

## Fontes principais

1. Cormen T. H.; Leiserson C. E.; Rivest R.; Stein C.. *Introduction to Algorithms*, 3<sup>a</sup> edição, MIT Press, 2009
2. Análise de algoritmo - IME/USP (prof. Paulo Feofiloff)  
[http://www.ime.usp.br/~pf/analise\\_de\\_algoritmos](http://www.ime.usp.br/~pf/analise_de_algoritmos)

## Divisão e conquista

## Divisão e conquista

1. **Dividir** o problema (instância) em uma ou mais subproblemas.
2. **Conquistar** cada subproblema recursivamente
3. **Combinar** soluções

## Busca binária

## Busca binária

Encontrar  $x$  em um vetor ordenado

1. **Dividir:** comparar  $x$  com o elemento do meio
2. **Conquistar:** recursão sobre um subvetor
3. **Combinar:** simples

## Busca binária

$$T(n) = 1T(n/2) + \Theta(1)$$

$$n^{\log_b a} = n^{\log_2 1} = 1$$

$f(n) = 1$  está "por cima" ou "por baixo" de  $n^{\log_b a} = 1$ ?

$$f(n) = 1 = \Theta(1) \text{ (Caso 2)}$$

$$\therefore T(n) = \Theta(1 \cdot \log n)$$

## Potência de um número

## Potência de um número

Dado um número  $x$ , um inteiro  $n \geq 0$ , computar  $x^n$

Algoritmo ingênuo:

$$\underbrace{x \cdot x \cdot x \cdots x}_n = x^n$$

Tempo:  $\Theta(n)$



## Potência de um número

$$x^n = \begin{cases} x^{\frac{n}{2}} \cdot x^{\frac{n}{2}} & , \text{ se } n \text{ é par} \\ x^{\frac{n-1}{2}} \cdot x^{\frac{n-1}{2}} \cdot x & , \text{ se } n \text{ é ímpar} \end{cases}$$

$$\begin{aligned} T(n) &= T(n/2) + \Theta(1) \\ &= \Theta(\log n) \end{aligned}$$

## Número de Fibonacci

## Número de Fibonacci

$$F_n = \begin{cases} 0 & , \text{ se } n = 0 \\ 1 & , \text{ se } n = 1 \\ F_{n-1} + F_{n-2} & , \text{ se } n \geq 2 \end{cases}$$

Algoritmo recursivo ingênuo

Tempo:  $\Omega(\Phi^n)$  onde  $\Phi = \frac{1+\sqrt{5}}{2}$

- ▷ algoritmo exponencial: ruim
- ▷ algoritmo polinomial: bom

Obs.:  $\Phi$  é a razão áurea

## Número de Fibonacci

Algoritmo bottom-up:

computar:  $F_0, F_1, F_2, \dots, F_n$

Tempo:  $\Theta(n)$

## Número de Fibonacci

Algoritmos recursivo ingênuo (versão 1)

$F_n = \frac{\Phi^n}{\sqrt{5}}$  arredondado para o inteiro mais próximo.

Tempo:  $\Theta(\lg n)$

Obs.: Este método não é confiável, por causa da aritmética de ponto flutuante que é propensa a erros de arredondamento.

## Número de Fibonacci

Teorema:

$$\begin{bmatrix} F_{n+1} & F_n \\ F_n & F_{n-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}^n$$

$\Rightarrow$  tempo:  $\Theta(\lg n)$

## Número de Fibonacci

Teorema:

$$\begin{bmatrix} F_{n+1} & F_n \\ F_n & F_{n-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}^n$$

Prova: Por indução sobre  $n$

**Passo base:**

$$\begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}^1 = \begin{bmatrix} F_2 & F_1 \\ F_1 & F_0 \end{bmatrix}$$

## Número de Fibonacci

**Passo indutivo:**

$$\begin{bmatrix} F_{n+1} & F_n \\ F_n & F_{n-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} F_n & F_{n-1} \\ F_{n-1} & F_{n-2} \end{bmatrix}^{n-1} \cdot \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}$$



