

Algoritma *Divide and Conquer*

(Bagian 3)

Bahan Kuliah IF2211 Strategi Algoritma

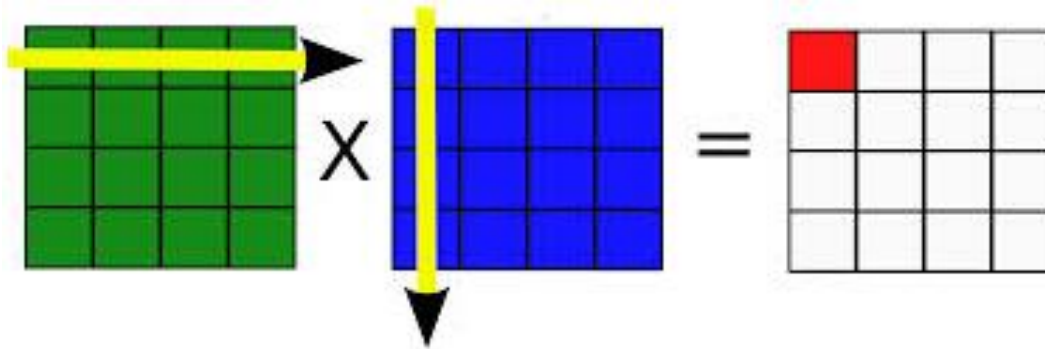
Oleh: Rinaldi Munir



Program Studi Teknik Informatika
Sekolah Teknik Elektro dan Informatika ITB
2021

7. Perkalian Matriks

- Misalkan A dan B dua buah matrik berukuran $n \times n$.
- Perkalian matriks: $C = A \times B$



Elemen-elemen hasilnya: $c_{ij} = a_{i1}b_{1j} + a_{i2}b_{2j} + \cdots + a_{in}b_{nj} = \sum_{k=1}^n a_{ik}b_{kj}$

$$\text{Elemen-elemen hasilnya: } c_{ij} = a_{i1}b_{1j} + a_{i2}b_{2j} + \dots + a_{in}b_{nj} = \sum_{k=1}^n a_{ik}b_{kj}$$

Penyelesaian secara *Brute Force*

Algoritma *brute force*: kalikan setiap vektor baris i dari matriks A dengan setiap vektor kolom j dari matriks B .

```
function KaliMatriks( $A, B : \text{Matriks}, n : \text{integer}$ )  $\rightarrow$   $\text{Matriks}$   
{ Mengalikan matriks  $A$  dan  $B$  yang berukuran  $n \times n$ , menghasilkan matriks  $C$  yang juga berukuran  $n \times n$  }
```

Deklarasi

$i, j, k : \text{integer}$

Algoritma:

```
for  $i \leftarrow 1$  to  $n$  do  
  for  $j \leftarrow 1$  to  $n$  do  
     $C[i, j] \leftarrow 0$  { inisialisasi penjumlahan }  
    for  $k \leftarrow 1$  to  $n$  do  
       $C[i, j] \leftarrow C[i, j] + A[i, k] * B[k, j]$   
    endfor  
  endfor  
endfor  
return  $C$ 
```

Kompleksitas waktu algoritma: $O(n^3)$

Penyelesaian dengan *Divide and Conquer*

Matriks A dan B dibagi menjadi 4 buah matriks bujur sangkar. Masing-masing matriks bujur sangkar berukuran $n/2 \times n/2$:

$$\begin{matrix} \begin{bmatrix} A11 & A12 \\ A21 & A22 \end{bmatrix} & \times & \begin{bmatrix} B11 & B12 \\ B21 & B22 \end{bmatrix} & = & \begin{bmatrix} C11 & C12 \\ C21 & C22 \end{bmatrix} \\ \mathbf{A} & & \mathbf{B} & & \mathbf{C} \end{matrix}$$

Elemen-elemen matriks C adalah:

$$C11 = A11 \cdot B11 + A12 \cdot B21$$

$$C12 = A11 \cdot B12 + A12 \cdot B22$$

$$C21 = A21 \cdot B11 + A22 \cdot B21$$

$$C22 = A21 \cdot B12 + A22 \cdot B22$$

$$A = \begin{bmatrix} A11 & A12 \\ A21 & A22 \end{bmatrix}$$

$$B = \begin{bmatrix} B11 & B12 \\ B21 & B22 \end{bmatrix}$$

$$C = \begin{bmatrix} C11 & C12 \\ C21 & C22 \end{bmatrix}$$

Contoh 11. Misalkan matriks A adalah sebagai berikut:

$$A = \begin{bmatrix} 3 & 4 & 8 & 16 \\ 21 & 5 & 12 & 10 \\ 5 & 1 & 2 & 3 \\ 45 & 9 & 0 & -1 \end{bmatrix}$$

