

# Grafer og graf-gennemløb

# Grafer

En mængde  $V$  af *knuder* (vertices).

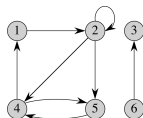
En mængde  $E \in V \times V$  af *kanter* (edges). Dvs. ordnede par af knuder.

# Grafer

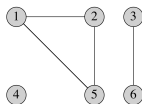
En mængde  $V$  af *knuder* (vertices).

En mængde  $E \subseteq V \times V$  af *kanter* (edges). Dvs. ordnede par af knuder.

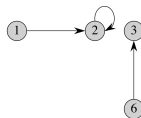
Figur:



(a)



(b)



(c)

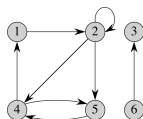
- ▶ Terminologi:  $n = |V|$ ,  $m = |E|$ . Eller  $V$  og  $E$  genbruges/misbruges til også at betyde  $|V|$  og  $|E|$ .

# Grafer

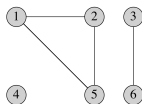
En mængde  $V$  af *knuder* (vertices).

En mængde  $E \subseteq V \times V$  af *kanter* (edges). Dvs. ordnede par af knuder.

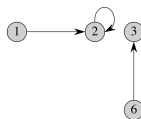
Figur:



(a)



(b)



(c)

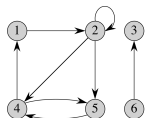
- ▶ Terminologi:  $n = |V|$ ,  $m = |E|$ . Eller  $V$  og  $E$  genbruges/misbruges til også at betyde  $|V|$  og  $|E|$ .
- ▶ Orienteret vs. uorienteret.

# Grafer

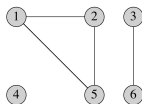
En mængde  $V$  af *knuder* (vertices).

En mængde  $E \subseteq V \times V$  af *kanter* (edges). Dvs. ordnede par af knuder.

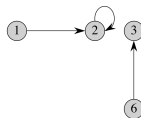
Figur:



(a)



(b)



(c)

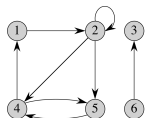
- ▶ Terminologi:  $n = |V|$ ,  $m = |E|$ . Eller  $V$  og  $E$  genbruges/misbruges til også at betyde  $|V|$  og  $|E|$ .
- ▶ Orienteret vs. uorienteret.
- ▶  $0 \leq m \leq n(n-1)$  og  $0 \leq m \leq n(n-1)/2$

# Grafer

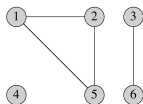
En mængde  $V$  af *knuder* (vertices).

En mængde  $E \in V \times V$  af *kanter* (edges). Dvs. ordnede par af knuder.

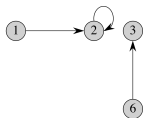
Figur:



(a)



(b)



(c)

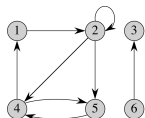
- ▶ Terminologi:  $n = |V|$ ,  $m = |E|$ . Eller  $V$  og  $E$  genbruges/misbruges til også at betyde  $|V|$  og  $|E|$ .
- ▶ Orienteret vs. uorienteret.
- ▶  $0 \leq m \leq n(n-1)$  og  $0 \leq m \leq n(n-1)/2$
- ▶ Evt. loops, multiple kanter.

# Grafer

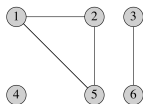
En mængde  $V$  af *knuder* (vertices).

En mængde  $E \in V \times V$  af *kanter* (edges). Dvs. ordnede par af knuder.

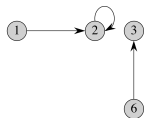
Figur:



(a)



(b)



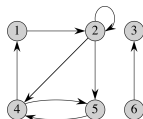
(c)

- ▶ Terminologi:  $n = |V|$ ,  $m = |E|$ . Eller  $V$  og  $E$  genbruges/misbruges til også at betyde  $|V|$  og  $|E|$ .
- ▶ Orienteret vs. uorienteret.
- ▶  $0 \leq m \leq n(n-1)$  og  $0 \leq m \leq n(n-1)/2$
- ▶ Evt. loops, multiple kanter.
- ▶ Vægtede grafer.

