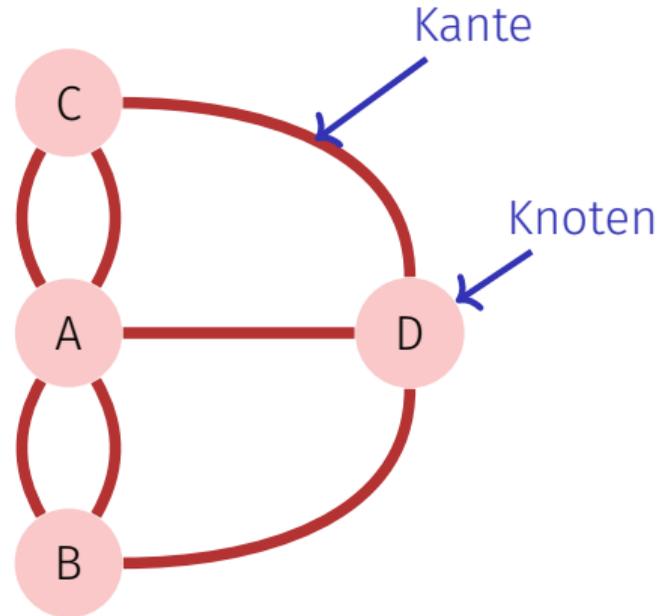


25. Graphen

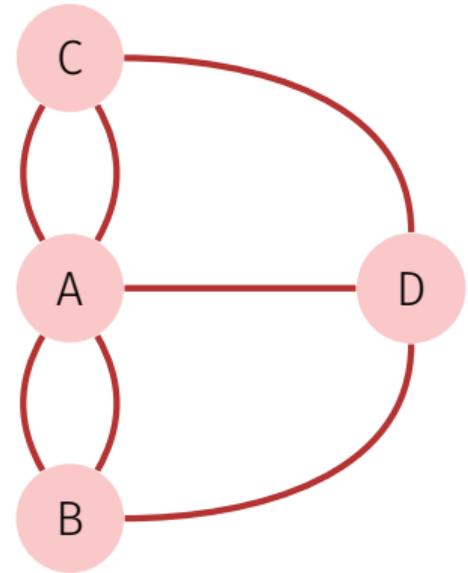
Notation, Repräsentation, Traversieren (DFS, BFS), Topologisches Sortieren ,
Reflexive transitive Hülle, Zusammenhangskomponenten
[Ottman/Widmayer, Kap. 9.1 - 9.4, Cormen et al, Kap. 22]

[Multi]Graph

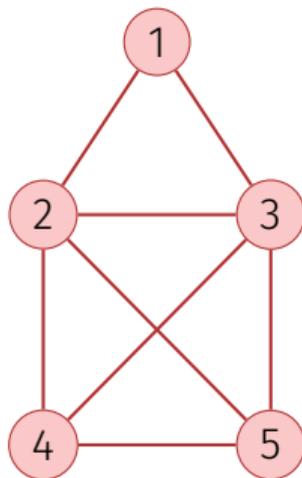


Zyklen

- Gibt es einen Rundweg durch die Stadt (den Graphen), welcher jede Brücke (jede Kante) genau einmal benutzt?
- Euler (1736): nein.
- Solcher Rundweg (Zyklus) heisst **Eulerscher Kreis**.
- Eulerzyklus \Leftrightarrow jeder Knoten hat gerade Anzahl Kanten (jeder Knoten hat einen *geraden Grad*).
“ \Rightarrow ” ist sofort klar, “ \Leftarrow ” ist etwas schwieriger, aber auch elementar.



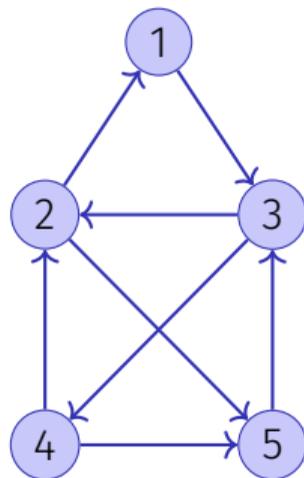
Notation



ungerichtet

$$V = \{1, 2, 3, 4, 5\}$$

$$E = \{\{1, 2\}, \{1, 3\}, \{2, 3\}, \{2, 4\}, \\ \{2, 5\}, \{3, 4\}, \{3, 5\}, \{4, 5\}\}$$



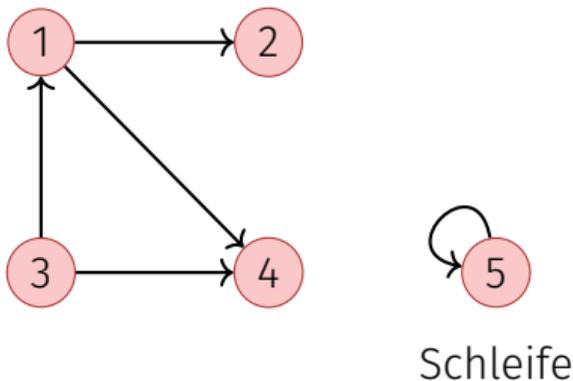
gerichtet

$$V = \{1, 2, 3, 4, 5\}$$

$$E = \{(1, 2), (1, 3), (2, 1), (2, 3), \\ (2, 5), (3, 2), (3, 4), (3, 5), \\ (4, 5)\}$$

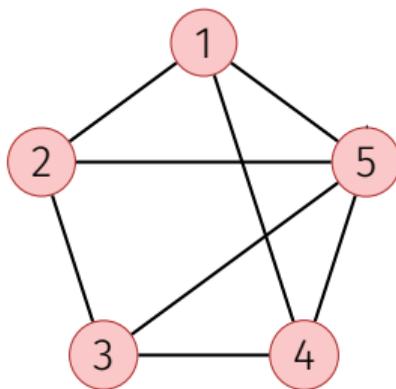
Notation

Ein **gerichteter Graph** besteht aus einer Menge $V = \{v_1, \dots, v_n\}$ von Knoten (*Vertices*) und einer Menge $E \subseteq V \times V$ von Kanten (*Edges*). Gleiche Kanten dürfen nicht mehrfach enthalten sein.



Notation

Ein **ungerichteter Graph** besteht aus einer Menge $V = \{v_1, \dots, v_n\}$ von Knoten und einer Menge $E \subseteq \{\{u, v\} | u, v \in V\}$ von Kanten. Kanten dürfen nicht mehrfach enthalten sein.⁴³

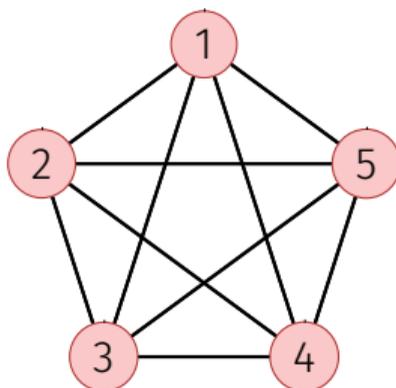


ungerichteter Graph

⁴³Im Gegensatz zum Eingangsbeispiel – dann Multigraph genannt.

