



Dynamische Programmierung (2)

Matrixkettenprodukt

Prof. Dr. S. Albers
Prof. Dr. Th. Ottmann

Das Optimalitätsprinzip

Typische Anwendung für dynamisches Programmieren:
Optimierungsprobleme

Eine optimale Lösung für das Ausgangsproblem setzt sich aus *optimalen* Lösungen für kleinere Probleme zusammen.

Kettenprodukt von Matrizen

Gegeben: Folge (Kette) $\langle A_1, A_2, \dots, A_n \rangle$ von Matrizen

Gesucht: Produkt $A_1 \cdot A_2 \cdot \dots \cdot A_n$

Problem: Organisiere die Multiplikation so, dass möglichst wenig skalare Multiplikationen ausgeführt werden.

Definition: Ein Matrizenprodukt heißt *vollständig geklammert*, wenn es entweder eine einzelne Matrix oder das geklammerte Produkt zweier vollständig geklammerter Matrizenprodukte ist.

Beispiel für vollständig geklammerte Matrizenprodukte der Kette $\langle A_1, A_2, \dots, A_n \rangle$



Alle vollständig geklammerten Matrizenprodukte
der Kette $\langle A_1, A_2, A_3, A_4 \rangle$ sind:

$$(A_1(A_2(A_3A_4)))$$

$$(A_1((A_2 A_3) A_4))$$

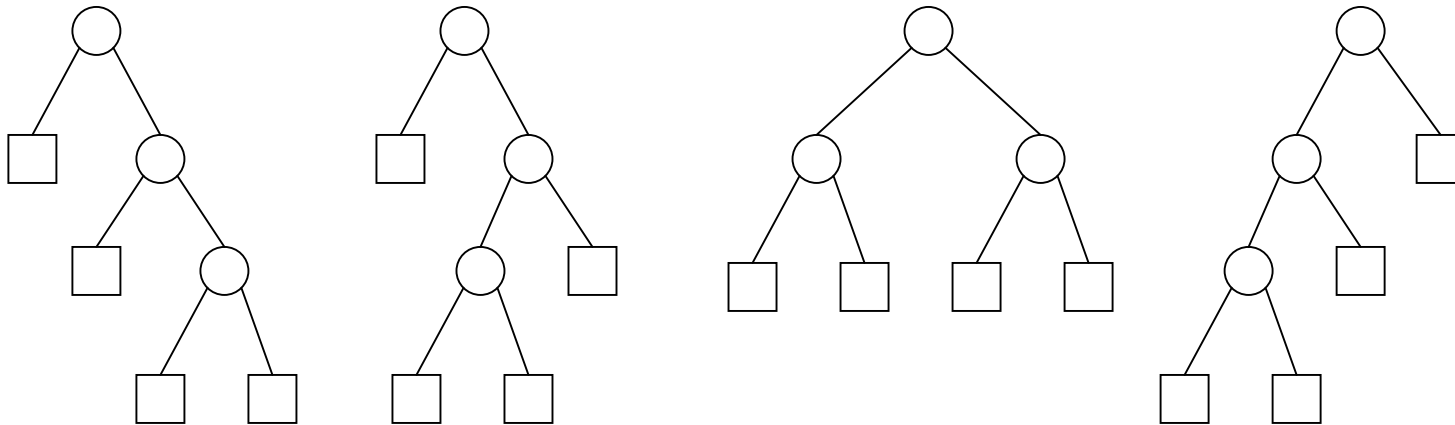
$$((A_1 A_2)(A_3 A_4))$$

$$((A_1(A_2 A_3)) A_4)$$

$$(((A_1A_2) A_3) A_4)$$

Anzahl der verschiedenen Klammerungen

Klammerungen entsprechen strukturell verschiedenen Bäumen.



Anzahl der verschiedenen Klammierungen

$P(n)$ sei die Anzahl der verschiedenen Klammierungen
von $A_1 \dots A_k A_{k+1} \dots A_n$

$$P(1) = 1$$

$$P(n) = \sum_{k=1}^{n-1} P(k)P(n-k) \quad \text{für } n \geq 2$$

$$P(n+1) = \frac{1}{n+1} \binom{2n}{n} \approx \frac{4^n}{n\sqrt{\pi n}} + O\left(\frac{4^n}{\sqrt{n^5}}\right)$$

$$P(n+1) = C_n \quad n\text{-te Catalansche Zahl}$$

Bem: Finden der optimalen Klammerung durch
Ausprobieren sinnlos.