## Número de Fibonacci

**Passo indutivo:**

$$\begin{bmatrix} F_{n+1} & F_n \\ F_n & F_{n-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} F_n & F_{n-1} \\ F_{n-1} & F_{n-2} \end{bmatrix}^{n-1} \cdot \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}$$

$$\begin{bmatrix} F_{n+1} & F_n \\ F_n & F_{n-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}^{n-1} \cdot \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}$$

## Número de Fibonacci

**Passo indutivo:**

$$\begin{bmatrix} F_{n+1} & F_n \\ F_n & F_{n-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} F_n & F_{n-1} \\ F_{n-1} & F_{n-2} \end{bmatrix}^{n-1} \cdot \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}$$

$$\begin{bmatrix} F_{n+1} & F_n \\ F_n & F_{n-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}^{n-1} \cdot \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}$$

$$\begin{bmatrix} F_{n+1} & F_n \\ F_n & F_{n-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}^n$$

□

## Contagem de inversões

## Contagem de inversões

**Problema:** Dada uma permutação  $p[1..n]$ , determinar o número de inversões em  $p$ .

Uma **inversão** é um par  $(i, j)$  de índices de  $p$  tal que  $i < j$  e  $p[i] > p[j]$ .

## Contagem de inversões (Exemplo)

Entrada:

	1	2	3	4	5	6	7	8	9
p	2	4	1	9	5	3	8	6	7

Saída:11

Inversões: (1, 3), (2, 3), (4, 5), (2, 6), (4, 6), (5, 6),  
(4, 7), (4, 8), (7, 8), (4, 9) e (7, 9).

## Contagem de inversões - solução ingênua

conta-inversões( $p, n$ )

```
1   $c = 0$ 
2  para  $i = 0$  até  $n - 1$  faça
3      para  $j = i + 1$  até  $n$  faça
4          se  $p[i] > p[j]$  então
5               $c = c + 1$ 
6  retorne  $c$ 
```

Tempo:  $O(n^2)$

## Contagem de inversões

**Solução melhor:** divisão e conquista

**Idéia:** vamos ordenar e contar ao mesmo tempo!

## Contagem de inversões - adaptação do merge-sort

Conta o número de inversões de  $A[p..r]$ , com  $p \leq r$ , e rearranja  $A[p..r]$  em ordem crescente.

$\text{conta-e-ordena}(A, p, r)$

```
1  se  $p \geq r$ 
2      então retorne 0
3      senão  $q = \lfloor (p + r) / 2 \rfloor$ 
4           $c1 = \text{conta-e-ordena}(A, p, q)$ 
5           $c2 = \text{conta-e-ordena}(A, q + 1, r)$ 
6           $c3 = \text{conta-e-intercala}(A, p, q, r)$ 
7  retorne  $c1 + c2 + c3$ 
```



conta-e-intercala( $A, p, q, r$ )

```
1  para  $i = p$  até  $q$  faça
2       $B[i] = A[i]$ 
3  para  $j = q + 1$  até  $r$  faça
4       $B[r + q + 1 - j] = A[j]$ 
5   $i = p$ 
6   $j = r$ 
7   $c = 0$ 
8  para  $k = p$  até  $r$  faça
9      se  $B[i] \leq B[j]$  então
10          $A[k] = B[i]$ 
11          $i = i + 1$ 
12      senão  $A[k] = B[j]$ 
13          $j = j - 1$ 
14          $c = c + (q - i + 1)$ 
15  retorne  $c$ 
```

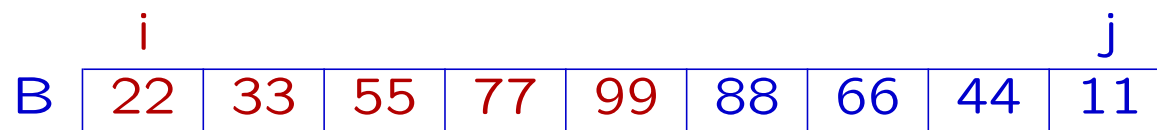
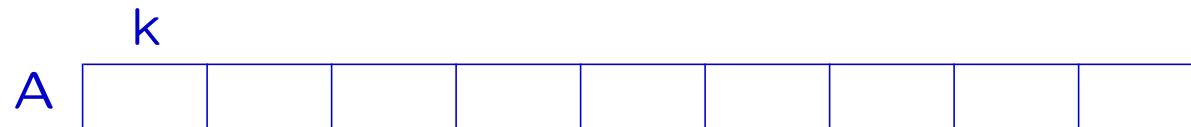
## Simulação