Matriks A dibagi menjadi 4 upa-matriks 2×2 :

$$A_{11} = \begin{bmatrix} 3 & 4 \\ 21 & 5 \end{bmatrix} \quad A_{12} = \begin{bmatrix} 8 & 16 \\ 12 & 10 \end{bmatrix} \quad A_{21} = \begin{bmatrix} 5 & 1 \\ 45 & 9 \end{bmatrix} \quad A_{22} = \begin{bmatrix} 2 & 3 \\ 0 & -1 \end{bmatrix}$$

Pseudo-code perkalian matriks dengan algoritma divide and conquer:

function KaliMatriks2($A, B : \text{Matriks}, n : \text{integer}$) $\rightarrow$ Matriks

{ Memberikan hasil kali matriks A dan B yang berukuran $n \times n$. }

Deklarasi

$i, j, k : \text{integer}$

$A11, A12, A21, A22, B11, B12, B21, B22, C11, C12, C21, C22 : \text{Matriks}$

Algoritma:

if $n = 1$ **then** { matriks berukuran 1×1 atau sebagai scalar }

return $A * B$ { perkalian dua buah scalar biasa }

else

 Bagi A menjadi $A11, A12, A21$, dan $A22$ yang masing-masing berukuran $n/2 \times n/2$

 Bagi B menjadi $B11, B12, B21$, dan $B22$ yang masing-masing berukuran $n/2 \times n/2$

$C11 \leftarrow \text{KaliMatriks2}(A11, B11, n/2) + \text{KaliMatriks2}(A12, B21, n/2)$

$C12 \leftarrow \text{KaliMatriks2}(A11, B12, n/2) + \text{KaliMatriks2}(A12, B22, n/2)$

$C21 \leftarrow \text{KaliMatriks2}(A21, B11, n/2) + \text{KaliMatriks2}(A22, B21, n/2)$

$C22 \leftarrow \text{KaliMatriks2}(A21, B12, n/2) + \text{KaliMatriks2}(A22, B22, n/2)$

return C { C adalah gabungan $C11, C12, C13, C14$ }

endif

$$C_{11} = A_{11} \cdot B_{11} + A_{12} \cdot B_{21}$$

$$C_{12} = A_{11} \cdot B_{12} + A_{12} \cdot B_{22}$$

$$C_{21} = A_{21} \cdot B_{11} + A_{22} \cdot B_{21}$$

$$C_{22} = A_{21} \cdot B_{12} + A_{22} \cdot B_{22}$$

Pseudo-code untuk operasi penjumlahan (+):

function *Tambah*(*A, B : Matriks, n : integer*) $\rightarrow$ *Matriks*
 { *Memberikan hasil penjumlahan dua buah matriks, A dan B, yang berukuran $n \times n$* }

Deklarasi

i, j, k : integer

Algoritma:

```

for i  $\leftarrow$  1 to n do
  for j  $\leftarrow$  1 to n do
    C[i, j]  $\leftarrow$  A[i, j] + B[i, j]
  endfor
endfor

return C

```

Kompleksitas algoritmanya: $O(n^2)$

$$\begin{aligned} C_{11} &= A_{11} \cdot B_{11} + A_{12} \cdot B_{21} \\ C_{12} &= A_{11} \cdot B_{12} + A_{12} \cdot B_{22} \\ C_{21} &= A_{21} \cdot B_{11} + A_{22} \cdot B_{21} \\ C_{22} &= A_{21} \cdot B_{12} + A_{22} \cdot B_{22} \end{aligned}$$

- Kompleksitas waktu perkalian matriks dengan *divide and conquer*:

$$T(n) = \begin{cases} a & , n = 1 \\ 8T(n/2) + cn^2 & , n > 1 \end{cases}$$

Menurut Teorema Master, $T(n) = aT(n/b) + cn^d$, diperoleh $a = 8$, $b = 2$, $d = 2$, dan memenuhi $a > b^d$ (yaitu $8 > 2^2$) maka relasi rekurens

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

memenuhi *case 3* (jika $a > b^d$)

$$\begin{cases} O(n^d) & \text{jika } a < b^d \\ O(n^d \log n) & \text{jika } a = b^d \\ O(n^{\log_b a}) & \text{jika } a > b^d \end{cases}$$

sehingga

$$T(n) = O(n^{2 \log_2 8}) = O(n^3)$$

- Hasil ini tidak memberi perbaikan kompleksitas dibandingkan dengan algoritma *brute force*.
- Dapatkah kita membuat algoritma perkalian matriks yang lebih baik?

