

# ALGORITHMEN UND DATENSTRUKTUREN

## ÜBUNG 11: AVL-BÄUME & GRAPHALGORITHMEN

---

Eric Kunze

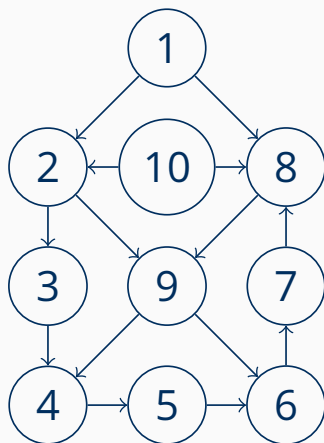
`eric.kunze@mailbox.tu-dresden.de`

TU Dresden, 16.01.2020

# Breiten- und Tiefensuche

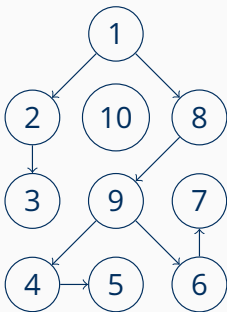
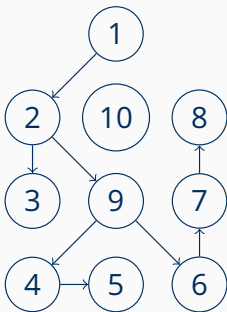
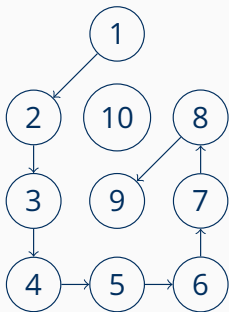
---

## AUFGABE 2



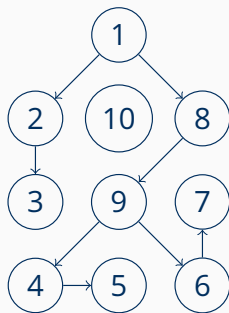
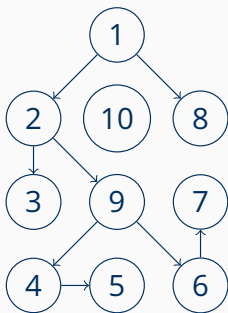
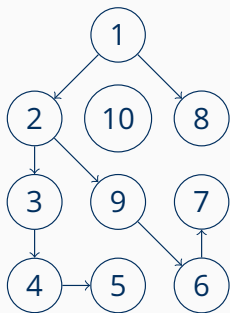
## AUFGABE 2 — TEIL (A)

Es gibt 5 verschiedene depth-first-trees, z.B.:



## AUFGABE 2 — TEIL (B)

Es gibt 5 verschiedene breadth-first-trees, z.B.:



# Floyd-Warshall-Algorithmus

---

# FLOYD-WARSHALL-ALGORITHMUS

- ▶ (gewichteter) Graph  $G = (V, E, c)$  mit Weglängen  $c$  und ohne Schlingen
- ▶ **Ziel:** kürzeste Wege von beliebigem Startknoten zu beliebigem Zielknoten
- ▶ oBdA:  $V = \{1, \dots, n\}$
- ▶  $P_{u,v}$  = Menge aller Wege von  $u$  nach  $v$
- ▶  $D_G(u, v) = \begin{cases} \min \{c_p : p \in P_{u,v}\} & \text{wenn } P_{u,v} \neq \emptyset \\ \infty & \text{sonst} \end{cases}$
- ▶  $P_{u,v}^{(k)}$  = Menge aller Wege von  $u$  nach  $v$ , deren innere Knoten in  $\{\ell : 1 \leq \ell \leq k\}$  liegen
- ▶  $D_G^{(k)}(u, v) = \begin{cases} \min \{c_p : p \in P_{u,v}^{(k)}\} & \text{wenn } P_{u,v}^{(k)} \neq \emptyset \\ \infty & \text{sonst} \end{cases}$
- ▶ Es gilt  $P_{u,v}^{(n)} = P_{u,v}$  und somit  $D_G^{(n)} = D_G$

- ▶ modifizierte Adjazenzmatrix

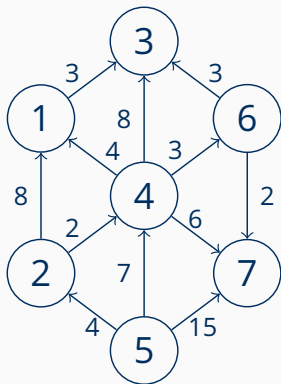
$$mA_G = \min \{A_G, \mathbf{0}_n\} = \begin{cases} c(u, v) & \text{wenn } u \neq v, (u, v) \in E \\ 0 & \text{wenn } u = v \\ \infty & \text{sonst} \end{cases}$$

