

# Datenstrukturen und effiziente Algorithmen

Markus Vieth, David Klopp, Christian Stricker

18. Dezember 2015



# Inhaltsverzeichnis

<b>I. Sortieren</b>	<b>5</b>
<b>1. Vorlesung 1</b>	<b>6</b>
1.1. Bubblesort . . . . .	6
1.1.1. Pseudocode . . . . .	6
1.1.2. Laufzeitanalyse . . . . .	6
1.2. Heapsort . . . . .	7
1.2.1. Heap-Eigenschaft . . . . .	7
<b>2. Vorlesung 2</b>	<b>8</b>
2.0.1. Pseudocode . . . . .	8
2.0.2. Korrektheitsbetrachtung . . . . .	8
2.0.3. Laufzeitanalyse . . . . .	8
<b>3. Vorlesung 11</b>	<b>9</b>
3.1. AVL-Bäume von Adelson-Velskii and Landis . . . . .	9
3.1.1. AVL-Eigenschaft: . . . . .	9
3.2. Rotationen . . . . .	10
3.3. Pseudo-Code . . . . .	11
<b>4. Vorlesung 12</b>	<b>12</b>
4.1. (a,b)-Suchbäume . . . . .	12
4.1.1. Aufspaltung bei Einfügen . . . . .	12
4.1.2. Verschmelzen von Knoten beim Löschen . . . . .	12
4.2. Amortisierte Analyse . . . . .	12
4.2.1. Bankkonto-Methode . . . . .	12
<b>5. Vorlesung 13</b>	<b>14</b>
5.1. Hashing . . . . .	14
5.1.1. Universelles Hashing . . . . .	15
<b>6. Vorlesung 14</b>	<b>17</b>
6.0.1. Definition . . . . .	17
6.0.2. Beispiel . . . . .	17
6.0.3. Abschätzung nach oben . . . . .	18
6.1. Perfektes Hashing . . . . .	18
6.1.1. Definition . . . . .	18
6.1.2. Nachteil . . . . .	20
<b>7. Vorlesung 15</b>	<b>21</b>
<b>II. Graphen-Algorithmen</b>	<b>22</b>
7.0.1. Einführung . . . . .	23

7.0.2. BFS (Breadth-First Search) Breitensuche . . . . .	25
<b>8. Vorlesung 16</b>	<b>27</b>
8.1. Kürzeste Wege Algorithmen . . . . .	32
8.1.1. Dijkstra-Algorithmus . . . . .	32
<b>9. Vorlesung 17</b>	<b>34</b>
9.0.1. Vorläufige Laufzeitanalyse von Dijkstra . . . . .	35
9.1. Bellman-Ford-Algorithmus . . . . .	35
9.1.1. Pseudocode . . . . .	36
9.1.2. Laufzeit: Bellman-Ford . . . . .	36
9.1.3. Korrektheitsbeweis: Bellman-Ford . . . . .	36
9.1.4. Induktionsschritt: $i \rightarrow i + 1$ . . . . .	36
<b>10. Vorlesung 18</b>	<b>37</b>
10.1. All-Pairs-Shortest Path Algorithmen . . . . .	37
10.1.1. Laufzeit zur Berechnung von $D^{(n)}$ . . . . .	38
10.2. Floyd-Warshall-Algorithmus . . . . .	38
10.2.1. Korrektheitsbeweis: . . . . .	38
10.2.2. Beweis der Invariante durch Induktion nach $k$ . . . . .	39

Teil I.

Sortieren

# 1. Vorlesung 1

## 1.1. Bubblesort

### 1.1.1. Pseudocode

```
void bubblesort (int [] a) {  
    int n = a.length;  
    for (int i = 1; i < n; i++) {  
        for (int j = 0; j < n-i; j++) {  
            if ( a[j] > a[j+1])  
                swap (a, j, j+1);  
        }  
    }  
}
```

**Schleifen-Invariante:** Nach dem Ablauf der i-ten Phase gilt:

Die Feldpositionen  $n-i, \dots, n-1$  enthalten die korrekt sortierten Feldelemente

**Beweis** durch Induktion nach  $i \stackrel{i=n-1}{\implies} 1$  Sortierung am Ende korrekt.

### 1.1.2. Laufzeitanalyse

1.	Phase	$n-1$
2.	Phase	$n-1$
3.	Phase	$n-1$
	$\vdots$	
i.	Phase	$n-1$
	$\vdots$	
(n-1).	Phase	$n-1$
<hr/>		
$1 + 2 + 3 + \dots + (n-1)$		

$$T(n) = \sum_{i=1}^{n-1} i = \frac{n(n-1)}{2} \in O(n^2)$$

$n$	$T_{real}$
$2^{10}$	8ms
$2^{11}$	11ms
$2^{12}$	26ms
$\vdots$	
$2^{16}$	5,819s
$2^{17}$	23,381s
$\vdots$	
$2^{20}$	16min
$\vdots$	
$2^{26}$	52d

$$T_{real}(n) \approx cn^2 \quad c \approx 10^{-6}$$

## 1.2. Heapsort

z.B.    21   6   4   7   12   5   3   11   14   17   19   8   9   10   42

Skizze

### 1.2.1. Heap-Eigenschaft

## 2. Vorlesung 2

### Heapsort (Fortsetzung)

#### 2.0.1. Pseudocode

```
heapify ( int[] a, int i, int n) {  
    while (2i + 1 < n) {           //linkes Kind von i existiert  
        int j = 2i + 1;  
        if ( 2i + 2 < n)           //rechtes Kind von i existiert  
            if ( a[j] < a[j+1])  
                j = j + 1;         //j steht für Index des größten Kindes  
        if ( a[i] > a[j])          //Vater größer als Kind  
            break;                //Abbruch, weil heap bereits erfüllt  
        swap(a,i,j);              //Tausch zwischen Vater und Kind  
        i = j;  
    }  
}
```

#### 1. Phase: Bottom-up Strategie zum Heapaufbau

```
for ( int i = n/2; i ≥ 0; i--)  
    heapify(a,i,n);
```

#### 2. Phase: Sortierphase

```
for ( int i = n-1; i ≥ 0; i--) {  
    swap(a,0,i);  
    heapify(a,0,i);  
}
```

#### 2.0.2. Korrektheitsbetrachtung

**Invariante beim Heapaufbau:** Beim Durchlauf der for-Schleife wird die Heapeigenschaft vom unteren Baumlevel bis zur Wurzel hergestellt.

**Invariante für Sortierphase:** Nach jedem weiteren Durchlauf der for-Schleife findet ein weiteres Element am Feldende seinen „richtigen Platz“.

#### 2.0.3. Laufzeitanalyse

$T(n)$  = Zahl der Elementvergleiche.

**Analyse Heapaufbau:**



# 3. Vorlesung 11

## 3.1. AVL-Bäume von Adelson-Velskii and Landis

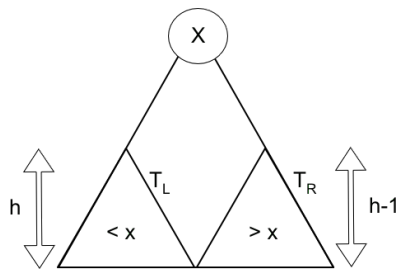


Abbildung 3.1.

**Ziel:** Zeige, dass die maximale Tiefe eines AVL-Baums mit  $n$  Knoten ( $\hat{=}$   $n$  gespeicherten Schlüsseln)  $O(\log(n))$  beträgt.

### 3.1.1. AVL-Eigenschaft:

$|h(T_L) - h(T_R)| \leq 1$  muss für jeden Knoten des Baums gelten.  $\Rightarrow$  Suchzeit  $O(\log(n))$  im worst case.

$n(h)$  = minimale Anzahl von Knoten in AVL-Baum der Tiefe  $h$

$$n(h) \geq 1 + n(h-2) + n(h-1) \text{ mit } n(0) = 0 \text{ und } n(1) = 1$$

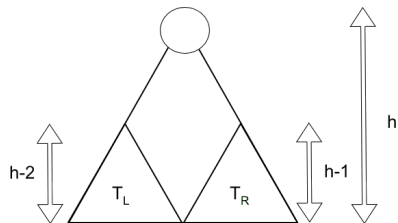


Abbildung 3.2.

$$n \geq f(h)^I = \frac{1}{\sqrt{5}} \cdot (\phi^h - \phi^{-h}) \text{ mit}$$

$$\phi = \frac{1 + \sqrt{5}}{2} \approx 1,61 \dots$$

$$\Rightarrow n \geq c \cdot \phi^h$$

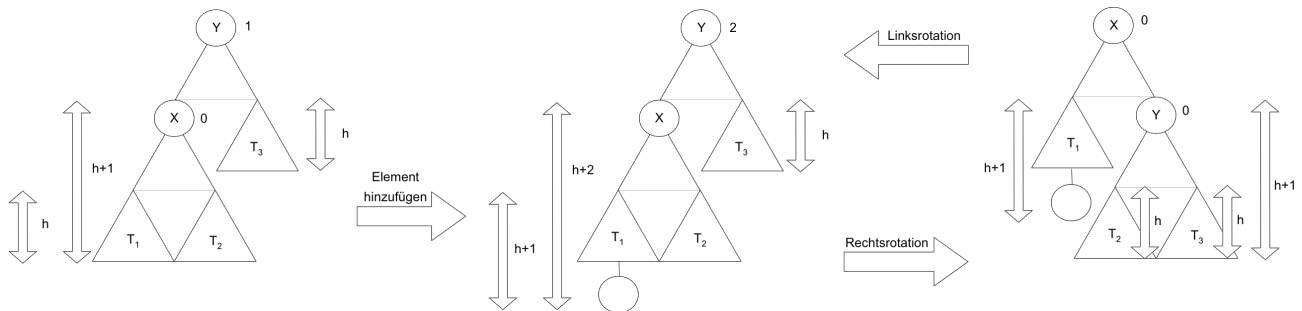
$$\Leftrightarrow h \leq \log\left(\frac{n}{c}\right)$$

$$\Rightarrow h \in O(\log n)$$

q.e.d.

