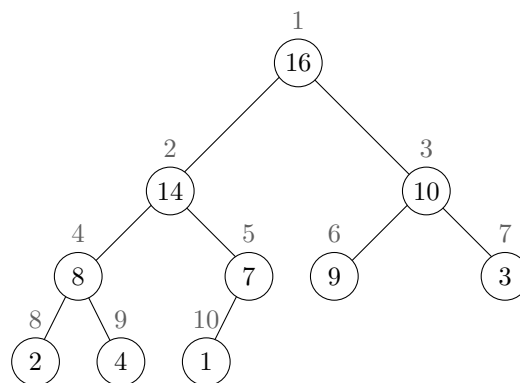


# Algorithmentechnik

Skript zur Vorlesung  
von  
Prof. Dorothea Wagner,  
Karlsruhe, Wintersemester 05/06  
Stand: 1. Juni 2006



Skript erstellt von:

Robert Görke und Steffen Mecke  
Fakultät für Informatik  
Universität Karlsruhe

Basierend auf

den Vorlesungsnotizen von Dorothea Wagner  
und dem Skript der Vorlesung  
„Algorithmen und Datenstrukturen“ aus Konstanz



# Inhaltsverzeichnis

<b>Inhaltsverzeichnis</b>	<b>1</b>
<b>Abbildungsverzeichnis</b>	<b>5</b>
<b>Algorithmenverzeichnis</b>	<b>7</b>
<b>0 Grundlagen</b>	<b>1</b>
0.1 Worst-case- und Average-case-Laufzeit . . . . .	1
0.1.1 Beispiel: Worst-case-Laufzeit von FINDE MAXIMUM . . . . .	1
0.1.2 Beispiel: Average-case-Laufzeit von FINDE MAXIMUM . . . . .	2
0.1.3 Beispiel: Average-case-Laufzeit von QUICKSORT . . . . .	3
0.2 Untere Schranken für Laufzeiten . . . . .	4
0.2.1 „Sortieren ist in $\Omega(n \log n)$ “ . . . . .	4
0.2.2 Untere Schranke für Berechnung der konvexen Hülle von $n$ Punkten ist $\Omega(n \log n)$ . . . . .	4
0.3 Amortisierte Analyse . . . . .	5
0.3.1 Beispiel von Stackoperationen . . . . .	6
0.3.2 Die Ganzheitsmethode . . . . .	7
0.3.3 Die Buchungsmethode . . . . .	7
0.3.4 Die Potentialmethode . . . . .	7
0.4 Divide-and-Conquer-Verfahren . . . . .	9
0.4.1 Ein Beispiel aus der Informatik-Grundvorlesung . . . . .	9
0.5 Rekursionsabschätzungen . . . . .	10
0.5.1 Die Substitutionsmethode . . . . .	11
0.5.2 Die Iterationsmethode . . . . .	12
0.5.3 Der Aufteilungs-Beschleunigungssatz (Meistermethode, Master-Theorem) . . . . .	12
<b>1 Grundlegende Datenstrukturen für Operationen auf Mengen</b>	<b>19</b>
1.1 Union-Find . . . . .	19
1.1.1 Drei Ansätze . . . . .	19
1.1.2 Die Laufzeit von UNION-FIND . . . . .	24
1.1.3 Bemerkungen . . . . .	29

1.2	Anwendungsbeispiele für UNION-FIND . . . . .	29
1.2.1	Der Algorithmus von Kruskal für MST . . . . .	29
1.2.2	Das Offline-Min-Problem . . . . .	29
1.2.3	Äquivalenz endlicher Automaten . . . . .	31
1.3	Priority Queues oder Heaps . . . . .	35
1.3.1	HEAPIFY . . . . .	36
1.3.2	MAKEHEAP( $M$ ) . . . . .	37
1.3.3	Prozedur DELETE ( $A, i$ ) . . . . .	38
1.3.4	Prozedur SIFT-UP( $A, i$ ) . . . . .	38
1.3.5	Prozedur INSERT ( $A, x$ ) . . . . .	39
1.3.6	Sortierverfahren HEAPSORT( $M$ ) . . . . .	39
1.3.7	Alternative BOTTOM-UP-HEAPIFY( $A, 1$ ) . . . . .	40
<b>2</b>	<b>Aufspannende Bäume minimalen Gewichts</b>	<b>41</b>
2.1	Einführung . . . . .	41
2.2	Das MST-Problem . . . . .	41
2.2.1	Motivation . . . . .	42
2.3	Die Färbungsmethode von Tarjan . . . . .	42
2.3.1	Grüne Regel . . . . .	43
2.3.2	Rote Regel. . . . .	43
2.3.3	Färbungsinvariante . . . . .	44
2.4	Der Algorithmus von Kruskal . . . . .	46
2.5	Der Algorithmus von Prim . . . . .	47
2.5.1	Implementation des Algorithmus von Prim . . . . .	47
2.6	Greedy-Verfahren und Matroide . . . . .	49
<b>3</b>	<b>Schnitte in Graphen und Zusammenhang</b>	<b>51</b>
3.1	Schnitte minimalen Gewichts: MINCUT . . . . .	51
3.2	Der Algorithmus von Stoer & Wagner . . . . .	53
<b>4</b>	<b>Flussprobleme und Dualität</b>	<b>61</b>
4.1	Grundlagen . . . . .	61
4.1.1	Problemstellung . . . . .	62
4.2	Bestimmung maximaler Flüsse („Max Flow“) . . . . .	64
4.2.1	Ford-Fulkerson-Algorithmus (1962) . . . . .	66
4.2.2	Der Algorithmus von Edmonds und Karp (1972) . . . . .	66
4.2.3	Der Algorithmus von Goldberg und Tarjan (1988) . . . . .	70
4.2.4	Anwendungsbeispiel: Mehrmaschinen-Scheduling . . . . .	79
<b>5</b>	<b>Kreisbasen minimalen Gewichts</b>	<b>81</b>
5.1	Kreisbasen . . . . .	81

---

5.2	Das Kreismatroid . . . . .	82
5.3	Der Algorithmus von Horton . . . . .	82
5.4	Der Algorithmus von de Pina (1995) . . . . .	85
5.4.1	Beispiel zum Algorithmus von de Pina . . . . .	86
5.4.2	Korrektheit des Algorithmus von de Pina . . . . .	87
5.5	Effiziente Berechnung eines Zertifikats für MCB . . . . .	89
<b>6</b>	<b>Lineare Programmierung</b>	<b>91</b>
6.1	Geometrische Repräsentation von LPs . . . . .	93
6.2	Algorithmen zur Lösung von LPs . . . . .	95
<b>7</b>	<b>Approximationsalgorithmen</b>	<b>97</b>
7.1	Approximationsalgorithmen mit relativer Gütegarantie . . . . .	98
7.1.1	Das allgemeine KNAPSACK Problem . . . . .	98
7.1.2	BIN PACKING (Optimierungsversion) . . . . .	99
7.2	Approximationsschemata . . . . .	103
7.2.1	Ein PAS für MULTIPROCESSOR SCHEDULING . . . . .	104
7.3	Asymptotische PAS für BIN PACKING . . . . .	107
7.3.1	Ein APAS für BIN PACKING . . . . .	107
7.3.2	AFPAS für BIN PACKING . . . . .	112
<b>8</b>	<b>Randomisierte Algorithmen</b>	<b>115</b>
8.1	Grundlagen der Wahrscheinlichkeitstheorie I . . . . .	116
8.2	Randomisierte MinCut-Algorithmen . . . . .	117
8.2.1	Ein einfacher Monte Carlo-Algorithmus für MinCut . . . . .	117
8.2.2	Ein effizienterer randomisierter MINCUT-Algorithmus . . . . .	119
8.3	Grundlagen der Wahrscheinlichkeitstheorie II . . . . .	120
8.4	Das MAXIMUM SATISFIABILITY PROBLEM . . . . .	121
8.4.1	Der Algorithmus RANDOM SAT . . . . .	122
8.5	Das MAXCUT-Problem . . . . .	122
8.5.1	Ein Randomisierter Algorithmus für MAXCUT . . . . .	122
8.5.2	Relaxierung von IQP( $I$ ) . . . . .	123



# Abbildungsverzeichnis

1	Sortieren mit der konvexen Hülle . . . . .	5
1.1	Mengen bei UNION-FIND . . . . .	20
1.2	Vereinigung von Mengen bei UNION-FIND . . . . .	21
1.3	Tiefe eines Baumes . . . . .	22
1.4	„weighted UNION“: UNION( $i, j$ ) . . . . .	23
1.5	Pfadkompression bei FIND . . . . .	25
1.6	Rang eines Knoten . . . . .	27
1.7	Deterministischer endlicher Automat $\mathcal{A}$ . . . . .	31
1.8	Deterministischer endlicher Automat $\mathcal{A}_1$ . . . . .	32
1.9	Deterministischer endlicher Automat $\mathcal{A}_2$ . . . . .	32
	Beispiel eines HEAP . . . . .	35
1.10	Beispielhafte Arbeitsweise von HEAPIFY . . . . .	36
2.1	Ein aufspannender Baum minimalen Gewichts . . . . .	42
2.2	Beispiel eines Schnitts ( $S, V \setminus S$ ) . . . . .	43
2.3	Ein Kreis in einem Graphen . . . . .	43
2.4	Eine Anwendung der grünen Regel . . . . .	44
2.5	Eine Anwendung der roten Regel . . . . .	44
2.6	Die Invariante der grünen Regel . . . . .	45
2.7	Unabhängige Knotenmengen sind kein Matroid . . . . .	50
2.8	Unzusammenhängende Kantenmengen sind kein Matroid . . . . .	50
3.1	Beispiel eines minimalen Schnitts . . . . .	51
3.2	Ein Beispiel für das Verschmelzen von Knoten . . . . .	52
	1. Phase . . . . .	53
	2. Phase . . . . .	53
	3. Phase . . . . .	54
	4. Phase . . . . .	54
	5. Phase . . . . .	54
	6. Phase . . . . .	55

7. Phase . . . . .	55
Erster aktiver Knoten $v \notin S'$ . . . . .	57
Erster aktiver Knoten $v \in S'$ . . . . .	57
Nächster aktiver Knoten . . . . .	57
Ein Fluss und Schnitte . . . . .	63
Negativbeispiel für Ford-Fulkerson . . . . .	66
Edmonds und Karp beim Start . . . . .	67
Edmonds und Karp nach Update . . . . .	67
4.1 Flussnetzwerk mit Präfluss . . . . .	71
Beispiel zu Goldberg-Tarjan . . . . .	73
4.2 Flussnetzwerk für Mehrmaschinen-Scheduling . . . . .	80
5.1 Elemente der Basis können stets durch ihren Schnitt mit einem anderen Basiselement ersetzt werden . . . . .	83
5.2 Elemente der Basis können stets verkleinert werden . . . . .	83
5.3 Darstellung eines Kreises der MCB durch kürzeste Wege . . . . .	84
Beispiel einer Kreisbasis, die aus einem Spannbaum gewonnen wird. . . . .	85
5.4 Ein Graph zur Illustration des Algorithmus von de Pina . . . . .	86
6.1 Geometrische Darstellung eines LP . . . . .	94
6.2 Klee-Minty-Polyeder . . . . .	95
Worst-case-Beispiel zu NEXT FIT . . . . .	100
Worst-case-Beispiel zu FIRST FIT . . . . .	102
Jobzuteilung beim MULTIPROCESSOR SCHEDULING . . . . .	105
8.1 Eine Lösung von $QP^2(I)$ . . . . .	124
8.2 Runden der zweidimensionalen Lösung . . . . .	125



# Algorithmenverzeichnis

1	FINDE MAXIMUM . . . . .	1
2	QUICKSORT . . . . .	3
3	MULTIPOP( $S, k$ ) . . . . .	6
4	Iteratives MERGE-SORT( $S, k$ ) . . . . .	9
5	Rekursives MERGE-SORT( $A, p, r$ ) . . . . .	9
6	SLOWSELECT( $A, i$ ) . . . . .	16
7	SELECT( $A, i$ ) . . . . .	16
8	MAKESET( $x$ ) (#1) . . . . .	20
9	FIND( $x$ ) (#1) . . . . .	20
10	UNION( $S_i, S_j, S_k$ ) (#1) . . . . .	20
11	FIND( $x$ ) (#2) . . . . .	21
12	UNION( $i, j$ ) (#2) . . . . .	21
13	MAKESET( $x$ ) (#2) . . . . .	21
14	UNION( $i, j$ ) (#3) . . . . .	22
15	FIND( $x$ ) (#3) . . . . .	24
16	Algorithmus von Kruskal . . . . .	30
17	OFFLINE-MIN . . . . .	30
18	Äquivalenz endlicher Automaten . . . . .	33
19	HEAPIFY( $A, i$ ) . . . . .	36
20	MAKEHEAP ( $M$ ) . . . . .	37
21	DELETE ( $A, i$ ) . . . . .	38
22	SIFT-UP( $A, i$ ) . . . . .	39
23	INSERT( $A, x$ ) . . . . .	39
24	HEAPSORT( $A$ ) . . . . .	39
25	BOTTOM-UP-HEAPIFY( $A, 1$ ) . . . . .	40
26	Färbungsmethode von Tarjan . . . . .	44
27	Algorithmus von Kruskal (verbal) . . . . .	46
28	Algorithmus von Prim (verbal) . . . . .	47
29	Algorithmus von Prim . . . . .	48
30	Greedy-Methode für ein Optimierungsproblem . . . . .	49
31	MINSCHNITTPHASE( $G_i, c, a$ ) . . . . .	56
32	MIN-SCHNITT( $G, c, a$ ) . . . . .	56
33	MAX-FLOW . . . . .	64
34	Algorithmus von Ford-Fulkerson . . . . .	65
35	Algorithmus von Goldberg-Tarjan . . . . .	72
36	Prozedur PUSH . . . . .	72
37	Prozedur RELABEL . . . . .	72
38	MCB-GREEDY-METHODE . . . . .	82
39	Algorithmus von Horton . . . . .	84
40	Algorithmus von de Pina ([3]) . . . . .	85
41	Algorithmus von de Pina algebraisch . . . . .	88
42	SIMPLE MCB . . . . .	88

43	MCB-CHECKER . . . . .	89
44	GREEDY-KNAPSACK . . . . .	99
45	NEXT FIT (NF) . . . . .	100
46	FIRST FIT (FF) . . . . .	101
47	LIST SCHEDULING . . . . .	104
48	Algorithmus $\mathcal{A}_\ell$ für MULTIPROCESSOR SCHEDULING . . . . .	105
49	APAS für BIN PACKING . . . . .	111
50	RANDOM MINCUT . . . . .	117
51	FAST RANDOM MINCUT . . . . .	119
52	RANDOM MAXCUT . . . . .	123

”When I consider what people generally want in calculating, I found that it always is a number. I also observed that every number is composed of units, and that any number may be divided into units. Moreover, I found that every number which may be expressed from one to ten, surpasses the preceding by one unit: afterwards the ten is doubled or tripled just as before the units were: thus arise twenty, thirty, etc. until a hundred: then the hundred is doubled and tripled in the same manner as the units and the tens, up to a thousand; ... so forth to the utmost limit of numeration.”



Abu Ja'far Muhammad ibn Musa Al-Khwarizmi ~ 820  
(Namensgeber des Begriffs „Algorithmus“)



# Kapitel 0

## Grundlagen

**Der Literaturtip.** Ein gutes Buch unter vielen zum Gesamtthema der Vorlesung ist [2]. Es enthält auch einführende Kapitel zum Algorithmusbegriff sowie zur Laufzeitanalyse von Algorithmen und zu Wachstumsraten von Funktionen ( $O, \Omega, \Theta$ ). Ein weiteres empfehlenswertes Buch ist [13].

### 0.1 Worst-case- und Average-case-Laufzeit

**Definition 0.1 (Worst-case-Laufzeit).** *Bezeichne die Anzahl Operationen, die ein Algorithmus  $\mathcal{A}$  bei Eingabe  $x$  ausführt, mit  $t_{\mathcal{A}}(x)$ . Die Worst-case-Laufzeit eines Algorithmus  $\mathcal{A}$  ist:*

$$T_{\mathcal{A}}^{\text{worst}}(n) := \max_{x \text{ Eingabe, } |x|=n} t_{\mathcal{A}}(x)$$

**Definition 0.2 (Average-case-Laufzeit).** *Die Average-case-Laufzeit eines Algorithmus  $\mathcal{A}$  ist:*

$$T_{\mathcal{A}}^{\text{av}}(n) := \frac{1}{|\{x : x \text{ ist Eingabe mit } |x|=n\}|} \sum_{x:|x|=n} t_{\mathcal{A}}(x)$$

Dies bedeutet,  $T_{\mathcal{A}}^{\text{av}}(n)$  gibt die „mittlere“ Laufzeit bzw. den *Erwartungswert* für die Laufzeit bei Eingabe der Länge  $n$  an, wobei *Gleichverteilung* unter allen Eingaben angenommen wird. Somit gilt für die Zufallsvariable  $t_{\mathcal{A}}(x)$ :  $T_{\mathcal{A}}^{\text{av}}(n) = E[t_{\mathcal{A}}(x)]$ .

#### 0.1.1 Beispiel: Worst-case-Laufzeit von FINDE MAXIMUM

Es sei  $A[1, \dots, n]$ ,  $n \geq 1$  ein Array der Länge  $n$ . Bestimme das Maximum der Werte  $A[1], \dots, A[n]$ .

---

**Algorithmus 1** : FINDE MAXIMUM

---

**Eingabe** : Unsortiertes Array von  $n$  verschiedenen Zahlen  $A = (A[1], \dots, A[n])$

**Ausgabe** : Maximum aller  $A[i]$

```
1  $max \leftarrow A[1]$ 
2 for  $i \leftarrow 2$  to  $n$  do
3   | Wenn  $A[i] > max$ 
4   |   |  $max \leftarrow A[i]$ 
```

---

$c_1$  Aufwand von Schritt **1**

$c_2$  Aufwand von Schritt **2** und **3** bei einem Durchlauf

$c_3$  Aufwand von Schritt **4**

Also:  $T_{\mathcal{A}}^{\text{worst}}(n) \leq c_1 + (n-1)(c_2 + c_3)$

### 0.1.2 Beispiel: Average-case-Laufzeit von FINDE MAXIMUM

Es sei  $A[1, \dots, n]$  eine beliebige Permutation der Zahlen  $A[1], \dots, A[n]$ . Alle  $n!$  Permutationen seien gleich wahrscheinlich. Somit gilt:

$$\begin{aligned} \Pr(A[2] > A[1]) &= \frac{1}{2} \\ \Pr(A[3] > \max(A[1], A[2])) &= \frac{1}{3} \\ &\vdots \\ \Pr(A[n] > \max(A[1], \dots, A[n-1])) &= \frac{1}{n} \end{aligned}$$

Nun sei  $X_j$  für  $j \in \{1, \dots, n\}$  eine Zufallsvariable mit:

$$X_j = \begin{cases} 1 & \text{falls } A[j] \text{ Maximum in } A[1, \dots, j] \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \quad (1)$$

dann ist der Erwartungswert

$$\begin{aligned} E[X_j] &= \Pr(A[j] > \max(A[1], \dots, A[j-1])) \\ &= \frac{1}{j}. \end{aligned}$$

Für Algorithmus **1** gilt somit:

$$\begin{aligned} T_{\mathcal{A}}^{\text{av}}(n) &= c_1 + (n-1)c_2 + c_3 E \left[ \sum_{j=2}^n X_j \right] \\ &= c_1 + (n-1)c_2 + c_3 \sum_{j=2}^n E[X_j] \\ &= c_1 + (n-1)c_2 + c_3 \underbrace{\sum_{j=2}^n \frac{1}{j}}_{H_n - 1} \end{aligned}$$

Hier ist  $H_n$  die harmonische Reihe, für die gilt:  $\ln(n+1) \leq H_n \leq \ln n + 1$ . Somit gilt:

$$T_{\mathcal{A}}^{\text{av}}(n) \leq c_1 + (n-1)c_2 + c_3 \ln n$$

**Algorithmus 2** : QUICKSORT**Eingabe** : Unsortiertes Array von  $r - l$  verschiedenen Zahlen  $A = (A[l], \dots, A[r])$ **Ausgabe** : Sortiertes Array  $A$ 

```

1 Wenn  $r - l > 0$ 
2    $x \leftarrow A[l]$ 
3   Ordne  $A = (A[l], \dots, r]$  so um, dass alle Elemente, die kleiner bzw. größer als  $x$  sind,
   links, respektive rechts von  $x$  in  $A$  stehen.
4   Sei das Element  $x$  danach an Position  $q$  in  $A$ 
5   QUICKSORT  $A[l, \dots, q - 1]$ 
6   QUICKSORT  $A[q + 1, \dots, r]$ 

```

**0.1.3 Beispiel: Average-case-Laufzeit von QUICKSORT**

Wir wollen die Average-case-Laufzeit von QUICKSORT (Algorithmus 2) bestimmen. Im Folgenden zählen wir für die Laufzeit nur noch die Anzahl der Vergleiche, die ein Sortieralgorithmus braucht.

**Bemerkung 0.3.** *Der Worst-case tritt ein, falls zum Beispiel  $A$  bereits vorsortiert ist. Dann werden im ersten Aufruf  $n - 1$  Vergleiche, im nächsten  $n - 2$  Vergleiche etc. gemacht. Somit folgt:  $T_{\text{QUICKSORT}}^{\text{worst}}(n) = \sum_{i=1}^{n-1} i = \frac{(n-1)n}{2} \in \Theta(n^2)$ , wobei wir in  $T$  nur die Vergleiche zählen.*

Annahme: Alle  $n!$  Permutationen sind gleich wahrscheinlich. Es bezeichne  $s_i$  das  $i$ -kleinste Element in  $A$ . Weiterhin seien  $X_{ij}$  Zufallsvariablen, definiert für alle Paare  $i < j$ :

$$X_{i,j} = \begin{cases} 1 & \text{falls } s_i \text{ und } s_j \text{ verglichen werden} \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \quad (2)$$

**Bemerkung 0.4.** *Die Elemente  $s_i$  und  $s_j$  werden höchstens einmal verglichen.*

Es gilt:

$$T_{\text{QUICKSORT}}^{\text{av}}(n) = E \left[ \sum_{i < j} X_{ij} \right] = \sum_{i < j} E[X_{ij}]$$

und

$$E[X_{ij}] = 1 \cdot p_{ij} - 0 \cdot (1 - p_{ij}) = p_{ij}$$

wobei  $p_{ij}$  die Wahrscheinlichkeit ist, dass  $s_i$  und  $s_j$  verglichen werden.

**Beobachtung 0.5.** *Die Elemente  $s_i$  und  $s_j$  werden genau dann verglichen, wenn  $\mu = i$  oder  $\mu = j$ , wobei  $s_\mu = A[k]$ ,  $k$  linkeste Stelle in  $A$ , an der ein Element aus  $s_i, s_{i+1}, \dots, s_j$  steht.*

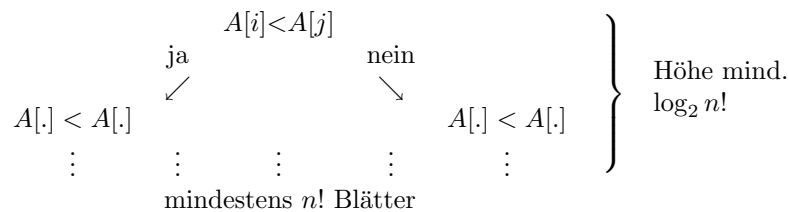
Somit folgt:  $p_{ij} = \frac{2}{j-i+1}$  und

$$\begin{aligned}
 T_{\text{QUICKSORT}}^{\text{av}}(n) &= \sum_{i < j} \frac{2}{j-i+1} \\
 &= \sum_{i=1}^{n-1} \sum_{j=i+1}^n \frac{2}{j-i+1} \\
 &= \sum_{i=1}^{n-1} \sum_{j=i+1+(1-i)}^{n+(1-i)} \frac{2}{j-i+1-(1-i)} = 2 \cdot \sum_{i=1}^{n-1} \sum_{j=2}^{n+1-i} \frac{1}{j} \\
 &\leq 2 \cdot \underbrace{\sum_{i=1}^{n-1} \sum_{j=2}^n \frac{1}{j}}_{H_n - 1} \\
 &\leq 2n(H_n - 1) \leq 2n \ln n \\
 &(\leq 1, 3863n \log_2 n)
 \end{aligned}$$

## 0.2 Untere Schranken für Laufzeiten

### 0.2.1 „Sortieren ist in $\Omega(n \log n)$ “

Eingabe eines Sortieralgorithmus ist ein Array  $A = A[1, \dots, n]$ . Die Ausgabe ist das Array in sortierter Form und somit eine von  $n!$  möglichen Permutationen von  $A[1, \dots, n]$ . Ein beliebiges Sortierverfahren, welches eine Abfolge von Vergleichen ausführt, entspricht einem *Entscheidungsbaum* wie folgt:



Somit gilt für jeden Sortieralgorithmus, der auf Vergleichen von je zwei Elementen beruht

$$T_{\text{SORT}}^{\text{worst}}(n) \geq \log_2 n! \geq \log_2 \left(\frac{n}{2}\right)^{\frac{n}{2}} = \frac{n}{2}(\log_2 n - 1) \in \Omega(n \log n)$$

Algorithmen, die nicht nur auf dem Vergleichen von zwei Elementen beruhen, fordern in der Regel spezielle Voraussetzungen, wie zum Beispiel BUCKET SORT, oder erlauben spezielle algebraische Operationen. Gegebenenfalls ist Sortieren dann in Linearzeit möglich. Es gilt übrigens auch:  $T_{\text{SORT}}^{\text{av}}(n) \in \Omega(n \log n)$ , da auch die mittlere Blatttiefe  $\log n!$  ist.

### 0.2.2 Untere Schranke für Berechnung der konvexen Hülle von $n$ Punkten ist $\Omega(n \log n)$

Berechnung der konvexen Hülle  $H(P)$  der Menge  $P$  von  $n$  Punkten im  $\mathbb{R}^2$ , d.h. das minimale konvexe Polygon, so dass alle Punkte aus  $Q$  im Innern oder auf dem Rand des Polygons liegen.

- *Graham-Scan-Algorithmus* in  $O(n \log n)$
- *Jarvis-March-Algorithmus* in  $O(nh)$ , mit  $h$  Anzahl der Punkte auf dem Rand von  $H(P)$



Annahme: Es gibt einen Algorithmus  $\mathcal{A}$ , der  $H(P)$  in  $T_{\mathcal{A}}(n) \in o(n \log n)$  berechnet. Konstruiere aus  $n$  Zahlen  $a_1, \dots, a_n$  eine Punktmenge  $P := \{(a_1, a_1^2), (a_2, a_2^2), \dots, (a_n, a_n^2)\}$ . Die Sortierung der Zahlen  $a_1, \dots, a_n$  ist dann möglich mittels Berechnung von  $H(P)$  und Minimum  $a_{\min}$  der Zahlen  $a_1, \dots, a_n$  durch Ablauf des Randes von  $H(P)$  im Gegenuhrzeigersinn ab  $(a_{\min}, a_{\min}^2)$ , denn alle Punkte aus  $P$  liegen auf dem Rand von  $H(P)$ . Siehe dazu Abbildung 1.

Also:  $T_{\text{SORT}}(n) \in O(T_{\mathcal{A}}(n) + n)$ , ein Widerspruch zu „Sortieren ist in  $\Omega(n \log n)$ “ (da wir auch hier wie üblich lediglich Vergleiche zulassen und i.A. keine weiteren Voraussetzungen haben).

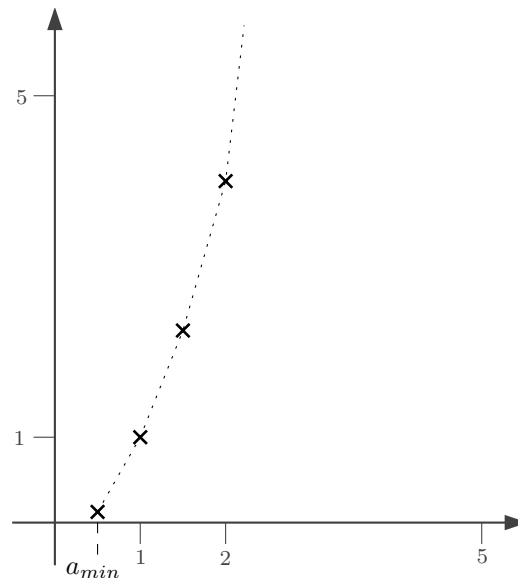


Abbildung 1: Die konvexe Hülle dieser Punktmenge liefert eine Sortierung

### 0.3 Amortisierte Analyse

Die *amortisierte Laufzeitanalyse* ist eine Analysemethode, bei der die Zeit, die benötigt wird, um eine Folge von Operationen auszuführen, über alle auszuführenden Operationen gemittelt wird. Diese Analysemethode kann angewandt werden, um zu beweisen, dass die mittleren Kosten einer Operation klein sind, wenn man über eine Folge von Operationen mittelt, obwohl eine einzelne Operation sehr aufwendig sein kann. Im Unterschied zu der „Average-case“-Analyse werden keine Wahrscheinlichkeitsannahmen gemacht. Analyse-Techniken für die amortisierte Analyse sind:

1. **Ganzheitsmethode:** Bestimme eine obere Schranke  $T(n)$  für die Gesamtkosten von  $n$  Operationen. Das ergibt  $\frac{T(n)}{n}$  als die amortisierten Kosten für eine Operation.
2. **Buchungsmethode (engl. accounting):** Bestimme die amortisierten Kosten jeder Operation. Verschiedene Operationen können verschiedene Kosten haben. Es werden frühe Operationen in der betrachteten Folge höher veranschlagt und die zu hoch veranschlagten Kosten jeweils als Kredit für festgelegte Objekte gespeichert. Dieser Kredit wird dann für spätere Operationen verbraucht, deren Kosten niedriger veranschlagt werden, als sie tatsächlich sind.
3. **Potentialmethode:** Ähnlich wie bei der Buchungsmethode werden die amortisierten Kosten jeder einzelnen Operation berechnet. Dabei werden möglicherweise wieder einzelne Operationen höher veranschlagt und später andere Operationen niedriger veranschlagt. Der Kredit wird als Potentialenergie insgesamt gespeichert, anstatt einzelnen Objekten zugeordnet zu werden.



### 0.3.2 Die Ganzheitsmethode

Eine einzelne MULTIPOP-Operation kann teuer sein, d.h. sie kann Kosten  $n$  haben. Andererseits gilt: Ein Objekt kann höchstens einmal wieder einen POP erfahren für jedes Mal, dass es einen PUSH erfahren hat. Bei dieser Rechnung sind die POP-Operationen von MULTIPOP inbegriffen. Es sind also höchstens so viele Kosten für POP-Operationen möglich wie für PUSH-Operationen, d.h. höchstens  $n$ . Die Gesamtlaufzeit ist also in  $O(n)$ , und damit ist der amortisierte Aufwand einer einzelnen Operation in der Folge der  $n$  STACK-Operationen in  $O(1)$ .

### 0.3.3 Die Buchungsmethode

Es werden verschiedene „Gebühren“ für verschiedene Operationen veranschlagt. Die Gebühr pro Operation ist dann der amortisierte Aufwand der Operation. Falls der amortisierte Aufwand einer einzelnen Operation höher ist als der wirkliche Aufwand, so wird die Differenz als Kredit speziellen Objekten zugeordnet. Dieser Kredit kann später benutzt werden, um Aufwand, der höher als der amortisierte Aufwand einer Operation ist, auszugleichen. Der amortisierte Aufwand muss sorgfältig veranschlagt werden. Der Kredit darf niemals negativ sein, denn die gesamte amortisierte Laufzeit einer Folge von Operationen muss immer eine obere Schranke für die wirkliche Laufzeit sein.

Tatsächlicher Aufwand bei STACK-Operationen:	PUSH( $S, x$ ):	1
	POP( $S$ ):	1
	MULTIPOP( $S, k$ ):	$\min( S , k)$
Definiere amortisierten Aufwand (Gebühr):	PUSH( $S, x$ ):	2
	POP( $S$ ):	0
	MULTIPOP( $S, k$ ):	0

**Beispiel 0.7 (Tablets in der Mensa).** Wenn wir ein Tablett auf den STACK legen, bezahlen wir zwei Einheiten. Eine Einheit wird sofort verwendet, um die wirklichen Kosten der PUSH-Operation zu bezahlen. Die zweite Einheit bleibt auf dem Tablett liegen. Wenn das Tablett ein POP-Operation erfährt, egal ob durch POP oder MULTIPOP, wird die Einheit auf dem Tablett verwendet, um die wirklichen Kosten für POP zu bezahlen. Offensichtlich ist der Kredit niemals negativ. Bei einer Folge von  $n$  PUSH-, POP- und MULTIPOP-Operationen benötigen wir höchstens  $2 \cdot n$  amortisierte Gesamtkosten, da für maximal  $n$  PUSH-Operationen je zwei als amortisierte Kosten veranschlagt werden. Die Gesamtlaufzeit ist also in  $O(n)$ . ■

### 0.3.4 Die Potentialmethode

Es wird aus zu hoch veranschlagten Kosten ein Potential aufgespart, das später verbraucht werden kann. Starte mit einer Datenstruktur  $D_0$ , auf der  $n$  Operationen ausgeführt werden.

Für  $i = 1, 2, \dots, n$  seien

$c_i$ : die tatsächlichen Kosten der  $i$ -ten Operation

$D_i$ : die Datenstruktur nach der  $i$ -ten Operation (angewandt auf  $D_{i-1}$ ).

Definiere eine Potentialfunktion  $\mathbb{C} : D_i \mapsto \mathbb{C}(D_i)$  „Potential von  $D_i$ “ und den amortisierten Aufwand  $\hat{c}_i$  der  $i$ -ten Operation bzgl.  $\mathbb{C}$  als

$$\hat{c}_i := c_i + \mathbb{C}(D_i) - \mathbb{C}(D_{i-1})$$

Die amortisierten Kosten sind also die tatsächlichen Kosten plus dem Zuwachs (oder Verlust) an

Potential entsprechend der Operation. Das heißt:

$$\begin{aligned}\sum_{i=1}^n \widehat{c}_i &= \sum_{i=1}^n (c_i + \mathbb{C}(D_i) - \mathbb{C}(D_{i-1})) \\ &= \sum_{i=1}^n c_i + \mathbb{C}(D_n) - \mathbb{C}(D_0).\end{aligned}$$

Wenn  $\mathbb{C}$  so definiert wird, dass  $\mathbb{C}(D_n) \geq \mathbb{C}(D_0)$  ist, dann sind die amortisierten Kosten eine obere Schranke für die Gesamtkosten. Im allgemeinen ist nicht unbedingt im vorhinein klar, wieviele Operationen ausgeführt werden. Falls  $\mathbb{C}(D_i) \geq \mathbb{C}(D_0)$  für alle  $i$ , so ist allerdings garantiert, dass (wie bei der Buchungsmethode) im voraus immer genug Kredit angespart wurde. Oft ist es günstig,  $\mathbb{C}$  so zu wählen, dass  $\mathbb{C}(D_0) = 0$  ist und zu zeigen, dass  $\mathbb{C}(D_i) \geq 0$  ist für alle  $i$ .

Intuitiv ist klar: Falls  $\mathbb{C}(D_i) - \mathbb{C}(D_{i-1}) > 0$  ist, dann wird durch die amortisierten Kosten  $\widehat{c}_i$  eine überhöhte Gebühr für die  $i$ -te Operation dargestellt, d.h. dass das Potential wächst. Falls  $\mathbb{C}(D_i) - \mathbb{C}(D_{i-1}) < 0$  ist, so ist  $\widehat{c}_i$  zu tief veranschlagt.

**Beispiel: STACK mit MULTIPOP:** Definiere  $\mathbb{C}$  als Anzahl der Objekte auf dem STACK. Dann ist  $\mathbb{C}(D_0) = 0$ . Da die Anzahl der Objekte auf einem STACK nie negativ ist, gilt für alle  $i$   $\mathbb{C}(D_i) \geq \mathbb{C}(D_0)$ .  $\mathbb{C}$  ist also gut gewählt, da die amortisierten Gesamtkosten  $\sum_{i=1}^{\ell} c_i + \mathbb{C}(D_{\ell}) - \mathbb{C}(D_0)$  zu jedem Zeitpunkt  $\ell$  eine obere Schranke für die wirklichen Gesamtkosten sind. Betrachte den amortisierten Aufwand für die verschiedenen STACK-Operationen:

1. Die  $i$ -te Operation sei ein PUSH, auf einen STACK mit  $s$  Objekten angewandt:

$$c_i = 1 \text{ und } \mathbb{C}(D_i) - \mathbb{C}(D_{i-1}) = (s+1) - s = 1.$$

Daraus folgt

$$\widehat{c}_i = c_i + \mathbb{C}(D_i) - \mathbb{C}(D_{i-1}) = 1 + 1 = 2.$$

2. Die  $i$ -te Operation sei ein POP, angewandt auf einen STACK mit  $s$  Objekten:

$$c_i = 1 \text{ und } \mathbb{C}(D_i) - \mathbb{C}(D_{i-1}) = s - 1 - s = -1.$$

Daraus folgt

$$\widehat{c}_i = 1 - 1 = 0.$$

3. Die  $i$ -te Operation sei ein MULTIPOP( $S, k$ ), auf einen STACK  $S$  mit  $s$  Objekten und  $k' := \min(|S|, k)$  angewandt:

$$c_i = k' \text{ und } \mathbb{C}(D_i) - \mathbb{C}(D_{i-1}) = (s - k') - s = -k'.$$

Daraus folgt

$$\widehat{c}_i = c_i + \mathbb{C}(D_i) - \mathbb{C}(D_{i-1}) = k' - k' = 0.$$

Also ist  $\sum_{i=1}^n \widehat{c}_i \leq 2n$ ; die amortisierte Gesamtlaufzeit ist damit im Worst-case in  $O(n)$ .

**Bemerkung 0.8.** Ein weiteres Beispiel, an dem sich die Ideen der amortisierten Analyse gut erklären lassen, sind dynamische Tabellen: Objekte sollen in einer Tabelle abgespeichert werden, wobei Objekte eingefügt bzw. gelöscht werden können. Zu Beginn einer Folge von Operationen vom Typ Einfügen und Löschen habe die Tabelle die Größe  $h$ . Wenn eine Operation Einfügen zu einem Zeitpunkt auf die Tabelle angewandt wird, an dem die Tabelle voll ist, soll eine Tabellenexpansion vorgenommen werden, in der die Tabelle verdoppelt wird. Die Tabellenexpansion (angewandt auf die Tabelle der Größe  $k$ ) habe wirkliche Kosten  $k$ . Entsprechend werde eine Tabellenkontraktion durchgeführt, in der die Tabelle halbiert wird, wenn sie nur noch sehr dünn besetzt ist, etwa höchstens zu  $\frac{1}{4}$ . Die Tabellenkontraktion angewandt auf eine Tabelle mit  $k$  Elementen hat dann wiederum Kosten  $k$ . Wie groß ist die amortisierte Laufzeit für eine Folge von  $n$  Operationen vom Typ Einfügen bzw. Löschen?

## 0.4 Divide-and-Conquer Verfahren und das Prinzip der Rekursion

Ein grundlegendes algorithmisches Prinzip besteht darin, ein Problem zu lösen, indem man es in Probleme (meist desselben Typs) kleinerer Größe oder mit kleineren Werten aufteilt, diese löst und aus den Lösungen eine Lösung für das Ausgangsproblem konstruiert. Wir werden in den angegebenen rekursiven Algorithmen oft keine explizite Abbruchbedingung angeben. Es wird angenommen, dass eine geeignete Abbruchbedingung eingebaut wird.

### 0.4.1 Ein Beispiel aus der Informatik-Grundvorlesung

MERGE-SORT ist ein Verfahren zum Sortieren einer Folge von  $n$  Werten, auf denen es eine Ordnung „ $\leq$ “ gibt. MERGE-SORT sortiert eine Folge der Länge  $n$ , indem es zunächst halb so lange Teilfolgen sortiert und aus diesen die sortierte Folge der Länge  $n$  „zusammenmischt“. Dies kann, wie im Folgenden beschrieben, auf iterative oder auf rekursive Weise durchgeführt werden.

#### Iterativ bzw. Bottom-up

---

**Algorithmus 4** : Iteratives MERGE-SORT( $S, k$ )

---

- 1 Sortiere zunächst Teilfolgen der Länge zwei und mische sie zu sortierten Folgen der Länge vier zusammen
  - 2 Mische je zwei sortierte Folgen der Länge vier zu sortierten Folgen der Länge acht zusammen
  - 3 u.s.w.
- 

#### Rekursiv

Sehr oft werden Divide-and-Conquer Verfahren jedoch rekursiv angewandt. Das bedeutet: Das Verfahren ruft sich selbst wieder auf, angewandt auf Eingaben kleinerer Länge bzw. mit kleineren Werten.

---

**Algorithmus 5** : Rekursives MERGE-SORT( $A, p, r$ )

---

**Eingabe** : Array  $A$  mit  $n$  Elementen, die an den Stellen  $A[p]$  bis  $A[r]$  stehen.

**Ausgabe** :  $n$  Elemente sortiert in Ergebnisarray  $B$ .

- 1 **Wenn**  $p < r$  *gilt*
  - 2 
$$\left. \begin{array}{l} q \leftarrow \lfloor \frac{p+r}{2} \rfloor \\ B_1 \leftarrow \text{MERGE-SORT}(A; p, q) \\ B_2 \leftarrow \text{MERGE-SORT}(A; q+1, r) \end{array} \right\} \text{rekursive Aufrufe}$$
  - 3  $B \leftarrow \text{MERGE}(B_1; B_2)$
  - 4  $B \leftarrow \text{MERGE}(B_1; B_2)$
  - 5 **sonst**
  - 6  $B \leftarrow A[p]$
- 

Die Hauptarbeit besteht hier bei MERGE-SORT (vgl. Algorithmus 5), wie auch bei den meisten Divide-and-Conquer Verfahren, im „Zusammensetzen“ der Teillösungen, bei MERGE-SORT also in MERGE (Zeile 4).

**MERGE informell**: Durchlaufe  $A$  einerseits von  $A[p]$  bis  $A[q]$  und andererseits von  $A[q+1]$  bis  $A[r]$  und vergleiche die Elemente jeweils paarweise. Das kleinere der Elemente wird „weggeschrieben“

(in ein Ergebnisarray) und in dem entsprechenden Teil von  $A$  um eine Position weitergegangen. Ist man bei  $A[q]$  oder  $A[r]$  angelangt, wird der restliche Teil des anderen Teilarrays von  $A$  an das Ergebnisarray angehängt. Die Einträge aus dem Ergebnisarray könnten dann an die Stellen  $A[p]$  bis  $A[q]$  kopiert werden.

MERGE hat also eine Laufzeit, die linear in der Länge der Eingabe ist, also in  $O(n)$  ist. Aus der rekursiven Beschreibung für MERGE-SORT können wir als Laufzeit  $T(n)$  insgesamt ablesen:

$$T(n) = T(\lceil n/2 \rceil) + T(\lfloor n/2 \rfloor) + \underbrace{k \cdot n}_{\text{für MERGE}} \quad \text{mit } k \geq 0 \text{ Konstante.}$$

Solche Rekursionsgleichungen sind typisch für rekursiv beschriebene Divide-and-Conquer-Algorithmen. Wie schätzt man eine Laufzeitfunktion, die als Rekursionsgleichung (bzw. Rekursionsungleichung) gegeben ist, möglichst gut ab?

Zur Erinnerung: Bei MERGE-SORT ist  $T(n) \in O(n \cdot \log n)$ . Der Beweis wird induktiv geführt, vgl. Informatik Grundvorlesungen.

## 0.5 Methoden zur Analyse von Rekursionsabschätzungen

Die Laufzeit eines Algorithmus, der nach dem Prinzip ‘teile und herrsche’ arbeitet ist oftmals leicht abschätzbar in Form einer Rekursionsabschätzung wie beispielsweise:

$$T(n) = \sum_{i=1}^m T\left(\frac{n}{2}\right) + f(n).$$

**Beispiel 0.9 (Laufzeit von MERGESORT).** Der Algorithmus MERGESORT hat die Laufzeit :

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T\left(\frac{n}{2}\right) + cn \quad (c > 0 \text{ konstant}) \\ &\in \Theta(n \log n) \end{aligned}$$

Siehe dazu Informatik I + II. ■

Die folgenden Methoden stehen zur Verfügung:

1. **Substitutionsmethode:** Wir vermuten eine Lösung und beweisen deren Korrektheit induktiv.
2. **Iterationsmethode:** Die Rekursionsabschätzung wird in eine Summe umgewandelt und dann mittels Techniken zur Abschätzung von Summen aufgelöst.
3. **Meistermethode:** Man beweist einen allgemeinen Satz zur Abschätzung von rekursiven Ausdrücken der Form

$$T(n) = a \cdot T(n/b) + f(n), \quad \text{wobei } a \geq 1 \text{ und } b > 1.$$

Normalerweise ist die Laufzeitfunktion eines Algorithmus nur für ganze Zahlen definiert. Entsprechend steht in einer Rekursionsabschätzung eigentlich  $T(\lfloor n/b \rfloor)$  oder  $T(\lceil n/b \rceil)$ . Außerdem haben Laufzeitfunktionen  $T(n)$  die Eigenschaft, dass zwar  $T(n) \in O(1)$  ist für kleine  $n$ , allerdings oft mit großer  $O$ -Konstante. Meistens kann man diese Details jedoch vernachlässigen.

### 0.5.1 Die Substitutionsmethode

Betrachte als Beispiel wieder die Laufzeitfunktion, von MERGE-SORT (siehe Algorithmus 5) von der wir wissen, dass sie in  $O(n \log n)$  liegt. Es gilt:

$$T(n) = T(\lceil n/2 \rceil) + T(\lfloor n/2 \rfloor) + n .$$

Wir beweisen, dass  $T(n) \leq c \cdot n \cdot \log n$  für geeignetes  $c > 0$ ,  $c$  konstant ist. Dazu nehmen wir als Induktionsvoraussetzung an, dass die Abschätzung für Werte kleiner  $n$  gilt, also insbesondere

$$\begin{aligned} T(\lfloor n/2 \rfloor) &\leq c \cdot \lfloor n/2 \rfloor \cdot \log(\lfloor n/2 \rfloor) \text{ und} \\ T(\lceil n/2 \rceil) &\leq c \cdot \lceil n/2 \rceil \cdot \log(\lceil n/2 \rceil) . \end{aligned}$$

Im Induktionsschritt erhalten wir also:

$$\begin{aligned} T(n) &\leq c \cdot \lfloor n/2 \rfloor \cdot \log \lfloor n/2 \rfloor + c \cdot \lceil n/2 \rceil \cdot \log \lceil n/2 \rceil + n \\ &\leq c \cdot \lfloor n/2 \rfloor \cdot (\log n - 1) + c \cdot \lceil n/2 \rceil \cdot \log n + n \\ &= c \cdot n \cdot \log n - c \cdot \lfloor n/2 \rfloor + n \\ &\leq c \cdot n \log n \text{ für } c \geq 3, n \geq 2 . \end{aligned}$$

Für den Induktionsanfang muss natürlich noch die Randbedingung bewiesen werden, z.B. für  $T(1) = 1$ . Dies ist oft problematisch. Es gilt beispielsweise für kein  $c > 0$ , dass  $T(1) = 1 \leq c \cdot 1 \cdot \log 1 = 0$  ist. Da uns bei Laufzeitfunktionen allerdings asymptotische Abschätzungen genügen, d.h. Abschätzung für  $n \geq n_0$ , können wir auch mit der Randbedingung  $T(4)$  starten, d.h.

$$T(4) = 2 \cdot T(2) + 4 = 4 \cdot T(1) + 8 = 12 \leq c \cdot 4 \cdot \log 4 = c \cdot 8 \text{ für } c \geq 2 .$$

#### Wie kommt man an eine gute Vermutung?

Es gibt keine allgemeine Regel für die Substitutionsannahme, aber einige heuristische „Kochrezepte“. Lautet die Rekursionsgleichung etwa

$$T(n) = 2 \cdot T(n/2 + 17) + n,$$

so unterscheidet sich die Lösung vermutlich nicht substantiell von der Lösung für obige Rekursion, da die Addition von 17 im Argument von  $T$  für hinreichend große  $n$  nicht so erheblich sein kann. In der Tat ist hier wieder  $T(n) \in O(n \log n)$  und dies kann wieder mit Induktion bewiesen werden.

Manchmal lässt sich zwar die korrekte Lösung leicht vermuten, aber nicht ohne weiteres beweisen. So ist vermutlich

$$T(n) = T(\lceil n/2 \rceil) + T(\lfloor n/2 \rfloor) + 1 \in O(n).$$

Versucht man jedoch zu beweisen, dass  $T(n) \leq c \cdot n$  für geeignetes  $c > 0$  ist, so erhält man im Induktionsschritt

$$\begin{aligned} T(n) &\leq c \cdot \lfloor n/2 \rfloor + c \cdot \lceil n/2 \rceil + 1 \\ &= c \cdot n + 1, \end{aligned}$$

aber kein  $c > 0$  erfüllt  $T(n) \leq c \cdot n$ .

**Trick:** Starte mit der schärferen Vermutung  $T(n) \leq c \cdot n - b$  für  $c > 0$  und einer geeigneten Konstanten  $b \geq 0$ . Dann gilt

$$\begin{aligned} T(n) &\leq c \cdot \lfloor n/2 \rfloor - b + c \cdot \lceil n/2 \rceil - b + 1 \\ &\leq c \cdot n - 2b + 1 \\ &\leq c \cdot n - b \text{ für } b \geq 1. \end{aligned}$$

Ein weiterer Trick, der oft funktioniert, ist die *Variablenersetzung*, wie in Beispiel 0.10 demonstriert.

**Beispiel 0.10.**

$$T(n) = 2 \cdot T(\lfloor \sqrt{n} \rfloor) + \log n.$$

Setze  $m = \log n$ , also  $n = 2^m$ , dann ergibt sich

$$T(2^m) = 2 \cdot T(\lfloor 2^{m/2} \rfloor) + m \leq 2 \cdot T(2^{m/2}) + m.$$

Setzt man nun  $S(m) := T(2^m)$ , so gilt

$$S(m) \leq 2 \cdot S(m/2) + m \in O(m \log m).$$

Rückübersetzung von  $S(m)$  nach  $T(m)$  ergibt dann

$$T(n) = T(2^m) = S(m) \in O(m \log m) = O(\log n \log \log n). \quad \blacksquare$$

## 0.5.2 Die Iterationsmethode

Eine naheliegende Methode zur Auflösung einer Rekursionsgleichung ist deren iterative Auflösung.

**Beispiel 0.11.**

$$\begin{aligned} T(n) &= 3 \cdot T(\lfloor n/4 \rfloor) + n \\ &= n + 3 \cdot (\lfloor n/4 \rfloor + 3 \cdot T(\lfloor n/16 \rfloor)) \\ &= n + 3 \cdot (\lfloor n/4 \rfloor + 3 \cdot (\lfloor n/16 \rfloor + 3 \cdot T(\lfloor n/64 \rfloor))) \\ &= n + 3 \cdot \lfloor n/4 \rfloor + 9 \cdot \lfloor n/16 \rfloor + 27 \cdot T(\lfloor n/64 \rfloor). \end{aligned}$$

Wie weit muss man die Rekursion iterativ auflösen, bis man die Randbedingungen erreicht?

Der  $i$ -te Term ist  $3^i \cdot \lfloor n/4^i \rfloor$ . Die Iteration erreicht im Argument 1, wenn  $\lfloor n/4^i \rfloor \leq 1$ , d.h. wenn  $i \geq \log_4 n$ . Dann ergibt sich

$$\begin{aligned} T(n) &\leq n + 3 \cdot n/4 + 9 \cdot n/16 + 27 \cdot n/64 + \dots + 3^{\log_4 n} \cdot c_1 \\ &\quad \text{für } c_1 \geq 0 \text{ konstant} \\ &\leq n \cdot \sum_{i=0}^{\infty} \left(\frac{3}{4}\right)^i + c_1 \cdot n^{\log_4 3}, \quad \text{da } 3^{\log_4 n} = n^{\log_4 3} \\ &= 4n + c_1 \cdot n^{\log_4 3} \in O(n), \quad \text{da } \log_4 3 < 1. \end{aligned}$$

Die Iterationsmethode führt oft zu aufwendigen (nicht unbedingt trivialen) Rechnungen. Durch iterative Auflösung einer Rekursionsabschätzung kann man jedoch manchmal zu einer guten Vermutung für die Substitutionsmethode gelangen.

## 0.5.3 Der Aufteilungs-Beschleunigungssatz (Meistermethode, Master-Theorem)

**Satz 0.12 (Aufteilungs-Beschleunigungssatz (Master-Theorem), eingeschränkte Form).**  
Seien  $a \geq 1, b > 1, c_1 > 0$  und  $c_2 > 0$  Konstanten und  $T(n)$  über nichtnegative ganze Zahlen definiert durch

$$\begin{aligned} c_1 \leq T(1) &\leq c_2 \quad \text{und} \\ a \cdot T(n/b) + c_1 \cdot n &\leq T(n) \leq a \cdot T(n/b) + c_2 \cdot n. \end{aligned}$$

Für  $n = b^q$  gilt



- (i)  $T(n) \in \Theta(n)$ , falls  $b > a$ .  
(ii)  $T(n) \in \Theta(n \cdot \log n)$ , falls  $a = b$ .  
(iii)  $T(n) \in \Theta(n^{\log_b a})$ , falls  $b < a$ .

Satz 0.12 ist eingeschränkt auf den Fall, dass  $f(n) \in \Theta(n)$  ist, wir beweisen ihn nur für Potenzen von  $b$ , d.h.  $n = b^q$ . Letztere Einschränkung wird aus technischen Gründen vorgenommen; man kann für  $n \neq b^q$  die Analyse unter Betrachtung der nächsten Potenzen von  $b$ , d.h.  $n_2 = b^{q+1}$  für  $n_1 = b^q < n < n_2$  durchführen. Die Einschränkung auf  $f(n) \in \Theta(n)$  vereinfacht den Beweis insofern, dass man nicht ausführlich  $f(n)$  gegenüber  $a \cdot T(n/b)$  abschätzen muss.

*Beweis.* Durch Induktion über  $q$  beweisen wir dass

$$T(n) \leq c_2 \cdot n \cdot \sum_{i=0}^q (a/b)^i.$$

Für  $q = 0$  ergibt sich  $T(1) \leq c_2$ . Die Behauptung gelte also für  $q > 0$ . Betrachte  $q + 1$ :

$$\begin{aligned} T(b^{q+1}) &\leq a \cdot T(b^q) + c_2 \cdot b^{q+1} \\ &\leq a \cdot \left( c_2 \cdot b^q \cdot \sum_{i=0}^q (a/b)^i \right) + c_2 \cdot b^{q+1} \\ &= c_2 \cdot b^{q+1} \cdot \left( \sum_{i=0}^q (a/b)^{i+1} + 1 \right) \\ &= c_2 \cdot b^{q+1} \cdot \left( \sum_{i=1}^{q+1} (a/b)^i + 1 \right) \\ &= c_2 \cdot b^{q+1} \cdot \sum_{i=0}^{q+1} (a/b)^i. \end{aligned}$$

Analog lässt sich auch folgern

$$T(n) \geq c_1 \cdot n \cdot \sum_{i=0}^q (a/b)^i.$$

**Fall  $b > a$**  Dann ist  $a/b < 1$  und es gibt Konstante  $k_1, k_2 > 0$ , so dass

$$c_1 \cdot n \cdot k_1 \leq T(n) \leq c_2 \cdot n \cdot k_2, \quad \text{d.h. } T(n) \in \Theta(n).$$

**Fall  $b = a$**

$$\begin{aligned} T(n) &= T(b^q) \leq c_2 \cdot b^q \cdot \sum_{i=0}^q 1^i = c_2 \cdot b^q \cdot (q + 1) \quad \text{und} \\ T(n) &\geq c_1 \cdot b^q \cdot (q + 1), \quad \text{also } T(n) \in \Theta(n \log n). \end{aligned}$$

**Fall  $b < a$**

$$\begin{aligned} T(n) &= T(b^q) \leq c_2 \cdot b^q \cdot \sum_{i=0}^q (a/b)^i = c_2 \cdot \sum_{i=0}^q a^i \cdot b^{q-i} \\ &= c_2 \cdot \sum_{i=0}^q a^{q-i} \cdot b^i = c_2 \cdot a^q \cdot \sum_{i=0}^q (b/a)^i. \end{aligned}$$

Dann gibt es Konstante  $k_1, k_2 > 0$ , so dass

$$c_1 \cdot \underbrace{a^{\log_b n}}_{=n^{\log_b a}} \cdot k_1 \leq T(n) \leq c_2 \cdot \underbrace{a^{\log_b n}}_{=n^{\log_b a}} \cdot k_2$$

und damit  $T(n) \in \Theta(n^{\log_b a})$ . □

**Bemerkung 0.13.** Gelten in der Voraussetzung von Satz 0.12 nur die Beschränkungen nach oben (unten), so gilt immer noch  $T(n) \in O(n)$  (bzw.  $T(n) \in \Omega(n)$ ).

Allgemeiner als Satz 0.12 gilt der folgende Satz:

**Satz 0.14 (Master-Theorem).** Seien  $a \geq 1$  und  $b > 1$  Konstanten,  $f(n)$  eine Funktion in  $n$  und  $T(n)$  über nichtnegative ganze Zahlen definiert durch

$$T(n) = a \cdot T(n/b) + f(n),$$

wobei  $n/b$  für  $\lfloor n/b \rfloor$  oder  $\lceil n/b \rceil$  steht.

- (i)  $T(n) \in \Theta(f(n))$  falls  $f(n) \in \Omega(n^{\log_b a + \varepsilon})$  und  $af(\frac{n}{b}) \leq cf(n)$  für eine Konstante  $c < 1$  und  $n \geq n_0$ ,
- (ii)  $T(n) \in \Theta(n^{\log_b a} \log n)$  falls  $f(n) \in \Theta(n^{\log_b a})$ ,
- (iii)  $T(n) \in \Theta(n^{\log_b a})$  falls  $f(n) \in O(n^{\log_b a - \varepsilon})$ .

Beachte, dass die Fälle aus Satz 0.12 und 0.14 korrespondieren. Es existieren noch allgemeinere Formulierungen dieses Satzes, wie zum Beispiel die folgende:

**Satz 0.15 (Allgemeinere Form des Master-Theorems).** Es sei

$$T(n) = \sum_{i=1}^m T(\alpha_i n) + f(n),$$

wobei gilt  $0 < \alpha_i < 1, m \geq 1$  und  $f(n) \in \Theta(n^k), k \geq 0$ .  
Dann ist

- i)  $T(n) \in \Theta(n^k)$  falls  $\sum_{i=1}^m \alpha_i^k < 1$ ,
- ii)  $T(n) \in \Theta(n^k \log n)$  falls  $\sum_{i=1}^m \alpha_i^k = 1$ ,
- iii)  $T(n) \in \Theta(n^c)$  falls  $\sum_{i=1}^m \alpha_i^k > 1$ .

wobei  $c$  bestimmt wird durch

$$\sum_{i=1}^m \alpha_i^c = 1$$

Die Beweise der Sätze 0.12, 0.14 und 0.15 lassen sich jeweils per Induktion führen.