Algoritma Perkalian Matriks Strassen

- Ditemukan oleh Volker Strassen, seorang matematikawan Jerman
- Idennya adalah mengurangi jumlah operasi kali. Operasi kali lebih 'mahal' ongkos komputasinya dibandingkan dengan operasi penjumlahan.
- Empat persamaan perkalian upamatriks (*sub-matrix*) terdahulu:

$$C_{11} = A_{11} \cdot B_{11} + A_{12} \cdot B_{21}$$

$$C_{12} = A_{11} \cdot B_{12} + A_{12} \cdot B_{22}$$

$$C_{21} = A_{21} \cdot B_{11} + A_{22} \cdot B_{21}$$

$$C_{22} = A_{21} \cdot B_{12} + A_{22} \cdot B_{22}$$

terdapat 8 operasi perkalian ($\cdot$) dan 4 operasi penjumlahan ($+$) upamatriks.

- Strassen memanipulasi empat persamaan di atas sedemikian rupa sehingga jumlah operasi kali berkurang menjadi 7 (dengan konsekuensi operasi penjumlahan menjadi bertambah).

- Caranya adalah melakukan perhitungan intermediate sebagai berikut:

$$M1 = (A12 - A22)(B21 + B22)$$

$$M2 = (A11 + A22)(B11 + B22)$$

$$M3 = (A11 - A21)(B11 + B12)$$

$$M4 = (A11 + A12)B22$$

$$M5 = A11 (B12 - B22)$$

$$M6 = A22 (B21 - B11)$$

$$M7 = (A21 + A22)B11$$

Terdapat 7 operasi x dan 18 operasi +

maka,

$$C11 = M1 + M2 - M4 + M6$$

$$C12 = M4 + M5$$

$$C21 = M6 + M7$$

$$C22 = M2 - M3 + M5 - M7$$



- **Volker Strassen** (born April 29, 1936) is a German mathematician, a professor emeritus in the department of mathematics and statistics at the University of Konstanz.

- In 2008 he was awarded the Knuth Prize for "seminal and influential contributions to the design and analysis of efficient algorithms."[\[5\]](#)

Sumber: Wikipedia

function *KaliMatriksStrassen*(*A, B : Matriks, n : integer*) $\rightarrow$ *Matriks*

{ *Memberikan hasil kali matriks A dan B yang berukuran $n \times n$.* }

Deklarasi

i, j, k : integer

A11, A12, A21, A22, B11, B12, B21, B22, C11, C12, C21, C22, M1, M2, M3, M4, M5, M6, M7 : Matriks

Algoritma:

if $n = 1$ **then** { *matriks berukuran 1 x 1 atau sebagai scalar* }

return $A * B$ { *perkalian dua buah scalar biasa* }

else

Bagi A menjadi A11, A12, A21, dan A22 yang masing-masing berukuran $n/2 \times n/2$

Bagi B menjadi B11, B12, B21, dan B22 yang masing-masing berukuran $n/2 \times n/2$

$M1 \leftarrow \text{KaliMatriksStrassen}(A12 - A22, B21 + B22, n/2)$

$M2 \leftarrow \text{KaliMatriksStrassen}(A11 + A22, B11 + B22, n/2)$

$M3 \leftarrow \text{KaliMatriksStrassen}(A11 - A21, B11 + B12, n/2)$

$M4 \leftarrow \text{KaliMatriksStrassen}(A11 + A12, B22, n/2)$

$M5 \leftarrow \text{KaliMatriksStrassen}(A11, B12 - B22, n/2)$

$M6 \leftarrow \text{KaliMatriksStrassen}(A22, B21 - B11, n/2)$

$M7 \leftarrow \text{KaliMatriksStrassen}(A21 + A22, B11, n/2)$

$C11 \leftarrow M1 + M2 - M4 + M6$

$C12 \leftarrow M4 + M5$

$C21 \leftarrow M6 + M7$

$C22 \leftarrow M2 - M3 + M5 - M7$

return C { *C adalah gabungan C11, C12, C13, C14* }

endif

- Kompleksitas algoritmanya menjadi:

$$T(n) = \begin{cases} a & , n = 1 \\ 7T(n/2) + cn^2 & , n > 1 \end{cases}$$

Bila diselesaikan dengan Teorema Master, $T(n) = aT(n/b) + cn^d$, diperoleh $a = 7$, $b = 2$, $d = 2$, dan memenuhi $a > b^d$ (yaitu $7 > 2^2$) maka relasi rekurens

$$T(n) = 7T(n/2) + cn^2$$

memenuhi *case 3* (jika $a > b^d$) sehingga

$$\begin{cases} O(n^d) & \text{jika } a < b^d \\ O(n^d \log n) & \text{jika } a = b^d \\ O(n^{\log_b a}) & \text{jika } a > b^d \end{cases}$$

$$T(n) = O(n^{2 \log 7}) = O(n^{2.81})$$

- Lebih baik dari perkalian matriks secara *divide and conquer* sebelumnya yang $O(n^3)$

8. Perkalian Bilangan Bulat yang Besar

- Bilangan bulat yang besar (*big number*) adalah bilangan bulat dengan panjang n angka atau n bit.