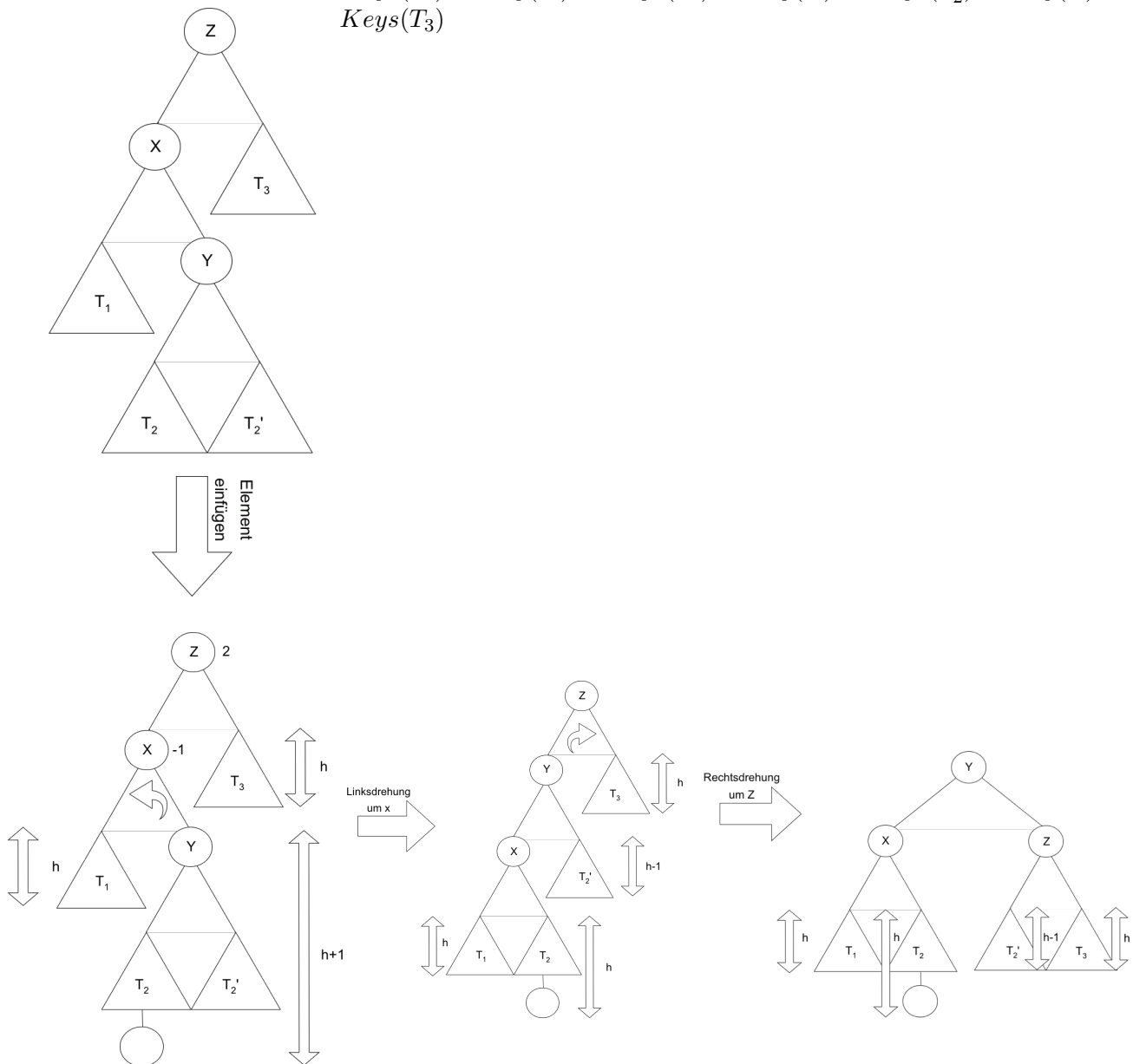
<sup>1</sup> $f(h)$  meint hierbei die  $h$ -te Fibonacci-Zahl

## 3.2. Rotationen



$Keys(T_1) < Key(X) < Keys(T_2) < Key(Y) < Keys(T_3)$   
 $balance(Y) = height(Y.left) - height(Y.right)$

$Keys(T_1) < Key(X) < Keys(T_2) < Key(Y) < Keys(T'_2) < Key(Z) < Keys(T_3)$



### 3.3. Pseudo-Code

```
class Node {
    int key;
    Node left , right;
    int height;
}

int height(Node node) {
    if (node == null) return 0;
    return height;
}

Node rotateRight(Node y) {
    Node x = y.left;
    Node T2 = x.right;
    y.left = T2;
    T2.right = y;
    y.height = 1+max(height(y.left), height(y.right));
    x.height = 1+max(height(x.left), height(x.right));
    return x;
}

Node rotateLeft(Node y) { //analog }

Node insert(Node node, int key) {
    if (node == null) return new Node(key);
    if (key < node.key)
        node.left = insert(node.left , key);
    else
        node.right = insert(node.right , key);

    if (balance(node)>1 && key < node.left.key)
        return rotateRight(node);
    if (balance(node)<-1 && key > node.right.key)
        return rotateLeft(node);
    if (balance(node)>1 && key > node.left.key) {
        node.left = rotateLeft(node.left);
        return rotateRight(node);
    }
    if (balance(node)<-1 && key < node.right.key) {
        node.right = rotateRight(node.right);
        return rotateLeft(node);
    }
    return node;
}
```

**Anmerkung:** Die Laufzeit des Einfügens bleibt in  $O(\text{Baumtiefe}) = O(\log n)$ . Nur einer der vier Fälle ist notwendig, um die Balance herzustellen.

## 4. Vorlesung 12

### 4.1. (a,b)-Suchbäume

Blattorientierte Speicherung der Elemente

Innere Knoten haben mindestens a und höchstens b Kinder und tragen entsprechende Schlüsselwerte, um die Suche zu leiten.

**Beispiel:**

$$h \triangleq \text{Tiefe} \Rightarrow a^h \leq n \leq b^h \Rightarrow \log_b n \leq h \leq \log_a n$$

#### 4.1.1. Aufspaltung bei Einfügen

#### 4.1.2. Verschmelzen von Knoten beim Löschen

Aufspalte- und Verschmelze-Operationen können sich von der Blattebene bis zur Wurzel kaskadenartig fortpflanzen. Sie bleiben aber auf den Suchpfad begrenzt.

$\Rightarrow$  Umbaukosten sind beschränkt durch die Baumtiefe  $= O(\log n)$

### 4.2. Amortisierte Analyse

	000	
	001	Kosten(1) = 1
	010	= 2
	011	= 1
<b>Beispiel: Binärzähler</b>	100	= 3 Kosten der Inkrement-Operation $\triangleq$ Zahl der Bit-Flips
	101	= 1
	110	= 2
	111	= 1
		<u>11</u>

Naive Analyse  $2^k = n$

$$1 \cdot \frac{n}{2} + 2 \cdot \frac{n}{4} + 3 \cdot \frac{n}{8} + \dots + k \cdot \frac{n}{2^k} = \frac{n}{2} \sum_{i=1}^k i \left(\frac{1}{2}\right)^{i-1} = 2^{k+1} - k - 2 = 2n - k - 2$$

Von 0 bis  $n$  im Binärsystem zu zählen kostet  $\leq 2n$  Bit-Flips

**Sprechweise:** amortisierte Kosten einer Inkrement-Operation sind 2

Folge von  $n$ -Ops kostet  $2n$

#### 4.2.1. Bankkonto-Methode

$$\text{Konto}(i+1) = \text{Konto}(i) - \text{Kosten}(i) + \text{Einzahlung}(i)$$

$$\sum_{i=1}^n \text{Kosten}(i) = \text{tatsächliche Gesamtkosten} = \sum_{i=1}^n (\text{Einzahlung}(i) + \text{Konto}(i) - \text{Konto}(i+1))$$

$$= \sum_{i=1}^n \text{Einzahlung}(i) + \text{Konto}(1) - \text{Konto}(n+1)$$

000	
001€	Kosten(1) = 1
01€0	= 2
01€1€	= 1
1€00	= 3
1€01€	= 1
1€1€0	= 2
1€1€1€	= 1
	$\overline{11}$

### Kontoführungsschema: für Binärzähler

1€ pro 1 in der Binärdarstellung

Jeder Übergang  $1€ \rightarrow 0$  kann dann mit dem entsprechenden Euro Betrag auf dieser 1 bezahlt werden.

