Dynamisk programmering

Flere eksempler

Eksempel 1: Længste fælles delstreng

Alfabet = mængde af tegn:

{a,b,c,...,z}, {A,C,G,T}, {0,1}

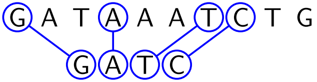
Streng = sekvens $x_1 x_2 x_3 \ldots x_n$ af tegn fra et alfabet:

helloworld

GATAAATCTGGTCTTATTTCC

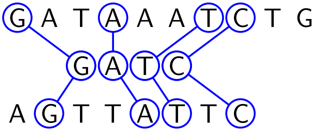
0010110010101010001111

Delstreng = delmængde af tegnene i streng, i uændret rækkefølge:

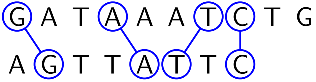


Længste fælles delstreng

Fælles delstreng for to strenge:



Eller:



Længste fælles delstreng:

Givet to strenge

$$X = x_1 x_2 x_3 \dots x_m$$
$$Y = y_1 y_2 y_3 \dots y_n$$

af længde m og n, find en længste fælles delstreng for dem.

Længden af denne kan ses som et mål for similaritet mellem strenge (f.eks. dna-strenge).

Rekursiv løsning?

Vi vil arbejde på at lave en rekursiv løsning. Vi definerer derfor mindre problemstørrelser:

- $X_i = x_1 x_2 x_3 \dots x_i$ for $1 \leq i \leq m$.
- $Y_j = y_1 y_2 y_3 \dots y_j$ for $1 \leq j \leq n$.
- X_0 og Y_0 er den tomme streng.
- $\mathrm{lcs(i,j)}$ er *længden* af længste fælles delstreng af X_i og X_j.

Vi vil gerne finde $\mathrm{lcs(m,n)}$.

Mere generelt: Vi søger en rekursiv formel for $\mathrm{lcs(i,j)}$.

Basistilfælde: Det er klart at $\mathrm{lcs(0,j)} = \mathrm{lcs(i,0)} = 0$.

Optimale delproblemer I

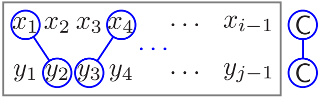
Formel for lcs(i, j): $\boxed{\text{Case I: } x_i = y_j}$

Observation: en fælles delstreng Z for X_i og Y_j består af

- Et sidste tegn z_k.
- En streng $Z' = z_1 z_2 z_3 \dots z_{k-1}$, som må være en fælles delstreng af X_{i-i} og Y_{j-1} (tegnene i Z skal komme i samme rækkefølge som i X og Y, så kun sidste tegn i Z har mulighed for at være x_i og y_j).

Den essentielle egenskab (optimale delproblemer) for Case I:

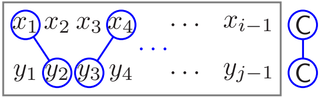
> Hvis Z er en *længste* fælles delstreng for for X_i og Y_j, må Z' være en længste fælles delstreng af X_{i-1} og Y_{j-1}. For hvis der fandtes en længere fælles delstreng for X_{i-1} og Y_{j-1}, kunne den tilføjes tegnet x_i $(= y_j)$ og blive en længere fælles delstreng for X_i og Y_j.



Optimale delproblemer I

Af den essentielle egenskab haves i Case I ($x_i = y_j$):

- $\mathsf{lcs(i,j) = lcs(i-1, j-1) + 1}$
- En længste fælles delstreng for X_{i-1} og Y_{j-1} tilføjet tegnet x_i ($= y_j$) er en længste fælles delstreng for X_i og Y_j.



Optimale delproblemer II

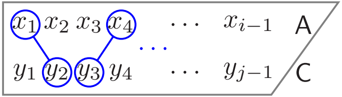
Formel for $\text{lcs}(i, j)$: $\boxed{\text{Case II: } x_i \neq y_j}$

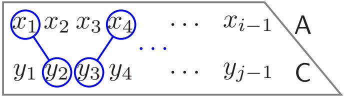
Observation: en fælles delstreng $Z = z_1 z_2 z_3 \ldots z_k$ for X_i og Y_j kan ikke have z_k værende en parring af x_i og y_j (da disse jo er forskellige).

Så Z må være en fælles delstreng for *enten* X_{i-1} og Y_j *eller* for X_i og Y_{j-1} (eller evt. begge).

Den essentielle egenskab (optimale delproblemer) for Case II:

> Hvis Z er en *længste* fælles delstreng for X_i og Y_j, må den være en længste fælles delstreng for enten X_{i-1} og Y_j eller for X_i og Y_{j-1} (eller evt. begge). For hvis der fandtes en længere fælles delstreng for enten X_{i-1} og Y_j eller for X_i og Y_{j-1}, ville denne også være en længere fælles delstreng for X_i og Y_j.