Notation

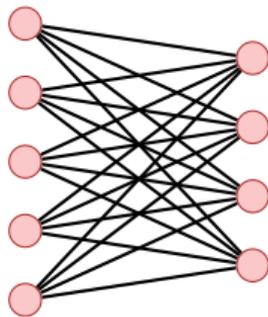
Ein ungerichteter Graph $G = (V, E)$ ohne Schleifen in dem jeder Knoten mit jedem anderen Knoten durch eine Kante verbunden ist, heisst **vollständig**.



ein vollständiger ungerichteter Graph

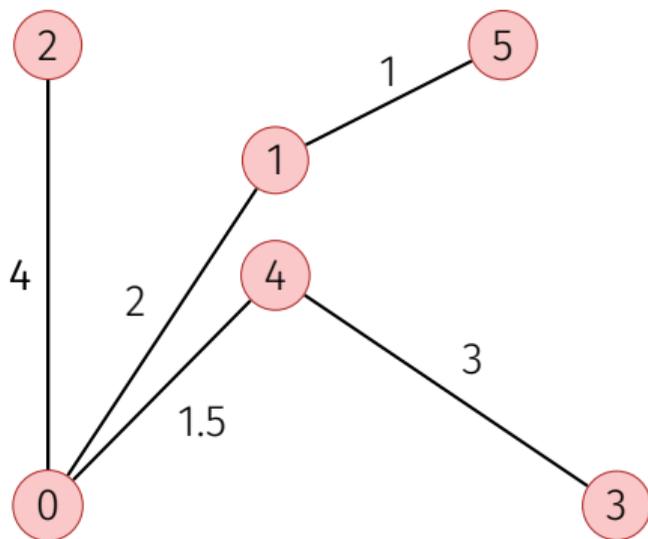
Notation

Ein Graph, bei dem V so in disjunkte U und W aufgeteilt werden kann, dass alle $e \in E$ einen Knoten in U und einen in W haben heisst **bipartit**.



Notation

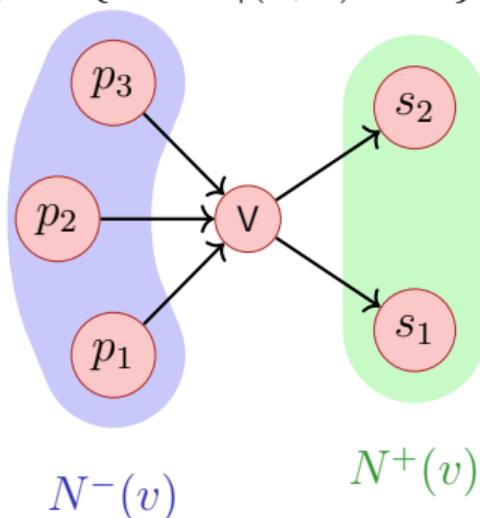
Ein **gewichteter Graph** $G = (V, E, c)$ ist ein Graph $G = (V, E)$ mit einer **Kantengewichtsfunktion** $c : E \rightarrow \mathbb{R}$. $c(e)$ heisst **Gewicht** der Kante e .



Notation

Für gerichtete Graphen $G = (V, E)$

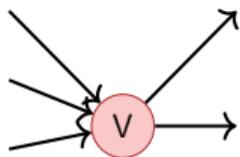
- $w \in V$ heisst **adjazent** zu $v \in V$, falls $(v, w) \in E$
- **Vorgängermenge** von $v \in V$: $N^-(v) := \{u \in V \mid (u, v) \in E\}$.
Nachfolgermenge: $N^+(v) := \{u \in V \mid (v, u) \in E\}$



Notation

Für gerichtete Graphen $G = (V, E)$

- **Eingangsgrad:** $\deg^-(v) = |N^-(v)|$,
Ausgangsgrad: $\deg^+(v) = |N^+(v)|$



$$\deg^-(v) = 3, \deg^+(v) = 2$$

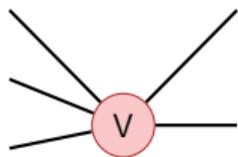


$$\deg^-(w) = 1, \deg^+(w) = 1$$

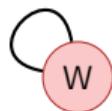
Notation

Für ungerichtete Graphen $G = (V, E)$:

- $w \in V$ heisst **adjazent** zu $v \in V$, falls $\{v, w\} \in E$
- **Nachbarschaft** von $v \in V$: $N(v) = \{w \in V | \{v, w\} \in E\}$
- **Grad** von v : $\deg(v) = |N(v)|$ mit Spezialfall Schleifen: erhöhen Grad um 2.



$$\deg(v) = 5$$



$$\deg(w) = 2$$

Beziehung zwischen Knotengraden und Kantenzahl

In jedem Graphen $G = (V, E)$ gilt

1. $\sum_{v \in V} \deg^-(v) = \sum_{v \in V} \deg^+(v) = |E|$, falls G gerichtet
2. $\sum_{v \in V} \deg(v) = 2|E|$, falls G ungerichtet.

Wege

- **Weg**: Sequenz von Knoten $\langle v_1, \dots, v_{k+1} \rangle$ so dass für jedes $i \in \{1 \dots k\}$ eine Kante von v_i nach v_{i+1} existiert.
- **Länge** des Weges: Anzahl enthaltene Kanten k .
- **Gewicht** des Weges (in gewichteten Graphen): $\sum_{i=1}^k c((v_i, v_{i+1}))$ (bzw. $\sum_{i=1}^k c(\{v_i, v_{i+1}\})$)
- **Pfad** (auch: einfacher Pfad): Weg der keinen Knoten mehrfach verwendet.

Zusammenhang

- Ungerichteter Graph heisst **zusammenhängend**, wenn für jedes Paar $v, w \in V$ ein verbindender Weg existiert.
- Gerichteter Graph heisst **stark zusammenhängend**, wenn für jedes Paar $v, w \in V$ ein verbindender Weg existiert.
- Gerichteter Graph heisst **schwach zusammenhängend**, wenn der entsprechende ungerichtete Graph zusammenhängend ist.