Es gibt pro Inkrement Operation nur einen  $0 \rightarrow 1$  Übergang

2€ Einzahlung für jede Inc-Operation reichen aus um:

1. diesen  $0 \rightarrow 1$  Übergang zu bezahlen
2. die neu entstandene 1€ mit einem Euro zu besparen.

$$\text{GK} = 2(2^k - 1) + 0^{\text{I}} - k^{\text{II}} = 2n - k - 2$$

---

<sup>I</sup>Zählerstand(000)

<sup>II</sup>Zählerstand( $\overbrace{111 \dots 1}^k$ )

## 5. Vorlesung 13

**Satz:** Ausgehend von einem leeren 2-5-Baum betrachten wir die Rebalancierungskosten  $C$  (Split- und Fusionsoperationen) für eine Folge von  $m$  Einfüge- oder Löschoperationen. Dann gilt:  $C \in O(m)$   
d.h. Amortisierte Kosten der Split- und Fusionsoperationen sind konstant.  
! Dies bezieht sich nicht auf die Suchkosten, die in  $O(\log n)$  liegen.

**Beweisidee:**

**Kontoführung:**

1	2	3	4	5	6
2€	1€	0€	0€	1€	2€

regelmäßige Einzahlung: 1€

Durch eine Einfüge- oder Löschoperation steigt oder fällt der Knotengrad des direkt betroffenen Knotens um höchstens 1.  $\Rightarrow$  1€ Einzahlung reicht zur Aufrechterhaltung dieses Sparplanes.

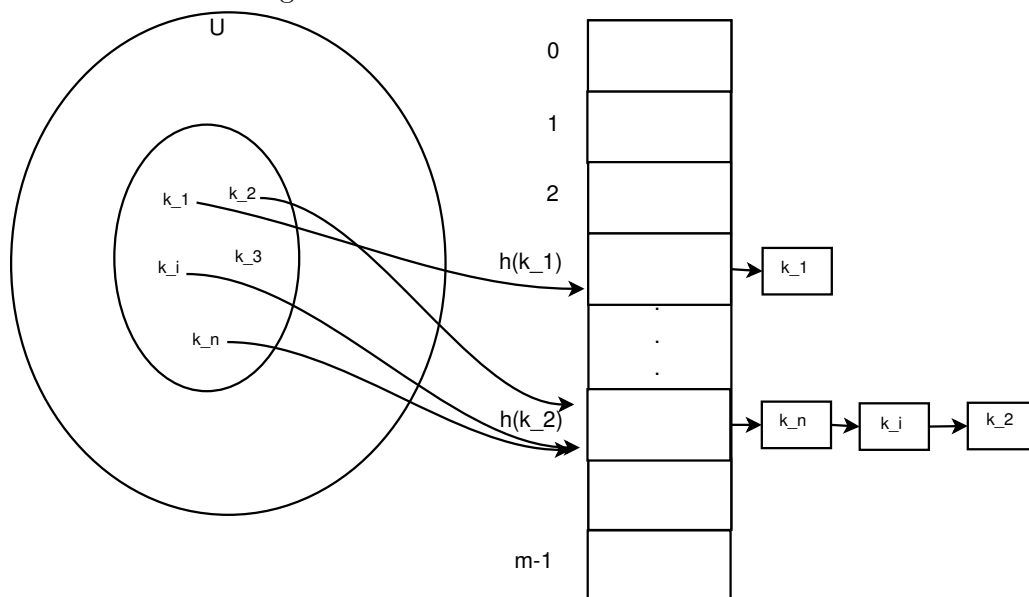
Jetzt Beseitigung der temporären 1- und 6-Knoten:

Ein 6-Knoten nutzt 1€ um seinen Split zu bezahlen. Die beiden neu entstehenden 3-Knoten benötigen kein Kapital. Der Vaterknoten des gesplitteten 6-Knotens benötigt ggf. den zweiten verfügbaren €.

Analoge Betrachtung für Fusion eines temp. 1-Knotens.

### 5.1. Hashing

Abbildung 5.1.: Universum und Hashtabelle der Größe  $m$



$U \subseteq \mathbb{N}$  z.B. 64-Bit-Integer

$n$  = Zahl der zu verwaltenden Schlüssel

$$|U| \gg n$$

Hashfunktion  $h$ :

$$h : U \rightarrow [0, \dots, m-1]$$

$$\text{z.B. } k \mapsto k \bmod m$$

Einfache Annahme: (einfaches uniformes Hashing)

$$\forall k_i, k_j \in U : \Pr(h(k_i) = h(k_j)) = \frac{1}{m}$$

### Analyse der Laufzeit zum Einfügen eines neuen Elementes $k$

- $h(k)$  berechnen  $\rightarrow O(1)$
- Einfügen am Listenanfang in Fach  $h(k)$ .  $\rightarrow O(1)$

### Analyse der Suchzeit für einen Schlüssel $k$

- $h(k) \rightarrow O(1)$
- Listenlänge zum Fach  $h(k)$  sei  $n_{h(k)}$  also beim Durchlauf der kompletten Liste  $\rightarrow O(n_{h(k)})$

$$E(n_{h(k)}) = \frac{n}{m} = \alpha^I$$

$$\text{Suchzeit(Einfügen)} \in O(1 + \alpha)$$

### Laufzeit beim Löschen von Schlüssel $k$

- $h(k) \rightarrow O(1)$
- Durchlaufen der Liste  $\rightarrow O(n_{h(k)})$
- Löschen durch „Pointer-Umbiegen“  $\rightarrow O(1)$

### 5.1.1. Universelles Hashing

**Idee** Arbeite nicht mit einer festen Hashfunktion sondern wähle am Anfang eine zufällige Hashfunktion aus einer Klasse von Hashfunktionen aus.

**z.B.**

$$h_{a,b}(k) = ((a \cdot k + b) \bmod p) \bmod m$$

$p$  sei eine hinreichend große Primzahl  $0 < a < p, 0 \leq b < p$

$$\mathcal{H}_{p,m} = \{h_{a,b}(k) | 0 < a < p, 0 \leq b < p\}$$

$$|\mathcal{H}_{p,m}| = p(p-1)$$

**Definition**  $\mathcal{H}$  heißt universell  $\Leftrightarrow \forall k, l \in U : \Pr(h(k) = h(l)) \leq \frac{1}{m}$

---

<sup>1</sup>Belegungsfaktor

## Suchzeit

$$x_{k,l} = \begin{cases} 1 & \text{für } h(k) = h(l) \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

$$E(n_{h(k)}) = E\left(\sum_{l \in T, l \neq k}\right) = \sum_{l \in T, l \neq k} E(X_{k,l}) = \sum_{l \in T, l \neq k} Pr(h(k) = h(l)) = \sum_{l \in T, l \neq k} \frac{1}{m} = \frac{n-1}{m} = \alpha$$



## 6. Vorlesung 14

### Universelles Hashing (Fortsetzung)

Könnte ein boshafter Mitspieler  $n$  Schlüssel bei gegebener fester Hashfunktion wählen, so würde er solche wählen, die auf den gleichen Slot unter gegebener Hashfunktion abgebildet werden.  $\leadsto$  Durchschnittliche Ablaufzeit von  $O(n)$

**Idee** zufällige Wahl der Hashfunktion aus einer Familie von Funktionen derart, dass die Wahl unabhängig von den zu speichernden Schlüssel ist (universelles Hashing).

#### 6.0.1. Definition

Sei  $\mathcal{H}$  eine endliche Menge von Hashfunktionen, welche ein gegebenes Universum  $U$  von Schlüssel auf  $\{0, \dots, m-1\}$  abbildet. Sie heißt universell, wenn für jedes Paar von Schlüssel  $k, l \in U$   $l \neq k$  die Anzahl der Hashfunktionen  $h \in \mathcal{H}$  mit  $h(l) = h(k)$  höchstens  $\frac{|\mathcal{H}|}{m}$ . Anders: Für ein zufälliges  $h \in \mathcal{H}$  beträgt die Wahrscheinlichkeit, dass zwei unterschiedliche Schlüssel  $k, l$  kollidieren nicht mehr als  $\frac{1}{m}$  ist.

#### 6.0.2. Beispiel

$p$  Primzahl, so groß, dass alle möglichen Schlüssel  $k \in U$  im  $0, \dots, p-1$  liegen.  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$  bezeichnet den Restklassenring  $\text{mod } p$  (weil  $p$  prim, ist  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$  ein Körper).  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}^*$  ist die Einheitengruppe.