	p				q				r
A	22	33	55	77	99	11	44	66	88

B									
---	--	--	--	--	--	--	--	--	--

$$c = 0$$

## Simulação



$$c = 0$$

## Simulação

A

		k							
11									

B

	i						j		
22	33	55	77	99	88	66	44	11	

$$c = 0 + 5 = 5$$

A	11	22							
---	----	----	--	--	--	--	--	--	--



$$c = 5$$

## Simulação

A

			k						
11	22	33							

B

		i					j		
22	33	55	77	99	88	66	44	11	

$$c = 5$$

A	11	22	33	44					
---	----	----	----	----	--	--	--	--	--



$$c = 5 + 3 = 8$$

## Simulação

A

11	22	33	44	55				
----	----	----	----	----	--	--	--	--

k

B

22	33	55	77	99	88	66	44	11
----	----	----	----	----	----	----	----	----

i                      j

$$c = 8$$



## Simulação

A

11	22	33	44	55	66			
----	----	----	----	----	----	--	--	--

k

B

22	33	55	77	99	88	66	44	11
----	----	----	----	----	----	----	----	----

i                      j

$$c = 8 + 2 = 10$$

## Simulação

A

11	22	33	44	55	66	77		
----	----	----	----	----	----	----	--	--

k

B

22	33	55	77	99	88	66	44	11
----	----	----	----	----	----	----	----	----

i      j

$$c = 10$$

## Simulação

k

A	11	22	33	44	55	66	77	88	
---	----	----	----	----	----	----	----	----	--

i = j

B	22	33	55	77	99	88	66	44	11
---	----	----	----	----	----	----	----	----	----

$$c = 10 + 1 = 11$$

## Simulação

A	11	22	33	44	55	66	77	88	99
---	----	----	----	----	----	----	----	----	----

				j	i				
B	22	33	55	77	99	88	66	44	11

$$c = 11$$

conta-e-intercala( $A, p, q, r$ )

```
1  para  $i = p$  até  $q$  faça
2       $B[i] = A[i]$ 
3  para  $j = q + 1$  até  $r$  faça
4       $B[r + q + 1 - j] = A[j]$ 
5   $i = p$ 
6   $j = r$ 
7   $c = 0$ 
8  para  $k = p$  até  $r$  faça
9      se  $B[i] \leq B[j]$  então
10          $A[k] = B[i]$ 
11          $i = i + 1$ 
12     senão  $A[k] = B[j]$ 
13          $j = j - 1$ 
14          $c = c + (q - i + 1)$ 
15 retorne  $c$ 
```

## Contagem de inversões

Análise do algoritmo **conta-e-intercala**:

- ▷ linhas 1-4 :  $O(n)$
- ▷ linhas 5-7 :  $O(1)$
- ▷ linhas 8-14 :  $O(n)$
- ▷ linha 15 :  $O(1)$

total:  $T(n) = 11n + 4 = O(n)$

## Contagem de inversões

Análise do algoritmo **conta-e-ordena**:

$$T(n) = 2T(n/2) + n$$

definida para  $n$  potência de 2.

Prova utilizando a técnica da **árvore de recorrência**.