Contoh: 564389018149014329871520, 1000011011010100100110010101, ...

- Bahasa-bahasa pemrograman memiliki keterbatasan dalam merepresentasikan bilangan bulat yang besar.
- Dalam Bahasa C misalnya, tipe bilangan bulat hanya `char` (8 bit), `int`, (16 bit) dan `long` (32 bit).
- Untuk bilangan bulat yang lebih dari 32 bit, kita harus membuat tipe sendiri dan mendefinisikan primitif operasi-operasi aritmetika di dalamnya (+, −, *, /, dll)

- Di sini hanya akan dibahas bagaimana algoritma melakukan operasi perkalian bilangan bulat yang besar.

Contoh: $1765420875208345186 \times 754711199736308361736432$

- **Persoalan:** Misalkan bilangan bulat X dan Y yang panjangnya n angka (atau n bit):

$$X = x_1x_2x_3 \dots x_n$$

$$Y = y_1y_2y_3 \dots y_n$$

Hitunglah hasil kali X dengan Y .

Contoh 12. Misalkan,

$$X = 1234 \quad (n = 4)$$

$$Y = 5678 \quad (n = 4)$$

Cara klasik mengalikan X dan Y (*brute force*):

$$\begin{array}{r} X \times Y = 1234 \\ \quad \quad \quad \underline{5678 \times} \\ \quad \quad \quad 9872 \\ \quad \quad 8368 \\ \quad 7404 \\ \underline{6170} \quad + \\ 7006652 \quad (7 \text{ angka}) \end{array}$$

Pseudo-code algoritma perkalian bilangan besar secara *brute force*:

```
function Kali1( $X, Y : \text{LongInteger}, n : \text{integer}$ )  $\rightarrow \text{LongInteger}$   
{ Memberikan hasil perkalian  $X$  dan  $Y$ , masing-masing panjangnya  $n$  digit dengan algoritma brute force. }
```

Deklarasi

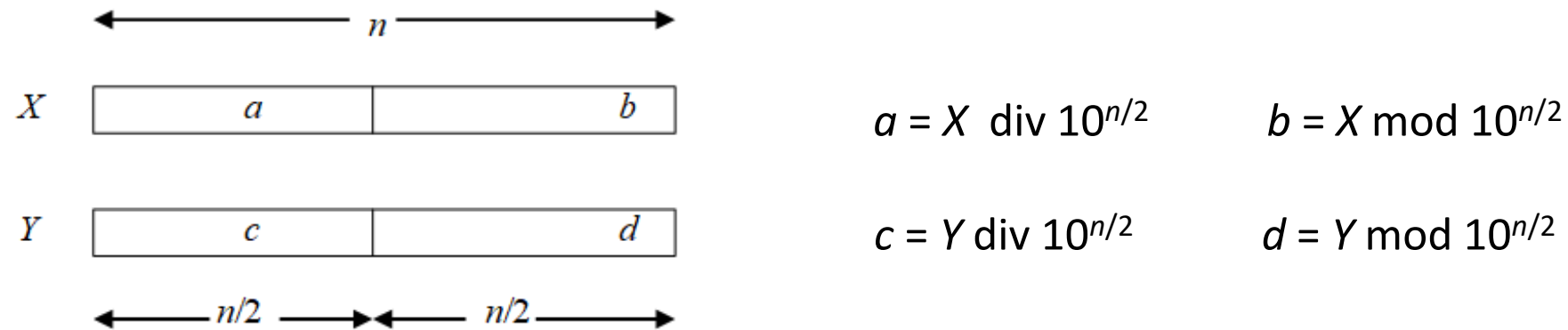
```
 $temp, \text{AngkaSatuan}, \text{AngkaPuluhan} : \text{integer}$ 
```

Algoritma:

```
for setiap angka  $y_i$  dari  $y_n, y_{n-1}, \dots, y_1$  do  
   $\text{AngkaPuluhan} \leftarrow 0$   
  for setiap angka  $x_j$  dari  $x_n, x_{n-1}, \dots, x_1$  do  
     $temp \leftarrow x_j * y_i$   
     $temp \leftarrow temp + \text{AngkaPuluhan}$   
     $\text{AngkaSatuan} \leftarrow temp \bmod 10$   
     $\text{AngkaPuluhan} \leftarrow temp \div 10$   
    write( $\text{AngkaSatuan}$ )  
  endfor  
endfor  
 $Z \leftarrow$  Jumlahkan semua hasil perkalian dari atas ke bawah  
return  $Z$ 
```