**Annahme:** Die Menge der Schlüssel im Universum  $U$  ist größer als die Anzahl der Slots in der Hashtabelle. Für  $a \in \mathbb{Z}/p\mathbb{Z}^*$  und  $b \in \mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$  betrachte:

$$h_{a,b}(k) := (a \cdot k + b \text{ mod } p) \text{ mod } m \quad (*)$$

Damit ergibt sich die Familie

$$\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}^* = \{1, \dots, p-1\} \quad \mathbb{Z}/p\mathbb{Z} = \{0, \dots, p-1\} \quad \mathcal{H}_{p,m} = \{h_{a,b} | a \in \mathbb{Z}/p\mathbb{Z}^*, b \in \mathbb{Z}/p\mathbb{Z} \quad |\mathcal{H}| = p(p-1)\}$$

**Satz** Die in  $(*)$  eingeführte Klasse von Hashfunktionen ist universell.

**Beweis** Seien  $k, l$  Schlüssel auf  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$  mit  $k \neq l$

Für  $h_{a,b} \in \mathcal{H}_{p,m}$  betrachten wir

$$r = (a \cdot k + b) \text{ mod } p$$

$$s = (a \cdot l + b) \text{ mod } p$$

Es ist  $r \neq s$

Dazu:

$$r - s = a \cdot (k - l) \text{ mod } p \quad (*2)$$

**Angenommen**  $r - s = 0$

$$0 = a \cdot (k - l) \pmod{p}, \text{ aber } a \in \mathbb{Z}/p\mathbb{Z}^* \Rightarrow a \neq 0 \text{ und } k \neq l \Rightarrow k - l \neq 0$$

Da  $p$  prim ist  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$  ein Körper  $\Rightarrow$  kein Nullteiler  $\Rightarrow a \cdot (k - l) \neq 0 \Rightarrow r \neq s$

Daher bilden  $h_{a,b} \in \mathcal{H}_{p,m}$  unterschiedliche Schlüssel  $k, l$  auf unterschiedliche Elemente ab. („Auf dem level  $\pmod{p}$  gibt es keine Kollisionen).

Aus (\*2) folgt:

$$(r - s)(k - l)^{-1} = a \pmod{p}$$

$$r - a \cdot k = b \pmod{p} \text{ Bijektion zwischen } (k, l) \text{ und } (a, b)$$

Daher ist die Wahrscheinlichkeit, dass zwei Schlüssel  $h \neq l$  kollidieren, gerade die Wahrscheinlichkeit, dass  $r \equiv s \pmod{m}$ , falls  $r \neq s$  zufällig gewählt (aus  $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ ).

Für gegebenes  $r$  gibt es unter den übrigen  $p - 1$  Werten für  $s$  höchstens  $\lceil \frac{p-1}{m} \rceil \leq \lceil \frac{p}{m} \rceil - 1$  Möglichkeiten, sodass  $s \neq r \pmod{p}$  aber  $r = s \pmod{m}$

### 6.0.3. Abschätzung nach oben

$$\lceil \frac{p}{m} \rceil - 1 \leq \frac{(p + m - 1)}{m} - 1 = \frac{p - 1}{m} \text{ Kollisionsmöglichkeiten}$$

Die Wahrscheinlichkeit, dass  $r$  und  $s$  kollidieren  $\pmod{m}$  Kollisionsmöglichkeiten / Gesamtzahl der Werte

$$= \frac{p - 1}{m} \cdot \frac{1}{p - 1} = \frac{1}{m}$$

$\Rightarrow$  Für ein Paar von Schlüsseln  $k, l \in \mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$  mit  $k \neq l$

$$P[h_{a,b}(k) = h_{a,b}(l)] \leq \frac{1}{m} \Rightarrow \mathcal{H}_{p,m} \text{ universell!}$$

## 6.1. Perfektes Hashing

**Wichtig** Menge der Schlüssel ist im Vorhinein bekannt und ändert sich nicht mehr.

**Beispiele** reserved words bei Programmiersprachen, Dateinamen auf einer CD

### 6.1.1. Definition

Eine Hashmethode heißt perfektes Hashing, falls  $O(1)$  Speicherzugriffe benötigt werden, um die Suche nach einem Element durchzuführen.

**Idee** Zweistufiges Hashing mit universellen Hashfunktionen.

1. Schritt  $n$  Schlüssel,  $m$  Slots durch Verwendung der Hashfunktion  $h$ , welche aus einer Familie universeller Hashfunktionen stammt.
2. Schritt Statt einer Linkedlist im Slot anzulegen, benutzen wir eine kleine zweite Hashtabelle  $S_j$  mit Hashfunktion  $h_j$

**Bild** Schlüssel  $k = \{10, 22, 37, 49, 52, 60, 72, 75\}$

Äußere Hashfunktion  $h(k) = ((a \cdot b) \bmod p) \bmod m$

$$a = 3, \quad b = 42, \quad p = 101, \quad m = 9$$

$$h(10) = \underbrace{(3 \cdot 10 + 42 \bmod 101)}_{=72} \bmod 9 = 0$$

Um zu garantieren, dass keine Kollision auf der zweiten Ebene auftreten, lassen wir die Größe von  $S_j$

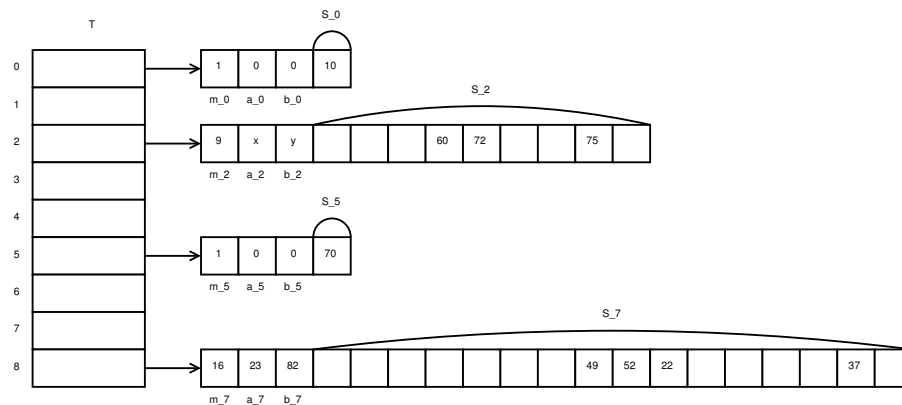


Abbildung 6.1.: Perfekte Hashtabelle

gerade  $n_j^2$  sein ( $n_j \neq \# \text{Schlüssel} \rightarrow j\text{Slot}$ ).

Wir verwenden für die Hashfunktion der ersten Ebene eine Funktion aus  $\mathcal{H}_{p,m}$ . Schlüssel die im  $j$ -ten Slot werden in der sekundären Hashtabelle  $S_j$  der Größe  $m_j$  mittels  $h_j$  gehasht.  $h_j \in \mathcal{H}_{p,m}$

**Wir zeigen:** 2 Dinge:

1. Wie versichern wir, dass die zweite Hashfunktion keine Kollision hat.
2. Der erwartete Speicherbedarf ist  $O(n)$

**zu 1.**

**Satz** Beim Speichern von  $n$  Schlüsseln in einer Hashtabelle der Größe  $m = n^2$  ist die Wahrscheinlichkeit, dass eine Kollision auftritt  $< \frac{1}{2}$

**Beweis:** Es gibt  $\binom{n}{2}$  mögliche Paare, die kollidieren können. Jedes kollidiert mit der Wahrscheinlichkeit  $\leq \frac{1}{m}$ , falls  $h \in \mathcal{H}$  zufällig gewählt wurde.

Sei  $X$  eine zufallsvariable(ZV),  $X$  zählt Kollisionen:

Für  $m = n^2$  ist die erwartete Zahl der Kollisionen:

$$E[X] = \binom{n}{2} \cdot \frac{1}{m} = \binom{n}{2} \cdot \frac{1}{n^2} = \frac{n!}{2!(n-2)!n^2} = \frac{(n-1)}{2n} \leq \frac{1}{2}$$

Anwenden der Markow-Ungleichung ( $a=1$ ):

$$P[X \geq 1] \leq \frac{E[X]}{1} = \frac{1}{2} \Rightarrow \text{Wahrscheinlichkeit für irgendeine Kollision ist } < \frac{1}{2}$$

q.e.d

### 6.1.2. Nachteil

Für große  $n$  ist  $m = n^2$  nicht haltbar!

**zu 2.** Wenn die Größe der primären Hashtabelle  $m = n$  ist, dann ist der Platzverbrauch in  $O(n) \rightsquigarrow$  Betrachte Platzverbrauch der sekundären Hashtabellen.

