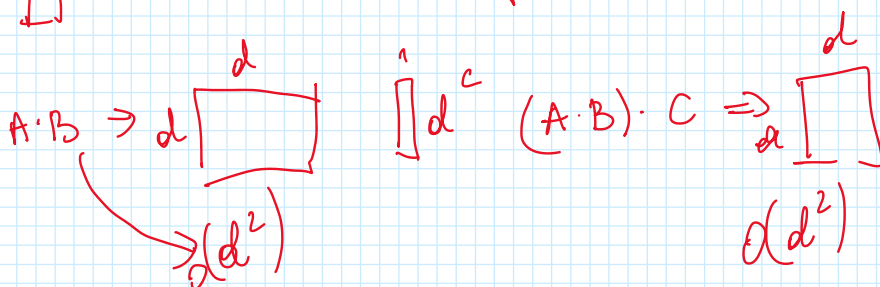
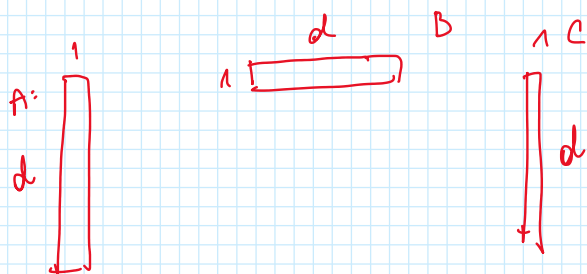


Mnożenie macierzy

czwartek, 6 czerwca 2024 11:44

$(A \cdot B) \cdot C$
 $A \cdot (B \cdot C)$

może to być
inne prace
chcemy znaleźć to
konkretnie



$$B \cdot C \Rightarrow \begin{matrix} 1 & d \\ d & 1 \end{matrix} \Rightarrow O(d)$$

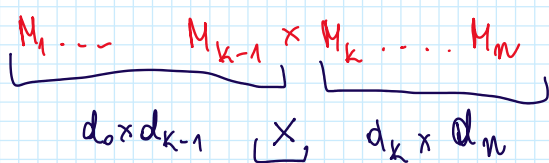
$$(B \cdot C) \cdot A \Rightarrow O(d)$$

czyli to są badziewi
praca
konkretnie

M_1, M_2, \dots, M_n
 $d_0 \times d_1, d_1 \times d_2, \dots, d_{n-1} \times d_n$

jeśli tyle najmniej
wymiarów, ile jest
mających
mających

Dane: d_0, \dots, d_n



obliczenie
 minieru \Rightarrow czyli to będzie $d_0 \cdot d_{k-1} \cdot d_n$

spekulacja

liczba Catalanowa \rightarrow ta metoda
 do zapamiętania
 dużo

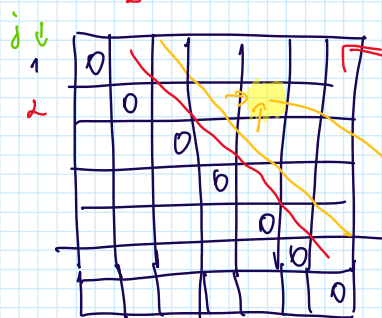
zadanie: Obliczenie macierzy $A \cdot B$ gdzie A ma wymiar $a \times b$ a B wymiar $b \times c$ ma
 koszt: $\Theta(a \cdot b \cdot c)$

Podproblem: Obliczyć optymalny koszt obliczenia $M_i \times \dots \times M_j \in \text{określenie } m_{ij} \text{ dla } i \leq j$

liczba podproblemów: $O(n^2)$

$M_i \times M_j$ $m_{ij} = 0$ koszt obliczenia jednej macierzy

czyli min
 to opt. koszt obliczenia
 $M_1 \times M_2 \dots \times M_n$



tu jest
 mój myślnik

abyśmy żeby policzyć to pole musimy
 rekurencyjnie policzyć i dokładniejsze policzyć
 koszt ich mnożenia

$$m_{ij} = \min_{i \leq k < j} (m_{ik} + m_{k+1j} + d_{i-1} \cdot d_k \cdot d_j)$$

macierz kłosa
 powstanie z tego
 macierza

Rekurencja
 $M_i \times \dots \times M_k$
 $M_{k+1} \times \dots \times M_j$

koszt obliczenia macierzy m :