- ▶ **Initialisierung:**  $D_G^{(0)} = mA_G$
- ▶ **Rekursion:**

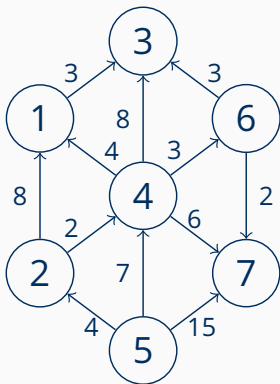
$$D_G^{(k+1)}(u, v) = \min \left\{ D_G^{(k)}(u, v), D_G^{(k)}(u, k+1) + D_G^{(k)}(k+1, v) \right\}$$



## AUFGABE 3



## AUFGABE 3



$$mA_G = \begin{pmatrix} 0 & \infty & 3 & \infty & \infty & \infty & \infty \\ 8 & 0 & \infty & 2 & \infty & \infty & \infty \\ \infty & \infty & 0 & \infty & \infty & \infty & \infty \\ 4 & \infty & 8 & 0 & \infty & 3 & 6 \\ \infty & 4 & \infty & 7 & 0 & \infty & 15 \\ \infty & \infty & 3 & \infty & \infty & 0 & 2 \\ \infty & \infty & \infty & \infty & \infty & \infty & 0 \end{pmatrix}$$

## AUFGABE 3 — TEIL (B)

$$D_G^{(2)} = \begin{pmatrix} 0 & \infty & 3 & \infty & \infty & \infty & \infty \\ 8 & 0 & 11 & 2 & \infty & \infty & \infty \\ \infty & \infty & 0 & \infty & \infty & \infty & \infty \\ 4 & \infty & 7 & 0 & \infty & 3 & 6 \\ 12 & 4 & 15 & 6 & 0 & \infty & 15 \\ \infty & \infty & 3 & \infty & \infty & 0 & 2 \\ \infty & \infty & \infty & \infty & \infty & \infty & 0 \end{pmatrix}$$

d.h. es ändern sich folgende Einträge:

$$\underbrace{(4, 3, 7), (2, 3, 11)}_{\text{aus } D_G^{(1)}}, \underbrace{(5, 3, 15), (5, 1, 12), (5, 4, 6)}_{\text{aus } D_G^{(2)}}$$

## AUFGABE 3 — TEIL (C)

Für  $k \in \{4, 6\}$ , d.h. durch Zulassen der Knoten 4 und 6 als innere Knoten eines Weges, erreichen wir eine Verbesserung. Dagegen sind die Knoten 3 und 7 *Senken*, d.h. es bringt nichts, diese zu besuchen, weil wir nicht wieder weg kommen. Ebenso bringt uns der Knoten 5 als *Quelle* keine Verbesserung, weil wir diesen gar nicht erreichen können. Somit gilt also

$$D_G^{(2)} = D_G^{(3)} \quad D_G^{(4)} = D_G^{(5)} \quad D_G^{(6)} = D_G^{(7)}$$

und wir müssen lediglich  $D_G^{(4)}$  sowie  $D_G^{(6)}$  explizit berechnen.

## AUFGABE 3 — TEIL (D)

$$D_G^{(4)} = \begin{pmatrix} 0 & \infty & 3 & \infty & \infty & \infty & \infty \\ 6 & 0 & 9 & 2 & \infty & 5 & 8 \\ \infty & \infty & 0 & \infty & \infty & \infty & \infty \\ 4 & \infty & 11 & 0 & \infty & 3 & 6 \\ 10 & 4 & 13 & 6 & 0 & 9 & 12 \\ \infty & \infty & 3 & \infty & \infty & 0 & 2 \\ \infty & \infty & \infty & \infty & \infty & \infty & 0 \end{pmatrix} = D_G^{(5)}$$

$$D_G^{(6)} = \begin{pmatrix} 0 & \infty & 3 & \infty & \infty & \infty & \infty \\ 6 & 0 & 8 & 2 & \infty & 5 & 7 \\ \infty & \infty & 0 & \infty & \infty & \infty & \infty \\ 4 & \infty & 6 & 0 & \infty & 3 & 5 \\ 10 & 4 & 12 & 6 & 0 & 9 & 11 \\ \infty & \infty & 3 & \infty & \infty & 0 & 2 \\ \infty & \infty & \infty & \infty & \infty & \infty & 0 \end{pmatrix} = D_G^{(7)} = D_G$$