**Beispiel 0.16.** MERGE-SORT

$$T(n) = T(\lceil n/2 \rceil) + T(\lfloor n/2 \rfloor) + n$$

$$b = 2, \quad a = 2, \quad f(n) \in \Theta(n) = \Theta(n^{\log_2 2})$$

Aus Fall (ii) folgt  $T(n) \in \Theta(n \cdot \log n)$ . ■

**Beispiel: Matrix-Multiplikation nach Strassen**

Gegeben seien zwei  $(n \times n)$ -Matrizen  $A, B$ . Berechne  $A \cdot B$  mit möglichst wenigen Operationen. Herkömmlich:  $C = A \cdot B = (a_{ij}) \cdot (b_{ij}) = (c_{ij})$  mit  $c_{ij} = \sum_{k=1}^n a_{ik} \cdot b_{kj}$ . Die Laufzeit ist insgesamt in  $O(n^3)$ .

Ein Divide-and-Conquer Ansatz für die Matrixmultiplikation ist:

$$A \cdot B = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 \\ a_3 & a_4 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} b_1 & b_2 \\ b_3 & b_4 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} c_1 & c_2 \\ c_3 & c_4 \end{pmatrix} = C,$$

wobei die  $a_i, b_i, c_i$   $(n/2 \times n/2)$ -Matrizen sind. Dann berechnet sich  $C$  durch

$$\left. \begin{array}{l} c_1 = a_1 b_1 + a_2 b_3 \\ c_2 = a_1 b_2 + a_2 b_4 \\ c_3 = a_3 b_1 + a_4 b_3 \\ c_4 = a_3 b_2 + a_4 b_4 \end{array} \right\} \begin{array}{l} 8 \text{ Matrixmultiplikationen} \\ \text{von } (n/2 \times n/2)\text{-Matrizen und} \\ 4 \text{ Additionen von } (n/2 \times n/2)\text{-Matrizen} \end{array}$$

Addition zweier  $(n \times n)$ -Matrizen ist in  $\Theta(n^2)$ . Damit ergibt sich

$$\begin{aligned} T(n) &= 8 \cdot T(n/2) + c \cdot n^2, \quad c > 0 \text{ Konstante,} \\ c \cdot n^2 &\in O(n^{\log_2 8 - \varepsilon}) = O(n^{3 - \varepsilon}) \quad \text{mit } 0 < \varepsilon = 1 \\ \implies T(n) &\in \Theta(n^{\log_2 8}) = \Theta(n^3) \quad (\text{leider!}) \end{aligned}$$

Für die Laufzeit ist offensichtlich die Anzahl der Multiplikationen „verantwortlich“. Das heißt: Wenn man die Anzahl der Multiplikationen der  $(n/2 \times n/2)$ -Matrizen auf weniger als 8 reduzieren könnte bei ordnungsmäßig gleicher Anzahl von Additionen erhält man eine bessere Laufzeit.

Es gibt einen Divide-and-Conquer Ansatz von Strassen, der nur 7 Multiplikationen bei 18 Additionen verwendet. Als Laufzeit ergibt sich dann

$$\begin{aligned} T(n) &= 7 \cdot T(n/2) + c \cdot n^2 \\ \implies T(n) &\in \Theta(n^{\log_2 7}). \end{aligned}$$

Schema:

$$\left. \begin{array}{l} c_1 = P_5 + P_4 - P_2 + P_6 \\ c_2 = P_1 + P_2 \\ c_3 = P_3 + P_4 \\ c_4 = P_5 + P_1 - P_3 - P_7 \end{array} \right\} \text{ mit } \begin{cases} P_1 = a_1 \cdot (b_2 - b_4) \\ P_2 = (a_1 + a_2) \cdot b_4 \\ P_3 = (a_3 + a_4) \cdot b_1 \\ P_4 = a_4 \cdot (b_3 - b_1) \\ P_5 = (a_1 + a_4) \cdot (b_1 + b_4) \\ P_6 = (a_2 - a_4) \cdot (b_3 + b_4) \\ P_7 = (a_1 - a_3) \cdot (b_1 + b_2) \end{cases}$$

**Beispiel: Das Auswahlproblem (SELECT)**

Das *Auswahlproblem* lautet wie folgt: *Finde aus dem Array  $A[1, \dots, n]$  das  $i$ -kleinste Element, mit  $1 \leq i \leq n$ . O.B.d.A. seien dabei die Elemente  $A[1], \dots, A[n]$  paarweise verschieden.* Dieses Problem ist mit Hilfe eines Sortierverfahrens in  $O(n \log n)$  lösbar. Ein einfacher Sortieralgorithmus verfährt wie in Algorithmus 6.

Mit MERGE-SORT als Sortieralgorithmus ergibt sich beispielsweise eine Laufzeit in  $\Theta(n \log n)$ . Ein Verfahren mit linearer Worst-case-Laufzeit ist SELECT( $n, i$ ):

**Laufzeitanalyse von SELECT:**

- Die Schritte **1**, **2**, **4** und **5** sind in  $O(n)$ .

**Algorithmus 6** : SLOWSELECT( $A, i$ )**Eingabe** : Unsortierte Folge von Zahlen**Ausgabe** :  $i$ -kleinstes Element

- 1 Sortiere die Elemente in aufsteigender Reihenfolge
- 2 Gib das  $i$ . Element der sortierten Folge aus

**Algorithmus 7** : SELECT( $A, i$ )**Eingabe** : Unsortiertes Array  $A$  von  $n$  verschiedenen Zahlen  $A = (A[1], \dots, A[n])$ **Ausgabe** : Das  $i$ -kleinste Element aus  $A$ 

- 1 Teile  $A$  in  $\lfloor \frac{n}{5} \rfloor$  Gruppen mit jeweils 5 Elementen und eine Gruppe mit  $n - 5 \lfloor \frac{n}{5} \rfloor$  Elementen.
- 2 Bestimme für jede Gruppe das mittlere Element, sammle diese in  $M$ .
- 3 Rufe SELECT( $M, \lceil \frac{n}{10} \rceil$ ) auf, mit dem Array  $M$  bestehend aus den  $\lceil \frac{n}{5} \rceil$  mittleren Elementen, um rekursiv das 'mittlere der mittleren Elemente'  $m$  zu bestimmen.
- 4  $A_1 \leftarrow$  Elemente  $a_i$  aus  $A$  mit  $a_i \leq m$
- 5  $A_2 \leftarrow$  Elemente  $a_j$  aus  $A$  mit  $a_j > m$
- 6 Falls  $i \leq |A_1|$  rufe SELECT( $A_1, i$ ) auf, sonst SELECT( $A_2, i - |A_1|$ )

- Schritt 3 benötigt  $T(\lceil n/5 \rceil)$  Zeit.
- Schritt 6 benötigt  $T(\max(|A_1|, |A_2|))$  Zeit; dabei ist  $T(n)$  die Laufzeit von SELECT( $n, i$ ) mit  $1 \leq i \leq n$ .

Dieses Verfahren hat die Laufzeit  $T(n) \leq T(\lceil \frac{n}{5} \rceil) + T(\max(|A_1|, |A_2|)) + cn$ . Man beachte zunächst für  $A_2$ , dass mindestens die Hälfte aller  $\lfloor n/5 \rfloor$  vollen Gruppen mindestens 3 Elemente (die Mehrzahl) zu  $A_2$  beisteuern, abzüglich dem einen, mittleren Element. Analoges gilt für  $A_1$ . Somit lässt sich  $\max(|A_1|, |A_2|)$  abschätzen:

$$\begin{aligned}
 |A_2| &\geq \frac{1}{2} \left\lfloor \frac{n}{5} \right\rfloor 3 - 1 \\
 &> \frac{3}{2} \left( \frac{n}{5} - 1 \right) - 1 \\
 &= \frac{3}{10}n - \frac{5}{2} \\
 \Rightarrow |A_1| &< \frac{7}{10}n + \frac{5}{2}.
 \end{aligned}$$

Analog gilt  $|A_1| \geq \frac{1}{2} \lfloor \frac{n}{5} \rfloor 3 > \frac{3}{10}n - 1,5 \Rightarrow |A_2| < \frac{7}{10}n + 1,5$ . Also gilt  $\max(|A_1|, |A_2|) \leq \frac{7}{10}n + 2,5$ . Zunächst stellen wir fest, dass ab  $n \geq 9$  gilt:  $n > \frac{7}{10}n + 2,5$ . Somit muss ab  $n < 9$  die Rekursion abgebrochen werden. Es gilt also

$$T(n) \leq \begin{cases} c_0 n & \forall n \leq n_0, n_0 > 9 \text{ geeignet gewählt} \\ T(\lceil \frac{n}{5} \rceil) + T(\frac{7}{10}n + 2,5) + c_1 n & \text{für } n > n_0 \end{cases}$$

Wir beweisen  $T(n) \in O(n)$  durch Substitution. Sei also  $T(n) \leq cn$  für eine Konstante  $c > 0$  und alle  $n \leq n_0$ . Für  $n > n_0$  folgt dann per Induktion:

$$\begin{aligned}
 T(n) &\leq c \left\lceil \frac{n}{5} \right\rceil + c \left( \frac{7}{10}n + 2,5 \right) + c_1 n \\
 &\leq c \frac{n}{5} + c + c \frac{7}{10}n + 2,5c + c_1 n \\
 &= c \frac{9}{10}n + 3,5c + c_1 n.
 \end{aligned}$$

Damit garantiert ist, dass  $n \cdot c \cdot (9/10) + 3,5 \cdot c + c_1 \cdot n \leq c \cdot n$  gilt, muss  $c$  so gewählt werden können, dass gilt  $c_1 \cdot n \leq c \cdot \underbrace{(n/10 - 3,5)}_{>0 \text{ nötig}}$ . Dazu muss  $n > 35$  gelten. In der Abschätzung sollten wir also  $n_0 > 35$  wählen.



# Kapitel 1

## Grundlegende Datenstrukturen für Operationen auf Mengen

### 1.1 Union-Find

Das UNION-FIND-Problem ist ein grundlegendes Problem, das sehr viele Anwendungen in sehr unterschiedlichen Bereichen hat. Neben seiner grundsätzlichen Bedeutung zeichnet es sich durch die Tatsache aus, dass es zwar einen ausgesprochen einfachen (einfach zu implementierenden) Algorithmus zu seiner Lösung gibt, die Analyse dieses Algorithmus jedoch „beeindruckend“ schwierig ist und überraschenderweise eine fast lineare Laufzeit ergibt (aber eben nur fast) .

**Definition 1.1.** Das UNION-FIND-Problem besteht darin, eine Folge disjunkter Mengen zu verwalten, die sich infolge von Vereinigungsoperationen „laufend“ ändert. Gegeben sei eine endliche Grundmenge  $M$ . Es soll möglichst effizient eine beliebige Abfolge von Operationen folgenden Typs ausgeführt werden:

- **MAKESET( $x$ ):** Führe eine neue einelementige Menge  $\{x\}$  ein, die zuvor noch nicht existiert hat;  $x \in M$ .
- **UNION( $S_i, S_j; S_k$ ):** Bilde eine neue Menge  $S_k := S_i \cup S_j$  aus bisher vorhandenen (disjunkten) Mengen  $S_i$  und  $S_j$  durch Vereinigung. Entferne  $S_i$  und  $S_j$ .
- **FIND( $x$ ):** Für  $x \in M$  gib diejenige Menge der bisher entstandenen Mengen an, welche  $x$  enthält.

#### 1.1.1 Drei Ansätze

Als Beispiel dienen im Folgenden die Mengen  $S_1, S_2$ , und  $M$ :

$$S_1 = \{1, 3, 5, 7\}, S_2 = \{2, 4, 8\}, M = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10\}$$

#### 1. Ansatz

Benutze ein Array  $A$ , das die Zuordnung von  $x$  zum Index der Menge, die  $x$  enthält, angibt.

$x$		1	2	3	4	5	6	7	8	9	...
$A[x]$		1	2	1	2	1	–	1	2	–	...

**Algorithmus 8** : MAKESET( $x$ ) (#1)**Eingabe** : Element  $x$ **Seiteneffekte** : Neuer Index in  $A[x]$ 

- 1 Schreibe in  $A[x]$  „neuen Index“, etwa  $x$

Beispiel: MAKESET(6),  $A[6] := 6$ . Laufzeit ist in  $O(1)$ .**Algorithmus 9** : FIND( $x$ ) (#1)**Eingabe** : Element  $x$ **Ausgabe** : Menge, in der  $x$  enthalten ist

- 1 Gib  $A[x]$  aus

Laufzeit ist in  $O(1)$ .**Algorithmus 10** : UNION( $S_i, S_j, S_k$ ) (#1)**Eingabe** : Mengen  $S_i, S_j, S_k$ **Seiteneffekte** : Mengen  $S_i, S_j$  werden zur neuen Menge  $S_k$  vereint

- 1 Für  $x \in M$
- 2    **Wenn**  $A[x] = i \vee A[x] = j$
- 3    |     $A[x] \leftarrow k$

Laufzeit ist in  $O(|M|)$ .

Wenn also eine beliebige Folge von  $n$  Operationen vom Typ MAKESET, FIND und UNION ausgeführt wird, so ist die Laufzeit dafür in  $O(n^2)$ , falls  $|M| \in O(n)$ . Wir setzen im Folgenden voraus:  $|M| \in O(n)$ .

**2. Ansatz**

Repräsentiere Mengen durch Wurzelbäume, d.h. jede Menge ist eine „Struktur“ Baum, dessen Knoten die Elemente der Menge sind. Diese Bäume, wie in Abbildung 1.1 entstehen durch die Operationen MAKESET und UNION. Als Mengenindex diene jeweils die Wurzel des Baumes. Dann

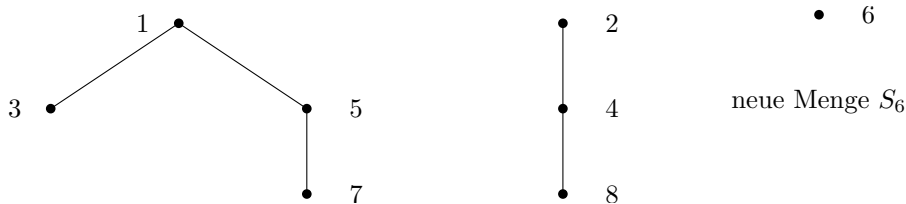


Abbildung 1.1: Einige Mengen, erzeugt durch MAKESET und UNION

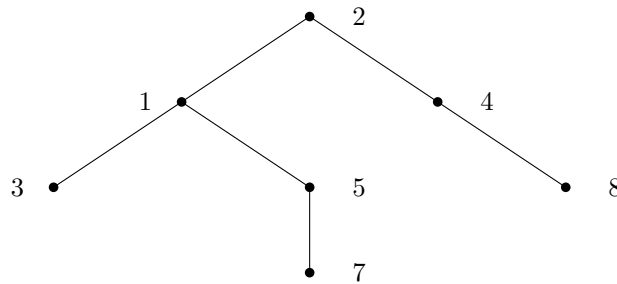
werden zwei Mengen vereinigt, indem der eine Baum an die Wurzel des anderen gehängt wird. Als Mengenindex der neuen Menge diene der Index der Menge, an deren Wurzel angehängt wurde, wie in Abbildung 1.2.

$$\begin{aligned} \text{UNION}(S_1, S_2, S_2) &\approx \text{UNION}(1, 2, 2) \text{ und} \\ \text{UNION}(S_2, S_6, S_6) &\approx \text{UNION}(2, 6, 6) \end{aligned}$$

Wir schreiben zur Vereinfachung auch  $\text{UNION}(S_i, S_j)$  statt  $\text{UNION}(S_i, S_j, S_k)$ .

FIND wird für ein Element  $x$  ausgeführt, indem von dem entsprechenden Knoten aus durch den Baum bis zu dessen Wurzel gegangen wird. Die *Repräsentation der Bäume* erfolgt durch ein Array



Abbildung 1.2: Resultat von  $\text{UNION}(S_1, S_2, S_2)$ 

VOR, in dem in  $\text{VOR}[x]$  der *Vorgänger* von  $x$  im Baum abgelegt ist. Dabei setzen wir  $\text{VOR}[x] := 0$ , wenn  $x$  eine Wurzel ist.

$x$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	...
$\text{VOR}[x]$	2	0	1	2	1	0	5	4	-	...

---

**Algorithmus 11** :  $\text{FIND}(x)$  (#2)
 

---

**Eingabe** : Element  $x$

**Ausgabe** : Menge, in der  $x$  enthalten ist

- 1  $j \leftarrow x$
  - 2 **Solange**  $\text{VOR}[j] \neq 0$  (und definiert) **tue**
  - 3    $j \leftarrow \text{VOR}[j]$
  - 4 Gib  $j$  aus
- 

Die Laufzeit ist in  $O(n)$ .

---

**Algorithmus 12** :  $\text{UNION}(i, j)$  (#2)
 

---

**Eingabe** : Mengen  $S_i, S_j$

**Seiteneffekte** : Elemente der Menge  $S_i$  werden zur Menge  $S_j$  hinzugefügt

- 1  $\text{VOR}[i] \leftarrow j$
- 

---

**Algorithmus 13** :  $\text{MAKESET}(x)$  (#2)
 

---

**Eingabe** : Element  $x$

**Seiteneffekte** : Neuer Index in  $A[x]$

- 1  $\text{VOR}[x] \leftarrow 0$
- 

Die Laufzeit für  $\text{UNION}$  und  $\text{MAKESET}$  ist in  $O(1)$ .

**Gesamtlaufzeit:** Bei einer Folge von  $n$  Operationen vom Typ  $\text{MAKESET}$ ,  $\text{UNION}$  und  $\text{FIND}$  ist die Gesamtlaufzeit in  $\Theta(n^2)$ :

- $\Theta(n)$  Operationen vom Typ  $\text{MAKESET}$  (z.B.  $n/4$ ), gefolgt von
- $\Theta(n)$  Operationen vom Typ  $\text{UNION}$ , gefolgt von
- $\Theta(n)$  Operationen vom Typ  $\text{FIND}$ .

Operationen vom Typ  $\text{FIND}$  sind also besonders teuer, da durch  $\text{UNION}$  „sehr hohe“ Bäume entstehen können, wie in Abbildung 1.3 zu sehen.

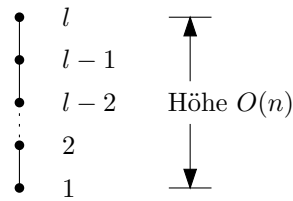


Abbildung 1.3: Tiefe eines Baumes

Eine Folge von  $t$  verschiedenen FIND hat dann eine Laufzeit von mindestens

$$\sum_{i=1}^t i \in \Theta(t^2) = \Theta(n^2)$$

(weil  $t \in \Theta(n)$ ).

### 3. Ansatz

Wie nehmen zwei Modifikationen am zweiten Ansatz vor:

- Modifikation 1: ein Ausgleich bei UNION: „weighted UNION rule“ oder „balancing“.
- Modifikation 2: „Pfadkompression“ bei FIND.

**Modifikation 1: „weighted UNION“:** Bei der Ausführung von UNION wird immer der „kleinere“ Baum an den „größeren“ Baum gehängt, wie in Abbildung 1.4. „Kleiner“ bzw. „größer“ bezieht sich hier einfach auf die Anzahl der Knoten (Kardinalität der entsprechenden Menge). Um zu entscheiden, welcher Baum kleiner bzw. größer ist, wird in  $VOR[x]$  für Wurzeln  $x$  jeweils die Knotenzahl des Baums als negative Zahl gespeichert. Das negative Vorzeichen kennzeichnet die Wurzeleigenschaft und der Betrag die Kardinalität der Menge.

**Formal: UNION( $i, j$ ):** Es gilt:

- $VOR[i] = -\#(\text{Knoten im Baum } i)$
- $VOR[j] = -\#(\text{Knoten im Baum } j)$

---

#### Algorithmus 14 : UNION( $i, j$ ) (#3)

---

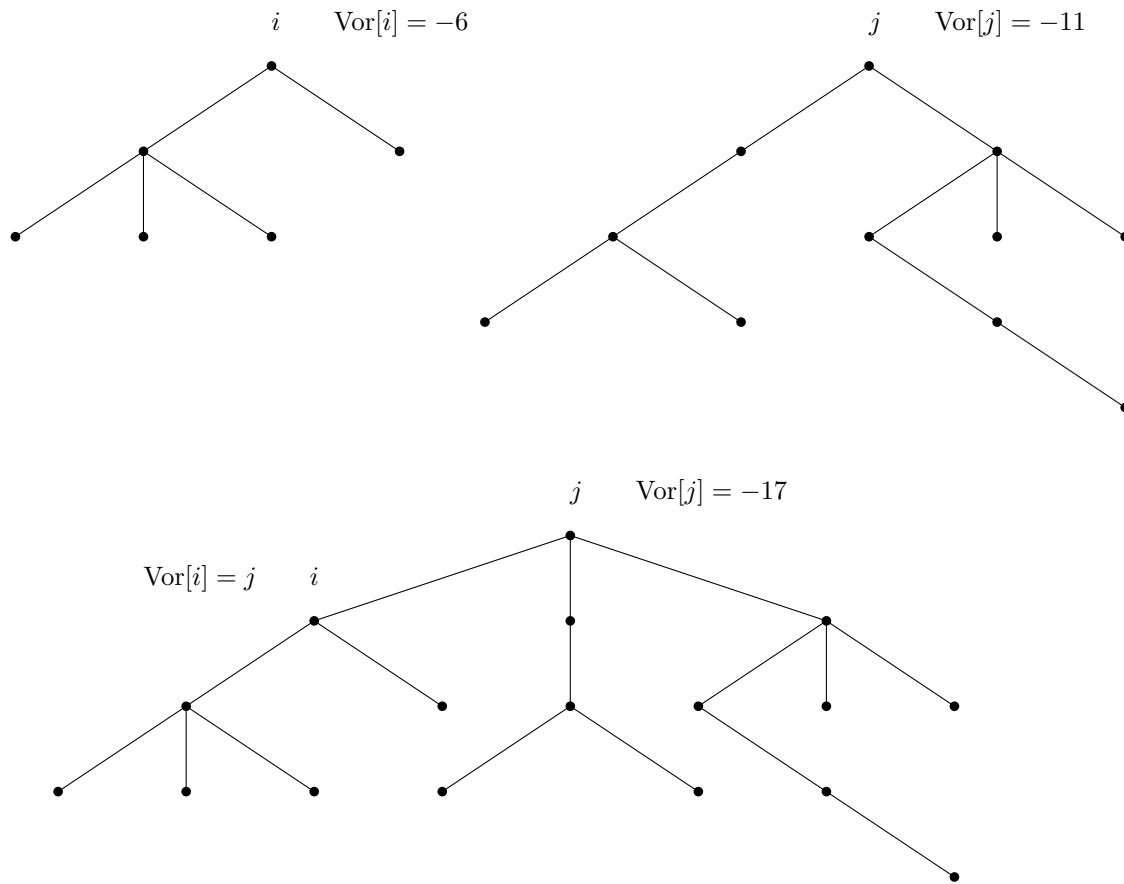
```

1  $z \leftarrow VOR[i] + VOR[j]$ 
2 Wenn  $|VOR[i]| < |VOR[j]|$ 
3    $VOR[i] \leftarrow j$  und  $VOR[j] \leftarrow z$ 
4 sonst
5    $VOR[j] \leftarrow i$  und  $VOR[i] \leftarrow z$  .
```

---

Die Laufzeit ist offensichtlich in  $\Theta(1)$ . Lässt sich nun etwas über die Höhe von Bäumen aussagen, die durch „weighted UNION“ entstanden sind?

**Lemma 1.2.** *Entsteht durch eine Folge von MAKESET und weighted UNION über einer Menge  $M$  ein Baum  $T$  mit  $|T| = t$  ( $T$  enthält  $t$  Knoten), so ist  $h(T) \leq \log_2 t$ , wobei  $h(T)$  die Höhe von  $T$  ist, also die maximale Anzahl von Kanten auf einem einfachen Weg von der Wurzel von  $T$  zu einem Blatt von  $T$ .*

Abbildung 1.4: „weighted UNION“:  $\text{UNION}(i, j)$ 

*Beweis.* Induktion über die Anzahl der UNION-Operationen.

Solange keine UNION-Operation ausgeführt wurde, haben alle Bäume Höhe 0 und einen Knoten, d.h. es gilt für alle  $T$ :

$$h(T) = 0 \leq \log_2 1 = 0.$$

Betrachte die  $n$ -te UNION-Operation, etwa  $\text{UNION}(i, j)$ , wobei  $T_i$  Baum mit Wurzel  $i$  und  $T_j$  Baum mit Wurzel  $j$  vor Ausführung der Operation  $\text{UNION}(i, j)$  sei. O.B.d.A. sei  $|T_j| \geq |T_i|$ . Dann wird  $T_i$  durch  $\text{UNION}(i, j)$  an die Wurzel  $j$  von  $T_j$  angehängt und es entsteht der Baum  $T_{\text{UNION}(i, j)}$  mit

$$h(T_{\text{UNION}(i, j)}) = \max(h(T_j), h(T_i) + 1).$$

- Falls  $h(T_j) > h(T_i) + 1$ , dann ist

$$h(T_{\text{UNION}(i, j)}) = h(T_j) \leq \log_2(|T_j|) \leq \log_2(|T_{\text{UNION}(i, j)}|).$$

- Falls  $h(T_j) \leq h(T_i) + 1$ , dann ist

$$h(T_{\text{UNION}(i, j)}) = h(T_i) + 1 \leq \log_2(|T_i|) + 1 \leq \log_2(2|T_i|) \leq \log_2(|T_{\text{UNION}(i, j)}|) . \quad \square$$

**Beobachtung 1.3.** In einem durch weighted UNION-Operationen entstandenen Baum kann jede FIND-Operation in  $O(\log n)$  Zeit ausgeführt werden. Für eine Folge von  $n$  MAKESET-, UNION- und FIND-Operationen ergibt sich dann eine Gesamtlaufzeit von  $O(n \log n)$ .

**Modifikation 2: Pfadkompression:** Bei der *Pfadkompression* werden bei der Ausführung einer Operation  $\text{FIND}(i)$  alle Knoten, die während dieses  $\text{FIND}$  durchlaufen werden, zu direkten Nachfolgern der Wurzel des Baumes gemacht, in dem Knoten  $i$  liegt. Abbildung 1.5 illustriert wie Pfadkompression entsprechend Algorithmus 15 erfolgt.

---

**Algorithmus 15 :  $\text{FIND}(x)$  (#3)**


---

**Eingabe :** Element  $x$   
**Ausgabe :** Menge, in der  $x$  enthalten ist

```

1  $j \leftarrow x$ 
2 Solange  $\text{VOR}[j] > 0$  tue
3    $j \leftarrow \text{VOR}[j]$ 
4  $i \leftarrow x$ 
5 Solange  $\text{VOR}[i] > 0$  tue
6    $\text{temp} \leftarrow i$ 
7    $i \leftarrow \text{VOR}[i]$ 
8    $\text{VOR}[\text{temp}] \leftarrow j$ 
9 Gib  $j$  aus
```

---

Auch bei  $\text{FIND}$  mit Pfadkompression hat eine Operation  $\text{FIND}$  eine Worst-case-Laufzeit von  $O(\log n)$ . Die Gesamtlaufzeit ist also weiterhin in  $O(n \log n)$ . Eine genauere amortisierte Analyse ergibt jedoch eine bessere Gesamtlaufzeit von  $O(n \cdot G(n))$ , wobei  $G(n)$  sehr, sehr langsam wächst – wesentlich langsamer als  $\log n$ .  $G(n)$  ist für alle praktisch relevanten Werte  $n$  „klein“, d.h.  $G(n)$  verhält sich „praktisch“ wie eine Konstante.

**Definition 1.4.**

$$G(n) := \min\{y : F(y) \geq n\},$$

wobei  $F(0) := 1$  und  $F(y) = 2^{F(y-1)}$  für  $y > 0$ .

Wie schnell wächst  $F(n)$  bzw.  $G(n)$ ?

$$\begin{array}{c|c|c|c|c|c}
F(0) & F(1) & F(2) & F(3) & F(4) & F(5) \\
= 1 & = 2 & = 2^2 & = 2^4 & = 2^{16} & = 2^{65536} \\
\hline
= 1 & = 2 & = 4 & = 16 & = 65536 & 
\end{array}$$

Für alle praktisch relevanten Werte von  $n$  ist also  $G(n) \leq 5$ . Man schreibt oft auch  $\log^*(n)$  für  $G(n)$ .

### 1.1.2 Die Laufzeit von UNION-FIND

**Satz 1.5 (Hopcroft & Ullman 1973).** Die Gesamtlaufzeit für eine Folge  $Q$  von  $n$  Operationen vom Typ  $\text{MAKESET}$ , *weighted*  $\text{UNION}$  und  $\text{FIND}$  mit Pfadkompression ist in  $O(n \cdot G(n))$ .

Für eine beliebige Folge  $Q$  von Operationen trennen wir die Laufzeit für die  $\text{MAKESET}$ - und  $\text{UNION}$ -Operationen von der Laufzeit für die  $\text{FIND}$ -Operationen. Die Gesamtlaufzeit für alle  $\text{MAKESET}$ - und alle  $\text{UNION}$ -Operationen ist in  $O(n)$ .

Die Gesamtlaufzeit für alle  $\text{FIND}$ -Operationen ist im wesentlichen proportional zu der Anzahl der durch  $\text{FIND}$ -Operationen bewirkten „Knotenbewegungen“ (Zuteilung eines neuen Vorgängers). Eine einzelne solche Knotenbewegung hat Aufwand  $O(1)$ .

Die Knotenbewegungen werden in zwei Klassen  $A$  und  $B$  aufgeteilt. Dazu werden *Ranggruppen*  $\gamma_1, \dots, \gamma_{G(n)+1}$  gebildet, für die sich die jeweilige Anzahl an Knotenbewegungen „leicht“ aufsummieren lässt. Im Folgenden dieses Abschnitts beweisen wir Satz 1.5.

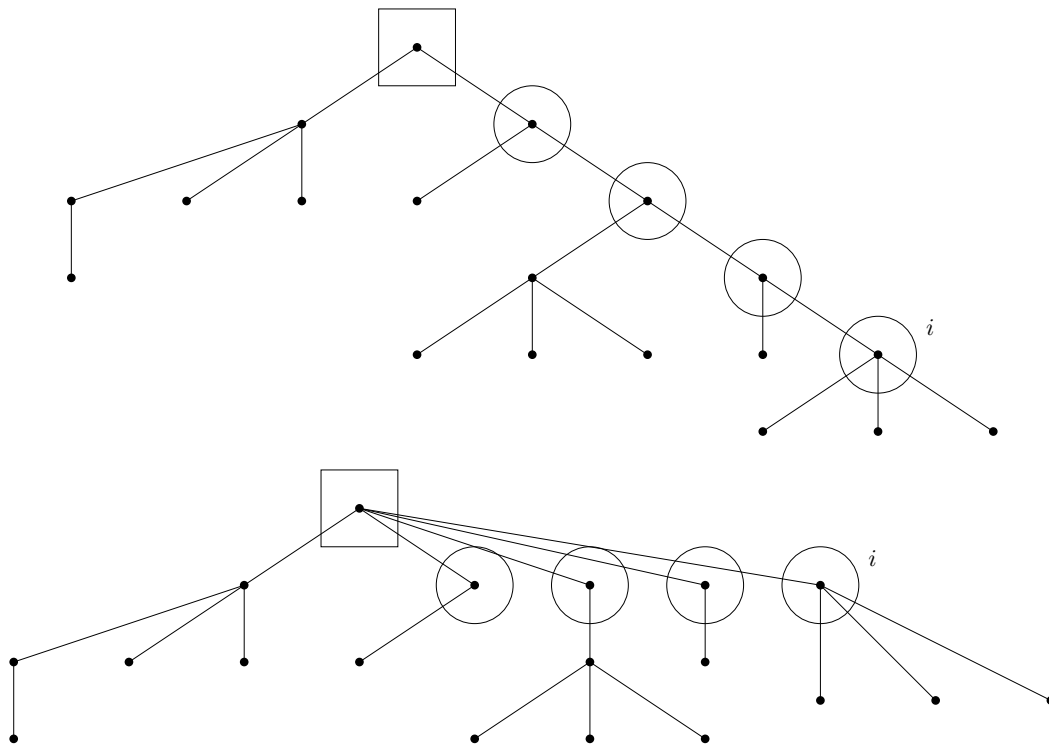


Abbildung 1.5: Pfadkompression bei FIND

### Der Rang $r(v)$

**Definition 1.6 (Rang).** Der Rang  $r(v)$  eines Knotens  $v$  sei definiert als die Höhe des Unterbaums mit Wurzel  $v$  im Baum  $T$ , der nach Ausführung aller MAKESET- und UNION-Operationen aus  $Q$  ohne die FIND-Operationen entstehen würde (und der  $v$  enthält).

Nenne diese Folge von Operationen  $Q'$ . Wenn also  $T(v)$  der Unterbaum von  $T$  mit Wurzel  $v$  ist, so ist  $r(v) = h(T(v))$ . Beachte, dass der Rang  $r(v)$  des Knotens  $v$  *nicht* zu jeder Zeit während  $Q$  dem Wert  $h(T(v))$  entspricht, da  $v$  durch Pfadkompression seinen gesamten Unterbaum verlieren kann. Für die Bestimmung von  $r(v)$  jedoch betrachten wir *keine* Pfadkompression. Abbildung 1.6 zeigt wie sich der Rang eines Knoten darstellt. Im Folgenden bezeichnen wir, wie bei Bäumen üblich, den Vorgänger eines Knotens  $v$  mit  $p[v]$ .

#### Beobachtung 1.7.

1. Für alle Knoten  $v$  gilt:  $r(v) < r(p[v])$ .
2. Es ist  $r(p[v])$  (der Rang der Vorgängerknoten von  $v$ ) monoton steigend.
3. Für alle Wurzeln  $x$  gilt:  $|T(x)| \geq 2^{r(x)}$ .
4.  $|\{\text{Knoten mit Rang } r\}| \leq \frac{n}{2^r}$ .
5. Für alle Knoten  $v$  gilt:  $r(v) \leq \lfloor \log n \rfloor$ .

*Beweis.*

- 1. und 2. sind offensichtlich.
- 3.: Beweis per Induktion über die Anzahl UNION-Operationen:  
**Induktionsanfang:** Solange keine UNION-Operationen durchgeführt wurden, gilt für alle

Bäume:  $1 \geq 2^0$

**Induktionsschritt:** Betrachte nun die UNION-Operation  $\text{UNION}(x, y)$  und die Wurzeln  $x$  und  $y$ . Den entstandenen Baum nennen wir  $T(x, y)$ . Beachte, dass stets der Baum mit mehr Knoten an den mit weniger Knoten gehängt wird. Nach Induktionsannahme gilt  $|T(x)| \geq 2^{r(x)}$  und  $|T(y)| \geq 2^{r(y)}$ .

*Fall 1:*  $r(x) < r(y)$

Sei zunächst  $|T(y)| \geq |T(x)|$ :

$$\begin{aligned} |T(x, y)| &= |T(x)| + |T(y)| \\ &\geq 2^{r(x)} + 2^{r(y)} \\ &\geq 2^{r(y)} \\ &= 2^{r_{\text{neu}}(y)} \end{aligned}$$

Sei nun  $|T(y)| \leq |T(x)|$ :

$$\begin{aligned} |T(x, y)| &= |T(x)| + |T(y)| \\ &\geq 2 \cdot |T(y)| \\ &\geq 2 \cdot 2^{r(y)} \\ &= 2^{r(y)+1} = 2^{r_{\text{neu}}(x)} \end{aligned}$$

*Fall 2:*  $r(x) = r(y)$

Sei nun OBdA  $|T(y)| \geq |T(x)|$ :

$$\begin{aligned} |T(x, y)| &= |T(x)| + |T(y)| \\ &\geq 2^{r(x)} + 2^{r(y)} \\ &= 2^{r(y)+1} \\ &= 2^{r_{\text{neu}}(y)} \end{aligned} \quad \square$$

- 4.: Für alle Knoten  $v$  gilt  $r(p[v]) > r(v)$ . Also gilt für  $v_1 \neq v_2$  mit  $r(v_1) = r(v_2) = r$ , dass  $v_1 \notin T(v_2)$  und  $v_2 \notin T(v_1)$  und somit  $T(v_1) \cap T(v_2) = \emptyset$ . Also sind die Unterbäume aller Knoten mit Rang  $r$  disjunkt und es folgt  $|\text{Knoten mit Rang } r| \leq \frac{n}{2^r}$ .

Alternativ lässt sich hier auch mit Lemma 1.2 argumentieren.

- 5. ergibt sich als Korollar zu 3. Es folgt somit, dass stets  $r(v) \leq \log n$  ist.

## Die Ranggruppe $\gamma_i$

**Definition 1.8 (Ranggruppe).** Für  $j \geq 1$  definiere

$$\gamma_j := \{v : \log^{(j+1)} n < r(v) \leq \log^{(j)} n\},$$

wobei gilt:

$$\log^{(j)} n := \begin{cases} n & \text{falls } j = 0, \\ \log(\log^{(j-1)} n) & \text{falls } j > 0 \text{ und } \log^{(j-1)} n > 0, \\ \text{undefiniert} & \text{falls } j > 0 \text{ und } \log^{(j-1)} n \leq 0 \text{ oder} \\ & \log^{(j-1)} n \text{ undefiniert} \end{cases}$$

und

$$\gamma_j := \begin{cases} \emptyset & \text{wenn } \log^{(j)} n \text{ undefiniert,} \\ \{v : r(v) = 0\} & \text{falls } 0 \leq \log^{(j)} n < 1. \end{cases}$$

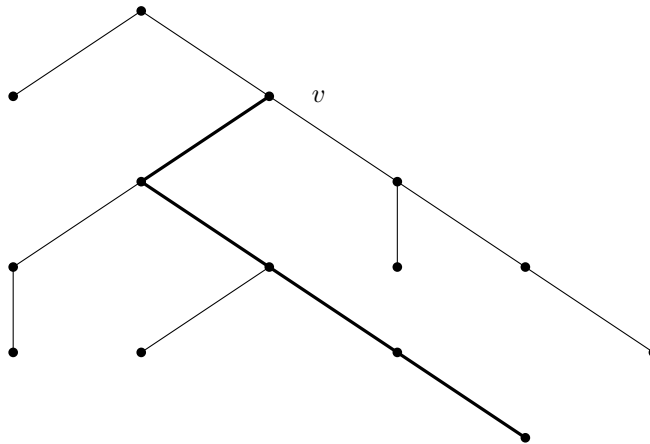


Abbildung 1.6: Der Rang von Knoten  $v$  ist  $r(v) = 4$

$\gamma_j$  heißt die  $j$ -te Ranggruppe und es gilt

$$\begin{aligned} \gamma_1 &= \{v : \log^{(2)} n < r(v) \leq \log n\} \\ &\vdots \\ \gamma_{G(n)+1} &= \emptyset, \quad \text{da für } v \in \gamma_{G(n)+1} \text{ gilt: } r(v) < -x, \text{ da } \log^{(G(n))} n \leq 1, \\ \gamma_{G(n)+2} &= \emptyset, \quad \text{da } \log^{(G(n)+2)} n \text{ undefiniert ist.} \end{aligned}$$

**Beispiel 1.9.** Ranggruppen für  $n = 66000$

$$\begin{aligned} \gamma_1 &= \{v : \log^{(2)} 66000 < r(v) \leq \log 66000\} = \{v : 4 < r(v) \leq 16\} \\ \gamma_2 &= \{v : \log^{(3)} 66000 < r(v) \leq \log^{(2)} 66000\} = \{v : 2 < r(v) \leq 4\} \\ \gamma_3 &= \{v : \log^{(4)} 66000 < r(v) \leq \log^{(3)} 66000\} = \{v : 1 < r(v) \leq 2\} \\ \gamma_4 &= \{v : \log^{(5)} 66000 < r(v) \leq \log^{(4)} 66000\} = \{v : 0 < r(v) \leq 1\} \\ \gamma_5 &= \{v : \log^{(6)} 66000 < r(v) \leq \log^{(5)} 66000\} = \{v : -x < r(v) \leq 0\} \\ &= \{v : r(v) = 0\} \end{aligned}$$

Es ist  $G(66000) = 5$  da  $\underbrace{2^{\binom{2^2}{2}}}_4 = 65536 \leq 66000 \leq 2^{\binom{2^3}{2}}_5 = 2^{65536}$  und somit ist  $\gamma_{G(66000)+1} = \emptyset$ . Die Ranggruppe  $\gamma_{G(n)+1}$  ist nur dann nicht leer, falls  $n$  eine Zweierpotenz ist. ■

Als Hilfsmittel zeigen wir zunächst eine Beobachtung zu den Ranggruppen:

**Beobachtung 1.10 (Größe der Ranggruppen).** Für die Menge der Knoten in Ranggruppe  $\gamma_j$  gilt:  $|\gamma_j| \leq \frac{2n}{\log^{(j)} n}$

*Beweis.* Wir benutzen die Abschätzung 4 aus Beobachtung 1.7:

$$\begin{aligned}
|\gamma_j| &= \sum_{\text{Ränge } i \text{ in } \gamma_j} |\text{Knoten mit Rang } i| \leq \sum_{i=\lceil \log^{(j+1)} n \rceil}^{\lceil \log^{(j)} n \rceil} \frac{n}{2^i} \\
&= \sum_{i=\lceil \log^{(j+1)} n - \log^{(j+1)} n \rceil}^{\lceil \log^{(j)} n - \log^{(j+1)} n \rceil} \frac{n}{2^{i+\log^{(j+1)} n}} = \sum_{i=0}^{\lceil \log^{(j)} n - \log^{(j+1)} n \rceil} \frac{n}{2^i} \cdot \frac{1}{2^{\log^{(j+1)} n}} \\
&\leq \frac{n}{2^{\log^{(j+1)} n}} \left( \underbrace{\sum_{i=0}^{\infty} \frac{1}{2^i}}_{=2} \right) \\
&= \frac{2n}{2^{\log^{(j+1)} n}} = \frac{2n}{2^{\log(\log^{(j)} n)}} = \frac{2n}{\log^{(j)} n} \quad \square
\end{aligned}$$

## Die Analyse

Die Klasse aller Knotenbewegungen, die durch FIND-Operationen ausgeführt werden, wird aufgeteilt in zwei disjunkte Klassen  $A$  und  $B$ .

- Klasse  $A$ : diejenigen Knotenbewegungen, die für Knoten  $v$  ausgeführt werden, deren Vorgänger  $p[v]$  einer anderen Ranggruppe angehört (Vorgänger zum Zeitpunkt der entsprechenden FIND-Operation).
- Klasse  $B$ : diejenigen Knotenbewegungen, die für Knoten  $v$  ausgeführt werden, deren Vorgänger  $p[v]$  zu derselben Ranggruppe gehört.

Bei der nun folgenden *amortisierten Analyse* werden bei Knotenbewegungen aus  $A$  die Kosten der entsprechenden FIND-Operation zugeordnet. Zur Abschätzung dient dann dieser Wert multipliziert mit der Anzahl FIND-Operation. Bei Knotenbewegungen aus  $B$  werden Kosten „dem bewegten Knoten“ zugeordnet. Hier wird dann argumentiert, dass jeder Knoten nur eine begrenzte Anzahl Klasse  $B$  Knotenbewegungen erfährt und die Summe dieser, über alle Knoten, in  $O(n \cdot G(n))$  ist.

**Klasse  $A$  Knotenbewegungen:** Betrachte die Ausführung von  $\text{FIND}(v)$ . Auf dem Pfad von  $v$  zur Wurzel des entsprechenden Baumes steigt der Rang nach Beobachtung 1.7 monoton an und somit auch die Ranggruppe. Da es maximal  $G(n) + 1$  Ranggruppen gibt, gibt es auf diesem Pfad höchstens  $G(n)$  Knoten, deren direkter Vorgänger in einer anderen Ranggruppe liegt. Die Operation  $\text{FIND}(v)$  verursacht also höchstens  $G(n)$  Knotenbewegungen aus Klasse  $A$ . Die Gesamtkosten der Klasse- $A$  Knotenbewegungen liegen also in  $O(n \cdot G(n))$ .

**Klasse  $B$  Knotenbewegungen:** Die Anzahl verschiedener Ränge in Ranggruppe  $\gamma_j$  kann nach oben abgeschätzt werden durch  $\log^{(j)} n \geq \log^{(j)} n - \log^{(j+1)} n$  (siehe Definition 1.8). Ein Knoten aus  $\gamma_j$  kann somit höchstens  $\log^{(j)} n$  mal bewegt werden, bevor er einen Vorgänger erhält, der in einer anderen Ranggruppe  $\gamma_i$  mit  $i < j$  liegt. Wegen der Monotonizität der Ranggruppen nach Beobachtung 1.7 wird sich dies auch nicht mehr zu einem späteren Zeitpunkt ändern. Damit ist die Gesamtzahl an Knotenbewegungen der Klasse  $B$  für Knoten der Ranggruppe  $\gamma_j$  höchstens

$$|\text{Klasse-}B \text{ Bewegungen in } \gamma_j| \leq |\gamma_j| \cdot \log^{(j)} n \quad (1.1)$$

$$\leq \frac{2n}{\log^{(j)} n} \cdot \log^{(j)} n \quad (1.2)$$

$$= 2n. \quad (1.3)$$



Da insgesamt höchstens  $G(n) + 1$  nicht leere Ranggruppen existieren, ist die Gesamtlaufzeit für Knotenbewegungen der Klasse  $B$  also  $(G(n) + 1) \cdot 2n \in O(n \cdot G(n))$ .

**Gesamtlaufzeit:** Insgesamt ist somit die Gesamtlaufzeit für alle durch FIND ausgelösten Knotenbewegungen ebenfalls in  $O(n \cdot G(n))$ . ■

### 1.1.3 Bemerkungen

Eine genauere Analyse führt zu einer Laufzeit aus  $O(m \cdot \alpha(m, n))$  für  $m$  FIND, UNION und MAKESET-Operationen mit  $n$  Elementen (Tarjan, 1975). Dabei ist

$$\alpha(m, n) := \min\{i \geq 1 : A(i, \lfloor \frac{m}{n} \rfloor) > \log n\}$$

und

$$\begin{aligned} A(1, j) &= 2^j \text{ für } j \geq 1 \\ A(i, 1) &= A(i - 1, 2) \text{ für } i \geq 2 \\ A(i, j) &= A(i - 1, A(i, j - 1)) \text{ für } i, j \geq 2. \end{aligned}$$

Die Funktion  $A$  heißt *Ackermann-Funktion* und wächst noch stärker als  $F$  (iterative Zweierpotenz). Andererseits wurde bewiesen, dass die Laufzeit für eine Folge von  $m$  FIND und  $n$  UNION- und MAKESET-Operationen im Allgemeinen auch in  $\Omega(m \cdot \alpha(m, n))$  liegt (Tarjan, 1979).

Für spezielle Folgen von UNION-, FIND- und MAKESET-Operationen, über die man vorab „gewisse strukturelle Informationen“ hat, ist die Laufzeit in  $O(m)$  (Gabow & Tarjan, 1985).

Es lassen sich oft Algorithmen oder Teile von Algorithmen als Folgen von UNION-, FIND- und MAKESET-Operationen auffassen und sind damit „fast“ in linearer Zeit durchführbar. Oft tritt sogar der Fall auf, dass die Folge „spezielle Struktur“ hat und wirklich in Linearzeit ausführbar ist.

## 1.2 Anwendungsbeispiele für UNION-FIND

### 1.2.1 Der Algorithmus von Kruskal für MST

Die Abkürzung *MST* steht für *Minimum Spanning Tree*, siehe dazu auch Kapitel 2. Algorithmus 16 erstellt einen MST eines Graphen in Form einer Kantenmenge. Im nächsten Kapitel beschreibt Algorithmus 27 diesen Algorithmus informell. Wenn  $\text{SORT}(E)$  bereits vorliegt, dann ist die Laufzeit in  $O(|E| \cdot \alpha(|E|, |V|))$ .

### 1.2.2 Das OFFLINE-MIN-Problem

**Problem.** Gegeben sei eine Menge  $M = \emptyset$ . Führe eine Folge  $Q$  von  $n$  Operationen vom Typ

$$\begin{aligned} \text{INSERT}[i] : & \quad M := M \cup \{i\} && \text{oder} \\ \text{EXTRACT-MIN} : & \quad M := M \setminus \{\min M\} \end{aligned}$$

aus, wobei  $i$  aus der Menge  $\{1, \dots, n\}$  ist. Eine Operation  $\text{INSERT}[i]$  trete für jedes  $i$  höchstens einmal in der Folge auf.

Zu einer Folge  $Q$  wollen wir alle  $i$  finden, die durch eine Operation  $\text{EXTRACT-MIN}$  entfernt werden und die entsprechende  $\text{EXTRACT-MIN}$ -Operation angeben (daher Bezeichnung „Offline“:  $Q$  ist vorher bekannt).

**Algorithmus 16** : Algorithmus von Kruskal

---

**Eingabe** : Knotenliste  $V$ , Kantenliste  $E$  mit Kantengewichten.  
**Ausgabe** : Datenstruktur: Menge GRÜN.

- 1 GRÜN  $\leftarrow \emptyset$
- 2 Sortiere  $E$  entsprechend Gewicht „aufsteigend“, die sortierte Liste sei SORT( $E$ )
- 3 **Für**  $v \in V$
- 4   MAKESET( $v$ )
- 5 **Für**  $\{v, w\} \in \text{SORT}(E)$
- 6   **Wenn** FIND( $v$ )  $\neq$  FIND( $w$ )
- 7     UNION(FIND( $v$ ), FIND( $w$ ))
- 8     GRÜN  $\leftarrow$  GRÜN  $\cup$   $\{\{v, w\}\}$
- 9 Gib GRÜN aus

---

Wir lösen das Problem durch eine Folge von UNION- und FIND-Operationen.

**Bemerkung 1.11.** Eine Folge von  $n$  Operationen vom Typ UNION und FIND, beginnend mit einer Menge disjunkter Teilmengen einer Menge mit  $O(n)$  Elementen, ist natürlich ebenfalls in  $O(n \cdot G(n))$  (bzw.  $O(n \cdot \alpha(n, n))$ ) ausführbar.

Schreibe die Folge  $Q$  als

$$Q_1EQ_2E \dots EQ_{k+1},$$

wobei  $Q_j$  für  $1 \leq j \leq k+1$  nur aus INSERT-Operationen besteht (möglicherweise  $Q_j = \emptyset$ );  $E$  stehe für eine EXTRACT-MIN-Operation. Die Anzahl der EXTRACT-MIN sei also  $k$ .

Für den UNION-FIND-Algorithmus initialisieren wir (paarweise disjunkte) Mengen

$$M_j := \{i : \text{INSERT}[i] \text{ liegt in } Q_j\}$$

für  $1 \leq j \leq k+1$ . Benutze Arrays PRED (predecessor) und SUCC (successor) zur Erzeugung doppelt verketteter Listen der Werte  $j$ , für die eine Menge  $M_j$  existiert.

Zu Beginn sei PRED[ $j$ ] =  $j - 1$  für  $2 \leq j \leq k+1$  und SUCC[ $j$ ] =  $j + 1$  für  $1 \leq j \leq k$ .

$$1 \quad 2 \quad \dots \quad k \quad k+1$$

**Formale Beschreibung der OFFLINE-MIN-Prozedur.****Algorithmus 17** : OFFLINE-MIN

---

- 1 **Für**  $i = 1$  bis  $n$
- 2    $j \leftarrow$  FIND[ $i$ ]
- 3   **Wenn**  $j \leq k$
- 4     Schreibe „ $i$  ist entfernt worden im  $j$ -ten EXTRACT-MIN“
- 5     UNION( $j$ , SUCC[ $j$ ], SUCC[ $j$ ])
- 6     SUCC[PRED[ $j$ ]]  $\leftarrow$  SUCC[ $j$ ]
- 7     PRED[SUCC[ $j$ ]]  $\leftarrow$  PRED[ $j$ ]

---

**Beispiel 1.12.** Folge  $Q$ :  $\underbrace{4, 3}_{Q_1}, E, \underbrace{2}_{Q_2}, E, \underbrace{1}_{Q_3}, E, \underbrace{\phantom{1}}_{Q_4}$  mit  $k = 3$ .

Mengen:  $1 = \{4, 3\}$ ,  $2 = \{2\}$ ,  $3 = \{1\}$ ,  $4 = \emptyset$ .

i=1: FIND[1] = 3;  $3 \leq k = 3 \rightsquigarrow$  „1 ist im 3-ten EXTRACT-MIN entfernt worden.“  $\rightsquigarrow 1 = \{4, 3\}$ ,  $2 = \{2\}$ ,  $4 = \{1\}$ ,  
 SUCC[2] = 4, PRED[4] = 2

i=2: FIND[2] = 2;  $2 \leq 3 \rightsquigarrow$  „2 ist im 2-ten EXTRACT-MIN entfernt worden“  $\rightsquigarrow 1 = \{4, 3\}$ ,  $4 = \{1, 2\}$ ,  
 SUCC[1] = 4, PRED[4] = 1

i=3: FIND[3] = 1;  $1 \leq 3 \rightsquigarrow$  „3 ist im 1-ten EXTRACT-MIN entfernt worden.“  $\rightsquigarrow 4 = \{4, 3, 1, 2\}$ ,  
 SUCC[0] = 4, PRED[4] = 0

i=4: FIND[4] = 4;  $4 > 3 \rightsquigarrow$  „4 ist nicht gelöscht worden.“ ■

**Bemerkung 1.13.** Der Algorithmus OFFLINE-MIN ist sogar in  $O(n)$ , da die UNION-FIND-Folge zu den Spezialfällen gehört, die in Linearzeit ausführbar sind.

### 1.2.3 Äquivalenz endlicher Automaten

**Definition 1.14.** Ein endlicher Automat  $\mathcal{A}$  besteht aus einem Alphabet  $\Sigma$ , einer endlichen Zustandsmenge  $Q$ , einem Anfangszustand  $q_0 \in Q$ , einer Menge von Endzuständen  $F \subseteq Q$  und der „Zustandsübergangsfunktion“  $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$ .  $\Sigma^*$  bezeichne die Menge aller Wörter endlicher Länge über  $\Sigma$  (inkl. dem „leeren Wort“  $\varepsilon$ ). Dann lässt sich  $\delta$  erweitern zu  $\delta : Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$  durch

$$\begin{aligned}\delta(q, \varepsilon) &:= q \text{ und} \\ \delta(q, wa) &:= \delta(\delta(q, w), a)\end{aligned}$$

für alle  $w \in \Sigma^*$  und  $a \in \Sigma$  und  $q \in Q$ .

Der Automat  $\mathcal{A}$  akzeptiert ein Wort  $w$  genau dann, wenn  $\delta(q_0, w) \in F$ . Die Sprache der Wörter, die von  $\mathcal{A}$  akzeptiert werden, heißt  $L(\mathcal{A})$ . Zwei Automaten  $\mathcal{A}_1$  und  $\mathcal{A}_2$  heißen äquivalent, wenn  $L(\mathcal{A}_1) = L(\mathcal{A}_2)$  ist. Schreibe dann  $\mathcal{A}_1 \equiv \mathcal{A}_2$ .

**Beispiel 1.15.**

$$\Sigma = \{0, 1\}, Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3\}, F = \{q_0\},$$

$$L(\mathcal{A}) := \{w \in \Sigma^* : \text{Anzahl der 0 in } w \text{ und Anzahl der 1 in } w \text{ sind gerade}\}. \quad \blacksquare$$

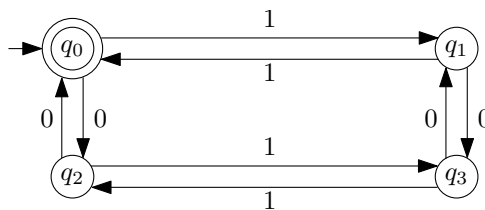
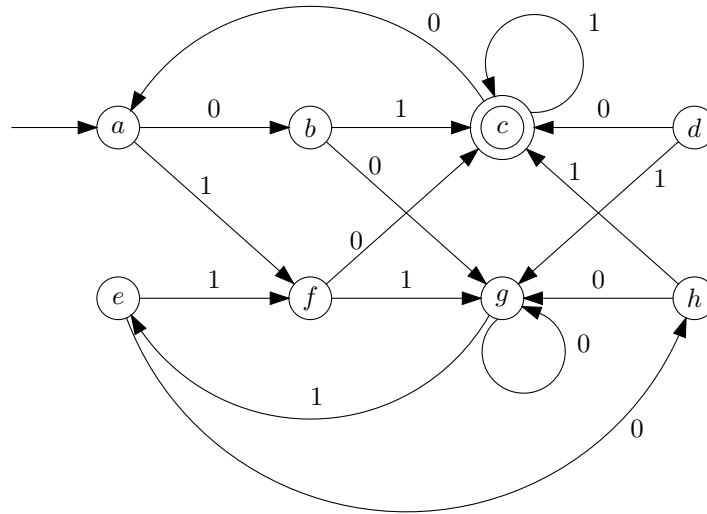


Abbildung 1.7: Deterministischer endlicher Automat  $\mathcal{A}$

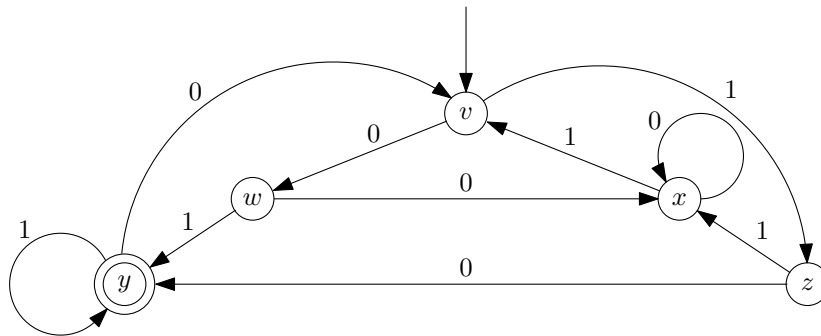
Wir wollen möglichst „effizient“ für zwei beliebige endliche Automaten  $\mathcal{A}_1$  und  $\mathcal{A}_2$  über dem Alphabet  $\Sigma$  entscheiden, ob sie äquivalent sind, d.h., ob  $L(\mathcal{A}_1) = L(\mathcal{A}_2)$  ist.

