

Algorithmen 1

Dynamische Programmierung



Fibonacci-Zahlen

Definition: $F(1) = F(2) = 1$, $F(n) = F(n - 1) + F(n - 2)$ für $n \geq 3$ (1, 1, 2, 3, 5, 8, 13, 21, ...)

Fib(Number n)

$F :=$ Array of size $n + 1$

$F[1] := 1$

$F[2] := 1$

for $i \in \{3, \dots, n\}$ **do**

$F[i] := F[i - 1] + F[i - 2]$

return $F[n]$

Laufzeit

■ iterativ: $\Theta(n)$

■ rekursiv: $\Theta(\varphi^n)$ mit $\varphi = \frac{1+\sqrt{5}}{2} \approx 1,6181$

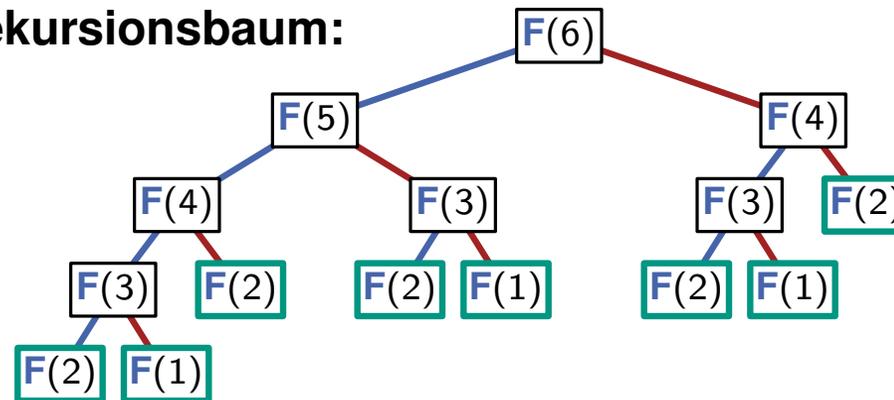
F(Number n)

if $n = 1$ **or** $n = 2$ **then**

return 1

return $F(n - 1) + F(n - 2)$

Rekursionsbaum:



(Rekurrenz lösen (nicht hier): $T(n) = T(n - 1) + T(n - 2) + \Theta(1)$)

Was ist hier passiert?

Rekursiv definiertes Problem

- reduziert Gesamtproblem auf kleinere Teilprobleme
 - Gesamtproblem: berechne $F(n)$; Teilprobleme: berechne $F(n - 1)$ und $F(n - 2)$
- Teilprobleme überlappen sich
 - für $F(n - 1)$ muss man nochmal $F(n - 2)$ berechnen
- rekursive Lösung: betrachtet selbes Teilproblem mehrfach

Iterative Lösung

- baue schrittweise größere Teillösungen auf
 - Teillösungen speichern → keine mehrfache Berechnung
- } meist recht einfach

Und wenn das Problem gar nicht rekursiv definiert ist?

- finde eine äquivalente rekursive Definition
- } das ist der schwierige Teil

Problemstellung: Splittability

Definition

Ein **String** S der Länge n ist eine Folge von Buchstaben $\langle S[0], \dots, S[n-1] \rangle$. Die Teilfolge $\langle S[a], \dots, S[b] \rangle$ bezeichnen wir auch mit $S[a, b] = S[a, b+1) = S(a-1, b] = S(a-1, b+1)$.

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
E	i	n	B	e	i	s	p	i	e	l	S	t	r	i	n	g

$S[3, 11)$

Problem: Splittability

Gegeben ein String S , gibt es Trennstellen $0 = s_0 < \dots < s_k = n$, sodass $S[s_{i-1}, s_i)$ für alle $i \in [1, k]$ ein gültiges Wort ist? Wir sagen dann, dass S **splittable** ist.

m	o	n	k	e	y	e	a	r	t	h	a	i	r
↑	↑	↑	↑	↑	↑	↑	↑	↑	↑	↑	↑	↑	↑
s_0				s_1			s_2			s_3			s_4

Teilprobleme und rekursive Definition

Problem: Splittability

Gegeben ein String S , gibt es Trennstellen $0 = s_0 < \dots < s_k = n$, sodass $S[s_{i-1}, s_i)$ für alle $i \in [1, k]$ ein gültiges Wort ist? Wir sagen dann, dass S **splittable** ist.