Einfache Beobachtungen

- Allgemein: $0 \leq |E| \in \mathcal{O}(|V|^2)$
- Zusammenhängender Graph: $|E| \in \Omega(|V|)$
- Vollständiger Graph: $|E| = \frac{|V| \cdot (|V|-1)}{2}$ (ungerichtet)
- Maximal $|E| = |V|^2$ (gerichtet), $|E| = \frac{|V| \cdot (|V|+1)}{2}$ (ungerichtet)

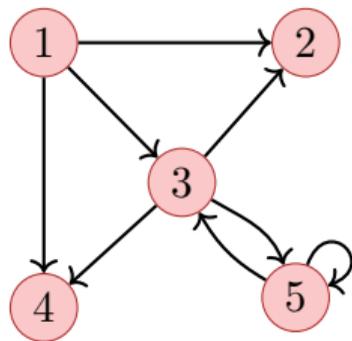
Zyklen

- **Zyklus:** Weg $\langle v_1, \dots, v_{k+1} \rangle$ mit $v_1 = v_{k+1}$
- **Kreis:** Zyklus mit paarweise verschiedenen v_1, \dots, v_k , welcher keine Kante mehrfach verwendet.
- **Kreisfrei (azyklisch):** Graph ohne jegliche Kreise.

Eine Folgerung: Ungerichtete Graphen können keinen Kreis der Länge 2 enthalten (Schleifen haben Länge 1).

Repräsentation mit Matrix

Graph $G = (V, E)$ mit Knotenmenge v_1, \dots, v_n gespeichert als **Adjazenzmatrix** $A_G = (a_{ij})_{1 \leq i, j \leq n}$ mit Einträgen aus $\{0, 1\}$. $a_{ij} = 1$ genau dann wenn Kante von v_i nach v_j .

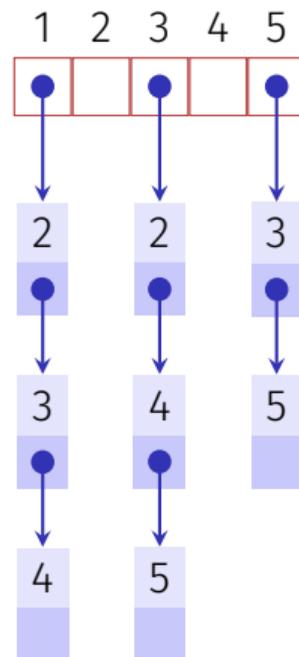
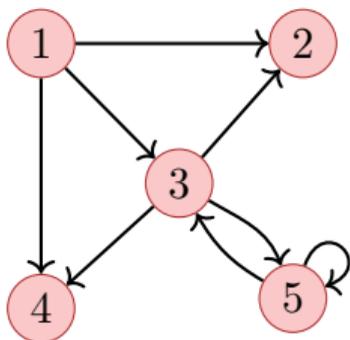


$$\begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

Speicherbedarf $\Theta(|V|^2)$. A_G ist symmetrisch, wenn G ungerichtet.

Repräsentation mit Liste

Viele Graphen $G = (V, E)$ mit Knotenmenge v_1, \dots, v_n haben deutlich weniger als n^2 Kanten. Repräsentation mit **Adjazenzliste**: Array $A[1], \dots, A[n]$, A_i enthält verkettete Liste aller Knoten in $N^+(v_i)$.

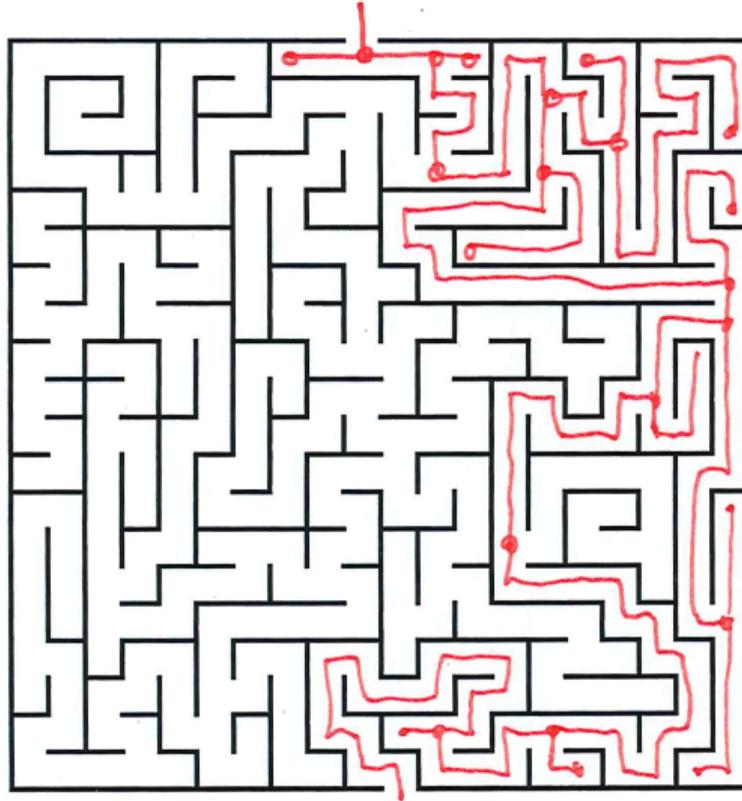


Speicherbedarf $\Theta(|V| + |E|)$.

Laufzeiten einfacher Operationen

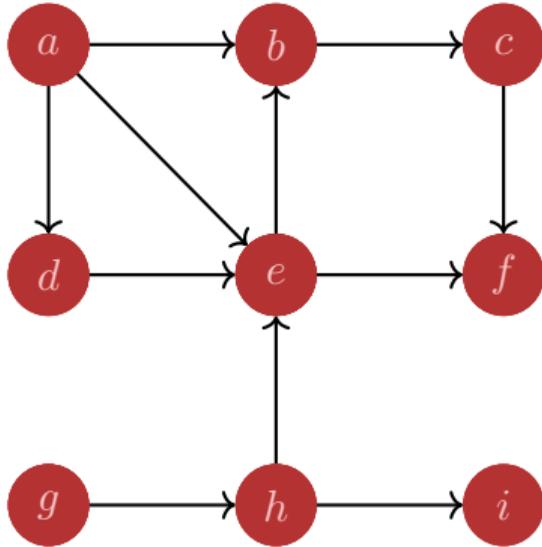
Operation	Matrix	Liste
Nachbarn/Nachfolger von $v \in V$ finden	$\Theta(n)$	$\Theta(\deg^+ v)$
$v \in V$ ohne Nachbar/Nachfolger finden	$\Theta(n^2)$	$\Theta(n)$
$(u, v) \in E$?	$\Theta(1)$	$\Theta(\deg^+ v)$
Kante einfügen	$\Theta(1)$	$\Theta(1)$
Kante löschen	$\Theta(1)$	$\Theta(\deg^+ v)$

Tiefensuche



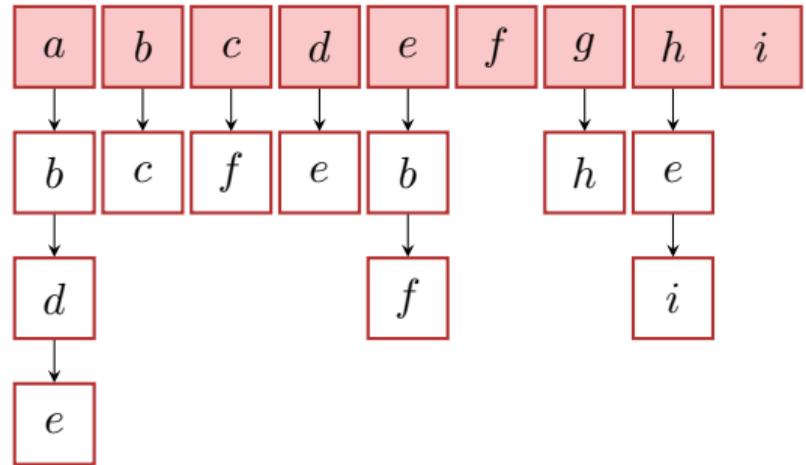
Graphen Traversieren: Tiefensuche

Verfolge zuerst Pfad in die Tiefe, bis nichts mehr besucht werden kann.