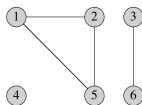
# Grafer

Modeller for mange ting:

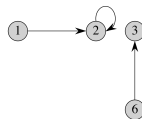
- ▶ Ledningsnet (telefon, strøm, olie, vand, ...).



(a)



(b)



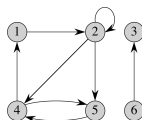
(c)



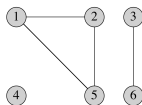
# Grafer

Modeller for mange ting:

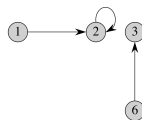
- ▶ Ledningsnet (telefon, strøm, olie, vand, ...).
- ▶ Vejnet.



(a)



(b)

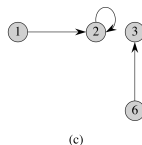
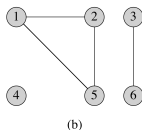
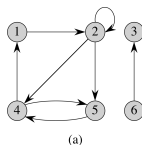


(c)

# Grafer

Modeller for mange ting:

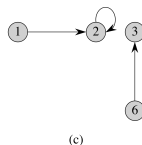
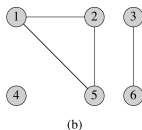
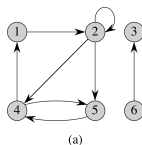
- ▶ Ledningsnet (telefon, strøm, olie, vand, ...).
- ▶ Vejnet.
- ▶ Bekendtskaber.



# Grafer

Modeller for mange ting:

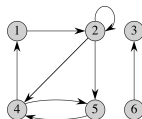
- ▶ Ledningsnet (telefon, strøm, olie, vand, ...).
- ▶ Vejnet.
- ▶ Bekendtskaber.
- ▶ Medforfatterskaber.



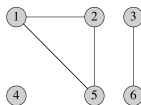
# Grafer

Modeller for mange ting:

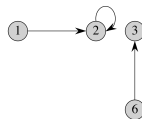
- ▶ Ledningsnet (telefon, strøm, olie, vand, ...).
- ▶ Vejnet.
- ▶ Bekendtskaber.
- ▶ Medforfatterskaber.
- ▶ WWW-grafen af sider og links.



(a)



(b)



(c)

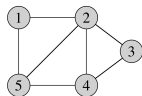
# Datastrukturer for grafer

Graf-repræsentationer:

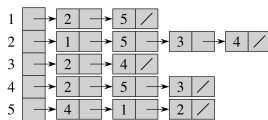
# Datastrukturer for grafer

Graf-repræsentationer:

Adjacency list og adjacency matrix



(a)



(b)

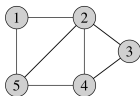
	1	2	3	4	5
1	0	1	0	0	1
2	1	0	1	1	1
3	0	1	0	1	0
4	0	1	1	0	1
5	1	1	0	1	0

(c)

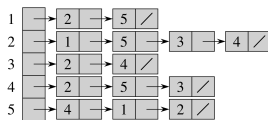
# Datastrukturer for grafer

Graf-repræsentationer:

Adjacency list og adjacency matrix



(a)



(b)

	1	2	3	4	5
1	0	1	0	0	1
2	1	0	1	1	1
3	0	1	0	1	0
4	0	1	1	0	1
5	1	1	0	1	0

(c)

Plads: Henholdsvis  $O(n + m)$  og  $O(n^2)$ .