Optimale delproblemer II

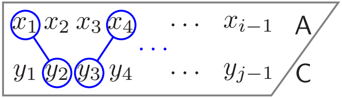
Lad T_1 være en længste fælles delstreng for X_{i-1} og Y_j, og lad T_2 være en længste fælles delstreng for X_i og Y_{j-1}.

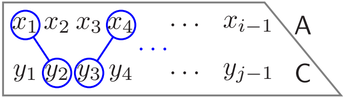
Af den essentielle egenskab i Case II ($x_i \neq y_j$) haves at blandt T_1 og T_2 er der (mindst) en som er en længste fælles delstreng for X_i og Y_j.

Ingen af T_1 og T_2 kan være længere end den længste fælles delstreng for X_i og Y_j (da de begge er delstrenge af X_i og Y_j).

Så af den essentielle egenskab haves i Case II ($x_i \neq y_j$):

- $\mathrm{lcs(i,j) = max(lcs(i-1,j), lcs(i,j-1))}$
- Hvis $\mathrm{lcs(i-1,j) \geq lcs(i,j-1)}$, er en længste fælles delstreng for X_{i-1} og Y_j også en længste fælles delstreng for X_i og Y_j. Et symmetrisk udsagn gælder for "$\leq$" og X_i og Y_{j-1}.





Rekursiv formel for $\mathsf{lcs(i,j)}$

Alt i alt har vi fundet flg. rekursive formel for $\mathsf{lcs(i,j)}$:

$$\mathsf{lcs(i,j)} = \begin{cases} 0 & \text{if } i = 0 \text{ or } j = 0 \\ \mathsf{lcs(i-1,j-1)+1} & \text{if } i,j > 0 \text{ and } x_i = y_j \\ \mathsf{max(lcs(i-1,j),lcs(i,j-1))} & \text{if } i,j > 0 \text{ and } x_i \neq y_j \end{cases}$$

Den giver anledning til en naturlig, simpel rekursiv algoritme.

MEN: det er nemt at se at der er gentagelser blandt delproblemers delproblemer.

Så samme delproblemer bliver gentagne gange beregnet forskellige steder i rekursionstræet, og køretiden bliver meget dårlig.

Kan evt. løses med memoization: hav en tabel med plads til svaret på alle de mulige delproblemer $\mathsf{lcs(i,j)}$, og gem svaret når det er beregnet første gang. Siden, slå det bare op.

Dynamisk programmering: udfyld i stedet direkte denne tabel bottom-up på struktureret måde.

Dynamisk programmering

Dynamisk programmering: udfyld tabel over lcs(i, j) bottom-up på struktureret måde.

$i \setminus j$	0	1	2	·	·	·	n
0							
1							
2							
·							
·							
m							

$i \setminus j$	0	1	2	·	·	·	n
0	0	0	0	0	0	0	0
1	0						
2	0						
·	0						
·	0						
m	0						

$i \setminus j$	0	1	2	·	·
0	0	0	0	0	0
1	0				
2	0				
·	0				
·	0				
m	0				

$$\mathrm{lcs}(i,j) = \begin{cases} 0 & \text{if } i = 0 \text{ or } j = 0 \\ \mathrm{lcs}(i-1, j-1) + 1 & \text{if } i,j > 0 \text{ and } x_i = y_j \\ \max(\mathrm{lcs}(i-1, j), \mathrm{lcs}(i, j-1)) & \text{if } i,j > 0 \text{ and } x_i \neq y_j \end{cases}$$

Køretid

Dynamisk programmering: udfyld tabel over lcs(i, j) bottom-up på struktureret måde.

$i \backslash j$	0	1	2	$\cdot$	$\cdot$	$\cdot$	n
0	0	0	0	0	0	0	0
1	0						
2	0						
$\cdot$	0						
$\cdot$	0						
m	0						

Tabelstørrelse: mn

Udfyld tabelindgang: O(max størrelse af røde graf) $= O(1)$.

Tid i alt: O(produktet af de to) $= O(mn)$.

Find en konkret løsning

lcs(m, n) er *længden* af en længste fælles delstreng for $X = X_m$ og $Y = Y_n$.

Hvis vi gerne vil finde en konkret fælles delstreng af denne længde: Gem for hvert felt i tabellen hvilken af de tre røde pile som gav lcs(i, j)-værdien i dette felt.

	j	0	1	2	3	4	5	6
i		y_j	B	D	C	A	B	A
0	x_i	0	0	0	0	0	0	0
1	A	0	↑ 0	↑ 0	↑ 0	↖ 1	← 1	↖ 1
2	B	0	↖ 1	← 1	← 1	↑ 1	↖ 2	← 2
3	C	0	↑ 1	↑ 1	↖ 2	← 2	↑ 2	↑ 2
4	B	0	↖ 1	↑ 1	↑ 2	↑ 2	↖ 3	← 3
5	D	0	↑ 1	↖ 2	↑ 2	↑ 2	↑ 3	↑ 3
6	A	0	↑ 1	↑ 2	↑ 2	↖ 3	↑ 3	↖ 4
7	B	0	↖ 1	↑ 2	↑ 2	↑ 3	↖ 4	↑ 4