Kompleksitas algoritma: $O(n^2)$

Penyelesaian dengan algoritma *divide and conquer*



X dan Y dapat dinyatakan dalam a , b , c , dan d sebagai

$$X = a \cdot 10^{n/2} + b \quad \text{dan} \quad Y = c \cdot 10^{n/2} + d$$

Perkalian X dengan Y dinyatakan sebagai

$$\begin{aligned} X \cdot Y &= (a \cdot 10^{n/2} + b) \cdot (c \cdot 10^{n/2} + d) \\ &= ac \cdot 10^n + ad \cdot 10^{n/2} + bc \cdot 10^{n/2} + bd \\ &= ac \cdot 10^n + (ad + bc) \cdot 10^{n/2} + bd \end{aligned}$$

Contoh 13: Misalkan $n = 6$ dan $X = 346769$ dan $Y = 279431$, maka

$$X = 346769 \rightarrow a = 346, b = 769 \rightarrow X = 346 \cdot 10^3 + 769$$

$$Y = 279431 \rightarrow c = 279, d = 431 \rightarrow Y = 279 \cdot 10^3 + 431$$

Perkalian X dengan Y dinyatakan sebagai

$$\begin{aligned} X \cdot Y &= (346 \cdot 10^3 + 769) \cdot (279 \cdot 10^3 + 431) \\ &= (346)(279) \cdot 10^6 + (346)(431) \cdot 10^3 + (769)(279) \cdot 10^3 + (769)(431) \\ &= (346)(279) \cdot 10^6 + ((346)(431) + (769)(279)) \cdot 10^3 + (769)(431) \end{aligned}$$


perkalian perkalian perkalian perkalian
bilangan bilangan bilangan bilangan
besar besar besar besar

Pseudo-code algoritma perkalian bilangan besar dengan algoritma *divide and conquer*:

function *Kali2*(*X, Y* : *LongInteger*, *n* : **integer**) $\rightarrow$ *LongInteger*

{ Memberikan hasil perkalian *X* dan *Y*, masing-masing panjangnya *n* digit dengan algoritma *divide and conquer*. }

Deklarasi

a, b, c, d : *LongInteger*

s : **integer**

Algoritma:

if *n* = 1 **then**

return *X* * *Y* { perkalian skalar biasa }

else

s $\leftarrow$ *n* **div** 2 { bagidua pada posisi *s* }

a $\leftarrow$ *X* **div** 10^s

b $\leftarrow$ *X* **mod** 10^s

c $\leftarrow$ *Y* **div** 10^s

d $\leftarrow$ *Y* **mod** 10^s

return *Kali2*(*a, c, s*)* 10^{2s} + *Kali2*(*b, c, s*)* 10^s + *Kali2*(*a, d, s*)* 10^s + *Kali2*(*b, d, s*)

endif

$$Kali2(a, c, s) * 10^{2s} + Kali2(b, c, s) * 10^s + Kali2(a, d, s) * 10^s + Kali2(b, d, s)$$

- Kompleksitas algoritma *Kali2*:

$$T(n) = \begin{cases} a & , n = 1 \\ 4T(n/2) + cn & , n > 1 \end{cases}$$

Catatan: Menghitung 10^s dan 10^{2s} tidak perlu dilakukan dengan mengangkat 10 sebanyak s kali atau $2s$ kali, tetapi cukup dilakukan dengan menambahkan 0 sebanyak s kali atau $2s$ kali

- Dengan menggunakan Teorema Master (tunjukkan!), diperoleh:

$$T(n) = O(n^2).$$

- Ternyata, perkalian dengan algoritma *Divide and Conquer* seperti di atas belum memperbaiki kompleksitas waktu algoritmanya, sama seperti perkalian secara *brute force*.
- Adakah algoritma perkalian yang lebih baik?

Perbaikan: Algoritma Perkalian Karatsuba

- Ditemukan Anatolii Alexeevitch Karatsuba, seorang matematikawan Rusia pada tahun 1962
- Idenya sama seperti pada perkalian matriks Strassen, yaitu dengan mengurangi jumlah operasi kali.
- Persamaan perkalian X dan Y terdahulu:

$$X \cdot Y = ac \cdot 10^n + (ad + bc) \cdot 10^{n/2} + bd$$

terdapat 4 operasi perkalian dan 3 operasi penjumlahan bilangan besar.

- Karatsuba memanipulasi persamaan di atas sedemikian rupa sehingga jumlah operasi kali berkurang menjadi 3 (dengan konsekuensi operasi penjumlahan menjadi bertambah).