# Grafgennemløb

Fælles for BFS og DFS:



# Grafgennemløb

Fælles for BFS og DFS:

- ▶ Startknode (source)  $s$

# Grafgennemløb

Fælles for BFS og DFS:

- ▶ Startknode (source)  $s$
- ▶ Ikke-mødte knuder: Hvide

# Grafgennemløb

Fælles for BFS og DFS:

- ▶ Startknode (source)  $s$
- ▶ Ikke-mødte knuder: Hvide
- ▶ Færdigbehandlede knuder: Sorte

# Grafgennemløb

Fælles for BFS og DFS:

- ▶ Startknode (source)  $s$
- ▶ Ikke-mødte knuder: Hvide
- ▶ Færdigbehandlede knuder: Sorte
- ▶ Front (mødte, men ikke færdigbehandlede): Grå

# Grafgennemløb

Fælles for BFS og DFS:

- ▶ Startknode (source)  $s$
- ▶ Ikke-mødte knuder: Hvide
- ▶ Færdigbehandlede knuder: Sorte
- ▶ Front (mødte, men ikke færdigbehandlede): Grå
- ▶ Når en knude  $v$  ( $\neq s$ ) mødes første gang: den husker, hvem der opdagede den (dens predecessor) i variabelen  $v.\pi$ .

# Grafgennemløb

Fælles for BFS og DFS:

- ▶ Startknode (source)  $s$
- ▶ Ikke-mødte knuder: Hvide
- ▶ Færdigbehandlede knuder: Sorte
- ▶ Front (mødte, men ikke færdigbehandlede): Grå
- ▶ Når en knude  $v$  ( $\neq s$ ) mødes første gang: den husker, hvem der opdagede den (dens predecessor) i variabelen  $v.\pi$ .
- ▶ Vi bruger adjacency list repræsentationen.

# Grafgennemløb

Fælles for BFS og DFS:

- ▶ Startknode (source)  $s$
- ▶ Ikke-mødte knuder: Hvide
- ▶ Færdigbehandlede knuder: Sorte
- ▶ Front (mødte, men ikke færdigbehandlede): Grå
- ▶ Når en knude  $v$  ( $\neq s$ ) mødes første gang: den husker, hvem der opdagede den (dens predecessor) i variabelen  $v.\pi$ .
- ▶ Vi bruger adjacency list repræsentationen.

# Grafgennemløb

Fælles for BFS og DFS:

- ▶ Startknode (source)  $s$
- ▶ Ikke-mødte knuder: Hvide
- ▶ Færdigbehandlede knuder: Sorte
- ▶ Front (mødte, men ikke færdigbehandlede): Grå
- ▶ Når en knude  $v$  ( $\neq s$ ) mødes første gang: den husker, hvem der opdagede den (dens predecessor) i variabelen  $v.\pi$ .
- ▶ Vi bruger adjacency list repræsentationen.

Bemærk: Kanterne  $(v, v.\pi)$  udgør tilsammen altid et træ med  $s$  som rod og indeholdende alle opdagede knuder (ses nemt via induktion over antal mødte knuder).



# Bredde-Først-Søgning (BFS)

Holder de grå knuder (fronten) i en KØ.

# Bredde-Først-Søgning (BFS)

Holder de grå knuder (fronten) i en KØ.

Tilføjer også en distance  $v.d$  til alle knuder  $v$ .

# Bredde-Først-Søgning (BFS)

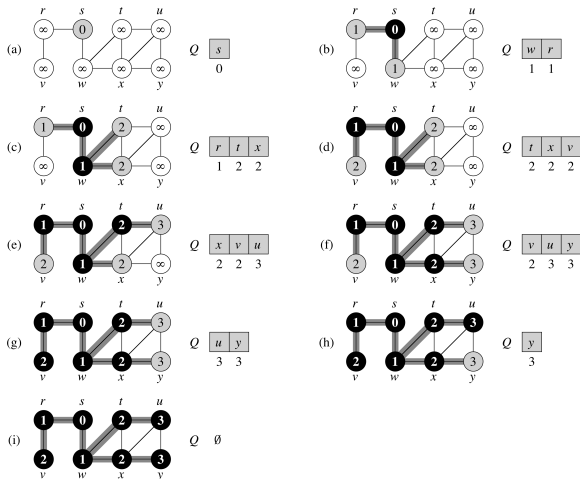
Holder de grå knuder (fronten) i en KØ.