**Beispiel 1.16.**  $\Sigma = \{0, 1\}$ .

$\mathcal{A}_1 : Q_1 = \{a, b, c, d, e, f, g, h\}$ , Anfangszustand  $a$ , Endzustandsmenge  $\{c\}$ .

Abbildung 1.8: Deterministischer endlicher Automat  $\mathcal{A}_1$ 

$\mathcal{A}_2 : Q_2 = \{v, w, x, y, z\}$ , Anfangszustand  $v$ , Endzustandsmenge  $\{y\}$ . Man betrachte die determi-

Abbildung 1.9: Deterministischer endlicher Automat  $\mathcal{A}_2$ 

nistischen endlichen Automaten in Abbildungen 1.8 und 1.9. Sind  $\mathcal{A}_1$  und  $\mathcal{A}_2$  äquivalent? Die Antwort ist „ja“. Wie kann man das aber testen? ■

Wir benutzen zur Entscheidung, ob  $\mathcal{A}_1 \equiv \mathcal{A}_2$ , den Begriff *äquivalenter Zustände*: schreibe  $q \equiv q'$ . Aus der Theoretischen Informatik ist dieser Begriff für Zustände desselben Automaten  $\mathcal{A} = (Q, \Sigma, \delta, s, F)$  bekannt. Dort wurde definiert, dass

$$q \equiv q' \text{ für } q, q' \in Q, \text{ wenn für alle } w \in \Sigma^* \text{ gilt} \\ \delta(q, w) \in F \iff \delta(q', w) \in F.$$

Entsprechend definiere für zwei endliche Automaten  $\mathcal{A}_1 = (Q_1, \Sigma, \delta_1, s_1, F_1)$  und  $\mathcal{A}_2 = (Q_2, \Sigma, \delta_2, s_2, F_2)$ , dass für Zustände  $q_1 \in Q_1, q_2 \in Q_2$  mit o.B.d.A.  $Q_1 \cap Q_2 = \emptyset$  gilt:

$$q_1 \equiv q_2 \text{ wenn } \delta_1(q_1, w) \in F_1 \iff \delta_2(q_2, w) \in F_2 \text{ für alle } w \in \Sigma^*.$$

Dann gilt offensichtlich:  $\mathcal{A}_1 \equiv \mathcal{A}_2 \iff s_1 \equiv s_2$ .

Es ist leicht zu sehen (siehe auch Theoretische Informatik), dass gilt:

$q \equiv q'$  für  $q, q' \in Q$  genau dann, wenn  $\delta(q, a) \equiv \delta(q', a)$  für alle  $a \in \Sigma$ .

Außerdem ist  $q \not\equiv q'$  für alle  $q \in F, q' \in Q \setminus F$  (betrachte das leere Wort  $\varepsilon$ ).

Entsprechend gilt auch:

$q_1 \equiv q_2$  für  $q_1 \in Q_1, q_2 \in Q_2$  genau dann, wenn  $\delta(q_1, a) \equiv \delta(q_2, a)$  für alle  $a \in \Sigma$ .

Außerdem ist  $q_1 \not\equiv q_2$  für alle  $q_1 \in F_1$  und  $q_2 \in Q_2 \setminus F_2$  (bzw.  $q_1 \in Q_1 \setminus F_1$  und  $q_2 \in F_2$ ).

Diese Eigenschaften benutzen wir nun, um zu testen, ob  $\mathcal{A}_1 \equiv \mathcal{A}_2$ , d.h.  $s_1 \equiv s_2$ . Wir nehmen an, dass  $s_1 \equiv s_2$ , und folgern daraus die Äquivalenz weiterer Zustände. Auf diese Weise erhalten wir eine Partition von  $Q_1 \cup Q_2$  in Klassen „angeblich äquivalenter“ Zustände. Enthält eine dieser Klassen sowohl einen Endzustand als auch einen Nichtendzustand, so kann auch nicht  $s_1 \equiv s_2$  gelten.

### Vorgehensweise informell

In einem STACK  $S$  werden Paare von Zuständen  $(q_1, q_2)$  gehalten, die „angeblich“ äquivalent sind, deren Nachfolger  $(\delta_1(q_1, a), \delta_2(q_2, a))$  usw. noch nicht betrachtet wurden. Zu Beginn enthält  $S$  das Paar  $(s_1, s_2)$ . Um eine Partition von  $Q_1 \cup Q_2$  in Klassen „angeblich“ äquivalenter Zustände zu berechnen, wird eine Folge von UNION- und FIND-Operationen benutzt. Beginnend mit den einelementigen Teilmengen von  $Q_1 \cup Q_2$  werden jeweils die Mengen vereinigt, die  $q_1$  bzw.  $q_2$  enthalten für ein Paar  $(q_1, q_2)$ , das als „angeblich“ äquivalent nachgewiesen wurde. Dann ist  $\mathcal{A}_1 \equiv \mathcal{A}_2$  genau dann, wenn die Partition von  $Q_1 \cup Q_2$ , mit der das Verfahren endet, keine Menge enthält, die sowohl einen Endzustand als auch einen Nichtendzustand als Element enthält.

### Formale Beschreibung

---

#### Algorithmus 18 : Äquivalenz endlicher Automaten

---

```

1  $S \leftarrow \emptyset$ 
2 Für  $q \in Q_1 \cup Q_2$ 
3    $\lfloor$  MAKESET( $q$ )
4   PUSH( $(s_1, s_2)$ )
5 Solange  $S \neq \emptyset$  tue
6    $(q_1, q_2) \leftarrow$  POP( $S$ )
7   Wenn FIND[ $q_1$ ]  $\neq$  FIND[ $q_2$ ]
8     UNION(FIND[ $q_1$ ], FIND[ $q_2$ ])
9     Für  $a \in \Sigma$ 
10     $\lfloor$  PUSH( $\delta_1(q_1, a), \delta_2(q_2, a)$ )

```

---

### Laufzeitanalyse

Sei  $n := |Q_1| + |Q_2|$  und  $|\Sigma| = k$ . Da zu Beginn die Partition aus  $n$  Mengen besteht, werden höchstens  $n - 1$  UNION ausgeführt. Die Anzahl der FIND ist proportional zur Anzahl der Paare, die insgesamt auf den Stack gelegt werden. Dies sind höchstens  $k \cdot (n - 1) + 1$  Paare, da nur nach jeder UNION-Operation jeweils  $k$  Paare auf  $S$  gelegt werden. Wird  $|\Sigma| = k$  als Konstante angenommen, so ist die Laufzeit also in  $O(n \cdot G(n))$  (bzw.  $O(n \cdot \alpha(n, n))$ ).

**Test der Automaten aus Abschnitt 1.2.3**

Nach MAKESET-Operationen:  $\{a\}, \{b\}, \dots, \{v\}, \dots, \{z\}$

- $S : (a, v)$

$$\text{FIND}(a) = \{a\} \neq \{v\} = \text{FIND}(v)$$

$$\xrightarrow{\text{UNION}} \{a, v\}, \{b\}, \{c\}, \dots, \{w\}, \{x\}, \{y\}, \{z\}$$

- $S : (b, w), (f, z)$

$$\text{FIND}(f) = \{f\} \neq \{z\} = \text{FIND}(z)$$

$$\xrightarrow{\text{UNION}} \{a, v\}, \{b\}, \{c\}, \dots, \{f, z\}, \dots, \{w\}, \{x\}, \{y\}$$

- $S : (b, w), (c, y), (g, x)$

$$\text{FIND}(g) = \{g\} \neq \{x\} = \text{FIND}(x)$$

$$\xrightarrow{\text{UNION}} \{a, v\}, \{b\}, \{c\}, \dots, \{f, z\}, \{g, x\}, \dots, \{w\}, \{y\}$$

- $S : (b, w), (c, y), (g, x), (e, v)$

$$\text{FIND}(e) = \{e\} \neq \{a, v\} = \text{FIND}(v)$$

$$\xrightarrow{\text{UNION}} \{a, e, v\}, \{b\}, \{c\}, \{d\}, \{f, z\}, \{g, x\}, \{h\}, \{w\}, \{y\}$$

- $S : (b, w), (c, y), (g, x), (h, w), (f, z)$

$$\text{FIND}(f) = \{f, z\} = \text{FIND}(z)$$

- $S : (b, w), (c, y), (g, x), (h, w)$

$$\text{FIND}(h) = \{h\} \neq \{w\} = \text{FIND}(w)$$

$$\xrightarrow{\text{UNION}} \{a, e, v\}, \{b\}, \{c\}, \{d\}, \{f, z\}, \{g, x\}, \{h, w\}, \{y\}$$

- $S : (b, w), (c, y), (g, x), (g, x), (c, y)$

$$\text{FIND}(c) = \{c\} \neq \{y\} = \text{FIND}(y)$$

$$\xrightarrow{\text{UNION}} \{a, e, v\}, \{b\}, \{c, y\}, \{d\}, \{f, z\}, \{g, x\}, \{h, w\}$$

- $S : (b, w), (c, y), (g, x), (g, x), (a, v), (c, y)$

- $\vdots$
- $S : (b, w)$   
 $\text{FIND}(b) = \{b\} \neq \{h, w\} = \text{FIND}(w)$   
 $\xrightarrow{\text{UNION}} \{a, e, v\}, \{b, h, w\}, \{c, y\}, \{d\}, \{f, z\}, \{g, x\}$
- $S = \emptyset$ , Mengen  $\{a, e, v\}, \{b, h, w\}, \{c, y\}, \{d\}, \{f, z\}, \{g, x\}$ .

Die Endzustände  $c$  und  $y$  sind nicht mit Nicht-Endzuständen zusammen in einer Menge, also ist  $\mathcal{A}_1 \equiv \mathcal{A}_2$ .

### 1.3 Priority Queues oder Heaps

Gesucht ist eine Datenstruktur  $H$  um eine geordnete Menge  $M$  zu verwalten, die folgende Operationen unterstützt:

- **FINDMAX**: gibt den maximalen Wert an, der in  $H$  abgelegt ist (in  $\Theta(1)$ )
- **DELETE**( $H, i$ ): entfernt das Element an der Stelle  $i$  in  $H$  (in  $O(\log n)$ )
- **INSERT**( $H, x$ ): fügt einen neuen Wert  $x$  in  $H$  ein (in  $\Theta(\log n)$ )
- **MAKEHEAP**( $M$ ): bildet die Datenstruktur mit Werten aus  $M$  (in  $\Theta(n)$ )

Eine solche Datenstruktur wird **PRIORITY QUEUE** genannt und kann als **HEAP** realisiert werden.

**Definition 1.17.** Ein **HEAP** ist ein voller binärer Baum, der mit einem Array  $A$  realisiert wird. Die Indizierung von  $A$  wird entsprechend der Indizierung der Knoten von der Wurzel nach unten und im gleichen Level von links nach rechts angelegt. Der **HEAP** erfüllt zusätzlich die **HEAP-Eigenschaft**, d.h.:

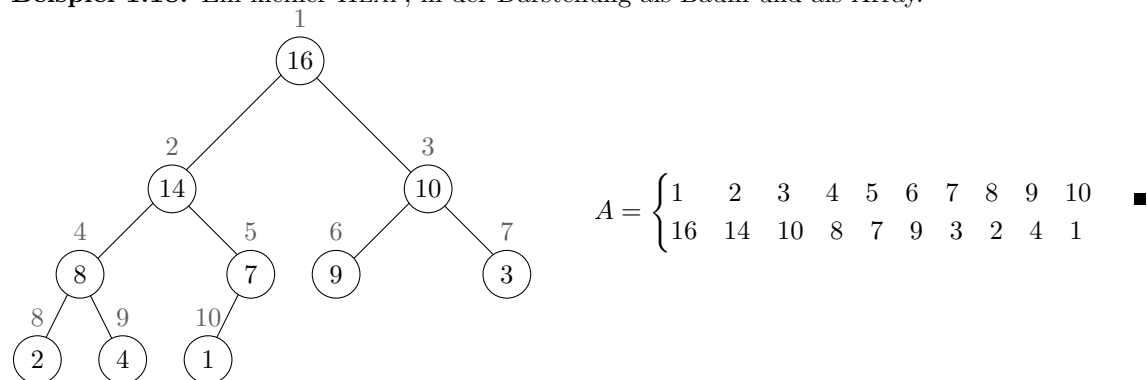
$$\forall i : A[\text{Vorgänger}[i]] \geq A[i]$$

oder äquivalent dazu

$$A[i] \geq A[2i] \text{ und } A[i] \geq A[2i + 1].$$

Im Folgenden nutzen wir letztere Formulierung der **HEAP-Eigenschaft** für ein Element  $A[i]$ .

**Beispiel 1.18.** Ein kleiner **HEAP**, in der Darstellung als Baum und als Array.



**Bemerkung 1.19.** Jeder Unterbaum eines **HEAP** ist wieder ein **HEAP**.

### 1.3.1 HEAPIFY

HEAPIFY ist eine Prozedur zur Aufrechterhaltung der HEAP-Eigenschaft.

Annahme: Für die beiden Unterbäume mit Wurzel  $2i$  bzw.  $2i + 1$  sei jeweils die HEAP-Eigenschaft erfüllt, aber für  $i$  gelte:

$$A[i] < A[2i] \quad \text{oder} \quad A[i] < A[2i + 1]$$

Sei weiterhin  $\text{HEAP-Größe}(A)$  die Anzahl der Werte im HEAP.

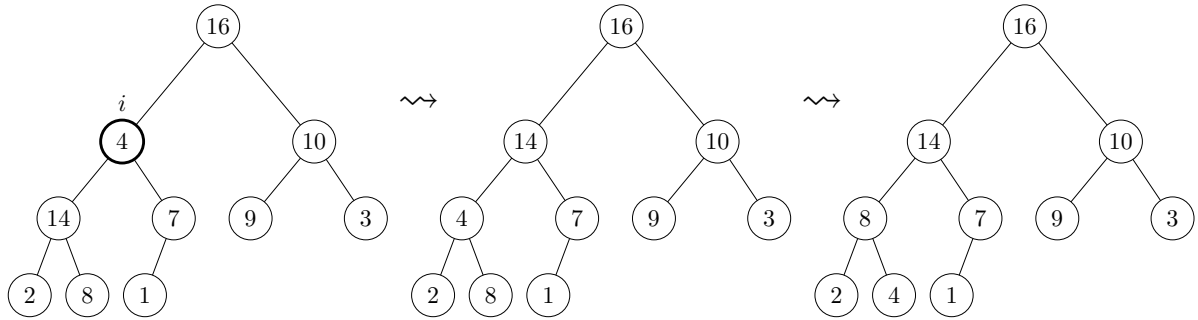


Abbildung 1.10: Beispiel: HEAPIFY tauscht den  $i$ -ten Knoten, der die HEAP-Bedingung bricht, nach unten.

---

#### Algorithmus 19 : HEAPIFY( $A, i$ )

---

**Eingabe :** Vollst. binärer Baum als Array  $A$ , Index  $i$

**Ausgabe :** Das Array  $A$ , im Unterbaum von  $i$  als HEAP

**Vorbedingungen :** Unterbäume der Wurzeln  $A[2i]$  und  $A[2i + 1]$  sind bereits ein HEAP

- 1 **Wenn**  $2i \leq \text{HEAP-Größe}(A)$  und  $A[2i] > A[i]$
  - 2   | Max-Index  $\leftarrow 2i$
  - 3 **sonst**
  - 4   | Max-Index  $\leftarrow i$
  - 5 **Wenn**  $2i + 1 \leq \text{HEAP-Größe}(A)$  und  $A[2i + 1] > A[\text{Max-Index}]$
  - 6   | Max-Index  $\leftarrow 2i + 1$
  - 7 **Wenn** Max-Index  $\neq i$
  - 8   | tausche  $A[i]$  und  $A[\text{Max-Index}]$
  - 9   | rufe rekursiv HEAPIFY( $A, \text{Max-Index}$ ) auf
- 

Korrektheit: ist klar.

Laufzeit: Sei  $h(i)$  definiert als die Höhe des Unterbaumes mit Wurzel  $i$  und sei weiterhin  $\text{HEAP-Größe}(A) = n$ . Dann ist  $h(i) \in O(\log n)$  und somit die Rekursionstiefe in  $O(\log n)$ . Dann folgt für die Laufzeit  $T(n)$  für HEAPIFY( $A, i$ ):  $T(n) \in O(\log n)$

**Bemerkung 1.20.** Man betrachte einen vollen binären Baum mit  $n$  Knoten. Im Unterbaum mit Höhe  $h$  von Knoten  $v$  sind  $|T(v)|$  Knoten. Beachte dass  $T(v)$  in diesem Zusammenhang keine Laufzeit angibt, sondern einen Baum (nach englisch: Tree). Es sollte im Folgenden aus dem Zusammenhang hervorgehen, welche Bedeutung  $T$  jeweils hat. Der Anteil dieser Knoten, welcher sich im Unterbaum des linken Nachfolgers  $l(v)$  von  $v$  befindet ist:

$$\frac{|T(l(v))|}{|T(v)|} = \frac{|T(l(v))|}{|T(l(v))| + |T(r(v))| + 1} \leq \frac{2^h - 1}{2^h - 1 + 2^{h-1} - 1 + 1} \leq \frac{2^h}{2^h + 2^{h-1}} = \frac{2}{3}$$

Das erste Ungleichungszeichen gilt, da wir den Anteil der Knoten des linken Nachfolgers nach oben abschätzen und somit den Anteil des rechten Nachfolgers möglichst klein annehmen. Beachte, dass



das zweite Ungleichungszeichen gilt, da für  $\frac{a}{n} < 1$  stets  $\frac{a}{n} < \frac{a+\varepsilon}{n+\varepsilon}$ ,  $\varepsilon \in \mathbb{R}_+$  gilt, da wir nach oben abschätzen, maximieren wir also  $|T(l(v))|$ . Im zweiten Schritt der Abschätzung gilt Ähnliches. Es folgt, dass in einem vollen binären Baum mit  $n$  Knoten für jeden Knoten  $v$  gilt:

$$|T(\text{Nachfolger}(v))| \leq 2/3 \cdot |T(v)| \leq 2/3 \cdot n$$

Eine alternative Analyse der Laufzeit von Algorithmus 19 ergibt also:

$$T(n) \leq T\left(\frac{2}{3}n\right) + c \quad , \quad c \text{ Konstante,}$$

Mit Hilfe des Master-Theorems 0.14 gilt:

$$T(n) \in \Theta(n^{\log_b a} \cdot \log n) \text{ wobei } \log_b a = \log_{3/2} 1 = 0, \text{ d.h. } T(n) \in \Theta(\log n)$$

### 1.3.2 MAKEHEAP( $M$ )

Sei  $|M| = n$  und zu Beginn seien die Elemente in  $M$  in beliebiger Reihenfolge in  $A[1], \dots, A[n]$  abgelegt. Betrachte nun Algorithmus 20 zur Durchsetzung der HEAP-Eigenschaft in  $A$ .

Beachte: In  $A[\lfloor n/2 \rfloor + 1, \dots, n]$  ist die HEAP-Eigenschaft erfüllt, da die entsprechenden Knoten alle Blätter sind.

---

#### Algorithmus 20 : MAKEHEAP ( $M$ )

---

**Eingabe :** Vollst. binärer Baum als Array  $A$

**Ausgabe :** Das Array  $A$  als HEAP

- 1 Für  $i = \lfloor \frac{n}{2} \rfloor, \dots, 1$
  - 2     HEAPIFY( $A, i$ )
- 

Korrektheit: Die Korrektheit folgt aus der Korrektheit von HEAPIFY und Reihenfolge der Aufrufe.

Laufzeit: Es erfolgen  $\lfloor n/2 \rfloor$  Aufrufe von HEAPIFY, wobei die Laufzeit von HEAPIFY im Worst-case in  $\Theta(\log n)$  liegt. Somit ergibt sich eine Gesamtlaufzeit von  $O(n \log n)$ . Doch diese Abschätzung ist zu grob. Eine genauere Betrachtung ergibt Folgendes:

- Die Laufzeit von HEAPIFY( $A, i$ ), wobei  $i$  im  $j$ -ten Level des Baumes liegt, ist in  $\Theta(\log(n) - j)$
- Die Gesamtlaufzeit  $T(n)$  von MAKEHEAP ist dann:

$$\begin{aligned}
 T(n) &\leq \underbrace{\sum_{j=0}^{\lceil \log n \rceil - 1}}_{\text{Alle Level, bis auf unterstes}} \underbrace{2^j}_{\text{Max. Anzahl Knoten in Level } j} \cdot \underbrace{c \cdot (\lceil \log n \rceil - j)}_{\text{Laufzeit pro HEAPIFY in Level } j} \\
 &= \sum_{j=1}^{\lceil \log n \rceil} 2^{\lceil \log n \rceil - j} \cdot c \cdot j \quad \text{Umkehrung der Summationsreihenfolge} \\
 &= c \cdot \underbrace{2^{\lceil \log n \rceil}}_{\leq 2^{1+\log n} = 2n} \underbrace{\sum_{j=0}^{\lceil \log n \rceil} \frac{j}{2^j}}_{< 2 \text{ (s. Bem. 1.21)}} \\
 &\leq c \cdot 2 \cdot (2n) \in \Theta(n)
 \end{aligned}$$

**Bemerkung 1.21.** Für die Reihe  $\sum_{j=0}^{\infty} \frac{j}{2^j}$  gilt:

$$\begin{aligned} \limsup_{j \rightarrow \infty} \left| \frac{a_{j+1}}{a_j} \right| &= \limsup_{j \rightarrow \infty} \frac{(j+1)/2^{j+1}}{j/2^j} = \limsup_{j \rightarrow \infty} \frac{(j+1)}{2j} = \frac{1}{2} < 1 \quad \Rightarrow \text{absolut konvergent} \\ \sum_{j=0}^{\infty} \frac{j}{2^j} &= \sum_{j=1}^{\infty} \frac{j}{2^j} = \sum_{j=1}^{\infty} j \cdot \underbrace{\left( \frac{1}{2^{j-1}} - \frac{1}{2^j} \right)}_{=\frac{1}{2^j}} \\ &= \underbrace{\left( \frac{1}{2^0} - \frac{1}{2^1} \right)}_{=\frac{1}{2^0}} + \underbrace{\left( \frac{2}{2^1} - \frac{2}{2^2} \right)}_{=\frac{1}{2^1}} + \underbrace{\left( \frac{3}{2^2} - \frac{3}{2^3} \right)}_{=\frac{1}{2^2}} + \underbrace{\left( \frac{4}{2^3} - \frac{4}{2^4} \right)}_{=\frac{1}{2^3}} + \underbrace{\left( \frac{5}{2^4} - \dots \right)}_{=\frac{1}{2^4}} \dots \\ &= \sum_{j=0}^{\infty} \frac{1}{2^j} = 2 \end{aligned}$$

### 1.3.3 Prozedur DELETE ( $A, i$ )

---

**Algorithmus 21** : DELETE ( $A, i$ )

---

**Eingabe** : HEAP der Größe  $n$ , zu löschendes Element  $i$

**Ausgabe** : Das Array  $A \setminus i$

- 1  $A[i] \leftarrow A[n]$
  - 2  $n \leftarrow n - 1$
- 

Die Prozedur DELETE ( $A, i$ ) entfernt den Wert, der an der Stelle  $i$  in  $A$  steht und fügt dort stattdessen den Wert ein, der an der Stelle  $n$  steht. Dann wird  $A[n]$  implizit entfernt indem die Größe des HEAP um eins reduziert wird. Was geschieht bei DELETE mit der HEAP-Eigenschaft? Betrachte das Element  $A[i]$  nach eine Ausführung von DELETE ( $A, i$ ):

Fall 1: Es gelte  $A[i] \leq A[\lfloor i/2 \rfloor]$ , d.h. die HEAP-Eigenschaft ist oberhalb von  $i$  erfüllt. Daher wird nun HEAPIFY( $A, i$ ) aufgerufen, um die HEAP-Eigenschaft im Unterbaum von  $i$  zu gewährleisten. Die Laufzeit dafür ist in  $O(\log n)$ .

**Bemerkung 1.22.** Der oft benötigte Spezialfall DELETE( $A, 1$ ) = DELETEMAX kann so zusammen mit dem Aufruf HEAPIFY( $A, 1$ ) in  $O(\log n)$  ausgeführt werden.

Fall 2: Es gelte  $A[i] > A[\lfloor i/2 \rfloor]$ , d.h. die HEAP-Eigenschaft ist sicher im Unterbaum von  $i$  erfüllt aber nicht in  $A[\lfloor i/2 \rfloor]$ . Die HEAP-Eigenschaft könnte in  $A[\lfloor i/2 \rfloor]$  mit Hilfe von HEAPIFY wiederhergestellt werden, wäre dann aber möglicherweise wieder im Vorgänger von  $A[\lfloor i/2 \rfloor]$  verletzt. Wir wissen allerdings, dass HEAPIFY( $A, \lfloor i/2 \rfloor$ ) nur einmal aufgerufen würde (nicht rekursiv), da  $A[\lfloor i/2 \rfloor]$  vor DELETE( $A, i$ ) das Maximum des Unterbaums von  $\lfloor i/2 \rfloor$  ist. Es muss also ähnlich wie bei HEAPIFY nun nach oben getauscht werden, dazu ist die Prozedur SIFT-UP( $A, i$ ) im folgenden Abschnitt geeignet.

### 1.3.4 Prozedur SIFT-UP( $A, i$ )

Die Prozedur SIFT-UP( $A, i$ ) verschiebt ein Element durch Tauschen mit dem Vorgänger solange im Baum nach oben, bis in seinem Vorgänger die HEAP-Bedingung erfüllt ist.

Korrektheit: Die Prozedur SIFT-UP( $A, i$ ) erfüllt die Invariante, dass nach jedem Tausch von  $A[\ell]$  und  $A[\lfloor \ell/2 \rfloor]$  die HEAP-Eigenschaft im Unterbaum von  $A[\lfloor \ell/2 \rfloor]$  garantiert ist.

Laufzeit: Die Laufzeit von SIFT-UP( $A, i$ ) ist in  $O(\log n)$ , bedingt durch die Baumtiefe.

---

**Algorithmus 22** : SIFT-UP( $A, i$ )

---

**Eingabe** : Vollst. binärer Baum als Array  $A$ , HEAP-Eigenschaft erfüllt, bis auf evtl. in  $i$ **Ausgabe** : Das Array  $A$  als HEAP

```

1  $\ell \leftarrow i$ 
2 Solange  $\lfloor \ell/2 \rfloor > 0$  und  $A[\ell] > A[\lfloor \ell/2 \rfloor]$  tue
3   |   Vertausche  $A[\ell]$  und  $A[\lfloor \ell/2 \rfloor]$ 
4   |    $\ell \leftarrow \lfloor \ell/2 \rfloor$ 

```

---

**1.3.5 Prozedur INSERT** ( $A, x$ )

Ein Element wird in einen HEAP eingefügt, indem es zunächst an das Ende des Arrays angehängt wird und dann mit Hilfe der Prozedur SIFT-UP solange nach oben getauscht wird, bis es einen Platz einnimmt, an dem es die HEAP-Eigenschaft seines Vorgängers erfüllt.

---

**Algorithmus 23** : INSERT( $A, x$ )

---

**Eingabe** : HEAP, einzufügender Wert  $x$ **Ausgabe** : HEAP inklusive  $x$ 

```

1 HEAP-Größe( $A$ )  $\leftarrow$  HEAP-Größe( $A$ ) + 1
2 Füge  $x$  in  $A[n + 1]$  ein
3 SIFT-UP( $A, n + 1$ )

```

---

Korrektheit: Die Korrektheit folgt aus der Korrektheit von SIFT-UP.Laufzeit: Die Laufzeit von INSERT ist in  $O(\log n)$ .**1.3.6 Sortierverfahren HEAPSORT**( $M$ )

Elemente aus der Menge  $M$  seien in einem Array  $A$  der Länge  $n$  abgelegt.

---

**Algorithmus 24** : HEAPSORT( $A$ )

---

**Eingabe** : Array  $A$  der Länge  $n$ **Ausgabe** : Aufsteigend sortiertes Array  $A$ 

```

1 MAKEHEAP( $A$ )
2 Für  $i = n, \dots, 2$ 
3   |   Vertausche  $A[1]$  und  $A[i]$ 
4   |   HEAP-Größe( $A$ )  $\leftarrow$  HEAP-Größe( $A$ ) - 1
5   |   HEAPIFY( $A, 1$ )

```

---

Korrektheit: Die Schleife erfüllt die Invariante, dass jeweils  $A[i - 1, \dots, n]$  aufsteigend sortiert ist.Laufzeit: Die Laufzeit von HEAPSORT ist  $T(n) = c_1 n + (n - 2)(c_2 + c_3 \log n) \in O(n \log n)$ .

Eine genauere Analyse der Anzahl Vergleiche liefert Folgendes:

HEAPIFY führt pro Level, das durchlaufen wird, 2 Vergleiche aus. Etwa die Hälfte aller Knoten in einem vollen binären Baum sind Blätter, etwa ein Viertel aller Knoten haben nur Blätter als Nachfolger etc. Somit folgt, dass bei der Hälfte der Aufrufe HEAPIFY( $A, 1$ ) ein Element bis zu einem Blatt absinkt, in 3/4 der Fälle „fast“ bis zu einem Blatt. Also finden im Durchschnitt  $2 \cdot n \cdot \log n$  Vergleiche statt (nach MAKEHEAP).

### 1.3.7 Alternative BOTTOM-UP-HEAPIFY( $A, 1$ )

Die Prozedur BOTTOM-UP-HEAPIFY( $A, 1$ ) stellt eine alternative Technik dar, die HEAP-Struktur durchzusetzen, nachdem in  $A[1]$  ein neues Element eingefügt wurde, wie zum Beispiel bei HEAPSORT (Algorithmus 24, Zeilen 3 bzw. 5). BOTTOM-UP-HEAPIFY spart gegenüber HEAPIFY einige Vergleiche ein, indem es ausnutzt, dass ein eingefügtes Element im Baum recht weit nach unten getauscht werden muss. Die Prozedur bestimmt den Zielpfad entlang dem  $A[1]$  absinken würde, indem immer der größere der beiden Nachfolger eines Knotens als nächster Knoten im Pfad aufgenommen wird (Zeilen 1 bis 6). Dann wird vom Blatt des Pfads aus mit dem Element  $A[j]$  nach oben gewandert, bis die richtige Position erreicht ist (Zeilen 7 bis 8), das Element dort eingefügt und anschließend alle anderen Elemente bis zur Wurzel um eine Stufe nach oben geschoben (Zeilen 9 bis 14).

---

**Algorithmus 25** : BOTTOM-UP-HEAPIFY( $A, 1$ )
 

---

**Eingabe** : Array  $A$ , bis auf in  $A[1]$  als HEAP

**Ausgabe** : Array  $A$  als HEAP

```

1  $j \leftarrow 1$ 
2 Solange  $2j < \text{HEAP-Größe}$  tue
3   | Wenn  $A[2j] \geq A[2j + 1]$ 
4   |   |  $j \leftarrow 2j$ 
5   | sonst
6   |   |  $j \leftarrow 2j + 1$ 
7 Solange  $A[1] \geq A[j]$  tue
8   |  $j \leftarrow \lfloor j/2 \rfloor$ 
9  $k \leftarrow A[j]$ 
10  $A[j] \leftarrow A[1]$ 
11  $j \leftarrow \lfloor j/2 \rfloor$ 
12 Solange  $j > 0$  tue
13   | Tausche  $k$  und  $A[j]$ 
14   |  $j \leftarrow \lfloor j/2 \rfloor$ 

```

---

Die Anzahl der Vergleiche bei BOTTOM-UP-HEAPIFY( $A, 1$ ) ist anstatt  $2 \cdot \log n$  nur  $1 \cdot \log n + \varepsilon$ , wobei im Mittel  $\varepsilon \leq 2$ . Beachte dazu, dass etwa die Hälfte aller Knoten in einem Baum in den Blättern liegen, ein Viertel wiederum eine Stufe darüber usw. Daraus ergibt sich für die mittlere Anzahl  $\varepsilon$  an Aufrufen von Zeile 7:

$$\varepsilon \leq \sum_{i=0}^{\infty} \frac{i}{2^i} = 2$$

Allerdings entsteht zusätzlicher Aufwand für das „Hochschieben“, um die Wurzel wieder zu besetzen. Dies kann jedoch schnell implementiert werden, da keine Vergleiche mehr stattfinden.

## Kapitel 2

# Aufspannende Bäume minimalen Gewichts

**Der Literaturtip.** Der „Algorithmus von Kruskal“ ist in [11] beschrieben. Bereits 1930 wurde von Jarník ein Algorithmus veröffentlicht (in tschechisch), der dem „Algorithmus von Prim“ entspricht. Später ist er unabhängig voneinander von Prim [14] und Dijkstra [5] wiederentdeckt worden. Die Färbungsmethode wird in [16] von Tarjan beschrieben. Dort werden auch andere Varianten der Färbungsmethode angegeben. Folgen von UNION- und FIND-Operationen und Datenstrukturen vom Typ HEAP, sowie die effiziente Implementationen der Algorithmen von Kruskal und Prim unter Benutzung dieser Konzepte sind ebenfalls genauer in [16] beschrieben. Matroide und deren Zusammenhang mit aufspannenden Bäumen sind etwa in [9] zu finden.

### 2.1 Einführung

Wir benutzen folgende Grundbegriffe der Graphentheorie. Bezeichne das Paar  $G = (V, E)$  einen *ungerichteten Graphen* mit endlicher *Knotenmenge*  $V$  und *Kantenmenge*  $E \subseteq \{\{u, v\} : u, v \in V, u \neq v\}$ . Ein *Weg* in  $G$  ist eine Folge  $v_1, v_2, \dots, v_k$  von Knoten aus  $V$ , in der zwei aufeinanderfolgende Knoten durch eine Kante aus  $E$  verbunden sind. Ein Graph  $G = (V, E)$  heißt *zusammenhängend*, wenn es zwischen je zwei Knoten  $u, v \in V$  einen Weg in  $G$  gibt. Ein Pfad ist ein Weg in dem jeder Knoten nur einmal auftritt. Ein zusammenhängender Graph  $B = (V(B), E(B))$  heißt *Baum*, wenn es zwischen je zwei Knoten aus  $V(B)$  *genau einen* Pfad in  $B$  gibt. Ein zusammenhängender Teilgraph  $B = (V(B), E(B))$  von  $G = (V, E)$ ,  $E(B) \subseteq E$  heißt *aufspannend*, wenn  $V(B) = V$ .

### 2.2 Das MST-Problem

**Definition 2.1 (Das MST-Problem).**<sup>1</sup>

Gegeben sei ein zusammenhängender Graph  $G = (V, E)$  und eine Gewichtsfunktion  $c : E \rightarrow \mathbb{R}$ . Finde einen aufspannenden Teilgraphen  $B = (V, E')$  von  $G$ , mit  $E' \subseteq E$ , der ein Baum ist und bezüglich  $c$  minimales Gewicht hat. Das heißt so, dass

$$c(B) = \sum_{\{u,v\} \in E'} c(\{u,v\})$$

minimal über alle aufspannenden Bäume in  $G$  ist.

---

<sup>1</sup>MST steht für Minimum Spanning Tree

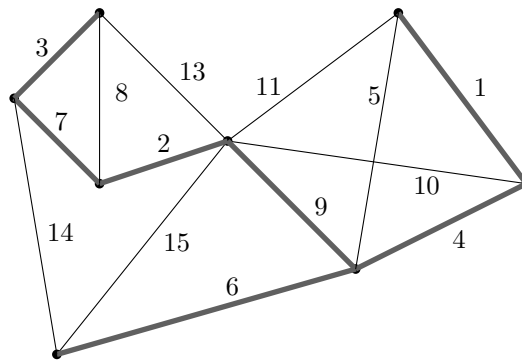


Abbildung 2.1: Ein aufspannender Baum minimalen Gewichts

### 2.2.1 Motivation

Das MST-Problem ist ein Grundproblem der algorithmischen Graphentheorie, das viele Anwendungen hat, etwa beim Entwurf eines Netzwerkes, das geographisch verteilte Komponenten möglichst günstig miteinander verbinden soll, um beispielsweise Kommunikationsmöglichkeiten oder Infrastruktur zur Verfügung zu stellen.

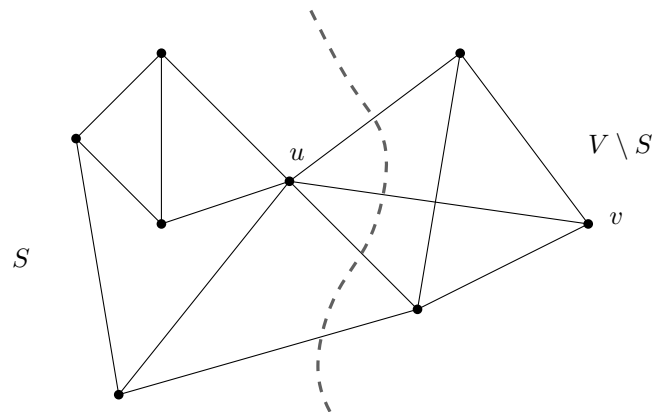
Wir wollen effiziente Algorithmen zur Lösung des MST-Problems entwerfen. Alle aufspannenden Bäume in einem Graphen zu ermitteln und einen kostenminimalen daraus auszuwählen ist sicher keine „effiziente“ Vorgehensweise: Man kann unter Benutzung der sogenannten „Prüfer-Korrespondenz“ beweisen, dass es in einem vollständigen Graphen mit  $n$  Knoten  $n^{n-2}$  aufspannende Bäume gibt (dies ist der Satz von Cayley.) Dazu zeigt man, daß es eine bijektive Abbildung zwischen der Menge aller aufspannenden Bäume über  $n$  Knoten und der Menge aller Wörter der Länge  $n - 2$  über dem Alphabet  $\{1, \dots, n\}$  gibt.

Im nächsten Abschnitt formulieren wir eine allgemeine Vorgehensweise zur Lösung des MST-Problems, die alle bisher bekannten Algorithmen für das MST-Problem verallgemeinert. Diese allgemeine Methode, genannt „Färbungsmethode“, ist von R. E. Tarjan eingeführt worden. Wir werden sehen, daß zwei klassische Algorithmen zur Lösung des MST-Problems, der „Algorithmus von Kruskal“ und der „Algorithmus von Prim“, nur spezielle Varianten der Färbungsmethode sind. Für diese beiden Algorithmen werden wir effiziente Implementierungen skizzieren. Die Färbungsmethode kann als ein „Greedy-Verfahren“ im allgemeinen Sinne aufgefaßt werden. Es werden auf der Basis der bisher konstruierten Teillösung Kanten in die Lösung aufgenommen oder aus der Lösung ausgeschlossen. Diese Entscheidungen werden nachträglich nicht mehr rückgängig gemacht. Die Optimalität von Greedy-Verfahren basiert auf einer kombinatorischen Struktur, die im letzten Abschnitt kurz behandelt wird.

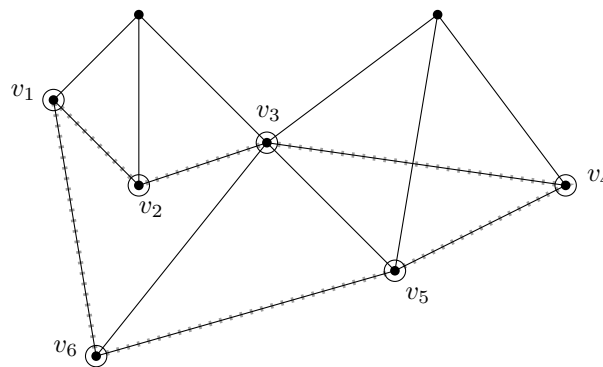
## 2.3 Die Färbungsmethode von Tarjan

Die Färbungsmethode färbt Kanten nacheinander *grün* oder *rot*. Am Ende bildet die Menge der grünen Kanten einen aufspannenden Baum minimalen Gewichts. Die Färbungen der Kanten sind Anwendungen von Regeln, einer *grünen Regel* oder einer *roten Regel*. Um diese Regeln zu formulieren, benötigen wir die Begriffe „Schnitt“ und „Kreis“ in einem Graphen.

**Definition 2.2 (Schnitt).** *Ein Schnitt in einem Graphen  $G = (V, E)$  ist eine Partition  $(S, V \setminus S)$  der Knotenmenge  $V$ . Eine Kante  $\{u, v\}$  kreuzt den Schnitt  $(S, V \setminus S)$ , falls  $u \in S$  und  $v \in V \setminus S$  ist. Oft wird auch die Menge der Kanten, die den Schnitt  $(S, V \setminus S)$  kreuzt, mit diesem Schnitt identifiziert.*

Abbildung 2.2: Beispiel eines Schnitts  $(S, V \setminus S)$ 

**Definition 2.3.** Ein Kreis in einem Graphen  $G = (V, E)$  ist eine Folge  $v_1, \dots, v_k = v_1, k > 3$ , von Knoten aus  $G$ , in der zwei aufeinanderfolgende Knoten durch eine Kante verbunden sind und kein Knoten außer dem Anfangs- und Endknoten zweimal auftritt.

Abbildung 2.3: Die Folge  $v_1, v_2, v_3, v_4, v_5, v_6, v_1$  ist ein Kreis.

### 2.3.1 Grüne Regel

Wähle einen *Schnitt* in  $G$ , der von keiner grünen Kante gekreuzt wird. Unter allen ungefärbten Kanten, die diesen Schnitt kreuzen, wähle eine Kante *minimalen Gewichts* und färbe sie grün.

**Beispiel 2.4.** Abb. 2.4 zeigt eine Anwendung der grünen Regel: Die gestrichelten Kanten sind bereits rot, die breiten Kanten grün gefärbt. Die Kante mit Gewicht 6 wird grün gefärbt.

### 2.3.2 Rote Regel.

Wähle einen *Kreis*, der keine rote Kante enthält. Unter allen ungefärbten Kanten, die auf diesem Kreis liegen, wähle eine Kante *maximalen Gewichts* und färbe sie rot.

**Beispiel 2.5.** Abb. 2.5 zeigt eine Anwendung der roten Regel: Wieder sind die gestrichelten Kanten bereits rot, die breiten Kanten grün gefärbt. Wir wählen den Kreis aus obigem Beispiel. Die Kante mit Gewicht 14 wird rot gefärbt.

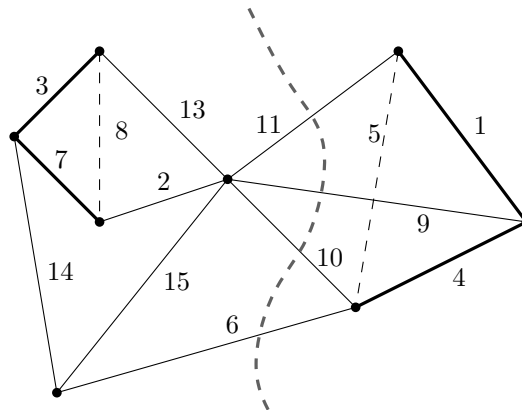


Abbildung 2.4: Eine Anwendung der grünen Regel

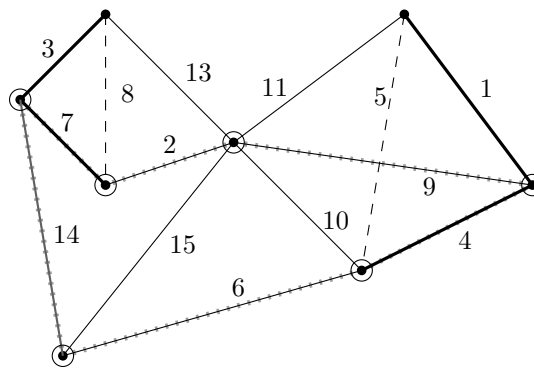


Abbildung 2.5: Eine Anwendung der roten Regel

Die Färbungsmethode ist in Algorithmus 26 formal formuliert. Sie ist nichtdeterministisch. Im allgemeinen gibt es in einem Schleifendurchlauf verschiedene Wahlmöglichkeiten. Einerseits kann die Regel, welche angewandt wird, gewählt werden, andererseits die Kante, auf die die gewählte Regel angewandt wird. Die Behauptung ist, dass am Ende die Menge aller grün gefärbten Kanten einen aufspannenden Baum minimalen Gewichts in  $G$  induziert. Um die Korrektheit des Verfahrens zu beweisen formulieren wir die folgende „Invariante“ für die Färbungsmethode.

### 2.3.3 Färbungsinvariante

Es gibt einen aufspannenden Baum minimalen Gewichts, der *alle grünen* Kanten und *keine rote* Kante enthält.

Wir werden beweisen, daß die Färbungsmethode die Färbungsinvariante erhält. Ist erst dann keine

---

#### Algorithmus 26 : Färbungsmethode von Tarjan

---

**Eingabe** : Graph mit gewichteten Kanten

**Ausgabe** : Aufspannender Baum minimalen Gewichts in Form der grünen Kanten

- 1 **Solange** noch eine der beiden Regeln anwendbar **tue**
  - 2   └ Wende die grüne oder die rote Regel an
-



der beiden Regeln mehr anwendbar, wenn alle Kanten gefärbt sind, so folgt die Korrektheit des Färbungsalgorithmus aus der Färbungsinvariante.

**Satz 2.6 (Satz über die Färbungsinvariante).** *Die Färbungsmethode, angewandt auf einen zusammenhängenden Graphen, erhält die Färbungsinvariante. Nach jedem Färbungsschritt gibt es also einen aufspannenden Baum minimalen Gewichts, der alle grünen Kanten und keine rote Kante enthält.*

*Beweis.* Wir beweisen den Satz über die Färbungsinvariante durch eine Induktion über die Anzahl  $m$  der Färbungsschritte.

**Induktionsanfang ( $m = 0$ ).** Alle Kanten sind ungefärbt und jeder aufspannende Baum minimalen Gewichts erfüllt die Färbungsinvariante. Da der Graph zusammenhängend ist, existiert mindestens ein aufspannender Baum.

**Induktionsschluss ( $m \rightarrow m + 1$ ).** Für den  $(m + 1)$ -ten Färbungsschritt sind zwei Fälle zu unterscheiden. Er ist entweder eine Anwendung der grünen Regel oder eine Anwendung der roten Regel. Wir betrachten die Kante  $e$ , auf die der  $(m + 1)$ -te Färbungsschritt angewandt wurde.

**Fall 1:** Der  $(m + 1)$ -te Färbungsschritt ist eine Anwendung der grünen Regel auf die Kante  $e$ . Nach Induktionsvoraussetzung existiert nach dem  $m$ -ten Färbungsschritt ein aufspannender Baum  $B$  minimalen Gewichts, der alle grünen Kanten und keine rote Kante enthält. Ist  $e$  in  $B$  enthalten, so erfüllt  $B$  auch nach dem  $(m + 1)$ -ten Färbungsschritt diese Bedingung.

Ist  $e$  nicht in  $B$  enthalten, so betrachte den Schnitt, auf den die grüne Regel im  $(m + 1)$ -ten Färbungsschritt angewandt wurde (vgl. Abb. 2.6). Da  $B$  zusammenhängend und aufspannend ist, muss es in  $B$  einen Weg geben, der die Endknoten von  $e$  enthält und mindestens eine Kante  $e'$ , die den betrachteten Schnitt kreuzt. Da  $B$  keine rote Kante enthält und die grüne Regel auf den Schnitt mit  $e$  angewandt wird, ist  $e'$  ungefärbt. Wegen der Wahl von  $e$  ist  $c(e') \geq c(e)$ .

Durch Wegnahme von  $e'$  und Hinzunahme von  $e$  entsteht aus  $B$  dann wieder ein Baum  $B'$ . Dieser Baum  $B'$  ist wiederum ein aufspannender Baum minimalen Gewichts, der die Färbungsinvariante erfüllt.

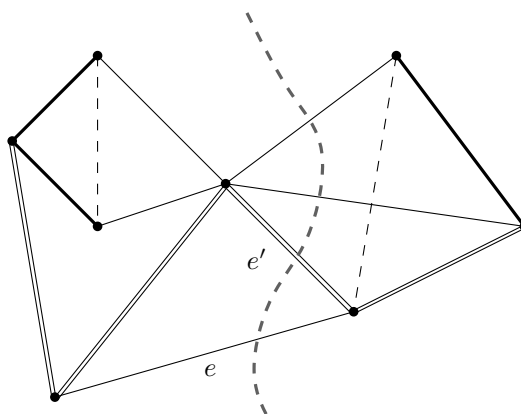


Abbildung 2.6: Die gestrichelten Kanten sind rot, die breiten Kanten grün gefärbt. Die grünen Kanten bilden zusammen mit den doppelt gezeichneten Kanten den Baum  $B$ . Durch Austausch von  $e'$  und  $e$  erhalten wir aus  $B$  einen aufspannenden Baum  $B'$  mit kleinerem Gewicht, der wiederum die Färbungsinvariante erfüllt. Es gilt  $B' = B - e' + e$ .

**Fall 2:** Der  $(m + 1)$ -te Färbungsschritt ist eine Anwendung der roten Regel auf die Kante  $e$ . Sei  $B$  wieder der nach Induktionsvoraussetzung nach dem  $m$ -ten Färbungsschritt existierende aufspannende Baum minimalen Gewichts, der die Färbungsinvariante erfüllt. Falls  $e$  nicht in  $B$  ist, so erfüllt  $B$  auch nach dem  $(m + 1)$ -ten Färbungsschritt die Färbungsinvariante.

Ist  $e$  in  $B$  enthalten, so zerfällt  $B$  nach Wegnahme von  $e$  in zwei Teilbäume, deren Knotenmengen einen Schnitt im Graphen induzieren, der von  $e$  gekreuzt wird. Betrachte den Kreis, auf den die rote Regel im  $(m + 1)$ -ten Färbungsschritt angewandt wurde. Auf diesem Kreis liegt eine Kante  $e' \neq e$ , die ebenfalls den Schnitt kreuzt und nicht rot gefärbt ist. Die Kante  $e'$  ist auch nicht grün gefärbt, da nach Definition des Baumes nicht beide,  $e$  und  $e'$ , zu  $B$  gehören können. Da die rote Regel im  $(m + 1)$ -ten Färbungsschritt auf  $e$  angewandt wird, ist  $c(e) \geq c(e')$ .

Der Baum  $B'$ , der aus  $B$  durch Wegnahme von  $e$  und Hinzunahme von  $e'$  entsteht, ist dann wieder ein aufspannender Baum minimalen Gewichts, der die Färbungsinvariante erfüllt.  $\square$

**Satz 2.7.** *Die Färbungsmethode färbt alle Kanten eines zusammenhängenden Graphen rot oder grün.*

*Beweis.* Falls die Färbungsmethode endet bevor alle Kanten gefärbt sind, so existiert einerseits eine Kante  $e$ , die nicht gefärbt ist, andererseits ist weder die rote noch die grüne Regel anwendbar. Da die Färbungsinvariante erfüllt ist, induzieren die grünen Kanten eine Menge von „grünen Bäumen“ (wobei jeder Knoten als „grün“ aufgefasst wird).

**Fall 1.** Beide Endknoten der ungefärbten Kante  $e$  liegen in demselben grünen Baum. Dann bildet  $e$  zusammen mit dem Weg in diesem Baum, der die Endknoten von  $e$  verbindet, einen Kreis, auf den die rote Regel anwendbar ist.

**Fall 2.** Die Endknoten von  $e$  liegen in verschiedenen grünen Bäumen. Dann existiert ein Schnitt, der von  $e$  gekreuzt wird, und auf den die grüne Regel anwendbar ist. Betrachte dazu einfach einen der Schnitte, die durch die beiden grünen Bäume, in denen die Endknoten von  $e$  liegen, induziert wird.  $\square$

## 2.4 Der Algorithmus von Kruskal

Der Algorithmus von Kruskal lässt sich nun einfach als eine Variante der Färbungsmethode formulieren. Siehe auch Algorithmus 16 für die formelle Beschreibung des Algorithmus, hier die verbale Beschreibung: Der Algorithmus endet, wenn alle Kanten durchlaufen sind. Der Algorithmus von

---

### Algorithmus 27 : Algorithmus von Kruskal (verbal)

---

**Eingabe :** Graph mit gewichteten Kanten

**Ausgabe :** Aufspannender Baum minimalen Gewichts in Form der grünen Kanten

- 1 Sortiere die Kanten nach ihrem Gewicht in nicht-absteigender Reihenfolge
  - 2 Durchlaufe die sortierten Kanten der Reihe nach und wende folgenden Färbungsschritt an
  - 3 **Wenn** Beide Endknoten der Kante liegen in demselben grünen Baum
  - 4   | Färbe sie rot
  - 5 **sonst**
  - 6   | Färbe sie grün
- 

Kruskal ist offensichtlich eine spezielle Version der Färbungsmethode, denn jeder Färbungsschritt ist eine Anwendung der grünen oder roten Regel. Betrachte dazu die nächste Kante  $e$  in der sortierten Kantenfolge.

**Färbe rot:** Wird die Kante  $e$  rot gefärbt, so liegen ihre beiden Endknoten in demselben grünen Baum. Sie schließt also einen Kreis, der keine rote Kante enthält und  $e$  als einzige ungefärbte Kante. Damit ist dieser Färbungsschritt eine Anwendung der roten Regel.

**Färbe grün:** Wird die Kante  $e$  grün gefärbt, so liegen ihre beiden Endknoten nicht in demselben grünen Baum. Damit induziert sie einen Schnitt, der von keiner anderen grünen Kante gekreuzt wird. Wegen der Sortierung der Kanten ist dieser Färbungsschritt eine Anwendung der grünen Regel.

In einer Implementation des Algorithmus von Kruskal müssen zwei Teilschritte effizient realisiert werden: die Sortierung der Kanten entsprechend ihrem Gewicht und die Organisation der grünen Bäume in einer Form, die den Test „beide Endknoten einer Kante liegen in demselben grünen Baum“ unterstützt. Die Sortierung der Kanten kann in Laufzeit  $O(|E| \log |E|) = O(|E| \log |V|)$  vorgenommen werden. Die Organisation der (sich verändernden) grünen Bäume wird als Folge von UNION- und FIND-Operationen realisiert:

- FIND: Finde die grünen Bäume, in denen die beiden Endknoten der zu färbenden Kante liegen.
- UNION: Vereinige die beiden grünen Bäume, in denen die beiden Endknoten einer Kante liegen, die grün gefärbt wird.

Wenn eine sortierte Kantenliste gegeben ist, so kann diese Folge von UNION- und FIND-Operationen in Laufzeit  $O(|E| \cdot \alpha(|E|, |V|))$  realisiert werden, wobei  $\alpha(|E|, |V|)$  die sehr langsam wachsende Funktion aus Abschnitt 1.1.3. Die Gesamtlaufzeit wird also durch das Sortieren dominiert. In Situationen, in denen die Kanten bereits sortiert vorliegen oder die Kantengewichte so sind, dass sie „schneller“ als in  $O(|E| \log |V|)$  sortiert werden können, ist auch die Gesamtlaufzeit in  $O(|E| \cdot \alpha(|E|, |V|))$ .

## 2.5 Der Algorithmus von Prim

Der Algorithmus von Prim lässt sich ebenfalls als spezielle Variante der Färbungsmethode formulieren.

---

**Algorithmus 28** : Algorithmus von Prim (verbal)

---

**Eingabe** : Graph  $G = (V, E)$

**Ausgabe** : Aufspannender Baum minimalen Gewichts

- 1 Wähle einen beliebigen Startknoten und betrachte diesen als einen „grünen Baum“
  - 2 **Für** *Färbungsschritt*  $i = 1, \dots, (|V| - 1)$
  - 3 | Wähle eine ungefärbte Kante minimalen Gewichts, die genau einen Endknoten in dem  
| grünen Baum hat, und färbe sie grün.
- 

Der Algorithmus von Prim ist offensichtlich eine spezielle Version der Färbungsmethode, denn jeder Färbungsschritt ist eine Anwendung der grünen Regel. Der Schnitt, auf den die grüne Regel angewandt wird, wird jeweils von den Knoten des grünen Baumes induziert, der den Startknoten enthält. Nach genau  $|V| - 1$  solcher Färbungsschritte ist nur noch die rote Regel anwendbar, denn zu Beginn können wir die  $|V|$  Knoten als  $|V|$  disjunkte grüne Bäume auffassen. Mit jedem Färbungsschritt reduziert sich die Anzahl der disjunkten grünen Bäume um genau einen. Nach  $|V| - 1$  Färbungsschritten muss also genau ein grüner Baum übrig sein.

### 2.5.1 Implementation des Algorithmus von Prim

Die Unterstützung des Schnitts: „Wähle eine ungefärbte Kante minimalen Gewichts, die genau einen Endknoten in dem grünen Baum hat“ erfolgt mit Hilfe einer geeigneten Datenstruktur. Offensichtlich ist eine Kante  $\{u, w\}$  ein Kandidat für „färbe grün“ genau dann, wenn ein Endknoten  $u$  oder  $w$  im aktuellen grünen Baum  $B$  liegt. Wir sagen „der Knoten  $u$  begrenzt  $B$ “ genau dann, wenn  $u$  nicht in  $B$  ist, aber ein  $w \in B$  existiert mit  $\{u, w\}$  Kante. Sei nun  $H$  ein  $d$ -HEAP der die folgenden Operationen unterstützt:

- INSERT( $H, x$ ) in  $O(\log_d n)$ ,

- $\text{DELETETEMIN}(H)$  in  $O(d \log_d n)$  (beachte dass  $H$  ein min-HEAP ist, sprich umgekehrt sortiert wie ein gewöhnlicher HEAP) und
- $\text{DECREASEKEY}(H, x, k)$ , wobei das Element  $x$  aus  $H$  einen neuen Schlüsselwert  $k$  erhält, welcher nicht größer als der alte Schlüsselwert ist, in  $O(\log_d n)$ .

Datenstrukturen:  $\text{GRÜN}[v]$  enthält

- falls  $v \notin B$ , aber  $v$  begrenzt  $B$ : Kante minimalen Gewichts inzident zu  $v$ , deren anderer Endknoten in  $B$  liegt,
- falls  $v \in B$ : Kante, deren „Grünfärbung“ bewirkt hat, dass  $v \in B$ ,
- sonst: undefiniert.

Der grüne Baum  $B$  wird induziert durch  $\text{GRÜN}$ .

$\text{KEY}[v]$  enthält

- $c(\{v, w\})$  falls  $v \notin B$ , aber  $v$  begrenzt  $B$  und  $c(\{v, w\})$  ist minimal unter allen Kanten inzident zu  $v$ , deren anderer Endknoten in  $B$  liegt,
- $-\infty$  falls  $v \in B$ ,
- $+\infty$  sonst.