Teilprobleme

- für $i \in [0, n]$: Ist $S[0, i)$ splittable?
- beachte: Gesamtproblem fragt ob $S[0, n)$ splittable ist

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13
m	o	n	k	e	y	e	a	r	t	h	a	i	r

Beispiel: $S[0, 9)$ ist splittable

Rekursive Definition auf Basis der Teilprobleme

- **splittable**(0) = true
- **splittable**(i) = $\exists j \in [0, i)$ **splittable**(j) \wedge **isWord**($S[j, i)$)

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13
m	o	n	k	e	y	e	a	r	t	h	a	i	r

Beispiel:

splittable(7) \wedge **isWord**($S[7, 10)$) = true
 \Rightarrow **splittable**(10) = true

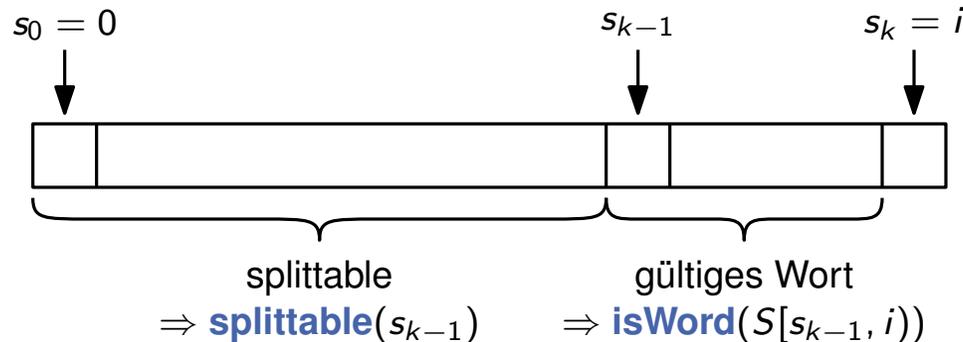
Korrektheit

Theorem

Der Teilstring $S[0, i)$ ist genau dann splittable, wenn **splittable**(i) = true.

Beweis: Induktion über i

- Induktionsanfang: der leere String ist splittable und **splittable**(0) = true
- Hinrichtung: $S[0, i)$ splittable \Rightarrow **splittable**(i) = true
 - betrachte Lösung $0 = s_0 < \dots < s_k = i$
 - dann ist $S[0, s_{k-1})$ splittable und $S[s_{k-1}, i)$ ein Wort
 - nach I.V. gilt dann **splittable**(s_{k-1}) = true (und es gilt **isWord**(s_{k-1}, i) = true)



Erinnerung: Rekursive Definition von **splittable**

- **splittable**(0) = true
- **splittable**(i) = $\exists j \in [0, i)$ **splittable**(j) \wedge **isWord**($S[j, i)$)

Iterative Implementierung

isSplittable(*String S*)

```

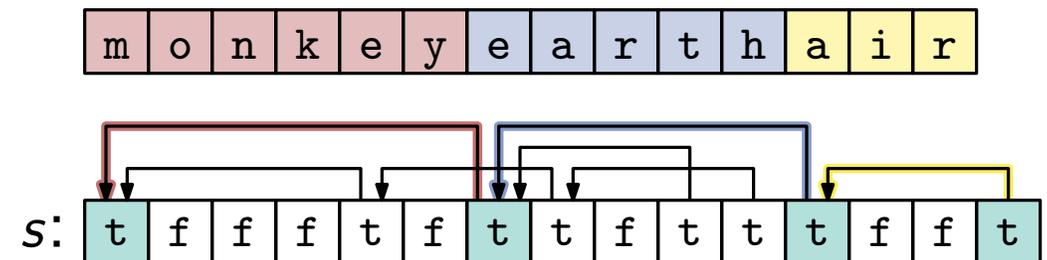
s := Array of size n + 1
s[0] := true
for i ∈ {1, ..., n} do
  s[i] = false
  for j ∈ {0, ..., i - 1} do
    if s[j] and isWord(S[j, i]) then
      s[i] := true
return s[n]
  
```

Laufzeit

- $\Theta(n^2)$ Aufrufe von **isWord** (also: polynomiell)

Bekommen wir auch eine Lösung?