Tilføjer også en distance  $v.d$  til alle knuder  $v$ .

```
BFS( $G, s$ )
1  for each vertex  $u \in G.V - \{s\}$ 
2       $u.color = \text{WHITE}$ 
3       $u.d = \infty$ 
4       $u.\pi = \text{NIL}$ 
5   $s.color = \text{GRAY}$ 
6   $s.d = 0$ 
7   $s.\pi = \text{NIL}$ 
8   $Q = \emptyset$ 
9  ENQUEUE( $Q, s$ )
10 while  $Q \neq \emptyset$ 
11      $u = \text{DEQUEUE}(Q)$ 
12     for each  $v \in G.Adj[u]$ 
13         if  $v.color == \text{WHITE}$ 
14              $v.color = \text{GRAY}$ 
15              $v.d = u.d + 1$ 
16              $v.\pi = u$ 
17             ENQUEUE( $Q, v$ )
18      $u.color = \text{BLACK}$ 
```

# Bredde-Først-Søgning (BFS)

Eksempel:



# Egenskaber

Køretid:  $O(n + m)$

# Egenskaber

Køretid:  $O(n + m)$

Bevis: Initialisering tager  $O(n)$  tid. I resten af algoritmen kan en knude ikke indsættes i køen mere end een gang (pga. farvemærkningen), så maksimalt arbejde er proportionalt med eet gennemløb af alle nabolister, dvs.  $O(m)$  arbejde.

# Egenskaber

Køretid:  $O(n + m)$

Bevis: Initialisering tager  $O(n)$  tid. I resten af algoritmen kan en knude ikke indsættes i køen mere end een gang (pga. farvemærkningen), så maksimalt arbejde er proportionalt med eet gennemløb af alle nabolister, dvs.  $O(m)$  arbejde.

**Definition:**  $\delta(s, v)$  er længden af en korteste sti, målt i antal kanter, fra startknuden  $s$  til knuden  $v$ . Findes ingen sti, defineres  $\delta(s, v) = \infty$ .

# Egenskaber

Køretid:  $O(n + m)$

Bevis: Initialisering tager  $O(n)$  tid. I resten af algoritmen kan en knude ikke indsættes i køen mere end een gang (pga. farvemærkningen), så maksimalt arbejde er proportionalt med eet gennemløb af alle nabolister, dvs.  $O(m)$  arbejde.

**Definition:**  $\delta(s, v)$  er længden af en korteste sti, målt i antal kanter, fra startknuden  $s$  til knuden  $v$ . Findes ingen sti, defineres  $\delta(s, v) = \infty$ .

**Sætning:**

1. Når BFS stopper, har den nået alle knuder  $v$  for hvilke der findes en sti fra startknuden  $s$  til  $v$ .
2. En sti af længde  $v.d$  kan for alle nåede knuder findes (i baglæns rækkefølge) ved at følge predecessor-referencer  $v.d$  gange, startende fra  $v$  (dvs.  $v.\pi$ ,  $(v.\pi).\pi$ ,  $((v.\pi).\pi).\pi, \dots$ ), og  $.d$ -værdierne for knuderne på denne sti falder med een for hvert skridt.
3. Når BFS stopper, gælder  $v.d = \delta(s, v)$  for alle knuder.



# Bevis

Bemærk først at en knude  $v$  indsættes i køen een gang, så  $v.d$  og  $v.\pi$  gives en værdi præcis een gang.

# Bevis

Bemærk først at en knude  $v$  indsættes i køen een gang, så  $v.d$  og  $v.\pi$  gives en værdi præcis een gang.

Punkt 1):

# Bevis

Bemærk først at en knude  $v$  indsættes i køen een gang, så  $v.d$  og  $v.\pi$  gives en værdi præcis een gang.