$$\sum_{s=0}^{n-1}$$

$s=0$
 proste

$$\Theta(s) \cdot (n-s) = O(n^3)$$

koszt mnożenia
 elementów
 liczba elementów
 na s -tyj poziomie

```

procedure dyn - matmult(d[0..n]);
int m[1..n, 1..n], p[1..n, 1..n]
for i ← 1 to n do m[i,i] ← 0;
for s ← 1 to n - 1 do
    for i ← 1 to n - s do
        j ← i + s
        m[i,j] ← mini ≤ k < j (m[i,k] + m[k+1,j] + di-1 dk dj)
        p[i,j] ← "to k, przy którym osiągnęto minimum dla m[i,j]"
    
```

```

procedure dyn-matmult( $d[0..n]$ );
  int  $m[1..n, 1..n]$ ,  $p[1..n, 1..n]$ 
  for  $i \leftarrow 1$  to  $n$  do  $m_{ii} \leftarrow 0$ ;
  for  $s \leftarrow 1$  to  $n-1$  do
    for  $i \leftarrow 1$  to  $n-s$  do
       $j \leftarrow i+s$ 
       $m_{ij} \leftarrow \min_{i \leq k < j} (m_{i,k} + m_{k+1,j} + d_{i-1}d_kd_j)$ 
       $p_{ij} \leftarrow$  "to  $k$ , przy którym osiągnęto minimum dla  $m_{ij}$ "
  return  $p[1..n, 1..n]$ 

```

Problem plecakowy

środa, 14 sierpnia 2024 22:50

n przedmiotów

wagi przedmiotów $\Rightarrow w_1, \dots, w_n \in \mathbb{N}$

wartości przedmiotów $\Rightarrow v_1, \dots, v_n \in \mathbb{R}$

limba $W \in \mathbb{N}$ pojemności plecaka

Wynik: przedmioty w plecaku które mają największą wartość

czyli **niezależny** wybór $\{i_1, \dots, i_k\}$ t.j. $\sum_{j=1}^k w_{i_j} \leq W$ oraz $\sum_{j=1}^k v_{i_j}$ maksymalne

wersja z punktowaniem

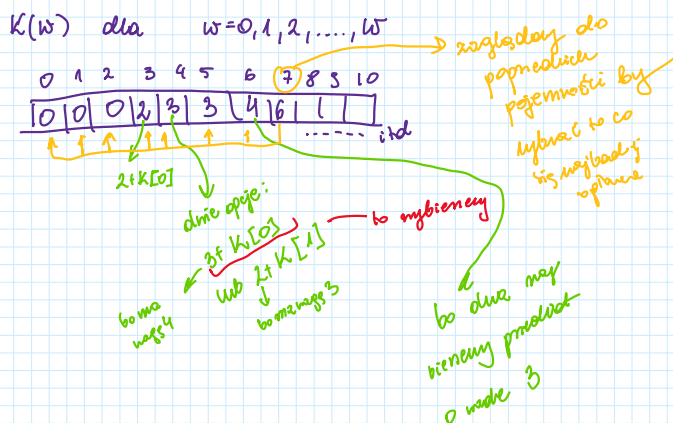
Niech $K(W)$ = maksymalna wartość plecaka o pojemności W

$$K(W) = \begin{cases} 0 & W=0 \\ \max_{i: w_i \leq W} \{K(W-w_i) + v_i\} & W>0 \end{cases}$$

Czas działania: $O(nW)$

Przykład

w_i 3 4 7
 v_i 2 3 6



rozmiar danych problemu

w_1, w_n } # liczb
 v_1, v_n } to $2n+1 = \bar{n}$
 w

dla takich problemów rozmiar danych jest duże liczb

Chcemy by zależność to była funkcja rozmiaru

$$\text{czyli } O(n \cdot W) = f(\bar{n})$$

W ma się ująć do \bar{n}

zatem ten problem ma złożoność wielomianową względem wielkości liczb

Nas problem będzie korzystać
tym więcej im większe jest W
zatem nasz algorytm jest pseudonieliniowy - bo
rozmiar zależy od wartości liczb

