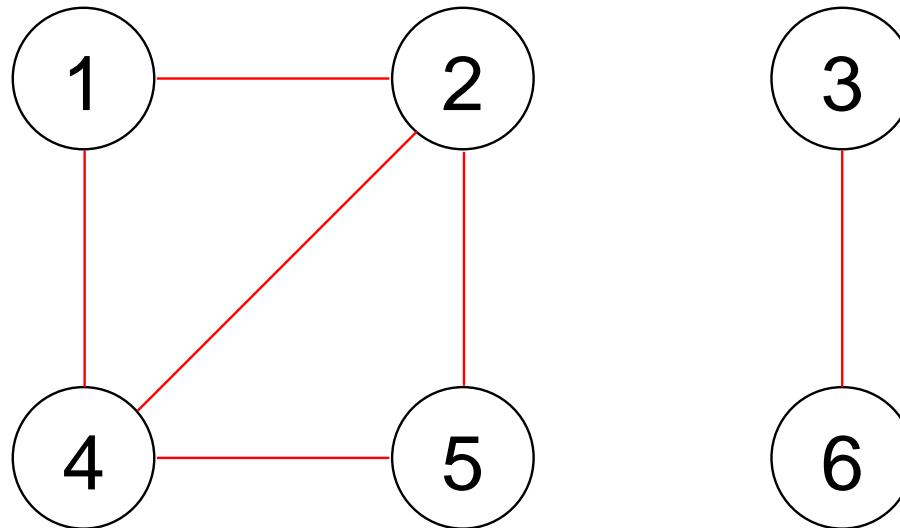
(vértices adjacentes são coloridos com cores diferentes)

- **Problema Opt**: Dado G , determinar uma coloração C tal que $|C(V)|$ – o número de cores usadas – é mínimo.
- **Problema Dec**: Dado G e k inteiro, haverá alguma coloração de G usando no máximo k cores?

Coloração de Grafos

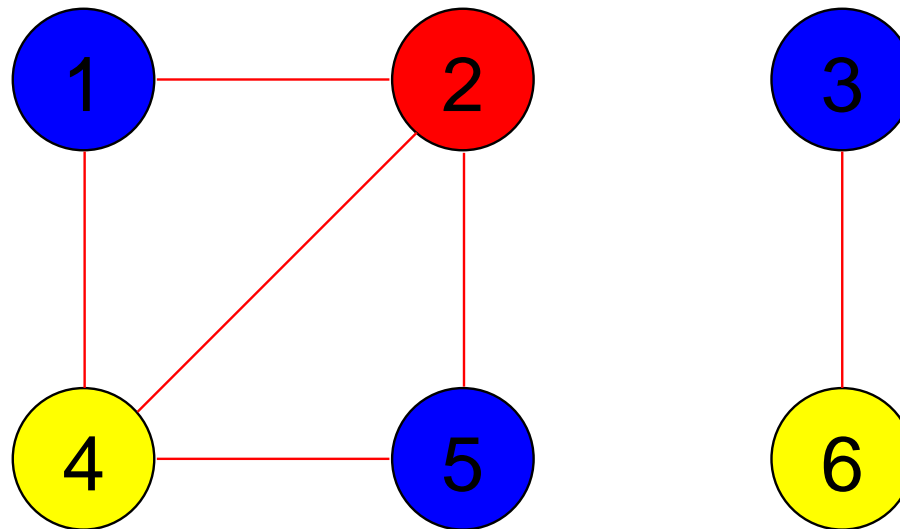
Aplicação: problemas de *escalonamento* – por exemplo o problema de determinação de horários dos exames de um conjunto de disciplinas (V) sujeito a incompatibilidades (pares de disciplinas cujos exames não podem acontecer em simultâneo - E). Qual o número de slots de tempo necessários?

Exemplo:



Coloração de Grafos

Solução Óptima: 3 cores.



Desafios:

- determinar soluções para instâncias deste problema sobre grafos maiores . . .
- escrever um algoritmo para resolver o problema.

■ Alguns Problemas Difíceis Famosos ■

“**Bin Packing**”: Dados n objectos de dimensões s_1, \dots, s_n , com $0 < s_i \leq 1$,

- **Problema Opt**: Quantas gavetas de dimensão 1 serão necessárias para os arrumar? (E qual a disposição dos objectos correspondente?)
- **Problema Dec**: Dado um inteiro k , será possível arrumar os n objectos em k gavetas?