Misalkan

$$r = (a + b)(c + d) = ac + (ad + bc) + bd$$

maka,

$$(ad + bc) = r - ac - bd = (a + b)(c + d) - ac - bd$$

Dengan demikian, perkalian X dan Y dimanipulasi menjadi

$$\begin{aligned} X \cdot Y &= ac \cdot 10^n + (ad + bc) \cdot 10^{n/2} + bd \\ &= \underbrace{ac}_p \cdot 10^n + \{ \underbrace{(a + b)(c + d)}_r - \underbrace{ac}_p - \underbrace{bd}_q \} \cdot 10^{n/2} + \underbrace{bd}_q \end{aligned}$$

Sekarang hanya terdapat tiga operasi kali, yaitu p , q , dan r

Pseudo-code algoritma perkalian bilangan besar dengan algoritma Karatsuba:

function *Kali3*($X, Y : \text{LongInteger}, n : \text{integer}$) $\rightarrow \text{LongInteger}$
{ Memberikan hasil perkalian X dan Y , masing-masing panjangnya n digit dengan algoritma Karatsuba. }

Deklarasi

$a, b, c, d, p, q, r : \text{LongInteger}$
 $s : \text{integer}$

Algoritma:

```
if  $n = 1$  then
    return  $X * Y$  { perkalian skalar biasa }
else
     $s \leftarrow n \text{ div } 2$  { bagidua pada posisi  $s$  }
     $a \leftarrow X \text{ div } 10^s$ 
     $b \leftarrow X \text{ mod } 10^s$ 
     $c \leftarrow Y \text{ div } 10^s$ 
     $d \leftarrow Y \text{ mod } 10^s$ 
     $p \leftarrow \text{Kali3}(a, c, s)$ 
     $q \leftarrow \text{Kali3}(b, d, s)$ 
     $r \leftarrow \text{Kali3}(a + b, c + d, s)$ 
    return  $p * 10^{2s} + (r - p - q) * 10^s + q$ 
endif
```

- Kompleksitas algoritmanya:

$T(n)$ = tiga buah perkalian dua integer yang berukuran $n/2$ + penjumlahan integer berukuran $n/2$

$$T(n) = \begin{cases} a & , n = 1 \\ 3T(n/2) + cn & , n > 1 \end{cases}$$

- Bila diselesaikan dengan Teorema Master, $T(n) = aT(n/b) + cn^d$, diperoleh $a = 3$, $b = 2$, $d = 1$, dan memenuhi $a > b^d$ (yaitu $3 > 2^1$) maka relasi rekurens $T(n) = 3T(n/2) + cn$ memenuhi *case 3* (jika $a > b^d$), sehingga

$$T(n) = O(n^{2\log_2 3}) = O(n^{1.59})$$

- Ini lebih baik daripada kompleksitas waktu algoritma perkalian sebelumnya ($O(n^2)$).

Anatolii Alexevich Karatsuba



Anatolii Alexeevitch Karatsuba (Russian: Анато́лий Алексе́евич Карацúба; Grozny, January 31, 1937 — Moscow, September 28, 2008) was a Russian mathematician, who authored the first fast multiplication method: the Karatsuba algorithm, a fast procedure for multiplying large numbers. (Sumber: Wikipedia)

9. Perkalian Polinom

- **Persoalan:**

Diberikan dua buah polinom derajat n

$$A(x) = a_0 + a_1x + a_2x^2 + \dots + a_nx^n$$

$$B(x) = b_0 + b_1x + b_2x^2 + \dots + b_nx^n$$

Hitunglah perkalian $A(x)B(x)$

Contoh 14:

$$A(x) = 1 + 2x + 3x^2$$

$$B(x) = 3 + 2x + 2x^2$$

$$A(x)B(x) = (1 + 2x + 3x^2)(3 + 2x + 2x^2) = 3 + 8x + 15x^2 + 10x^3 + 6x^4$$

Penyelesaian secara *brute force*

- Misalkan:

$$A(x) = a_0 + a_1x + a_2x^2 + \dots + a_nx^n = \sum_{i=0}^n a_i x^i$$

$$B(x) = b_0 + b_1x + b_2x^2 + \dots + b_nx^n = \sum_{i=0}^n b_i x^i$$

- Maka algoritma *brute force* adalah mengalikan kedua polinom secara langsung:

$$C(x) = A(x)B(x) = \sum_{k=0}^{2n} c_k x^k \quad \text{yang dalam hal ini } c_k = \sum_{i=0}^k a_i b_{k-i}, \quad 0 \leq k \leq 2n$$

- Dengan menggunakan formula perkalian di atas, ada dua buah kalang (*loop*), kalang pertama dari $k = 0$ sampai $2n$, kalang kedua dari $i = 0$ sampai k .
- Dapat dengan mudah ditunjukkan bahwa operasi perkalian adalah $O(n^2)$ dan operasi penjumlahan $O(n^2)$. Kompleksitas algoritma seluruhnya adalah $O(n^2)$.