- speichere für jedes *i* wegen welchem *j* wir *s*[*i*] := true gesetzt haben
- verfolge diese Pointer rückwärts von *n* aus



Erinnerung: Rekursive Definition von **splittable**

- **splittable**(0) = true
- **splittable**(*i*) = $\exists j \in [0, i) \text{ splittable}(j) \wedge \text{isWord}(S[j, i])$

In drei Schritten zum dynamischen Programm

Schritt 1: Spezifikation der Teilprobleme

- Welche Zwischenergebnisse wollen wir berechnen?
- Worüber geht die Induktion?
- Beispiel: Ist $S[0, i)$ splittable?

schwer
erfordert Kreativität
ggf. richtige Idee nötig
interagiert mit Schritt 2

Schritt 2: Aufstellung der Rekurrenz für Teillösungen

- Wie berechnen wir neue aus alten Zwischenergebnissen?
- Korrektheit: Induktion
- Beispiel: Lösung für i dank Lösungen für $0, \dots, i - 1$

nicht superschwer

Schritt 3: Iterative Berechnung der Teillösungen

- Wie verwalten wir die Zwischenergebnisse?
- Wie hängen die Zwischenergebnisse voneinander ab?
- In welcher Reihenfolge berechnen wir Zwischenergebnisse?
- Wie bekommen wir die tatsächliche Lösung?

leicht
(mit etwas Übung)

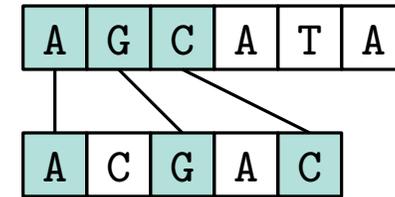
Longest Common Subsequence

Problem: LCS

Gegeben Folgen $\langle a_1, \dots, a_n \rangle$ und $\langle b_1, \dots, b_m \rangle$, was ist die längste gemeinsame Teilfolge?

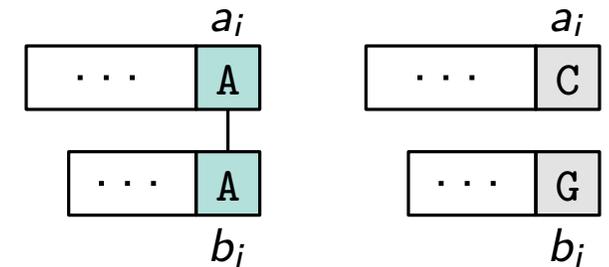
Schritt 1: Spezifikation der Teilprobleme

- Wie lang ist die LCS von $\langle a_1, \dots, a_i \rangle$ und $\langle b_1, \dots, b_j \rangle$?
- $i = n$ und $j = m$ liefert Gesamtlösung
- vereinfachte Sichtweise: nur Größe der Lösung (Berechnung der Lösung selbst heben wir uns für Schritt 3 auf)



Schritt 2: Aufstellung der Rekurrenz

- Ziel: $\mathbf{LCS}(i, j)$ bezeichnet Länge der LCS von $\langle a_1, \dots, a_i \rangle$ und $\langle b_1, \dots, b_j \rangle$
- $\mathbf{LCS}(i, 0) = \mathbf{LCS}(0, j) = 0$
- $$\mathbf{LCS}(i, j) = \begin{cases} \mathbf{LCS}(i-1, j-1) + 1 & \text{wenn } a_i = b_j \\ \max\{\mathbf{LCS}(i, j-1), \mathbf{LCS}(i-1, j)\} & \text{wenn } a_i \neq b_j \end{cases}$$
- Korrektheit: folgt induktiv



Longest Common Subsequence: Schritt 3

Rekurrenz

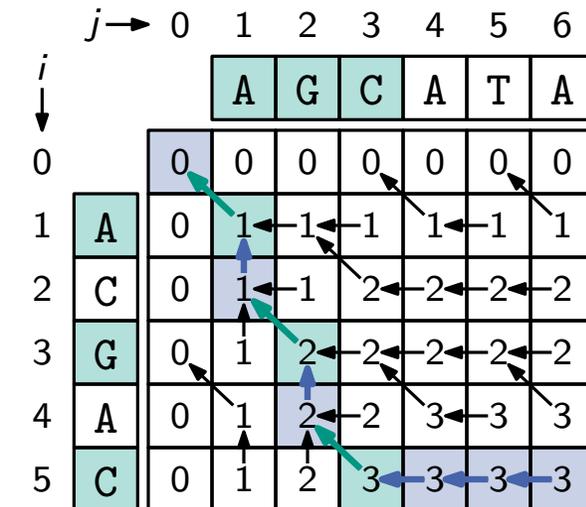
- $\text{LCS}(i, 0) = \text{LCS}(0, j) = 0$
- $\text{LCS}(i, j) = \begin{cases} \text{LCS}(i-1, j-1) + 1 & \text{wenn } a_i = b_j \\ \max\{\text{LCS}(i, j-1), \text{LCS}(i-1, j)\} & \text{wenn } a_i \neq b_j \end{cases}$