Aplicações:

- Sistemas Operativos: dispor programas em páginas de memória; dispor dados em palavras de tamanho fixo;
- Investigação Operacional – problemas de corte de componentes (e.g. tecido) em peças de dimensão normalizada.

■ Alguns Problemas Difíceis Famosos ■

“**Knapsack**”: Dada uma mochila de capacidade C e n objectos de dimensões s_1, \dots, s_n e valores p_1, \dots, p_n ,

- **Problema Opt**: Determinar o valor máximo dos objectos que se consegue colocar na mochila (e a lista desses objectos).
- **Problema Dec**: Dado um inteiro k , existirá um conjunto de objectos que caiba na mochila e corresponda a um valor $\geq k$?

Aplicações: Planeamento económico; investimentos (tamanhos correspondem a capital investido, valor corresponde a lucro esperado).

■ Alguns Problemas Difíceis Famosos ■

Caminhos e Circuitos de Hamilton: Num grafo G , um *caminho de Hamilton* é um caminho que passa por cada vértice exactamente uma vez. Um *circuito de Hamilton* é qualquer ciclo que seja um caminho de Hamilton.

- **Problema Dec:** Decidir se G contém ou não um caminho de Hamilton (ou um circuito).

■ Alguns Problemas Difíceis Famosos ■

Caixeiro Viajante (“Traveling Salesman”): Dado um grafo pesado G ,

- **Problema Opt**: Determinar o circuito de Hamilton de peso mínimo.
- **Problema Dec**: Para um inteiro k , haverá algum circuito de Hamilton em G , com peso $\leq k$?

Aplicações: O caixeiro viajante pretende minimizar a distância total percorrida para passar por todas as cidades que deve visitar. Mas também: circuito ótimo para recolha de lixo ou entrega de correio numa cidade . . .

Possuirá este problema sub-estrutura ótima?

A Classe de Problemas P

- Um algoritmo é *limitado polinomialmente* se tem comportamento no pior caso em $O(P(n))$, com $P(n)$ um polinómio em n (a dimensão do input).
- Um problema diz-se limitado polinomialmente se existe um algoritmo limitado polinomialmente que o resolve.
- A **Classe P** é constituída pelos problemas de decisão limitados polinomialmente.
- A classe P *inclui* todos os problemas *razoáveis* mas também problemas de difícil resolução (há polinómios de crescimento muito rápido!)
- No entanto, é certo que um problema que *não pertença a P* será de resolução praticamente impossível.
- A classe P é *fechada por operações* diversas (e.g. $+, *$)

Algoritmos Não-determinísticos

Tipicamente um problema de decisão corresponde à obtenção de uma resposta para um problema de *existência* de um objecto, e uma solução para o problema corresponde a um tal objecto que justifica uma resposta verdadeira:

- Uma coloração de um grafo com k cores no máximo;
- Um circuito de Hamilton com peso $\leq k$. . .

Uma *solução proposta* para um problema de decisão é um objecto do tipo procurado, mas sobre o qual não se sabe se é uma solução:

- Uma coloração *qualquer* do grafo que satisfaça a condição de adjacência . . .
- uma distribuição qualquer de objectos de dimensão ≤ 1 por gavetas de dimensão 1 . . .

Algoritmos Não-determinísticos

Para cada problema faz sentido que exista um processo (algoritmo) que, dada uma solução proposta, *verifica* se ela é ou não solução do problema.

Uma solução proposta será descrita por uma string de algum conjunto finito arbitrário de caracteres. A verificação da solução implica

1. Verificar que a string obedece ao formato utilizado para descrever as soluções, ou seja, que é *sintacticamente correcta*.
2. Verificar que a solução proposta descrita pela string verifica o critério do problema, ou seja é de facto uma solução.

Informalmente, a **Classe NP** é constituída pelos problemas de decisão em que a verificação de soluções pode ser feita em tempo polinomial.

Algoritmos Não-determinísticos

Trata-se de algoritmos de aplicação teórica, utilizados para a *classificação de problemas*. Um algoritmo não-determinístico tem duas fases:

1. **Fase não-determinística:** é escrita algures (em memória) uma string arbitrária s . Em cada execução do algoritmo esta string pode ser diferente.
2. **Fase determinística:** o algoritmo lê agora s e processa-a, após o que pode suceder uma de três situações:
 - (a) algoritmo pára com resposta **sim**
 - (b) algoritmo pára com resposta **não**
 - (c) algoritmo **não pára**

A primeira fase pode ser vista como uma “tentativa de adivinhar” uma solução. A segunda fase verifica se este “palpite” obtido na primeira fase corresponde ou não a uma solução para o problema.