Multiplikation zweier Matrizen

$$A = (a_{ij})_{p \times q}, B = (b_{ij})_{q \times r}, A \cdot B = C = (c_{ij})_{p \times r},$$

$$c_{ij} = \sum_{k=1}^q a_{ik} b_{kj}.$$

Algorithmus *Matrix-Mult*

Input: Eine $(p \times q)$ Matrix A und eine $(q \times r)$ Matrix B

Output: Die $(p \times r)$ Matrix $C = A \cdot B$

```
1 for  $i := 1$  to  $p$  do
2   for  $j := 1$  to  $r$  do
3      $C[i, j] := 0$ 
4     for  $k := 1$  to  $q$  do
5        $C[i, j] := C[i, j] + A[i, k] \cdot B[k, j]$ 
```

Anzahl Multiplikationen und Additionen: $p \cdot q \cdot r$

Bem: für zwei $n \times n$ – Matrizen werden hier n^3 Multiplikationen benötigt.
Es geht auch mit $O(n^{2.376})$ Multiplikationen.

Matrizenkettenprodukt Beispiel

Berechnung des Produkts von A_1, A_2, A_3 mit

A_1 : 10×100 Matrix

A_2 : 100×5 Matrix

A_3 : 5×50 Matrix

a) Klammerung $((A_1 A_2) A_3)$ erfordert

$A' = (A_1 A_2)$:

$A' A_3$:

Summe:

Matrizenkettenprodukt Beispiel

A_1 : 10×100 Matrix

A_2 : 100×5 Matrix

A_3 : 5×50 Matrix

a) Klammerung $(A_1 (A_2 A_3))$ erfordert

$A'' = (A_2 A_3)$:

$A_1 A''$:

Summe:

Struktur der optimalen Klammerung

$$(A_{i\dots j}) = ((A_{i\dots k}) (A_{k+1\dots j})) \quad i \leq k < j$$

Jede optimale Lösung des Matrixkettenprodukt Problems enthält optimale Lösungen von Teilproblemen.

Rekursive Bestimmung des Wertes einer optimalen Lösung:

$m[i,j]$ sei minimale Anzahl von Operationen zur Berechnung des Teilproduktes $A_{i\dots j}$:

$$m[i,j] = 0 \quad \text{falls } i = j$$

$$m[i,j] = \min_{i \leq k < j} \{m[i,k] + m[k+1,j] + p_{i-1}p_kp_j\} \quad , \text{sonst}$$

$s[i,k]$ = optimaler Splitwert für ein k , für das das Minimum angenommen wird

Rekursive Matrixkettenprodukt

Algorithmus *rek-mat-ket*(p, i, j)

Input: Eingabefolge $p = \langle p_0, p_1, \dots, p_n \rangle$, $p_{i-1} \times p_i$ Dimensionen der Matrix A_i

Invariante: *rek-mat-ket*(p, i, j) liefert $m[i, j]$

1 **if** $i = j$ **then return** 0

2 $m[i, j] := \infty$

3 **for** $k := i$ **to** $j - 1$ **do**

4 $m[i, j] := \min(m[i, j], p_{i-1} p_k p_j +$
 rek-mat-ket(p, i, k) +
 rek-mat-ket($p, k+1, j$))

5 **return** $m[i, j]$

Aufruf: *rek-mat-ket*($p, 1, n$)

Rekursives Matrixkettenprodukt, Laufzeit

Sei $T(n)$ die Anzahl der Schritte zur Berechnung von $\text{rek-mat-ket}(p, 1, n)$.

$$T(1) \geq 1$$

$$T(n) \geq 1 + \sum_{k=1}^{n-1} (T(k) + T(n-k) + 1)$$

$$\geq n + 2 \sum_{i=1}^{n-1} T(i)$$

$$\Rightarrow T(n) \geq 3^{n-1} \quad (\text{vollst. Induktion})$$

Exponentielle Laufzeit!