Reihenfolge $a, b, c, f, d, e, g, h, i$

Adjazenzliste



Farben

Konzeptuelle Färbung der Knoten

- **Weiss:** Knoten wurde noch nicht entdeckt.
- **Grau:** Knoten wurde entdeckt und zur Traversierung vorgemerkt / in Bearbeitung.
- **Schwarz:** Knoten wurde entdeckt und vollständig bearbeitet

Algorithmus Tiefensuche DFS-Visit(G, v)

Input: Graph $G = (V, E)$, Knoten v .

$v.color \leftarrow \text{grey}$

foreach $w \in N^+(v)$ **do**

if $w.color = \text{white}$ **then**
 └ DFS-Visit(G, w)

$v.color \leftarrow \text{black}$

Tiefensuche ab Knoten v . Laufzeit (ohne Rekursion): $\Theta(\text{deg}^+ v)$

Algorithmus Tiefensuche DFS-Visit(G)

Input: Graph $G = (V, E)$

foreach $v \in V$ **do**

└ $v.color \leftarrow \text{white}$

foreach $v \in V$ **do**

└ **if** $v.color = \text{white}$ **then**
└ DFS-Visit(G, v)

Tiefensuche für alle Knoten eines Graphen. Laufzeit
 $\Theta(|V| + \sum_{v \in V} (\deg^+(v) + 1)) = \Theta(|V| + |E|)$.

Iteratives DFS-Visit(G, v)

Input: Graph $G = (V, E)$, $v \in V$ mit $v.color = \text{white}$

Stack $S \leftarrow \emptyset$

$v.color \leftarrow \text{grey}; S.push(v)$ // invariant: grey nodes always on stack

while $S \neq \emptyset$ **do**

$w \leftarrow \text{nextWhiteSuccessor}(v)$ // code: next slide

if $w \neq \text{null}$ **then**

$w.color \leftarrow \text{grey}; S.push(w)$

$v \leftarrow w$ // work on w . parent remains on the stack

else

$v.color \leftarrow \text{black}$ // no grey successors, v becomes black

if $S \neq \emptyset$ **then**

$v \leftarrow S.pop()$ // visit/revisit next node

if $v.color = \text{grey}$ **then** $S.push(v)$

Speicherbedarf Stack $\Theta(|V|)$

nextWhiteSuccessor(v)

Input: Knoten $v \in V$

Output: Nachfolgeknoten u von v mit $u.color = \text{white}$, null sonst

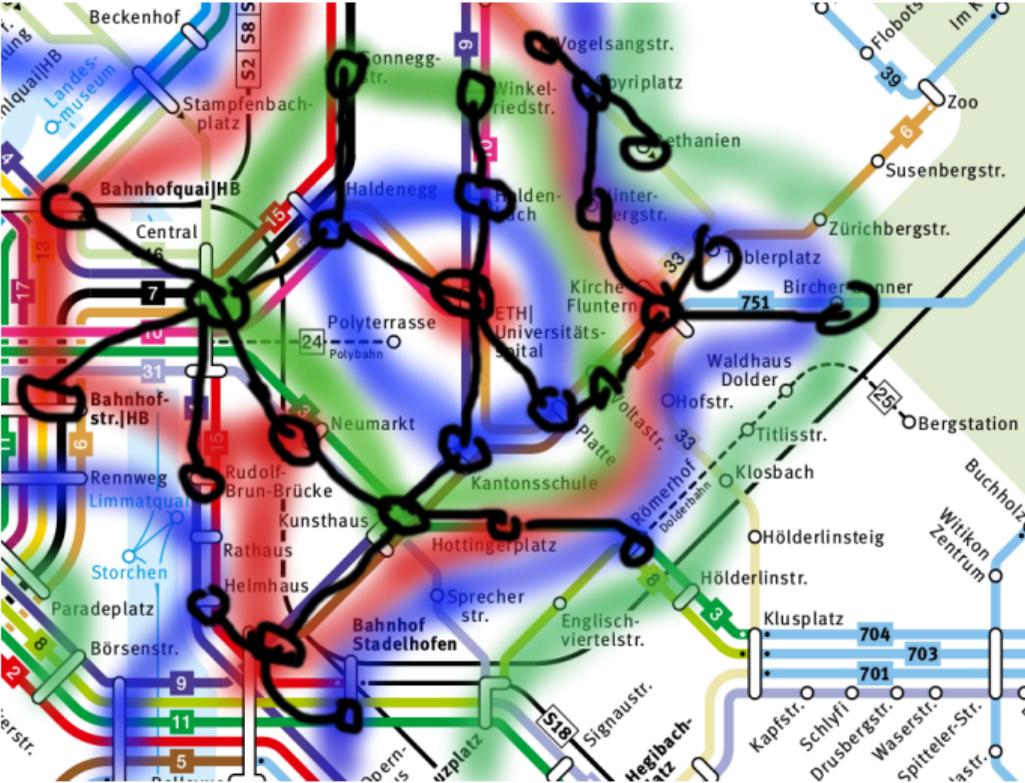
```
foreach  $u \in N^+(v)$  do
  if  $u.color = \text{white}$  then
    return  $u$ 
return null
```

Interpretation der Farben

Beim Traversieren des Graphen wird ein Baum (oder Wald) aufgebaut.
Beim Entdecken von Knoten gibt es drei Fälle