Exemplo de algoritmo ND

Coloração de Grafos: existirá uma coloração de $G = (V, E)$ com k ou menos cores?

- Geração de uma solução proposta com o seguinte formato: string contendo caracteres correspondendo a cores (R = vermelho, G = verde, . . .), encontrando-se na posição i da string a cor atribuída ao vértice de índice i no grafo.
- Verificação de uma solução:
 1. verificar que a string tem comprimento $|V|$ e todos os caracteres correspondem a cores (verif. sintáctica);
 2. percorrer as listas (ou matriz) de adjacências do grafo e verificar que todos os pares de vértices adjacentes têm cores diferentes;
 3. verificar se a string contém no máximo k cores diferentes.

Exercício: Coloração de Grafos

Seja $G = (\{1, 2, 3, 4, 5\}, \{(1, 2), (1, 4), (2, 4), (2, 3), (3, 5), (2, 5), (3, 4), (4, 5)\})$.
Poderá G ser colorido com 4 cores?

Considere-se um algoritmo não-determinístico que gera sucessivamente as seguintes soluções propostas. Quais são de facto soluções (i.e., qual o output do algoritmo em cada caso?)

RGRBG

RGRB

RBYGO

RGRBY

R%*,G@

Poderá a verificação ser feita em tempo polinomial?

Algoritmos Não-determinísticos

- Estes algoritmos (ND) distinguem-se dos tradicionais pelo facto de a execuções diferentes poderem corresponder outputs (sim/não) diferentes.
- A **resposta** de um algoritmo A não-determinístico a um input x define-se como sendo “sim” sse *existe uma execução de A sobre x que produz output “sim”*.

A resposta “sim” de A a x corresponde então à existência de uma solução para o problema de decisão com input x .

Por outras palavras, a resposta de um algoritmo ND é igual à resposta de um algoritmo determinístico para o mesmo problema.

- O número de passos de execução de um algoritmo ND corresponde à soma dos passos das duas fases.

A Classe de Problemas NP

Um algoritmo ND A diz-se *limitado polinomialmente* se existe um polinómio $P(x)$ tal que para cada input (de dimensão n) para o qual a resposta de A seja “sim”, existe uma execução de A que produz output “sim” em tempo $O(P(x))$.

⇒ Se existe uma solução, ela pode ser escrita e verificada em tempo polinomial.

A **Classe NP** é constituída por todos os problemas de decisão para os quais existe um algoritmo não-determinístico limitado polinomialmente.

[NP = *Nondeterministic Polynomial-bounded*]

⇒ Isto não significa que existe um algoritmo *determinístico* limitado polinomialmente para esses problemas!

Teorema. *Os problemas de Coloração de Grafos, Bin Packing, Knapsack, Caminhos e Ciclos de Hamilton, e Caixeiro Viajante são todos NP.*

P e NP

Teorema. $P \subseteq NP$

Prova. Qualquer algoritmo determinístico para um problema de decisão pode ser visto como um caso particular de um algoritmo ND. Seja A um algoritmo determinístico para um problema $p_0 \in P$. Então podemos construir um algoritmo ND A' a partir de A :

1. a fase não-determinística escreve $s = ""$ em zero passos;
2. a fase determinística é constituída por A (ignorando a string s escrita pela primeira fase).

Sendo assim, fica provado que $p_0 \in NP$, uma vez que

- A' dá a resposta sim ou não correcta;
- A executa em tempo polinomial, logo A' executa também em tempo polinomial.

A Grande Questão

Será que $NP \subseteq P$, ou seja $P = NP$?

Será que o não-determinismo é **mais poderoso** do que o determinismo?

Por outras palavras: será que alguns problemas que não podem ser resolvidos em tempo polinomial por um algoritmo vulgar podem ser resolvidos em tempo polinomial por algoritmos contendo um “gerador de palpites” não-determinístico?

Conjectura-se que NP seja muito maior do que P , no entanto não existe *nenhum problema* $p_0 \in NP$ para o qual tenha sido provado $p_0 \notin P$!

Por exemplo, para todos os problemas NP apresentados anteriormente, não são conhecidos algoritmos determinísticos limitados polinomialmente, no entanto para nenhum deles foi provado um limite $\Omega(f(n))$ com $f(n)$ assintoticamente superior a qualquer polinómio.

\Rightarrow A questão $[P = ? NP]$ permanece pois aberta (e muito valiosa!)