Matrixkettenprodukt mit dynamischer Programmierung



Algorithmus *dyn-mat-ket*

Input: Eingabefolge $p = \langle p_0, p_1, \dots, p_n \rangle$ $p_{i-1} \times p_i$ Dimension der Matrix A_i

Output: $m[1, n]$

```
1   $n := \text{length}(p)$ 
2  for  $i := 1$  to  $n$  do  $m[i, i] := 0$ 
3  for  $l := 2$  to  $n$  do
    /*  $l =$  Länge des Teilproblems */
4    for  $i := 1$  to  $n - l + 1$  do
        /*  $i$  ist der linke Index */
5         $j := i + l - 1$ 
        /*  $j$  ist der rechte Index */
6         $m[i, j] := \infty$ 
7        for  $k := i$  to  $j - 1$  do
8             $m[i, j] := \min(m[i, j], p_{i-1} p_k p_j + m[i, k] + m[k + 1, j])$ 
9  return  $m[1, n]$ 
```

Berechnungsbeispiel

$$A_1 \quad 30 \times 35$$

$$A_4 \quad 5 \times 10$$

$$A_2 \quad 35 \times 15$$

$$A_5 \quad 10 \times 20$$

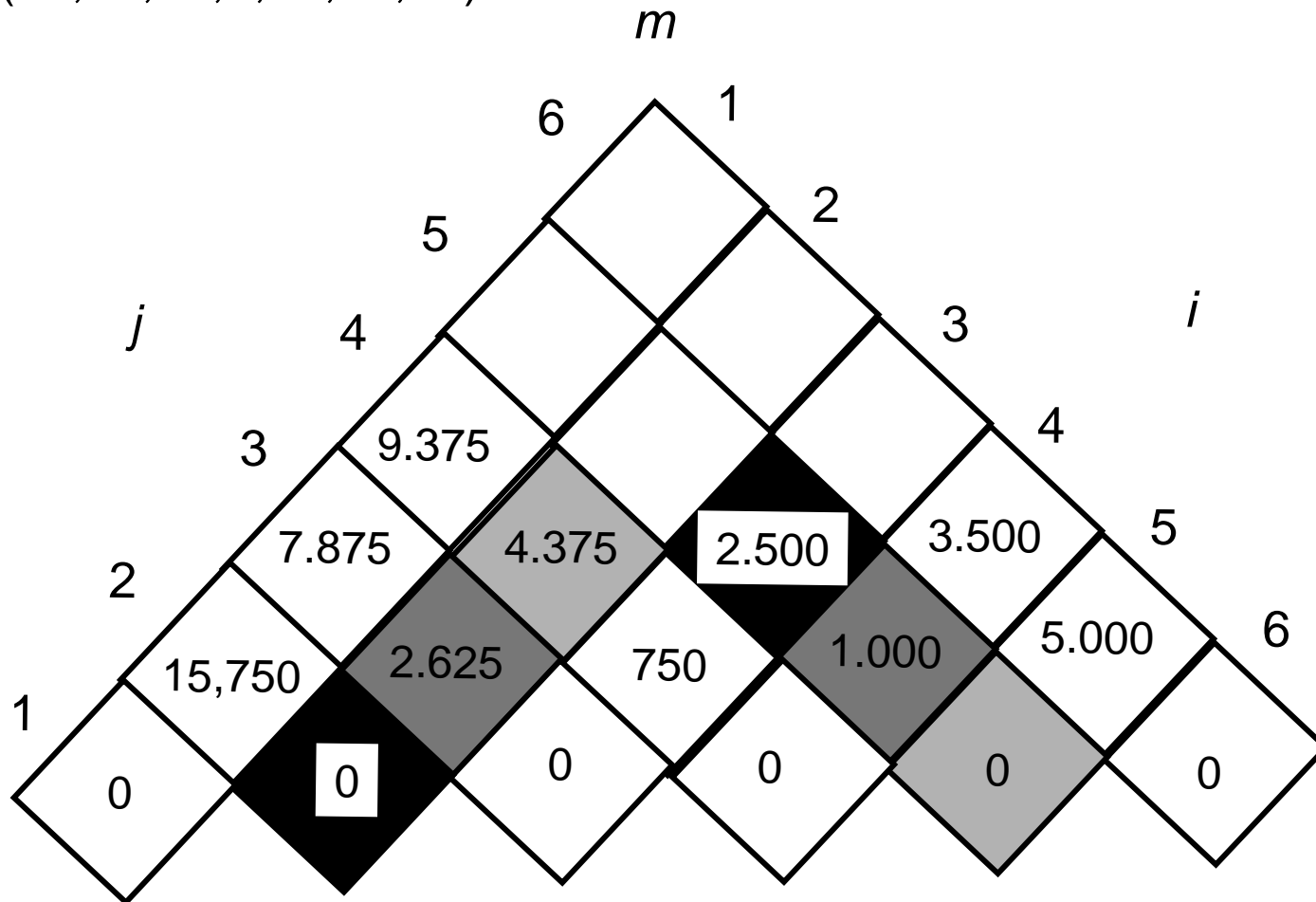
$$A_3 \quad 15 \times 5$$

$$A_6 \quad 20 \times 25$$

$$P = (30, 35, 15, 5, 10, 20, 25)$$

Berechnungsbeispiel

$$P = (30, 35, 15, 5, 10, 20, 25)$$



Berechnungsbeispiel

$$m[2,5] =$$

$$\min_{2 \leq k < 5} (m[2,k] + m[k+1,5] + p_1 p_k p_5)$$

$$\min \begin{cases} m[2,2] + m[3,5] + p_1 p_2 p_5 \\ m[2,3] + m[4,5] + p_1 p_3 p_5 \\ m[2,4] + m[5,5] + p_1 p_4 p_5 \end{cases}$$

$$\min \begin{cases} 0 + 2500 + 35 \cdot 15 \cdot 20 = 13000 \\ 2625 + 1000 + 35 \cdot 5 \cdot 20 = 7125 \\ 4375 + 0 + 35 \cdot 10 \cdot 20 = 11375 \end{cases}$$

$$= 7125$$

Matrixkettenprodukt und optimale Splitwerte mit dynamischer Programmierung



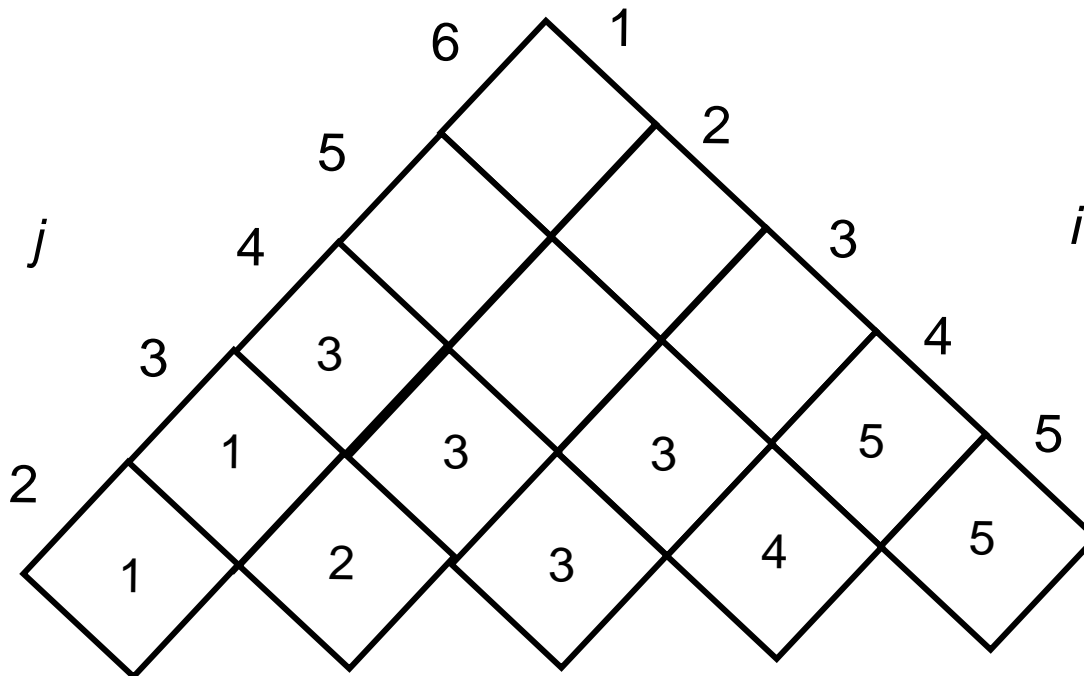
Algorithmus *dyn-mat-ket(p)*

Input: Eingabefolge $p = \langle p_0, p_1, \dots, p_n \rangle$ $p_{i-1} \times p_i$ Dimension der Matrix A_i