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{se } n = 1 \\ 2T(n/2) + n & \text{se } n \geq 2, n \text{ potência de } 2 \end{cases}$$

## Contagem de inversões

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{se } n = 1 \\ 2T(n/2) + n & \text{se } n \geq 2, n \text{ potência de } 2 \end{cases}$$

Desenrolando a recorrência:

$$T(n) = 2T(n/2) + n$$



## Contagem de inversões

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{se } n = 1 \\ 2T(n/2) + n & \text{se } n \geq 2, n \text{ potência de } 2 \end{cases}$$

Desenrolando a recorrência:

$$T(n) = 2T(n/2) + n$$

$$T(n) = 2T(2T(n/2^2) + n/2) + n = 2^2T(n/2^2) + 2n$$

## Contagem de inversões

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{se } n = 1 \\ 2T(n/2) + n & \text{se } n \geq 2, n \text{ potência de } 2 \end{cases}$$

Desenrolando a recorrência:

$$T(n) = 2T(n/2) + n$$

$$T(n) = 2T(2T(n/2^2) + n/2) + n = 2^2T(n/2^2) + 2n$$

$$T(n) = 2^2T(2T(n/2^3) + n/2^2) + 2n = 2^3T(n/2^3) + 3n$$

## Contagem de inversões

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{se } n = 1 \\ 2T(n/2) + n & \text{se } n \geq 2, n \text{ potência de } 2 \end{cases}$$

Desenrolando a recorrência:

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n/2) + n \\ &= 2T(2T(n/2^2) + n/2) + n = 2^2T(n/2^2) + 2n \\ &= 2^2T(2T(n/2^3) + n/2^2) + 2n = 2^3T(n/2^3) + 3n \\ &= 2^3T(2T(n/2^4) + n/2^3) + 3n = 2^4T(n/2^4) + 4n \end{aligned}$$

## Contagem de inversões

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{se } n = 1 \\ 2T(n/2) + n & \text{se } n \geq 2, n \text{ potência de } 2 \end{cases}$$

Desenrolando a recorrência:

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n/2) + n \\ &= 2T(2T(n/2^2) + n/2) + n = 2^2T(n/2^2) + 2n \\ &= 2^2T(2T(n/2^3) + n/2^2) + 2n = 2^3T(n/2^3) + 3n \\ &= 2^3T(2T(n/2^4) + n/2^3) + 3n = 2^4T(n/2^4) + 4n \\ &= \dots \\ &= 2^kT(n/2^k) + kn \end{aligned}$$

onde  $k = \lg n$ . Disso concluímos que  $T(n) = n + n \lg n$

## Contagem de inversões

Análise do algoritmo **conta-e-ordena**:

$$T(n) = 2T(n/2) + n$$

definida para  $n$  potência de 2.

Prova utilizando o **método da substituição**

Palpite:  $T(n) = O(n \lg n)$

## Contagem de inversões

Afirmção: A recorrência

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{se } n = 1 \\ 2T(n/2) + n & \text{se } n \geq 2, n \text{ potência de } 2 \end{cases}$$

tem como solução  $T(n) = n + n \lg n$

**Prova:** Por indução em  $n$

**Base:**  $n = 1$

$$T(1) = 1 + 1 \cdot \lg 1 = 1 + 1 \cdot 0 = 1$$

## Contagem de inversões

**Hipótese de indução:**  $T(n) = n + n \lg n$  para  $m < n$

**Passo de indução:**  $n \geq 2$

$$T(n) = 2T(n/2) + n$$

## Contagem de inversões

**Hipótese de indução:**  $T(n) = n + n \lg n$  para  $m < n$

**Passo de indução:**  $n \geq 2$

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n/2) + n \\ &= 2(n/2 + (n/2) \lg(n/2)) + n \end{aligned}$$



## Contagem de inversões

**Hipótese de indução:**  $T(n) = n + n \lg n$  para  $m < n$

**Passo de indução:**  $n \geq 2$

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n/2) + n \\ &= 2(n/2 + (n/2) \lg(n/2)) + n \\ &= 2n + n \lg(n/2) \end{aligned}$$

## Contagem de inversões

**Hipótese de indução:**  $T(n) = n + n \lg n$  para  $m < n$

**Passo de indução:**  $n \geq 2$

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n/2) + n \\ &= 2(n/2 + (n/2) \lg(n/2)) + n \\ &= 2n + n \lg(n/2) \\ &= 2n + n(\lg n - 1) \end{aligned}$$