---

**Algorithmus 29** : Algorithmus von Prim

---

**Eingabe** :  $G(V, E), s \in V$  Startknoten

**Ausgabe** : Kanten  $\ell \in E$  für die es  $v \in V$  gibt mit  $\text{GRÜN}(v) = \ell$

```

1 Für  $v \in V$ 
2    $\text{KEY}[v] \leftarrow \infty$ 
3  $v \leftarrow s$ 
4 Solange  $v$  ist definiert tue
5    $\text{KEY}[v] \leftarrow -\infty$ 
6   Für Kanten  $\{v, w\}$  inzident zu  $v$ 
7     Wenn  $\text{KEY}[w] = \infty$ 
8        $\text{KEY}[w] \leftarrow c(\{v, w\})$ 
9        $\text{GRÜN}[w] \leftarrow \{v, w\}$ 
10       $\text{INSERT}(H, w)$ 
11     sonst
12       Wenn  $c(\{v, w\}) < \text{KEY}[w]$ 
13          $\text{KEY}[w] \leftarrow c(\{v, w\})$ 
14          $\text{GRÜN}[w] \leftarrow \{v, w\}$ 
15          $\text{DECREASEKEY}(H, w, c(\{v, w\}))$ 
16    $v \leftarrow \text{DELETETEMIN}(H)$ 

```

---

Laufzeit: Sei wie gewohnt  $|V| = n$  und  $|E| = m$ . Jedes  $v \in V$  wird nur einmal in Schleife 4. betrachtet und darin jeweils alle zu  $v$  inzidenten Kanten. Pro Durchlauf von Schritt 6 wird maximal ein INSERT bzw DECREASEKEY durchgeführt. Somit folgt für die Laufzeit:  $T_{\text{Prim}}(n) \in O(n \cdot d \cdot \log_d n + m \cdot \log_d n)$ . Falls also gilt:  $d := \lceil 2 + m/n \rceil$ , so folgt  $T_{\text{Prim}}(n) \in O(m \cdot \log_{2+m/n} n)$  und für  $m \in \Omega(n^{1+\epsilon})$  damit  $T_{\text{Prim}}(n) \in O(m/\epsilon)$ . Der Algorithmus von Prim ist somit gut geeignet für dichte Graphen, also für Graphen mit  $|E| \in \Omega(|V|^{1+\epsilon}), \epsilon > 0$ . Er ist schlechter als der Algorithmus von Kruskal, wenn die Kanten vorsortiert sind.

## 2.6 Greedy-Verfahren und Matroide

**Definition 2.8.** Ein Mengensystem  $\mathcal{U} \subset 2^M$  über einer endlichen Menge  $M$  heißt Unabhängigkeitssystem, wenn

- $\emptyset \in \mathcal{U}$  und
- $I_1 \in \mathcal{U}, I_2 \subseteq I_1 \Rightarrow I_2 \in \mathcal{U}$ .

Die Mengen  $I \subseteq M$  mit  $I \in \mathcal{U}$  werden unabhängig, alle anderen Mengen  $I \subseteq M$  abhängig genannt.

**Beispiel 2.9.** Sei  $G = (V, E)$  ein Graph. Alle Teilmengen  $E' \subseteq E$ , die einen Wald (kreisfreien Graphen) induzieren, bilden ein Unabhängigkeitssystem über  $E$ . ■

Man nennt  $\Pi$  ein *Optimierungsproblem über einem Unabhängigkeitssystem*  $(M, \mathcal{U})$  mit Gewichtsfunktion  $c : M \rightarrow \mathbb{R}_0^+$ , falls eine optimale Lösung von  $\Pi$  eine Menge  $I^* \in \mathcal{U}$  mit  $c(I^*)$  maximal ( $\Pi$  Maximierungsproblem) bzw. mit  $c(I^*)$  minimal ( $\Pi$  Minimierungsproblem) ist.

**Beispiel 2.10.** Das MST-Problem ist ein Minimierungsproblem über dem Unabhängigkeitssystem der „Wälder“. Die Optimallösung ist ein aufspannender Baum minimalen Gewichts, dies ist gerade die inklusionsmaximale unabhängige Menge minimalen Gewichts. ■

---

**Algorithmus 30 :** Greedy-Methode für ein Optimierungsproblem  $\Pi$  über  $(M, \mathcal{U})$ ,  $|M| = n$

---

- 1 Sortiere  $M$  aufsteigend (absteigend), falls  $\Pi$  Minimierungsproblem (Maximierungsproblem), die Sortierung sei  $\ell_1, \ell_2, \dots, \ell_n$
  - 2  $I^* \leftarrow \emptyset$
  - 3 Für  $i = 1, \dots, n$
  - 4     Wenn  $I^* \cup \{\ell_i\} \in \mathcal{U}$
  - 5     |  $I^* \leftarrow I^* \cup \{\ell_i\}$
- 

Der Kruskal-Algorithmus (siehe Algorithmen 16 und 27) ist offensichtlich eine Greedy-Methode.

**Definition 2.11 (Matroid).** Ein Mengensystem  $(M, \mathcal{U})$  ist ein Matroid, falls für alle  $I, J \in \mathcal{U}$  mit  $|I| < |J|$ , ein  $e \in J \setminus I$  existiert, so dass  $I \cup \{e\} \in \mathcal{U}$ .

**Beispiel 2.12.**  $G = (V, E)$ ,  $\mathcal{U} = \{E' \subseteq E : E' \text{ induziert einen Wald in } E\}$  ist ein Matroid. ■

**Satz 2.13.** Für ein Unabhängigkeitssystem  $(M, \mathcal{U})$  sind folgende Aussagen äquivalent:

- Eine Greedy-Methode liefert eine Optimallösung für das Optimierungsproblem  $\Pi$  über  $(M, \mathcal{U})$  bei beliebiger Gewichtsfunktion  $c$  über  $M$ .
- $(M, \mathcal{U})$  ist ein Matroid.
- Falls gilt  $I_1, I_2 \subseteq F \subseteq M$  und  $I_1, I_2$  inklusionsmaximale unabhängige Mengen in  $F$ , so gilt:  $|I_1| = |I_2|$ .

**Beispiel 2.14.** Ein Unabhängigkeitssystem, welches kein Matroid ist:

- Es sei  $G = (V, E)$ . Das Mengensystem  $(V, \mathcal{J})$ , wobei

$$\mathcal{J} := \{V' \subseteq V : V' \text{ unabhängige Knotenmenge in } G, \text{ d.h. } \forall u, v \in V' \text{ gilt } \{u, v\} \notin E\}$$

ist ein Unabhängigkeitssystem, aber kein Matroid (betrachte dazu den Stern in Abbildung 2.7).

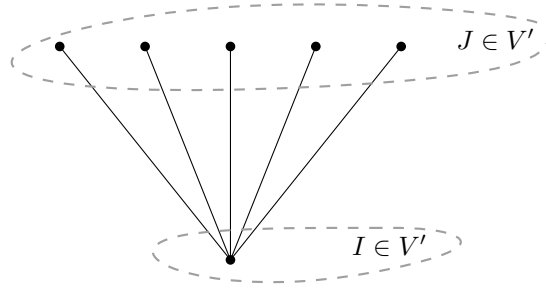


Abbildung 2.7: In diesem Stern gibt es kein  $v \in J \setminus I$ , so dass  $I \cup \{v\} \in \mathcal{J}$ .

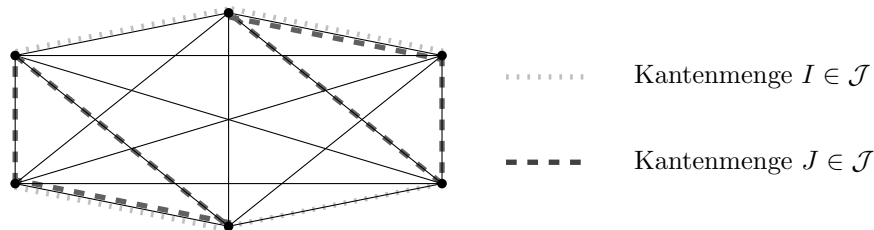


Abbildung 2.8: In diesem Graphen gibt es kein  $e \in J \setminus I$ , so dass  $I \cup \{e\} \in \mathcal{J}$ .

- Es sei  $G = (V, E)$ . Das Mengensystem  $(E, \mathcal{J})$ , wobei

$$\mathcal{J} := \{E' \subseteq E : G(E') \text{ unzusammenhängend}\} \quad \blacksquare$$

ist ein Unabhängigkeitssystem, aber kein Matroid, betrachte dazu Abbildung 2.8.

**Definition 2.15.** Sei  $(M, \mathcal{U})$  ein Unabhängigkeitssystem. Für  $F \subseteq M$  ist jede unabhängige Menge  $I \in \mathcal{U}$ ,  $I \subseteq F$ , die bezüglich „ $\subseteq$ “ maximal ist, eine Basis von  $F$ , d.h.  $B \in \mathcal{U}$  ist Basis von  $F$  genau dann, wenn für  $B' \in \mathcal{U}$  mit  $B \subseteq B' \subseteq F$  gilt  $B = B'$ . Eine Basis von  $M$  wird Basis des Unabhängigkeitssystems  $(M, \mathcal{U})$  genannt. Die Menge aller Basen von  $(M, \mathcal{U})$  heißt Basissystem von  $(M, \mathcal{U})$ . Für  $F \subseteq M$  heißt  $r(F) := \max\{|B| : B \text{ Basis von } F\}$  der Rang von  $F$ . Der Rang von  $M$ ,  $r(M)$  wird auch Rang des Unabhängigkeitssystems genannt. Eine abhängige Menge, die bezüglich „ $\subseteq$ “ minimal ist, wird auch Kreis in  $(M, \mathcal{U})$  genannt.

- Sei  $G = (V, E)$  ein zusammenhängender Graph. Das Mengensystem  $(E, \mathcal{U})$  mit  $\mathcal{U}$  Menge aller Kantenmengen, die eine Menge von Bäumen in  $G$  induzieren, ist ein Unabhängigkeitssystem, dessen Basen alle aufspannenden Bäume sind und dessen Rang  $|V| - 1$  ist. Die einfachen Kreise ohne Sehnen in  $G$  sind die Kreise von  $(E, \mathcal{U})$ .

$(E, \mathcal{U})$  ist sogar Matroid, denn seien  $U, W \in \mathcal{U}$  mit  $|U| = |W| + 1$ . Betrachte alle zusammenhängenden Teilgraphen von  $G$ , die durch die Kanten induziert werden, die zu  $U \cup W$  gehören. Wenn für alle  $\{x, y\} \in U \setminus W$  gilt  $W \cup \{\{x, y\}\} \notin \mathcal{U}$ , dann wird jeder Schnitt in einem der Teilgraphen von einer Kante aus  $W$  gekreuzt.  $W$  bildet also einen aufspannenden Baum in jedem dieser Teilgraphen und hat damit maximale Kardinalität unter allen unabhängigen Mengen in jedem dieser Teilgraphen, im Widerspruch zu  $|U| = |W| + 1$ .

- Sei  $M$  eine endliche Teilmenge eines Vektorraums  $V$ . Das Mengensystem  $(M, \mathcal{U})$  mit  $X \subseteq M$  erfüllt  $X \in \mathcal{U}$  genau dann, wenn die Vektoren aus  $X$  linear unabhängig sind, ist ein Unabhängigkeitssystem. Die Rangfunktion von  $(M, \mathcal{U})$  ist gerade die Rangfunktion von  $V$  reduziert auf den von  $M$  aufgespannten Unterraum von  $V$ .

# Kapitel 3

## Schnitte in Graphen und Zusammenhang

**Der Literaturtip.** Schnitte in Graphen und Zusammenhang werden in [15, 12, 6] beschrieben.

### 3.1 Schnitte minimalen Gewichts: MinCut

**Problem (MINCUT).** Gegeben sei ein Graph  $G = (V, E)$  mit einer Kantengewichtsfunktion  $c : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$ . Finde einen nichttrivialen Schnitt  $(S, V \setminus S)$  minimalen Gewichts in  $G$ , d.h. finde  $S \subseteq V, \emptyset \neq S \neq V$ , so dass

$$c(S, V \setminus S) := \sum_{\substack{\{u, v\} \in E, \\ u \in S, \\ v \in V \setminus S}} c(\{u, v\})$$

minimal wird.  $(S, V \setminus S)$  wird minimaler Schnitt genannt.

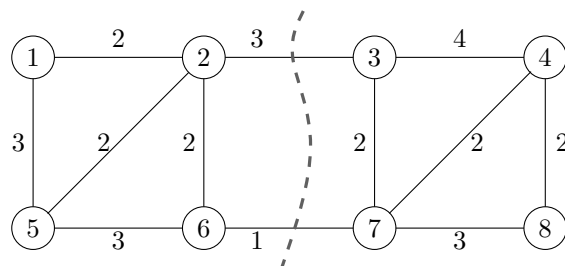


Abbildung 3.1: Beispiel eines minimalen Schnitts

**Bemerkung 3.1.** Mit einem Flussalgorithmus (Ford & Fulkerson, Goldberg & Tarjan) kann man zu gegebenen  $s$  und  $t$  einen minimalen  $s$ - $t$ -Schnitt bestimmen. Einen minimalen Schnitt allgemein kann man also durch  $|V|^2$  Durchläufe eines Flussalgorithmus (für alle möglichen  $s, t \in V$ ) berechnen oder sogar effizienter durch  $|V| - 1$  Durchläufe, indem man ein  $s$  festhält. In diesem Kapitel wollen wir einen minimalen Schnitt ohne Anwendung von Flussmethoden berechnen. Der

hier behandelte Algorithmus ist gleichzeitig (etwas) effizienter als  $|V| - 1$ -maliges Anwenden des effizientesten bekannten Flussalgorithmus.

Wir benutzen folgende Definitionen:

**Definition 3.2.** Zu  $S \subseteq V$  und  $v \notin S$  sei

$$c(S, v) := \sum_{\substack{\{u, v\} \in E \\ u \in S}} c(\{u, v\}).$$

Den Knoten  $v \in V \setminus S$ , für den  $c(S, v)$  maximal wird, nennen wir auch den am stärksten mit  $S$  verbundenen Knoten.

**Definition 3.3 (Verschmelzen zweier Knoten).** Seien  $s, t \in V$ . Dann werden  $s$  und  $t$  verschmolzen, indem ein neuer Knoten  $x_{s,t}$  eingeführt wird,  $s$  und  $t$  gelöscht werden, alle Nachbarn von  $s$  und  $t$  zu Nachbarn von  $x_{s,t}$  werden und gegebenenfalls Kantengewichte von Kanten, die inzident zu  $s$  oder  $t$  waren, addiert werden. Falls zuvor  $\{s, t\}$  eine Kante war, wird diese ebenfalls gelöscht.

**Formal:** Sei  $G = (V, E)$ ,  $c : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$ ,  $s, t \in V$ ,  $s \neq t$ . Durch Verschmelzen von  $s$  und  $t$  wird  $G$  in  $G' = (V', E')$  und die Kantengewichtsfunktion in  $c : E' \rightarrow \mathbb{R}_0^+$  transformiert mit

$$\begin{aligned} V' &:= (V \setminus \{s, t\}) \cup \{x_{s,t}\} \text{ mit } x_{s,t} \notin V \\ E' &:= E \setminus \{\{u, v\} \in E : \text{wobei entweder } u = s \text{ oder } u = t\} \cup \\ &\quad \{\{x_{s,t}, v\} : \{s, v\} \in E \text{ oder } \{t, v\} \in E \text{ und jeweils } v \in V \setminus \{s, t\}\} \\ c'(\{x_{s,t}, v\}) &:= \begin{cases} c(\{s, v\}), & \text{falls } \{s, v\} \in E \text{ und } \{t, v\} \notin E \\ c(\{t, v\}), & \text{falls } \{t, v\} \in E \text{ und } \{s, v\} \notin E. \\ c(\{s, v\}) + c(\{t, v\}), & \text{falls } \{s, v\}, \{t, v\} \in E. \end{cases} \end{aligned}$$

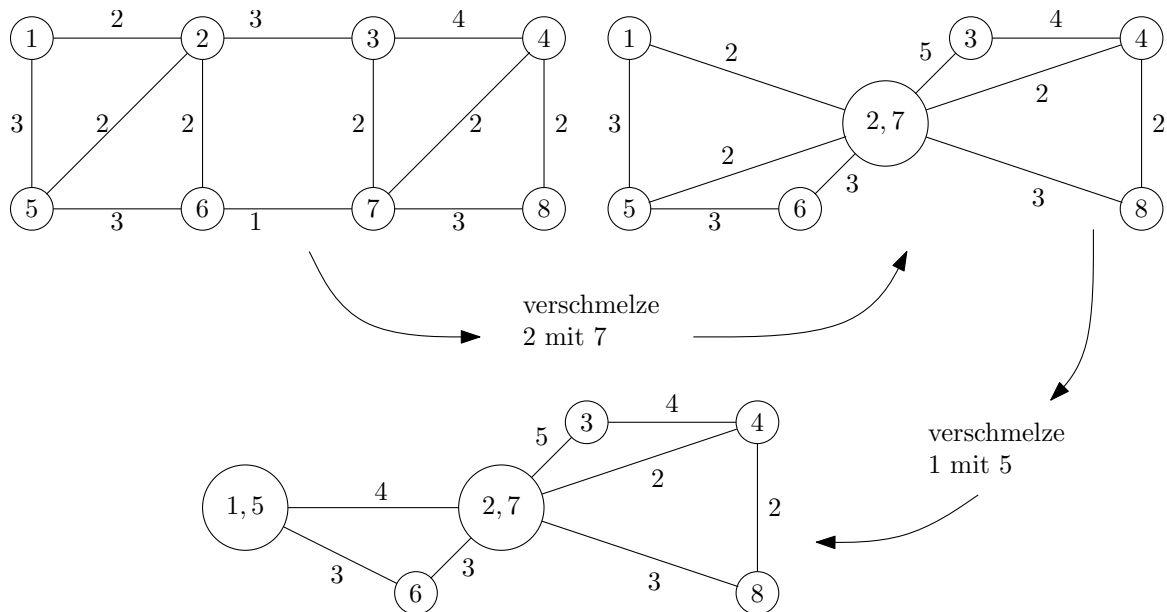


Abbildung 3.2: Ein Beispiel für das Verschmelzen von Knoten



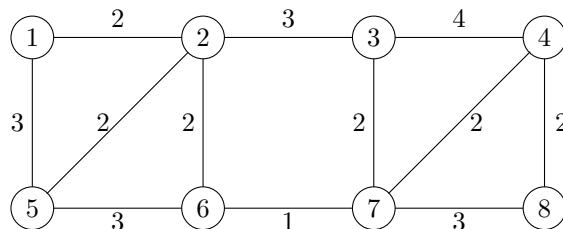
## 3.2 Der Algorithmus von Stoer & Wagner

Der folgende Algorithmus wurde von Stoer & Wagner (1994) veröffentlicht und basiert teilweise auf Ideen von Nagamochi & Ibaraki (1992).

Der Algorithmus besteht aus  $|V| - 1$  Phasen. In der  $i$ -ten Phase wird in einem Graph  $G_i$  ein Schnitt berechnet – der *Schnitt der Phase  $i$* . Dieser Graph  $G_i$  entsteht aus dem Graphen  $G_{i-1}$  der vorherigen Phase, durch Verschmelzen „geeigneter Knoten“  $s$  und  $t$ . Der Schnitt der Phase  $i$  ( $S_i, V_i \setminus S_i$ ) wird mit einer Prozedur berechnet, die dem Algorithmus von PRIM für MST entspricht. Ausgehend von einem Startknoten  $a$  wird in jedem Schritt der am stärksten mit  $S_i$  verbundene Knoten zu  $S_i$  hinzugefügt, wobei zu Beginn  $S_i := \{a\}$  ist. Die zu verschmelzenden „geeigneten Knoten“  $s$  und  $t$  der Phase  $i$  sind die beiden letzten Knoten, die zu  $S_i$  hinzugefügt werden. Schnitt der Phase  $i$  ist  $S_i := (V \setminus \{t\}, \{t\})$ . Ergebnis des ganzen Algorithmus ist der minimale Schnitt aller Schnitte der einzelnen Phasen  $i$  ( $1 \leq i \leq |V| - 1$ ).

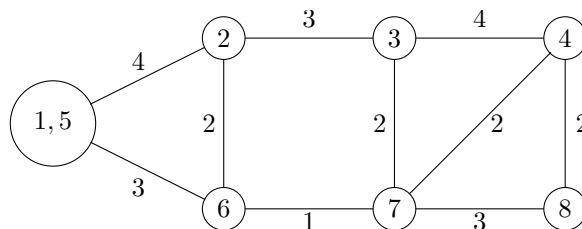
**Beispiel 3.4.** Der Startknoten sei 2.

- 1. Phase



- $G_1 := G$ .
- $S_1 := \{2\}$
- $S_1 = \{2, 3\}$ .
- $S_1 = \{2, 3, 4\}$
- $S_1 = \{2, 3, 4, 7\}$
- $S_1 = \{2, 3, 4, 7, 8\}$
- $S_1 = \{2, 3, 4, 7, 8, 6\}$
- $S_1 = \{2, 3, 4, 7, 8, 6, 5\} \implies s = 5$
- $S_1 = V_1$ , also  $t = 1$
- Schnitt der ersten Phase ist also  $(V_1 \setminus \{1\}, \{1\})$  mit Gewicht 5.

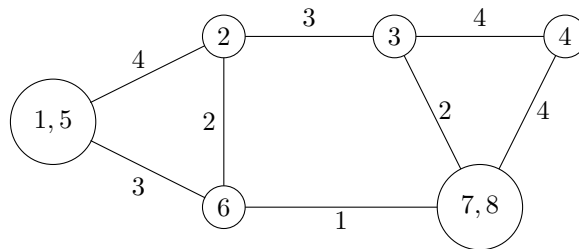
- 2. Phase



- $S_2 := \{2\}$
- $S_2 = \{2, \{1, 5\}\}$
- $S_2 = \{2, \{1, 5\}, 6\}$

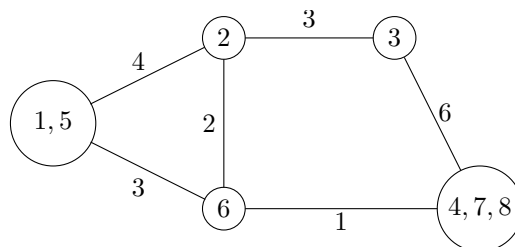
- $S_2 = \{2, \{1, 5\}, 6, 3\}$
- $S_2 = \{2, \{1, 5\}, 6, 3, 4\}$
- $S_2 = \{2, \{1, 5\}, 6, 3, 4, 7\} \implies s = 7$
- $S_2 = V_2$ , also  $t = 8$
- Schnitt der zweiten Phase ist also  $(V_2 \setminus \{8\}, \{8\})$  mit Gewicht 5.

• 3. Phase



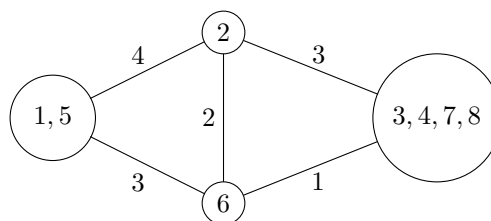
- $S_3 := \{2\}$
- $S_3 = \{2, \{1, 5\}\}$
- $S_3 = \{2, \{1, 5\}, 6\}$
- $S_3 = \{2, \{1, 5\}, 6, 3\}$
- $S_3 = \{2, \{1, 5\}, 6, 3, 4\} \implies s = 4$
- $S_3 = V_3, t = \{7, 8\}$
- Schnitt der dritten Phase ist also  $(V_3 \setminus \{7, 8\}, \{7, 8\})$  mit Gewicht 7.

• 4. Phase



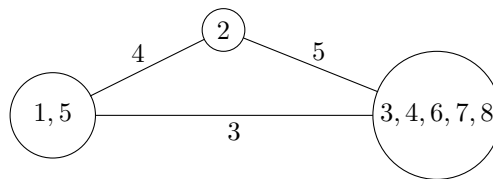
- $S_4 := \{2\}$
- $S_4 = \{2, \{1, 5\}\}$
- $S_4 = \{2, \{1, 5\}, 6\}$
- $S_4 = \{2, \{1, 5\}, 6, 3\} \implies s = 3$
- $S_4 = V_4, t = \{4, 7, 8\}$
- Schnitt der vierten Phase ist also  $(V_4 \setminus \{4, 7, 8\}, \{4, 7, 8\})$  mit Gewicht 7.

• 5. Phase



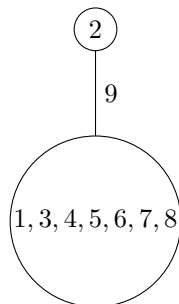
- $S_5 := \{2\}$
- $S_5 = \{2, \{1, 5\}\}$
- $S_5 = \{2, \{1, 5\}, 6\} \implies s = 6$
- $S_5 = V_5, t = \{3, 4, 7, 8\}$
- Schnitt der fünften Phase ist also  $(V_5 \setminus \{3, 4, 7, 8\}, \{3, 4, 7, 8\})$  mit Gewicht 4.

• 6. Phase



- $S_6 := \{2\}$
- $S_6 = \{2, \{3, 4, 6, 7, 8\}\} \implies s = \{3, 4, 6, 7, 8\}$
- $S_6 = V_6, t = \{1, 5\}$
- Schnitt der sechsten Phase ist also  $(V_6 \setminus \{1, 5\}, \{1, 5\})$  mit Gewicht 7.

• 7. Phase



- $S_7 := \{2\} \implies S = 2$
- $S_7 = V_7, t = V \setminus \{2\}$
- Schnitt der siebten Phase ist also  $(V_7 \setminus \{2\}, \{2\})$  mit Gewicht 9.

Der minimale Schnitt unter allen Schnitten der Phasen ist der Schnitt der fünften Phase mit Gewicht 4. Dieser Schnitt  $(V_5 \setminus \{3, 4, 7, 8\}, \{3, 4, 7, 8\})$  in  $G_5$  induziert in  $G$  den Schnitt  $(\{1, 2, 5, 6\}, \{3, 4, 7, 8\})$ . ■

**Formale Beschreibung des Algorithmus:****Algorithmus 31** : MINSCHNITTPHASE( $G_i, c, a$ )

---

```

1  $S \leftarrow \{a\}$ 
2  $t \leftarrow a$ 
3 Solange  $S \neq V_i$  tue
4   | Bestimme Knoten  $v \in V_i \setminus S$  mit  $c(S, v)$  maximal und  $S \leftarrow S \cup \{v\}$ 
5   |  $s \leftarrow t$ 
6   |  $t \leftarrow v$ 
7 Speichere  $(V_i \setminus \{t\}, \{t\})$  als SCHNITT-DER-PHASE
8 Konstruiere aus  $G_i$  Graph  $G_{i+1}$  durch Verschmelzen von  $s$  und  $t$ 

```

---

**Algorithmus 32** : MIN-SCHNITT( $G, c, a$ )

---

```

1  $G_1 \leftarrow G$ 
2 Für  $i = 1$  bis  $|V| - 1$ 
3   | MINSCHNITTPHASE( $G_i, c, a$ )
4   | Wenn SCHNITT-DER-PHASE ist kleiner als MIN-SCHNITT (der bisher minimale
5   |   | SCHNITT-DER-PHASE)
6   |   | speichere SCHNITT-DER-PHASE als MIN-SCHNITT
7   |
8 Gib MIN-SCHNITT aus

```

---

**Laufzeit:** Die Prozedur MINSCHNITTPHASE kann genauso wie der Algorithmus von Prim implementiert werden, wobei nur anstatt eines Minimums jeweils ein Maximum berechnet und am Ende  $G_{i+1}$  konstruiert werden muss. Mit einem HEAP kann Prozedur MINSCHNITTPHASE in  $O((|E|+|V|)\log|V|)$  ausgeführt werden. Dazu werden die Knoten außerhalb der Menge  $S$  in einem HEAP verwaltet, in dessen Wurzel das Element mit maximalem Schlüsselwert steht. Der Schlüsselwert von  $v \in V \setminus S$  ist jeweils  $c(S, v)$  zur aktuellen Menge  $S$ . Wird ein Knoten zu  $S$  hinzugefügt, so wird die Wurzel des HEAP gelöscht. Zudem werden die Schlüsselwerte der Knoten im HEAP, welche im Graphen adjazent zum gelöschten Knoten sind, jeweils entsprechend erhöht und die Knoten dann an die richtige Stelle im HEAP bewegt. Ein Aufruf von MINSCHNITTPHASE erfordert also maximal  $|V|$ -mal DELETMAX und höchstens  $|E|$ -mal INCREASE-KEY mit den entsprechenden Knotenbewegungen im HEAP. Diese Knotenbewegungen im HEAP sind jeweils in  $O(\log|V|)$ . Verwendet man einen sog. FIBONACCI-HEAP, ist der amortisierte Aufwand von INCREASE-KEY sogar in  $O(1)$ . Damit ist der Aufwand für MINSCHNITTPHASE in  $O(|V|\log|V| + |E|)$  und der Aufwand von MINSCHNITT insgesamt in  $O(|V|^2\log|V| + |V||E|)$ .

**Korrektheit des Algorithmus:** Für  $s, t \in V, s \neq t$  nenne den Schnitt  $(S, V \setminus S)$  mit  $s \in S$  und  $t \in V \setminus S$  einen  $s$ - $t$ -Schnitt. Ein  $s$ - $t$ -Schnitt trennt Knoten  $u$  und  $v$ , wenn  $u \in S$  und  $v \in V \setminus S$ .

**Lemma 3.5.** Zu  $G = (V, E)$  und  $c : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$  gilt für die Prozedur MINSCHNITTPHASE( $G, c, a$ ) mit beliebigem  $a \in V$ , dass der berechnete SCHNITT-DER-PHASE minimal ist unter allen  $s$ - $t$ -Schnitten, wobei  $s$  und  $t$  vorletzter bzw. letzter betrachteter Knoten ist.

*Beweis.* Sei  $(S, V \setminus S)$  SCHNITT-DER-PHASE,  $s$  und  $t$  vorletzter und letzter betrachteter Knoten. MINSCHNITTPHASE betrachtet die Knoten aus  $V$  entsprechend einer „linearen Ordnung“, die mit  $a$  beginnt und mit  $s$  und  $t$  endet. Betrachte einen beliebigen  $s$ - $t$ -Schnitt  $(S', V \setminus S')$ . Wir zeigen, daß  $c(S', V \setminus S') \geq c(S, V \setminus S)$  ist. Nenne einen Knoten  $v \in V$  *aktiv* (bzgl.  $S'$ ), wenn  $v$  und der Knoten, der unmittelbar vor  $v$  von MINSCHNITTPHASE zu  $S$  hinzugefügt wurde, durch den Schnitt  $(S', V \setminus S')$  getrennt werden. Zu  $v \in V \setminus \{a\}$  sei  $S_v$  die Menge aller Knoten, die vor  $v$  zu  $S$  hinzugefügt wurden und  $S'_v := S' \cap (S_v \cup \{v\})$ .

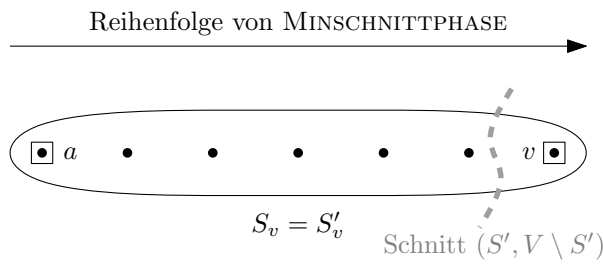
Betrachte nun den durch  $S'$  induzierten Schnitt in dem durch  $S_v \cup \{v\}$  induzierten Graphen. Wir zeigen, dass für alle aktiven Knoten  $v$  gilt:

$$\begin{aligned} c(S_v, v) &\leq c(S' \cap (S_v \cup \{v\}), S_v \cup \{v\} \setminus (S' \cap (S_v \cup \{v\}))) \\ &= c(S'_v, (S_v \cup \{v\}) \setminus S') \\ &= c(S'_v, (S_v \cup \{v\}) \cap (V \setminus S')) \end{aligned}$$

Der Beweis wird durch Induktion über die aktiven Knoten  $v$  in der Reihenfolge, in der sie zu  $S$  hinzugefügt werden, geführt.

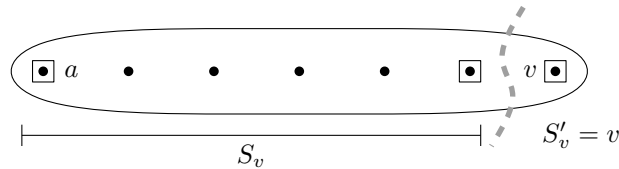
**Induktionsanfang:** Sei  $v$  erster aktiver Knoten, wir unterscheiden ob  $v$  in  $S'$  ist, oder nicht:

- $v \notin S'$ :



Da  $v$  der erste aktive Knoten ist und  $v \notin S'$  gilt  $S'_v = S_v$  und weiterhin  $(V \setminus S') \cap (S_v \cup \{v\}) = \{v\}$ .

- $v \in S'$ :

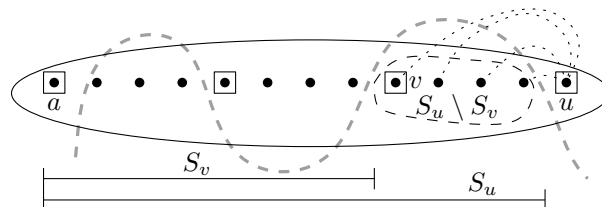


Der Knoten  $v$  ist nun bei MINSCHNITTPHASE der erste Knoten der in  $S'$  liegt, somit gilt  $S'_v = \{v\}$  und  $(V \setminus S') \cap (S_v \cup \{v\}) = S_v$ .

In beiden Fällen gilt die Behauptung:

$$c(S_v, v) = c(S'_v, V \setminus S' \cap (S_v \cup \{v\})).$$

**Induktionsschritt:** Angenommen, die Behauptung gelte für alle aktiven Knoten bis zum Knoten  $v$  und  $u$  sei der nächste aktive Knoten.



Dann gilt zunächst offenbar:

$$c(S_u, u) = c(S_v, u) + c(S_u \setminus S_v, u). \tag{3.1}$$

Da  $v$  vor  $u$  zu  $S$  hinzugefügt wurde, gilt, da MINSCHNITTPHASE stets den am stärksten verbundenen Knoten hinzufügt

$$c(S_v, u) \leq c(S_v, v). \quad (3.2)$$

Außerdem ist nach Induktionsannahme

$$c(S_v, v) \leq c(S'_v, V \setminus S' \cap (S_v \cup \{v\})). \quad (3.3)$$

Setzt man nun Ungleichung 3.3 und Ungleichung 3.2 in Gleichung 3.1 ein, so erhält man

$$\begin{aligned} c(S_u, u) &\leq c(S_v, v) + c(S_u \setminus S_v, u) \\ &\leq c(S'_v, (V \setminus S') \cap (S_v \cup \{v\})) + c(S_u \setminus S_v, u) \end{aligned}$$

Wegen der Definition aktiver Knoten liegen die aufeinanderfolgenden aktiven Knoten  $u$  und  $v$  in unterschiedlichen Seiten des Schnitts  $(S', V \setminus S')$ . Somit verbinden alle Kanten zwischen Knoten in  $S_u \setminus S_v$  und dem Knoten  $u$  die verschiedenen Seiten von  $S'$ . Daher tragen sie zu  $c(S'_u, (V \setminus S') \cap (S_u \cup \{u\}))$  bei, dem durch  $S'$  induzierten Schnitt in dem durch  $S_u \cup \{u\}$  induzierten Graphen. Ebenso tragen zu diesem Schnitt aber auch all die Kanten bei, welche von dem Schnitt gekreuzt werden, der durch  $S'$  in dem durch  $S_v \cup \{v\}$  induzierten Graphen induziert wird, da  $(S_v \cup \{v\}) \subset (S_u \cup \{u\})$  (die Grundmenge auf der  $S'$  schneidet ist echt größer geworden). Identifizieren wir einen Schnitt mit der Menge von Kanten, welche diesen Schnitt kreuzen, so können wir also formal festhalten:

$$\begin{aligned} (S_u \setminus S_v, u) &\subseteq (S'_u, (V \setminus S') \cap (S_u \cup \{u\})) \quad \text{und} \\ (S'_v, (V \setminus S') \cap (S_v \cup \{v\})) &\subseteq (S'_u, (V \setminus S') \cap (S_u \cup \{u\})) \quad \text{zudem gilt noch} \\ (S_u \setminus S_v, u) \cap (S'_v, (V \setminus S') \cap (S_v \cup \{v\})) &= \emptyset \quad (\text{Disjunktheit}). \end{aligned}$$

Somit gilt also zusammenfassend

$$\begin{aligned} c(S_u, u) &\leq c(S'_v, (V \setminus S') \cap (S_v \cup \{v\})) + c(S_u \setminus S_v, u) \\ &\leq c(S'_u, (V \setminus S') \cap (S_u \cup \{u\})). \end{aligned}$$

Durch vollständige Induktion wurde nun gezeigt, dass für alle aktiven Knoten  $v$  gilt  $c(S_v, v) \leq c(S'_v, (S_v \cup \{v\}) \cap (V \setminus S'))$ . Da  $(S', V \setminus S')$  ein  $s$ - $t$ -Schnitt ist, ist  $t$ , der letzte Knoten in der linearen Ordnung von MINSCHNITTPHASE, ein aktiver Knoten bezüglich  $S'$ . Es folgt also

$$c(S, V \setminus S) \underbrace{=}_{\text{MINSCHNITTPHASE}} c(S_t, t) \underbrace{\leq}_{\text{v.I.}} c(S'_t, (V \setminus S') \cap (S_t \cup \{t\})) \underbrace{=}_{S_t \cup \{t\} = V} c(S', V \setminus S'). \quad \square$$

**Satz 3.6.** *Der minimale Schnitt von allen Ergebnissen der  $|V| - 1$  Ausführungen von MINSCHNITTPHASE ist ein minimaler, nichttrivialer Schnitt in  $G = (V, E)$  mit  $|V| \geq 2$ .*

*Beweis.* Induktion über  $|V|$ .

**Induktionsanfang:**  $|V| = 2$  ist trivial.

**Induktionsschritt:** Sei  $|V| \geq 3$ . Betrachte Phase 1: Falls  $G$  einen nichttrivialen minimalen Schnitt hat, der gerade  $s$  und  $t$  (vorletzter bzw. letzter Knoten der Phase 1) trennt, so ist der SCHNITT-DER-PHASE 1 nach Lemma 3.5 ein minimaler nichttrivialer Schnitt. Wenn es jedoch keinen nichttrivialen minimalen Schnitt in  $G$  gibt, der  $s$  und  $t$  trennt, so müssen in jedem minimalen Schnitt  $s$  und  $t$  in derselben Menge liegen. Der Graph  $G'$ , der aus  $G$  durch Verschmelzen von  $s$  und  $t$  entsteht, hat also einen Schnitt, der gleichzeitig einen minimalen Schnitt in  $G$  induziert. Es genügt also, einen minimalen Schnitt von  $G'$  zu bestimmen. Diesen bestimmt der Algorithmus nach Induktionsannahme mit dem Durchlaufen der Phasen 2 bis  $|V| - 1$ , da  $G' = (V', E')$  die Ungleichung  $|V'| < |V|$  erfüllt.  $\square$

**Bemerkung 3.7.** *Bei allgemeinerer Kantengewichtsfunktion  $c : E \rightarrow \mathbb{R}$  (d.h. negative Gewichte sind zugelassen) ist das MINCUT-Problem im Allgemeinen NP-schwer. Ebenso ist das „duale“ MAXCUT-Problem im allgemeinen NP-schwer.*

---

Das ungewichtete MINCUT-Problem ist äquivalent zu folgendem grundlegenden Graphenproblem:

Was ist die minimale Anzahl an Kanten in  $G = (V, E)$ , deren Wegnahme einen unzusammenhängenden Graphen induziert?

Der entsprechende Wert wird auch *Kanten-Zusammenhangs-Zahl* genannt.





# Kapitel 4

## Flussprobleme und Dualität

### 4.1 Grundlagen

**Definition 4.1.** Sei ein einfacher gerichteter Graph  $D = (V, E)$  mit Kantenkapazitäten  $c : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$  und ausgezeichneten Knoten  $s, t \in V$ ,  $s$  Quelle (source) und  $t$  Senke (target) gegeben. Man bezeichnet das Tupel  $(D; s, t; c)$  dann als Netzwerk. Eine Abbildung  $f : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$  heißt Fluss, wenn sie die folgenden beiden Eigenschaften hat:

1. Für alle  $(i, j) \in E$  ist die Kapazitätsbedingung

$$0 \leq f(i, j) \leq c(i, j) \tag{4.1}$$

erfüllt.

2. Für alle  $i \in V \setminus \{s, t\}$  ist die Flusserhaltungsbedingung

$$\sum_{\{j|(i,j) \in E\}} f(i, j) - \sum_{\{j|(j,i) \in E\}} f(j, i) = 0 \tag{4.2}$$

erfüllt.

**Lemma 4.2.** Für einen Fluss  $f$  in einem Netzwerk  $(D; s, t; c)$  gilt

$$\sum_{(s,i) \in E} f(s, i) - \sum_{(i,s) \in E} f(i, s) = \sum_{(i,t) \in E} f(i, t) - \sum_{(t,i) \in E} f(t, i) .$$

*Beweis.* Es gilt

$$\begin{aligned} \sum_{(i,j) \in E} f(i, j) &= \sum_{(i,s) \in E} f(i, s) + \sum_{(i,t) \in E} f(i, t) + \sum_{j \in V \setminus \{s,t\}} \sum_{(i,j) \in E} f(i, j) \\ &= \sum_{(s,i) \in E} f(s, i) + \sum_{(t,i) \in E} f(t, i) + \sum_{j \in V \setminus \{s,t\}} \sum_{(j,i) \in E} f(j, i) . \end{aligned}$$

Wegen der Flusserhaltungsbedingung (4.2) sind die letzten Terme der beiden Zeilen gleich und somit folgt die Behauptung.  $\square$

**Definition 4.3.** Der Ausdruck

$$w(f) := \sum_{(s,i) \in E} f(s, i) - \sum_{(i,s) \in E} f(i, s)$$

heißt Wert des Flusses  $f$ .

Ein Fluss  $f$ , für den  $w(f)$  maximal ist, d.h.  $w(f') \leq w(f)$  für alle Flüsse  $f'$  in Netzwerk  $(D; s, t; c)$ , heißt Maximalfluss in  $(D; s, t; c)$ .

### 4.1.1 Problemstellung

Die grundlegende Problemstellung besteht darin, in einem Netzwerk  $(D; s, t; c)$  einen Maximallfluss zu finden.

**Definition 4.4.** Eine Menge  $S \subset V$  induziert eine Partition  $(S, V \setminus S)$  der Knotenmenge  $V$ , die wir Schnitt im Graphen  $D = (V, E)$  nennen. In einem Netzwerk  $(D; s, t; c)$  heißt  $(S, V \setminus S)$  ein  $s$ - $t$ -Schnitt, wenn  $s \in S$  und  $t \in V \setminus S$ . Die Kapazität eines Schnittes  $(S, V \setminus S)$  ist definiert als

$$c(S, V \setminus S) := \sum_{\substack{(i,j) \in E \\ i \in S \\ j \in V \setminus S}} c(i, j) .$$

Ein Schnitt  $(S, V \setminus S)$  heißt minimal, wenn  $c(S, V \setminus S)$  minimalen Wert unter allen Schnitten  $(S', V \setminus S')$  in  $D$  hat, d.h.  $c(S', V \setminus S') \geq c(S, V \setminus S)$  für alle  $S' \subset V$  mit  $\emptyset \neq S' \neq V$ .

**Lemma 4.5 (Schnitt-Lemma).** Sei  $(S, V \setminus S)$  ein  $s$ - $t$ -Schnitt im Netzwerk  $(D; s, t; c)$ . Für jeden Fluss  $f$  gilt, dass

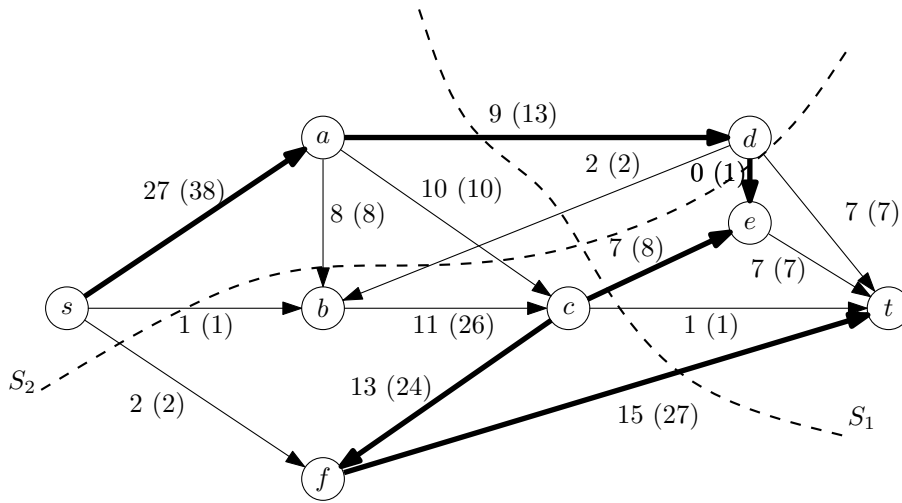
$$w(f) = \sum_{\substack{(i,j) \in E \\ i \in S \\ j \in V \setminus S}} f(i, j) - \sum_{\substack{(i,j) \in E \\ j \in S \\ i \in V \setminus S}} f(i, j) .$$

Insbesondere ist  $w(f) \leq c(S, V \setminus S)$ .

*Beweis.* Es gilt

$$\begin{aligned} w(f) &= \sum_{(s,i) \in E} f(s, i) - \sum_{(i,s) \in E} f(i, s) + \underbrace{\sum_{\substack{(i,j) \in E \\ i \in S \setminus \{s\}}} f(i, j) - \sum_{\substack{(j,i) \in E \\ i \in S \setminus \{s\}}} f(j, i)}_{=0} \\ &= \sum_{i \in S} \left( \sum_{(i,j) \in E} f(i, j) - \sum_{(j,i) \in E} f(j, i) \right) \\ &= \underbrace{\sum_{\substack{(i,j) \in E \\ i, j \in S}} f(i, j)}_{=0} - \sum_{\substack{(j,i) \in E \\ i, j \in S}} f(j, i) + \sum_{\substack{(i,j) \in E \\ i \in S \\ j \in V \setminus S}} f(i, j) - \underbrace{\sum_{\substack{(j,i) \in E \\ i \in S \\ j \in V \setminus S}} f(j, i)}_{\geq 0} \\ &\leq \sum_{\substack{(i,j) \in E \\ i \in S \\ j \in V \setminus S}} c(i, j) = c(S, V \setminus S) \quad \square \end{aligned}$$

**Beispiel 4.6.** Die folgende Abbildung zeigt ein Flussnetzwerk mit einem eingezeichneten Fluss mit Wert 30. Die Kapazitäten der Kanten sind in Klammern angegeben. Außerdem sind zwei  $s$ - $t$ -Schnitte  $S_1$  und  $S_2$  mit den Kapazitäten 49 und 31 eingezeichnet, wobei letzterer minimal ist. Der Schlüssel zum Finden eines Flusses mit größerem Wert scheint ein erhöhender Weg von  $s$  nach  $t$  zu sein, bestehend aus Vorwärtskanten  $(i, j)$ , auf denen  $f(i, j) < c(i, j)$  und Rückwärtskanten  $(i, j)$ , auf denen  $f(i, j) > 0$ . Die hervorgehobenen Kanten zeigen einen solchen erhöhenden Weg.



**Definition 4.7.** Zu einem Fluss  $f$  im Netzwerk  $(D; s, t; c)$  betrachten wir einen (ungerichteten) Weg von  $s$  nach  $t$ . Alle Kanten auf diesem Weg, die von  $s$  in Richtung  $t$  gerichtet sind, heißen Vorwärtskanten, alle anderen Rückwärtskanten. Ein solcher Weg heißt erhöhender Weg (bezüglich  $f$ ), wenn für jede Vorwärtskante  $(i, j)$  des Weges  $f(i, j) < c(i, j)$  gilt und wenn für jede Rückwärtskante  $f(i, j) > 0$ .

**Satz 4.8 (Satz vom erhöhenden Weg).** Ein Fluss  $f$  in einem Netzwerk  $(D; s, t; c)$  ist genau dann ein Maximalfluss, wenn es bezüglich  $f$  keinen erhöhenden Weg gibt.

*Beweis.*

$\implies$  : Sei  $f$  ein Maximalfluss. Angenommen, es existiert bezüglich  $f$  ein erhöhender Weg  $W$ . Sei für Kanten  $(i, j)$  dieses Weges

$$\Delta(i, j) := \begin{cases} c(i, j) - f(i, j) & \text{falls } (i, j) \text{ Vorwärtskante} \\ f(i, j) & \text{falls } (i, j) \text{ Rückwärtskante} \end{cases}$$

und

$$\Delta := \min\{\Delta(i, j) \mid (i, j) \text{ auf erhöhendem Weg } W\} .$$

Dann ist  $\Delta > 0$ . Sei nun  $f' : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$  definiert als

$$f' := \begin{cases} f(i, j) + \Delta & \text{falls } (i, j) \text{ Vorwärtskante auf } W \\ f(i, j) - \Delta & \text{falls } (i, j) \text{ Rückwärtskante auf } W \\ f(i, j) & \text{sonst} . \end{cases} \quad \square$$

Dann ist  $f'$  wieder ein Fluss und  $w(f') > w(f)$  im Widerspruch zu der Annahme, dass  $f$  ein Maximalfluss ist.

$\impliedby$  : Das Netzwerk  $(D; s, t; c)$  habe keinen bezüglich  $f$  erhöhenden Weg. Sei  $S$  die Menge aller Knoten in  $V$ , zu denen ein erhöhender Weg von  $s$  aus bezüglich  $f$  existiert. Es gilt  $S \neq \emptyset$ , weil  $s \in S$ , und  $S \neq V$ , weil  $t \notin S$ . Dann induziert  $S$  einen  $s$ - $t$ -Schnitt und es muss gelten, dass  $f(i, j) = c(i, j)$  für alle  $(i, j)$  mit  $i \in S, j \in V \setminus S$  und dass  $f(i, j) = 0$  für alle  $(i, j)$  mit  $i \in V \setminus S, j \in S$  (d.h. alle Kanten  $(i, j)$  mit  $i \in S, j \in V \setminus S$  sind „saturiert“ und alle Kanten  $(i, j)$  mit  $i \in V \setminus S, j \in S$  sind „leer“). Nach Schnitt-Lemma 4.5 ergibt sich  $w(f) = c(S, V \setminus S)$ . Es muss also  $w(f)$  maximal sein.

**Satz 4.9 („Max-Flow Min-Cut Theorem“ von Ford und Fulkerson 1956<sup>1</sup>).** In einem Netzwerk  $(D; s, t; c)$  ist der Wert eines Maximalflusses gleich der minimalen Kapazität eines  $s$ - $t$ -Schnittes.

*Beweis.* Die Behauptung folgt direkt aus dem Satz vom erhöhenden Weg 4.8. Denn ist  $f$  ein Maximalfluss, dann existiert ein Schnitt  $(S, V \setminus S)$  mit  $s \in S$  und  $t \in V \setminus S$  (wobei  $S$  die Menge aller auf einem erhöhenden Weg von  $s$  erreichbaren Knoten ist). Für  $(S, V \setminus S)$  gilt

$$w(f) = c(S, V \setminus S) \quad \text{und} \quad c(S, V \setminus S') = \min_{\substack{s \in S' \\ t \in V \setminus S'}} c(S', V \setminus S') . \quad \square$$

**Bemerkung 4.10.** Für einen Fluss  $f$  in einem Netzwerk  $(D; s, t; c)$  sind folgende Aussagen äquivalent:

1. Der Wert  $w(f)$  ist maximal.
2. Es gibt keinen bezüglich  $f$  erhöhenden Weg.
3. Die Kapazität eines minimalen  $s$ - $t$ -Schnittes  $(S, V \setminus S)$  ist  $w(f)$ .

**Satz 4.11 (Ganzzahligkeitssatz).** Sei  $(D; s, t; c)$  ein Netzwerk mit  $c : E \rightarrow \mathbb{N}_0$ . Dann gibt es einen Maximalfluss  $f$  mit  $f(i, j) \in \mathbb{N}_0$  für alle  $(i, j) \in E$  und damit  $w(f) \in \mathbb{N}_0$ .

*Beweis.* Wir definieren einen ganzzahligen „Anfangsfluss“  $f_0 : E \rightarrow \mathbb{N}_0$  (zum Beispiel  $f_0(i, j) = 0$  für alle  $(i, j) \in E$ ). Ist  $f_0$  nicht maximal, so existiert ein erhöhender Weg bezüglich  $f_0$ , und für diesen ist  $\Delta_0 > 0$  (definiert wie  $\Delta$  in Satz 4.8) ganzzahlig. Entsprechend kann  $f_1$  mit  $w(f_0) = w(f_0) + \Delta_0$  konstruiert werden und  $f_1$  ist wiederum ganzzahlig. Das Verfahren kann so lange iteriert werden, bis ein ganzzahliger Fluss  $f_i$  erreicht ist, bezüglich dessen es keinen erhöhenden Weg mehr gibt.  $\square$

## 4.2 Bestimmung maximaler Flüsse („Max Flow“)

Entsprechend dem Beweis des Satzes vom erhöhenden Weg 4.8 können wir folgendes Verfahren zur Bestimmung eines Maximalflusses (und eines minimalen Schnittes) angeben (dabei stehe VwK für Vorwärts- und RwK für Rückwärtskante): Einen erhöhenden Weg kann man systematisch mittels

---

### Algorithmus 33 : MAX-FLOW

---

**Eingabe :** Gerichteter Graph, Quelle, Senke, Kantenkapazitäten

**Ausgabe :** Maximalfluss von der Quelle zur Senke

- 1  $f(i, j) \leftarrow 0$  für alle Kanten  $(i, j) \in E$
  - 2 **Solange** Es gibt einen erhöhenden Weg bezüglich  $f$  **tue**
  - 3     Sei  $\langle e_1, e_2, \dots, e_k \rangle$  mit  $e_1, \dots, e_k \in E$  erhöhender Weg
  - 4      $\Delta \leftarrow \min(\{c(e_i) - f(e_i) \mid e_i \text{ VwK}\} \cup \{f(e_i) \mid e_i \text{ RwK}\})$
  - 5      $\forall e_i \in E : f(e_i) \leftarrow f(e_i) + \Delta$ , falls  $e_i$  eine Vorwärtskante ist
  - 6      $\forall e_i \in E : f(e_i) \leftarrow f(e_i) - \Delta$ , falls  $e_i$  eine Rückwärtskante ist
  - 7 Ende
- 

einer Graphensuche finden.

**Algorithmus 34** : Algorithmus von Ford-Fulkerson

**Eingabe** : Ein Netzwerk  $(D; s, t; c)$  mit dem Graph  $D = (V, E)$ , wobei  $V := \{1, \dots, n\}$ , und Kapazitätsfunktion  $c : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$

**Ausgabe** : Ein Maximalfluss  $f$  und ein minimaler  $s$ - $t$ -Schnitt  $(S, V \setminus S)$

```

1 Für  $(i, j) \in E$ 
2    $f(i, j) \leftarrow 0$ 
3 Lege Datenstrukturen an:
   •  $S$  (Menge der markierten Knoten)
   • VOR (Array der Länge  $n - 1$ , in dem für alle Knoten aus  $V \setminus \{s\}$  der Vorgänger auf einem
     erhöhenden Weg von  $s$  nach  $t$  gespeichert wird)
   •  $\Delta$  (Array der Länge  $n$  zur sukzessiven Bestimmung der „Erhöhungswerte“  $\Delta$ )
   •  $u$  (Hilfsarray der Länge  $n$  zur Durchführung der Suche)

4  $S \leftarrow \{s\}$ 
5 Für  $v \in V$ 
6    $u(v) \leftarrow \text{False}$ 
7    $\Delta(v) \leftarrow \infty$ 
8 Solange Es gibt ein  $v \in S$  mit  $u(v) = \text{False}$  tue
9   Wähle  $v \in S$  mit  $u(v) = \text{False}$ 
10  Für  $(v, w) \in E$  mit  $w \notin S$ 
11    Wenn  $f(v, w) < c(v, w)$ 
12      VOR( $w$ )  $\leftarrow +v$ 
13       $\Delta(w) \leftarrow \min\{c(v, w) - f(v, w), \Delta(v)\}$ 
14       $S \leftarrow S \cup \{w\}$ 
15  Für  $(w, v) \in E$  mit  $w \notin S$ 
16    Wenn  $f(w, v) > 0$ 
17      VOR( $w$ )  $\leftarrow -v$ 
18       $\Delta(w) \leftarrow \min\{f(w, v), \Delta(v)\}$ .
19       $S \leftarrow S \cup \{w\}$ 
20   $u(v) \leftarrow \text{True}$ 
21  Wenn  $t \in S$ 
22     $w \leftarrow t$ 
23    Solange  $w \neq s$  tue
24      Wenn VOR( $w$ )  $> 0$ 
25         $f(\text{VOR}(w), w) \leftarrow f(\text{VOR}(w), w) + \Delta(t)$ 
26      sonst
27         $f(w, -\text{VOR}(w)) \leftarrow f(w, -\text{VOR}(w)) - \Delta(t)$ 
28         $w \leftarrow \text{VOR}(w)$ 
29     $S \leftarrow \{s\}$ 
30    Für  $v \in V$ 
31       $u(v) \leftarrow \text{False}$ 
32       $\Delta(v) \leftarrow \infty$ 
33 Gib  $f$  und  $(S, V \setminus S)$  aus

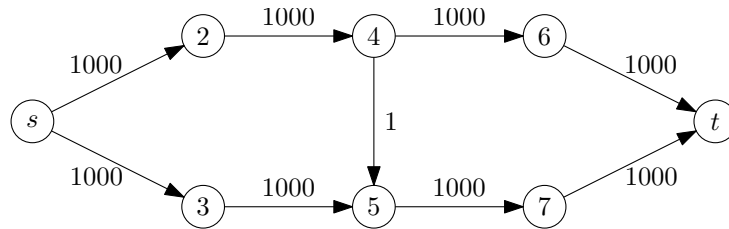
```

### 4.2.1 Ford-Fulkerson-Algorithmus (1962)

Der Algorithmus von Ford und Fulkerson (Algorithmus 34) berechnet einen maximalen Fluss mittels erhöhender Wege. In den Schritten 9 bis 20 wird ein erhöhender  $s$ - $t$ -Weg gesucht. Dazu wird die Menge  $S \subset V$  der Knoten bestimmt, die auf erhöhenden Wegen von  $s$  aus erreichbar sind.

Laufzeit: Die Laufzeit des Algorithmus hängt davon ab, wie geschickt  $v$  ausgewählt wird (in Schritt 9), und davon, wie oft erhöht wird. Die Anzahl der Erhöhungen hängt hier auch ab von  $C := \max\{c(i, j) \mid (i, j) \in E\}$ . Bei nichtrationalen Werten  $c(i, j)$  kann es passieren, dass das Verfahren nicht terminiert. Bei rationalen Werten geht  $C$  im Allgemeinen in die Laufzeit ein.