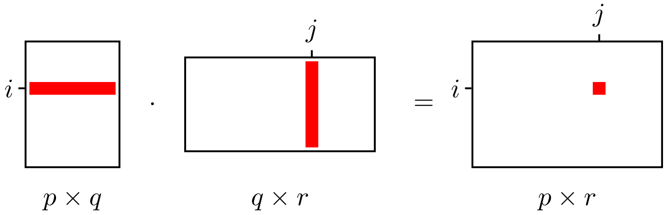
Følg gemte pile baglæns fra lcs(m, n). Når en skrå pil følges er det en Case I, og x_i ($=y_j$) udskrives. Ellers er den en Case II, og intet udskrives.

I alt udskrives en længste fælles delstreng for X og Y i baglæns orden.

Eksempel 2: Multi-Matrix-multiplikation

Fra DM527/MM524:

En $p \times q$ matrix A_1 og en $q \times r$ matrix A_2 kan multipliceres i tid $O(pqr)$. Resultatet er en $p \times r$ matrix.



Matrix-multiplikation er associativ:

$$A_1 \cdot (A_2 \cdot A_3) = (A_1 \cdot A_2) \cdot A_3$$

Multi-Matrix-multiplikation

Matrix-multiplikation er associativ:

$$A_1 \cdot (A_2 \cdot A_3) = (A_1 \cdot A_2) \cdot A_3$$

Men køretiden er IKKE ens. Eksempel:

$$\begin{array}{ccc} A_1 & A_2 & A_3 \\ 10 \times 100 & 100 \times 5 & 5 \times 50 \end{array}$$

$$100 \times 50$$

$$10 \times 5$$

Tid for $A_1 \cdot (A_2 \cdot A_3)$: er $10 \cdot 100 \cdot 50 + 100 \cdot 5 \cdot 50 = 75.000$

Tid for $(A_1 \cdot A_2) \cdot A_3$: er $10 \cdot 100 \cdot 5 + 10 \cdot 5 \cdot 50 = 7.500$

Multi-Matrix-multiplikation

Spørgsmålet:

Givet et produkt af n matricer

$$A_1, \quad A_2, \quad A_3, \quad \dots, \; A_n$$

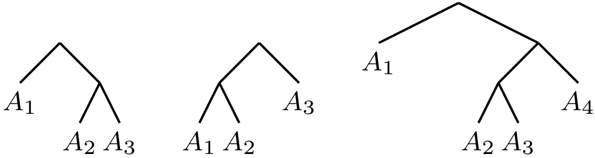
med kombatible dimensioner

$$p_0 \times p_1, \quad p_1 \times p_2, \quad p_2 \times p_3, \quad \dots, \quad p_{n-1} \times p_n$$

hvad er den billigste rækkefølge at gange dem sammen i?

Beregningstræer

Rækkefølge = parentessætning = binært beregningstræ:



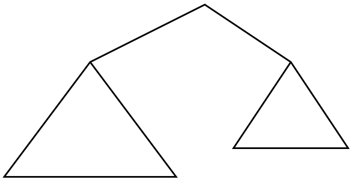
$A_1(A_2A_3)$ $(A_1A_2)A_3$ $A_1((A_2A_3)A_4)$

Optimale delproblemer og rekursiv ligning

Lad $m(i, j)$ være prisen for bedste måde at gange $A_i, \ldots, A_j$ sammen på.

Observation af den essentielle egenskab:

> Undertræerne for roden af et optimalt træ må selv være optimale beregningstræer.



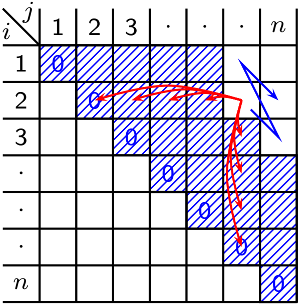
$A_i \ldots A_k$ $\qquad$ $A_{k+1} \ldots A_j$

Prøv alle placeringer af rod, dvs. alle split $A_i, \ldots, A_k$ og $A_{k+1}, \ldots, A_j$:

$$m(i,j) = \begin{cases} 0 & \text{if } i = j \\ \min_{i \leq k < j}\{m(i,k) + m(k+1,j) + p_{i-1}p_kp_j\} & \text{if } i < j \end{cases}$$

Tabel

Gentagelser blandt delproblemers delproblemer. Lav tabel og udfyld systematisk. Målet er at kende $m(1, n)$.



Tabelstørrelse: $n^2/2$

Udfyld tabelindgang: O(max størrelse af røde graf) $= O(n)$.

Tid i alt: O(produktet af de to) $= O(n^3)$.

Find konkret løsning: følg de optimale valg baglæns.