Punkt 1):

Antag der findes en knude, som kan nås med en sti fra  $s$ , men som BFS ikke når. Lad  $v$  være første knude (set fra  $s$ ) på denne sti som BFS ikke når, og lad  $u$  være knuden før på stien. Da  $u$  blev taget ud af køen, burde  $v$  (som er i  $u$ 's naboliste) være nået. Modstrid.

# Bevis

Bemærk først at en knude  $v$  indsættes i køen een gang, så  $v.d$  og  $v.\pi$  gives en værdi præcis een gang.

Punkt 1):

Antag der findes en knude, som kan nås med en sti fra  $s$ , men som BFS ikke når. Lad  $v$  være første knude (set fra  $s$ ) på denne sti som BFS ikke når, og lad  $u$  være knuden før på stien. Da  $u$  blev taget ud af køen, burde  $v$  (som er i  $u$ 's naboliste) være nået. Modstrid.

Punkt 2):

# Bevis

Bemærk først at en knude  $v$  indsættes i køen een gang, så  $v.d$  og  $v.\pi$  gives en værdi præcis een gang.

Punkt 1):

Antag der findes en knude, som kan nås med en sti fra  $s$ , men som BFS ikke når. Lad  $v$  være første knude (set fra  $s$ ) på denne sti som BFS ikke når, og lad  $u$  være knuden før på stien. Da  $u$  blev taget ud af køen, burde  $v$  (som er i  $u$ 's naboliste) være nået. Modstrid.

Punkt 2):

Induktion over antal indsættelser i køen: Når en knude  $u$  udtages af køen, og en knude  $v$  fra  $u$ 's naboliste indsættes i køen, sættes  $v.d = u.d + 1$  og  $v.\pi = u$ . Hvis udsagnet galdt for  $u$ , kommer det klart til at gælde for  $v$ . Basis er første indsættelse (af  $s$ , for hvilken udsagnet gælder pga. initialiseringen i BFS).

# Bevis

Punkt 3):

# Bevis

Punkt 3):

Definér for heltal  $i \leq 0$ :

- ▶  $\Delta_i = \{v \in V \mid \delta(s, v) = i\}$
- ▶  $D_i = \{v \in V \mid v.d = i\}$

# Bevis

Punkt 3):

Definér for heltal  $i \leq 0$ :

- ▶  $\Delta_i = \{v \in V \mid \delta(s, v) = i\}$
- ▶  $D_i = \{v \in V \mid v.d = i\}$

Vi viser via induktion på  $i$  at for alle  $i$  gælder

$$\Delta_i = D_i.$$



# Bevis

Punkt 3):

Definér for heltal  $i \leq 0$ :

- ▶  $\Delta_i = \{v \in V \mid \delta(s, v) = i\}$
- ▶  $D_i = \{v \in V \mid v.d = i\}$

Vi viser via induktion på  $i$  at for alle  $i$  gælder

$$\Delta_i = D_i.$$

Dette vil medføre punkt 3) for alle knuder, der kan nås fra  $s$ . For resten af knuderne forbliver  $v.d = \infty$  efter initialisering, så punkt 3) gælder også for dem.

# Bevis

Punkt 3):

Definér for heltal  $i \leq 0$ :

- ▶  $\Delta_i = \{v \in V \mid \delta(s, v) = i\}$
- ▶  $D_i = \{v \in V \mid v.d = i\}$

Vi viser via induktion på  $i$  at for alle  $i$  gælder

$$\Delta_i = D_i.$$

Dette vil medføre punkt 3) for alle knuder, der kan nås fra  $s$ . For resten af knuderne forbliver  $v.d = \infty$  efter initialisering, så punkt 3) gælder også for dem.

Observér først at BFS-algoritmen starter med  $D_0 = \{s\}$  i køen, og derefter for  $i = 0, 1, 2, 3, \dots$  udtager alle knuder i  $D_i$  mens den indsætter alle knuder i  $D_{i+1}$ .

# Bevis

Basis ( $i=0$ ): klar, da  $D_0 = \{s\} = \Delta_0$ .