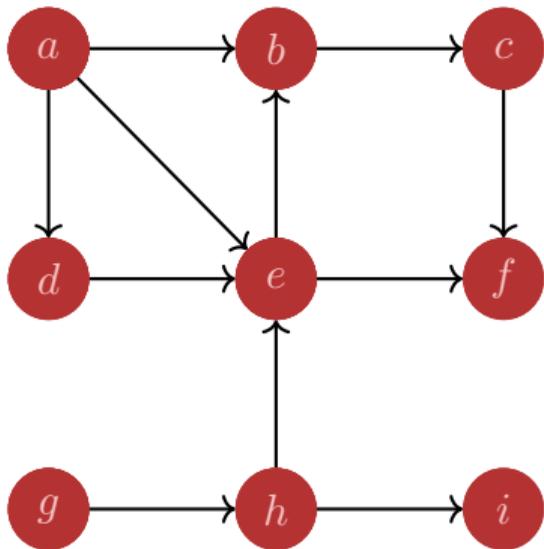
- Weisser Knoten: neue Baumkante
- Grauer Knoten: Zyklus („Rückwärtskante“)
- Schwarzer Knoten: Vorwärts-/Seitwärtskante

Breitensuche



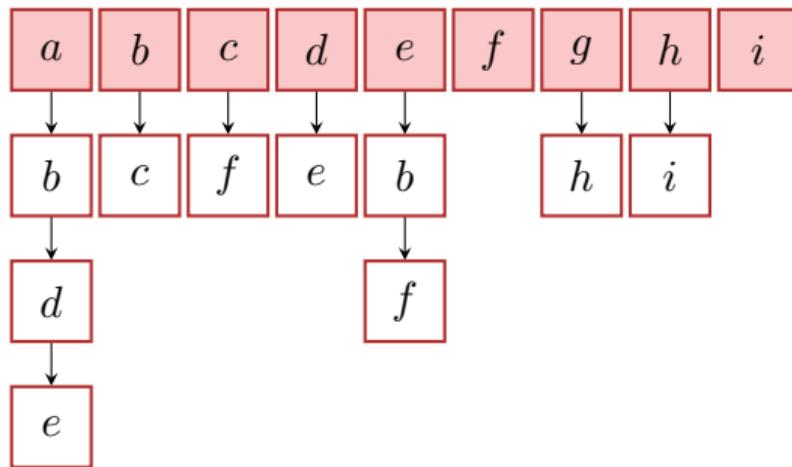
Graphen Traversieren: Breitensuche

Verfolge zuerst Pfad in die Breite, gehe dann in die Tiefe.



Reihenfolge $a, b, d, e, c, f, g, h, i$

Adjazenzliste



(Iteratives) BFS-Visit(G, v)

Input: Graph $G = (V, E)$

Queue $Q \leftarrow \emptyset$

$v.color \leftarrow \text{grey}$

enqueue(Q, v)

while $Q \neq \emptyset$ **do**

$w \leftarrow \text{dequeue}(Q)$

foreach $c \in N^+(w)$ **do**

if $c.color = \text{white}$ **then**

$c.color \leftarrow \text{grey}$

 enqueue(Q, c)

$w.color \leftarrow \text{black}$

Algorithmus kommt mit $\mathcal{O}(|V|)$ Extraplatz aus.

Rahmenprogramm BFS-Visit(G)

Input: Graph $G = (V, E)$

foreach $v \in V$ **do**

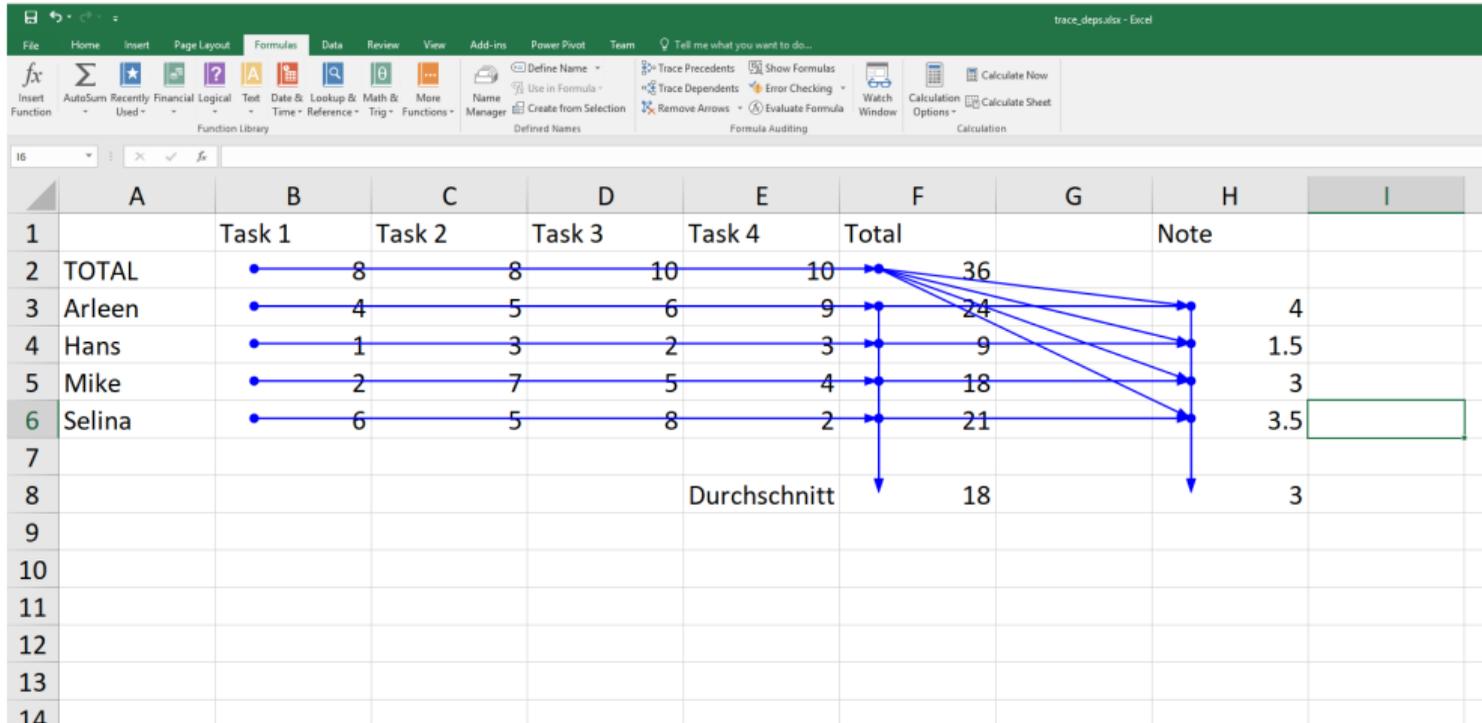
└ $v.color \leftarrow \text{white}$

foreach $v \in V$ **do**

└ **if** $v.color = \text{white}$ **then**
└└ BFS-Visit(G, v)

Breitensuche für alle Knoten eines Graphen. Laufzeit $\Theta(|V| + |E|)$.

Topologisches Sortieren



Auswertungsreihenfolge?