Antworten auf die Fragen von Schritt 3

- speichere für jedes $(i, j) \in [0, n] \times [0, m]$ eine Zahl
- \rightarrow Array von Arrays
- Eintrag bei (i, j) ggf. ab von Einträgen bei: $(i-1, j-1)$, $(i, j-1)$ und $(i-1, j)$
- von oben links nach unten rechts ausfüllen (Zeilenweise)
- zur Rekonstruktion der Lösung:
 - merke für jeden Eintrag, von wo er kommt
 - Rückverfolgung dieser Pointer \rightarrow Lösung
(jeder diagonale Schritt ist gemeinsames Zeichen)

Schritt 3: Iterative Berechnung der Teillösungen

- Wie verwalten wir die Zwischenergebnisse?
- Wie hängen die Zwischenergebnisse voneinander ab?
- In welcher Reihenfolge berechnen wir Zwischenergebnisse?
- Wie bekommen wir die tatsächliche Lösung?



Subset Sum

Situation

- ihr braucht koeri + Pommes (3,70€)
- ihr wollt gerne passend bezahlen

	Reine Kalbsbratwurst mit Currysoße und Baguette ^[Se,Sn,We]	2,40 €
		☆☆☆
	Vegane Bratwurst mit Currysoße und Baguette ^[Se,Sn,So,We]	2,40 €
		☆☆☆
	koerifrites	1,30 €
		☆☆☆

Problem: Subset Sum

Gegeben eine Multimenge $A = \{a_1, \dots, a_n\}$ von natürlichen Zahlen und eine natürliche Zahl S . Gibt es eine Teilmenge $A' \subseteq A$, sodass $\sum_{a \in A'} a = S$?

Anmerkungen

- das ist in gewissem Sinne ein schweres Problem
- mehr dazu in TGI nächstes Semester
- aber: S nicht zu groß \rightarrow effiziente Lösung mit DP



Subset Sum: Teilprobleme und Rekurrenz

Problem: Subset Sum Problem

Gegeben eine Multimenge $A = \{a_1, \dots, a_n\}$ von natürlichen Zahlen und eine natürliche Zahl S . Gibt es eine Teilmenge $A' \subseteq A$, sodass $\sum_{a \in A'} a = S$?

Schritt 1: Spezifikation der Teilprobleme

- betrachte ein Paar (i, s) mit $i \leq n$ und $s \leq S$
- Gibt es Teilmenge $A' \subseteq \{a_1, \dots, a_i\}$, sodass $\sum_{a \in A'} a = s$?
- $i = n$ und $s = S$ liefert Gesamtlösung

Schritt 2: Aufstellung der Rekurrenz

- Ziel: $\text{SSP}(i, s) = \text{true}$ genau dann wenn es für das Paar (i, s) eine Lösung gibt
- $\text{SSP}(0, s) = \text{true} \Leftrightarrow s = 0$ (false sonst) und $\text{SSP}(i, s) = \text{false}$ für $s < 0$
- $\text{SSP}(i, s) = \text{SSP}(i-1, s) \vee \text{SSP}(i-1, s - a_i)$
 a_i nicht gewählt a_i gewählt

(Korrektheit folgt induktiv)

Subset Sum: Schritt 3

Rekurrenz

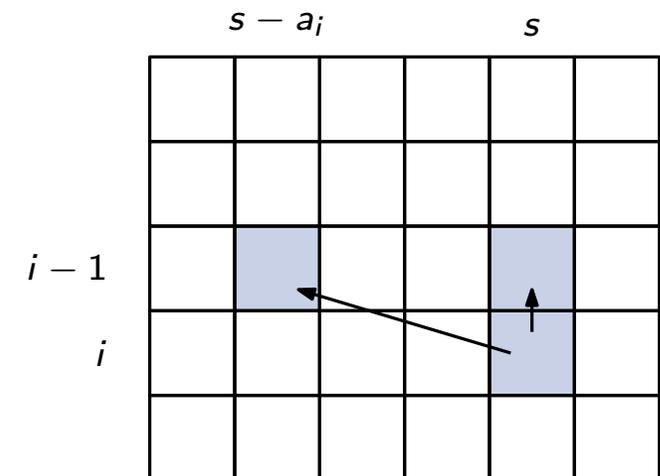
- $SSP(0, s) = \text{true} \Leftrightarrow s = 0$
- $SSP(i, s) = \text{false}$ für $s < 0$
- $SSP(i, s) = SSP(i - 1, s) \vee SSP(i - 1, s - a_i)$