W przypadku bez powtórzeń:

n przedmiotów

wagi przedmiotów $\rightarrow w_1, \dots, w_n \in \mathbb{N}$

wartości przedmiotów $\rightarrow v_1, \dots, v_n \in \mathbb{R}$

limit $W \in \mathbb{N}$ pojemności plecaka

Wynik: przedmioty w plecaku które mają największą wartość

czyli ~~wielkość~~ wybór $\{i_1, \dots, i_k\}$ t.ż. $\sum_{j=1}^k w_{i_j} \leq W$ oraz $\sum_{j=1}^k v_{i_j}$ maksymalne

Podproblem: Mniejszy plecak pakowany podzbiorem przedmiotów

$K(w, j)$ - maksymalna wartość plecaka o pojemności w oraz przedmiotów $\{1, \dots, j\}$

$$K(w, j) = \begin{cases} 0 & w=0 \vee j=0 \\ \max \{ K(w-w_j, j-1) + v_j, K(w, j-1) \} & \text{wpp} \end{cases}$$

$j \rightarrow$ przedmioty

	0	1	2	7	...	n
0	0	0	-	-	-	-
1	0					
2	0					
3						
4						
\vdots						
W						

$w \downarrow$

\rightarrow tablica ma
wielkość, ile jest
podproblemów czyli $O(W \cdot n)$

$K(10, 7) \rightarrow$ przedmioty od 1 do 7
czyli najmniejszy przedmiot
może on uczestniczyć w
tym zapakowaniu lub
może okazać się bardziej
opłytym niż bez niego

$A \rightarrow \alpha$
 ϵ
 V_N

$$V_T = \{ (1), [1, 2] \}$$
$$S \rightarrow SS \rightarrow BS \rightarrow (B)S \rightarrow (B)[] \rightarrow ([]) []$$
$$A \rightarrow XY \quad A \rightarrow \omega$$

