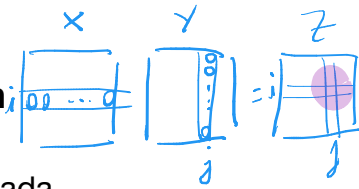


# Multiplicação de Matrizes, Algoritmo de Strassen



Considere as matrizes quadradas  $X$  e  $Y$ , com  $n$  linhas e  $n$  colunas cada.

- No produto  $X \cdot Y = Z$  temos que  $Z$  também é quadrada e tem dimensão  $n$

Além disso, temos que a posição  $(i, j)$  de  $Z$  é dada por um somatório de produtos,

- i.e., 
$$Z_{ij} = \sum_{k=1}^n X_{ik} \cdot Y_{kj}$$

Exemplo:

$$\begin{pmatrix} a & b \\ c & d \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e & f \\ g & h \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} a.e + b.g & a.f + b.h \\ c.e + d.g & c.f + d.h \end{pmatrix}$$

Notem que a fórmula  $Z_{ij} = \sum_{k=1}^n X_{ik} \cdot Y_{kj}$  sugere um algoritmo

- para multiplicar matrizes com três laços aninhados e eficiência  $\Theta(n^3)$
- Isso porque calcular  $Z_{ij}$  leva tempo  $\Theta(n)$  para qualquer par  $(i, j)$ 
  - e existem  $n^2$  pares na matriz  $Z$

Obs.: vamos analisar a eficiência dos algoritmos usando  $n$ , mas vale lembrar que

- as matrizes tem tamanho  $n^2$ . Assim, ler a entrada já leva tempo  $\Theta(n^2)$

## Algoritmo recursivo simples

A ideia é aplicar o projeto de algoritmos por divisão e conquista

- **Dividir**: o problema original é dividido em subproblemas do mesmo tipo.
- **Conquistar**: os subproblemas são resolvidos recursivamente, sendo que os subproblemas pequenos são caso base.
- **Combinar**: as soluções dos subproblemas são combinadas numa solução do problema original.

Dividir X e Y em quatro matrizes

$$X = \left( \begin{array}{c|c} A & B \\ \hline C & D \end{array} \right)$$

$$Y = \left( \begin{array}{c|c} E & F \\ \hline G & H \end{array} \right)$$

- sendo que  $A, \dots, H$  são matrizes quadradas com  $\frac{n}{2}$  linhas e  $\frac{n}{2}$  colunas.

Notem que

$$X \cdot Y = \left( \begin{array}{c|c} A & B \\ \hline C & D \end{array} \right) \left( \begin{array}{c|c} E & F \\ \hline G & H \end{array} \right) = \left( \begin{array}{c|c} AE+BG & AF+CH \\ \hline CE+DG & CF+DH \end{array} \right)$$

$$X \cdot Y = \begin{pmatrix} A & B \\ C & D \end{pmatrix} \begin{pmatrix} E & F \\ G & H \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} AE+BG & AF+CH \\ CE+DG & CF+DH \end{pmatrix}$$

O produto anterior sugere o seguinte algoritmo recursivo:

- Dados  $X$  e  $Y$  na entrada
- Se  $X$  e  $Y$  tem tamanho  $1$  então devolva o produto dos seus elementos // caso base
- Caso contrário, divida  $X$  e  $Y$  nas  $8$  matrizes com metade da dimensão
- Calcule recursivamente os  $8$  produtos envolvendo essas submatrizes
- Faça as somas necessárias com os resultados dos produtos —  $\Theta(n^2)$
- Devolva a matriz resultante

Eficiência dada pela recorrência:  $T(n) = 8T(n/2) + c \cdot n^2$

- pois são  $8$  produtos de submatrizes (chamadas recursivas),
  - cada uma com matrizes que tem metade das linhas (e colunas), Teorema Mestre
- e o trabalho para combinar as soluções
  - envolve da ordem de  $n^2$  somas.  $T(n) = aT(n/b) + c \cdot n^d$
- Mas, qual é a função de tempo deste algoritmo?