P e NP

É importante perceber que o número de soluções propostas possíveis é exponencial também para muitos problemas que são tratáveis!

⇒ Os métodos para o desenho de algoritmos estudados neste curso procuram uma **estratégia algorítmica “inteligente”** (divisão e conquista, “greedy”, progr.dinâmica. . .) que utilize propriedades específicas do problema que permitam evitar a análise de *todas as combinações possíveis*, resultando assim num algoritmo limitado polinomialmente

- um algoritmo de ordenação não produz todas as permutações possíveis (número exponencial) de uma sequência para depois escolher a correctamente ordenada
- um algoritmo de caminhos mais curtos não examina todos os caminhos entre A e B (número possivelmente exponencial) para escolher o de menor peso

Para nenhum dos problemas expostos neste capítulo é conhecida uma tal estratégia.

P e NP

Resta-nos a estratégia “**força bruta**”: para qualquer problema NP, a resposta (*sim / não*) correcta para o problema pode ser obtida *deterministicamente*:

1. Seja A um algoritmo ND para o problema, e $p(n)$ o polinómio que o limita;
2. Cada string gerada pela primeira fase de A tem comprimento máximo $p(n)$;
3. Se o conjunto de caracteres utilizado contiver c caracteres, existirão $c^{p(n)}$ strings possíveis – um número *exponencial* em n .
4. Para resolver o problema, basta gerar sucessivamente todas as strings (mecanicamente, não aleatoriamente) e executar para cada uma a segunda fase de A , parando se se obtiver output “sim”.

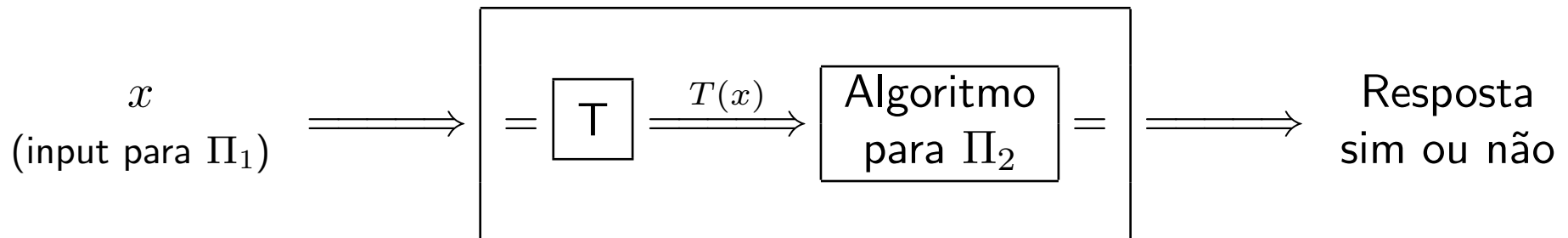
Assim, a estratégia “força bruta” resolve os problemas NP em tempo exponencial

Redução de Problemas

Considere-se dois problemas Π_1 e Π_2 . Dispomos por hipótese de um algoritmo para resolver Π_2 , e de uma *função de transformação de inputs* $T()$, que transforma um input x para Π_1 num input $T(x)$ para Π_2 , obedecendo à seguinte restrição:

\Rightarrow A solução de Π_1 com input x é igual à solução de Π_2 com input $T(x)$.

Por composição obtém-se facilmente um algoritmo para Π_1 :



Nestas circunstâncias diz-se que **reduzimos** Π_1 a Π_2 .

Exemplo de Redução de Problemas

Π_1 : Dadas n variáveis booleanas, será que pelo menos uma delas tem valor *verdadeiro*?

Π_2 : Dados n inteiros, será positivo o maior deles?

$T()$: Seja $T(x_1, \dots, x_n) = y_1, \dots, y_n$ com $y_i = 1$ se x_i for verdadeiro, e $y_i = 0$ se x_i for falso.

qualquer algoritmo para Π_2 resolve Π_1 quando aplicado a $T(x_1, \dots, x_n)$.

Reduções Polinomiais

Uma função $T()$ do conjunto de inputs de um problema de decisão Π_1 para o conjunto de inputs de um problema de decisão Π_2 diz-se uma **redução polinomial** de Π_1 em Π_2 se

1. $T()$ pode ser calculada em tempo polinomial; e
2. Para cada input x para Π_1 , a solução de Π_2 sobre o input $T(x)$ é igual à solução de Π_1 sobre x .

Π_1 diz-se **polinomialmente redutível** a Π_2 se existe uma redução polinomial de Π_1 em Π_2 , e escreve-se $\Pi_1 \propto \Pi_2$.