W1 keine
unpendant

W2
kein

W3
kein

W4
kein

W5
kein

W6
kein

W7
kein

W8
kein

W9
kein

W10
kein

W11
kein

W12
kein

W13
kein

W14
kein

W15
kein

W16
kein

W17
kein

W18
kein

W19
kein

W20
kein

W21
kein

W22
kein

W23
kein

W24
kein

W25
kein

W26
kein

W27
kein

W28
kein

W29
kein

W30
kein

W31
kein

W32
kein

W33
kein

W34
kein

W35
kein

W36
kein

W37
kein

W38
kein

W39
kein

W40
kein

W41
kein

W42
kein

W43
kein

W44
kein

W45
kein

W46
kein

W47
kein

W48
kein

W49
kein

W50
kein

W51
kein

W52
kein

W53
kein

W54
kein

W55
kein

W56
kein

W57
kein

W58
kein

W59
kein

W60
kein

W61
kein

W62
kein

W63
kein

W64
kein

W65
kein

W66
kein

W67
kein

W68
kein

W69
kein

W70
kein

W71
kein

W72
kein

W73
kein

W74
kein

W75
kein

W76
kein

W77
kein

W78
kein

W79
kein

W80
kein

W81
kein

W82
kein

W83
kein

W84
kein

W85
kein

W86
kein

W87
kein

W88
kein

W89
kein

W90
kein

W91
kein

W92
kein

W93
kein

W94
kein

W95
kein

W96
kein

W97
kein

W98
kein

W99
kein

W100
kein

W101
kein

W102
kein

W103
kein

W104
kein

W105
kein

W106
kein

W107
kein

W108
kein

W109
kein

W110
kein

W111
kein

W112
kein

W113
kein

W114
kein

W115
kein

W116
kein

W117
kein

W118
kein

W119
kein

W120
kein

W121
kein

W122
kein

W123
kein

W124
kein

W125
kein

W126
kein

W127
kein

W128
kein

W129
kein

W130
kein

W131
kein

W132
kein

W133
kein

W134
kein

W135
kein

W136
kein

W137
kein

W138
kein

W139
kein

W140
kein

W141
kein

W142
kein

W143
kein

W144
kein

W145
kein

W146
kein

W147
kein

W148
kein

W149
kein

W150
kein

W151
kein

W152
kein

W153
kein

W154
kein

W155
kein

W156
kein

W157
kein

W158
kein

W159
kein

W160
kein

W161
kein

W162
kein

W163
kein

W164
kein

W165
kein

W166
kein

W167
kein

W168
kein

W169
kein

W170
kein

W171
kein

W172
kein

W173
kein

W174
kein

W175
kein

W176
kein

W177
kein

W178
kein

W179
kein

W180
kein

W181
kein

W182
kein

W183
kein

W184
kein

W185
kein

W186
kein

W187
kein

W188
kein

W189
kein

W190
kein

W191
kein

W192
kein

W193
kein

W194
kein

W195
kein

W196
kein

W197
kein

W198
kein

W199
kein

W200
kein

W201
kein

W202
kein

W203
kein

W204
kein

W205
kein

W206
kein

W207
kein

W208
kein

W209
kein

W210
kein

W211
kein

W212
kein

W213
kein

W214
kein

W215
kein

W216
kein

W217
kein

W218
kein

W219
kein

W220
kein

W221
kein

W222
kein

W223
kein

W224
kein

W225
kein

W226
kein

W227
kein

W228
kein

W229
kein

W230
kein

W231
kein

W232
kein

W233
kein

W234
kein

W235
kein

W236
kein

W237
kein

W238
kein

W239
kein

W240
kein

W241
kein

W242
kein

W243
kein

W244
kein

W245
kein

W246
kein

W247
kein

W248
kein

W249
kein

W250
kein

W251
kein

W252
kein

W253
kein

W254
kein

W255
kein

W256
kein

W257
kein

W258
kein

W259
kein

W260
kein

W261
kein

W262
kein

W263
kein

W264
kein

W265
kein

W266
kein

W267
kein

W268
kein

W269
kein

W270
kein

W271
kein

W272
kein

W273
kein

W274
kein

W275
kein

W276
kein

W277
kein

W278
kein

W279
kein

W280
kein

W281
kein

W282
kein

W283
kein

W284
kein

W285
kein

W286
kein

W287
kein

W288
kein

W289
kein

W290
kein

W291
kein

W292
kein

W293
kein

W294
kein

W295
kein

W296
kein

W297
kein

W298
kein

W299
kein

W300
kein

W301
kein

W302
kein

W303
kein

W304
kein

W305
kein

W306
kein

W307
kein

W308
kein

W309
kein

W310
kein

W311
kein

W312
kein

W313
kein

W314
kein

W315
kein

W316
kein

W317
kein

W318
kein

W319
kein

W320
kein

W321
kein

W322
kein

W323
kein

W324
kein

W325
kein

W326
kein

W327
kein

W328
kein

W329
kein

W330
kein

W331
kein

W332
kein

W333
kein

W334
kein

W335
kein

W336
kein

W337
kein

W338
kein

W339
kein

W340
kein

W341
kein

W342
kein

W343
kein

W344
kein

W345
kein

W346
kein

W347
kein

W348
kein

W349
kein

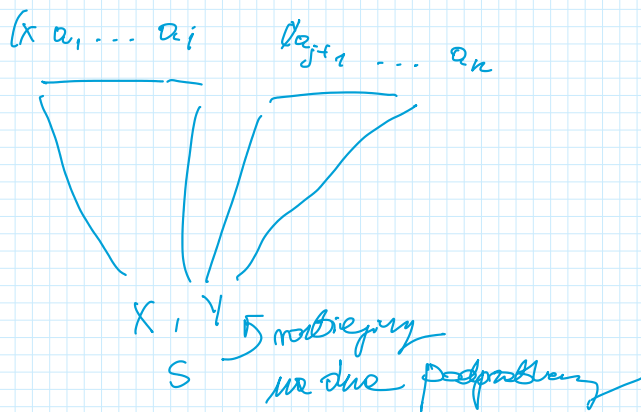
W350
kein

Wykład 6 Strona 6

Kuchla dżen wypowolien

Fakt: słowa w gramatyce Chomskiego n litrowe słowa
 da się ograniczyć do

2^{n-1}
 parowań
 dżen wypowolien
 ↓
 na ote się poianie
 bżę myliie mialil
 wypowolien



podproblem $O(|V_n| \cdot n^2)$
 ↓
 liczba wielmialil
 ↓
 spójnych podciągów
 $a_1 \dots a_n$
 $a_1 a_2, a_2 \dots a_n$
 itd