# Bevis

Basis ( $i=0$ ): klar, da  $D_0 = \{s\} = \Delta_0$ .

Induktionsskridt: antag udsagn er sandt for  $i - 1$  og lavere, vis det er sandt for  $i$ .

# Bevis

Basis ( $i=0$ ): klar, da  $D_0 = \{s\} = \Delta_0$ .

Induktionsskridt: antag udsagn er sandt for  $i - 1$  og lavere, vis det er sandt for  $i$ .

For en knude  $v \in D_i$  eksisterer via punkt 2) en sti fra  $s$  til  $v$  af længde  $i$ . Derfor gælder  $\delta(s, v) \leq i$ . Vi kan ikke have  $\delta(s, v) \leq i - 1$ , da induktionsantagelse så ville give  $v.d = \delta(s, v) \leq i - 1$ , i modstrid med  $v \in D_i$ . Derfor er  $\delta(s, v) = i$ . Dette viser  $D_i \subseteq \Delta_i$ .

# Bevis

Basis ( $i=0$ ): klar, da  $D_0 = \{s\} = \Delta_0$ .

Induktionsskridt: antag udsagn er sandt for  $i - 1$  og lavere, vis det er sandt for  $i$ .

For en knude  $v \in D_i$  eksisterer via punkt 2) en sti fra  $s$  til  $v$  af længde  $i$ . Derfor gælder  $\delta(s, v) \leq i$ . Vi kan ikke have  $\delta(s, v) \leq i - 1$ , da induktionsantagelse så ville give  $v.d = \delta(s, v) \leq i - 1$ , i modstrid med  $v \in D_i$ . Derfor er  $\delta(s, v) = i$ . Dette viser  $D_i \subseteq \Delta_i$ .

For enhver knude  $u \in \Delta_i$  eksisterer pr. definition af  $\delta$  en sti fra  $s$  til  $u$  af længde  $i$ . For næstsidste knude  $w$  på denne sti gælder  $\delta(s, w) \leq i - 1$ . Fra induktionsantagelsen får vi at  $w.d = \delta(s, w)$ . Da  $w$  blev taget ud af køen, var  $u$  (en nabo til  $w$ ) enten hvid, eller  $u$  var allerede nået fra en knude  $t$ , som allerede var taget ud og derfor (via observationen på sidste side) har  $t.d \leq w.d$ . I begge tilfælde bliver  $u.d$  blev sat til højst  $w.d + 1 = \delta(s, w) + 1 \leq i = \delta(s, u)$ . Fra punkt 2) haves  $u.d \geq \delta(s, u)$ . I alt gælder  $u.d = \delta(s, u)$ . Dette viser  $\Delta_i \subseteq D_i$ .

# Bevis

Basis ( $i=0$ ): klar, da  $D_0 = \{s\} = \Delta_0$ .

Induktionsskridt: antag udsagn er sandt for  $i - 1$  og lavere, vis det er sandt for  $i$ .

For en knude  $v \in D_i$  eksisterer via punkt 2) en sti fra  $s$  til  $v$  af længde  $i$ . Derfor gælder  $\delta(s, v) \leq i$ . Vi kan ikke have  $\delta(s, v) \leq i - 1$ , da induktionsantagelse så ville give  $v.d = \delta(s, v) \leq i - 1$ , i modstrid med  $v \in D_i$ . Derfor er  $\delta(s, v) = i$ . Dette viser  $D_i \subseteq \Delta_i$ .

For enhver knude  $u \in \Delta_i$  eksisterer pr. definition af  $\delta$  en sti fra  $s$  til  $u$  af længde  $i$ . For næstsidste knude  $w$  på denne sti gælder  $\delta(s, w) \leq i - 1$ . Fra induktionsantagelsen får vi at  $w.d = \delta(s, w)$ . Da  $w$  blev taget ud af køen, var  $u$  (en nabo til  $w$ ) enten hvid, eller  $u$  var allerede nået fra en knude  $t$ , som allerede var taget ud og derfor (via observationen på sidste side) har  $t.d \leq w.d$ . I begge tilfælde bliver  $u.d$  blev sat til højst  $w.d + 1 = \delta(s, w) + 1 \leq i = \delta(s, u)$ . Fra punkt 2) haves  $u.d \geq \delta(s, u)$ . I alt gælder  $u.d = \delta(s, u)$ . Dette viser  $\Delta_i \subseteq D_i$ .