**Beispiel 4.12.**



Der Wert eines maximalen Flusses ist 2000. Es kann passieren, dass abwechselnd entlang der Wege  $s \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 5 \rightarrow 7 \rightarrow t$  und  $s \rightarrow 3 \rightarrow 5 \leftarrow 4 \rightarrow 6 \rightarrow t$  um jeweils eine Flusseinheit erhöht wird. ■

### 4.2.2 Der Algorithmus von Edmonds und Karp (1972)

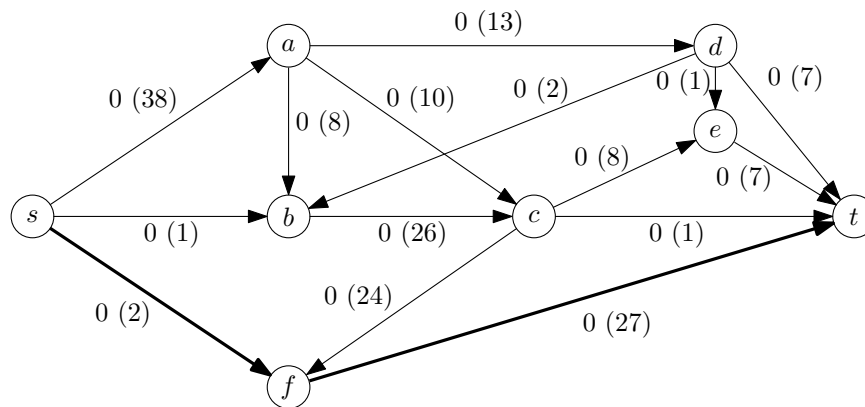
Um einen Fall wie in Beispiel 4.12 zu vermeiden, geht der Algorithmus von Edmonds und Karp geschickter vor. Dort wird der Schritt 9 des Algorithmus „wähle  $v \in S$  mit  $u(v) = \text{False}$ “ ersetzt durch „wähle unter allen  $v \in S$  mit  $u(v) = \text{False}$  das  $v$  aus, welches schon am längsten in  $S$  ist ( $\rightsquigarrow$  Breitensuche).“

Dazu wird  $S$  als QUEUE implementiert. Dieser Algorithmus kann dann in  $O(|V||E|^2)$  implementiert werden. Der Fluss wird maximal  $O(|V||E|)$  oft erhöht und die Erhöhung kostet jeweils höchstens  $O(|E|)$ .

#### Beispiel zum Algorithmus von Edmonds und Karp

Wir führen den Algorithmus von Edmonds und Karp an dem folgenden Beispielgraphen vor, der den Anfangsfluss (überall 0) und die Kapazitäten in Klammern zeigt. Hervorgehoben ist außerdem der erste erhöhende Weg, der gefunden werden könnte.

<sup>1</sup>ebenso Elias, Feinstein und Shannon 1956



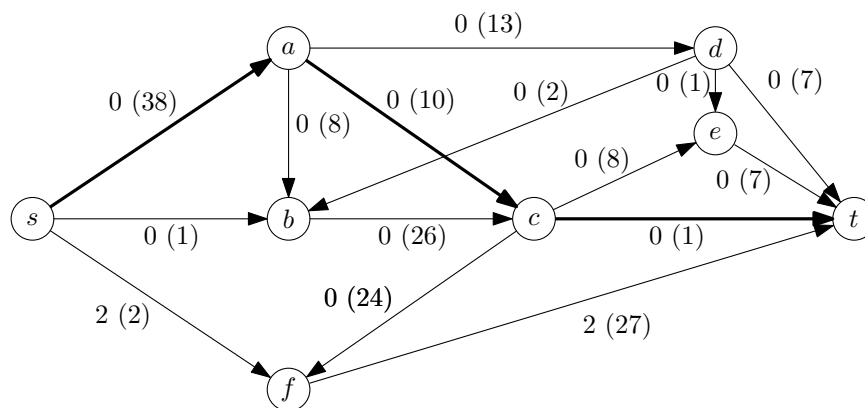
Der eingezeichnete erhöhende Weg wurde wie folgt gefunden: Zunächst ist  $S = \{s\}$  und  $u(v) = \text{False}$  für alle  $v \in V$ . Von  $s$  aus werden die Knoten  $a, b$  und  $f$  erreicht, das heißt  $S := \{s, a, b, f\}$  und

$$\begin{array}{ll} \text{Vor}(a) := s & \Delta(a) := 38 \\ \text{Vor}(b) := s & \Delta(b) := 1 \\ \text{Vor}(f) := s & \Delta(f) := 2 \end{array} .$$

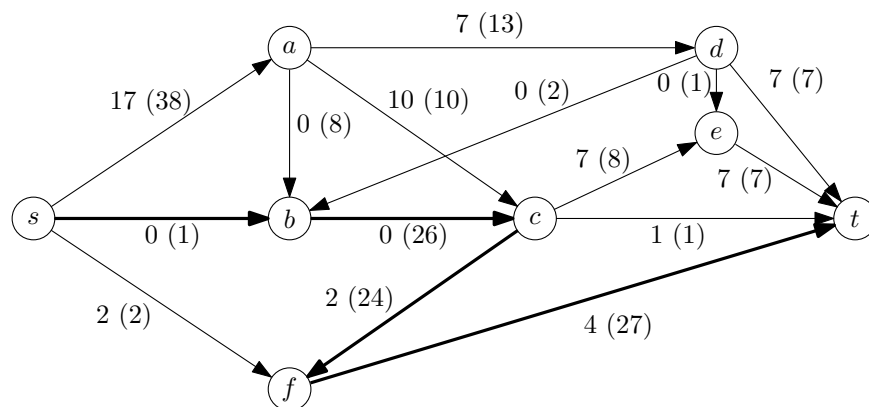
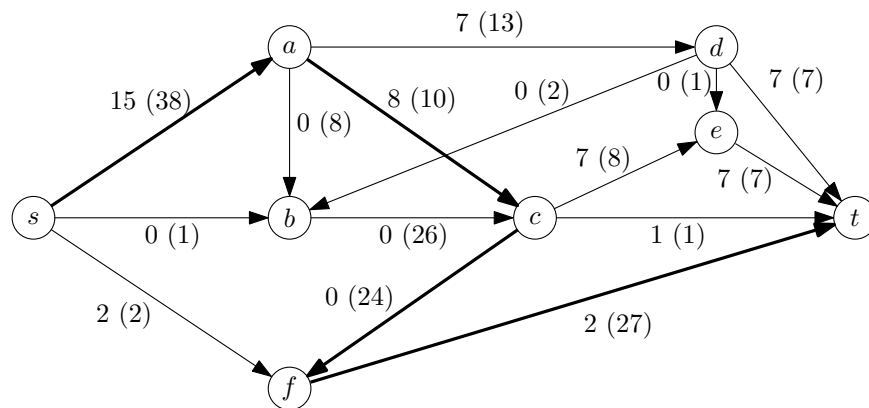
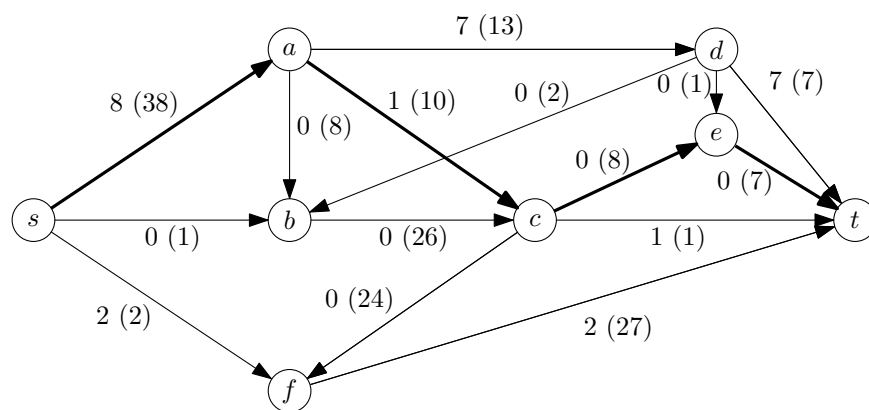
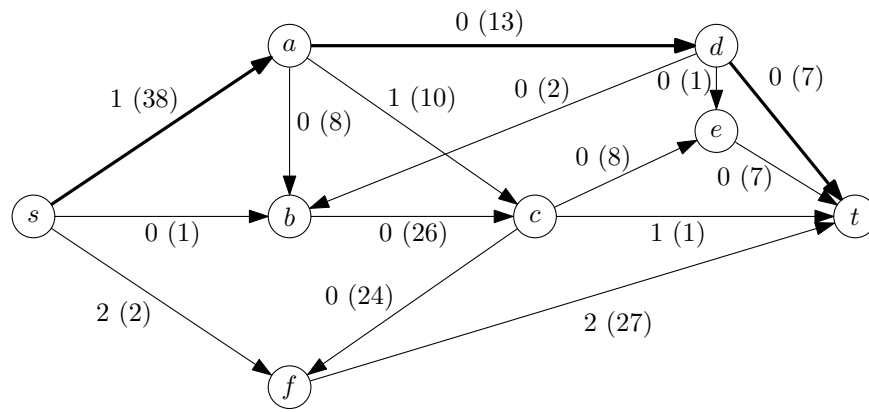
Nun werden von  $a$  aus die Knoten  $c$  und  $d$  gefunden und von  $f$  aus der Knoten  $t$ , womit  $t \in S$  ist und

$$\begin{array}{ll} \text{Vor}(c) := a & \Delta(c) := 10 \\ \text{Vor}(d) := a & \Delta(d) := 13 \\ \text{Vor}(t) := f & \Delta(t) := 2 \end{array} .$$

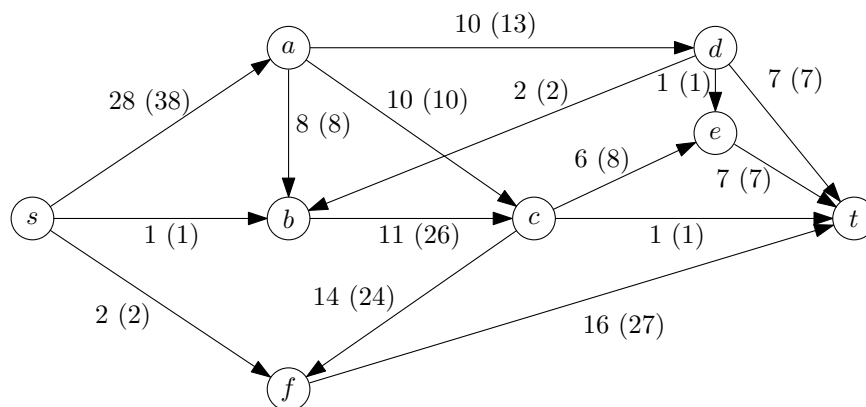
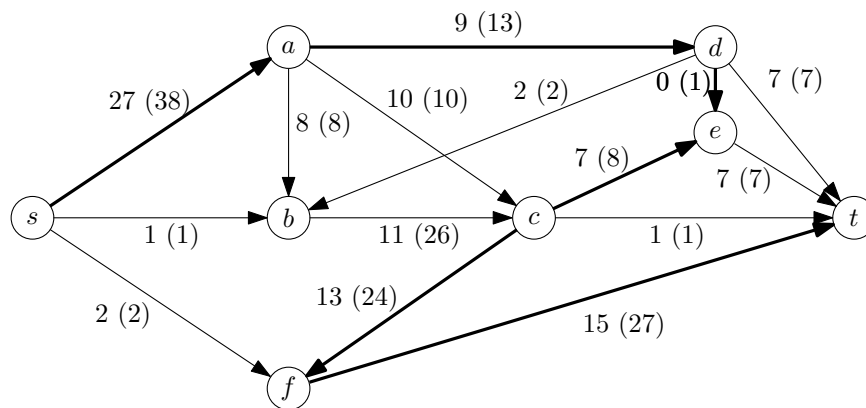
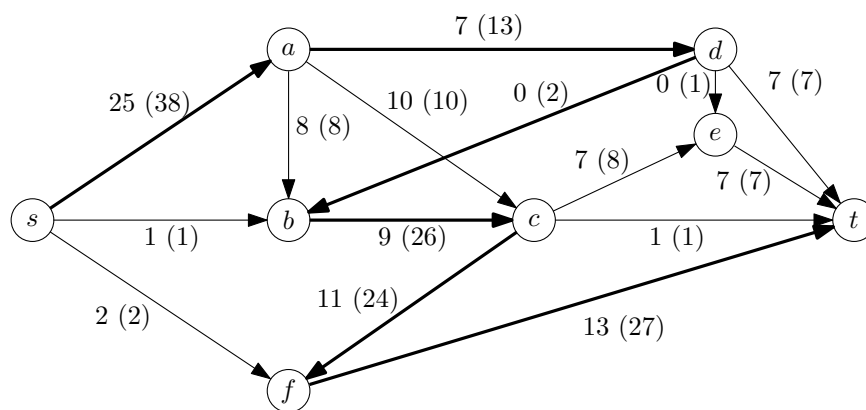
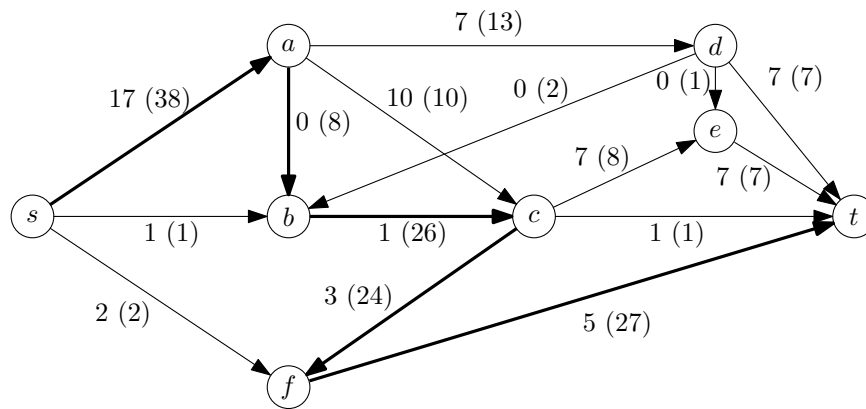
Der nächste Graph zeigt den Fluss nach Auswertung des erhöhenden Weges sowie den neuen gefundenen erhöhenden Weg.



Es folgen die weiteren Zwischenstände des Algorithmus bis zum Ende.







### 4.2.3 Der Algorithmus von Goldberg und Tarjan (1988)

Der Algorithmus von Goldberg und Tarjan ist der *effizienteste* bekannte Algorithmus zur Konstruktion eines Maximalflusses. Er kann unter Benutzung geeigneter Datenstrukturen so implementiert werden, dass er eine Laufzeit von  $O(|V|^2|E|^{\frac{1}{2}})$  hat.

Der Algorithmus beruht nicht auf „erhöhenden Wegen“, sondern auf der Verwendung von „Präflüssen“, bei denen für Knoten die Flusserhaltungsbedingung verletzt sein darf: In einem Präfluss darf in einen Knoten mehr hineinfließen als hinausfließt. Der Algorithmus erhält diese „Präflusseigenschaft“. Erst am Ende des Algorithmus wird der Präfluss zu einem Fluss gemacht, der dann maximal ist.

#### Grundidee

Aus Knoten mit „Flussüberschuss“ wird dieser Überschuss in Richtung  $t$  geschoben (PUSH). Es werden dazu nicht kürzeste Wege nach  $t$ , sondern Wege, die momentan „ungefähr“ kürzeste Wege sind, verwendet (RELABEL). Wenn es nicht mehr möglich ist, einen Flussüberschuss in Richtung  $t$  zu schieben, so wird er zurück zur Quelle  $s$  geschoben.

Zur Vereinfachung der Darstellung erweitern wir das Netzwerk  $D = (V, E)$  zu  $D' = (V, E')$ , wobei  $E' := E \cup \{(v, w) \mid (w, v) \in E \wedge (v, w) \notin E\}$ . Außerdem wird  $c: E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$  fortgesetzt zu  $c': V \times V \rightarrow \mathbb{R}_0^+$  durch  $c'(v, w) = 0$  für  $(v, w) \notin E$ . Aus Gründen der Übersicht bezeichnen wir im Folgenden allerdings auch  $c'$  mit  $c$ . Ein Fluss  $f$  ist dann eine Abbildung  $f: V \times V \rightarrow \mathbb{R}$  mit

$$\forall (v, w) \in V \times V \quad f(v, w) \leq c(v, w) , \quad (4.3)$$

Antisymmetrie-Forderung

$$\forall (v, w) \in V \times V \quad f(v, w) = -f(w, v) \quad (4.4)$$

und Flusserhaltungsbedingung

$$\forall v \in V \setminus \{s, t\} \quad \sum_{u \in V} f(u, v) = 0 . \quad (4.5)$$

Der Wert eines Flusses  $f$  ist dann

$$w(f) = \sum_{v \in V} f(s, v) = \sum_{v \in V} f(v, t) .$$

Die Antisymmetriebedingung (4.4) bewirkt, dass nicht beide Kanten  $(v, w)$  und  $(w, v)$  „echten“ Fluss tragen. Dadurch wird die Flusserhaltungsbedingung und die Berechnung des Flusswertes vereinfacht.

**Definition 4.13.** Ein Präfluss ist eine Abbildung  $f: V \times V \rightarrow \mathbb{R}$ , welche die Bedingungen (4.3) und (4.4) erfüllt sowie

$$\forall v \in V \setminus \{s\} \quad \sum_{u \in V} f(u, v) \geq 0 . \quad (4.5')$$

Die Bedingung (4.5') besagt, dass für alle Knoten  $v \in V \setminus \{s\}$  mindestens soviel Fluss hineinfließt wie auch hinausfließt.

**Definition 4.14.** Sei  $f$  ein Präfluss. Für  $v \in V \setminus \{s, t\}$  heißt der Wert

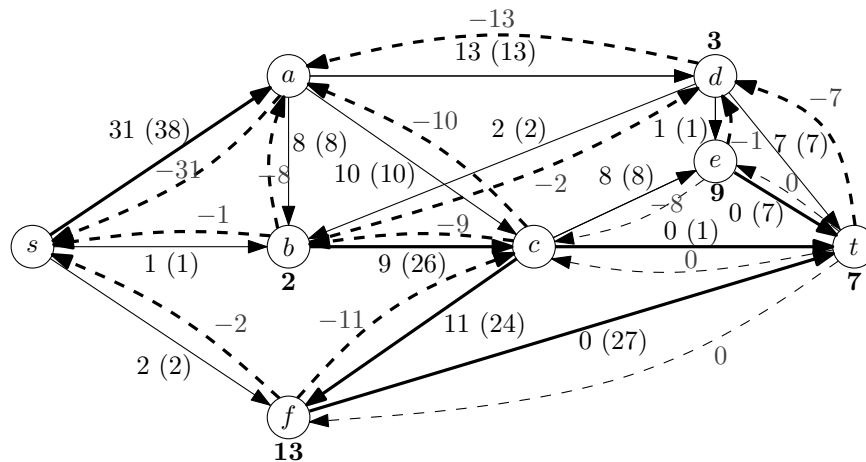
$$e(v) := \sum_{u \in V} f(u, v)$$

Flussüberschuss und die Abbildung  $r_f: E' \rightarrow \mathbb{R}$  mit

$$\forall (u, v) \in E' \quad r_f(u, v) := c(u, v) - f(u, v)$$

heißt Restkapazität.

Abbildung 4.1: Flussnetzwerk mit Präfluss



**Bemerkung 4.15.** Wenn für eine Kante  $(u, v) \in E'$  gilt, dass  $r_f(u, v) > 0$ , so kann der Fluss auf dieser Kante erhöht werden.

- Falls  $0 \leq f(u, v) < c(u, v)$ , so heißt  $(u, v)$  nicht saturiert. Die Erhöhung entspricht dann einer echten Erhöhung auf einer Vorwärtskante.
- Ist  $0 < f(u, v) \leq c(u, v)$ , so ist  $(u, v)$  nicht leer, also  $f(v, u) = -f(u, v) < 0 \leq c(v, u)$ . Die Erhöhung entspricht dann einer Verringerung des Flusses auf einer Rückwärtskante.

**Definition 4.16.** Eine Kante  $(v, w) \in E'$  heißt Residualkante bezüglich Präfluss  $f$ , falls  $r_f(v, w) > 0$ . Der Residualgraph zu  $f$  ist gegeben durch  $D_f(V, E_f)$  mit  $E_f := \{(v, w) \in E' \mid r_f(v, w) > 0\}$ .

Eine Kante aus  $E$ , welche noch nicht saturiert ist, ist eine Residualkante. Eine Kante aus  $E' \setminus E$  deren Gegenkante aus  $E$  nicht leer ist, ist ebenfalls eine Residualkante.

**Beispiel 4.17.** Die Abbildung 4.1 zeigt in unserem altbekannten Flussnetzwerk einen Präfluss. Die Kapazitäten der Kanten sind in Klammern angegeben, soweit sie ungleich 0 sind. Kanten, die nur in  $E'$  sind, sind gestrichelt gezeichnet. Ist in einem Knoten ein Überschuss vorhanden, so ist dieser ebenfalls (in fetter Schrift) angegeben. Residualkanten sind fett hervorgehoben.

**Definition 4.18.** Eine Abbildung  $\text{dist} : V \rightarrow \mathbb{N}_0 \cup \{\infty\}$  heißt zulässige Markierung bezüglich eines Präflusses  $f$ , falls  $\text{dist}(s) = |V|$ ,  $\text{dist}(t) = 0$ , und für alle  $v \in V \setminus \{s, t\}$ , falls  $\forall (v, w) \in E_f$ ,  $\text{dist}(v) \leq \text{dist}(w) + 1$  gilt. Ein Knoten  $v \in V$  heißt aktiv im Laufe des Algorithmus, wenn  $v \in V \setminus \{s, t\}$ ,  $e(v) > 0$  und  $\text{dist}(v) < \infty$ .

**Bemerkung 4.19.** Zu Beginn des Algorithmus von Goldberg und Tarjan wird  $\text{dist}(s) := |V|$  und  $\text{dist}(v) := 0$  für  $v \in V \setminus \{s\}$  gesetzt. Im Laufe des Algorithmus werden die Werte  $\text{dist}(v)$  verändert, allerdings immer so, dass  $\text{dist}$  zulässig ist. Die Markierung  $\text{dist}$  erfüllt stets:

- $\text{dist}(s) = |V|$
- Falls  $\text{dist}(v) < |V|$  für  $v \in V$ , so ist  $\text{dist}(v)$  eine untere Schranke für den Abstand von  $v$  zu  $t$  in  $D_f$  (Residualgraph).
- Falls  $\text{dist}(v) > |V|$ , so ist  $t$  von  $v$  in  $D_f$  nicht erreichbar und der Ausdruck  $\text{dist}(v) - |V|$  ist eine untere Schranke für den Abstand von  $v$  zu  $s$  in  $D_f$ .

Der Algorithmus beginnt mit einem Präfluss  $f$  mit  $f(s, v) = -f(v, s) = c(s, v)$  für  $(s, v), (v, s) \in E'$  und  $f(v, w) = 0$  sonst. Der Präfluss  $f$  wird im Laufe des Algorithmus verändert, bis er am Ende ein Fluss ist.

### Formale Beschreibung

Der Algorithmus von Goldberg und Tarjan (Algorithmus 35) besteht aus einer Folge von zulässigen PUSH und RELABEL-Operationen auf *aktiven Knoten*.

---

#### Algorithmus 35 : Algorithmus von Goldberg-Tarjan

---

**Eingabe** : Netzwerk  $(D; s, t; c)$  mit  $D = (V, E)$  und  $c : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$   
**Ausgabe** : Ein maximaler Fluss  $f$

- 1 **Für**  $(v, w) \in V \times V$  mit  $(v, w) \notin E$
- 2    $\lfloor c(v, w) \leftarrow 0$
- 3 **Für**  $(v, w) \in V \times V$
- 4    $\lfloor f(v, w) \leftarrow 0$
- 5    $\lfloor r_f(v, w) \leftarrow c(v, w)$
- 6  $\text{dist}(s) \leftarrow |V|$
- 7 **Für**  $v \in V \setminus \{s\}$
- 8    $f(s, v) \leftarrow c(s, v), r_f(s, v) \leftarrow 0$
- 9    $f(v, s) \leftarrow -c(s, v), r_f(v, s) \leftarrow c(v, s) - f(v, s)$
- 10    $\text{dist}(v) \leftarrow 0$
- 11    $e(v) \leftarrow c(s, v)$
- 12 **Solange** *Es gibt einen aktiven Knoten* **tue**
- 13    $\lfloor$  Wähle einen aktiven Knoten  $v$  aus
- 14    $\lfloor$  Führe für  $v$  eine zulässige Operation PUSH oder RELABEL aus
- 15 Gib  $f$  aus

---

Die Operation PUSH (Algorithmus 36) ist zulässig, falls der betreffende Knoten  $v$  aktiv ist und falls es ein  $w \in V$  mit  $r_f(v, w) > 0$  und  $\text{dist}(v) = \text{dist}(w) + 1$  gibt.

---

#### Algorithmus 36 : Prozedur PUSH

---

**Eingabe** : Tupel  $(D, f, v, w)$  aus Netzwerk, Fluss und zwei Knoten  
**Seiteneffekte** : Flussüberschuss wird von  $v$  nach  $w$  über Kante  $(v, w)$  geleitet

- 1  $\Delta \leftarrow \min\{e(v), r_f(v, w)\}$
- 2  $f(v, w) \leftarrow f(v, w) + \Delta, f(w, v) \leftarrow f(w, v) - \Delta$
- 3  $r_f(v, w) \leftarrow r_f(v, w) - \Delta, r_f(w, v) \leftarrow r_f(w, v) + \Delta$
- 4  $e(v) \leftarrow e(v) - \Delta, e(w) \leftarrow e(w) + \Delta$

---

Die Operation RELABEL (Algorithmus 37) ist zulässig, falls  $v$  aktiv ist und falls für alle  $w$  mit  $r_f(v, w) > 0$  gilt, dass  $\text{dist}(v) \leq \text{dist}(w)$ .

---

#### Algorithmus 37 : Prozedur RELABEL

---

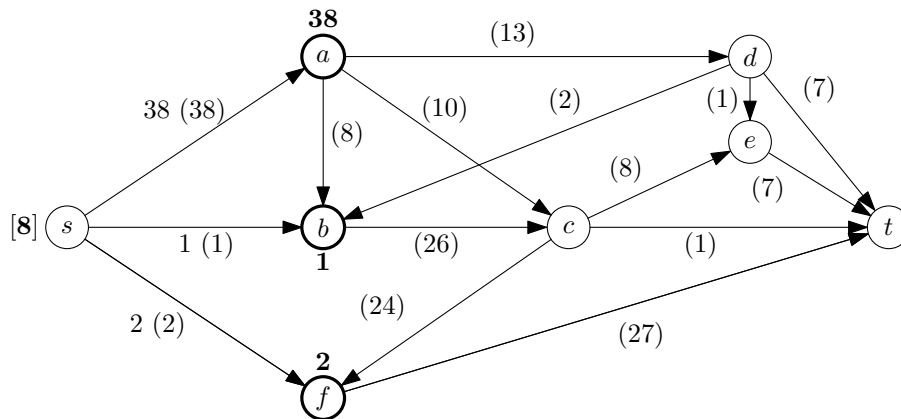
**Eingabe** : Tupel  $(D, f, v, \text{dist})$  aus Netzwerk, Fluss, Knoten  $v$ , und Markierungsfunktion  
**Seiteneffekte** :  $\text{dist}(v)$  wird erhöht

$$\text{dist}(v) := \begin{cases} \infty, & \text{falls } \{w \mid r_f(v, w) > 0\} = \emptyset, \\ \min\{\text{dist}(w) + 1 \mid r_f(v, w) > 0\} & \text{sonst.} \end{cases}$$


---

### Beispiel zu Goldberg-Tarjan

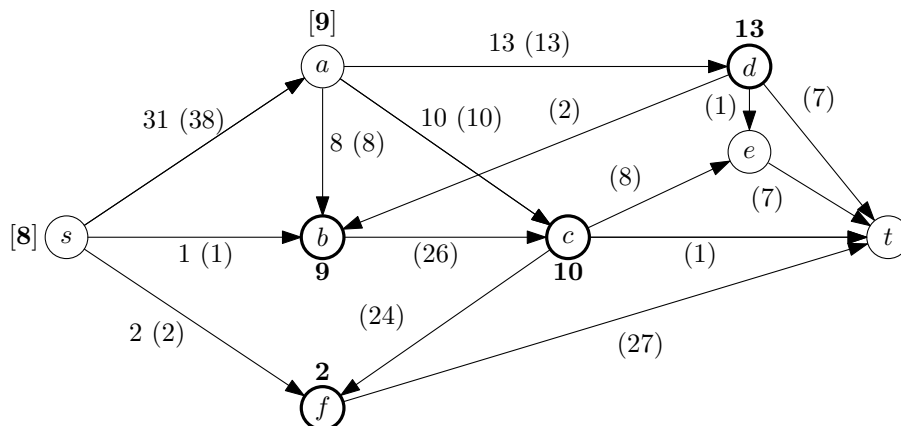
Die Gegenkanten bleiben implizit und werden nicht dargestellt. Die Kapazitäten werden in Klammern dargestellt. Der Präfluss ist nur dann notiert, wenn er von 0 verschieden ist. Für jeden Knoten wird in fetter Schrift die Distanz in eckigen Klammern sowie der Überschuss (jeweils soweit von 0 verschieden) dargestellt. Aktive Knoten werden außerdem fett hervorgehoben. Die erste Darstellung zeigt das Netzwerk zu Beginn des Algorithmus 35.



Wir führen jetzt die folgenden Operationen durch:

- RELABEL( $a$ ).  
Dann ist  $\text{dist}(a) = 1$ .
- PUSH( $a, b$ ) mit  $\Delta = 8$  und PUSH( $a, c$ ) mit  $\Delta = 10$  und PUSH( $a, d$ ) mit  $\Delta = 13$ .  
Nach Durchführung dieser drei Operationen ist  $e(a) = 7$ ,  $e(b) = 8 + 1 = 9$ ,  $e(c) = 10$  und  $e(d) = 13$ . Auch der Präfluss hat sich entsprechend verändert.
- RELABEL( $a$ ).  
Da  $r_f(a, s) > 0$  und  $\text{dist}(a) \leq \text{dist}(s)$  ist, folgt  $\text{dist}(a) := 9$ .
- PUSH( $a, s$ ) mit  $\Delta = 7$ .  
Danach ist der verringerte Präfluss  $f(s, a) = 31$  und  $e(a) = 0$ .

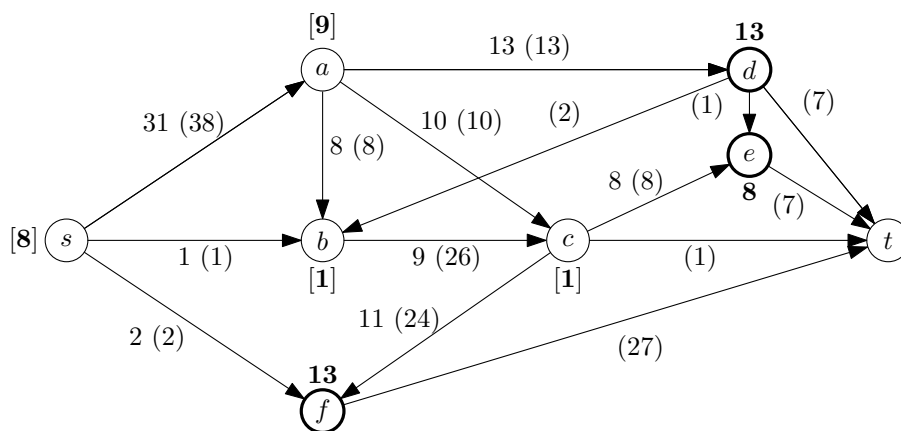
Nach Durchführung dieser Operationen haben wir den folgenden Zwischenstand im Netzwerk.



Nun folgen diese Operationen:

- RELABEL( $b$ ).  
Dann ist  $\text{dist}(b) = 1$ .
- PUSH( $b, c$ ) mit  $\Delta = 9$ .  
Dann ist  $e(b) = 0$  und  $e(c) = 19$ .
- RELABEL( $c$ ).  
Dann ist  $\text{dist}(c) = 1$ .
- PUSH( $c, e$ ) mit  $\Delta = 8$  sowie PUSH( $c, f$ ) mit  $\Delta = 11$ .  
Dies hat zur Folge, dass  $e(c) = 0$  ist. Dafür haben wir  $e(e) = 8$  und  $e(f) = 13$ .

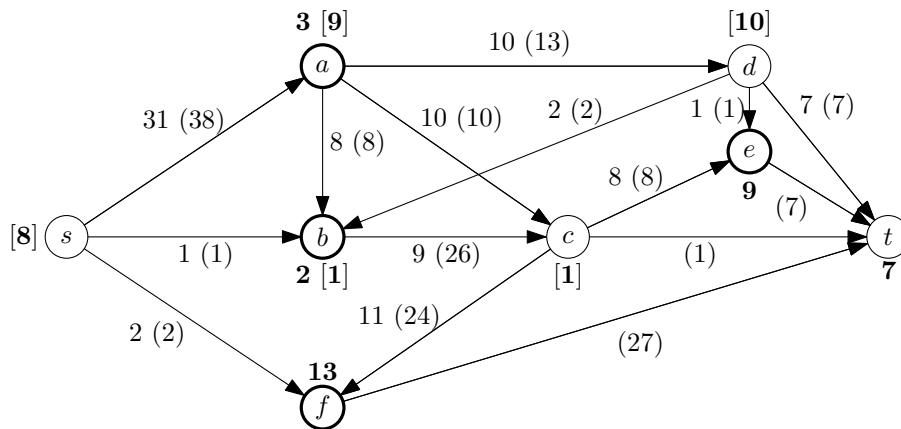
Der neue Zwischenstand sieht dann so aus:



Weiter:

- RELABEL( $d$ ).  
Dann ist  $\text{dist}(d) = 1$ .
- PUSH( $d, e$ ) mit  $\Delta = 1$  sowie PUSH( $d, t$ ) mit  $\Delta = 7$ .  
Nach Durchführung dieser zwei Operationen hat sich  $e(d)$  auf 5 verringert, dafür ist jetzt  $e(e) = 9$  und  $e(t) = 7$ .
- RELABEL( $d$ ).  
Wegen  $r_f(d, b) = 2$  und  $\text{dist}(b) = 1$  folgt  $\text{dist}(d) = 2$ .
- PUSH( $d, b$ ) mit  $\Delta = 2$ .  
Nun ist  $e(d) = 3$  und  $e(b) = 2$ .
- RELABEL( $d$ ).  
Da  $r_f(d, a) > 0$ , folgt  $\text{dist}(d) = 10$ .
- PUSH( $d, a$ ) mit  $\Delta = 3$ .  
Der Präfluss von  $a$  nach  $d$  verringert sich auf 10, gleichzeitig ist  $e(d) = 0$ , dafür jedoch  $e(a) = 3$ .

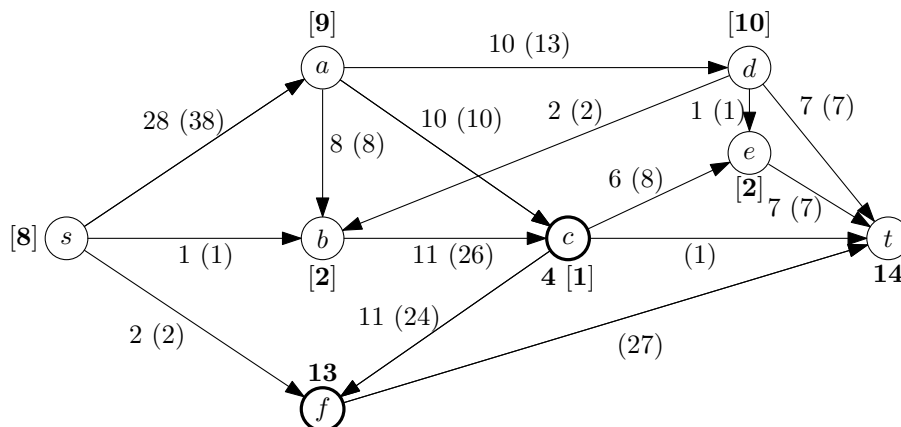
Wir sehen uns erneut den Zwischenstand an:



Nun die folgenden Operationen:

- $\text{PUSH}(a, s)$  mit  $\Delta = 3$ .  
Der Präfluss  $f(s, a)$  verringert sich auf 28 und damit ist  $e(a)$  wieder 0.
- $\text{RELABEL}(b)$ .  
Wegen  $r_f(b, c) = 17$  und  $\text{dist}(c) = 1$  folgt  $\text{dist}(b) = 2$ .
- $\text{PUSH}(b, c)$  mit  $\Delta = 2$ .  
Hiermit ist auch  $e(b)$  wieder 0, dafür ist  $e(c) = 2$ .
- $\text{RELABEL}(e)$ , dann  $\text{PUSH}(e, t)$  mit  $\Delta = 7$ .  
Zunächst ist damit  $\text{dist}(e) = 1$ . Anschließend verringert sich  $e(e)$  auf 2, dafür haben wir dann  $e(t) = 14$ .
- $\text{RELABEL}(e)$ , dann  $\text{PUSH}(e, c)$  mit  $\Delta = 2$ .  
Dann ist  $\text{dist}(e) = 2$ . Der Präfluss von  $c$  nach  $e$  verringert sich auf 6, außerdem ist  $e(e) = 0$  und  $e(c) = 4$ .

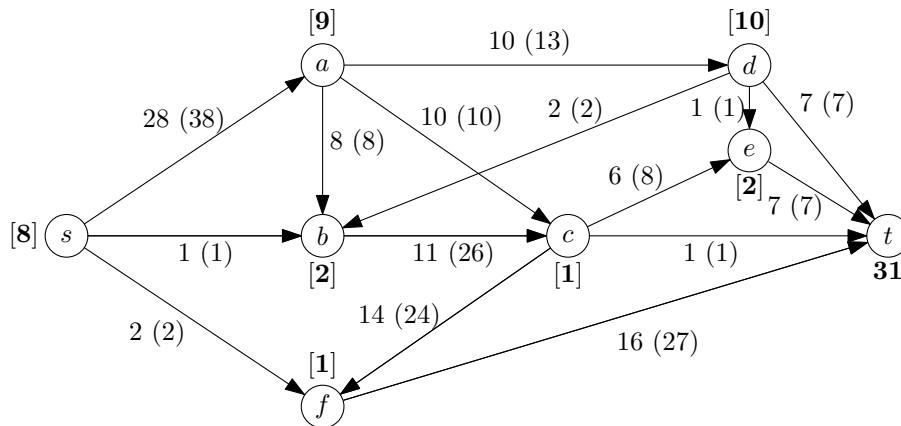
Das Netzwerk sieht nun so aus:



Zum Abschluss noch:

- $\text{PUSH}(c, t)$  mit  $\Delta = 1$  und  $\text{PUSH}(c, f)$  mit  $\Delta = 3$ .  
Danach ist  $e(c) = 0$ ,  $e(t) = 15$  und  $e(f) = 16$ .
- $\text{RELABEL}(f)$ , dann  $\text{PUSH}(f, t)$  mit  $\Delta = 16$ .  
Zunächst ist  $\text{dist}(f) = 1$ . Durch die  $\text{PUSH}$ -Operation wird  $e(f) = 0$  und  $e(t) = 31$ .

Nun ist kein Knoten mehr aktiv und ein maximaler Fluss ist gefunden:



### Korrektheit

Wir beweisen die Korrektheit des Algorithmus von Goldberg und Tarjan, indem wir zunächst zeigen, dass er korrekt ist, falls er terminiert. Dann zeigen wir, dass die maximale Anzahl zulässiger Operationen endlich ist. Dies ist für alle Wahlen aktiver Knoten  $v$  und alle Wahlen zulässiger Operationen für  $v$  gültig.

**Lemma 4.20.** *Sei  $f$  ein Präfluss auf  $D$ , die Funktion  $\text{dist}$  eine bezüglich  $f$  zulässige Markierung auf  $V$  und  $v \in V$  ein aktiver Knoten. Dann ist entweder eine PUSH-Operation von  $v$  oder eine RELABEL-Operation von  $v$  zulässig.*

*Beweis.* Wenn  $v$  aktiv ist, so ist  $e(v) > 0$  und  $\text{dist}(v) < \infty$ . Da  $\text{dist}$  zulässig ist, gilt für alle  $w$  mit  $r_f(v, w) > 0$ , dass  $\text{dist}(v) \leq \text{dist}(w) + 1$ . Falls nun  $\text{PUSH}(v, w)$  für kein solches  $w$  zulässig ist, muss  $\text{dist}(v) \leq \text{dist}(w)$  sein für alle  $w$  mit  $r_f(v, w) > 0$ . Dann ist aber RELABEL zulässig für  $v$ .  $\square$

**Lemma 4.21.** *Während des Ablaufs des Algorithmus von Goldberg und Tarjan ist  $f$  stets ein Präfluss und  $\text{dist}$  stets eine bezüglich  $f$  zulässige Markierung.*

*Beweis.* Wir führen eine Induktion über die Anzahl  $k$  der durchgeführten zulässigen Operationen durch.

Für  $k = 0$  ist die Behauptung auf Grund der Initialisierung erfüllt. Wir nehmen also an, die Behauptung gelte nach der  $k$ -ten Operation und betrachten die  $(k + 1)$ -te Operation.

*Fall 1:* Die  $(k + 1)$ -te Operation ist eine Operation  $\text{PUSH}(v, w)$ .

Die Präfluss-Eigenschaft von  $f$  bleibt erhalten. Die Markierung  $\text{dist}$  ändert sich nicht, jedoch der Präfluss  $f$ . Die Operation  $\text{PUSH}(v, w)$  erhöht  $f(v, w)$  um  $\Delta > 0$ . Falls dadurch  $r_f(v, w) = 0$  wird, bleibt die Markierung  $\text{dist}$  trivialerweise zulässig. Wird  $r_f(w, v) > 0$ , so bleibt  $\text{dist}$  ebenfalls zulässig, da für die Zulässigkeit von  $\text{PUSH}(v, w)$  die Bedingung  $\text{dist}(w) = \text{dist}(v) - 1 \leq \text{dist}(v) + 1$  gelten muss.

*Fall 2:* Die  $(k + 1)$ -te Operation ist eine Operation  $\text{RELABEL}(v)$ .

Dann gilt vor der Operation, dass  $\text{dist}(v) \leq \text{dist}(w)$  für alle  $w$  mit  $r_f(v, w) > 0$ . Die Operation RELABEL setzt  $\text{dist}(v)$  auf das Minimum aller  $\text{dist}(w) + 1$  mit  $r_f(v, w) > 0$ . Danach ist also  $\text{dist}$  wieder zulässig. Der Präfluss  $f$  wird nicht geändert.

**Lemma 4.22.** *Sei  $f$  ein Präfluss und  $\text{dist}$  bezüglich  $f$  zulässig. Dann ist  $t$  im Residualgraph  $D_f$  von  $s$  aus nicht erreichbar (es gibt also keinen gerichteten  $s$ - $t$ -Weg in  $D_f$ ).*



*Beweis.* Angenommen, es existiert ein einfacher gerichteter  $s$ - $t$ -Weg in  $D_f$ , etwa

$$s = v_0 \rightarrow v_1 \rightarrow v_2 \rightarrow \cdots \rightarrow v_l = t .$$

Da  $\text{dist}$  zulässig ist, gilt  $\text{dist}(v_i) \leq \text{dist}(v_{i+1}) + 1$  für  $0 \leq i \leq l - 1$ . Es ist dann also  $\text{dist}(s) \leq \text{dist}(t) + l < |V|$ , da  $\text{dist}(t) = 0$  und  $l \leq |V| - 1$ . Dies ist ein Widerspruch zu  $\text{dist}(s) = |V|$  wegen der Zulässigkeit von  $\text{dist}$ .  $\square$

**Satz 4.23.** *Falls der Algorithmus von Goldberg und Tarjan terminiert und am Ende alle Markierungen endlich sind, dann ist der konstruierte Präfluss ein Maximalfluss im Netzwerk  $(D; s, t; c)$ .*

*Beweis.* Wegen Lemma 4.20 kann der Algorithmus nur dann abbrechen, wenn kein aktiver Knoten existiert. Da nach Voraussetzung alle Markierungen endlich sind, muss  $e(v) = 0$  gelten für alle  $v \in V \setminus \{s, t\}$ . Damit ist  $f$  ein Fluss. Nach Lemma 4.22 gibt es in  $D_f$  keinen Weg von  $s$  nach  $t$ . Dann gibt es aber in  $D$  keinen bezüglich  $f$  erhöhenden  $s$ - $t$ -Weg.  $\square$

Es bleibt zu zeigen, dass der Algorithmus terminiert und dass die Markierungen endlich bleiben.

**Lemma 4.24.** *Sei  $f$  ein Präfluss auf  $D$ . Wenn für  $v$  gilt, dass  $e(v) > 0$ , so ist  $s$  in  $D_f$  von  $v$  aus erreichbar.*

*Beweis.* Sei  $S_v$  die Menge aller von  $v$  in  $D_f$  erreichbaren Knoten. Für alle  $u \in V \setminus S_v$  und alle  $w \in S_v$  ist  $f(u, w) \leq 0$ , da

$$0 = r_f(w, u) = c(w, u) - f(w, u) \geq 0 + f(u, w) .$$

Wegen der Antisymmetriebedingung (4.4) gilt

$$\begin{aligned} \sum_{w \in S_v} e(w) &= \sum_{\substack{u \in V \\ w \in S_v}} f(u, w) \\ &= \sum_{\substack{u \in V \setminus S_v \\ w \in S_v}} f(u, w) + \underbrace{\sum_{u, w \in S_v} f(u, w)}_{=0} \\ &\leq 0 . \end{aligned}$$

Da  $f$  ein Präfluss ist, ist  $e(w) \geq 0$  für alle  $w \in V \setminus \{s\}$ , also  $\sum_{w \in S_v \setminus \{s\}} e(w) \geq 0$ . Da aber  $e(v) > 0$  und  $v \in S_v$ , ist auch  $s \in S_v$ .  $\square$

**Lemma 4.25.** *Während des gesamten Algorithmus gilt*

$$\forall v \in V \quad \text{dist}(v) \leq 2|V| - 1 .$$

*Beweis.* Zu Beginn des Algorithmus gilt die Behauptung. Betrachten also einen beliebigen Zeitpunkt, zu dem für einen Knoten  $v$  die Markierung  $\text{dist}(v)$  geändert wird. Dann muss  $v$  aktiv sein, also  $e(v) > 0$  gelten. Wegen Lemma 4.24 ist  $s$  von  $v$  aus in  $D_f$  erreichbar, es existiert also ein einfacher Weg  $v = v_0 \rightarrow v_1 \rightarrow v_2 \rightarrow \cdots \rightarrow v_l = s$  mit  $\text{dist}(v_i) \leq \text{dist}(v_{i+1}) + 1$  für  $0 \leq i \leq l - 1$ . Da  $l \leq |V| - 1$ , folgt

$$\text{dist}(v) \leq \text{dist}(s) + l \leq 2|V| - 1 . \quad \square$$

**Lemma 4.26.** *Während des Algorithmus werden höchstens  $2|V| - 1$  Operationen RELABEL pro Knoten ausgeführt. Die Gesamtzahl der RELABEL-Operationen ist also höchstens  $2|V|^2$ .*

*Beweis.* Jede Operation RELABEL an  $v$  erhöht  $\text{dist}(v)$ . Da während des gesamten Algorithmus die Ungleichung  $\text{dist}(v) \leq 2|V| - 1$  gilt, folgt die Behauptung.  $\square$

Um die Gesamtzahl der PUSH-Operationen abzuschätzen, unterscheiden wir zwei Arten von PUSH-Operationen:

**Definition 4.27.** Eine Operation  $\text{PUSH}(v, w)$  heißt saturierend, wenn hinterher  $r_f(v, w) = 0$  gilt. Ansonsten heißt  $\text{PUSH}(v, w)$  nicht saturierend.

**Lemma 4.28.** Während des Algorithmus werden höchstens  $2|V||E|$  saturierende PUSH ausgeführt.

*Beweis.* Ein  $\text{PUSH}(v, w)$  wird nur für eine Kante  $(v, w)$  aus  $D_f$  ausgeführt und  $\text{dist}(v) = \text{dist}(w) + 1$ . Falls  $\text{PUSH}(v, w)$  saturierend ist, so kann nur dann zu einem späteren Zeitpunkt des Algorithmus noch einmal  $\text{PUSH}(v, w)$  ausgeführt werden, wenn in der Zwischenzeit ein  $\text{PUSH}(w, v)$  ausgeführt wurde. Dazu muss dann aber  $\text{dist}(w) = \text{dist}(v) + 1$  sein, wozu  $\text{dist}(w)$  zwischen dem ersten  $\text{PUSH}(v, w)$  und  $\text{PUSH}(w, v)$  um mindestens zwei gewachsen sein muss. Ebenso muss vor Ausführung des zweiten  $\text{PUSH}(v, w)$  auch  $\text{dist}(v)$  um mindestens zwei gewachsen sein.

Bei Ausführung der ersten Operation  $\text{PUSH}(v, w)$  oder  $\text{PUSH}(w, v)$  überhaupt muss außerdem  $\text{dist}(v) + \text{dist}(w) \geq 1$  sein. Am Ende gilt

$$\text{dist}(v) \leq 2|V| - 1 \quad \text{und} \quad \text{dist}(w) \leq 2|V| - 1 ,$$

das heißt, dass bei der Ausführung des letzten  $\text{PUSH}(v, w)$  oder  $\text{PUSH}(w, v)$  die Ungleichung  $\text{dist}(v) + \text{dist}(w) \leq 4|V| - 3$  gilt. Für eine Kante  $(v, w)$  kann es also höchstens  $2|V| - 1$  saturierende PUSH-Operationen geben. Damit ist insgesamt  $2|V||E|$  eine obere Schranke für die Gesamtzahl der saturierenden PUSH.  $\square$

**Lemma 4.29.** Während des Algorithmus werden höchstens  $4|V|^2|E|$  nicht saturierende PUSH ausgeführt.

*Beweis.* Wir betrachten die Veränderung des Wertes

$$\mathcal{D} := \sum_{\substack{v \in V \setminus \{s, t\} \\ v \text{ aktiv}}} \text{dist}(v)$$

im Laufe des Algorithmus. Zu Beginn ist  $\mathcal{D} = 0$  und es gilt immer  $\mathcal{D} \geq 0$ .

Jedes nicht saturierende  $\text{PUSH}(v, w)$  setzt  $\mathcal{D}$  um mindestens 1 herab, da danach  $e(v) = 0$ , also  $v$  nicht aktiv und eventuell  $w$  danach aktiv, aber  $\text{dist}(w) = \text{dist}(v) - 1$ . Jedes saturierende  $\text{PUSH}(v, w)$  erhöht  $\mathcal{D}$  um höchstens  $2|V| - 1$ , da der eventuell aktivierte Knoten  $w$  nach Lemma 4.25 erfüllt, dass  $\text{dist}(w) \leq 2|V| - 1$ . Die saturierenden PUSH können also insgesamt (Lemma 4.28)  $\mathcal{D}$  um höchstens  $(2|V| - 1)(2|V||E|)$  erhöhen. Nach Lemma 4.26 kann durch RELABEL der Wert  $\mathcal{D}$  um höchstens  $(2|V| - 1)|V|$  erhöht werden.

Da der Gesamtwert der Erhöhungen von  $\mathcal{D}$  gleich dem Gesamtwert der Verringerungen von  $\mathcal{D}$  ist, haben wir also eine obere Schranke für die Gesamtzahl der Verringerungen und damit ist die Gesamtzahl der nicht saturierenden PUSH höchstens

$$(2|V| - 1)(2|V||E| + |V|) \leq 4|V|^2|E| . \quad \square$$

**Satz 4.30.** Der Algorithmus von Goldberg und Tarjan terminiert nach spätestens  $O(|V|^2|E|)$  Ausführungen zulässiger PUSH- oder RELABEL-Operationen.

### Spezielle Implementationen des Algorithmus von Goldberg und Tarjan

Der Algorithmus von Goldberg und Tarjan ist sehr flexibel. Je nach Wahl der Operationen PUSH oder RELABEL kann man zu unterschiedlichen Worst-case-Laufzeiten kommen. Die Laufzeit ist im wesentlichen abhängig von der Anzahl der nicht saturierenden PUSH. Dies ist wiederum abhängig von der Wahl des aktiven Knotens. Besonders günstig ist es, aktive Knoten so zu wählen, dass sie nicht „unnötig“ wechseln.

**FIFO-Implementation:** Die aktiven Knoten werden entsprechend der Reihenfolge „first-in-first-out“ gewählt. Dies führt zu  $O(|V|^3)$  (Goldberg 1985, Shiloach und Vishkin 1982). Mit „Dynamischen Bäumen“ kommt man sogar mit  $O(|V||E| \log \frac{|V|^2}{|E|})$  aus (Goldberg und Tarjan 1988).

**Highest-Label-Implementation:** Für PUSH wird unter den aktiven Knoten derjenige mit höchstem Wert von dist gewählt. Dies führt zu  $O(|V|^2|E|^{\frac{1}{2}})$  (Cheriyán und Motvekwani 1989).

**Excess-Scaling-Implementation:** Für  $\text{PUSH}(v, w)$  wird die Kante  $(v, w)$  so gewählt, dass  $v$  aktiv,  $e(v)$  „geeignet groß“ und  $e(w)$  „geeignet klein“ ist. Dies führt zu  $O(|E| + |V|^2 \log C)$ , wobei  $C := \max_{(u,v)} c(u, v)$  ist (Ahuja und Orlin 1989).

#### 4.2.4 Anwendungsbeispiel: Mehrmaschinen-Scheduling

Gegeben: Eine Menge von *Aufträgen (Jobs)*  $j \in J$ ,  $|J| < \infty$  und für jeden Auftrag  $j$  eine Bearbeitungszeit  $p_j \in \mathbb{R}_0^+$ , eine früheste Anfangszeit  $r_j \in \mathbb{R}_0^+$  und eine Deadline  $d_j \geq r_j + p_j$ , außerdem  $M$  *Maschinen*. Jede Maschine kann zu einem Zeitpunkt nur einen Job bearbeiten und jeder Job kann zu einem Zeitpunkt nur von einer Maschine bearbeitet werden. Jobs können allerdings unterbrochen werden und später auf derselben oder einer anderen Maschine weiterbearbeitet werden.

Gesucht: Eine Bearbeitungsreihenfolge der Jobs auf den Maschinen, die alle Bedingungen erfüllt, sofern eine solche existiert.

##### Rückführung des Problems auf ein Flussproblem

Die Zeiten  $r_j$  und  $d_j$  werden für alle  $j \in J$  in nichtabsteigender Reihenfolge betrachtet. Es werden die höchstens  $2|J| - 1$  paarweise disjunkten Zeitintervalle zwischen diesen Zeitpunkten betrachtet. Diese werden mit  $T_{kl}$  für  $[k, l)$  bezeichnet. Das Flussnetzwerk wird dann folgendermaßen gebildet:

**Knoten:** Es gibt  $|J|$  Knoten für die Jobs, außerdem für jedes  $T_{kl}$  einen Knoten und schließlich eine Quelle  $s$  und eine Senke  $t$ .

**Kanten:** Für alle  $j \in J$  werden Kanten  $(s, j)$  mit  $c(s, j) := p_j$  eingeführt, um die Bearbeitungszeiten eines jeden Knotens zu repräsentieren. Außerdem  $(T_{kl}, t)$  mit  $c(T_{kl}, t) := (l - k)M$ , um die Bearbeitungszeit zu repräsentieren, die im Zeitintervall  $[k, l)$  zur Verfügung steht, und dann noch  $(j, T_{kl})$ , falls  $r_j \leq k$  und  $d_j \geq l$  mit  $c(j, T_{kl}) := l - k$ , um die maximale Zeit zu repräsentieren, die für Job  $j$  im Intervall  $[k, l)$  zur Verfügung steht.

Es gibt eine Bearbeitungsreihenfolge, die die Bedingungen erfüllt (*zulässiger Schedule*) genau dann, wenn für einen Maximalfluss  $f$  in  $D$  gilt, dass  $w(f) = \sum_{j \in J} p_j$ .

**Beispiel 4.31.** Wir wählen  $M := 3$ ,  $J := \{1, 2, 3, 4\}$  und

$$\begin{array}{lll} p_1 := 1.5 & , & r_1 := 3 & , & d_1 := 5 & , \\ p_2 := 1.25 & , & r_2 := 1 & , & d_2 := 4 & , \\ p_3 := 2.1 & , & r_3 := 3 & , & d_3 := 7 & , \\ p_4 := 3.6 & , & r_4 := 5 & , & d_4 := 9 & . \quad \blacksquare \end{array}$$

Daraus ergibt sich, dass wir die Zeitpunkte 1, 3, 4, 5, 7, 9 betrachten und die Intervalle  $T_{13}, T_{34}, T_{45}, T_{57}, T_{79}$ . Das zugehörige Netzwerk zeigt dann Abbildung 4.2.

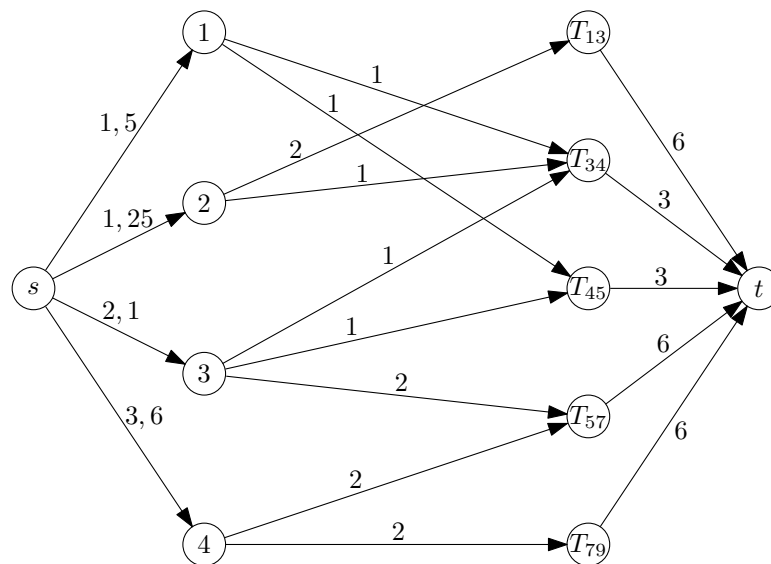


Abbildung 4.2: Flussnetzwerk für Mehrmaschinen-Scheduling

# Kapitel 5

## Kreisbasen minimalen Gewichts

### 5.1 Kreisbasen

**Der Literaturtip.** Zu diesem Kapitel bieten die Bücher von Deo ([4]) und Bollobás ([1]) einen guten Überblick. Wir werden jedoch im Folgenden mehrmals auf aktuelle Forschungsliteratur verweisen.