## Contagem de inversões

**Hipótese de indução:**  $T(n) = n + n \lg n$  para  $m < n$

**Passo de indução:**  $n \geq 2$

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n/2) + n \\ &= 2(n/2 + (n/2) \lg(n/2)) + n \\ &= 2n + n \lg(n/2) \\ &= 2n + n(\lg n - 1) \\ &= n + n \lg n \end{aligned}$$



## Contagem de inversões

**Hipótese de indução:**  $T(n) = n + n \lg n$  para  $m < n$

**Passo de indução:**  $n \geq 2$

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n/2) + n \\ &= 2(n/2 + (n/2) \lg(n/2)) + n \\ &= 2n + n \lg(n/2) \\ &= 2n + n(\lg n - 1) \\ &= n + n \lg n \end{aligned}$$

Máximo e o mínimo de um vetor

## Máximo e o mínimo de um vetor

Entrada: um vetor  $A[]$ , um par  $(l, r)$  representando  $A[l \cdots r]$

Saída: um par  $(A_i, A_j)$  contendo o maior e o menor valor de  $A[l \cdots r]$

## Máximo e o mínimo de um vetor

$\text{maxMin}(A, l, r)$

```
1  se  $l = r$ 
2      então retorne  $(A[l], A[r])$ 
3      senão se  $l = r$ 
4          então se  $A_l \geq A_r$ 
5              então retorne  $(A[l], A[r])$ 
6              senão retorne  $(A[r], A[l])$ 
7          senão  $k = \lfloor (l + r) / 2 \rfloor$ 
8               $(MaxL, MinL) = \text{maxMin}(A, l, k)$ 
9               $(MaxR, MinR) = \text{maxMin}(A, l + 1, k)$ 
10              $max = \text{maximo}(MaxL, MaxR)$ 
11              $min = \text{maximo}(MinL, MinR)$ 
12         retorne  $(max, min)$ 
```

## Tempo gasto pelo maxMin

Seja  $T(n)$  o número de comparações feitas pelo maxMin para um vetor com  $n$  elementos. Então:

$$T(1) = 0, T(2) = 1$$

$$T(n) = T(\lceil n/2 \rceil) + T(\lfloor n/2 \rfloor) + 2$$

Vamos mostrar que

$$T(n) \leq \frac{5n}{3} - 2$$



## Tempo gasto pelo maxMin

$$T(n) = T(\lceil n/2 \rceil) + T(\lfloor n/2 \rfloor) + 2$$

$$\leq \frac{5\lceil n/2 \rceil}{3} - 2 + \frac{5\lfloor n/2 \rfloor}{3} - 2 + 2$$

$$\leq \frac{5}{3}(\lceil n/2 \rceil + \lfloor n/2 \rfloor) - 2$$

$$\leq \frac{5n}{3} - 2$$

seleção do k-ésimo mínimo

## seleção do $k$ -ésimo mínimo

Dado um vetor  $L[1 \cdots n]$  com  $n$  elementos, escreva um algoritmo para determinar o  $k$ -ésimo menor elemento, para  $1 \leq k \leq n$ .

## seleção do $k$ -ésimo mínimo

Dado um vetor  $L[1 \cdots n]$  com  $n$  elementos, escreva um algoritmo para determinar o  $k$ -ésimo menor elemento, para  $1 \leq k \leq n$ .

**Solução:** ordenar o vetor.

## seleção do $k$ -ésimo mínimo

Dado um vetor  $L[1 \cdots n]$  com  $n$  elementos, escreva um algoritmo para determinar o  $k$ -ésimo menor elemento, para  $1 \leq k \leq n$ .

**Solução:** ordenar o vetor.

**Tempo:**  $O(n \log n)$

## seleção do $k$ -ésimo mínimo

Dado um vetor  $L[1 \cdots n]$  com  $n$  elementos, escreva um algoritmo para determinar o  $k$ -ésimo menor elemento, para  $1 \leq k \leq n$ .

**Solução:** ordenar o vetor.

**Tempo:**  $O(n \log n)$

Utilizando divisão e conquista, vamos projetar um algoritmo linear.