Reduções Polinomiais

A ideia que se pretende exprimir é que Π_2 é *pelo menos tão difícil de resolver como* Π_1 .

Teorema. Se $\Pi_1 \propto \Pi_2$ e Π_2 está em P , então Π_1 está em P .

Prova. Sejam $p()$ o polinómio que limita o comportamento da função de redução $T()$, e $q()$ o que limita o comportamento de um algoritmo para Π_2 .

Se x for um input para Π_1 de tamanho n , então $T(x)$ tem tamanho $p(n)$ no máximo. Então o algoritmo para Π_2 executará no máximo $q(p(n))$ passos.

O tempo total dispendido é pois limitado polinomialmente por $p(n) + q(p(n))$.

■ Problemas NP-completos ■

Um problema Π diz-se **NP-completo** se está em NP, e para qualquer outro problema Π_1 em NP se tem $\Pi_1 \propto \Pi$.

Teorema. *Seja Π um problema NP-completo. Se Π está em P então $P=NP$.*

Prova. *Para qualquer outro problema Π_1 em NP tem-se $\Pi_1 \propto \Pi$, logo, pelo teorema anterior, Π_1 está em P . Então $NP \subseteq P$.*

Conclusões a reter:

1. Para provar $P=NP$ (o que é altamente improvável) bastaria provar que *um qualquer* problema NP-completo pode ser resolvido por um algoritmo limitado polinomialmente.
2. Como é improvável que seja $P=NP$, é também improvável que tal algoritmo exista!

Problemas NP-completos

Para provar que um problema Π é NP-completo, de acordo com a definição, há que mostrar que *todos os problemas em NP* são polinomialmente redutíveis a Π .

Por exemplo, para mostrar que o problema de coloração de grafos com 4 cores é NP-completo, teríamos que mostrar que para qualquer outro problema Π_1 em NP, existe uma função $T()$ tal que:

- $T()$ transforma em tempo polinomial um input x de Π_1 num grafo G ;
- Este grafo descreve (num sentido informal) a computação de um algoritmo ND para Π_1 , actuando sobre o input x ;
- G poderá ser colorido com 4 cores sse a computação acima resultar em *sim*.

Problemas NP-completos

No entanto, depois de provado que um qualquer problema é NP-completo (o teorema de Cook mostra isto para o problema SAT proposicional), surge outro método:

Teorema. *Para provar que um problema Π em NP é NP-completo basta mostrar, para outro problema NP-completo $\hat{\Pi}$ conhecido, que $\hat{\Pi} \propto \Pi$.*

Prova. *Como $\hat{\Pi}$ é NP-completo, todos os problemas de NP $\propto \hat{\Pi}$. Se provarmos $\hat{\Pi} \propto \Pi$, teremos por transitividade de \propto que todos os problemas de NP $\propto \Pi$, logo Π é NP-completo.*

Teorema. *Todos os problemas apresentados neste capítulo são NP-completos.*

Exemplo

Suponha-se conhecido que o problema dos Circuitos de Hamilton para grafos orientados (HO) é NP-completo.

Desejamos agora provar que o mesmo problema, mas para grafos não-orientados (HNO), é também NP-completo. Basta provar que $HO \propto HNO$.

Seja $G = (V, E)$ orientado, e $G' = (V', E')$ com

- $V' = \{v^i \mid v \in V, i = 1, 2, 3\}$
- $E' = \{(v^1, v^2), (v^2, v^3) \mid v \in V\} \cup \{v^3, w^1) \mid (v, w) \in E\}$.

A função T mapeia $G \mapsto G'$. Constrói um grafo com $3|V|$ vértices e $2|V| + |E|$ arcos, pelo que executa em tempo polinomial.

É fácil provar que G tem um circuito de Hamilton (orientado) sse G' tem um circuito de Hamilton (não-orientado). Logo $T()$ é uma redução polinomial de HO em HNO.

Restrições sobre os Problemas

A introdução de restrições pode simplificar muito (ou não!) um problema.

Por exemplo: se restringirmos os problemas sobre grafos a grafos de grau máximo ≤ 2 (nenhum vértice tem mais de dois arcos), os problemas dos circuitos de Hamilton e da coloração são resolúveis em tempo polinomial. Para o grau máximo 3 o primeiro torna-se NP-completo; para o grau máximo 4 o segundo torna-se também NP-completo.

O problema de decisão de coloração só é NP-completo para $k \geq 3$ cores; para $k \leq 2$ cores, a resolução é fácil.