$$a = 8 \quad b = 2 \quad d = 2 \quad || \quad a = 8 > 2^2 = b^d \Rightarrow T(n) = O(n^{\log_b a}) = O(n^{\log_2 8}) = O(n^3)$$

## Resolução de recorrência por substituição

$$T(n) = 8 T(n/2) + c n^2$$

$$T(n/2) = 8 T(n/4) + c n^2/4 = 2^2$$

$$T(n/4) = 8 T(n/8) + c n^2/16 = 2^4$$

$$T(n/8) = 8 T(n/16) + c n^2/64 = 2^6$$

$$T(n) = 8 T(n/2) + \underbrace{2^1 - 1}_{2^1 - 1} c n^2$$

$$= 8(8 T(n/4) + c n^2/2^2) + c n^2$$

$$= 8^2 T(n/4) + \underbrace{2^2 - 1}_{2^2 - 1} 3 c n^2$$

$$= 8^2(8 T(n/8) + c n^2/2^4) + 3 c n^2$$

$$= 8^3 T(n/8) + \underbrace{2^3 - 1}_{2^3 - 1} 7 c n^2$$

$$= 8^3(8 T(n/16) + c n^2/2^6) + 7 c n^2$$

$$= 8^4 T(n/16) + \underbrace{2^4 - 1}_{2^4 - 1} 15 c n^2$$

⋮

$$T(n) = 8^j T(n/2^j) + (2^j - 1) c n^2$$

no maior  $j$  temos  $\frac{n}{2^j} = 1 \Rightarrow 2^j = n \Rightarrow j = \lg n$

Assim,

$$\begin{aligned} T(n) &= 2^{\lg n} T(1) + (2^{\lg n} - 1) c \cdot n^2 \\ &= n^3 \cdot c + (n - 1) \cdot c n^2 \\ &= 2c n^3 - c n^2 \end{aligned}$$

Vamos verificar que a fórmula deduzida está correta usando indução matemática.

Caso base:  $T(1) = 2c \cdot 1^3 - c \cdot 1^2 = c$  ✓

H.I.:  $T(n') = 2c n'^3 - c n'^2$  p/  $n' < n$

Passo:  $T(n) = 8 T(n/2) + c n^2$   
pela H.I.  $= 8 (2c \cdot (n/2)^3 - c \cdot (n/2)^2) + c n^2$   
 $= \cancel{8} \cdot 2 \cdot c \cdot n^3 / \cancel{8} - \cancel{8}^2 \cdot c \cdot n^2 / 4 + c n^2$   
 $= 2c n^3 - c n^2$

Portanto,  $T(n) = 2c n^3 - c n^2 = O(n^3)$

## Algoritmo recursivo de Strassen

Usando uma observação perspicaz e nada óbvia,

- o algoritmo de Strassen precisa de apenas **7** chamadas recursivas.

$$X \cdot Y = \begin{pmatrix} A & B \\ C & D \end{pmatrix} \begin{pmatrix} E & F \\ G & H \end{pmatrix}$$

$$= \begin{pmatrix} AE+BG & AF+CH \\ CE+DG & CF+DH \end{pmatrix}$$

Considere as seguintes matrizes:

$$P_1 = A.(F-H) \quad P_4 = D.(G-E)$$

$$P_2 = (A+B).H \quad P_5 = (A+D).(E+H)$$

$$P_3 = (C+D).E \quad P_6 = (B-D).(G+H) \quad P_7 = (A-C).(E+F)$$

Verifique que elas podem ser usadas para compor o produto das matrizes e

$$X \cdot Y = \begin{pmatrix} P_5 + P_4 - P_2 + P_6 & P_1 + P_2 \\ P_3 + P_4 & P_1 + P_5 - P_3 - P_7 \end{pmatrix}$$

Assim, a eficiência do algoritmo é dada pela recorrência  $T(n) = 7T(n/2) + C \cdot n^2$

- que tem uma chamada recursiva a menos que o algoritmo anterior.

- Mas, qual é a função de tempo deste algoritmo?

$$a = 7 > 2^2 = b^d \Rightarrow T(n) = O\left(n^{\log_b a}\right) = O\left(n^{\log_2 7}\right) \approx O\left(n^{2,81}\right)$$