## seleção do k-ésimo mínimo

**Idéia:** dividir  $L$  em três sublistas  $L_1, L_2$  e  $L_3$  de acordo com um elemento  $m$  de  $L$  tais que:

- ▷  $L_1$  contenha todos os elementos **menores** do que  $m$ .
- ▷  $L_2$  contém todos os elementos **iguais** a  $m$ .
- ▷  $L_3$  contenha todos os elementos **maiores** do que  $m$ .

## Escolha de $m$

- ▷ Divida  $L$  em  $|L|/5$  listas de 5 elementos cada;
- ▷ Ordene separadamente cada uma dessas listas;
- ▷ Seja  $M$  a lista das medianas das listas de 5 elementos;
- ▷  $m$  será a mediana de  $M$ ;



## seleção do $k$ -ésimo mínimo

**Algoritmo:**  $\text{seleção}(k, L)$

**Entrada:** Um inteiro  $k$  e um vetor  $L[1..n]$ .

**Saída:** O  $k$ -ésimo menor elemento de  $L$ .

## seleção do k-ésimo mínimo

### **Algoritmo:** $\text{seleção}(k, L)$

1. Se  $n < 15$  então "ordene  $L$  e devolva  $L_k$ ;
2. Divida  $L$  em listas de 5 elementos cada;
3. Ordene separadamente cada uma dessas listas;
4. Seja  $M$  a lista das medianas das listas de 5 elementos;
5.  $m = \text{seleção}(\lceil |M|/2 \rceil, M)$ ;
6. Sejam  $L_1$ ,  $L_2$  e  $L_3$  as sublistas dos elementos de  $L$  que são menores, iguais e maiores do que  $m$ , respectivamente;
7. Se  $|L_1| \geq k$  então devolva  $\text{seleção}(k, L_1)$
8. senão Se  $(|L_1| + |L_2|) \geq k$ 
  - então devolva  $m$
  - senão devolva  $\text{seleção}(k - |L_1| - |L_2|, L_3)$

## seleção do k-ésimo mínimo

### Tempo de execução:

- ▷ linhas 1 a 4:  $O(n)$
- ▷ linha 5:  $T(n/5)$
- ▷ linha 6:  $O(n)$
- ▷ linhas 7 e 8:  $T(3n/4)$

## seleção do k-ésimo mínimo

Podemos expressar o tempo  $T(n)$  pela seguinte recorrência:

$$T(n) \leq \begin{cases} cn & \text{para } n < 15, \\ T(n/5) + T(3n/4) + cn & \text{para } n \geq 15 \end{cases}$$

## seleção do k-ésimo mínimo

Vamos mostrar, por indução em  $n$  que

$$T(n) \leq 20cn$$

## seleção do k-ésimo mínimo

Vamos mostrar, por indução em  $n$  que

$$T(n) \leq 20cn$$

**Prova:**

**Base:** A afirmação é verdadeira para  $n < 15$

**Hipótese:** Vamos supor, por hipótese de indução, que ela é válida para valores menores do que  $n$ , e vamos provar a sua validade para  $n$ .

**Passo de indução:**

$$T(n) \leq T(n/5) + T(3n/4) + cn$$

**Passo de indução:**

$$\begin{aligned} T(n) &\leq T(n/5) + T(3n/4) + cn \\ &\leq 20c(n/5) + 20c(3n/4) + cn \end{aligned}$$



**Passo de indução:**

$$\begin{aligned}T(n) &\leq T(n/5) + T(3n/4) + cn \\&\leq 20c(n/5) + 20c(3n/4) + cn \\&= 20c(n/5 + 3n/4) + cn\end{aligned}$$

**Passo de indução:**

$$\begin{aligned}T(n) &\leq T(n/5) + T(3n/4) + cn \\&\leq 20c(n/5) + 20c(3n/4) + cn \\&= 20c(n/5 + 3n/4) + cn \\&= 20c(19n/20) + cn\end{aligned}$$

**Passo de indução:**

$$\begin{aligned}T(n) &\leq T(n/5) + T(3n/4) + cn \\&\leq 20c(n/5) + 20c(3n/4) + cn \\&= 20c(n/5 + 3n/4) + cn \\&= 20c(19n/20) + cn \\&= 20cn\end{aligned}$$