Penyelesaian dengan algoritma *divide and conquer*

- Bagidua $A(x)$ menjadi $A_0(x)$ dan $A_1(x)$, masing-masing $n/2$ suku

$$A_0(x) = a_0 + a_1x + a_2x^2 + \dots + a_{\lfloor n/2 \rfloor - 1} x^{\lfloor n/2 \rfloor - 1}$$

$$A_1(x) = a_{\lfloor n/2 \rfloor} + a_{\lfloor n/2 \rfloor + 1}x + a_{\lfloor n/2 \rfloor + 2}x^2 + \dots + a_n x^{n - \lfloor n/2 \rfloor}$$

maka

$$A(x) = A_0(x) + A_1(x) x^{\lfloor n/2 \rfloor}$$

- Dengan cara yang sama untuk $B(x)$ menjadi $B_0(x)$ dan $B_1(x)$ sedemikian sehingga

$$B(x) = B_0(x) + B_1(x) x^{\lfloor n/2 \rfloor}$$

- Maka, perkalian $A(x)$ dan $B(x)$ ditulis menjadi

$$A(x)B(x) = A_0(x)B_0(x) + \{A_0(x)B_1(x) + A_1(x)B_0(x)\} x^{\lfloor n/2 \rfloor} + A_1(x) B_1(x) x^{2\lfloor n/2 \rfloor}$$

→ Terdapat empat buah perkalian upa-polinom

Contoh 15: $A(x) = 2 + 5x + 3x^2 + x^3 - x^4$ dan $B(x) = 1 + 2x + 2x^2 + 3x^3 + 6x^4$

Bagidua $A(x)$ menjadi:

$$A_0(x) = 2 + 5x \text{ dan } A_1(x) = 3 + x - x^2 \text{ sehingga } A(x) = A_0(x) + A_1(x) x^2$$

Bagidua $B(x)$ menjadi:

$$B_0(x) = 1 + 2x \text{ dan } B_1(x) = 2 + 3x + 6x^2 \text{ sehingga } B(x) = B_0(x) + B_1(x) x^2$$

Maka

$$\begin{aligned} A(x)B(x) &= A_0(x)B_0(x) + (A_0(x)B_1(x) + A_1(x)B_0(x)) x^2 + A_1(x) B_1(x) x^4 \\ &= (2 + 5x)(1 + 2x) + \{ (2 + 5x)(2 + 3x + 6x^2) + (3 + x - x^2)(1 + 2x) \} x^2 + \\ &\quad (3 + x - x^2)(2 + 3x + 6x^2) x^4 \\ &= 2 + 9x + 10x^2 + (4 + 16x + 27x^2 + 30x^3 + 3 + 7x + x^2 - 2x^3) x^2 + \\ &\quad 6 + 11x + 19x^2 + 3x^3 - 6x^4 \\ &= 2 + 9x + 17x^2 + 23x^3 + 34x^4 + 39x^5 + 19x^6 + 3x^7 - 6x^8 \end{aligned}$$

$$A(x)B(x) = A_0(x)B_0(x) + (A_0(x)B_1(x) + A_1(x)B_0(x))x^{\lfloor n/2 \rfloor} + A_1(x)B_1(x)x^{2\lfloor n/2 \rfloor}$$

function KaliPolinom($A, B : \text{Polinom}, n : \text{integer}$) $\rightarrow \text{Polinom}$

{ Memberikan hasil perkalian polinom $A(x)$ dan $B(x)$, masing-masing berderajat n dengan algoritma divide and conquer. }

Deklarasi

$A0, A1, B0, B1 : \text{Polinom}$

$s : \text{integer}$

Algoritma:

if $n = 0$ **then**

return $A * B$ { perkalian skalar biasa }

else

$s \leftarrow n \text{ div } 2$ { bagidua suku-suku polinom pada posisi s }

$A0 \leftarrow a_0 + a_1x + a_2x^2 + \dots + a_{s-1}x^{s-1}$

$A1 \leftarrow a_s + a_{s+1}x + a_{s+2}x^2 + \dots + a_nx^{n-s}$

$B0 \leftarrow b_0 + b_1x + b_2x^2 + \dots + b_{s-1}x^{s-1}$

$B1 \leftarrow b_s + b_{s+1}x + b_{s+2}x^2 + \dots + b_nx^{n-s}$

return $\text{KaliPolinom}(A0, B0, s) + (\text{KaliPolinom}(A0, B1, s) + \text{KaliPolinom}(A1, B0, s)) * x^s +$

$\text{KaliPolinom}(A1, B1, s) * x^{2s}$

endif

Kompleksitas algoritmanya:

- Tinjau lagi $A(x)B(x) = A_0(x)B_0(x) + (A_0(x)B_1(x) + A_1(x)B_0(x))x^{\lfloor n/2 \rfloor} + A_1(x)B_1(x)x^{2\lfloor n/2 \rfloor}$
- Penjumlahan dua polinom berukuran $n/2$ (operator $+$ berwarna merah) kompleksitasnya $O(n)$ atau cn
- Kompleksitas algoritmanya: $T(n) = \begin{cases} a & , n = 0 \\ 4T(n/2) + cn & , n > 0 \end{cases}$
- Dengan menggunakan Teorema Master, $a = 4$, $b = 2$, $d = 1$, dan memenuhi $a > b^d$ (yaitu $4 > 2^1$) maka relasi rekurens $T(n) = 4T(n/2) + cn$ memenuhi *case 3*, sehingga
$$T(n) = O(n^{2\log_2 4}) = O(n^2)$$
- Hasil ini tidak memberi perbaikan dibandingkan dengan algoritma *brute force*.
- Dapatkah kita membuat algoritma perkalian polinom yang lebih baik?