Output: $m[1, n]$ und eine Matrix $s[i, j]$ von opt. Splitwerten

```
1   $n := \text{length}(p)$ 
2  for  $i := 1$  to  $n$  do  $m[i, i] := 0$ 
3  for  $l := 2$  to  $n$  do
4    for  $i := 1$  to  $n - l + 1$  do
5       $j := i + l - 1$ 
6       $m[i, j] := \infty$ 
7      for  $k := i$  to  $j - 1$  do
8         $q := m[i, j]$ 
9         $m[i, j] := \min(m[i, j], p_{i-1} p_k p_j +$ 
10                        $m[i, k] + m[k + 1, j])$ 
11      if  $m[i, j] < q$  then  $s[i, j] := k$ 
11 return  $(m[1, n], s)$ 
```

Berechnungsbeispiel für Splitwerte



Berechnung der optimalen Klammerung

Algorithmus *Opt-Klam*

Input: Die Sequenz A der Matrizen, die Matrix s der optimalen Splitwerte, zwei Indizes i und j

Output: Eine optimale Klammerung von $A_{i\dots j}$

```
1  if  $i < j$ 
2      then  $X := \text{Opt-Klam}(A, s, i, s[i, j])$ 
3            $Y := \text{Opt-Klam}(A, s, s[i, j] + 1, j)$ 
4           return  $(X \cdot Y)$ 
5  else return  $A_i$ 
```

Aufruf: $\text{Opt-Klam}(A, s, 1, n)$

Matrixkettenprodukt mit dynamischer Programmierung (Top-down Ansatz)



Notizblock-Methode zur Beschleunigung einer rekursiven Problemlösung:

Ein Teilproblem wird nur beim *ersten Auftreten* gelöst, die Lösung wird in einer Tabelle gespeichert und bei jedem späteren Auftreten desselben Teilproblems wird die Lösung (ohne erneute Rechnung!) in der Lösungstabelle nachgesehen.

Memoisiertes Matrixkettenprodukt (Notizblock-Methode)



Algorithmus *mem-mat-ket*(p, i, j)

Invariante: *mem-mat-ket*(p, i, j) liefert $m[i, j]$ und $m[i, j]$ hat den korrekten Wert, falls $m[i, j] < \infty$

```
1 if  $i = j$  then return 0
2 if  $m[i, j] < \infty$  then return  $m[i, j]$ 
3 for  $k := i$  to  $j - 1$  do
4      $m[i, j] := \min(m[i, j], p_{i-1} p_k p_j +$   
         $\text{mem-mat-ket}(p, i, k) +$   
         $\text{mem-mat-ket}(p, k + 1, j))$ 
5 return  $m[i, j]$ 
```

Memoisiertes Matrixkettenprodukt (Notizblock-Methode)



Aufruf:

```
1  $n := \text{length}(p) - 1$ 
2 for  $i := 1$  to  $n$  do
3   for  $j := 1$  to  $n$  do
4      $m[i, j] := \infty$ 
5 mem-mat-ket( $p, 1, n$ )
```

Zur Berechnung aller Einträge $m[i, j]$ mit Hilfe von `mem-mat-ket` genügen insgesamt $O(n^3)$ Schritte.

$O(n^2)$ Einträge

jeder Eintrag $m[i, j]$ wird einmal eingetragen

jeder Eintrag $m[i, j]$ wird zur Berechnung eines Eintrages $m[i', j']$ betrachtet, falls $i' = i$ und $j' > j$ oder $j' = j$ und $i' < i$

→ $\leq 2n$ Einträge benötigen $m[i, j]$

Bemerkung zum Matrixkettenprodukt

1. Es gibt einen Algorithmus mit linearer Laufzeit $O(n)$, der eine Klammerung findet mit Multiplikationsaufwand $\leq 1.155 M_{opt}$
2. Es gibt einen Algorithmus mit Laufzeit $O(n \log n)$, der optimale Klammerung findet.