Topologische Sortierung

Topologische Sortierung eines azyklischen gerichteten Graphen $G = (V, E)$:

Bijektive Abbildung

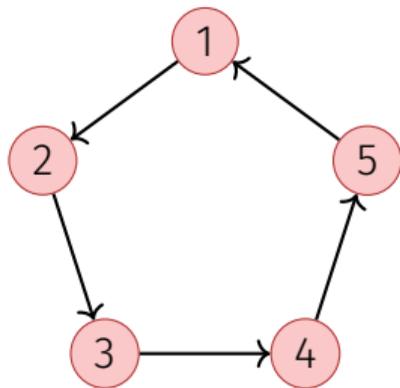
$$\text{ord} : V \rightarrow \{1, \dots, |V|\}$$

so dass

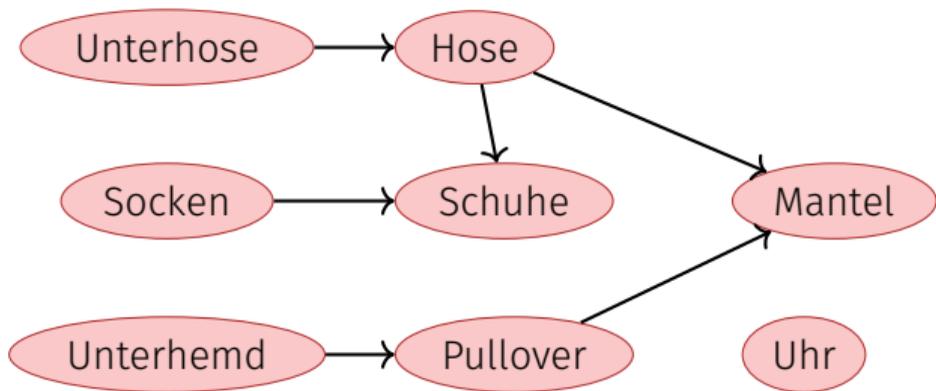
$$\text{ord}(v) < \text{ord}(w) \quad \forall (v, w) \in E.$$

Identifizieren Wert i mit dem Element $v_i := \text{ord}^{-1}(i)$. Topologische Sortierung $\hat{=} \langle v_1, \dots, v_{|V|} \rangle$.

(Gegen-)Beispiele



Zyklischer Graph: kann nicht topologisch sortiert werden.



Eine mögliche Topologische Sortierung des Graphen:
Unterhemd,Pullover,Unterhose,Uhr,Hose,Mantel,Socken,S

Beobachtung

Theorem 22

Ein gerichteter Graph $G = (V, E)$ besitzt genau dann eine topologische Sortierung, wenn er kreisfrei ist

Beweis " \Rightarrow ": Wenn G einen Kreis besitzt, so besitzt er keine topologische Sortierung. Denn in einem Kreis $\langle v_{i_1}, \dots, v_{i_m} \rangle$ gälte $v_{i_1} < \dots < v_{i_m} < v_{i_1}$.

Induktiver Beweis Gegenrichtung

- Anfang ($n = 1$): Graph mit einem Knoten ohne Schleife ist topologisch sortierbar. Setze $\text{ord}(v_1) = 1$.
- Hypothese: Graph mit n Knoten kann topologisch sortiert werden.
- Schritt ($n \rightarrow n + 1$):
 1. G enthält einen Knoten v_q mit Eingangsgrad $\text{deg}^-(v_q) = 0$. Andernfalls verfolge iterativ Kanten rückwärts – nach spätestens $n + 1$ Iterationen würde man einen Knoten besuchen, welcher bereits besucht wurde. Widerspruch zur Zyklensfreiheit.
 2. Graph ohne Knoten v_q und ohne dessen Eingangskanten kann nach Hypothese topologisch sortiert werden. Verwende diese Sortierung, setze $\text{ord}(v_i) \leftarrow \text{ord}(v_i) + 1$ für alle $i \neq q$ und setze $\text{ord}(v_q) \leftarrow 1$.

Algorithmus, vorläufiger Entwurf

Graph $G = (V, E)$. $d \leftarrow 1$

1. Traversiere von beliebigem Knoten rückwärts bis ein Knoten v_q mit Eingangsgrad 0 gefunden ist.
2. Wird kein Knoten mit Eingangsgrad 0 gefunden (n Schritte), dann Zyklus gefunden.
3. Setze $\text{ord}(v_q) \leftarrow d$.
4. Entferne v_q und seine Kanten von G .
5. Wenn $V \neq \emptyset$, dann $d \leftarrow d + 1$, gehe zu Schritt 1.

Laufzeit im schlechtesten Fall: $\Theta(|V|^2)$.

Verbesserung

Idee?

Berechne die Eingangsgrade der Knoten im Voraus und durchlaufe dann jeweils die Knoten mit Eingangsgrad 0 die Eingangsgrade der Nachfolgeknoten korrigierend.

Algorithmus Topological-Sort(G)

Input: Graph $G = (V, E)$.

Output: Topologische Sortierung ord

Stack $S \leftarrow \emptyset$

foreach $v \in V$ **do** $A[v] \leftarrow 0$

foreach $(v, w) \in E$ **do** $A[w] \leftarrow A[w] + 1$ // Eingangsgrade berechnen

foreach $v \in V$ with $A[v] = 0$ **do** $\text{push}(S, v)$ // Merke Nodes mit Eingangsgrad 0

$i \leftarrow 1$

while $S \neq \emptyset$ **do**

$v \leftarrow \text{pop}(S)$; $\text{ord}[v] \leftarrow i$; $i \leftarrow i + 1$ // Wähle Knoten mit Eingangsgrad 0

foreach $(v, w) \in E$ **do** // Verringere Eingangsgrad der Nachfolger

$A[w] \leftarrow A[w] - 1$

if $A[w] = 0$ **then** $\text{push}(S, w)$

if $i = |V| + 1$ **then return** ord **else return** "Cycle Detected"

Algorithmus Korrektheit

Theorem 23

*Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter, kreisfreier Graph. Der Algorithmus **TopologicalSort**(G) berechnet in Zeit $\Theta(|V| + |E|)$ eine topologische Sortierung ord für G .*

Beweis: folgt im wesentlichen aus vorigem Theorem:

1. Eingangsgrad verringern entspricht Knotenentfernen.
2. Im Algorithmus gilt für jeden Knoten v mit $A[v] = 0$ dass entweder der Knoten Eingangsgrad 0 hat oder dass zuvor alle Vorgänger einen Wert $\text{ord}[u] \leftarrow i$ zugewiesen bekamen und somit $\text{ord}[v] > \text{ord}[u]$ für alle Vorgänger u von v . Knoten werden nur einmal auf den Stack gelegt.
3. Laufzeit: Inspektion des Algorithmus (mit Argumenten wie beim Traversieren).

Algorithmus Korrektheit

Theorem 24

Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter, nicht kreisfreier Graph. Der Algorithmus **TopologicalSort**(G) terminiert in Zeit $\Theta(|V| + |E|)$ und detektiert Zyklus.