**Satz** Angenommen wir wollen  $n$  Schlüssel in einer Hashtabelle der Größe  $m = n$  mit Hashfunktion  $h \in \mathcal{H}$ . Dann gilt:

$$E \left[ \sum_{j=0}^{m-1} n_j^2 \right] < 2n$$

**Beweis**

**Betrachte**

$$a^2 = a + 2 \cdot \binom{a}{2} = a + 2 \cdot \frac{a^2 - a}{2} \quad (*3)$$

**Betrachte**

$$E \left[ \sum_{j=0}^{m-1} n_j^2 \right] \stackrel{(*3)}{=} E \left[ \sum_{j=0}^{m-1} \left( n_j + 2 \binom{n_j}{2} \right) \right]$$

$$\stackrel{\text{lini. des EW}}{=} E \left[ \underbrace{\sum_{j=0}^{m-1} n_j}_{=n} \right] + 2E \left[ \sum_{j=0}^{m-1} \binom{n_j}{2} \right] = n + 2E \left[ \sum_{j=0}^{m-1} \binom{n_j}{2} \right] \# \text{ der Kollisionen}$$

Da unsere Hashfunktion universell ist, ist die erwartete Zahl dieser Paare:

$$\binom{n}{2} \frac{1}{m} = \frac{n(n-1)}{2m} = \frac{n-1}{2}, \text{ da } m = n$$

Somit

$$E \left[ \sum_{j=0}^{m-1} n_j^2 \right] \leq n + 2 \frac{n-1}{2} = 2n - 1 < 2n$$

**Korollar** Speichern wir  $n$  Schlüssel in einer Hashtabelle der Größe  $m = n$  mit einer zufälligen universellen Hashfunktion und setzen die Größe der Hashtabellen der zweiten Ebene auf  $m_j = n_j^2$  für  $j = 0, m = 1$ , so ist der Platzverbrauch des perfekten Hashings weniger als  $2n$ . Die Wahrscheinlichkeit, dass der Platzverbrauch der zweiten Hashtabellen  $\geq 4n$  ist, ist  $\leq \frac{1}{2}$  ohne Beweis.

## 7. Vorlesung 15

Bei  $n$  Elementen sollte die Hashtabelle  $m = n^2$  groß sein.  
Für die universellen Hashfunktionen

$$\mathcal{H}_{p,m} = \{h_{a,b}(k) = (a \cdot k + b) \bmod p \mid 0 < a < p, 0 \leq b < p\}$$

$\binom{n}{1}$  Schlüsselpaare  $(k, l)$  mit  $k \neq l$

$$E(\# \text{Kollisionen}) \leq \binom{n}{2} \cdot \frac{1}{m} = \frac{n(n-1)}{2} \cdot \frac{1}{n^2} \leq \frac{1}{2}$$

**Idee** Zweistufiges Verfahren:

- primäre Hashfunktion für Tabelle der Größe  $m = n$

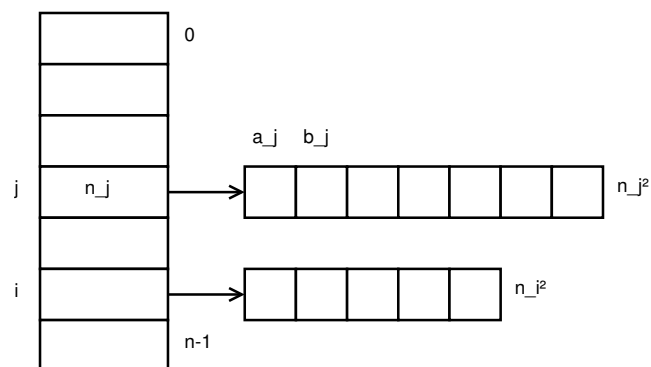


Abbildung 7.1.: Perfektes Hashing

---

<sup>1</sup>Universalität von  $\mathcal{H}$

Teil II.

# Graphen-Algorithmen

### 7.0.1. Einführung

$$G = (V, E) \quad V \text{ vertices, } E \text{ edges} \quad E \subseteq V \times V$$

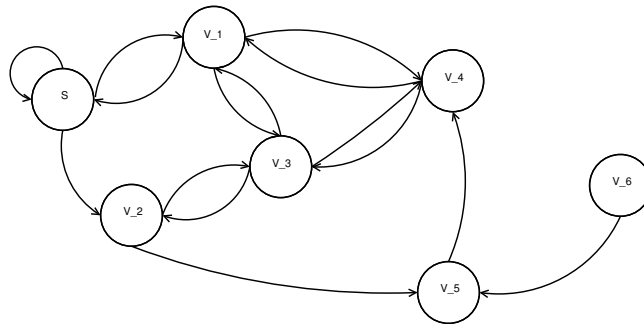


Abbildung 7.2.: Gerichteter Graph

Planare Graphen können ohne Überkreuzung der Kanten in die Ebene eingebettet werden.

### Eulerische Polyederformel

$$|V| + |F| = |E| + 2$$

$$8 + 6 = 12 + 2$$

Es gilt:

$$2 \cdot |E| \geq 3 \cdot |F|$$

$$\# \text{gerichtete Kanten} = 2 \cdot |E| = \sum_{i=1}^{|F|} \# \text{Kanten}(f_i)^{\text{II}} \geq 3 \cdot |F|$$

$$|F| \leq \frac{2}{3}|E|, \quad |V| + |F| = |E| + 2 \leq |V| + \frac{2}{3}|E| \Rightarrow \frac{1}{3}|E| + 2 \leq |V|$$

$$\Rightarrow |E| \leq 3 \cdot |V| - 6$$

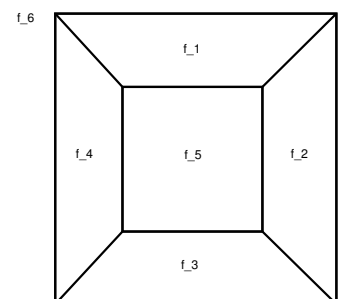


Abbildung 7.3.: Würfel

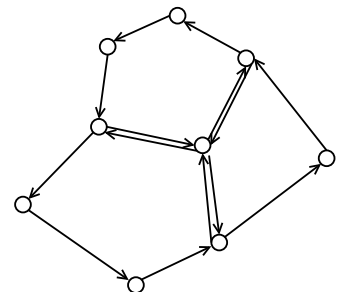


Abbildung 7.4.: Placeholder

<sup>II</sup>Jedes  $f_i$  hat mindestens 3 Kanten

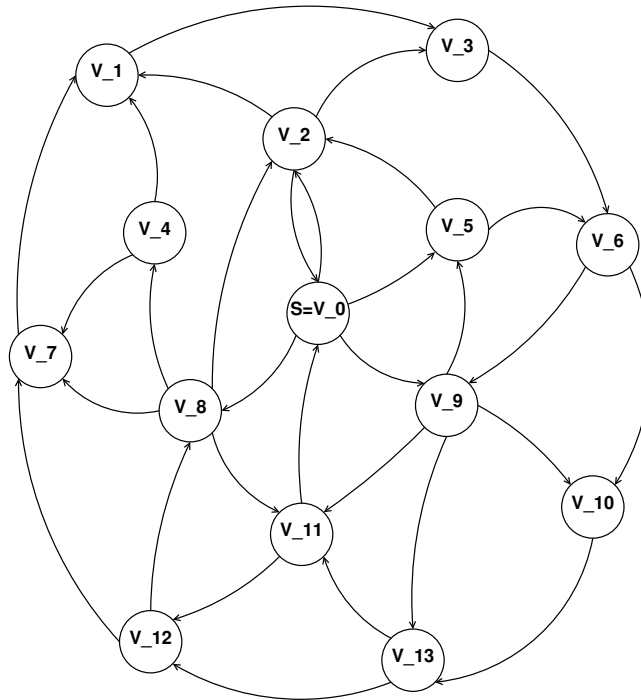


Abbildung 7.5.: Beispiel

## Adjazenzmatrix

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13
0	1	0	1	0	0	1	0	0	1	1	0	0	0	0
1	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
2	1	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
3	0	0	0	1	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
4	0	1	0	0	1	0	0	1	0	0	0	0	0	0
5	0	0	1	0	0	1	1	0	0	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	0	0	1	0	0	1	1	0	0	0
7	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0
8	0	0	1	0	1	0	0	1	1	0	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0	1	0	0	0	1	1	1	0	1
10	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	1
11	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0
12	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	1	0
13	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1

$= A$

$$a \in B^{|V| \times |V|}$$

falls  $G$  ungerichtet  $\Rightarrow A = A^T$



## Adjazenzlisten Repräsentation

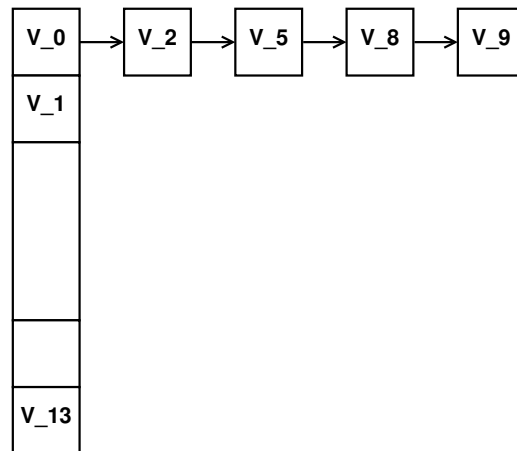


Abbildung 7.6.: Adjazenzliste

## Platzbedarf

$$\mathcal{O}(|V| + |E|) = \mathcal{O} \left( |V| + \sum_{i=0}^{|V|-1} \text{outdeg}(v_i) \right)$$