Perbaikan:

- Idanya sama seperti pada metode perkalian Karatsuba, yaitu dengan mengurangi jumlah operasi kali.
- Persamaan perkalian $A(x)$ dan $B(x)$ sebelumnya:

$$A(x)B(x) = A_0(x)B_0(x) + (A_0(x)B_1(x) + A_1(x)B_0(x))x^{\lfloor n/2 \rfloor} + A_1(x)B_1(x)x^{2\lfloor n/2 \rfloor}$$

terdapat 4 operasi perkalian dan 3 operasi penjumlahan upa-polinom derajat $n/2$.

- Dengan memanipulasi persamaan di atas sedemikian rupa kita dapat mengurangi jumlah operasi kali berkurang menjadi 3 (dengan konsekuensi operasi penjumlahan menjadi bertambah).

- Definisikan

$$Y(x) = (A_0(x) + A_1(x)) \times (B_0(x) + B_1(x))$$

$$U(x) = A_0(x)B_0(x)$$

$$Z(x) = A_1(x)B_1(x)$$

- Maka

$$Y(x) - U(x) - Z(x) = A_0(x)B_1(x) + A_1(x)B_0(x)$$

sehingga

$$\begin{aligned} A(x)B(x) &= A_0(x)B_0(x) + (A_0(x)B_1(x) + A_1(x)B_0(x))x^{\lfloor n/2 \rfloor} + A_1(x)B_1(x)x^{2\lfloor n/2 \rfloor} \\ &= U(x) + \{Y(x) - U(x) - Z(x)\}x^{\lfloor n/2 \rfloor} + Z(x)x^{2\lfloor n/2 \rfloor} \end{aligned}$$

Sekarang hanya terdapat tiga operasi perkalian polinom, yaitu $U(x)$, $Y(x)$, dan $Z(x)$

$$A(x)B(x) = U(x) + \{ Y(x) - U(x) - Z(x) \} x^{\lfloor n/2 \rfloor} + Z(x) x^{2\lfloor n/2 \rfloor}$$

function *KaliPolinom2*(*A, B : Polinom, n : integer*) $\rightarrow$ *Polinom*

{ Memberikan hasil perkalian polinom *A(x)* dan *B(x)*, masing-masing berderajat *n* dengan algoritma divide and conquer. }

Deklarasi

A0, A1, B0, B1, U, Y, Z : Polinom

s : integer

Algoritma:

if *n* = 0 **then**

return *A * B* { perkalian skalar biasa }

else

s $\leftarrow$ *n div 2* { bagidua suku-suku polinom pada posisi *s* }

A0 $\leftarrow$ *a*₀ + *a*₁*x* + *a*₂*x*² + ... + *a*_{*s*-1}*x*^{*s*-1}

A1 $\leftarrow$ *a*_{*s*} + *a*_{*s*+1}*x* + *a*_{*s*+2}*x*² + ... + *a*_{*n*}*x*^{*n-s*}

B0 $\leftarrow$ *b*₀ + *b*₁*x* + *b*₂*x*² + ... + *b*_{*s*-1}*x*^{*s*-1}

B1 $\leftarrow$ *b*_{*s*} + *b*_{*s*+1}*x* + *b*_{*s*+2}*x*² + ... + *b*_{*n*}*x*^{*n-s*}

Y $\leftarrow$ *KaliPolinom2*(*A0 + A1, B0 + B1, s*)

U $\leftarrow$ *KaliPolinom2*(*A0, B0, s*)

Z $\leftarrow$ *KaliPolinom2*(*A1, B1, s*)

return *U* + (*Y* - *U* - *Z*) * *x*^{*s*} + *Z* * *x*^{2*s*}

endif

Kompleksitas algoritmanya:

$$T(n) = \begin{cases} a & , n = 0 \\ 3T(n/2) + cn & , n > 0 \end{cases}$$

- Dengan menggunakan Teorema Master, $a = 3$, $b = 2$, $d = 1$, dan memenuhi $a > b^d$ (yaitu $3 > 2^1$) maka relasi rekurens $T(n) = 3T(n/2) + cn$ memenuhi *case 3*, sehingga

$$T(n) = O(n^{2 \log_2 3}) = O(n^{1.59})$$

- Hasil ini lebih baik dibandingkan dengan algoritma *divide and conquer* sebelumnya

BERSAMBUNG