Beweis: Sei $\langle v_{i_1}, \dots, v_{i_k} \rangle$ ein Kreis in G . In jedem Schritt des Algorithmus bleibt $A[v_{i_j}] \geq 1$ für alle $j = 1, \dots, k$. Also werden k Knoten nie auf den Stack gelegt und somit ist zum Schluss $i \leq V + 1 - k$.

Die Laufzeit des zweiten Teils des Algorithmus kann kürzer werden, jedoch kostet die Berechnung der Eingangsgrade bereits $\Theta(|V| + |E|)$.

Alternative: Algorithmus DFS-Topsort(G, v)

Input: Graph $G = (V, E)$, Knoten v , Knotenliste L .

if $v.color = \text{grey}$ **then**

└ stop (Zyklus)

if $v.color = \text{black}$ **then**

└ **return**

$v.color \leftarrow \text{grey}$

foreach $w \in N^+(v)$ **do**

└ DFS-Topsort(G, w)

$v.color \leftarrow \text{black}$

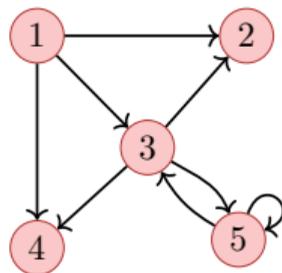
Füge v am Anfang der Liste L ein

Rufe Algorithmus für jeden noch nicht besuchten Knoten auf.

Asymptotische Laufzeit $\Theta(|V| + |E|)$.

Adjazenzmatrizen multipliziert

$$B := A_G^2 = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}^2 = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 2 \end{pmatrix}$$



Interpretation

Theorem 25

Sei $G = (V, E)$ ein Graph und $k \in \mathbb{N}$. Dann gibt das Element $a_{i,j}^{(k)}$ der Matrix $(a_{i,j}^{(k)})_{1 \leq i,j \leq n} = (A_G)^k$ die Anzahl der Wege mit Länge k von v_i nach v_j an.

Beweis

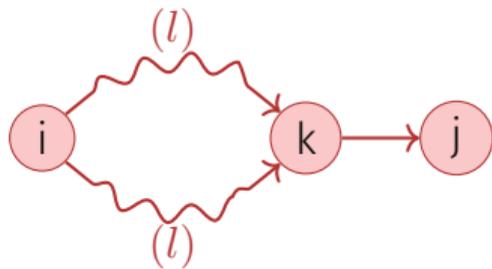
Per Induktion.

Anfang: Klar für $k = 1$. $a_{i,j} = a_{i,j}^{(1)}$.

Hypothese: Aussage wahr für alle $k \leq l$

Schritt ($l \rightarrow l + 1$):

$$a_{i,j}^{(l+1)} = \sum_{k=1}^n a_{i,k}^{(l)} \cdot a_{k,j}$$



$a_{k,j} = 1$ g.d.w. Kante von k nach j , 0 sonst. Summe zählt die Anzahl Wege der Länge l vom Knoten v_i zu allen Knoten v_k welche direkte Verbindung zu Knoten v_j haben, also alle Wege der Länge $l + 1$.

Beispiel: Kürzester Weg

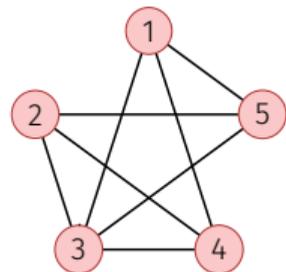
Frage: existiert Weg von i nach j ? Wie lang ist der kürzeste Weg?

Antwort: Potenziere A_G bis für ein $k < n$ gilt $a_{i,j}^{(k)} > 0$. k gibt die Weglänge des kürzesten Weges. Wenn $a_{i,j}^{(k)} = 0$ für alle $1 \leq k < n$, so gibt es keinen Weg von i nach j .

Beispiel: Anzahl Dreiecke

Frage: Wie viele Dreieckswege enthält ein ungerichteter Graph?

Antwort: Entferne alle Zyklen (Diagonaleinträge). Berechne A_G^3 . $a_{ii}^{(3)}$ bestimmt die Anzahl Wege der Länge 3, die i enthalten. Es gibt 6 verschiedene Permutationen eines Dreiecks. Damit Anzahl Dreiecke: $\sum_{i=1}^n a_{ii}^{(3)} / 6$.



$$\begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \end{pmatrix}^3 = \begin{pmatrix} 4 & 4 & 8 & 8 & 8 \\ 4 & 4 & 8 & 8 & 8 \\ 8 & 8 & 8 & 8 & 8 \\ 8 & 8 & 8 & 4 & 4 \\ 8 & 8 & 8 & 4 & 4 \end{pmatrix} \Rightarrow 24/6 = 4 \text{ Dreiecke.}$$

Relation

Gegeben: endliche Menge V

(Binäre) **Relation** R auf V : Teilmenge des kartesischen Produkts

$$V \times V = \{(a, b) | a \in V, b \in V\}$$

Relation $R \subseteq V \times V$ heisst

- **reflexiv**, wenn $(v, v) \in R$ für alle $v \in V$
- **symmetrisch**, wenn $(v, w) \in R \Rightarrow (w, v) \in R$
- **transitiv**, wenn $(v, x) \in R, (x, w) \in R \Rightarrow (v, w) \in R$

Die **(Reflexive) Transitive Hülle** R^* von R ist die kleinste Erweiterung $R \subseteq R^* \subseteq V \times V$ von R , so dass R^* reflexiv und transitiv ist.

Graphen und Relationen

Graph $G = (V, E)$

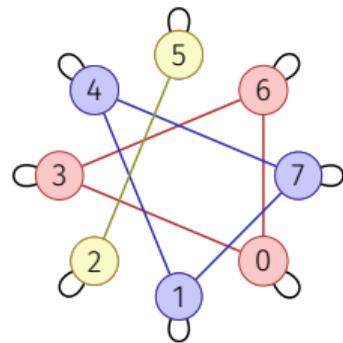
Adjazenzen $A_G \hat{=} \text{Relation } E \subseteq V \times V \text{ auf } V$

- **reflexiv** $\Leftrightarrow a_{i,i} = 1$ für alle $i = 1, \dots, n$. (Schleifen)
- **symmetrisch** $\Leftrightarrow a_{i,j} = a_{j,i}$ für alle $i, j = 1, \dots, n$ (ungerichtet)
- **transitiv** $\Leftrightarrow (u, v) \in E, (v, w) \in E \Rightarrow (u, w) \in E$. (Erreichbarkeit)

Beispiel: Äquivalenzrelation

Äquivalenzrelation \Leftrightarrow symmetrische, transitive, reflexive Relation \Leftrightarrow Kollektion vollständiger, ungerichteter Graphen, für den jedes Element eine Schleife hat.