Schritt 3: Iterative Berechnung der Teillösungen

- Wie verwalten wir die Zwischenergebnisse?
- Wie hängen die Zwischenergebnisse voneinander ab?
- In welcher Reihenfolge berechnen wir Zwischenergebnisse?
- Wie bekommen wir die tatsächliche Lösung?

Antworten auf die Fragen von Schritt 3

- $SSP(i, s) = \text{false}$ für $s < 0$ brauchen wir nicht explizit speichern
- für jedes $(i, s) \in [0, n] \times [0, S]$ ein boolescher Wert \rightarrow Array von Arrays
- Einträge in Zeile i hängen von Einträgen in Zeile $i - 1$ ab
- Reihenfolge: Tabelle zeilenweise ausfüllen
- zur Rekonstruktion der Lösung:
 - merke für jeden Eintrag, von wo er kommt
 - Rückverfolgung dieser Pointer \rightarrow Lösung
(jeder diagonale Schritt entspricht ausgewähltem Element)

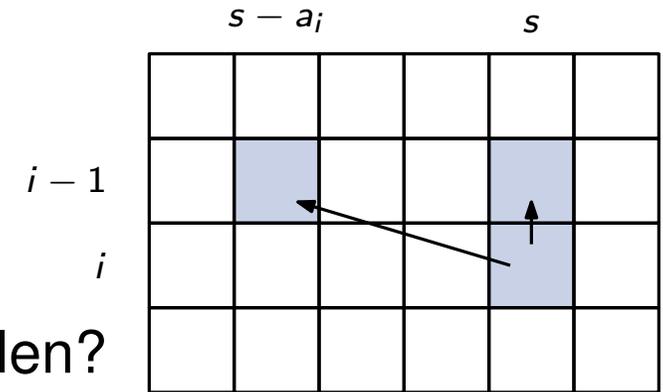


Alternativer Sichtweise für Schritt 3: Pfadfindung

Rekurrenz

- $SSP(0, s) = \text{true} \Leftrightarrow s = 0$
- $SSP(i, s) = \text{false}$ für $s < 0$
- $SSP(i, s) = SSP(i-1, s) \vee SSP(i-1, s - a_i)$

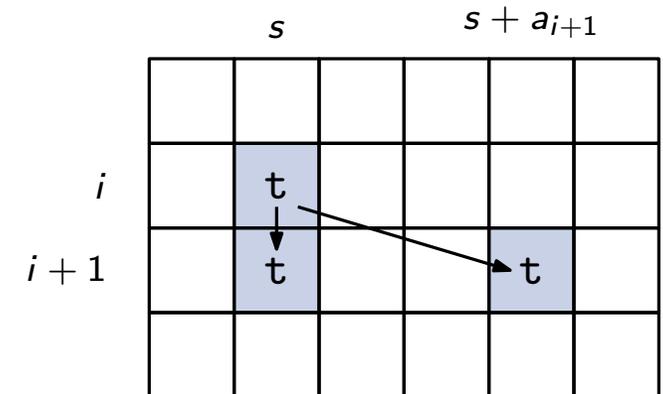
Bisher: Welche Einträge muss ich anschauen, um (i, s) auszufüllen?



Jetzt: Welche Einträge kann ich auf true setzen, wenn ich weiß, dass $SSP(i, s) = \text{true}$?