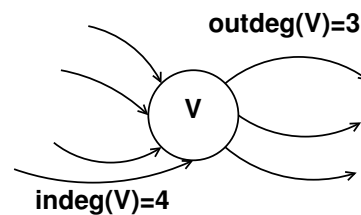


Abbildung 7.7.: indeg und outdeg

## 7.0.2. BFS (Breadth-First Search) Breitensuche

```

forall ( v in V \ {S} ) {
    col[v] = white;    // Farbe  weiß = unbekannt, grau = bekannt, schwarz = vollkomm
    d[v] = infinity;  // Distanz
    pi[v] = NULL;     // pi ist Vorgänger
}
col[s] = grey;       // s ist Startknoten
d[s] = 0;
pi[s] = null;

```

Queue	vs	Stack
Schlange		Stapel
empty()		"
push()		"
pop()		
FIFO		FILO
First-In-First-Out		First-In-First-Out

```

Queue Q;
Q.push(s);
while (!Q.empty()) {
    u = Q.pop();
    forall( (u,v) in E) {
        if (col[v] == white) {
            col[v] = grey;
            d[v] = d[u]+1;
            pi[v] = u;
            Q.push(v);
        }
    }
    col[u] = black;
}

```

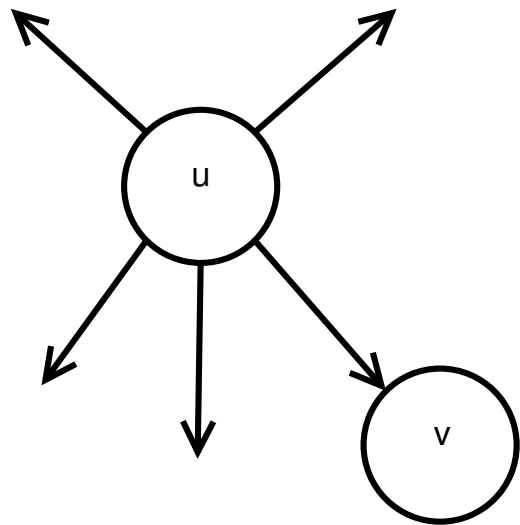


Abbildung 7.8.: Grafik zum Beispielcode

### Laufzeit

$$\mathcal{O}(|V| + |E|)$$

**Begründung:** Jeder von  $s$  aus erreichbare Knoten wird nur einmal in die Queue aufgenommen und auch ihr entfernt. Für jeden Knoten muss nur einmal seine Adjazenzliste durchlaufen werden.

$$\Rightarrow \mathcal{O} \left( |V| + \sum_{v \in V} \text{outdeg}(v) \right)$$





## 8. Vorlesung 16

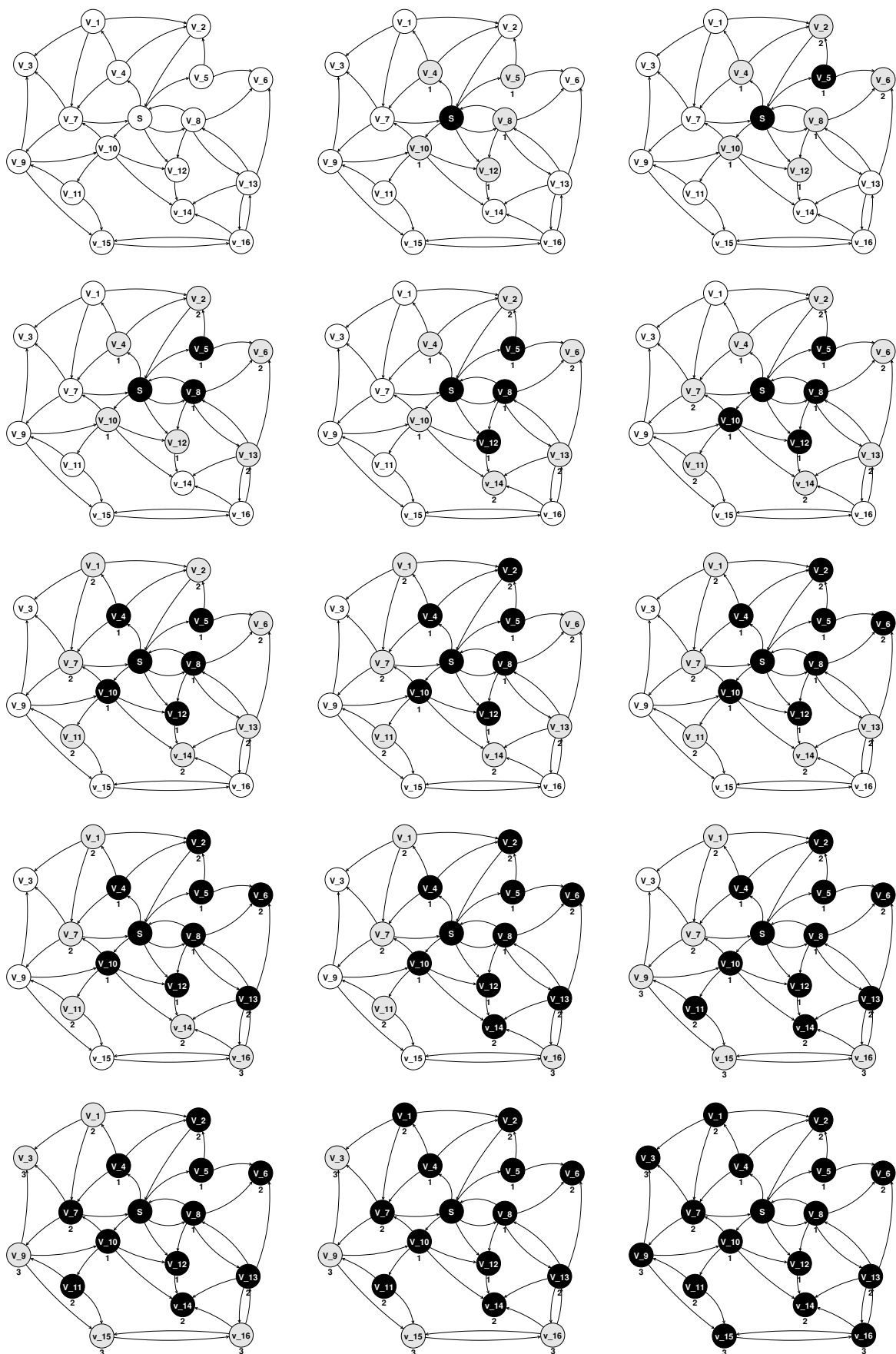


Abbildung 8.1.: Beispiel

### Definition: Länge kürzesten Weges

$\delta(s, v)$  = Länge eines kürzesten Weges vom Startknoten  $s$  zum Knoten  $v$ .  
Setze  $\delta(s, v) = \infty$ , falls  $v$  nicht erreichbar von  $s$  aus.

### Satz: Richtigkeit des Algorithmus

Nach Ablauf von BFS<sup>I</sup> gilt

$$\forall v \in V : d[v] = \delta(s, v)$$

### Lemma 1: Dreiecksungleichung für kürzeste Wege

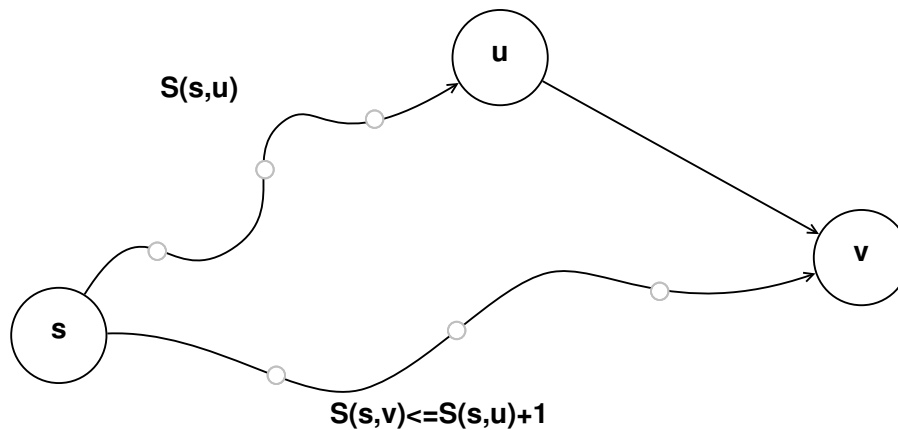


Abbildung 8.2.