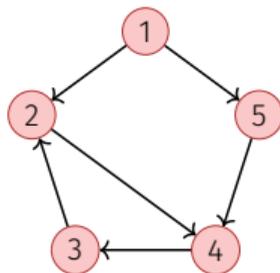
Beispiel: Äquivalenzklassen der Zahlen $\{0, \dots, 7\}$ modulo 3



Reflexive Transitive Hülle

Reflexive transitive Hülle von $G \Leftrightarrow$ **Erreichbarkeitsrelation** E^* :
 $(v, w) \in E^*$ gdw. \exists Weg von Knoten v zu w .

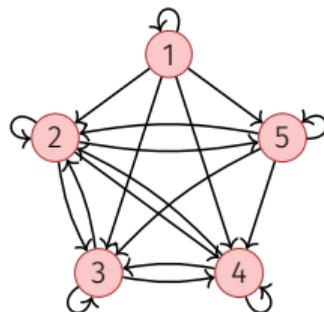
$$\begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}$$



$G = (V, E)$



$$\begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix}$$



$G^* = (V, E^*)$

Berechnung Reflexive Transitive Hülle

Ziel: Berechnung von $B = (b_{ij})_{1 \leq i, j \leq n}$ mit $b_{ij} = 1 \Leftrightarrow (v_i, v_j) \in E^*$

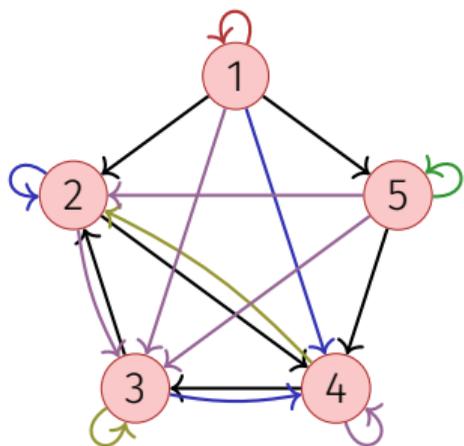
Beobachtung: $a_{ij} = 1$ bedeutet bereits $(v_i, v_j) \in E^*$.

Erste Idee:

- Starte mit $B \leftarrow A$ und setze $b_{ii} = 1$ für alle i (Reflexivität).
- Iteriere über i, j, k und setze $b_{ij} = 1$, wenn $b_{ik} = 1$ und $b_{kj} = 1$. Dann alle Wege der Länge 1 und 2 berücksichtigt
- Wiederhole Iteration \Rightarrow alle Wege der Länge 1 ... 4 berücksichtigt.
- $\lceil \log_2 n \rceil$ Wiederholungen nötig. \Rightarrow Laufzeit $n^3 \lceil \log_2 n \rceil$

Verbesserung: Algorithmus von Warshall (1962)

Induktiver Ansatz: Alle Wege bekannt über Knoten aus $\{v_i : i < k\}$.
Hinzunahme des Knotens v_k .



$$\begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix}$$

Algorithmus TransitiveClosure(A_G)

Input: Adjazenzmatrix $A_G = (a_{ij})_{i,j=1\dots n}$

Output: Reflexive Transitive Hülle $B = (b_{ij})_{i,j=1\dots n}$ von G

$B \leftarrow A_G$

for $k \leftarrow 1$ **to** n **do**

$a_{kk} \leftarrow 1$

// Reflexivität

for $i \leftarrow 1$ **to** n **do**

for $j \leftarrow 1$ **to** n **do**

$b_{ij} \leftarrow \max\{b_{ij}, b_{ik} \cdot b_{kj}\}$

// Alle Wege über v_k

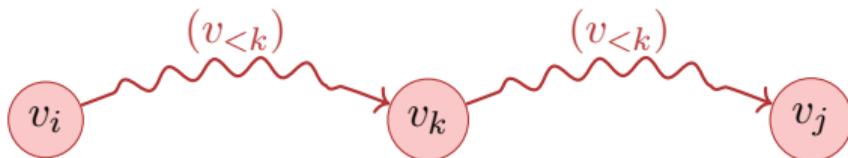
return B

Laufzeit des Algorithmus $\Theta(n^3)$.

Korrektheit des Algorithmus (Induktion)

Invariante (k): alle Wege über Knoten mit maximalem Index $< k$ berücksichtigt

- **Anfang ($k = 1$):** Alle direkten Wege (alle Kanten) in A_G berücksichtigt.
- **Hypothese:** Invariante (k) erfüllt.
- **Schritt ($k \rightarrow k + 1$):** Für jeden Weg von v_i nach v_j über Knoten mit maximalem Index k : nach Hypothese $b_{ik} = 1$ und $b_{kj} = 1$. Somit im k -ten Schleifendurchlauf: $b_{ij} \leftarrow 1$.



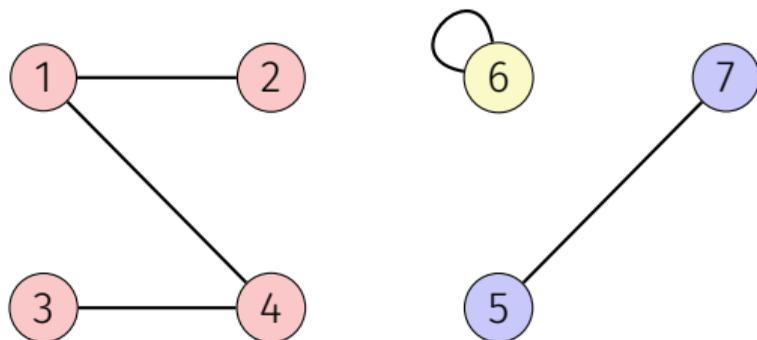
Zusammenhangskomponenten

Zusammenhangskomponenten eines ungerichteten Graphen G :
Äquivalenzklassen der reflexiven, transitiven Hülle von G .

Zusammenhangskomponente = Teilgraph $G' = (V', E')$,

$E' = \{\{v, w\} \in E \mid v, w \in V'\}$ mit

$\{\{v, w\} \in E \mid v \in V' \vee w \in V'\} = E = \{\{v, w\} \in E \mid v \in V' \wedge w \in V'\}$



Graph mit Zusammenhangskomponenten $\{1, 2, 3, 4\}$, $\{5, 7\}$, $\{6\}$.

Berechnung der Zusammenhangskomponenten

- Berechnung einer Partitionierung von V in paarweise disjunkte Teilmengen V_1, \dots, V_k
- so dass jedes V_i die Knoten einer Zusammenhangskomponente enthält.
- Algorithmus: Tiefen- oder Breitensuche. Bei jedem Neustart von $\text{DFSSearch}(G, v)$ oder $\text{BFSSearch}(G, v)$ neue leere Zusammenhangskomponente erstellen und alle traversierten Knoten einfügen.