Pfadfindung in einem Graphen

- fasse jedes Paar (i, s) als Knoten auf
- Kanten: $(i, s) \rightarrow (i+1, s)$ und $(i, s) \rightarrow (i+1, s + a_{i+1})$
- Ja-Instanz \Leftrightarrow es gibt einen Pfad von $(0, 0)$ zu (n, S)
- beachte: Graph nur implizit repräsentiert
- Vorteil: wir besuchen in der Tabelle nur Zellen, die true sind



(ggf. deutlich weniger als alle Zellen)

Längster Pfad im Baum

Problem: Longest Path

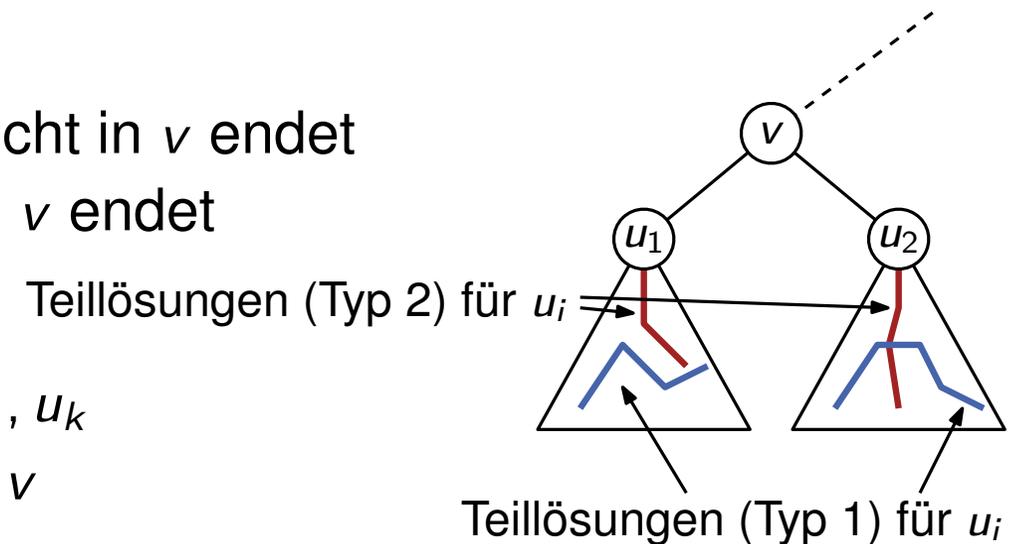
Gegeben einen (gewurzelten) Baum T . Wie lang ist der längste Pfad in T ?

Schritt 1: Spezifikation der Teilprobleme

- strukturelle Induktion über Baumstruktur
- Teillösung (Typ 1) für v : längster Pfad in T_v , der nicht in v endet
- Teillösung (Typ 2) für v : längster Pfad in T_v , der in v endet

Schritt 2: Aufstellung der Rekurrenz

- erhalte Lösung für v aus Lösung für Kinder u_1, \dots, u_k
- Ziel: $\mathbf{LP}_t(v)$ repräsentiert Teillösung von Typ t für v
- Falls v ein Blatt: $\mathbf{LP}_1(v) = \mathbf{LP}_2(v) = 0$
- $\mathbf{LP}_2(v) = \max_i \{ \mathbf{LP}_2(u_i) + 1 \}$
- $\mathbf{LP}_1(v) = \max \left[\max_i \{ \max \{ \mathbf{LP}_1(u_i), \mathbf{LP}_2(u_i) \} \}, \max_{i \neq j} \{ \mathbf{LP}_2(u_i) + \mathbf{LP}_2(u_j) + 2 \} \right]$



Längster Pfad im Baum: Korrektheit

Rekurrenz

- Falls v ein Blatt: $LP_1(v) = LP_2(v) = 0$
- $LP_2(v) = \max_i \{LP_2(u_i) + 1\}$
- $LP_1(v) = \max \left[\max_i \{ \max \{ LP_1(u_i), LP_2(u_i) \} \}, \max_{i \neq j} \{ LP_2(u_i) + LP_2(u_j) + 2 \} \right]$

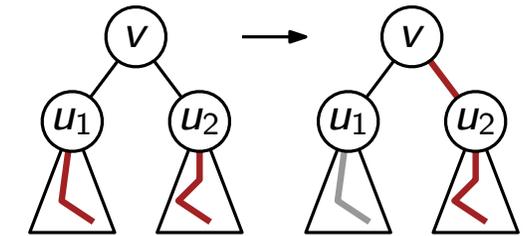
Was wollen wir zeigen?