Im Kapitel 2 (MST) haben wir eine Knotenfolge  $v_1, v_2, \dots, v_k = v_1, k > 3$  in einem Graph  $G = (V, E)$ , in der zwei aufeinanderfolgende Knoten durch eine Kante verbunden sind und keine zwei Knoten außer dem Anfangs- und Endknoten mehrfach auftritt, als Kreis bezeichnet. Im Folgenden betrachten wir allgemeinere Kreise und bezeichnen eine solche Knotenfolge als speziellen *einfachen Kreis*.

**Definition 5.1.** Ein Teilgraph  $C = (V_C, E_C)$  von  $G = (V, E)$  d.h.  $V_C \subseteq V, E_C \subseteq E$  heißt Kreis in  $G$ , falls alle Knoten aus  $V_C$  in  $C$  geraden Grad haben. Falls  $C$  zusammenhängend ist und alle Knoten aus  $V_C$  Grad zwei haben, so heißt  $C$  einfacher Kreis.

Im Folgenden identifizieren wir einen Kreis  $C$  mit seiner Kantenmenge  $E_C$ . Sei die Kantenmenge  $E$  von  $G$  beliebig angeordnet, d.h.  $E = \{e_1, \dots, e_m\}$ . Jede Teilmenge  $E' \subseteq E$  kann dann als  $m$ -dimensionaler Vektor über  $\{0, 1\}$  beschrieben werden, so dass für den Vektor  $X^{E'}$  gilt :

$$X_i^{E'} := \begin{cases} 1, & \text{falls } e_i \in E' \\ 0, & \text{sonst} \end{cases} \quad (5.1)$$

Sei  $\mathcal{C}$  die Menge aller Kreise in  $G = (V, E)$ . Dann induziert  $\mathcal{C}$  den Vektorraum der Vektoren  $X^c, c \in \mathcal{C}$  über dem Körper  $\text{GF}(2)$ , genannt *Kreisraum* von  $G$ . Entsprechend induziert die Addition im Kreisraum von  $G$  eine Operation  $\oplus$  auf  $\mathcal{C}$  durch  $c_1 \oplus c_2 = (E_{c_1} \cup E_{c_2}) \setminus (E_{c_1} \cap E_{c_2})$ . Dies ist die *symmetrische Differenz* der beiden Kantenmengen, sprich die Vereinigung der Kanten abzüglich der gemeinsamen Kanten.

**Bemerkung 5.2.**

- (i) Die Begriffe „Dimension des Kreisraums“, „linear unabhängige“ bzw. „abhängige“ Menge von Kreisen sowie der Begriff der „Kreisbasis“ ergeben sich in kanonischer Weise. Im Folgenden sei wieder  $|V| = n$  und  $|E| = m$  für einen Graphen  $G = (V, E)$ .
- (ii) Eine Kreisbasis von  $G$  kann aus einem aufspannenden Wald  $T$  von  $G$  bzw. aus einem aufspannenden Baum, falls  $G$  zusammenhängend ist, konstruiert werden. O.B.d.A. betrachten wir im Folgenden  $G$  als zusammenhängend. Dabei definiert man für jede Nichtbaumkante  $e_i = \{v, w\} \in E$  den eindeutigen Kreis  $C_i := P(v, w) \cup \{\{v, w\}\}$ . Dieser Kreis besteht aus

den Kanten von  $P(v, w)$ , dem eindeutigen einfachen Weg vom Knoten  $v$  durch den Baum  $T$  zum Knoten  $w$ , und der Nichtbaumkante  $\{v, w\}$ . Einen solchen Kreis nennt man Fundamentalkreis zu  $e_i$ . Die Menge all solcher Kreise  $C_i$  zu einem aufspannenden Baum  $T$  bildet eine Kreisbasis, die man Fundamentalebasis zu  $T$  nennt.

(iii) Die Dimension des Kreisraumes von  $G = (V, E)$  ist  $m - n + \mathcal{K}(G)$ , wobei  $\mathcal{K}(G)$  die Anzahl der Zusammenhangskomponenten von  $G$  ist (Übung).

**Beispiel 5.3.** Sei zu  $G = (V, E)$  die Kantengewichtsfunktion  $w : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$  gegeben. Das Gewicht einer Kreisbasis  $\mathcal{B}$  von  $G$  sei definiert als  $w(\mathcal{B}) := \sum_{C \in \mathcal{B}} w(C) = \sum_{C \in \mathcal{B}} \sum_{e \in C} w(e)$ . ■

**Problem (MCB).** Gegeben sei ein Graph  $G = (V, E)$  und eine Gewichtsfunktion  $w : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$ . Finde eine Kreisbasis  $\mathcal{B}$  von  $G$  mit minimalem Gewicht.

**Bemerkung 5.4.**

- (i) Es ist leicht zu sehen, dass jeder Kreis einer MCB einfach ist, vorausgesetzt  $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+$ .
- (ii) Zu jeder Kante  $e$  von  $G$ , die in einem Kreis enthalten ist, gilt: In einer Kreisbasis  $\mathcal{B}$  von  $G$  gibt es mindestens einen Kreis, der  $e$  enthält. Insbesondere enthält jede MCB von  $G$  zu jedem  $e$  einen in  $G$  „kürzesten“ Kreis, der  $e$  enthält. Im Folgenden nennen wir einen Kreis minimalen Gewichts einfach „kürzester“ Kreis.
- (iii) Die Menge  $\mathcal{K} := \{C_{\min}(e_i) : C_{\min}(e_i) \text{ kürzester Kreis, der } e_i \text{ enthält, } e_i \in E\}$  ist im Allgemeinen keine Basis (Übung).

## 5.2 Das Kreismatroid

Sei  $\mathcal{C}$  die Menge aller Kreise in  $G = (V, E)$  und  $\mathcal{U}$  die Menge aller unabhängigen Teilmengen von  $\mathcal{C}$ . Dann bildet  $(\mathcal{C}, \mathcal{U})$  offensichtlich ein Unabhängigkeitssystem. Es gilt sogar der folgende Satz:

**Satz 5.5.** Das Unabhängigkeitssystem  $(\mathcal{C}, \mathcal{U})$  ist ein Matroid, genannt Kreismatroid von  $G$ .

Der Beweis zu Satz 5.5 folgt aus dem Austauschatz von Steinitz (Übung). Als Folge des Satzes kann eine MCB somit mit Hilfe eines Greedy-Algorithmus wie folgt gefunden werden:

---

**Algorithmus 38 : MCB-GREEDY-METHODE**

---

**Eingabe :** Menge  $\mathcal{C}$  aller Kreise in  $G = (V, E)$ .

**Ausgabe :** MCB von  $G$

- 1 Sortiere  $\mathcal{C}$  aufsteigend nach Gewicht zu  $C_1, \dots, C_k$
  - 2  $\mathcal{B}^* \leftarrow \emptyset$
  - 3 **Für**  $i = 1$  bis  $k$
  - 4     **Wenn**  $\mathcal{B}^* \cup \{C_i\}$  linear unabhängig
  - 5     |      $\mathcal{B}^* \leftarrow \mathcal{B}^* \cup \{C_i\}$
- 

Schritt 4, d.h. der Test auf lineare Unabhängigkeit, kann mit Gauss-Elimination durchgeführt werden in  $O(k^3)$ ,  $k = |\mathcal{B}^* \cup \{C_i\}| < m$ . Allerdings ist die Anzahl der Kreise in einem Graphen im Allgemeinen exponentiell in  $m + n$ . Die MCB-GREEDY-METHODE ist also im Allgemeinen nicht polynomial in der Größe von  $G$ . Eine Idee um zu einem polynomialen Algorithmus für das MCB-Problem zu gelangen, besteht also darin, die Anzahl der Kreise, die in der MCB-GREEDY-METHODE explizit betrachtet werden, auf eine polynomiale Anzahl zu beschränken.

## 5.3 Der Algorithmus von Horton

**Satz 5.6 (Horton [8]).** Für jeden Kreis  $C$  aus einer MCB von  $G$  existiert zu jedem beliebigen Knoten  $v$  aus  $C$  eine Kante  $\{u, w\}$  auf  $C$ , so dass gilt:

$$C = \text{SP}(u, v) + \text{SP}(w, v) + \{u, w\},$$

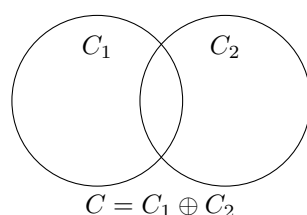


Abbildung 5.1: Elemente der Basis können stets durch ihren Schnitt mit einem anderen Basiselement ersetzt werden

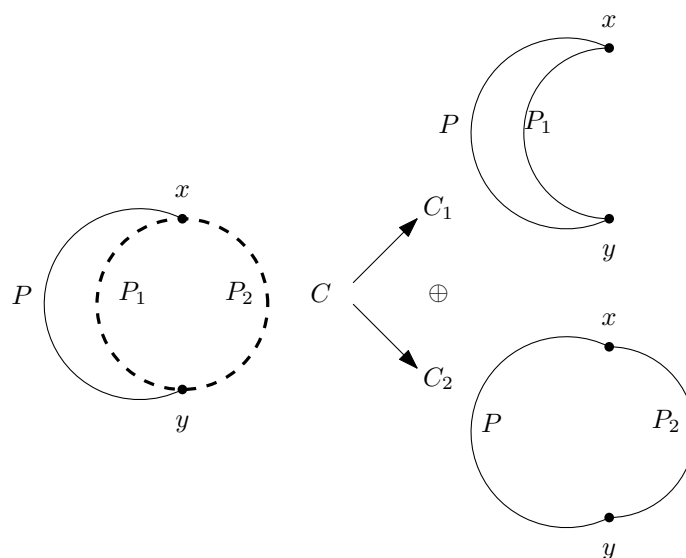


Abbildung 5.2: Elemente der Basis können stets verkleinert werden

wobei  $SP(u, v)$  bzw.  $SP(w, v)$  ein kürzester Weg von  $u$  bzw.  $w$  nach  $v$  in  $G$  ist.

Der Beweis zu diesem Satz beruht auf folgendem Lemma über Kreisbasen:

**Lemma 5.7.** Falls  $\mathcal{B}$  eine Kreisbasis ist,  $C \in \mathcal{B}$  und  $C = C_1 \oplus C_2$ , dann ist entweder  $\mathcal{B} \setminus \{C\} \cup \{C_1\}$  oder  $\mathcal{B} \setminus \{C\} \cup \{C_2\}$  wieder eine Kreisbasis.

*Beweis.* Siehe Abbildung 5.1 zur Illustration der Aussage und des Beweises.

- (i) Ist der Kreis  $C_1$  darstellbar als Linearkombination von Kreisen aus  $\mathcal{B} \setminus \{C\}$ , so ist offenbar  $\mathcal{B} \setminus \{C\} \cup \{C_2\}$  wieder eine Basis.
- (ii) Ist der Kreis  $C_1$  nur darstellbar als Linearkombination von  $C$  und Kreisen aus  $\mathcal{B} \setminus \{C\}$ , so ist  $C_2$  darstellbar als Linearkombination von Kreisen aus  $\mathcal{B} \setminus \{C\}$ . Somit ist dann  $\mathcal{B} \setminus \{C\} \cup \{C_1\}$  wieder eine Basis.  $\square$

**Lemma 5.8.** Sei  $\mathcal{B}$  eine Kreisbasis von  $G$ . Für zwei Knoten  $x, y \in V$  und einen Weg  $P$  in  $G$  von  $x$  nach  $y$  kann jeder Kreis  $C \in \mathcal{B}$ , der  $x$  und  $y$  enthält, ersetzt werden durch einen Kreis  $C'$ , der  $P$  enthält.

*Beweis.* Abbildung 5.2 zeigt die untersuchte Situation auf. Es gilt  $C = C_1 \oplus C_2$  und somit nach Lemma 5.7, dass entweder  $\mathcal{B} \setminus \{C\} \cup \{C_1\}$  oder  $\mathcal{B} \setminus \{C\} \cup \{C_2\}$  wieder eine Basis ist.  $\square$

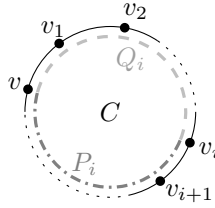


Abbildung 5.3: Darstellung eines Kreises der MCB durch kürzeste Wege

**Folgerung 5.9.** *Angenommen in Abbildung 5.2 ist weder  $P_1$  noch  $P_2$  ein kürzester Pfad zwischen  $x$  und  $y$ . Sei nun  $P$  ein solcher kürzester Pfad, dann gilt offenbar  $w(C_1) < w(C)$  und  $w(C_2) < w(C)$ . Nach Lemma 5.8 kann nun jede Basis  $\mathcal{B}$ , welche  $C$  enthält, in eine Basis  $\mathcal{B}'$  umgewandelt werden, welche statt  $C$  entweder den Kreis  $C_1$  oder  $C_2$  enthält, und welche ein geringeres Gewicht hat als  $\mathcal{B}$ . Falls  $\mathcal{B}$  eine MCB ist, so enthält also jeder Kreis in  $\mathcal{B}$ , der die Knoten  $x, y \in V$  enthält, auch einen kürzesten Weg, zwischen  $x$  und  $y$ . Gälte dies nicht, so könnte Lemma 5.8 angewendet werden, um das Gewicht der Basis weiter zu verringern.*

*Beweis (zu Satz 5.6).* Betrachte einen beliebigen Kreis  $C$  der MCB, sowie einen beliebigen Knoten  $v$  auf  $C$ . Die Indizierung der Knoten von  $C$  sei  $v = v_0, \dots, v_l = v$ . Zum Knoten  $v_i$  sei  $Q_i$  der Weg auf  $C$  von  $v$  nach  $v_i$ , in Richtung der Indizierung der Kreisknoten. Analog sei  $P_i$  der Weg auf  $C$  von  $v_i$  nach  $v$ , ebenfalls in Richtung der Indizierung der Kreisknoten. Somit teilen  $Q_i$  und  $P_i$  den Kreis in zwei Hälften, wie in Abbildung 5.3 dargestellt. Dann ist nach Folgerung 5.9 entweder  $P_i$  oder  $Q_i$  ein kürzester Weg von  $v$  nach  $v_i$ . Teilwege von kürzesten Wegen sind stets kürzeste Wege, sei nun  $i$  der größte Index, so dass  $Q_i$  der kürzeste Weg von  $v$  nach  $v_i$  ist. Dann ist  $C = P_i \oplus \{v_i, v_{i+1}\} + Q_{i+1}$  die gewünschte Darstellung.  $\square$

---

**Algorithmus 39** : Algorithmus von Horton
 

---

**Eingabe** :  $G = (V, E)$

**Ausgabe** : MCB von  $G$

1  $\mathcal{H} \leftarrow \emptyset$

2 **Für**  $v \in V$  und  $\{u, w\} \in E$

3     Berechne  $C_v^{uw} = \text{SP}(u, v) + \text{SP}(w, v) + \{u, w\}$

4     **Wenn**  $C_v^{uw}$  einfach ist

5          $\mathcal{H} \leftarrow \mathcal{H} \cup \{C_v^{uw}\}$

6 Sortiere Elemente aus  $\mathcal{H}$  aufsteigend zu  $C_1, \dots, C_k$

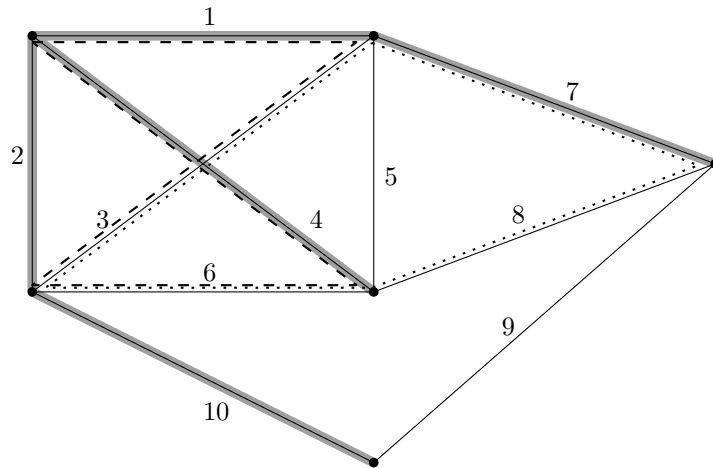
7 Wende Schritte 2 bis 5 aus der MCB-GREEDY-METHODE (Algorithmus 38) an.

---

Es gilt offensichtlich  $|\mathcal{H}| \leq n \cdot m$  und  $\mathcal{H}$  kann in  $O(n^3)$  berechnet werden, da  $m$  in  $O(n^2)$  ist. Schritt 6 ist somit in  $O(m \cdot n \cdot \log n)$ . Die Laufzeit wird also durch die Tests auf lineare Unabhängigkeit dominiert. Dieser Test wird  $|\mathcal{H}|$  mal gegen maximal  $v = m - n + \mathcal{K}(G)$  Kreise durchgeführt und fällt ebenso oft positiv aus. Ein einzelner Test erfordert für einen neuen Kreis  $O(m^2)$  Operationen. Da  $|\mathcal{H}| \leq n \cdot m$  ist, ist die Gesamtlaufzeit also in  $O(m^3 \cdot n)$ . Wir nennen im Folgenden  $\mathcal{H}$  auch *Kandidatenmenge* von Horton.

**Beispiel 5.10.** Betrachte folgenden Graphen mit zehn Kanten. Ein Spannbaum, der zur Konstruktion einer Basis verhilft ist fett und grau eingezeichnet.





Man findet eine Vielzahl einfacher Kreise:

$1 - 2 - 3, 1 - 4 - 5, 1 - 2 - 6 - 5, 1 - 3 - 6 - 4, 1 - 7 - 8 - 4, 1 - 2 - 6 - 8 - 7, 1 - 7 - 9 - 10 - 2, \dots, 2 - 4 - 6, \dots, 3 - 7 - 8 - 6, \dots, 3 - 5 - 8 - 9 - 10, \dots$

Zur Konstruktion der Kreisbasis:

Kante 9 induziert  $1 - 7 - 9 - 10 - 2$

Kante 8 induziert  $1 - 7 - 8 - 4$

Kante 5 induziert  $1 - 5 - 4$

Kante 6 induziert  $2 - 4 - 6$

Kante 3 induziert  $1 - 3 - 2$

Die Dimension einer Kreisbasis ist  $m - n + 1 = 5$ , somit bilden diese genannten Kreise eine Kreisbasis.

Basisdarstellung des gestrichelten Kreises:  $1 - 3 - 6 - 4 = 1 - 3 - 2 \oplus 2 - 4 - 6$

Basisdarstellung des gepunkteten Kreises:  $3 - 7 - 8 - 6 = 1 - 3 - 2 \oplus 1 - 7 - 8 - 4 \oplus 2 - 4 - 6$

## 5.4 Der Algorithmus von de Pina (1995)

Sei  $T$  ein aufspannender Baum (bzw. Wald) in  $G$  und  $e_1, \dots, e_N$  die Nichtbaumkanten aus  $G \setminus T$  in einer beliebigen Ordnung, wobei gilt  $N = m - n + \mathcal{K}(G)$ .

---

**Algorithmus 40** : Algorithmus von de Pina ([3])

---

**Eingabe** : Graph  $G = (V, E)$

**Ausgabe** : MCB von  $G$

1 **Für**  $j = 1$  bis  $N$

2   └ Initialisiere  $S_{1,j} \leftarrow \{e_j\}$

3 **Für**  $k = 1$  bis  $N$

4   └ Finde einen kürzesten Kreis  $C_k$ , der eine ungerade Anzahl von Kanten aus  $S_{k,k}$  enthält

5   **Für**  $j = k + 1$  bis  $N$

6   └   └  $S_{k+1,j} \leftarrow \begin{cases} S_{k,j} & \text{, falls } C_k \text{ eine gerade Anzahl Kanten aus } S_{k,j} \text{ enthält} \\ S_{k,j} \oplus S_{k,k} & \text{, falls } C_k \text{ eine ungerade Anzahl Kanten aus } S_{k,j} \text{ enthält} \end{cases}$

7 Ausgabe ist:  $\{C_1, \dots, C_N\}$

---

**Laufzeit**: Der Algorithmus von de Pina hat eine Laufzeit in  $O(m^3 + m \cdot c)$ , wenn in einer Laufzeit von  $O(c)$  die Berechnung eines kürzesten Kreises  $C_k$  erfolgt, der eine ungerade Anzahl Kanten aus einer vorgegebenen Kantenmenge enthält. Es gilt  $c \in O(m^2 + n^2 \log n)$ , wobei wir auf einen Beweis für diese Aussage verzichten. Die Gesamtlaufzeit liegt also in  $O(m^3 + m \cdot n^2 \log n)$ .

### 5.4.1 Beispiel zum Algorithmus von de Pina

Auf den Graphen in Abbildung 5.4 wird nun der Algorithmus von de Pina (Algorithmus 40) angewendet. Offensichtlich ist die Kardinalität einer Basis hier  $m - n + 1 = 5$ , da der Graph nur eine Zusammenhangskomponente hat.

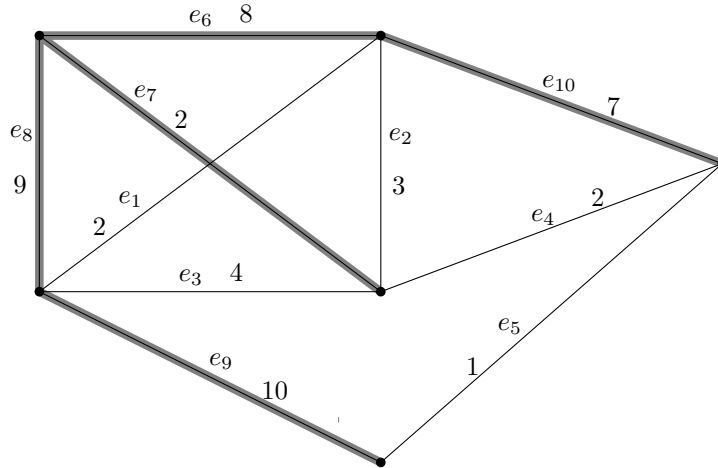


Abbildung 5.4: In diesem Graphen sei der aufspannende Baum  $T = \{e_6, e_7, e_8, e_9, e_{10}\}$  gegeben, somit ist  $T \setminus G = \{e_1, e_2, e_3, e_4, e_5\}$ . Die Kanten haben die eingezeichneten Kantengewichte.

Zunächst erfolgt die Initialisierung der  $S_{1,j}$ :  $S_{1,1} = \{e_1\}$ ,  $S_{1,2} = \{e_2\}$ ,  $S_{1,3} = \{e_3\}$ ,  $S_{1,4} = \{e_4\}$ ,  $S_{1,5} = \{e_5\}$ . Anschließend wird über die äußere Schleife iteriert. Es wird in jedem Schritt ein weiterer Kreis in die MCB aufgenommen und alle noch nachfolgenden  $S_{i,j}$  zu diesem Kreis „orthogonalisiert“. Es resultiert eine Kreisbasis mit Gewicht 66.

$k = 1$ :  $C_1$  ist ein kürzester Kreis, der eine ungerade Anzahl Kanten aus  $S_{1,1}$  enthält. Somit folgt:

$$C_1 = \{e_1, e_2, e_3\} \text{ und } w(C_1) = 9.$$

$S_{2,2} := S_{1,2} \oplus S_{1,1} = \{e_1, e_2\}$ , da  $C_1$  eine ungerade Anzahl Kanten (genau  $e_2$ ) mit  $S_{1,2}$  gemeinsam hat.

$$S_{2,3} := S_{1,3} \oplus S_{1,1} = \{e_1, e_3\}$$

$$S_{2,4} := \{e_4\}$$

$$S_{2,5} := \{e_5\}$$

$k = 2$ : Analog zum ersten Schritt ist nun  $C_2$  ein kürzester Kreis, der eine ungerade Anzahl Kanten aus  $S_{2,2}$  enthält. Somit folgt:  $C_2 = \{e_2, e_4, e_{10}\}$  und  $w(C_2) = 12$ .

$$S_{3,3} = S_{2,3} = \{e_1, e_3\}$$

$$S_{3,4} = S_{2,2} \oplus S_{2,4} = \{e_1, e_2, e_4\}$$

$$S_{3,5} = S_{2,5} = \{e_5\}$$

$k = 3$ :  $C_3 = \{e_3, e_7, e_8\}$ , und  $w(C_3) = 15$

$$S_{4,4} = \{e_1, e_2, e_4\}$$

$$S_{4,5} = \{e_5\}$$

$k = 4$ :  $C_4 = \{e_2, e_6, e_7\}$ , und  $w(C_4) = 13$

$$S_{5,5} = \{e_5\}$$

$k = 5$ :  $C_5 = \{e_5, e_4, e_3, e_9\}$ , und  $w(C_5) = 17$

### 5.4.2 Korrektheit des Algorithmus von de Pina

Zunächst stellen wir fest, dass Schritt 4 immer einen Kreis liefert. Da  $S_{k,k}$  die Kante  $e_k$  und keine Kante aus  $T$  enthält, gibt es auch einen Kreis  $C_k$ , der eine ungerade Anzahl Kanten aus  $S_{k,k}$  enthält, nämlich der Fundamentalkreis zu  $T$  und  $e_k$ . Dieser Fundamentalkreis besteht aus  $e_k$  und dem eindeutigen Weg in  $T$  zwischen den Endknoten von  $e_k$ .

**Problem.** *Warum liefert der Algorithmus von de Pina eine MCB?*

Um zu zeigen, dass der Algorithmus von de Pina tatsächlich eine MCB liefert, betrachten wir eine algebraische Interpretation des Algorithmus, welche im Jahr 2004 von Kavitha, Mehlhorn, Michail und Paluch in [10] präsentiert wurde.

Wir betrachten Kreise wieder als Inzidenzvektoren über  $E$ , allerdings schränken wir deren Darstellung auf die Menge der Nichtbaumkanten  $\{e_1, \dots, e_N\}$  ein, die restlichen Stellen ergeben sich dann eindeutig über die Fundamentalkreise zu  $T$ . Die Inzidenzvektoren haben also nicht die volle Dimension  $m$  sondern nur die Dimension  $m - n + \mathcal{K}(G)$ . Als Beispiel betrachte man Kreise im Graphen in Abbildung 5.4, welche nun also über die Nichtbaumkanten  $e_1, e_2, e_3, e_4, e_5$  beschrieben werden. Somit entspricht der Kreis  $\{e_1, e_2, e_4, e_5, e_9\}$  nun nicht dem Vektor  $(1, 1, 0, 1, 1, 0, 0, 0, 1, 0)$  (pro Kante eine Koordinate), sondern dem Vektor  $(1, 1, 0, 1, 1)$  (pro Nichtbaumkante eine Koordinate). Daraus kann der Inzidenzvektor über ganz  $E$  gebildet werden indem man  $C$  mit Hilfe der Fundamentalkreise  $C_i$  (zur Kante  $e_i$  und dem Baum  $T$ ) rekonstruiert:  $C = C_1 \oplus C_2 \oplus C_4 \oplus C_5$ .

Wir interpretieren  $S_{k,k}$  nach dem  $k$ -ten Durchlauf von Schritt 3 des Algorithmus von de Pina ebenfalls als Vektor über  $\{e_1, \dots, e_N\}$ , der Menge der Nichtbaumkanten. Der Vektor  $S_{kk}$  bildet jeweils den „Zeugen“ dafür, dass der Kreis  $C_k$  in der MCB ist. Wir bezeichnen mit  $\langle C, S \rangle$  eine Bilinearform der Vektoren  $C$  und  $S$ , nämlich  $\langle C, S \rangle = \sum_{i=1}^N (c_i \cdot s_i)$ , wobei die Summe und auch das Produkt der  $c_i$  und  $s_i$  in  $\text{GF}(2)$  berechnet werden. Diese Bilinearform ist zwar identisch mit dem gewöhnlichen inneren Produkt zweier Vektoren, kann aber nicht ohne Weiteres so bezeichnet werden, da sie über  $\text{GF}(2)$  nicht positiv definit ist, das heißt, aus  $\langle x, x \rangle = 0$  folgt nicht notwendigerweise  $x = 0$ . Da wir diese Eigenschaft jedoch nicht nutzen, sprechen wir im Folgenden, wie bei inneren Produkten üblich, von *Orthogonalität*. Aus der Definition unserer Bilinearform ergibt sich das Folgende:

- Es gilt  $\langle C, S \rangle = 0$  genau dann, wenn  $C$  und  $S$  orthogonal sind.
- Es gilt  $\langle C, S \rangle = 1$  genau dann, wenn  $C$  eine ungerade Anzahl Einträge mit  $S$  gemeinsam hat, also Kreis  $C$  eine ungerade Anzahl Nichtbaumkanten aus der Kantenmenge  $S$  enthält.

**Beobachtung 5.11.** *Seien  $S_1, \dots, S_k$  linear unabhängige Vektoren, welche den Unterraum  $S$  der Dimension  $k$  aufspannen. Der zu  $S$  orthogonale Raum  $R$ , ist genau der Lösungsraum des linearen Gleichungssystems  $(\langle S_i, X \rangle = 0)_{i=1, \dots, k}$ . Somit hat  $R$  die Dimension  $N - k$ .*

Im Folgenden schreiben wir für  $S_{k,k}$  einfach  $S_k$ . Mit Hilfe der vorangegangenen Formulierungen können wir nun in Algorithmus 41 das algebraische Äquivalent zu Algorithmus 40 notieren.

**Algorithmus 41** : Algorithmus von de Pina algebraisch

---

**Eingabe** : Graph  $G = (V, E)$   
**Ausgabe** : MCB von  $G$

- 1 **Für**  $i = 1$  bis  $N$
- 2    $S_i \leftarrow \{e_i\}$
- 3 **Für**  $k = 1$  bis  $N$
- 4   Finde einen kürzesten Kreis  $C_k$  mit  $\langle C_k, S_k \rangle = 1$
- 5   **Für**  $i = k + 1$  bis  $N$
- 6     **Wenn**  $\langle C_k, S_i \rangle = 1$
- 7      $S_i \leftarrow S_i \oplus S_k$
- 8 Ausgabe ist:  $\{C_1, \dots, C_N\}$

---

Um Algorithmus 41 zu verstehen, betrachten wir zunächst die Schleife bei Schritt 5. Hier werden für zukünftige Iterationen von Schritt 3 Vektoren  $S_k$  „vorbereitet“, welche dann Zeuge dafür sind, dass die Kreise  $C_k$  in der MCB sind. Die folgende Invariante zeigt, was damit gemeint ist:

**Lemma 5.12.** *Die Schleife bei Schritt 3 von Algorithmus 41 erhält die Invariante  $\langle C_i, S_{j+1} \rangle = 0$  für alle  $i, 1 \leq i \leq j \leq N$ .*

*Beweis.* Wir zeigen per Induktion, über die Durchläufe, dass nach dem  $k$ -ten Durchlauf der Schleife bei Schritt 3 gilt:  $\langle C_i, S_j \rangle = 0$  für alle  $i, 1 \leq i \leq k$  und  $j, k < j \leq N$ . Der Induktionsanfang erfolgt für  $k = 1$ . Jedes  $S_j$ , welches noch nicht orthogonal zu  $C_1$  ist, wird in Schritt 7 durch die Addition von  $S_1$  zu  $C_1$  orthogonalisiert, da nach der Addition gilt:  $\langle C_1, S_j^{\text{neu}} \rangle = \langle C_1, S_j \oplus S_1 \rangle = \langle C_1, S_j \rangle + \langle C_1, S_1 \rangle = 1 + 1 =_{\text{GF}(2)} 0$ .

Sei nun  $2 \leq k \leq N$ . Angenommen die Behauptung gelte nun für alle Durchläufe vor dem  $k$ -ten Durchlauf. Betrachte die Kreise  $C_1, \dots, C_k$  bzw. die Zeugen  $S_{k+1}, \dots, S_N$  nach dem  $k$ -ten Durchlauf.  $S_{i,j}$  bezeichne wieder den Zeugen  $S_j$  nach dem  $i$ -ten Durchlauf.

- Falls nun gilt  $S_{k,j} = S_{k-1,j}$ , so gilt einerseits  $\langle C_k, S_{k-1,j} \rangle = 0 = \langle C_k, S_{k,j} \rangle$  wegen des Tests in Schritt 6 und andererseits auch  $\langle C_i, S_{k,j} \rangle = 0$  für  $i < k$  wegen der Induktionsvoraussetzung.
- Falls  $S_{k,j} = S_{k-1,j} \oplus S_{k,k}$  ist, so gilt  $\langle C_k, S_{k-1,j} \rangle = 1$ . Betrachte zunächst  $\langle C_i, S_{k,j} \rangle = \langle C_i, S_{k-1,j} \oplus S_{k,k} \rangle = \langle C_i, S_{k-1,j} \rangle + \langle C_i, S_{k,k} \rangle$ , für  $1 \leq i < k < j \leq N$ . Wegen der Induktionsvoraussetzung gilt für den ersten Summanden  $\langle C_i, S_{k-1,j} \rangle = 0$  und, da stets  $S_{k,k} = S_{k-1,k}$  gilt, ist nach Induktionsvoraussetzung auch  $\langle C_i, S_{k,k} \rangle = \langle C_i, S_{k-1,k} \rangle = 0$ .

Letztlich gilt auch noch Orthogonalität mit  $C_k$  wegen  $\langle C_k, S_{k,j} \rangle = \langle C_k, S_{k-1,j} \rangle + \langle C_k, S_{k,k} \rangle = 1 + 1 =_{\text{GF}(2)} 0$  □

Was insgesamt in Algorithmus 40 und 41 geschieht, kann also beschrieben werden wie in Algorithmus 42.

**Algorithmus 42** : SIMPLE MCB

---

**Eingabe** : Graph  $G = (V, E)$   
**Ausgabe** : MCB von  $G$

- 1  $S_1 \leftarrow \{e_1\}$
- 2  $C_1 \leftarrow$  kürzester Kreis mit  $\langle C_1, S_1 \rangle = 1$
- 3 **Für**  $k = 2$  bis  $N$
- 4   Berechne beliebigen Vektor  $S_k$ , der eine nichttriviale Lösung des Systems  $\langle C_i, X \rangle = 0$  für  $i = 1$  bis  $k - 1$  ist
- 5   Finde einen kürzesten Kreis  $C_k$ , mit  $\langle C_k, S_k \rangle = 1$
- 6 Ausgabe ist:  $\{C_1, \dots, C_N\}$

---

**Satz 5.13.** SIMPLE MCB (Algorithmus 42) berechnet eine MCB.

*Beweis.* Da jeweils  $\langle C_i, S_k \rangle = 0$  für  $1 \leq i \leq k-1$  und  $\langle C_k, S_k \rangle = 1$ , ist  $C_k$  linear unabhängig von  $\{C_1, \dots, C_{k-1}\}$ . Also ist am Ende  $\{C_1, \dots, C_N\}$  eine Basis. Beachte dabei, dass  $N = m - n + \mathcal{K}(G)$  gerade die Dimension des Kreisraumes ist. Es verbleibt zu zeigen, dass  $\{C_1, \dots, C_N\}$  auch minimal ist. Dies zeigen wir per Widerspruchsbeweis.

Angenommen  $\{C_1, \dots, C_N\}$  ist keine MCB, aber  $\mathcal{B}$  sei eine MCB. Sei nun  $i$  der minimale Index, so dass gilt  $\{C_1, \dots, C_i\} \subseteq \mathcal{B}$ , aber für keine MCB  $\mathcal{B}'$  gilt  $\{C_1, \dots, C_{i+1}\} \subseteq \mathcal{B}'$ . Da  $\mathcal{B}$  Basis ist, existieren  $D_1, \dots, D_\ell \in \mathcal{B}$ , so dass gilt:  $C_{i+1} = D_1 \oplus D_2 \oplus \dots \oplus D_\ell$ . Nach Konstruktion ist aber  $\langle C_{i+1}, S_{i+1} \rangle = 1$ , also existiert ein  $D_j, 1 \leq j \leq \ell$  mit  $\langle D_j, S_{i+1} \rangle = 1$ , und da  $C_{i+1}$  kürzester Kreis mit  $\langle C_{i+1}, S_{i+1} \rangle = 1$  ist, muss gelten  $w(C_{i+1}) \leq w(D_j)$ . Setze nun  $\mathcal{B}^* := \mathcal{B} \setminus \{D_j\} \cup \{C_{i+1}\}$ . Nun ist  $\mathcal{B}^*$  wieder Basis (denn es gilt  $|\mathcal{B}^*| = N$  und alle Elemente sind linear unabhängig) und es gilt  $w(\mathcal{B}^*) \leq w(\mathcal{B})$ , also ist  $\mathcal{B}^*$  sogar eine MCB. Da  $\langle D_j, S_{i+1} \rangle = 1$  ist und  $\langle C_j, S_{i+1} \rangle = 0$  für  $1 \leq j \leq i$  ist  $D_j \notin \{C_1, \dots, C_i\}$ . Also ist  $\mathcal{B}^*$  eine MCB mit  $\{C_1, \dots, C_i, C_{i+1}\} \subseteq \mathcal{B}^*$ , im Widerspruch zur Wahl von  $i$ .  $\square$

**Bemerkung 5.14.**

- (i) Die Laufzeit kann auf  $O(m^2 \cdot n + m \cdot n^2 \log n)$  reduziert werden (siehe [10]).
- (ii) Empirisch kann die Laufzeit verbessert werden, indem man Horton und de Pina „verheiratet“. Um den Aufwand zur Berechnung des  $C_k$  mit  $\langle C_k, S_k \rangle = 1$  zu reduzieren, wird in Schritt 5 in Algorithmus 42 nur der kürzeste Kreis  $C_k$  mit  $\langle C_k, S_k \rangle = 1$  aus der Kandidatenmenge von Horton bestimmt, d.h. der Lösungsraum wird eingeschränkt.
- (iii) Der Algorithmus von Horton kann mittels schneller Matrix-Multiplikation auf eine Laufzeit von  $O(m^\omega \cdot n)$  reduziert werden, wobei  $\omega$  der Exponent für die Matrix-Multiplikation ist. Bekannt ist, dass gilt  $\omega < 2,376$ .

## 5.5 Effiziente Berechnung eines Zertifikats für MCB

Es ist im Allgemeinen wünschenswert zu einem Algorithmus einen effizienten Testalgorithmus zur Verfügung zu haben, der zu einer Eingabe und der entsprechenden Ausgabe ein Zertifikat dafür liefert, dass der Algorithmus tatsächlich das Gewünschte liefert. Der Testalgorithmus sollte eine wesentlich geringere Laufzeit als der Algorithmus selbst haben.

**Problem (Zertifikat für MCB-Algorithmus A).** Gegeben sei der Graph  $G = (V, E), w : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$  und eine Menge von Kreisen  $\mathcal{A}$  von  $G$ . Gib ein Zertifikat dafür an, dass  $\mathcal{A}$  eine MCB von  $G$  ist.

**Bemerkung 5.15.** Zur Ausgabe eines Algorithmus kann vorab leicht überprüft werden, dass die Ausgabe tatsächlich eine Menge von Kreisen ist und ob deren Anzahl gleich der Dimension des Kreisraums ist.

---

### Algorithmus 43 : MCB-CHECKER

---

**Eingabe :** Graph  $G = (V, E)$ , Kreise  $C_1, \dots, C_N$

**Ausgabe :** Zertifikat zur Prüfung, ob  $C_1, \dots, C_N$  eine MCB von  $G$  sind

- 1 Berechne aufspannenden Wald  $T$ , dabei seien  $\{e_1, \dots, e_N\}$  die Nichtbaumkanten
  - 2 Definiere  $A := (C_1 \dots C_N)$  als  $N \times N$ -Matrix, deren  $i$ -te Spalte der Inzidenzvektor von  $C_i$  mit  $\{e_1, \dots, e_N\}$  ist
  - 3 Berechne  $A^{-1}$
- 

Die Matrix  $A$  ist genau dann invertierbar, wenn die Kreise  $C_1, \dots, C_N$  linear unabhängig sind, d.h. eine Kreisbasis bilden. Die Zeilen  $S_1, \dots, S_N$  von  $A^{-1}$  bilden das Zertifikat, dass  $C_1, \dots, C_N$

eine MCB bilden. Das folgende Lemma zeigt, dass mit Hilfe des Zertifikats leicht geprüft werden kann, ob  $C_1, \dots, C_N$  eine MCB bilden.

**Lemma 5.16.** *Seien  $S_1, \dots, S_N$  und  $C_1, \dots, C_N$  linear unabhängig. Falls  $C_i$  ein kürzester Kreis mit  $\langle S_i, C_i \rangle = 1$  für alle  $1 \leq i \leq N$  ist, dann ist  $C_1, \dots, C_N$  eine MCB.*

**Bemerkung 5.17.** *Allgemeiner kann man sogar beweisen, dass für die Matrix mit Spalten  $A_1 \dots A_N$ , wobei  $A_i$  jeweils ein kürzester Kreis mit  $\langle S_i, A_i \rangle = 1$  ist, stets gilt:*

$$\sum_{i=1}^N w(A_i) \leq w(\mathcal{B})$$

für jede Kreisbasis  $\mathcal{B}$ .

*Beweis.* Betrachte die Permutation  $\Pi$  auf  $1, \dots, N$  so, dass gilt  $w(A_{\Pi(1)}) \leq w(A_{\Pi(2)}) \leq \dots \leq w(A_{\Pi(N)})$ . Seien  $\{C_1^*, \dots, C_N^*\}$  eine MCB mit  $w(C_1^*) \leq \dots \leq w(C_N^*)$ . Wir zeigen nun, dass  $w(A_{\Pi(i)}) \leq w(C_i^*)$  für alle  $1 \leq i \leq N$ , daraus folgt dann die Behauptung.

Zunächst gibt es ein  $k$  und ein  $\ell$  mit  $1 \leq k \leq i \leq \ell \leq N$ , so dass  $\langle C_k^*, S_{\Pi(\ell)} \rangle = 1$ , ansonsten wären alle  $N - i + 1$  linear unabhängigen Vektoren  $S_{\Pi(i)}, \dots, S_{\Pi(N)}$  orthogonal zu  $C_1^*, \dots, C_i^*$ . Der Teilraum orthogonal zu  $C_1^*, \dots, C_i^*$  hat jedoch nach Beobachtung 5.11 nur die Dimension  $N - i$ . Da  $A_{\Pi(\ell)}$  ein kürzester Kreis mit  $\langle A_{\Pi(\ell)}, S_{\Pi(\ell)} \rangle = 1$  ist, gilt  $w(A_{\Pi(\ell)}) \leq w(C_k^*)$ . Außerdem ist  $w(A_{\Pi(i)}) \leq w(A_{\Pi(\ell)})$  und  $w(C_k^*) \leq w(C_i^*)$ . Da nun  $w(A_{\Pi(i)}) \leq w(C_i^*)$  für alle  $1 \leq i \leq N$  gilt, folgt auch die Behauptung  $\sum_{i=1}^N w(A_i) \leq w(\mathcal{B})$ .  $\square$

Wenn  $A = (C_1 \dots C_N)$  invertierbar ist, so sind die Zeilen  $S_1 \dots S_N$  von  $A^{-1}$  und auch  $C_1 \dots C_N$  linear unabhängig und  $\langle S_i, C_i \rangle = 1$  für alle  $1 \leq i \leq N$ . Wenn also  $C_i$  außerdem ein kürzester Kreis mit  $\langle S_i, C_i \rangle = 1$  ist, so ist  $\{C_1, \dots, C_N\}$ , nach Lemma 5.16 eine MCB. Wenn andererseits für ein  $i$  mit  $1 \leq i \leq N$  der Kreis  $C_i$  nicht ein kürzester Kreis mit  $\langle S_i, C_i \rangle = 1$  wäre, dann ließe sich wie im Korrektheitsbeweis zu SIMPLE MCB (Algorithmus 42) der Kreis  $C_i$  durch einen kürzeren Kreis  $C_i$  mit  $\langle S_i, C_i \rangle = 1$  ersetzen, ohne dass die lineare Unabhängigkeit verletzt werden würde. Insgesamt ist also  $\{C_1, \dots, C_N\}$  eine MCB genau dann, wenn für alle  $i$  mit  $1 \leq i \leq N$  der Kreis  $C_i$  ein kürzester Kreis mit  $\langle S_i, C_i \rangle = 1$  ist.

# Kapitel 6

## Lineare Programmierung

Ein Ansatz zur Lösung von Optimierungsproblemen besteht darin, das Problem als ein *lineares Programm* (LP) zu formulieren und dann einen allgemeinen Algorithmus zur Lösung von LPs anzuwenden.

**Problem (Standardform eines LP).** Gegeben seien eine Matrix  $A \in \mathbb{R}^{m \times n}$  und Vektoren  $b \in \mathbb{R}^m, c \in \mathbb{R}^n$ . Bestimme  $x \in \mathbb{R}^n$  so, dass die Zielfunktion

$$\sum_{i=1}^n c_i \cdot x_i = c^T x$$

minimiert wird unter den Nebenbedingungen

$$Ax \geq b \quad \text{und} \quad x \geq 0,$$

beziehungsweise so, dass die Zielfunktion

$$\sum_{i=1}^n c_i \cdot x_i = c^T x$$

maximiert wird unter den Nebenbedingungen

$$Ax \leq b \quad \text{und} \quad x \geq 0.$$

### Bemerkung 6.1.

- (i) Durch Vorzeichenwechsel kann ein Minimierungsproblem trivialerweise in ein Maximierungsproblem transformiert werden (und umgekehrt), das heißt  $c^T x$  wird ersetzt durch  $-c^T x$ .
- (ii) Programme, die nicht in Standardform sind, lassen sich mehr oder weniger leicht in Standardform bringen:
  - Gleichungen der Form  $\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j = b_i$  werden ersetzt durch zwei Ungleichungen  $\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \leq b_i$  und  $\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \geq b_i$ .
  - Ungleichungen der Form  $\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \geq b_i$  werden ersetzt durch  $\sum_{j=1}^n -a_{ij} x_j \leq -b_i$ .
  - Eine möglicherweise negative Variable  $x_i \in \mathbb{R}$  wird ersetzt durch den Ausdruck  $x'_i - x''_i$  für zwei Variablen  $x'_i \geq 0$  und  $x''_i \geq 0$ .

Grundlegende Fragestellungen der linearen Programmierung bestehen darin, zu einem gegebenen LP zu bestimmen

- ob es eine zulässige Lösung gibt, d.h. ein  $x^*$  das die Nebenbedingungen erfüllt;

- ob es eine optimale Lösung gibt, beziehungsweise wie eine optimale Lösung aussieht.

Oft ist gefordert, dass  $x$  nur ganzzahlige Einträge hat (oder sogar nur Einträge aus  $\{0, 1\}$ ). In diesem Fall ist die Bestimmung einer optimalen Lösung NP-schwer (siehe Informatik III).

**Beispiel 6.2 (Lieferproblem).** Rohöl soll durch ein chemisches und/oder ein physikalisches Verfahren in Komponenten zerlegt werden:

- schweres Öl  $S$
- mittelschweres Öl  $M$
- leichtes Öl  $L$

Es stehen zwei mögliche Verfahren zur Auswahl:

1. Verfahren

10 Einheiten Rohöl ergeben  
 $\left. \begin{array}{l} 2 \text{ Einheiten } S \\ 2 \text{ Einheiten } M \\ 1 \text{ Einheit } L \end{array} \right\} \text{Kosten dafür seien 3.}$

2. Verfahren

10 Einheiten Rohöl ergeben  
 $\left. \begin{array}{l} 1 \text{ Einheiten } S \\ 2 \text{ Einheiten } M \\ 4 \text{ Einheit } L \end{array} \right\} \text{Kosten dafür seien 5.}$

Es sei eine Lieferverpflichtung von

$\left. \begin{array}{l} 3 \text{ Einheiten } S \\ 5 \text{ Einheiten } M \\ 4 \text{ Einheit } L \end{array} \right\} \text{zu erfüllen.}$

Diese Lieferverpflichtung soll so kostengünstig wie möglich erfüllt werden. Wir führen die Variablen  $x_1$  und  $x_2$  für die Verfahren 1 und 2 ein. Das LP lautet dann:

$$\min 3 \cdot x_1 + 5 \cdot x_2$$

unter den Nebenbedingungen

$$\begin{aligned} 2 \cdot x_1 + x_2 &\geq 3 && S\text{-Ungleichungen} \\ 2 \cdot x_1 + 2 \cdot x_2 &\geq 5 && M\text{-Ungleichungen} \\ x_1 + 4 \cdot x_2 &\geq 4 && L\text{-Ungleichungen} \\ x_1 &\geq 0 \\ x_2 &\geq 0 \end{aligned}$$

■

**Beispiel 6.3 (Flussproblem).** Gegeben ist ein Flussnetzwerk bestehend aus dem gerichteten Graphen  $D = (V, E)$ , Kantenkapazitäten  $c : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$ , und der Quelle  $\in V$  und der Senke  $t \in V$ . Ist  $(p, q)$  eine Kante so bezeichnen mit  $x_{p,q}$  den Fluss auf dieser Kante. Das LP für einen maximalen Fluss lautet:

$$\max \sum_{(s,i) \in E} x_{s,i} - \sum_{(i,s) \in E} x_{i,s}$$



$$\text{unter den Nebenbedingungen } \left. \begin{array}{l} x_{i,j} \leq c_{i,j} \\ x_{i,j} \geq 0 \end{array} \right\} \forall (i,j) \in E$$

$$\sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j} - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i} = 0 \quad \forall j \in V \setminus \{s,t\}$$

Eine grundlegende Tatsache in Theorie und Praxis der Lineare Optimierung besteht darin, dass es zu jedem Standardprogramm ein eindeutiges nichttriviales *duales Programm* gibt. Sei:

$$P : \quad \min c^T x \quad \text{unter}$$

$$Ax \geq b \quad \text{und} \quad x \geq 0$$

$$c \in \mathbb{R}^n, b \in \mathbb{R}^m, A \in \mathbb{R}^{m \times n}$$

das *primale Programm*. Dann ist das zugehörige duale Programm:

$$D : \quad \max y^T b \quad \text{unter}$$

$$y^T A \leq c^T \quad \text{und} \quad y \geq 0$$

$$y \in \mathbb{R}^m$$

**Satz 6.4 (Schwacher Dualitätssatz).** Seien zu  $P$  und  $D$  Vektoren  $x_0 \in \mathbb{R}^n$  und  $y_0 \in \mathbb{R}^m$  mit  $Ax_0 \geq b, x_0 \geq 0$  und  $y_0^T A \leq c^T, y_0 \geq 0$  gegeben. Dann gilt:

$$y_0^T b \leq c^T x_0$$

*Beweis.*

$$y_0^T b \leq y_0^T (Ax_0) = (y_0^T A)x_0 \leq c^T x_0$$

**Bemerkung 6.5.** Es gilt sogar für Optimallösungen  $x^*$  und  $y^*$  zu  $P$  beziehungsweise  $D$ , dass  $y^{*T} b = c^T x^*$ . Dazu später mehr.

## 6.1 Geometrische Repräsentation von LPs

**Definition 6.6 (Grundlegende Begriffe).**

- (i) Eine Menge  $P \subseteq \mathbb{R}^n$  heißt *konvex*, falls für alle  $s, t \in P$ ,  $0 < \lambda < 1$  auch die Konvexkombination  $\lambda \cdot s + (1 - \lambda) \cdot t$  in  $P$  ist.
- (ii) Ein Punkt  $p \in P$ ,  $P$  konvexe Menge, heißt *Extrempunkt*, falls es kein Punktepaar  $s, t \in P$  gibt, mit  $p = \lambda \cdot s + (1 - \lambda) \cdot t, 0 < \lambda < 1$ .
- (iii) Die *konvexe Hülle* von  $P \subseteq \mathbb{R}^n$  ist die kleinste konvexe Menge  $P' \subseteq \mathbb{R}^n$  mit  $P \subseteq P'$ . Man sagt dann:  $P$  *spannt*  $P'$  *auf*.
- (iv) Eine Menge  $S := \{s \in \mathbb{R}^n : a^T \cdot s \leq \lambda\}$  für  $a \in \mathbb{R}^n, \lambda \in \mathbb{R}$  heißt *Halbraum*.

**Beobachtung 6.7.** Da jeder Halbraum konvex ist, ist auch der Schnitt endlich vieler Halbräume konvex. Ein  $P \subseteq \mathbb{R}^n$ , das der Schnitt endlich vieler Halbräume ist, heißt auch *konvexes Polyeder*. Seine Extrempunkte nennt man *Ecken*.

**Beobachtung 6.8.** Ein (konvexes) Polyeder ist nicht notwendigerweise beschränkt. Falls  $P \subseteq \mathbb{R}^n$  der Schnitt endlich vieler Halbräume und beschränkt ist, d.h. falls es eine endliche Punktmenge  $P' \subseteq \mathbb{R}^n$  gibt, so dass  $P$  von  $P'$  aufgespannt wird, so heißt  $P$  *konvexes Polytop*.

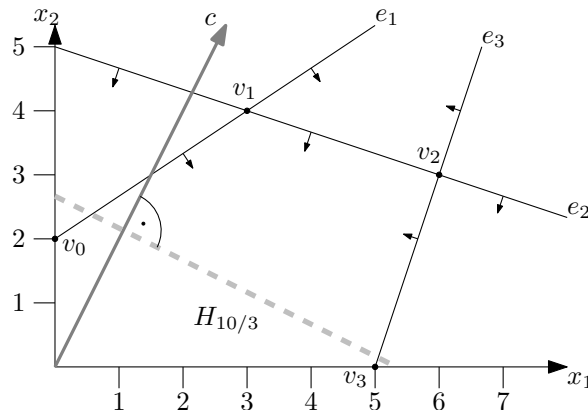


Abbildung 6.1: Die  $e_i$  definieren die Halbräume. Die Hyperebene  $H_{10/3}$  zeigt alle Punkte, wo die Optimierungsfunktion den Wert  $10/3$  annimmt. Punkte  $v_0, v_1, v_2, v_3$  sind Extrempunkte,  $v_1$  und  $v_2$  sind benachbart.

Wir können LPs also geometrisch darstellen:

- Die Nebenbedingungen  $a_i^T x \leq b_i$  beziehungsweise  $a_i^T x \geq b_i$  ( $a_i$  ist die  $i$ -te Zeile von  $A$ ) definieren jeweils einen Halbraum. Die Grenze dieses Halbraums ist die *Hyperebene*  $a_i^T x = b_i$ .

$$\begin{aligned} -2 \cdot x_1 + 3 \cdot x_2 &\leq 6 & (e_1) & & x_1 &\geq 0 & & \max x_1 + 2 \cdot x_2 & (c) \\ x_1 + 3 \cdot x_2 &\leq 15 & (e_2) & & x_2 &\geq 0 & & & \\ 3 \cdot x_1 - x_2 &\leq 15 & (e_3) & & & & & & \end{aligned}$$

Entsprechend bilden die zulässigen Lösungen eines LP ein konvexes Polyeder. Im Folgenden betrachten wir nur LPs, deren Menge von zulässigen Lösungen nicht leer ist.

- Die Zielfunktion  $c^T x$  gibt eine Richtung im  $\mathbb{R}^n$  an und kann durch den Richtungsvektor  $c$  und Hyperebene  $H_z = \{x \in \mathbb{R}^n : c^T x = z\}$ ,  $z \in \mathbb{R}$ , die zu  $c$  orthogonal sind, visualisiert werden. Nenne  $z$  den *Zielwert* zu  $H_z$  und  $c$  *Zielvektor*.

**Bemerkung 6.9.** *Das konvexe Polyeder der zulässigen Lösungen eines LP ist nicht notwendigerweise beschränkt. Damit das LP eine optimale Lösung besitzt, muss es auch nur in Richtung des Zielvektors beschränkt sein.*

Ein LP, dessen Zielwert  $c^T x$  in Richtung des Zielvektors durch die Nebenbedingungen beschränkt ist, heißt *beschränktes LP*.

- Die Extrempunkte des konvexen Polyeders zu einem LP sind jeweils Schnittpunkte von  $n$  Hyperebenen zu linear unabhängigen Nebenbedingungen. Zwei Extrempunkte heißen *benachbart*, wenn sie sich in genau einer Hyperebene unterscheiden. Benachbarte Extrempunkte sind durch eine *Kante* verbunden, die gerade den Schnitt der  $n - 1$  gemeinsamen Hyperebenen entspricht.

**Definition 6.10 (Oberhalb, unterhalb).** *Zu einem Ursprungsvektor  $c$  sei  $H^c$ , die (zu  $c$  orthogonale) Hyperebene, definiert durch  $H^c := \{x \mid x^T c = |c|^2\}$ . Ein Punkt  $v$  liegt genau dann oberhalb  $H^c$ , wenn  $v^T c > |c|^2$ . Analog werden die Begriffe unterhalb, nach oben und nach unten definiert.*

**Bemerkung 6.11.** *Sei  $P$  ein konvexes Polyeder zu einem beschränkten LP mit der Zielfunktion  $c^T x$ , und sei  $H_2$  eine zu  $c$  orthogonale Hyperebene, die  $P$  schneidet. Verschiebt man  $H_2$  entlang  $c$*

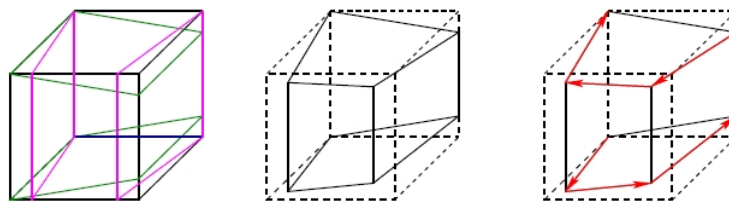


Abbildung 6.2: Konstruiert man Ebenen, die jeweils etwas schief zu den Seiten eines Würfels liegen, so liefert die eingezeichnete Eckenfolge eine streng monoton wachsende Zielfunktion. Dennoch läuft diese Eckenfolge jede der  $2^3$  Ecken des entstandenen Polyeders ab. Dieses Beispiel, der Klee-Minty-Polyeder, ist in höhere Dimensionen skalierbar und liefert einen exponentiellen Aufwand.

(d.h. ändert man  $z$  entsprechend), so erhöht bzw. verringert sich der Zielwert entsprechend. Verschiebt man nun die Hyperebene soweit, bis sich zum ersten Mal kein Punkt von  $P$  mehr „oberhalb“ der Hyperebene befindet, dann sei  $H^*$  die so erhaltene Hyperebene. Auf diese Weise erhält man mit  $H^* \cap P$  die optimalen Lösungen des LPs. Wegen der Konvexität von  $P$  ist mindestens einer dieser Punkte ein Extrempunkt von  $P$ .

**Folgerung 6.12.** Für ein beschränktes LP gibt es eine Optimallösung, deren Wert einem Extrempunkt des konvexen Polyeders zum LP entspricht.