### Lemma 2

Zu jedem Zeitpunkt im Verlauf von BFS gilt:

$$\forall v \in V : d[v] \geq \delta(s, v)$$

**Beweis (induktiv über Zahl der Operationen, die d-Wert verändern)**

**Induktions-Anfang**

$$d[s] = 0$$

**Induktions-Schritt** Knoten  $v$  wird von  $u$  aus neu entdeckt

$$d[u] \geq \delta(s, u)$$

$$d[v] = d[u] + 1 \geq \delta(s, u) + 1 \stackrel{D.U.}{\geq} \delta(s, v)$$

### Lemma 3

Sei  $Q = (v_1, v_2, \dots, v_k)$  eine Queue, dann gilt stets:

$$d[v_1] \leq d[v_2] \leq \dots \leq d[v_k] \leq d[v_1] + 1$$

---

<sup>I</sup>Breitensuche

## Beweis (induktiv über die Zahl der push- und pop-Operationen)

### Induktions-Anfang

$$d[s] = 0 \checkmark$$

### Induktions-Schritt

#### pop

$$d[v_1] \leq d[v_2] \leq \dots \leq d[v_k] \leq d[v_1] + 1 \stackrel{!}{\leq} d[v_2] + 1$$

#### push

$$d[u] = d[v_1] \leq d[v_2] \leq \dots \leq d[v_k] \leq d[u] + 1$$

Beachte Kante  $(u, v)$   $v$  ist weiß

$v = v_{k+1}$  wird gepushed

$$d[v_{k+1}] = d[v_1] + 1$$

Zustand von  $Q$  nach push

$$d[v_2] \leq d[v_3] \leq \dots \leq d[v_k] \leq d[v_1] + 1 = d[v_{k+1}] \quad \checkmark$$

### Satz: Richtigkeit des Algorithmus

Nach Ablauf von BFS<sup>II</sup> gilt

$$\forall v \in V : d[v] = \delta(s, v)$$

### Beweis durch Widerspruch

Sei  $v \in V$ , so dass  $d[v] \neq \delta(s, v)$  am Ende des Algorithmus  $\stackrel{\text{Lemma 2}}{\implies} d[v] > \delta(s, v)$

Sei  $v$  so gewählt, dass es der erste Knoten ist mit der Eigenschaft, dass sein d-Wert falsch gesetzt wird.

d.h. Alle d-Werte bis zu diesem Zeitpunkt sind korrekt.

Sei  $s \mapsto u' \rightarrow v$  ein kürzester Weg  $s$  zu  $v$

Betrachte die Situation bei Bearbeitung von  $u'$ :

**1. Fall**  $v$  ist in diesem Moment schwarz.

$$d[v] > \delta(s, v) = \delta(s, u') + 1 \geq \text{III} d[v] \quad \text{!}$$

**2. Fall**  $v$  ist in diesem Moment weiß.

$$d[v] > \delta(s, u') + 1 = d[u'] + 1 = \text{IV} d[v] \quad \text{!}$$

---

<sup>II</sup>Breitensuche

<sup>III</sup> $v$  vor  $u'$  aus  $Q$  entfernt und Lemma 3.

<sup>IV</sup>wegen Wahl von  $v$ ; d-Wert von  $u'$  muss also korrekt sein

**3. Fall**  $v$  ist grau.

$$d[v] > \delta(s, u') + 1 = d[u'] + 1 \geq d[u] + 1 = d[v]$$

$d[u] \leq d[u']$ , weil  $u$  vor  $u'$  aus  $Q$  entfernt  $\nmid$

q.e.d.

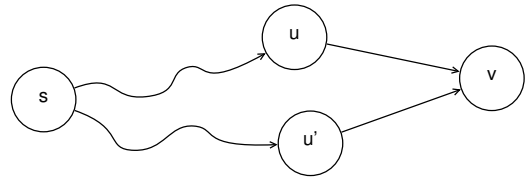


Abbildung 8.3.

## 8.1. Kürzeste Wege Algorithmen

### 8.1.1. Dijkstra-Algorithmus

$$G = (V, E) \quad w : E \rightarrow \mathbb{R}_0^+$$

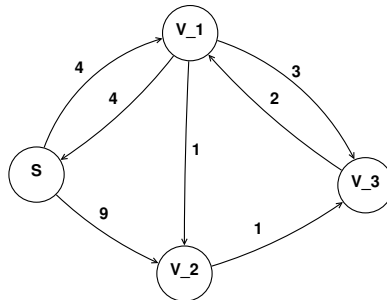


Abbildung 8.4.

Sei  $p = (s = v_0, v_1, v_2, \dots, v_k)$



Abbildung 8.5.

$$w(p) = \sum_{i=0}^{k-1} w(v_i, v_{i+1}) = \delta(s, v_k)$$

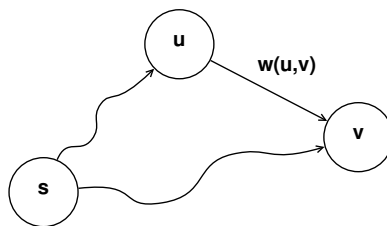


Abbildung 8.6.

$$\delta(s, v) \leq \delta(s, u) + w(u, v)$$

```

relax(u, v, w) {
  if (d[v] > d[u] + w(u, v)) {
    d[v] = d[u] + w(u, v);
    Π[v] = u;
  }
}

```



Betrachte Algorithmen zur kürzesten Wege Berechnung, die Distanzwerte nur mit Hilfe dieser relax-Funktion verändern, dann gilt:

$$d[v] \geq \delta(s, v) \quad \forall v \in V$$

**Beweis**

$$d[v] = d[u] + w(u, v) \stackrel{I.A.}{\geq} \delta(s, u) + w(u, v) \geq \delta(s, v)$$

Induktion über Zahl der reflex-Aufrufe

## 9. Vorlesung 17

### Dijkstra Algorithmus (Fortsetzung)

$$G = (V, E) \quad w : E \rightarrow \mathbb{R}^{\geq 0}$$

```
forall (v ∈ V) {  
    d[v] = ∞;  
    Π[v] = NULL;  
}  
d[s] = 0;  
S = ∅;  
PriorityQueue PQ;  
forall (v ∈ V)  
    PQ.insert((d[v], v));  
while (!PQ.empty()) {  
    u = PQ.deleteMin();  
    forall ( (u, v) ∈ E ) {  
        if ( d[v] > d[u] + w(u, v) ) {  
            d[v] = d[u] + w(u, v);  
            Π[v] = u;  
            PQ.decreaseKey((d[v], v));  
        }  
    }  
    S = S ∪ {u};  
}
```

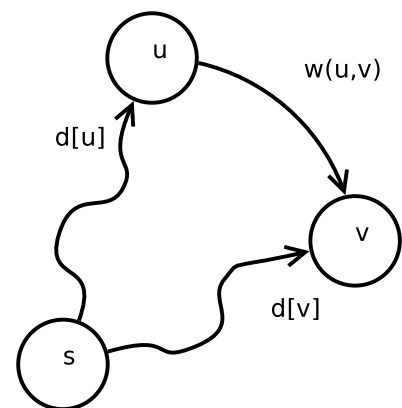


Abbildung 9.1.

**Satz:** Der Dijkstra Algorithmus berechnet alle d-Werte, so dass nach Ablauf des Algo  $\forall v \in V$  gilt:  
 $d[v] = \delta(s, v)$ .

**Beweis:**

**Annahme:**

$$\exists v \in V : d[v] \neq \delta(s, v)$$

$$\xRightarrow{\text{LemmaRelax}} d[v] > \delta(s, v)$$

Sei  $v$  so gewählt, dass  $v$  der erste Knoten mit der Eigenschaft ist, der mit deleteMin der PQ entnommen wird und nach Relaxation aller von ihm ausgehenden Kanten der Menge  $S$  hinzugefügt wird.

Betrachte einen kürzesten Weg  $s \rightsquigarrow v$

$$d[v] > \delta(s, v) \geq \text{I} \delta(s, y) = d[y] = \text{II} d[x] + w(x, y) = d[y] \geq \text{III} d[v] \quad \nexists$$

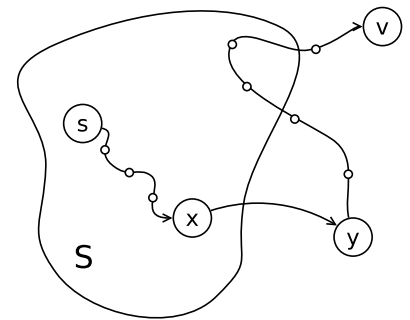


Abbildung 9.2.: Skizze

### 9.0.1. Vorläufige Laufzeitanalyse von Dijkstra

PQ.insert	x	V
PQ.empty	x	V
PQ.deleteMin	x	V
PQ.decreaseKey	x	E

Mit balanciertem Suchbaum oder mit binärem Heap (siehe Heapsort)

können diese Operationen alle in Zeit  $\mathcal{O}(\log |V|)$  realisiert werden.

$\Rightarrow$  Gesamtlaufzeit:  $\mathcal{O}((|V| + |E|) \log |V|)$

Wir werden später zeigen, dass Laufzeit  $\mathcal{O}(|V| \log |V| + |E|)$  möglich ist.