- Ziel: $LP_i(v)$ repräsentiert Teillösung von Typ i für v
- Typ 1: längster Pfad in Teilbaum T_v unter v
- Typ 2: längster Pfad in T_v , der in v endet

Korrektheit mittels struktureller Induktion

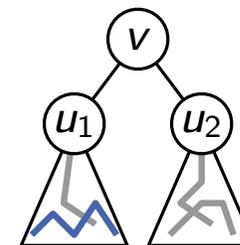
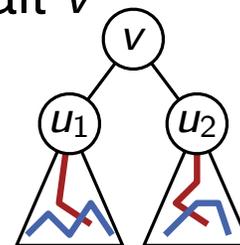
- korrekt für die Blätter
- korrekt für v falls korrekt für die Kinder u_1, \dots, u_k
- Typ 2:** Pfad führt über ein Kind u_i (+1 wegen $\{v, u_i\}$)
- Typ 1, Fall 1:** längster Pfad in T_v enthält v nicht
- Typ 1, Fall 2:** längster Pfad in T_v enthält v

$$LP_2(v) = \max_i \{LP_2(u_i) + 1\}$$

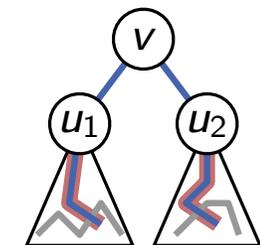


$$\max_i \{LP_1(u_i), LP_2(u_i)\}$$

$$\max_{i \neq j} \{LP_2(u_i) + LP_2(u_j) + 2\}$$



oder



Längster Pfad im Baum: Schritt 3

Rekurrenz

- Falls v ein Blatt: $LP_1(v) = LP_2(v) = 0$
- $LP_2(v) = \max_i \{LP_2(u_i) + 1\}$
- $LP_1(v) = \max \left[\max_i \{ \max \{ LP_1(u_i), LP_2(u_i) \} \}, \max_{i \neq j} \{ LP_2(u_i) + LP_2(u_j) + 2 \} \right]$

Schritt 3: Iterative Berechnung der Teillösungen

- Wie verwalten wir die Zwischenergebnisse?
- Wie hängen die Zwischenergebnisse voneinander ab?
- In welcher Reihenfolge berechnen wir Zwischenergebnisse?
- Wie bekommen wir die tatsächliche Lösung?

Antworten auf die Fragen von Schritt 3

- speichere zwei Werte an jedem Knoten v : $LP_1(v)$ und $LP_2(v)$
- Eltern hängen von Kindern ab \rightarrow Reihenfolge: bottom-up (z.B. entsprechend der Lagen im BFS-Baum)
- tatsächliche Lösung berechnen: wie bei vorherigen DPs

Anmerkung

- Teillösungen überlappen nicht: Teillösung jedes Kinds u_i nur für den einen Elter v relevant
- rekursive Implementierung in dem Fall also auch ok (entspricht im Prinzip einer DFS)

In drei Schritten zum dynamischen Programm

Schritt 1: Spezifikation der Teilprobleme

- Welche Zwischenergebnisse wollen wir berechnen?
- Worüber geht die Induktion?
- Induktion über Parameter oder eine Baumstruktur

schwer
erfordert Kreativität
ggf. richtige Idee nötig
interagiert mit Schritt 2

Schritt 2: Aufstellung der Rekurrenz für Teillösungen

- Wie berechnen wir neue aus alten Zwischenergebnissen?
- Korrektheit: vollständige oder strukturelle Induktion

nicht superschwer
(vorausgesetzt ihr habt eine gute
Spezifikation der Teilergebnisse)

Schritt 3: Iterative Berechnung der Teillösungen

- Wie verwalten wir die Zwischenergebnisse?
- Wie hängen die Zwischenergebnisse voneinander ab?
- In welcher Reihenfolge berechnen wir Zwischenergebnisse?
- Wie bekommen wir die tatsächliche Lösung?

leicht
(mit etwas Übung)

Zusammenfassung

DPs haben wir schon häufiger gesehen (ohne es zu wissen)

- Bellman–Ford
 - DP über die Anzahl Kanten aus denen die Pfade bestehen
 - Iteration i : berechne kürzeste Pfade unter allen Pfaden, die aus $\leq i$ Kanten bestehen
- Blatt 10, Aufgabe 3 – Handtuch nicht vergessen!
 - berechne längsten Pfad in einem DAG
 - DP über topologische Sortierung der Knoten

Lernziel

- ihr habt verstanden, wie DPs funktionieren \rightarrow schnelleres Verständnis unbekannter DPs
- ihr könnt zumindest einfache DPs selber bauen
(insbesondere, wenn die Teillösungen gegeben sind)