Semelhanças Aparentes

Alguns problemas aparentemente parecidos podem ter complexidades muito diferentes:

- O problema do caminho mais curto entre dois vértices está em P; no entanto o do **caminho mais longo** é NP-completo.
- **Circuito de Euler**: ciclo que atravessa cada *arco* de um grafo orientado e ligado exactamente uma vez. Pode ser determinado (ou provada a sua não-existência) em tempo linear em $|E|$. Mas a determinação de circuitos de Hamilton é NP-completa.

■ Problemas de Decisão vs. Problemas de Optimização ■

Todo o estudo dos problemas NP e NP-completos foi efectuado para *problemas de decisão*, para os quais a formalização é mais fácil.

Claramente o problema de optimização é de resolução mais difícil do que o correspondente problema de decisão – basta observar que a partir da solução do primeiro se obtém facilmente a solução do segundo.

Por exemplo, conhecendo-se o número mínimo de cores com que se pode colorir um grafo G , é trivial responder à questão “poderá G ser colorido com k cores?” para qualquer k .

Se $P=NP$, ou seja se existissem algoritmos polinomiais para os problemas NP de decisão, poder-se-ia em muitos casos obter algoritmos polinomiais para os correspondentes problemas de optimização.

⇒ Como?

■ Resolução de Problemas NP-completos ■

Estratégias possíveis:

- Escolher o mais eficiente dos algoritmos exponenciais . . .
- Concentrar a escolha na análise de *caso médio* em vez de *pior caso*.
- Em particular, um estudo dos padrões de inputs que ocorrem com mais frequência pode levar à escolha de um algoritmo que se comporte melhor para esses inputs.
- Escolha pode depender mais de *resultados empíricos* do que de uma análise rigorosa.
- Estratégia alternativa: Algoritmos de Aproximação.

■ Algoritmos de Aproximação ou Heurísticos ■

Princípio: utilizar algoritmos rápidos (da classe P) que não produzem garantidamente uma solução ótima, mas sim *próxima* da solução ótima.

Muitas heurísticas utilizadas são simples e eficientes, resultando apesar disso em soluções muito próximas da optimalidade.

A definição de “proximidade à solução ótima” depende do problema.

Uma solução aproximada para, por exemplo, o problema do caixeiro viajante, não é uma solução que passa por “quase todos” os vértices do grafo, mas sim uma solução que passa por todos, e cujo peso é próximo do mínimo possível.

Por outras palavras, as soluções ótimas devem sempre ser *soluções propostas* por alguma execução de um algoritmo não-determinístico para o problema.

■ Exemplo de um Algoritmo Heurístico para “Bin Packing” ■

Distribuir n objectos de dimensões s_1, \dots, s_n , com $0 < s_i \leq 1$ pelo número mínimo de gavetas de dimensão 1.

- Estratégia óptima: considerar todas as distribuições possíveis (número máximo de gavetas = n). O número de soluções é naturalmente exponencial em n .
- Estratégia **First Fit**: colocar cada objecto na primeira gaveta em que ele couber.
- Estratégia **First Fit Decreasing**: ordenar os objectos por dimensão decrescente antes de aplicar a estratégia “first fit”.

Exercício: aplicar as estratégias ao conjunto de objectos de dimensões: 0.2, 0.3, 0.4, 0.5, 0.2, 0.2, 0.8, 0.4

⇒ Serão óptimas as soluções obtidas?

“First Fit”: Algoritmo Detalhado

```
int FF (float S[], int n, int bin[])
{
    float used[n];
    int i;          /* objectos */
    int j;          /* gavetas */
    int m = 0;      /* numero necessário de gavetas */
    for (j=1 ; j<=n ; j++) used[j] = 0;
    for (i=1 ; i<=n ; i++) {
        j = 1;
        while (used[j]+S[i] > 1) j++;
        bin[i] = j;
        if (j>m) m=j;
        used[j] = used[j]+S[i];
    }
    return m;
}
```

Observações

- Tempo de execução de “First Fit”: $\Theta(n^2)$.
- Qual o tempo de execução de FFD?
- **Teorema** [limite superior]: o número de gavetas usadas por FFD nunca excede em mais de 22 % o número óptimo . . .
- No entanto o algoritmo comporta-se geralmente muito melhor do que indicado por este limite. Estudos empíricos sobre inputs grandes (com uma distribuição uniforme dos tamanhos) mostram que o número de gavetas extra é aproximadamente $0.3\sqrt{n}$.