## 9.1. Bellman-Ford-Algorithmus

$$G = (V, E) \quad w : E \rightarrow \mathbb{R}$$

**Voraussetzung**  $G$  enthält keine negativen Zyklen

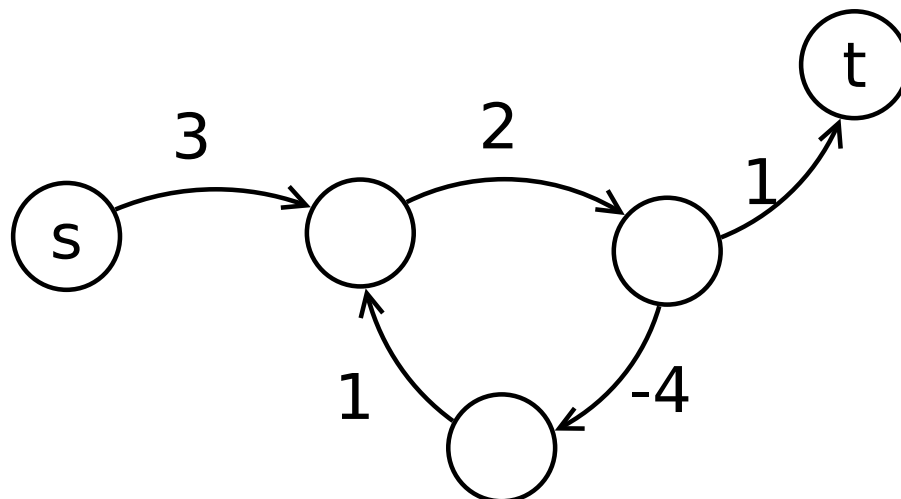


Abbildung 9.3.: Ein verbotener, negativer Zyklus

<sup>I</sup>weil Kantengewichte nicht negativ sein dürfen

<sup>II</sup>x wurde schon zu S hinzugefügt, hat also Korrekten d-Wert  $d[x] = \delta(s, x)$

<sup>III</sup>weil v vor y aus der PQ entnommen wird.

### 9.1.1. Pseudocode

```
forall (v ∈ V) {
    d[v] = ∞;
    Π[v] = NULL;
}
d[s] = 0;
for (i = 1; i < |V|; i++)
    forall ((u, v) ∈ E)
        if (d[v] > d[u] + w(u, v)) {
            d[v] = d[u] + w(u, v);
            Π[v] = u;
        }
```

### 9.1.2. Laufzeit: Bellman-Ford

$$\mathcal{O}(|V| \cdot |E|)$$

### 9.1.3. Korrektheitsbeweis: Bellman-Ford

**Invariante:** Nach den  $i$ -ten Schleifendurchlauf sind alle Kürzesten Wege korrekt berechnet, die  $\leq i$  Kanten benutzen.

**Beweis: Induktion über  $i$**

#### Induktionsanfang

$i = 0$   $d[s] = 0 = \delta(s, s)$ , da keine negativen Zyklen vorliegen.

### 9.1.4. Induktionsschritt: $i \rightarrow i + 1$

Betrachte kürzesten Weg mit  $i + 1$  Kanten:

$$s = v_0 \rightarrow v_1 \rightarrow v_2 \rightarrow \dots \rightarrow v_i \rightarrow v_{i+1}$$

Aufgrund der Induktionsannahme<sup>IV</sup> gilt:  $d[v_i] = \delta(s, v_i)$ , weil  $s = v_0 \rightarrow v_1 \rightarrow \dots \rightarrow v_i$  ein kürzester Weg  $s \rightsquigarrow v_i$  mit  $i$  Kanten ist. Da alle Kanten in der inneren Schleife einmal relaxiert werden, trifft dies insbesondere auf die Kante  $(v_i, v_{i+1})$  zu:

$$d[v_{i+1}] = d[v_i] + w(v_i, v_{i+1}) = \delta(s, v_i) + w(v_i, v_{i+1}) = \delta(s, v_{i+1})$$

**Frage:** Warum folgt aus der Gültigkeit dieser Invariante die Korrektheit des Algo?

**Antwort** Alle kürzesten Wege benutzen höchstens  $|V| - 1$  Kanten, ansonsten hätten sie einen Zyklus mit Gewicht  $\geq 0$ , den man auch weglassen kann.

```
//Erkennung der Existenz negativer Zyklen
forall ((u, v) ∈ E)
    if (d[v] > d[u] + w(u, v))
        negativer Zyklus
```

---

<sup>IV</sup>Die Invariante

# 10. Vorlesung 18

## 10.1. All-Pairs-Shortest Path Algorithmen

Distanzmatrix  $D$  für einen Graphen  $G = (V, E)$   $V = v_1, v_2, \dots, v_n$ ,  $w : E \mapsto \mathbb{R}$

$$d_{ij} = \begin{cases} 0 & \text{für } i = j \\ w(v_i, v_j) & \text{für } (v_i, v_j) \in E \\ \infty & \text{sonst} \end{cases}$$

$$D = (d_{ij})_{\substack{i=1, \dots, n \\ j=1, \dots, n}} \in \mathbb{R}^{n \times n}$$

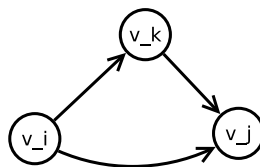


Abbildung 10.1.: Grafik

$$d_{ij}^{(2)} = \min(d_i^{(1)} j, \min_{k=1, \dots, n} (d_{ik}^{(1)} + d_k^{(1)} j))$$

$$D^{(2)} = D^{(1)} \circ D^{(1)} = \min(d_{ik}^{(1)} + d_k^{(1)} j)$$

Vergleich zu Matrixmultiplikation

$$C = A \circ B, \text{ mit } A, B \in \mathbb{R}^{n \times n}$$

$$C_{ij} = \sum_{k=1}^n a_{ik} \cdot b_{kj}$$

im Ring  $(\mathbb{R}, +, \cdot)$

$$C_{ij} = \left( \sum_{k=1, \dots, n} A_{ik} + B_{kj} \right)$$

**Kommutativgesetz**

$$\min(\min(a, b), c) = \min(a, b, c)$$

im „Ring“<sup>1</sup>  $(\mathbb{R}, \min, +)$

**Distributivgesetz**

$$a + \min(b, c) = \min(a + b, a + c)$$

---

<sup>1</sup>der keiner ist

### Assoziativgesetz

$$A \circ (B \circ C) = (A \circ B) \circ C$$

**Ziel:**  $D^{(n)\text{II}} = D^{(1)} \circ D^{(1)} \circ \dots \circ D^{(1)}$

**Es gilt:**  $D^{(n)} = D^{(n+m)}$  für  $m \geq 1$

#### 10.1.1. Laufzeit zur Berechnung von $D^{(n)}$

**Naiv:**  $\mathcal{O}(n^4)$

$$D^{(2)} = D^{(1)} \circ D^{(1)}$$

$$D^{(4)} = D^{(2)} \circ D^{(2)}$$

$$D^{(8)} = D^{(4)} \circ D^{(4)}$$

$$\vdots$$

$$D^{(2^i)} = D^{(2^{i-1})} \circ D^{(2^{i-1})}$$

Schrittzahl  $i$  so wählen, dass  $2^i \geq n$

**sukzessives Quadrieren:**  $\mathcal{O}(n^3 \log n)$

## 10.2. Floyd-Warshall-Algorithmus

```
for ( k = 1; k ≤ n; k++)
  for ( i = 1; i ≤ n; i++)
    for ( j = 1; j ≤ n; j++)
      d[i][j] = min(d[i][j], d[i][k]+d[k][j])
```

**Laufzeit**  $\mathcal{O}(n^3)$

#### 10.2.1. Korrektheitsbeweis:

**Invariante** Nach dem  $k$ -ten Schleifendurchlauf entspricht  $d_{ij}$  der Weglänge eines kürzesten Weges  $p$  von  $v_i$  nach  $v_j$ , wobei nur Zwischenknoten erlaubt sind, mit Index  $\leq k$

$$p: v_i \rightarrow v_{l_1} \rightarrow v_{l_2} \rightarrow \dots \rightarrow v_{l_m} \rightarrow v_j$$

d.h.  $1 \leq l_1, l_2, \dots, l_m \leq k$

---

<sup>II</sup>In der Potenz stehen die Anzahl der betrachteten Kanten.  $n$  entspricht allen Kanten

### 10.2.2. Beweis der Invariante durch Induktion nach $k$

$k = 0$ : Nach der Initialisierung von  $D$ , also vor dem 1. Schleifendurchlauf, gilt obige Invariante.

$k - 1 \rightarrow k$ :

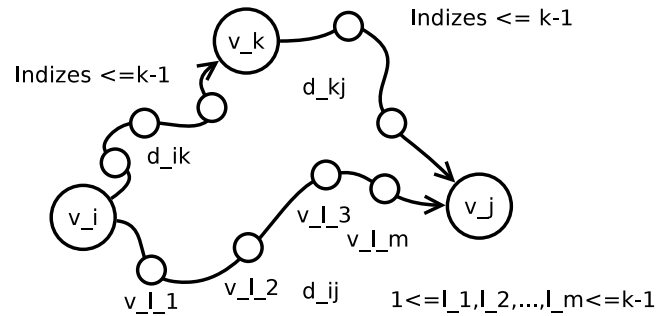


Abbildung 10.2.: Beweis der invariante

Durch die Operation  $d_{ij} = \min(d_{ij}, d_{ik} + d_{kj})$  wird die Invariante sichergestellt.

### 10.3. Naive Lösung des All-Pairs Problems durch $|V|$ -malige Anwendung von Bellman-Ford oder Dijkstra-Algorithmus

**Bellman-Ford**  $\mathcal{O}(|V| \cdot |V| \cdot |E|) = \mathcal{O}(|V|^2 \cdot |E|)$

**Dijkstra**  $\mathcal{O}(|V| \cdot (|V| \cdot \log |V| + |E|)) = \mathcal{O}(|V| \cdot |E| + |V|^2 \cdot \log |V|)$