Sei nun o.B.d.A. ein Maximierungsproblem gegeben. Sei zudem  $v$  ein beliebiger Extrempunkt des Polyeders  $P$ ,  $H(v)$  die zu  $c$  orthogonale Hyperebene, die durch  $v$  verläuft, und  $e$  eine zu  $v$  inzidente Kante. Es ist nun eine lokale Charakterisierung eines Extrempunktes zum Optimalwert wie folgt möglich:

1. Falls  $e$  oberhalb von  $H(v)$  verläuft, so verbessert sich der Zielwert, wenn man von  $v$  startend entlang  $e$  läuft.
2. Falls  $e$  unterhalb von  $H(v)$  verläuft, so verschlechtert sich der Zielwert, wenn man von  $v$  startend entlang  $e$  läuft.

Im Fall 1 nennt man  $e$  *verbessernde Kante*. Falls  $v$  keine verbessernde Kante hat, können wir  $H(v)$  nicht nach oben verschieben ohne  $P$  zu verlassen (auf Grund der Konvexität von  $P$ ), das heißt  $v$  ist eine Optimallösung.

**Satz 6.13.** Für jedes beschränkte LP in Standardform mit Lösungspolyeder  $P$  gibt es mindestens einen Extrempunkt von  $P$ , der den optimalen Zielwert annimmt. Ein Extrempunkt des Lösungspolyeders ist genau dann optimal, wenn es keine von diesem Punkt ausgehende verbessernde Kante gibt.

## 6.2 Algorithmen zur Lösung von LPs

Die *Simplexmethode* (Danzig, 1951) beruht auf der von uns hergeleiteten Vorgehensweise. Sie ist im Worst-case im Allgemeinen exponentiell, funktioniert in der Praxis aber recht gut. Die Suche nach der nächsten anzusteuern Ecke ist der Kern des Simplexalgorithmus. Selbst wenn der Eckenwechsel stets eine Verbesserung der zu optimierenden Funktion garantieren soll, können *alle* Ecken abgelaufen werden bevor das Optimum erreicht wird, siehe Abbildung 6.2 für ein Beispiel, das von Klee und Minty (1972) stammt. Obwohl es randomisierte Strategien zur Pivotsuche gibt, welche eine polynomiale erwartete Laufzeit haben, und sogar deterministische Strategien mit einer polynomialen Average-case Laufzeit, ist noch immer nicht bekannt, ob es eine Strategie zur Pivotsuche mit polynomialer Worst-case Laufzeit gibt.

Der erste polynomiale Algorithmus ist die 1979 von Khachian vorgestellte *Ellipsoidmethode*. In der Theorie war dieses Verfahren ein Durchbruch, denn dies war der Beweis, dass die Problemklasse LP in  $\mathcal{P}$  liegt. In der Praxis ist das Verfahren jedoch nicht so gut wie die Simplexmethode.

Im Jahre 1984 wurde von Kharmakar die *Innere-Punkte-Methode* vorgestellt, die ebenfalls polynomiale Laufzeit hat und in einigen praktischen Fällen auch gut funktioniert. Im Allgemeinen ist aber auch diese Methode weniger praktikabel als die Simplexmethode.

Bei vielen Problemstellungen muss eine sinnvolle Lösung eines linearen Programms ganzzahlig sein, solch ein Problem heißt *Integer Lineares Programm* oder ILP. Zwar gibt es (nicht-triviale) ILPs, die in Polynomialzeit berechnet werden können, wie zum Beispiel Matching- und ganzzahlige Flussprobleme, im Allgemeinen jedoch sind ILPs  $\mathcal{NP}$ -schwer, wie beispielsweise KNAPSACK. Eine häufig angewendete Technik zum Lösen von ILPs ist es, das Programm zu *relaxieren*, indem man zunächst keine ganzzahlige Lösung fordert und dann das so entstandene LP löst, um anschließend mit Hilfe von Heuristiken aus der Lösung des LPs eine „gute“ Lösung des ILPs zu konstruieren.

# Kapitel 7

## Approximationsalgorithmen

In diesem Kapitel wollen wir  $\mathcal{NP}$ -schwere Optimierungsprobleme untersuchen. Da es unwahrscheinlich ist, dass es für solche Probleme polynomiale Algorithmen gibt, die eine optimale Lösung berechnen, wollen wir polynomiale Approximationsalgorithmen entwerfen.

Bezeichne  $\Pi$  ein Optimierungsproblem und  $I$  eine Instanz zu  $\Pi$ . Sei  $\mathcal{A}$  ein Approximationsalgorithmus für  $\Pi$ , d.h. ein Algorithmus, der zu jeder Instanz  $I$  von  $\Pi$  eine zulässige, aber nicht notwendigerweise optimale Lösung berechnet.

- $\mathcal{A}(I)$  bezeichne den Wert der Lösung, die  $\mathcal{A}$  für  $I$  berechnet.
- $\text{OPT}(I)$  bezeichne den Wert einer optimalen Lösung für  $I$ .

$\mathcal{A}(I)$  heißt *absoluter Approximationsalgorithmus*, falls es ein  $K \in \mathbb{N}_0$  gibt, so dass gilt:

$$|\mathcal{A}(I) - \text{OPT}(I)| \leq K \quad \text{für alle Instanzen } I \text{ von } \Pi.$$

Es gibt nur wenige  $\mathcal{NP}$ -schwere Optimierungsprobleme, für die es polynomiale, absolute Approximationsalgorithmen gibt. Häufiger bekannt sind Negativ-Aussagen folgender Form: Falls  $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ , so kann es keinen polynomiellen, absoluten Approximationsalgorithmus zu  $\Pi$  geben.

**Problem (KNAPSACK).** *Gegeben sei eine Menge  $M$  von Objekten. Seien*

$$\omega : M \longrightarrow \mathbb{N}_0 \quad \text{und} \quad c : M \longrightarrow \mathbb{N}_0$$

*Funktionen und  $W \in \mathbb{N}_0$ . Finde  $M' \subseteq M$  mit*

$$\sum_{a \in M'} c(a) \text{ maximal} \quad \text{und} \quad \sum_{a \in M'} \omega(a) \leq W.$$

Das KNAPSACK-Problem ist  $\mathcal{NP}$ -schwer (es ist sogar  $\mathcal{NP}$ -vollständig).

**Satz 7.1.** *Falls  $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ , so gibt es keinen (polynomiellen) absoluten Approximationsalgorithmus  $\mathcal{A}$  für KNAPSACK mit*

$$|\mathcal{A}(I) - \text{OPT}(I)| \leq K \quad \text{für alle } I \text{ von KNAPSACK und festes } K \in \mathbb{N}_0.$$

*Beweis.* Angenommen es gäbe einen solchen Algorithmus  $\mathcal{A}$ . Betrachte eine beliebige Instanz  $I$  mit  $M$ ,  $w : M \rightarrow \mathbb{N}_0$ ,  $c : M \rightarrow \mathbb{N}_0$  und  $W \in \mathbb{N}_0$ . Betrachte dazu Instanz  $I'$  mit  $M$ ,  $w$ ,  $W$  und  $c' : M \rightarrow \mathbb{N}_0$  definiert durch

$$c'(x) := (K + 1) \cdot c(x).$$

Für jedes  $I'$  liefert  $\mathcal{A}$  den Wert  $\mathcal{A}(I')$  mit

$$|\mathcal{A}(I') - \text{OPT}(I')| \leq K.$$

$\mathcal{A}(I')$  induziert eine Lösung  $M^*$  für  $I$  mit Wert  $c(M^*)$ , für die gilt:

$$|(K+1) \cdot c(M^*) - (K+1) \cdot \text{OPT}(I)| \leq K.$$

Also ist

$$|c(M^*) - \text{OPT}(I)| \leq \frac{K}{K+1} < 1.$$

Wegen  $\text{OPT}(I) \in \mathbb{N}$  könnte man somit KNAPSACK in polynomialer Zeit lösen, dies ist ein Widerspruch zu  $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ .  $\square$

## 7.1 Approximationsalgorithmen mit relativer Gütegarantie

Ein polynomialer Algorithmus  $\mathcal{A}$ , der für ein vorgegebenes Optimierungsproblem  $\Pi$  für jede Instanz  $I$  von  $\Pi$  einen Wert  $\mathcal{A}(I)$  liefert mit

$$\mathcal{R}_{\mathcal{A}}(I) \leq K, \text{ wobei}$$

$$\mathcal{R}_{\mathcal{A}}(I) := \begin{cases} \frac{\mathcal{A}(I)}{\text{OPT}(I)} & , \text{ falls } \Pi \text{ Minimierungsproblem} \\ \frac{\text{OPT}(I)}{\mathcal{A}(I)} & , \text{ falls } \Pi \text{ Maximierungsproblem} \end{cases}$$

und  $K$  Konstante ( $K \geq 1$ ), heißt *absoluter Approximationsalgorithmus* mit *relativer Gütegarantie* oder auch *relativer Approximationsalgorithmus*.

Zu einem relativen Approximationsalgorithmus zu  $\Pi$  definiere

$$\mathcal{R}_{\mathcal{A}} := \inf\{r \geq 1 : \mathcal{R}_{\mathcal{A}}(I) \leq r \text{ für alle } I \text{ von } \Pi\}.$$

$\mathcal{A}$  heißt  $\epsilon$ -*approximierender Algorithmus* falls  $\mathcal{R}_{\mathcal{A}} \leq 1 + \epsilon$ .

### 7.1.1 Das allgemeine KNAPSACK Problem

**Problem (Allgemeines KNAPSACK).** Gegeben sei eine Menge von  $n$  Objekten. Seien  $\omega_1, \dots, \omega_n \in \mathbb{N}$ ,  $c_1, \dots, c_n \in \mathbb{N}_0$  und  $W, C \in \mathbb{N}_0$ . Existieren  $x_1, \dots, x_n \in \mathbb{N}_0$  mit folgenden Eigenschaften

$$\sum_{i=1}^n x_i \omega_i \leq W \quad \text{und} \quad \sum_{i=1}^n x_i c_i \geq C ?$$

Das bedeutet, dass von jedem Exemplar mehrere „eingepackt“ werden können. Dieses Problem ist natürlich auch  $\mathcal{NP}$ -vollständig.

**Beispiel 7.2.** Algorithmus 44 zeigt einen greedy-KNAPSACK-Algorithmus für die Optimierungsversion des Allgemeinen KNAPSACK-Problems ( $\max \sum_{i=1}^n x_i c_i$ ). Im Schritt 1 von Algorithmus 44 wird nach den Kostendichten sortiert. An der Beschreibung des Algorithmus sieht man, dass so viele Exemplare der aktuellen Kostendichteklasse wie möglich eingepackt werden. Die Laufzeit des Greedy-KNAPSACK-Algorithmus wird offensichtlich durch das Sortieren der  $p_i$  in Schritt 1 dominiert. Da Sortieren in  $O(n \log n)$  möglich ist, ergibt sich für diesen Algorithmus eine Laufzeit von  $O(n \log n)$ .  $\blacksquare$

**Algorithmus 44** : GREEDY-KNAPSACK**Eingabe** :  $\omega_1, \dots, \omega_n \in \mathbb{N}$ ,  $c_1, \dots, c_n \in \mathbb{N}_0$  und  $W \in \mathbb{N}_0$ **Ausgabe** : Gute Lösung zum allgemeinen KNAPSACK Problem (Wert der Lösung)

- 1 Berechne die „Kostendichten“  $p_i := \frac{c_i}{w_i}$  und indiziere diese so, dass gilt  $p_1 \geq p_2 \geq \dots \geq p_n$  für  $i = 1, \dots, n$ .
- 2 **Für**  $i = 1$  bis  $n$
- 3      $x_i \leftarrow \left\lfloor \frac{W}{w_i} \right\rfloor$
- 4      $W \leftarrow W - x_i \cdot w_i$

**Satz 7.3.** Der Greedy-KNAPSACK-Algorithmus  $\mathcal{A}$  erfüllt  $\mathcal{R}_{\mathcal{A}} = 2$ .*Beweis.* Ohne Einschränkung sei  $w_1 \leq W$ . Es gilt offensichtlich:

$$\mathcal{A}(I) \geq c_1 \cdot \left\lfloor \frac{W}{w_1} \right\rfloor \quad \text{für alle } I$$

Weiterhin gilt für die optimale Lösung  $\text{OPT}(I)$ :

$$\text{OPT}(I) \leq c_1 \cdot \left( \left\lfloor \frac{W}{w_1} \right\rfloor + 1 \right)$$

Wäre das nicht so, also wäre  $\text{OPT}(I) > c_1 \cdot \left( \left\lfloor \frac{W}{w_1} \right\rfloor + 1 \right)$ , dann müsste wegen der Zulässigkeit von  $\text{OPT}(I)$  und wegen  $p_1 = \max\{\frac{c_i}{w_i}\}$  gelten:  $W > w_1 \cdot \left( \left\lfloor \frac{W}{w_1} \right\rfloor + 1 \right) \geq W$ , ein Widerspruch. Somit gilt:

$$\begin{aligned} \text{OPT}(I) &\leq c_1 \cdot \left( \left\lfloor \frac{W}{w_1} \right\rfloor + 1 \right) \\ &\leq 2 \cdot c_1 \cdot \left\lfloor \frac{W}{w_1} \right\rfloor \\ &\leq 2 \cdot \mathcal{A}(I), \end{aligned}$$

also  $\mathcal{R}_{\mathcal{A}} \leq 2$ .Behandle nun folgendes spezielle KNAPSACK-Beispiel: Sei  $n = 2$ ,  $c_1 = 2 \cdot w_1$ ,  $c_2 = 2 \cdot w_2 - 1$ ,  $w_2 = w_1 - 1$  und  $W = 2 \cdot w_2$ . Offensichtlich ist nun:

$$\frac{c_1}{w_1} = \frac{2 \cdot w_1}{w_1} = 2 > \frac{c_2}{w_2} = \frac{2 \cdot w_2 - 1}{w_2} = \frac{2 \cdot w_1 - 3}{w_1 - 1}.$$

Für hinreichend großes  $W$  verwendet der Greedy-Algorithmus also ausschließlich  $w_1$ , und zwar genau einmal, wegen  $W = 2 \cdot w_2 = 2 \cdot w_1 - 2$ . Er findet somit die Lösung  $\mathcal{A}(I) = c_1 = 2 \cdot w_1$ . Die optimale Lösung ist es jedoch, ausschließlich  $w_2$  zu verwenden, und zwar genau zweimal ( $W = 2 \cdot w_2$ ), somit gilt  $\text{OPT}(I) = 2 \cdot c_2 = 4 \cdot w_2 - 2$ . Somit folgt für die Approximationsgüte

$$\frac{\text{OPT}(I)}{\mathcal{A}(I)} = \frac{2 \cdot w_1 - 3}{w_1} \xrightarrow{w_1 \rightarrow \infty} 2$$

d.h. für dieses Greedy-Verfahren gilt  $\mathcal{R}_{\mathcal{A}} \geq 2$ . Damit ist also  $\mathcal{R}_{\mathcal{A}} = 2$ . □**7.1.2 BIN PACKING (Optimierungsversion)****Problem.** Gegeben sei eine endliche Menge  $M = \{a_1, \dots, a_n\}$  mit der Gewichtsfunktion

$$s: M \longrightarrow (0, 1].$$

Gesucht ist eine Zerlegung von  $M$  in eine minimale Anzahl von Teilmengen  $B_1, \dots, B_m$ , so dass

$$\sum_{a_i \in B_j} s(a_i) \leq 1 \quad \text{für } 1 \leq j \leq m.$$

Das Entscheidungsproblem BIN PACKING ist äquivalent zu dem Problem MULTIPROCESSOR SCHEDULING und daher  $\mathcal{NP}$ -vollständig. Im Folgenden betrachten wir einige Approximationsalgorithmen für BIN PACKING, als erstes NEXT FIT (Algorithmus 45). Die Laufzeit ist in  $\mathcal{O}(n)$ .

---

**Algorithmus 45** : NEXT FIT (NF)

---

**Eingabe** : Menge  $M$  und Gewichtsfunktion  $s$

**Ausgabe** : Approximationslösung für BIN PACKING

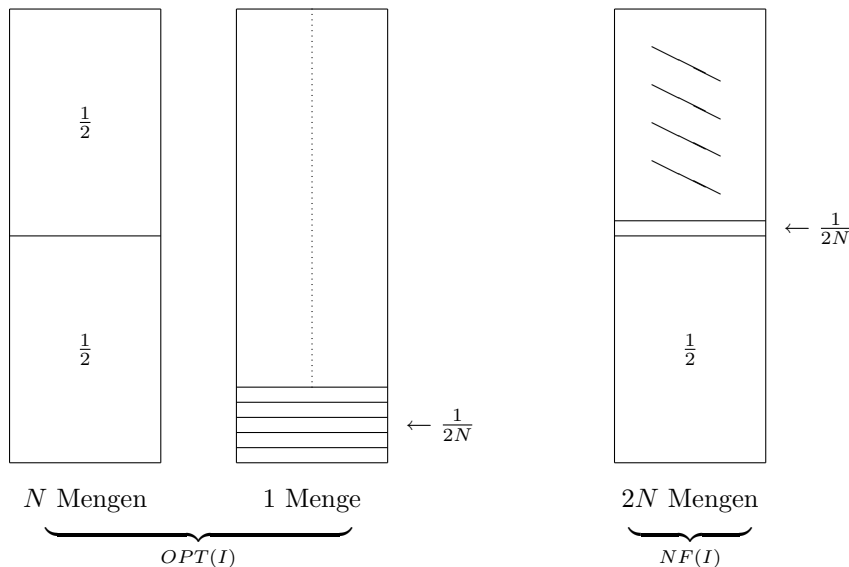
- 1 Füge  $a_1$  in  $B_1$  ein
  - 2 **Für**  $a_\ell \in \{a_2, \dots, a_n\}$
  - 3     Sei  $B_j$  die letzte, nicht-leere Menge
  - 4     **Wenn**  $s(a_\ell) \leq 1 - \sum_{a_i \in B_j} s(a_i)$
  - 5         Füge  $a_\ell$  in  $B_j$  ein
  - 6     **sonst**
  - 7         Füge  $a_\ell$  in  $B_{j+1}$  ein
- 

**Beispiel 7.4.** Sei  $n = 4 \cdot N$  für ein  $N \in \mathbb{N}$ . Sei weiterhin

$$s(a_i) = \begin{cases} \frac{1}{2} & i \text{ ungerade} \\ \frac{1}{2 \cdot N} & \text{sonst} \end{cases}$$

Der NEXT FIT Algorithmus  $\mathcal{A}_{NF}$  benötigt  $2 \cdot N$  Mengen  $B_j$ , während eine Optimallösung mit  $N+1$  Mengen auskommt, das bedeutet

$$\mathcal{A}_{NF}(I) = 2 \cdot \text{OPT}(I) - 2. \quad \blacksquare$$



**Satz 7.5.** NEXT FIT erfüllt  $\mathcal{R}_{NF} = 2$ .



*Beweis.* Sei  $I$  eine Instanz von BIN PACKING mit  $\mathcal{A}_{NF}(I) = k$  und  $B_1, \dots, B_k$  seien die benutzten Mengen. Sei für  $1 \leq j \leq k$

$$s(B_j) = \sum_{a_i \in B_j} s(a_i)$$

Dann gilt folgende Ungleichung für  $j = 1, \dots, k-1$ :

$$s(B_j) + s(B_{j+1}) > 1,$$

da ansonsten die Elemente aus  $B_{j+1}$  von NF in  $B_j$  eingefügt worden wären. Daraus folgt

$$\sum_{j=1}^k s(B_j) > \frac{k}{2} \quad \text{falls } k \text{ gerade, beziehungsweise}$$

$$\sum_{j=1}^{k-1} s(B_j) > \frac{k-1}{2} \quad \text{falls } k \text{ ungerade.}$$

Andererseits ist  $\text{OPT}(I) > \frac{k-1}{2}$ , also  $k = \text{NF}(I) < 2 \cdot \text{OPT}(I) + 1$ . Da  $\text{NF}(I)$  allerdings ganzzahlig ist, gilt somit sofort  $\text{NF}(I) \leq 2 \cdot \text{OPT}(I)$ .  $\square$

**Bemerkung 7.6.** Für Beispiele mit  $s(a_i) \leq s \leq \frac{1}{2}$  für  $1 \leq i \leq n$  kann dieses Resultat noch verschärft werden. Für jede Menge  $B_j$  muss dann  $s(B_j) > 1 - s$  sein, außer möglicherweise für  $B_k$ ,  $k = \mathcal{A}_{NF}(I)$ . Dann folgt:

$$\text{OPT}(I) \geq \sum_{j=1}^{k-1} s(B_j) > (k-1) \cdot (1-s),$$

$$\text{also} \quad k = \mathcal{A}_{NF}(I) < \frac{1}{1-s} \cdot \text{OPT}(I) + 1.$$

Für  $s \rightarrow 0$  geht also  $\text{NF}(I) \rightarrow \text{OPT}(I) + 1$ .

---

#### Algorithmus 46 : FIRST FIT (FF)

---

**Eingabe :** Menge  $M$  und Gewichtsfunktion  $s$

**Ausgabe :** Approximationslösung für BIN PACKING

- 1 Füge  $a_1$  in  $B_1$  ein
  - 2 **Für**  $a_\ell \in \{a_2, \dots, a_n\}$
  - 3      $j \leftarrow \max\{i : B_1, \dots, B_i \text{ nicht leer}\}$
  - 4      $r \leftarrow \min\{t \leq j+1 : s(a_\ell) \leq 1 - \sum_{a_i \in B_t} s(a_i)\}$
  - 5     Füge  $a_\ell$  in  $B_r$  ein
- 

Die Laufzeit ist in  $\mathcal{O}(n^2)$ . Offensichtlich ist  $\text{FF}(I) < 2 \cdot \text{OPT}(I)$  für alle Instanzen  $I$ , denn es kann nach dem Anwenden von FIRST FIT höchstens eine Menge  $B_j$  geben mit  $s(B_j) \leq \frac{1}{2}$ . Also gilt:

$$\text{FF}(I) < 2 \cdot \sum_j s(B_j) = 2 \cdot \sum_{a_i \in M} s(a_i)$$

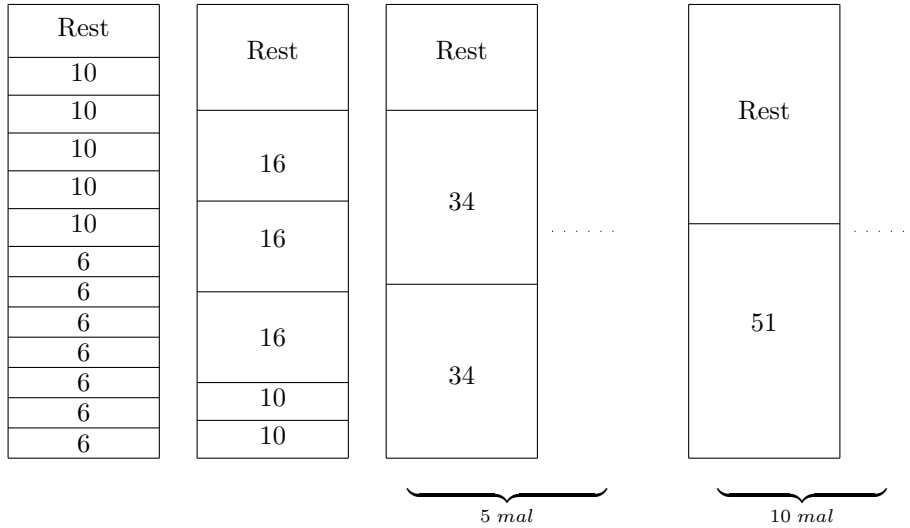
Mit  $\text{OPT}(I) \geq \sum_{a_i \in M} s(a_i)$  folgt die Behauptung.

**Beispiel 7.7.** Sei  $B := 101$  „Größe“ der Mengen (statt 1) und  $n = 37$ .

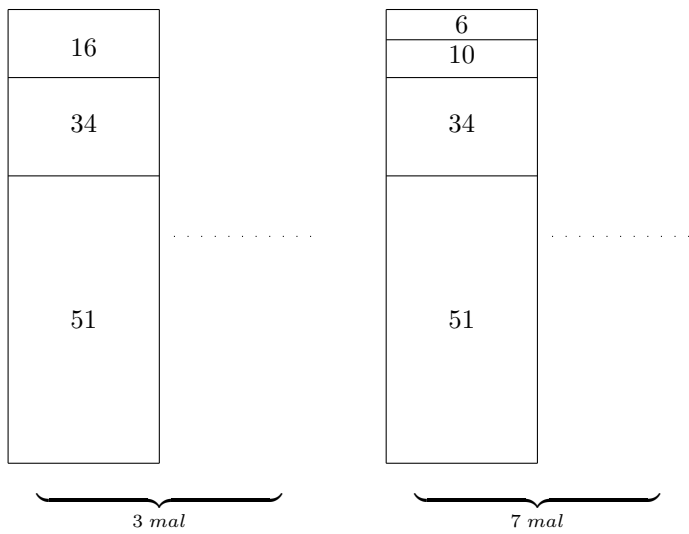
$$s(a_i) := \begin{cases} 6 & 1 \leq i \leq 7 \\ 10 & 8 \leq i \leq 14 \\ 16 & 15 \leq i \leq 17 \\ 34 & 18 \leq i \leq 27 \\ 51 & 28 \leq i \leq 37 \end{cases}$$

Dann ist  $FF(I) = 17$  und  $OPT(I) = 10$ , d.h.  $R_{FF}(I) = \frac{17}{10}$ .

FF-LÖSUNG:



OPTIMALLÖSUNG:



■

**Satz 7.8.** Für jedes Beispiel  $I$  von BIN PACKING gilt:

$$FF(I) < \frac{17}{10} \cdot OPT(I) + 1.$$

*Beweis (Schematisch).* Definiere eine Funktion  $\omega : [0, 1] \rightarrow [0, 1]$ , die man benutzt um das Ver-

hältnis von  $\text{FF}(I)$  zu  $\text{OPT}(I)$  abzuschätzen, indem man

$$\text{FF}(I) \quad \text{zu} \quad \omega(I) := \sum_{i=1}^n \omega(a_i)$$

beziehungsweise

$$\text{OPT}(I) \quad \text{zu} \quad \omega(I)$$

in Relation setzen. Sei  $\omega(a)$  wie folgt definiert:

$$\omega(a) := \begin{cases} \frac{6}{5} \cdot a & \text{für } 0 \leq a < \frac{1}{6} \\ \frac{9}{5} \cdot a - \frac{1}{10} & \text{für } \frac{1}{6} \leq a < \frac{1}{3} \\ \frac{6}{5} \cdot a + \frac{1}{10} & \text{für } \frac{1}{3} \leq a \leq \frac{1}{2} \\ 1 & \text{für } \frac{1}{2} < a \leq 1 \end{cases}$$

Abkürzend benutzt man im Folgenden  $\omega(a_i)$  für  $\omega(s(a_i))$ . Die Funktion  $\omega$  erfüllt:

- Falls für  $A \subseteq M$  gilt:  $\sum_{a_i \in A} s(a_i) \leq 1$ , dann gilt:

$$\omega(A) := \sum_{a_i \in A} \omega(a_i) \leq \frac{17}{10}$$

Daraus lässt sich herleiten, dass

$$\sum_{a_i \in M} \omega(a_i) \leq \frac{17}{10} \cdot \text{OPT}(I),$$

d.h.  $\text{OPT}(I)$  kann man zu  $\omega(I)$  in Relation setzen.

- Entsprechend verfährt man für  $\text{FF}(I)$  und erhält:

$$\sum_{a_i \in M} \omega(a_i) > \text{FF}(I) - 1. \quad \square$$

**Bemerkung 7.9.** Der Summand 1 ist bei dieser Abschätzung sicher vernachlässigbar. Definiere deshalb asymptotische Gütegarantie  $\mathcal{R}_A^\infty$ :

$$\mathcal{R}_A^\infty := \inf \left\{ r \geq 1 : \begin{array}{l} \text{Es gibt ein } N > 0, \text{ so dass } R_A(I) \leq r \\ \text{für alle } I \text{ mit } \text{OPT}(I) \geq N \end{array} \right\}$$

Dann ist  $\mathcal{R}_{\text{FF}}^\infty = \frac{17}{10}$ .

Zu weiteren Approximationsalgorithmen für BIN PACKING gibt es noch bessere asymptotische Gütegarantien als  $\frac{17}{10}$ . Als Beispiel sei hier FIRST FIT DECREASING genannt mit einer asymptotischen Gütegarantie von  $\frac{11}{9}$ .

## 7.2 Approximationsschemata

Kann es für  $\mathcal{NP}$ -schwere Optimierungsprobleme noch bessere Approximierbarkeitsresultate geben als Approximationsalgorithmen mit relativer Gütegarantie  $K$ , wobei  $K$  konstant ist? Die Antwort auf diese Frage wird Gegenstand dieses Abschnitts sein.

**Definition 7.10.** Ein (polynomiales) Approximationsschema (PAS) für ein Optimierungsproblem  $\Pi$  ist eine Familie von Algorithmen  $\{\mathcal{A}_\epsilon : \epsilon > 0\}$ , so dass  $\mathcal{A}_\epsilon$  ein  $\epsilon$ -approximierender Algorithmus ist, d.h.  $R_{\mathcal{A}_\epsilon} \leq 1 + \epsilon$  für alle  $\epsilon > 0$ . Dabei bedeutet *polynomial* wie üblich *polynomial* in der Größe des Inputs  $I$ . Ein Approximationsschema  $\{\mathcal{A}_\epsilon : \epsilon > 0\}$  heißt *vollpolynomial* (FPAS), falls seine Laufzeit zudem *polynomial* in  $\frac{1}{\epsilon}$  ist.

Zunächst zeigen wir, dass für  $\mathcal{NP}$ -schwere Optimierungsprobleme ein FPAS in gewissem Sinne das Beste ist, was wir erwarten können. Man kann beweisen, dass folgender Satz gilt:

**Satz 7.11.** Falls  $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$  und  $\Pi$  ein  $\mathcal{NP}$ -schweres Optimierungsproblem ist, so gibt es kein PAS  $\{\mathcal{A}_\epsilon : \epsilon > 0\}$  für  $\Pi$ , bei dem die Laufzeit von  $\mathcal{A}_\epsilon$  zudem *polynomial* in  $\log \frac{1}{\epsilon}$  (Kodierungslänge von  $\frac{1}{\epsilon}$ ) ist.

## 7.2.1 Ein PAS für MULTIPROCESSOR SCHEDULING

**Problem (MULTIPROZESSOR SCHEDULING).** Gegeben seien  $n$  Jobs  $J_1, \dots, J_n$  mit Bearbeitungsdauer  $p_1, \dots, p_n$  und  $m$  identische Maschinen. Ohne Einschränkung sei  $m < n$ .

Gesucht ist nun ein Schedule mit minimalem MAKESPAN, d.h. eine Zuordnung der  $n$  Jobs auf die  $m$  Maschinen, bei der zu keinem Zeitpunkt zwei Jobs auf einer Maschine liegen und der Zeitpunkt, zu dem alle Jobs abgearbeitet sind, minimal ist.

$$\text{MAKESPAN} := \max_{1 \leq j \leq m} \left( \sum_{J_i \text{ auf Maschine } j} p_i \right)$$

MULTIPROZESSOR SCHEDULING ist  $\mathcal{NP}$ -vollständig.

Zunächst wollen wir das einfache Verfahren LIST betrachten, das die Gütegarantie  $2 - \frac{1}{m}$  besitzt. Betrachte  $n$  Jobs  $J_1, \dots, J_n$  in beliebiger Reihenfolge als Liste angeordnet. Dieses Verfahren hat

---

### Algorithmus 47 : LIST SCHEDULING

---

**Eingabe :**  $n$  Jobs  $J_1, \dots, J_n$  und  $m$  Maschinen

**Ausgabe :** Zeiteffiziente Zuweisung der Jobs auf die Maschinen

- 1 Lege die ersten  $m$  Jobs auf die  $m$  Maschinen
  - 2 Sobald eine Maschine frei ist, ordne ihr den nächsten der restlichen  $n - m$  Jobs zu
- 

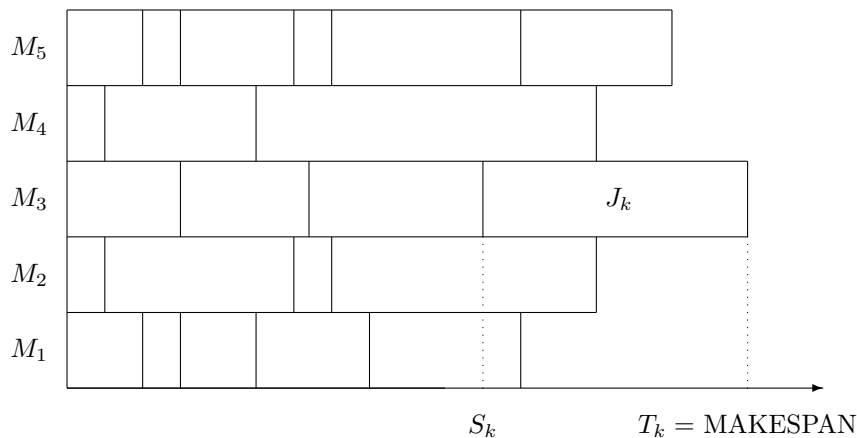
eine Laufzeit von  $\mathcal{O}(n)$ . Es kann auch angewendet werden, ohne dass alle Jobs zu Beginn bekannt sind. Ein Beispiel hierfür sind Online-Szenarien.

**Satz 7.12.** Für LIST  $\mathcal{A}$  gilt:

$$\mathcal{R}_{\mathcal{A}} = 2 - \frac{1}{m}$$

*Beweis.* Bezeichne  $S_i$  die Startzeit von Job  $J_i$  und  $T_i$  die Abschlusszeit von Job  $J_i$  im durch  $\mathcal{A}$  konstruierten Schedule. Falls  $J_k$  der zuletzt beendete Job ist, so ist  $T_k = \text{MAKESPAN}_{\mathcal{A}}$ . Dann kann zu keinem Zeitpunkt vor  $S_k$  irgendeine Maschine untätig (idle) sein, d.h.

$$S_k \leq \frac{1}{m} \cdot \sum_{j \neq k} p_j$$



□

Sei  $T_{\text{OPT}}$  der optimale MAKESPAN. Für  $T_{\text{OPT}}$  gilt:

$$\begin{aligned} T_{\text{OPT}} &\geq p_k \quad \text{da } J_k \text{ ausgeführt werden muss, und außerdem} \\ T_{\text{OPT}} &\geq \frac{1}{m} \cdot \sum_{j=1}^m p_j \end{aligned}$$

da diese untere Schranke die bestmögliche Auslastung der Maschinen repräsentiert. Andererseits gilt:

$$\begin{aligned} T_k &= S_k + p_k \\ &\leq \frac{1}{m} \cdot \sum_{j \neq k} p_j + p_k \\ &= \frac{1}{m} \cdot \sum_{j=1}^m p_j + \left(1 - \frac{1}{m}\right) \cdot p_k \\ &\leq T_{\text{OPT}} + \left(1 - \frac{1}{m}\right) \cdot T_{\text{OPT}} \\ &= \left(2 - \frac{1}{m}\right) \cdot T_{\text{OPT}} \end{aligned}$$

Basierend auf LIST kann man nun ein PAS für MULTIPROCESSOR SCHEDULING angeben:

---

**Algorithmus 48** : Algorithmus  $\mathcal{A}_\ell$  für MULTIPROCESSOR SCHEDULING

---

**Eingabe** :  $n$  Jobs  $J_1, \dots, J_n$  und konstantes  $\ell$  ( $1 \leq \ell \leq n$ )

**Ausgabe** : Zeiteffiziente Zuteilung der Jobs auf die Maschinen

- 1 Bestimme zunächst einen optimalen Schedule für  $J_1, \dots, J_\ell$ . Dabei sollen  $J_1, \dots, J_\ell, J_{\ell+1}$  die  $\ell + 1$  längsten Jobs sein mit den Bearbeitungszeiten  $p_1 \geq p_2 \geq \dots \geq p_\ell \geq p_{\ell+1}$ .
  - 2 Ausgehend von diesem partiellen Schedule ordne den restlichen Jobs  $J_{\ell+1}, \dots, J_n$  Maschinen entsprechend LIST zu.
- 

$\mathcal{A}_\ell$  kann in polynomialer Laufzeit realisiert werden, da  $\ell$  konstant angenommen wird in  $\mathcal{O}(m^\ell + n)$ .

**Satz 7.13.** Für  $\mathcal{A}_\ell$  und  $1 \leq \ell \leq n$  konstant, gilt:

$$R_{\mathcal{A}_\ell} \leq 1 + \frac{1 - \frac{1}{m}}{1 + \lfloor \frac{\ell}{m} \rfloor}$$

*Beweis.* Es bezeichne  $T$  die Abschlusszeit des Schedules für  $J_1, \dots, J_\ell$  nach Schritt 1. Falls die Abschlusszeit des Schedules für  $J_1, \dots, J_n$  auch  $T$  ist, so ist  $T = T_{\text{OPT}}$ , d.h.  $\mathcal{A}_\ell$  ist optimal. Sei also  $\text{MAKESPAN} > T$  und  $J_i$  mit  $i > \ell$  der zuletzt beendete Job, d.h.  $\text{MAKESPAN}_{\mathcal{A}_\ell} = T_i$ , wobei  $T_i$  die Abschlusszeit von  $J_i$  ist. Im Zeitintervall  $[0, T_i - p_i]$  muss dann jede Maschine belegt sein, da sonst  $J_i$  schon früher begonnen worden wäre. Es folgt:

$$\sum_{j=1}^n p_j \geq m \cdot (T_i - p_i) + p_i = m \cdot T_i - (m-1) \cdot p_i.$$

Da  $J_1, \dots, J_\ell, J_{\ell+1}$  die  $\ell + 1$  längsten Jobs sind, ist  $p_i \leq p_{\ell+1}$ , d.h. es gilt:

$$\sum_{j=1}^n p_j \geq m \cdot (T_i - p_i) + p_i \tag{7.1}$$

$$= m \cdot T_i - (m-1) \cdot p_i \tag{7.2}$$

$$\geq m \cdot T_i - (m-1) \cdot p_{\ell+1}. \tag{7.3}$$

Da zudem

$$T_{\text{OPT}} \geq \frac{1}{m} \cdot \sum_{j=1}^n p_j \geq \frac{1}{m} \cdot (m \cdot T_i - (m-1) \cdot p_{\ell+1})$$

ist, gilt mit Gleichung (7.3):

$$T_i \leq T_{\text{OPT}} + \frac{m-1}{m} \cdot p_{\ell+1}. \tag{7.4}$$

Andererseits gilt:

$$T_{\text{OPT}} \geq p_{\ell+1} \cdot \left(1 + \left\lfloor \frac{\ell}{m} \right\rfloor\right), \tag{7.5}$$

$$\tag{7.6}$$

denn in einem optimalen Schedule muss mindestens eine Maschine mindestens  $1 + \lfloor \frac{\ell}{m} \rfloor$  der Jobs  $J_1, \dots, J_\ell, J_{\ell+1}$  bearbeiten und außerdem ist

$$p_j \geq p_{\ell+1} \quad \text{für } 1 \leq j \leq \ell. \tag{7.7}$$

Also ist wegen Gleichung (7.5)

$$p_{\ell+1} \leq \frac{T_{\text{OPT}}}{1 + \lfloor \frac{\ell}{m} \rfloor} \quad \square$$

und damit folgt dann mit Gleichung (7.4):

$$\begin{aligned} R_{\mathcal{A}_\ell} = \frac{T_i}{T_{\text{OPT}}} &\leq 1 + \frac{1}{T_{\text{OPT}}} \cdot \left(1 - \frac{1}{m}\right) \cdot p_{\ell+1} \\ &\leq 1 + \left(1 - \frac{1}{m}\right) \cdot \frac{1}{1 + \lfloor \frac{\ell}{m} \rfloor} \end{aligned}$$

Aus  $\mathcal{A}_\ell$  kann nun ein PAS abgeleitet werden. Zu  $\epsilon > 0$  sei  $\mathcal{A}_\epsilon$  ein Algorithmus  $\mathcal{A}_\ell$  mit  $\ell$  so gewählt, dass  $R_{\mathcal{A}_\ell} \leq 1 + \epsilon$  ist, also

$$\frac{1 - \frac{1}{m}}{1 + \lfloor \frac{\ell}{m} \rfloor} \leq \epsilon \quad \text{ist.}$$

**Folgerung 7.14.** Für MULTIPROCESSOR SCHEDULING mit konstanter Maschinenanzahl existiert ein PAS.

**Bemerkung 7.15.** Der Algorithmus 48 liefert kein FPAS  $\{\mathcal{A}_\ell : \ell > 0\}$ , da die Laufzeit von  $\mathcal{A}_\ell$  in  $\mathcal{O}(m^\ell + n)$  nicht polynomial in  $\frac{1}{\epsilon}$  ist.

## 7.3 Asymptotische PAS für BIN PACKING

**Definition 7.16.** Ein asymptotisches PAS - im Folgenden mit APAS abgekürzt - ist eine Familie von Algorithmen  $\{\mathcal{A}_\epsilon : \epsilon > 0\}$ , so dass  $\mathcal{A}_\epsilon$  ein asymptotisch  $\epsilon$ -approximativer Algorithmus für jedes  $\epsilon > 0$  ist, d.h.

$$\mathcal{R}_{\mathcal{A}_\epsilon}^\infty \leq 1 + \epsilon.$$

Entsprechend nennt man  $\{\mathcal{A}_\epsilon : \epsilon > 0\}$  ein asymptotisch vollpolynomiales PAS (AFPAS), wenn  $\mathcal{A}_\epsilon$  zudem polynomial in  $\frac{1}{\epsilon}$  ist.

### 7.3.1 Ein APAS für BIN PACKING

Ziel dieses Abschnittes ist es ein APAS  $\{\mathcal{A}_\epsilon : \epsilon > 0\}$  mit

$$\mathcal{A}_\epsilon(I) \leq (1 + \epsilon) \cdot \text{OPT}(I) + 1$$

für alle Instanzen  $I$  mit Laufzeit  $\mathcal{O}(n)$  zu entwickeln. Dabei sei  $n$  die Anzahl der zu packenden Elemente, die exponentiell in  $\frac{1}{\epsilon}$  ist. Eine Instanz  $I$  für BIN PACKING bestehe also aus den Elementen  $\{1, \dots, n\}$  mit den Größen  $s_1, \dots, s_n$ , wobei  $0 < s_i \leq 1$ . Um das Problem zu lösen, benutzen wir folgende Techniken:

1. Restriktion von BIN PACKING
2. Entfernen kleiner Elemente
3. Lineares Gruppieren

**Bemerkung 7.17.** Es gilt offensichtlich für jede Instanz  $I$  von BIN PACKING:

$$\begin{aligned} \text{SIZE}(I) := \sum_{i=1}^n s_i &\leq \text{OPT}(I) \leq n \quad \text{und} \\ \text{OPT}(I) &\leq 2 \cdot \text{SIZE}(I) + 1 \end{aligned}$$

da NEXT FIT immer eine solche Lösung findet. Ohne Einschränkung sei  $s_1 \geq \dots \geq s_n \geq 0$ .

#### RESTRICTED BIN PACKING $\text{RBP}[\delta, m]$

Gegeben seien Größen  $V = \{v_1, \dots, v_m\}$  mit  $m < n$  derart, dass für diese gilt:  $1 \geq v_1 > v_2 > \dots > v_m \geq \delta > 0$ . Eine Instanz von  $\text{RBP}[\delta, m]$  besteht aus den Elementen  $\{1, \dots, n\}$ , deren Größen  $s_i$  alle aus  $V$  sind, wobei jeweils  $n_j$  Elemente der Größe  $v_j$  vorkommen, d.h.  $n = \sum_{j=1}^m n_j$ .

Gesucht ist eine Partition von  $\{1, \dots, n\}$  mit minimaler Anzahl von Mengen  $B_\ell$ , so dass für alle  $B_\ell$  gilt:

$$\sum_{j \in B_\ell} s_j \leq 1$$

Betrachte nun eine Lösung für eine Instanz  $I$  von  $\text{RBP}[\delta, m]$ . Ein „BIN“  $B$  der Lösung ist dann charakterisiert durch ein  $m$ -Tupel  $(b_1, \dots, b_m)$ , wobei  $0 \leq b_j \leq n_j$  die Bedeutung „in  $B$  sind  $b_j$  Elemente der Größe  $v_j$ “ für  $1 \leq j \leq m$  hat. Ein  $m$ -Tupel  $T_t = (T_{t1}, \dots, T_{tm})$  heißt *BIN-TYP*, falls  $T_{tj} \in \mathbb{N}_0$  und

$$\sum_{j=1}^m T_{tj} \cdot v_j \leq 1 .$$

Für eine feste Menge  $V = \{v_1, \dots, v_m\}$  und  $0 < \delta < 1$  bezeichnet  $q$  die Anzahl möglicher, verschiedener *BIN-TYPEN*. Dann kann eine obere Schranke für  $q$  angegeben werden, die nur von  $\delta$  und  $m$  abhängt, bezeichnet mit  $q(\delta, m)$ .

**Lemma 7.18.** Sei  $k = \lfloor \frac{1}{\delta} \rfloor$ . Dann gilt:

$$q(\delta, m) \leq \binom{m+k}{k}$$

*Beweis.* Ein *BIN-TYP*  $(T_{t1}, \dots, T_{tm})$  hat die Eigenschaft, dass

$$\sum_{j=1}^m T_{tj} \cdot v_j \leq 1 \text{ und } T_{tj} \geq 0 \text{ f\"ur } 1 \leq j \leq m.$$

Da  $v_j \geq \delta$  für alle  $j$ , folgt

$$\sum_{j=1}^m T_{tj} \leq k.$$

Jeder *BIN-TYP* entspricht einer Möglichkeit (geordnet)  $m$  nicht-negative ganze Zahlen zu wählen, die sich zu höchstens  $k$  aufsummieren beziehungsweise  $m+1$  nicht-negative ganze Zahlen zu wählen, die sich genau zu  $k$  aufsummieren lassen. Die Anzahl dieser Möglichkeiten ist also die obere Schranke für  $q(\delta, m)$ . Dass diese Anzahl gerade

$$\binom{m+k}{k}$$

ist, lässt sich per Induktion mit einem einfachen Abzählargument beweisen.  $\square$

Eine Lösung einer Instanz  $I$  von  $\text{RBP}[\delta, m]$  kann also allein dadurch charakterisiert werden, wie viele *BINs* eines jeden der  $q(\delta, m) = q$  *BIN-TYPEN* vorkommen, d.h. durch ein  $q$ -Tupel  $X = (x_1, \dots, x_q)$ , wobei  $x_t$  die Anzahl der *BINs* vom *BIN-TYP*  $T_t$  angibt für  $1 \leq t \leq q$ .

Beachte, dass nicht alle *BIN-TYPEN* zu einer zulässigen Lösung gehören, da die Zulässigkeit für alle  $j \in \{1, \dots, m\}$  erfordert:

$$\sum_{t=1}^q x_t \cdot T_{tj} \leq n_j$$

**Beispiel 7.19.** Gegeben sei folgende Instanz  $I$  mit  $n = 20$ ,  $m = 5$  und  $\delta = \frac{1}{8}$ . Ferner sei

$$\begin{array}{l|l} v_1 = 1 & n_1 = 3 \\ v_2 = \frac{3}{4} & n_2 = 3 \\ v_3 = \frac{1}{2} & n_3 = 6 \\ v_4 = \frac{1}{4} & n_4 = 3 \\ v_5 = \frac{1}{8} & n_5 = 5 \end{array}$$

Außerdem hat man

$$\begin{array}{l} T_1 = (1, 0, 0, 0, 0), \quad T_2 = (0, 1, 0, 0, 0), \\ \dots, \quad (0, 1, 0, 1, 0), \quad \dots, \quad T_t = (0, 0, 1, 0, 4), \\ \dots, \quad (0, 0, 0, 2, 4), \quad \dots \end{array}$$

als *BIN-Typen*. Es gibt maximal

$$\binom{5+8}{8} \geq q \text{ BIN-Typen.}$$

Eine Lösung ist  $X = (x_1, \dots, x_q)$ , beispielsweise  $(3, 3, \dots, 0, \dots, 1, \dots)$ . Ein  $q$ -Tupel  $X$ , bei dem zum Beispiel  $T_1$  mindestens viermal oder  $T_t$  mindestens zweimal vorkommt, ist keine zulässige Lösung.  $\blacksquare$



**Lineares Programm zu RBP** $[\delta, m]$ 

Sei  $A$  eine  $q \times m$ -Matrix, deren  $t$ -te Zeile dem  $m$ -Tupel  $T_t$  entspricht und sei  $N := (n_1, \dots, n_m)$ . Dann ist

$$\forall j \in \{1, \dots, m\} : \sum_{t=1}^q x_t \cdot T_{tj} = n_j \quad \text{äquivalent zu} \quad X \cdot A = N .$$

Die Anzahl der BINs in einer Lösung  $X$  ist einfach

$$\sum_{t=1}^q x_t = (1, \dots, 1) \cdot X^T .$$

**Folgerung 7.20.** *Eine optimale Lösung von RBP $[\delta, m]$  entspricht einer ganzzahligen Lösung des folgenden „Integer linear Program“ (ILP(I)):*

Minimiere

$$1^T \cdot X^T$$

unter der Bedingung  $x_i \geq 0$  für  $1 \leq i \leq q$  und

$$X \cdot A = N .$$

Die Anzahl  $q$  der Zeilen von  $A$  ist exponentiell in  $\delta$  und  $m$ . Wenn man jedoch voraussetzt, dass  $\delta$  und  $m$  konstant sind, so hängt die Größe des ILP(I) nur von  $n$  ab und das ILP(I) kann in einer Zeit, die linear in  $n$  ist, aufgestellt werden. Wie in Kapitel 6 erwähnt, ist INTEGER LINEAR PROGRAMMING  $\mathcal{NP}$ -vollständig. Ein ILP, bei dem die Anzahl der Variablen konstant ist, kann jedoch in einer Laufzeit, die linear in der Anzahl der Nebenbedingungen ist, gelöst werden. Dieses Ergebnis stammt von H. W. Lenstra und ist aus dem Jahr 1983. Die Anzahl der Variablen ist hier  $q$  und nur abhängig von  $\delta$  und  $m$ .

**Satz 7.21.** *Eine Instanz  $I$  von RBP $[\delta, m]$  kann in  $\mathcal{O}(n + f(\delta, m))$  gelöst werden, wobei  $f(\delta, m)$  eine Konstante ist, die nur von  $\delta$  und  $m$  abhängt.*

**Entfernen kleiner Elemente**

**Lemma 7.22.** *Sei  $I$  eine Instanz für BIN PACKING. Zu  $\delta$  mit  $0 < \delta \leq \frac{1}{2}$  sei eine Teillösung für  $I$  gegeben, bei der alle Elemente der Größe  $s_i > \delta$  in  $\beta$  BINs gepackt werden können. Dann kann diese Teillösung erweitert werden zu einer Lösung von  $I$ , bei der die Anzahl der BINs höchstens*

$$\max\{\beta, (1 + 2 \cdot \delta) \cdot \text{OPT}(I) + 1\} \text{ ist.}$$

*Beweis.* Um das Lemma zu beweisen, benutzt man FIRST FIT, um die Teillösung zu einer Lösung zu erweitern, wobei zunächst immer wieder die  $\beta$  BINs der Teillösung behandelt werden. Wenn FIRST FIT alle „kleineren“ Elemente in die ersten  $\beta$  BINs packt, dann ist die Behauptung erfüllt. Bestehe also die Lösung aus  $\beta' > \beta$  BINs. Wie bei der Abschätzung, dass allgemein

$$FF \leq 2 \cdot \text{OPT} + 1 \quad \square$$

gilt, sind hier alle bis auf höchstens ein BIN mindestens zu  $1 - \delta$  gefüllt. Also gilt nun:

$$\text{SIZE}(I) \geq (1 - \delta) \cdot (\beta' - 1)$$

Da

$$\begin{aligned}
 \text{SIZE}(I) &\leq \text{OPT}(I) && \text{folgt nun:} \\
 \beta' &\leq \frac{1}{1-\delta} \cdot \text{OPT}(I) + 1 \\
 &\stackrel{\leq}{\underbrace{\phantom{\leq}}} && \frac{1+\delta-2\cdot\delta^2}{1-\delta} \cdot \text{OPT}(I) + 1 \\
 &0 < \delta \leq \frac{1}{2} \\
 &= (1+2\cdot\delta) \cdot \text{OPT}(I) + 1 .
 \end{aligned}$$

### Lineares Gruppieren

Eine Instanz  $I$  von BIN PACKING wird in eine Instanz von RBP $[\delta, m]$  überführt für ein geeignetes  $\delta$  und  $m$ , ohne dass sich der Wert einer optimalen Lösung „zu sehr“ verändert. Zu einer Instanz  $I$  von BIN PACKING und zu  $k$  sei  $m := \lfloor \frac{n}{k} \rfloor$ . Definiere ferner Gruppen  $G_j$ ,  $j \in \{1, \dots, m+1\}$ , von Elementen der Instanz  $I$ , so dass  $G_1$  die  $k$  größten Elemente,  $G_2$  die  $k$  nächstgrößten, usw. enthält, d.h.

$$\begin{aligned}
 G_j &:= \{(j-1) \cdot k + 1, \dots, j \cdot k\} && \text{für } j = 1, \dots, m \text{ und} \\
 G_{m+1} &:= \{m \cdot k + 1, \dots, n\},
 \end{aligned}$$

wobei die Größe von Element  $i$  gerade  $s_i$  sei, mit  $1 \geq s_1 \geq s_2 \geq \dots \geq s_n \geq \delta > 0$ .

**Definition 7.23.** Man definiert zu zwei Instanzen  $I_1$  und  $I_2$  von BIN PACKING mit

$$\begin{aligned}
 I_1 &\text{ enthält Elemente der Größe } x_1 \geq x_2 \geq \dots \geq x_n \\
 I_2 &\text{ enthält Elemente der Größe } y_1 \geq y_2 \geq \dots \geq y_n
 \end{aligned}$$

die Relation „ $\geq$ “ durch

$$I_1 \geq I_2 \iff x_i \geq y_i \quad \text{für alle } i \in \{1, \dots, n\}.$$

Man sagt dann „ $I_1$  dominiert  $I_2$ “.

**Folgerung 7.24.** Falls  $I_1 \geq I_2$ , so gilt

$$\begin{aligned}
 \text{SIZE}(I_1) &\geq \text{SIZE}(I_2) && \text{und} \\
 \text{OPT}(I_1) &\geq \text{OPT}(I_2).
 \end{aligned}$$

Nun gilt offensichtlich:

$$G_1 \geq G_2 \geq G_3 \geq \dots \geq G_m$$

Sei nun  $v_j := s_{(j-1) \cdot k + 1}$  Größe des größten Elementes in  $G_j$ . Definiere Gruppen  $H_j$ ,  $j \in \{1, \dots, m\}$ , bestehend aus jeweils  $k$  Elementen der Größe  $v_j$  und  $H_{m+1}$  bestehend aus  $|G_{m+1}|$  Elementen der Größe  $v_{m+1}$ . Dann gilt:

$$H_1 \geq G_1 \geq H_2 \geq G_2 \geq \dots \geq H_m \geq G_m$$

Definiere nun zu einer Instanz  $I$  von BIN PACKING zwei Instanzen

$$\begin{aligned}
 I_{LO} &\text{ für „I Low“} && \text{aus } H_2 \cup H_3 \cup \dots \cup H_{m+1} \quad (m \text{ Elemente!}) \\
 I_{HI} &\text{ für „I High“} && \text{aus } H_1 \cup H_2 \cup \dots \cup H_{m+1} \quad (m+1 \text{ Elemente!})
 \end{aligned}$$

Dann ist  $I_{LO}$  eine Instanz von RBP $[\delta, m]$  und  $I_{HI} \geq I$ .

**Lemma 7.25.** Es gilt:

$$\begin{aligned}
 \text{OPT}(I_{LO}) &\leq \text{OPT}(I) \leq \text{OPT}(I_{HI}) \leq \text{OPT}(I_{LO}) + k && \text{und} \\
 \text{SIZE}(I_{LO}) &\leq \text{SIZE}(I) \leq \text{SIZE}(I_{HI}) \leq \text{SIZE}(I_{LO}) + k
 \end{aligned}$$

*Beweis.* Betrachte Instanz  $I_x$  bestehend aus  $G_1 \cup G_2 \cup \dots \cup G_{m-1} \cup X$ , wobei  $X \subseteq G_m$  mit  $|X| = |G_{m+1}| = |H_{m+1}|$ . Dann gilt  $I_{LO} \leq I_x$  und daraus folgt:

$$\text{OPT}(I_{LO}) \leq \text{OPT}(I) \quad \text{und} \quad \text{SIZE}(I_{LO}) \leq \text{SIZE}(I)$$

$I_{HI}$  entsteht aus  $I_{LO}$  durch Hinzufügen von  $H_1$ . Aus einer Lösung von  $I_{LO}$  entsteht durch Hinzufügen von maximal  $k$  zusätzlichen BINs eine Lösung von  $I_{HI}$ , also gilt

$$\begin{aligned} \text{OPT}(I_{HI}) &\leq \text{OPT}(I_{LO}) + k \quad \text{und trivialerweise gilt:} \\ \text{SIZE}(I_{HI}) &\leq \text{SIZE}(I_{LO}) + k . \end{aligned}$$

Die nun noch fehlende Ungleichung folgt aus  $I \leq I_{HI}$ .  $\square$

Mittels Sortieren kann aus einer beliebigen Instanz  $I$  für BIN PACKING  $I_{LO}$  und  $I_{HI}$  in  $\mathcal{O}(n \log(n))$  konstruiert werden und aus einer optimalen Lösung für  $I_{LO}$  eine Lösung für  $I$  mit dem Wert  $\text{OPT}(I_{LO}) + k$ .