## Multiplicação de matriz

## Multiplicação de matriz

Entrada:  $A = [a_{ij}]$ ,  $B = [b_{ij}]$

$$C = [c_{ij}] = A \cdot B$$

$$C_{ij} = \sum_{k=1}^n a_{ik} b_{kj}$$

## Multiplicação de matriz

Algoritmo padrão :  $\Theta(n^3)$

```
1  para  $i = 1$  até  $n$  faça  
2      para  $j = 1$  até  $n$  faça  
3           $c_{ij} = 0$   
4          para  $k = 1$  até  $n$  faça  
5               $c_{ij} = c_{ij} + a_{ik} \cdot b_{kj}$ 
```

## Multiplicação de matriz

Algoritmo divisão e conquista

Idéia: matriz  $n \times n$

▷ Dividir a matriz em 4 submatrizes de dimensões  $n/2 \times n/2$

$$\left[ \begin{array}{c|c} r & s \\ \hline t & u \end{array} \right]_C = \left[ \begin{array}{c|c} a & b \\ \hline c & d \end{array} \right]_A \left[ \begin{array}{c|c} e & f \\ \hline g & h \end{array} \right]_B$$

## Multiplicação de matriz

$$\left[ \begin{array}{c|c} r & s \\ \hline t & u \end{array} \right]_C = \left[ \begin{array}{c|c} a & b \\ \hline c & d \end{array} \right]_A \left[ \begin{array}{c|c} e & f \\ \hline g & h \end{array} \right]_B$$

$$r = ae + bg$$

$$s = af + bh$$

$$t = ce + dg$$

$$u = cf + dh$$

Obtemos 8 multiplicações recursivas de matrizes  $n/2 \times n/2$  e 4 adições de matrizes ( $\Theta(n^2)$ )



## Multiplicação de matriz

$$\left[ \begin{array}{c|c} r & s \\ \hline t & u \end{array} \right]_C = \left[ \begin{array}{c|c} a & b \\ \hline c & d \end{array} \right]_A \left[ \begin{array}{c|c} e & f \\ \hline g & h \end{array} \right]_B$$

$$r = ae + bg$$

$$s = af + bh$$

$$t = ce + dg$$

$$u = cf + dh$$

$$T(n) = 8T(n/2) + \Theta(n^2)$$

## Multiplicação de matriz

$$\left[ \begin{array}{c|c} r & s \\ \hline t & u \end{array} \right]_C = \left[ \begin{array}{c|c} a & b \\ \hline c & d \end{array} \right]_A \left[ \begin{array}{c|c} e & f \\ \hline g & h \end{array} \right]_B$$

$$r = ae + bg$$

$$s = af + bh$$

$$t = ce + dg$$

$$u = cf + dh$$

$$T(n) = 8T(n/2) + \Theta(n^2)$$

$$= \Theta(n^3) \text{ (caso 1)}$$

## Multiplicação de matriz

### Algoritmo de Strassen

Idéia: reduzir o número de multiplicações

$$P_1 = a \cdot (f - h)$$

$$P_2 = (a + b) \cdot h$$

$$P_3 = (c + d) \cdot e$$

$$P_4 = d \cdot (g - e)$$

$$P_5 = (a + d) \cdot (e + h)$$

$$P_6 = (b - d) \cdot (g + h)$$

$$P_7 = (a - c) \cdot (e + f)$$

$$r = P_5 + P_4 - P_2 + P_6$$

$$s = P_1 + P_2$$

$$t = P_3 + P_4$$

$$u = P_5 + P_1 - P_3 - P_7$$

## Multiplicação de matriz

### Algoritmo de Strassen

1. **Dividir:** Computar os termos por produto
2. **Conquistar:** Recursivamente computar  $P_1, P_2, \dots, P_7$
3. **Combinar:** Computar  $r, s, t, u$  ( $\Theta(n^2)$ )

Tempo:  $T(n) = 7T(n/2) + \Theta(n^2)$

$$= \Theta(n^{\lg_2 7}) = O(n^{2.81})$$

O melhor algoritmo encontrado até o momento:  $O(n^{2.376})$

Obrigado