### APAS $\{\mathcal{A}_\epsilon : \epsilon > 0\}$ für BIN PACKING

Nach der geleisteten Vorarbeit kann man nun das vollständige APAS für BIN PACKING formulieren:

---

#### Algorithmus 49 : APAS für BIN PACKING

---

**Eingabe :** Instanz  $I$  mit  $n$  Elementen der Größen  $s_1 \geq \dots \geq s_n$  und  $\epsilon$

**Ausgabe :** Approximationslösung für BIN PACKING

- 1  $\delta \leftarrow \frac{\epsilon}{2}$
  - 2 Betrachte Instanz  $J$  der Elemente aus  $I$  mit Größe mindestens  $\delta$ .  $J$  ist dann eine Instanz von RBP $[\delta, n']$ .
  - 3  $k \leftarrow \left\lceil \frac{\epsilon^2}{2} \cdot n' \right\rceil$
  - 4 Berechne zu  $J$  und  $k$  Instanzen  $J_{LO}$  von RBP $[\delta, m]$  und  $J_{HI}$  bestehend aus  $J_{LO}$  mit  $H_1$ , wobei  $|H_1| = k$  ist und für  $m := \lfloor \frac{n'}{k} \rfloor$  benutzt wird.
  - 5 Berechne jetzt eine optimale Lösung von  $J_{LO}$  durch optimales Lösen des ILP( $J_{LO}$ ).
  - 6 Füge die  $k$  Elemente aus  $H_1$  in maximal  $k$  zusätzliche BINs.
  - 7 Berechne aus dieser Lösung für  $J_{HI}$  Lösung für  $J$  mit derselben Anzahl BINs.
  - 8 Erweitere diese Lösung von  $J$  mit FIRST FIT zu einer Lösung von  $I$ .
- 

**Satz 7.26.** Für obigen Algorithmus gilt:

$$\mathcal{A}_\epsilon(I) \leq (1 + \epsilon) \cdot \text{OPT}(I) + 1 \quad \text{und}$$

die Laufzeit von  $\mathcal{A}_\epsilon$  ist in  $\mathcal{O}(n \cdot \log(n) + c_\epsilon)$ , wobei  $c_\epsilon$  eine „Konstante“ ist, die von  $\epsilon$  abhängt.

*Beweis.* Die Laufzeit hängt nur vom Sortieren in Schritt 4 ab und von dem Lösen des ILP( $J_{LO}$ ) in Schritt 5. Die Laufzeit von ILP( $J_{LO}$ ) ist linear in  $n$  und einer von  $\epsilon$  abhängigen Konstanten. Die Lösung für  $J$  benötigt maximal  $\text{OPT}(J_{LO}) + k$  viele BINs. Da alle Elemente in  $J$  mindestens Größe  $\delta = \frac{\epsilon}{2}$  haben, muss  $\text{SIZE}(J) \geq \epsilon \cdot \frac{n'}{2}$  sein. Also gilt:

$$k \leq \frac{\epsilon^2}{2} \cdot n' + 1 \leq \epsilon \cdot \text{SIZE}(J) + 1 \leq \epsilon \cdot \text{OPT}(J) + 1$$

Mit Lemma 7.25 folgt dann:

$$\text{OPT}(J_{LO}) + k \leq \text{OPT}(J) + \epsilon \cdot \text{OPT}(J) + 1 \leq (1 + \epsilon) \cdot \text{OPT}(J) + 1 \quad \square$$

und somit folgt weiter:

$$\begin{aligned} \mathcal{A}_\epsilon(I) &\leq \max\{(1 + \epsilon) \cdot \text{OPT}(J) + 1, (1 + \epsilon) \cdot \text{OPT}(I) + 1\} \quad \text{und da} \\ \text{OPT}(J) &\leq \text{OPT}(I) \quad \text{folgt weiter:} \\ \mathcal{A}_\epsilon(I) &\leq (1 + \epsilon) \cdot \text{OPT}(I) + 1. \end{aligned}$$

**Bemerkung 7.27.** Für die Laufzeit von  $\mathcal{A}_\epsilon$  ist der Aufwand für das Lösen des  $ILP(J_{LO})$  in Schritt 5 entscheidend. Die Laufzeit ist exponentiell in  $\frac{1}{\epsilon}$ , da die Anzahl der Nebenbedingungen des  $ILP$  exponentiell in  $\frac{1}{\epsilon}$  ist.

### 7.3.2 AFPAS für BIN PACKING

Aus dem konstruierten APAS kann ein AFPAS konstruiert werden, indem optimales Lösen des  $ILP(J_{LO})$  ersetzt wird durch eine „nicht-ganzzahlige“ Lösung und darauf die Technik des „Rundens“ angewendet wird.

#### Runden nicht-ganzzahliger Lösungen

Man betrachtet wieder das Problem  $\text{RBP}[\delta, m]$ . Dieses Problem kann formuliert werden als:

$$\text{Minimiere} \quad \mathbf{1}^T \cdot X^T$$

unter den Bedingungen

- $x_i \geq 0$  für alle  $1 \leq i \leq q$  und
- $X \cdot A = N$ ,

wobei  $A$  eine  $q \times m$ -Matrix ist und  $N$  ein  $m$ -Vektor. Man betrachtet nun die *Relaxierung* des  $ILP$ s, indem man die Ganzzahligkeitsbedingung für die  $x_i$  weglässt. Man erhält dadurch ein *Lineares Programm (LP)* zu dem  $ILP$ . Bezeichne nun im Folgenden  $\text{LIN}(I)$  den Wert einer (nicht notwendig ganzzahligen) optimalen Lösung des  $\text{LP}(I)$ . Die Interpretation dieses Resultats lautet wie folgt: Eine Lösung einer  $\text{BIN PACKING}$ -Instanz  $I$  von  $\text{RBP}[\delta, m]$ , die zu einer Lösung des  $\text{LP}(I)$  korrespondiert, wäre eine Lösung, in der *Bruchteile von Elementen* in *Bruchteile von BINs* gepackt werden. Die Größe einer solchen optimalen Lösung ist gerade  $\text{SIZE}(I)$ . Allerdings würden die Bedingungen des  $\text{LP}$  keine beliebigen Bruchteile zulassen, sondern in jedem Bruchteil eines  $\text{BINs}$  müssten die Elemente denselben Bruchteil haben, d.h. anstatt ganzzahliger Anzahlen von *BIN-TYPEN* sind „gebrochenzahlige“ Anzahlen erlaubt.

#### Relaxierung des $ILP$

Aus der Theorie der linearen Programmierung übernehmen wir hier den Zusammenhang zwischen  $\text{LPs}$  und  $\text{ILPs}$ . Ohne Einschränkung sei dazu  $\text{rang}(A) = m$  und die ersten  $m$  Zeilen von  $A$  bilden eine Basis. Dann heiÙe die Lösung  $X^*$  mit  $x_i = 0$  für  $i > m$  *Basislösung*. Es gilt: Für jedes  $\text{LP}$  gibt es eine optimale Lösung, die eine Basislösung ist (siehe hierzu die Theorie der Linearen Programmierung).

Im Folgenden bezeichne  $\text{LIN}(I)$  den Wert einer nicht notwendig ganzzahligen, optimalen Lösung des  $\text{LPs}$  zu einer Instanz  $I$ .

**Lemma 7.28.** Für alle Instanzen  $I$  zu  $\text{RBP}[\delta, m]$  gilt:

$$\text{SIZE}(I) \leq \text{LIN}(I) \leq \text{OPT}(I) \leq \text{LIN}(I) + \frac{m+1}{2}.$$

*Beweis.* Die ersten beiden Ungleichungen sind klar. Sei nun  $Y$  eine Basislösung des  $LP(I)$ . Dann benutzt  $Y$  höchstens  $m$  verschiedene *BIN-TYPEN*. Würde man jede Komponente von  $Y$  zum nächsten ganzzahligen Wert aufrunden, so würde der Wert der Lösung also um höchstens  $m$  erhöht. Wir wollen hier allerdings eine schärfere Schranke (Summand  $\frac{m+1}{2}$ ) beweisen. Dazu definiert man

$$\begin{array}{lll} q\text{-Vektor } W & \text{durch} & w_i := \lfloor Y_i \rfloor \\ Z & \text{durch} & z_i := Y_i - w_i \end{array} \quad \text{und}$$

mit  $1 \leq i \leq q$ , d.h.  $W$  ist ganzzahliger und  $Z$  ist gebrochenzahliger Anteil von  $Y$ . Sei  $J$  Instanz von  $RBP[\delta, m]$ , die aus den Elementen von  $I$  besteht, die nicht in der ganzzahligen Teillösung, die durch  $W$  gegeben ist, in BINs gepackt werden.  $Z$  induziert dann eine gebrochenzahlige Lösung für  $J$ , die höchstens  $m$  *BIN-TYPEN* benutzt, die jeweils zu einem Bruchteil, der kleiner als 1 ist, benutzt werden. Also gilt:

$$\text{SIZE}(J) \leq \text{LIN}(J) \leq \sum_{i=1}^q z_i \leq m$$

Es gilt wiederum

$$\begin{aligned} \text{OPT}(J) &\leq 2 \cdot \text{SIZE}(J) + 1 \quad \text{und offensichtlich ist wieder} \\ \text{OPT}(J) &\leq m, \end{aligned}$$

da Aufrunden jedes positiven Eintrags in  $Z$  auf 1 eine Lösung mit Wert  $m$  liefert. Damit ergibt sich

$$\begin{aligned} \text{OPT}(J) &\leq \min\{m, 2 \cdot \text{SIZE}(J) + 1\} \\ &\leq \text{SIZE}(J) + \min\{m - \text{SIZE}(J), 2 \cdot \text{SIZE}(J) + 1\} \\ &\leq \text{SIZE}(J) + \frac{m+1}{2} \end{aligned}$$

Man muss jedoch  $\text{OPT}(I)$  durch  $\text{SIZE}(I)$  abschätzen und  $m$  beschränken. Es gilt allerdings

$$\begin{aligned} \text{OPT}(I) &\leq \text{OPT}(I - J) + \text{OPT}(J) \\ &\leq \sum_{i=1}^m w_i + \text{SIZE}(J) + \frac{m+1}{2} \\ &\leq \sum_{i=1}^m w_i + \text{LIN}(J) + \frac{m+1}{2} \\ &\leq \sum_{i=1}^m w_i + \sum_{i=1}^m z_i + \frac{m+1}{2} \\ &= \text{LIN}(I) + \frac{m+1}{2} \quad \square \end{aligned}$$

**Bemerkung 7.29.** *Der Beweis zu obigem Lemma ist konstruktiv. Aus einer Lösung des  $LP(I)$  kann man eine Lösung zu  $I$  konstruieren mit obiger Schranke. Die Anzahl der Bedingungen in  $LP(I)$  ist wieder exponentiell in  $\frac{1}{\epsilon}$ . Man kann aber folgenden Satz beweisen:*

**Satz 7.30.** *Es gibt einen vollpolynomialen Algorithmus  $\mathcal{A}$  zur Lösung einer Instanz von  $RBP[\delta, m]$  mit*

$$\mathcal{A}(I) \leq \text{LIN}(I) + \frac{m+1}{2} + 1.$$

*Dieses Verfahren stammt von Karmakar und Karp aus dem Jahre 1982.*

**Lemma 7.31.** *Mit „linearem Gruppieren“ kann zu einer Instanz  $I$  von  $RBP[\delta, m]$  eine Instanz  $I_{LO}$  von  $RBP[\delta, m]$  und eine Gruppe  $H_1$  konstruiert werden, so dass für  $I_{HI} = H_1 \cup I_{LO}$  gilt:*

$$\begin{aligned} \text{LIN}(I_{LO}) &\leq \text{LIN}(I) \\ &\leq \text{LIN}(I_{HI}) \\ &\leq \text{LIN}(I_{LO}) + k \end{aligned}$$

Der Beweis zu diesem Lemma verläuft analog zum vorhergehenden Lemma.

Das Ergebnis lautet wie folgt. Man hat so ein AFPAS  $\{\mathcal{A}_\epsilon : 1 \geq \epsilon > 0\}$  für eine Eingabe mit  $n$  Elementen mit den Größen  $\{s_1, \dots, s_n\}$  erhalten. Ersetze nun im APAS Schritt 5 durch Schritt 5': Löse dann  $J_{LO}$  entsprechend Satz ??.

**Satz 7.32.** *Es gilt die folgende Abschätzung:*

$$\mathcal{A}_\epsilon \leq (1 + \epsilon) \cdot \text{OPT}(I) + \frac{1}{\epsilon^2} + 3$$

*Beweis.* Es gilt:

$$\text{LIN}(J_{LO}) + 1 + \frac{m+1}{2} \leq \text{OPT}(I) + \frac{1}{\epsilon^2} + 2$$

nach der Wahl von  $m$  mit

$$m = \lfloor \frac{n'}{k} \rfloor = \frac{n'}{\frac{\epsilon^2}{2} \cdot n'} = \frac{2}{\epsilon^2}.$$

□

Andererseits ist

$$\begin{aligned} \text{OPT}(J) &\geq \text{SIZE}(J) \geq n' \cdot \frac{\epsilon}{2} \quad \text{und damit ist} \\ k = \lceil \frac{n' \cdot \epsilon^2}{2} \rceil &\leq 2 \cdot \text{OPT}(J) + 1 \leq \epsilon \cdot \text{OPT}(I) + 1. \end{aligned}$$

Nun ist aber

$$\begin{aligned} \mathcal{A}_\epsilon &\leq \text{LIN}(J_0) + 1 + \frac{m+1}{2} + k \quad \text{und daraus folgt} \\ \mathcal{A}_\epsilon &\leq (1 + \epsilon) \cdot \text{OPT}(I) + \frac{1}{\epsilon^2} + 3. \end{aligned}$$

# Kapitel 8

## Randomisierte Algorithmen

**Definition 8.1.** *Ein Algorithmus, der im Laufe seiner Ausführung gewisse Entscheidungen zufällig trifft, heißt randomisierter Algorithmus.*

**Beispiel 8.2.** Bei der randomisierten Variante von QUICKSORT wird das Element, nach dem in die Teilfolgen aufgeteilt wird, zufällig gewählt. ■

Motivation für randomisierte Algorithmen:

- Für viele Probleme sind randomisierte Algorithmen schneller als deterministische Algorithmen.
- Typischerweise sind randomisierte Algorithmen einfacher zu beschreiben und zu implementieren als deterministische Algorithmen.

Man unterscheidet zwei Typen von randomisierten Algorithmen:

1. LAS VEGAS:

Randomisierte Algorithmen, die immer ein korrektes Ergebnis liefern, gehören zu diesem Typ. In Abhängigkeit von den Wahlen, die zufällig getroffen werden, variiert die Laufzeit dieser Algorithmen. Man analysiert dann die Verteilung der Anzahlen der durchgeführten Rechnungsschritte.

2. MONTE CARLO:

Randomisierte Algorithmen, die manchmal auch ein falsches Ergebnis liefern, fallen unter diese Kategorie von Algorithmen. Man untersucht hier die Wahrscheinlichkeit, mit der das Ergebnis falsch ist. Für Entscheidungsprobleme, d.h. deren mögliches Ergebnis JA/NEIN ist, gibt es zwei Arten von Monte Carlo-Algorithmen:

(a) beidseitiger Fehler

Ein Monte Carlo-Algorithmus hat einen beidseitigen Fehler, wenn für die beiden möglichen Antworten JA/NEIN die Wahrscheinlichkeit für eine falsche Antwort größer als Null ist.

(b) einseitiger Fehler

Ein Monte Carlo-Algorithmus hat einen einseitigen Fehler, wenn die Wahrscheinlichkeit, dass die Antwort falsch ist, in einem der beiden Fälle JA/NEIN gleich Null ist, d.h. zum Beispiel, wenn das Ergebnis „JA“ ausgegeben wird, ist dies immer richtig, während wenn „NEIN“ ausgegeben wird, ist dies nur mit einer bestimmten Wahrscheinlichkeit korrekt.

**Definition 8.3.**

1. Die Klasse  $\mathcal{RP}$  (randomisiert polynomial) ist die Klasse der Entscheidungsprobleme  $\Pi$ , für die es einen polynomialen, randomisierten Algorithmus  $A$  gibt, so dass für alle Instanzen  $I$  von  $\Pi$  gilt:

$$\begin{cases} I \in Y_{\Pi} \longrightarrow \Pr[A(I) \text{ ist „JA“}] \geq \frac{1}{2} \\ I \notin Y_{\Pi} \longrightarrow \Pr[A(I) \text{ ist „JA“}] = 0 \end{cases}$$

$Y_{\Pi}$  ist die Menge der sogenannten „JA-Beispiele“ von  $\Pi$ . Dabei entspricht  $\Pr[A(I) \text{ ist „JA“}]$  der Wahrscheinlichkeit, dass die Antwort, die  $A$  bei der Eingabe von  $I$  gibt, „JA“ ist. Ein  $\mathcal{RP}$ -Algorithmus ist also ein einseitiger Monte Carlo-Algorithmus.

2. Die Klasse  $\mathcal{PP}$  (probabilistic polynomial) ist die Klasse der Entscheidungsprobleme  $\Pi$ , für die es einen polynomialen Algorithmus  $A$  gibt, so dass für alle Instanzen  $I$  gilt:

$$\begin{cases} I \in Y_{\Pi} \longrightarrow \Pr[A(I) \text{ ist „JA“}] > \frac{1}{2} \\ I \notin Y_{\Pi} \longrightarrow \Pr[A(I) \text{ ist „JA“}] < \frac{1}{2} \end{cases}$$

Ein  $\mathcal{PP}$ -Algorithmus ist ein beidseitiger Monte Carlo-Algorithmus.

3. Die Klasse  $\mathcal{BPP}$  (bounded error PP) ist die Klasse der Entscheidungsprobleme  $\Pi$ , für die es einen polynomialen Algorithmus  $A$  gibt, so dass für alle Instanzen  $I$  gilt:

$$\begin{cases} I \in Y_{\Pi} \longrightarrow \Pr[A(I) \text{ ist „JA“}] \geq \frac{3}{4} \\ I \notin Y_{\Pi} \longrightarrow \Pr[A(I) \text{ ist „JA“}] \leq \frac{1}{4} \end{cases}$$

Die probabilistische Schranke kann zu  $\frac{1}{2} + \frac{1}{p(n)}$  beziehungsweise  $\frac{1}{2} - \frac{1}{p(n)}$  verschärft werden, wobei  $p(n)$  ein Polynom in der Eingabegröße  $n$  ist.

## 8.1 Grundlagen der Wahrscheinlichkeitstheorie I

**Definition 8.4.**

1. Ein Wahrscheinlichkeitsraum ist ein Paar  $(\Omega, \Pr)$ , wobei  $\Omega$  eine Menge und  $\Pr$  eine Abbildung

$$\Pr : \Omega \longrightarrow \mathbb{R}_0^+ \quad \text{ist mit} \quad \sum_{\omega \in \Omega} \Pr[\omega] = 1.$$

2. Eine Teilmenge  $A \subseteq \Omega$  heißt Ereignis und  $\Pr$  wird erweitert auf Ereignisse durch

$$\Pr[A] := \sum_{\omega \in A} \Pr[\omega].$$

3. Die Elemente aus  $\Omega$  heißen Elementarereignisse.

4. Falls  $\Omega$  endlich ist und

$$\Pr[\omega] = \frac{1}{|\Omega|} \quad \text{für alle } \omega \in \Omega$$

ist, so heißt  $\Pr$  Gleichverteilung über  $\Omega$ . Im Folgenden bezeichne

$$\Omega^+ := \{\omega \in \Omega : \Pr[\omega] > 0\}.$$

**Beispiel 8.5.**

1. „Fairer Würfel“

Sei  $\Omega := \{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$  und  $\Pr[d] = \frac{1}{6}$  für alle  $d \in \Omega$ . Dann ist

$$\Omega_{\text{even}} := \{2, 4, 6\} \text{ und damit folgt für } \Pr[\Omega_{\text{even}}] = 3 \cdot \frac{1}{6} = \frac{1}{2}.$$



2. „Zwei unabhängige Würfel“

Sei  $\Omega := \{1, 2, 3, 4, 5, 6\} \times \{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$ . Die Mächtigkeit von  $\Omega$  ist dann  $|\Omega| = 36$ . Sei

$\Omega_ = := \{(1, 1), (2, 2), (3, 3), (4, 4), (5, 5), (6, 6)\}$ , dann gilt für diese:

$$\Pr[\Omega_ =] = 6 \cdot \frac{1}{36} = \frac{1}{6} \text{ und für}$$

$$\Pr[\Omega_{\neq}] = 1 - \frac{1}{6} = \frac{5}{6} \quad \blacksquare$$

**Definition 8.6.**

1. Seien  $A_1$  und  $A_2 \subseteq \Omega$  Ereignisse. Die bedingte Wahrscheinlichkeit von  $A_1$  unter der Bedingung  $A_2$  ist definiert als

$$\Pr[A_1|A_2] := \frac{\Pr[A_1 \cap A_2]}{\Pr[A_2]},$$

wobei  $\Pr[A_2] > 0$ .

2. Eine Menge von Ereignissen  $\{A_i : i \in I\}$  heißt unabhängig, wenn für alle  $S \subseteq I$  gilt:

$$\Pr[\bigcap_{i \in S} A_i] = \prod_{i \in S} \Pr[A_i]$$

Für Ereignisse  $A_1$  und  $A_2$  gilt:

$$\begin{aligned} \Pr[A_1 \cap A_2] &= \Pr[A_1|A_2] \cdot \Pr[A_2] \\ &= \Pr[A_2|A_1] \cdot \Pr[A_1] \end{aligned}$$

Per Induktion kann man zeigen, dass für Ereignisse  $A_1, \dots, A_\ell$  gilt:

$$\Pr \left[ \bigcap_{i=1}^{\ell} A_i \right] = \Pr[A_1] \cdot \Pr[A_2|A_1] \cdot \Pr[A_3|A_1 \cap A_2] \cdot \dots \cdot \Pr \left[ A_\ell \mid \bigcap_{i=1}^{\ell-1} A_i \right]$$

## 8.2 Randomisierte MinCut-Algorithmen

### 8.2.1 Ein einfacher Monte Carlo-Algorithmus für MinCut

Man betrachtet hier folgendes MinCut-Problem: Man fasst  $G = (V, E)$  mit  $c : E \rightarrow \mathbb{N}$  auf als Multigraph, d.h. wenn  $c(\{u, v\}) = \ell$ , so gibt es im Multigraph  $\ell$  Kanten, die  $u$  und  $v$  verbinden. Bezeichne nun also  $G = (V, E)$  einen solchen Multigraphen. Gesucht ist nun eine Partition  $V_1$  und  $V_2$  von  $V$ , so dass

$$\text{cutsize}(V_1, V_2) := \left| \left\{ e \in E : \begin{array}{l} e \text{ verbindet Knoten } u \text{ und } v \text{ mit} \\ u \in V_1 \text{ und } v \in V_2 \text{ oder umgekehrt} \end{array} \right\} \right|$$

minimal ist.

---

**Algorithmus 50** : RANDOM MINCUT

---

**Eingabe** : Graph  $G = (V, E)$  als Multigraph

**Ausgabe** : Schnitt in Form eines Graphen mit zwei Superknoten

1 **Solange**  $|V| > 2$  **tue**

2      $e \leftarrow$  zufällige Kante in  $E$

3     Bilde neuen Graph  $G = (V, E)$ , der entsteht, wenn die Endknoten von  $e$  verschmolzen werden und alle Kanten zwischen Endknoten von  $e$  entfernt werden

---

In jedem Schritt nimmt  $|V|$  um 1 ab, d.h. nach  $n - 2$  Schritten endet das Verfahren mit 2 Knoten  $v_1$  und  $v_2$ , die einen Schnitt  $(V_1, V_2)$  des Ausgangsgraphen  $G$  induzieren. Nun stellt sich die Frage, wie groß die Wahrscheinlichkeit ist, dass RANDOM MINCUT einen minimalen Schnitt liefert. Die Antwort hierauf liefert der nächste Satz:

**Satz 8.7.** Die Wahrscheinlichkeit, dass RANDOM MINCUT einen bestimmten minimalen Schnitt (der möglicherweise auch der einzige ist) findet, mit der Bedingung, dass alle Kanten die gleiche Wahrscheinlichkeit haben gewählt zu werden, ist größer als  $\frac{2}{n^2}$ , wobei  $|V| = n$ .

*Beweis.* Sei  $(V_1, V_2)$  ein beliebiger, vorgegebener minimaler Schnitt von  $G$  mit  $k$  Kanten. Dann hat  $G$  mindestens  $k \cdot \frac{n}{2}$  Kanten, da alle Knoten in  $G$  mindestens Grad  $k$  haben (sonst gäbe es einen kleineren Schnitt). Man schätzt nun die Wahrscheinlichkeit, dass während der Durchführung von RANDOM MINCUT niemals eine Kante zwischen  $V_1$  und  $V_2$  gewählt wird, ab. Sei  $A_i$  das Ereignis, dass im  $i$ -ten Schritt keine Kante aus  $(V_1, V_2)$  gewählt wird ( $1 \leq i \leq n-2$ ). Dann ist

$$\Pr[A_1] \geq 1 - \frac{2}{n},$$

da die Wahrscheinlichkeit, dass im ersten Schritt gerade eine Kante aus  $(V_1, V_2)$  gewählt wird, höchstens  $k/\frac{k \cdot n}{2}$  ist. Nach dem ersten Schritt gibt es mindestens noch  $k \cdot \frac{n-1}{2}$  Kanten. Entsprechend ist die Wahrscheinlichkeit, dass im zweiten Schritt eine Kante aus  $(V_1, V_2)$  gewählt wird, nachdem im ersten Schritt  $A_1$  eingetreten ist höchstens

$$\frac{k}{\frac{k \cdot (n-1)}{2}}, \quad \text{also} \quad \Pr[A_2|A_1] \geq 1 - \frac{2}{n-1}.$$

Beim  $i$ -ten Schritt gibt es  $n-i+1$  Knoten und damit also mindestens  $k \cdot \frac{(n-i+1)}{2}$  Kanten. Nun folgt:

$$\Pr \left[ A_i \mid \bigcap_{j=1}^{i-1} A_j \right] \geq 1 - \frac{2}{n-i+1} \quad \square$$

Die Wahrscheinlichkeit, dass in keinem der  $n-2$  Schritte eine Kante aus  $(V_1, V_2)$  gewählt wird, ist dann

$$\begin{aligned} \Pr \left[ \bigcap_{i=1}^{n-2} A_i \right] &\geq \prod_{i=1}^{n-2} \left( 1 - \frac{2}{n-i+1} \right) \\ &= \frac{2}{n \cdot (n-1)} \\ &= \frac{1}{\binom{n}{2}}. \end{aligned}$$

**Folgerung 8.8.** Wendet man RANDOM MINCUT nur  $n-\ell$  Schritte lang an, d.h. man stoppt, wenn  $\ell$  Knoten übrig sind, so ist die Wahrscheinlichkeit, dass bis dahin keine Kante eines bestimmten minimalen Schnitts  $(V_1, V_2)$  gewählt wurde, mindestens

$$\frac{\binom{\ell}{2}}{\binom{n}{2}}, \quad \text{d.h. in } \Omega \left( \left( \frac{\ell}{n} \right)^2 \right).$$

Wenn man die Wahl einer zufälligen Kante in  $O(n)$  realisieren kann, so hat Algorithmus 50 eine Laufzeit von  $O(n^2)$ . Diese Laufzeit ist deutlich besser als die des deterministischen MINCUT-Algorithmus (siehe Algorithmus 32). Wendet man RANDOM MINCUT  $\frac{n^2}{2}$  mal unabhängig voneinander an, so ist die Wahrscheinlichkeit, dass ein bestimmter Schnitt nicht gefunden wurde, höchstens

$$\left( 1 - \frac{2}{n^2} \right)^{\frac{n^2}{2}} < \frac{1}{e} \quad \text{wobei } e \text{ die EULERSche Zahl ist.}$$

Dies ist wiederum schlechter als beim deterministischen MINCUT-Algorithmus (vgl. Kapitel 3).

### 8.2.2 Ein effizienterer randomisierter MINCUT-Algorithmus

Um mit RANDOM MINCUT eine gute, d.h. geringe Fehlerwahrscheinlichkeit zu garantieren, muss man ihn „oft“ wiederholen. Um die Schranke  $\frac{1}{e}$  zu garantieren benötigt man eine Laufzeit von  $O(n^4)$ . Diese Laufzeit kann mit folgender Idee verbessert werden:

Wende RANDOM MINCUT so viele Schritte an, bis der Graph mit  $\frac{n}{\sqrt{2}}$  Knoten übrig ist und berechne darin rekursiv (random.) einen minimalen Schnitt. Dies wird zweimal ausgeführt und der kleinere der beiden Schnitte ausgewählt.

---

**Algorithmus 51** : FAST RANDOM MINCUT
 

---

**Eingabe** : Graph  $G = (V, E)$  als Multigraph,  $|V| = n$   
**Ausgabe** : Schnitt

- 1 **Wenn**  $n \leq 6$
- 2   | berechne direkt deterministisch einen MINCUT
- 3 **sonst**
- 4   |  $\ell \leftarrow \left\lceil \frac{n}{\sqrt{2}} \right\rceil$
- 5   |  $G_1 \leftarrow \text{RANDOM MINCUT}(\text{bis } \ell \text{ Knoten übrig})$
- 6   |  $G_2 \leftarrow \text{RANDOM MINCUT}(\text{bis } \ell \text{ Knoten übrig})$
- 7   |  $C_1 \leftarrow \text{FAST RANDOM MINCUT}(G_1)$  (rekursiv)
- 8   |  $C_2 \leftarrow \text{FAST RANDOM MINCUT}(G_2)$  (rekursiv)
- 9   | Gib den kleineren der beiden Schnitte  $C_1$  und  $C_2$  aus

---

**Satz 8.9.** FAST RANDOM MINCUT hat eine Laufzeit von  $O(n^2 \cdot \log n)$ .

*Beweis.* Die Laufzeit  $T(n)$  ergibt sich aus der folgenden Rekursionsabschätzung:

$$T(n) = \underbrace{2 \cdot T\left(\left\lceil \frac{n}{\sqrt{2}} \right\rceil\right)}_{\text{Schritte 7 und 8}} + \underbrace{c \cdot n^2}_{\text{Schritte 5 und 6}}$$

Dabei ist  $c$  eine Konstante. Es folgt unmittelbar, dass  $T(n) \in O(n^2 \cdot \log n)$  ist.  $\square$

**Satz 8.10.** Die Wahrscheinlichkeit, dass FAST RANDOM MINCUT einen minimalen Schnitt findet, ist in  $\Omega\left(\frac{1}{\log n}\right)$ .

*Beweis (Idee).* Der Beweis von Satz 8.10 ist lang und schwierig. Deshalb ist hier nur eine Beweisskizze angegeben. Angenommen die Größe eines minimalen Schnittes habe  $k$  Kanten und angenommen es existiert ein Graph  $G'$  mit  $\ell$  Knoten, der durch Verschmelzung von Knoten aus  $G$  entstanden ist und ebenfalls einen Schnitt mit  $k$  Kanten habe. Jetzt betrachtet man einen Durchlauf für  $G'$  von FAST RANDOM MINCUT. Das Ergebnis wird genau dann ein minimaler Schnitt von  $G'$  sein (und damit für  $G$ ), wenn die Rekursion für  $G_1$  oder für  $G_2$  einen Schnitt der Größe  $k$  ausgibt. Die Wahrscheinlichkeit, dass bei der Berechnung von  $G'$  keine Kante eines bestimmten Schnittes ausgewählt wurde, ist mindestens

$$\left\lceil \frac{1}{\sqrt{2}} \right\rceil \cdot \frac{\left\lceil \frac{1}{\sqrt{2}} \right\rceil - 1}{\ell \cdot (\ell - 1)} \geq \frac{1}{2}.$$

Bezeichne  $P(\ell)$  die Wahrscheinlichkeit, dass FAST RANDOM MINCUT in einem Graph mit  $\ell$  Knoten einen minimalen Schnitt findet, so folgt:

$$\begin{aligned} P(\ell) &\geq 1 - \left(1 - \frac{1}{2} \cdot P\left(\left\lceil \frac{\ell}{\sqrt{2}} \right\rceil\right)\right)^2 \\ &= P\left(\left\lceil \frac{\ell}{\sqrt{2}} \right\rceil\right) - \frac{1}{4} \cdot P\left(\frac{\ell}{\sqrt{2}}\right)^2 \end{aligned}$$

Setze nun  $\ell = \sqrt{2^{k+1}}$ , dann folgt

$$P\left(\sqrt{2^{k+1}}\right) \geq P\left(\left(\sqrt{2}\right)^k\right) - \frac{1}{4} \cdot P\left(\left(\sqrt{2}\right)^k\right)^2,$$

also wenn

$$s(k) := P\left(\left(\sqrt{2}\right)^k\right), \quad \text{so ist} \quad s(k+1) \geq s(k) - \frac{1}{4} \cdot s(k)^2.$$

Wenn man nun

$$\begin{aligned} q(k) &:= \frac{4}{s(k) - 1} && \text{setzt, d.h.} \\ s(k) &= \frac{4}{q(k) + 1} && \text{, dann folgt:} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} s(k+1) = \frac{4}{q(k+1) + 1} &\geq \frac{4}{q(k) + 1} - \frac{4}{(q(k) + 1)^2} \\ \implies q(k) + 1 &\geq q(k+1) + 1 - \frac{q(k+1) + 1}{q(k) + 1} \\ &= (q(k+1) + 1) \cdot \left(1 - \frac{1}{q(k) + 1}\right) \\ \implies q(k+1) + 1 &\leq (q(k) + 1) \cdot \left(\frac{1}{1 - \frac{1}{q(k) + 1}}\right) \\ q(k+1) &\leq q(k) + 1 - 1 + \frac{\frac{1}{q(k) + 1}}{1 - \frac{1}{q(k) + 1}} \\ &= \frac{q(k) + \frac{1}{q(k) + 1}}{1 - \frac{1}{q(k) + 1}} \\ &= q(k) + 1 + \frac{1}{q(k)}. \end{aligned}$$

Induktiv lässt sich nun zeigen, dass

$$q(k) < k + \sum_{i=1}^{k-1} \frac{1}{i} + 3 \in \Theta(k + \log k)$$

ist. Daraus folgt  $s(k) \in \Omega\left(\frac{1}{k}\right)$  und  $P(\ell) \in \Omega\left(\frac{1}{\log \ell}\right)$ . □

## 8.3 Grundlagen der Wahrscheinlichkeitstheorie II

**Definition 8.11.** Zu einem Wahrscheinlichkeitsraum  $(\Omega, \Pr)$  heißt eine Funktion  $X$ , definiert als Abbildung

$$X: \Omega \longrightarrow \mathbb{R}$$

Zufallsvariable.

Die Definition der Zufallsvariablen ermöglicht die Darstellung komplexer Ereignisse in kompakter Form. Man schreibt:

$$\begin{aligned} X = x &\quad \text{für} \quad \{\omega \in \Omega \mid X(\omega) = x\} \quad \text{und} \\ \Pr[X = x] &\quad \text{für} \quad \Pr[\{\omega \in \Omega \mid X(\omega) = x\}] \end{aligned}$$

**Definition 8.12.**

1. Zwei Zufallsvariablen  $X$  und  $Y$  heißen unabhängige Zufallsvariablen, falls

$$\Pr[X = x \wedge Y = y] = \Pr[X = x] \cdot \Pr[Y = y] .$$

2. Der Erwartungswert  $E(X)$  einer Zufallsvariablen  $X$  ist definiert durch

$$E(X) := \sum_{x \in X(\Omega^*)} x \cdot \Pr[X = x] ,$$

wobei  $\Omega^*$  die Menge aller Elementarereignisse  $\Omega$  mit positiver Wahrscheinlichkeit ist.

**Beispiel 8.13.** Zufallsvariablen für den fairen Würfel:

$X$  : obenliegender Würfelseite wird entsprechende Punktzahl zugeordnet

$X'$ : obenliegender Würfelseite wird entsprechende Punktzahl der Rückseite zugeordnet

Für den Erwartungswert bei einem Würfel gilt:

$$E(X) = \sum_{i=1}^6 i \cdot \frac{1}{6} = \frac{21}{6} = \frac{7}{2} = 3.5 \quad \blacksquare$$

Aus der Wahrscheinlichkeitstheorie sind ferner folgende Ergebnisse bekannt:

1. Für Zufallsvariablen  $X$  und  $Y$  und einen skalaren Faktor  $c \in \mathbb{R}$  gilt:

$$E(c \cdot X) = c \cdot E(X) \quad \text{und}$$

$$E(X + Y) = E(X) + E(Y)$$

2. Falls  $X$  und  $Y$  unabhängige Zufallsvariablen sind, so gilt:

$$E(X \cdot Y) = E(X) \cdot E(Y)$$

## 8.4 Das MAXIMUM SATISFIABILITY PROBLEM

**Problem (MAXIMUM SATISFIABILITY PROBLEM).** Gegeben ist eine Menge von  $m$  Klauseln über einer Variablenmenge  $V$  mit der Mächtigkeit  $|V| = n$ . Gesucht ist eine Wahrheitsbelegung, die eine maximale Anzahl von Klauseln erfüllt.

**Bemerkung 8.14.** Das MAXIMUM SATISFIABILITY PROBLEM, auch bekannt als MAXIMUM SAT, ist ein  $\mathcal{NP}$ -schweres Problem. Es ist sogar schon  $\mathcal{NP}$ -schwer, wenn man die Anzahl der Literale pro Klausel auf maximal 2 beschränkt (man spricht dann vom MAX-2-SAT-Problem).

**Beispiel 8.15.**

1. Klausel: $X_1 \vee \overline{X_2}$	2. Klausel: $\overline{X_1} \vee \overline{X_2}$
3. Klausel: $X_1 \vee X_2$	4. Klausel: $\overline{X_1} \vee X_3$
5. Klausel: $X_2 \vee \overline{X_3}$	

Diese Klauseln sind nicht alle gleichzeitig erfüllbar, denn falls zum Beispiel  $X_1 = \text{falsch}$ , so ist  $\overline{X_2} = \text{wahr}$  und aus der 3. Klausel würde folgen, dass auch  $X_2 = \text{wahr}$  sein müsste, also Widerspruch. Belegt man nun  $X_1 = \text{wahr}$ , so folgt  $\overline{X_2} = \text{wahr}$  und  $X_3 = \text{wahr}$ , aber die 5. Klausel liefert dann falsch zurück. Eine maximale Anzahl von Klauseln mit wahr zu belegen, liefert  $X_1 = \text{wahr}$ ,  $X_2 = \text{falsch}$  und  $X_3 = \text{wahr}$ . Dann sind 4 von 5 Klauseln erfüllt.  $\blacksquare$

### 8.4.1 Der Algorithmus RANDOM SAT

Für jede Variable  $x \in V$  setze  $\omega(x) := \text{wahr}$  mit der Wahrscheinlichkeit  $\frac{1}{2}$ , wobei  $V$  eine Menge von Variablen ist mit der Mächtigkeit  $|V| = n$ . Bezeichne  $X_{RS}(I)$  die Zufallsvariable, die den Wert der Lösung von RANDOM SAT bei der Eingabe von  $I$  angibt.

**Satz 8.16.** *Für eine Instanz  $I$  von MAX SAT, in der jede Klausel höchstens  $k$  Literale enthält, erfüllt der erwartete Wert der Lösung von RANDOM SAT:*

$$E(X_{RS}(I)) \geq \left(1 - \frac{1}{2^k}\right) \cdot m$$

*Beweis.* Die Wahrscheinlichkeit, dass eine Klausel mit  $k$  Literalen nicht erfüllt wird, ist  $\frac{1}{2^k}$ . Entsprechend ist die Wahrscheinlichkeit, dass eine Klausel mit mindestens  $k$  Literalen erfüllt wird mindestens  $1 - \frac{1}{2^k}$ . Damit ist der erwartete Beitrag einer Klausel zu  $E(X_{RS}(I))$  mindestens  $\frac{1}{2^k}$ , also folgt:

$$E(X_{RS}(I)) \geq \left(1 - \frac{1}{2^k}\right) \cdot m \quad \square$$

**Korollar 8.17.** *RANDOM SAT ist 1-approximativ, d.h.*

$$\frac{OPT(I)}{E[X_{RS}(I)]} \leq 2$$

## 8.5 Das MAXCUT-Problem

**Der Literaturtip.** Die hier behandelten Ideen wurden im Jahre 1995 von Goemans und Williamson entdeckt ([7]).

**Problem.** *Gegeben ist ein Graph  $G = (V, E)$  mit Gewichtsfunktion  $c: E \rightarrow \mathbb{N}$ . Gesucht ist ein Schnitt  $(S, V \setminus S)$  von  $G$  mit maximalem Gewicht, d.h.*

$$c(S, V \setminus S) := \sum_{u,v \in E} c(\{u, v\}) \quad \text{soll maximal sein, wobei}$$

$u \in S$  und  $v \in V \setminus S$  ist. MAXCUT ist ein ähnliches Problem wie MINCUT, aber im Gegensatz zu diesem ist es  $\mathcal{NP}$ -schwer.

### 8.5.1 Ein Randomisierter Algorithmus für MAXCUT basierend auf semidefiniter Programmierung

Sei  $I$  eine Instanz für MAXCUT. Dann definiere dazu ein ganzzahliges quadratisches Programm  $IQP(I)$  wie folgt. Zu  $i$  und  $j \in V := \{1, \dots, n\}$  definiere

$$c_{ij} := \begin{cases} c(\{i, j\}) & \text{falls } \{i, j\} \in E \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

$(c_{ij})$  heißt *Gewichtsmatrix* zum Graphen  $G$ . Das  $IQP(I)$  ist nun

$$\max \frac{1}{2} \cdot \sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^{j-1} c_{ij} \cdot (1 - x_i \cdot x_j)$$

unter den Nebenbedingungen

$$x_i, x_j \in \{-1, 1\} \quad \text{und} \quad 1 \leq i, j \leq n .$$

$x_i = 1$  steht dann für  $i \in S$  und  $x_i = -1$  für  $i \in V \setminus S$ . Dann induziert die Belegung der  $x_i$  und  $x_j$  eine Partition  $(S, V \setminus S)$  von  $V$  mit

$$c(S, V \setminus S) = \frac{1}{2} \cdot \sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^{j-1} c_{ij} \cdot (1 - x_i \cdot x_j) .$$

Denn falls  $i, j \in S$  oder  $i, j \in V \setminus S$ , so gilt  $x_i = x_j$  und damit folgt  $(1 - x_i \cdot x_j) = 0$ , andernfalls erhält man  $\frac{1}{2} \cdot (1 - x_i \cdot x_j) = 1$ . Eine optimale Lösung von IQP( $I$ ) induziert also einen MAXCUT zu  $I$ . Jede Variable  $x_i$  kann auch als ein eindimensionaler Vektor der Norm 1 aufgefasst werden.

### 8.5.2 Relaxierung von IQP( $I$ )

Sei  $x^i$  ein normierter Vektor im zweidimensionalen Raum und sei  $\text{QP}^2(I)$  definiert als

$$\max \frac{1}{2} \cdot \sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^{j-1} c_{ij} \cdot (1 - x^i \cdot x^j)$$

unter den Nebenbedingungen

$$x^i, x^j \in \mathbb{R}^2 \text{ mit Norm 1 für } 1 \leq i, j \leq m .$$

Damit gilt für das Produkt von  $x^i$  und  $x^j$ :

$$x^i \cdot x^j = x_1^i \cdot x_1^j + x_2^i \cdot x_2^j$$

$\text{QP}^2(I)$  ist tatsächlich eine Relaxierung von IQP( $I$ ), denn jede Lösung  $(x_1, \dots, x_n)$  von IQP( $I$ ) induziert eine Lösung  $(x^1, \dots, x^n)$  von  $\text{QP}^2(I)$  mittels  $x^i = (x_i, 0)$ .

#### Idee eines randomisierten Algorithmus zur Lösung des IQP

Berechne eine optimale Lösung  $(\tilde{x}^1, \dots, \tilde{x}^n)$  von  $\text{QP}^2(I)$  und konstruiere daraus die Lösung  $(S, V \setminus S)$  zu IQP( $I$ ) mittels eines zufällig gewählten, zweidimensionalen, normierten Vektors  $r$ : In  $S$  seien genau die Knoten  $i \in V$  enthalten, für die der Vektor  $\tilde{x}^i$  oberhalb der zu  $r$  senkrechten Linie  $\ell$  liegt (vgl. Abbildung 8.1).

---

#### Algorithmus 52 : RANDOM MAXCUT

---

**Eingabe** : Graph  $G = (V, E)$  mit einer Gewichtsfunktion  $c : E \rightarrow \mathbb{N}$

**Ausgabe** : Ein Schnitt  $(S, V \setminus S)$  in  $G$

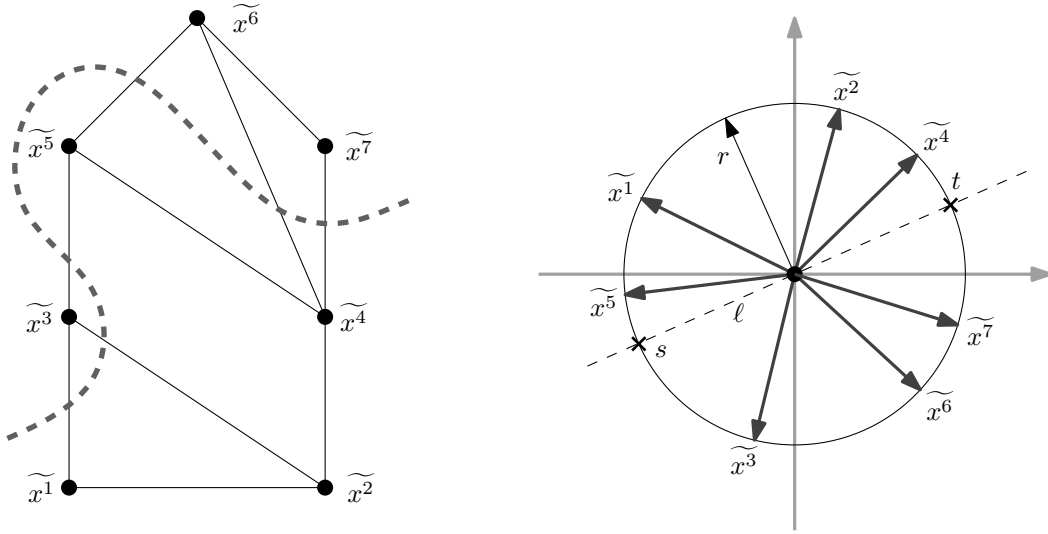
- 1 Stelle  $\text{QP}^2$  auf
  - 2 Berechne die optimale Lösung  $(\tilde{x}^1, \dots, \tilde{x}^n)$  des  $\text{QP}^2$
  - 3 Wähle zufällig einen zweidimensionalen Vektor  $r$  mit Norm 1
  - 4  $S \leftarrow \{i \in V : \tilde{x}^i \cdot r \geq 0\}$
- 

**Satz 8.18.** Sei  $I$  eine Instanz für MAXCUT und  $C_{\text{RMC}}(I)$  der Wert der Lösung, die RANDOM MAXCUT für  $I$  berechnet. Wenn die Vektoren  $r$  in Schritt 3 gleichverteilt angenommen werden, so gilt:

$$E(C_{\text{RMC}}(I)) = \frac{1}{\pi} \cdot \sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^{j-1} c_{ij} \cdot \arccos(\tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j)$$

*Beweis.* Definiere  $\text{sgn} : \mathbb{R} \rightarrow \{1, -1\}$  als

$$\text{sgn}(x) := \begin{cases} 1 & \text{falls } x \geq 0 \\ -1 & \text{sonst} \end{cases}$$

Abbildung 8.1: Eine Lösung von  $QP^2(I)$ .

Offensichtlich gilt:

$$E(C_{\text{RMC}}(I)) = \sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^{j-1} c_{ij} \cdot \Pr[\text{sgn}(\tilde{x}^i \cdot r) \neq \text{sgn}(\tilde{x}^j \cdot r)] , \text{ wobei}$$

$r$  zufällig und gleichverteilt gewählt ist. Nun genügt es zu zeigen, dass

$$\Pr[\text{sgn}(\tilde{x}^i \cdot r) \neq \text{sgn}(\tilde{x}^j \cdot r)] = \frac{\arccos(\tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j)}{\pi} \text{ ist.}$$

Für die Funktion  $\text{sgn}$  gilt, dass  $\text{sgn}(\tilde{x}^i \cdot r) \neq \text{sgn}(\tilde{x}^j \cdot r)$  ist, genau dann wenn die zugehörige Zufallslinie  $\ell$ , senkrecht zu  $r$ , gerade  $\tilde{x}^i$  und  $\tilde{x}^j$  trennt. Seien  $s$  und  $t$  die Schnittpunkte von  $\ell$  mit dem Einheitskreis um den Ursprung. Die Punkte  $\tilde{x}^i$  und  $\tilde{x}^j$  werden genau dann von  $\ell$  getrennt, wenn entweder  $s$  oder  $t$  auf dem kürzeren Kreisbogen zwischen  $\tilde{x}^i$  und  $\tilde{x}^j$  liegt, siehe Abbildung 8.2 zur Illustration. Die Wahrscheinlichkeit, dass  $s$  oder  $t$  auf diesem Kreisbogen der Länge  $\arccos(\tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j)$  liegen, ist

$$\frac{\arccos(\tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j)}{2 \cdot \pi} + \frac{\arccos(\tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j)}{2 \cdot \pi} = \frac{\arccos(\tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j)}{\pi} .$$

Beachte, dass nicht sowohl  $s$  als auch  $t$  auf diesem Kreisbogen liegen können.  $\square$

Daraus kann nun eine Gütegarantie gefolgert werden.

**Satz 8.19.** Für eine Instanz  $I$  von MAXCUT berechnet RANDOM MAXCUT eine Lösung mit dem Wert  $C_{\text{RMC}}(I)$ , für die gilt

$$\frac{E(C_{\text{RMC}}(I))}{OPT(I)} \geq 0,8785 .$$

*Beweis.* Definiere

$$\beta := \min_{0 < \alpha \leq \pi} \frac{2\alpha}{\pi(1 - \cos \alpha)} .$$

Sei  $\tilde{x}^1, \dots, \tilde{x}^n$  eine optimale Lösung von  $QP^2(I)$  mit dem Wert

$$C(QP^2(I)) = \frac{1}{2} \sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^{j-1} c_{ij} (1 - \tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j) .$$



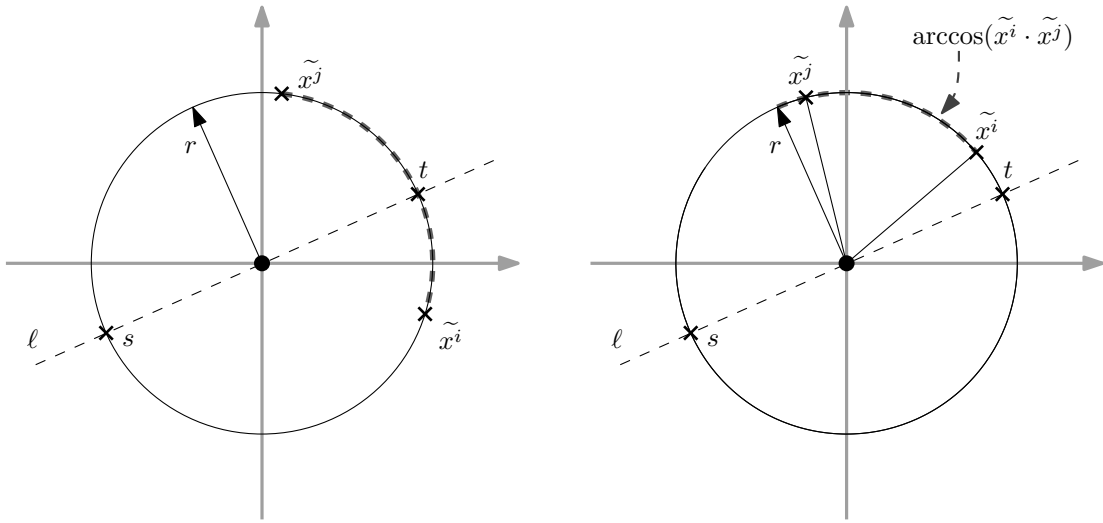


Abbildung 8.2: Runden der zweidimensionalen Lösung: Der kürzere Kreisbogen zwischen  $\tilde{x}^i$  und  $\tilde{x}^j$  ist grau gestrichelt.

Wenn  $\alpha_{ij} := \arccos(\tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j)$ , dann ist also  $\cos \alpha_{ij} = \tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j$ . Per Definition von  $\beta$  ist dann

$$\beta \leq \frac{2 \cdot \alpha_{ij}}{\pi(1 - \cos \alpha_{ij})} = \frac{2}{\pi} \cdot \frac{\arccos(\tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j)}{1 - (\tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j)}, \text{ d.h.}$$

$$\frac{\arccos(\tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j)}{\pi} \geq \frac{\beta}{2} \cdot (1 - \tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j).$$

Da das  $\text{QP}^2(I)$  eine Relaxierung des  $\text{IQP}(I)$  ist, gilt

$$\begin{aligned} E[C_{\text{RMC}}(I)] &\geq \frac{1}{2} \cdot \beta \cdot \sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^{j-1} c_{ij} (1 - \tilde{x}^i \cdot \tilde{x}^j) \\ &= \beta \cdot C(\text{QP}^2(I)) \geq \text{IQP}(I) \\ &\geq \text{OPT}(I). \end{aligned}$$

Man kann leicht zeigen, dass  $\beta > 0.8785$  ist. □

### Effiziente Lösung von $\text{QP}^2(I)$

RANDOM MAXCUT ist polynomial, falls Schritt 2 polynomial ist. Es ist derzeit nicht bekannt, ob  $\text{QP}^2$  mit polynomialer Laufzeit gelöst werden kann. Man kann allerdings  $\text{QP}^2$  so modifizieren, dass RANDOM MAXCUT polynomial wird.

Ersetze  $\text{QP}^2$  durch folgendes  $n$ -dimensionales QP:

$$\max \frac{1}{2} \cdot \sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^{j-1} c_{ij} \cdot (x^i \cdot x^j)$$

unter den Nebenbedingungen

$$x^i \text{ und } x^j \text{ sind } n\text{-dimensionale, normierte Vektoren über } \mathbb{R}.$$

Die Vektoren  $x^i$  und  $x^j$  erfüllen gewisse Bedingungen, die polynomialer Lösbarkeit garantieren. Doch zunächst benötigt man noch einige Begriffe.

**Definition 8.20.** Eine  $n \times m$ -Matrix  $M$  heißt positiv semidefinit, falls für jeden Vektor  $x \in \mathbb{R}^n$  gilt:

$$x^T \cdot M \cdot x \geq 0$$

Es ist bekannt, dass eine symmetrische Matrix  $M$  genau dann positiv semidefinit ist, wenn es eine  $m \times n$ -Matrix  $P$  ( $m \leq n$ ) gibt, so dass

$$M = P^T \cdot P \tag{8.1}$$

ist.  $P$  kann in polynomialer Laufzeit berechnet werden, falls  $M$  positiv semidefinit ist.

Betrachte nun Vektoren  $x^1, \dots, x^n \in \mathbb{R}^n$  mit Norm 1 und definiere  $M := (m_{ij})$  mit  $m_{ij} := x^i \cdot x^j$ . Dann ist  $M$  wegen der Aussage zu Gleichung (8.1) positiv semidefinit. Andererseits gilt für jede positiv semidefinite  $n \times n$ -Matrix  $M$  mit  $m_{ii} = 1$  für  $1 \leq i \leq n$ , dass  $n$  normierten Vektoren  $x^1, \dots, x^n \in \mathbb{R}^n$  mit  $m_{ij} = x^i \cdot x^j$  in polynomialer Zeit berechnet werden können. Nun ist QP<sup>2</sup> äquivalent zu

$$\max \frac{1}{2} \cdot \sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^{j-1} c_{ij} \cdot (1 - m_{ij}) \text{ , wobei}$$

$M = (m_{ij})$  eine positiv semidefinite Matrix ist und  $m_{ii} = 1$  ist für  $1 \leq i \leq n$ . Dieses Problem heißt SEMI-DEFINIT-CUT( $I$ ) oder SD-CUT( $I$ ). Man kann nun beweisen, dass es für jedes  $\epsilon > 0$  einen polynomialen Algorithmus  $\mathcal{A}_\epsilon$  gibt mit

$$\mathcal{A}_\epsilon(I) \geq \text{OPT}_{\text{SD-CUT}}(I) - \epsilon \text{ .}$$

Dabei sei  $\text{OPT}_{\text{SD-CUT}}$  der optimale Lösungswert von SD-CUT. Der Algorithmus  $\mathcal{A}_\epsilon$  ist polynomial in der Eingabegröße von  $I$  und in  $\log(\frac{1}{\epsilon})$ . Daraus kann man folgern, dass  $\mathcal{A}_\epsilon$  ein polynomialer, exakter Algorithmus für SD-CUT ist. Man kann nun zeigen, dass mit  $\epsilon = 10^{-5}$  die Approximationsgarantie von 0,8785 für RANDOM MAXCUT erreicht werden kann.

# Literaturverzeichnis

- [1] B. Bollobás. *Modern Graph Theory*, volume 184 of *Graduate Texts in Mathematics*. Springer-Verlag, 1998.
- [2] T. H. Cormen, C. E. Leiserson, and R. L. Rivest. *Introduction to Algorithms*. MIT Press and McGraw–Hill, 1990.
- [3] J. C. de Pina. *Applications of Shortest Path Methods*. PhD thesis, University of Amsterdam, Netherlands, 1995.
- [4] N. Deo. *Graph Theory with Application to Engineering and Computer Science*. Prentice-Hall, Englewood Cliffs, NJ, USA, new edition, 2004.
- [5] E. Dijkstra. A note on two problems in connection with graphs. *BIT*, 1:269–271, 1959.
- [6] A. Frank, T. Ibaraki, and H. Nagamochi. On sparse subgraphs preserving connectivity properties. *J. of Graph Theory*, 17:275–281, 1993.
- [7] M. X. Goemans and D. P. Williamson. Improved approximation algorithms for maximum cut and satisfiability problems using semidefinite programming. *Journal of the ACM*, 42(6):1115–1145, 1995.
- [8] J. D. Horton. A polynomial-time algorithm to find the shortest cycle basis of a graph. *SIAM Journal on Computing*, 16(2):358–366, 1987.
- [9] D. Jungnickel. *Graphen, Netzwerke und Algorithmen*. BI-Wissenschaftsverlag, 1994.
- [10] T. Kavitha, K. Mehlhorn, D. Michail, and K. E. Paluch. A faster algorithm for minimum cycle basis of graphs. In J. Díaz, J. Karhumäki, A. Lepistö, and D. Sannella, editors, *ICALP*, volume 3142 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 846–857. Springer, 2004.
- [11] J. Kruskal. On the shortest spanning subtree of a graph and the traveling salesman problem. *Proceedings of the American Mathematical Society*, 7:48–50, 1956.
- [12] H. Nagamochi and T. Ibaraki. A Linear-Time Algorithm for Finding a Sparse  $k$ -Connected Spanning Subgraph of a  $k$ -Connected Graph. *Algorithmica*, 7:583–596, 1992.
- [13] T. Ottmann and P. Widmayer. *Algorithmen und Datenstrukturen*. B.I.-Wissenschaftsverlag, 1993.
- [14] R. Prim. Shortest connection networks and some generalizations. *Bell System Tech. J.*, 36:1389–1401, 1957.
- [15] M. Stoer and F. Wagner. A Simple Min Cut Algorithm. In J. Leeuwen, editor, *Second European Symposium on Algorithms, ESA '94*, pages 141–147. Springer-Verlag, Lecture Notes in Computer Science, vol. 855, 1994.
- [16] R. E. Tarjan. *Data Structures and Network Algorithms*. SIAM, 1983.