Alt i alt:  $\Delta_i = D_i$ .

# Dybde-Først-Søgning (DFS)

Holder de grå knuder (fronten) i en STAK.



# Dybde-Først-Søgning (DFS)

Holder de grå knuder (fronten) i en STAK.

Stakken er implicit i den rekursive formulering nedenfor (er rekursionsstakken), men kan også kodes eksplicit.

Mere præcist: elementerne på stakken er de grå knuder, hver med en delvist gennemløbet naboliste [gennemløbet i for-løkken i DFS-VISIT].

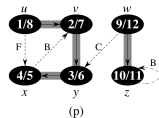
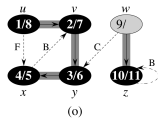
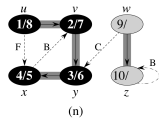
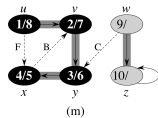
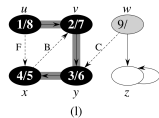
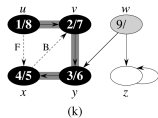
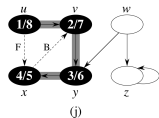
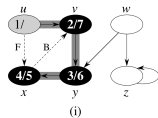
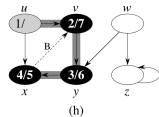
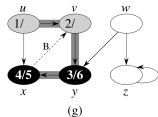
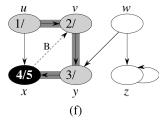
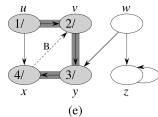
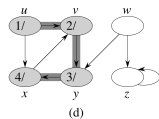
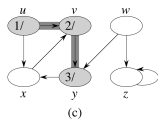
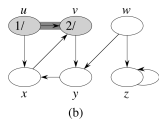
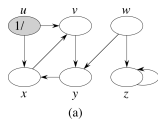
DFS tilføjer også timestamps  $u.d$  for “discovery” (hvid  $\rightarrow$  grå) og  $u.f$  for “finish” (grå  $\rightarrow$  sort) til alle knuder  $u$ .

```
DFS(G)
1  for each vertex  $u \in G.V$ 
2     $u.color = WHITE$ 
3     $u.\pi = NIL$ 
4   $time = 0$ 
5  for each vertex  $u \in G.V$ 
6    if  $u.color == WHITE$ 
7      DFS-VISIT( $G, u$ )

DFS-VISIT( $G, u$ )
1   $time = time + 1$  // white vertex  $u$  has just been discovered
2   $u.d = time$ 
3   $u.color = GRAY$ 
4  for each  $v \in G.Adj[u]$  // explore edge ( $u, v$ )
5    if  $v.color == WHITE$ 
6       $v.\pi = u$ 
7      DFS-VISIT( $G, v$ )
8   $u.color = BLACK$  // blacken  $u$ ; it is finished
9   $time = time + 1$ 
10  $u.f = time$ 
```

# Dybde-Først-Søgning (DFS)

Eksempel:



# Egenskaber

Køretid:  $O(n + m)$

# Egenskaber

Køretid:  $O(n + m)$

Bevis: Den ydre algoritme DFS tager  $O(n)$  tid. Hovedalgoritmen DFS-VISIT kan ikke kaldes på en knude mere end een gang (pga. farvemærkningen), så arbejdet dér er proportionalt med eet gennemløb af alle nabolister, dvs.  $O(m)$  arbejde.

# Egenskaber

Køretid:  $O(n + m)$

Bevis: Den ydre algoritme DFS tager  $O(n)$  tid. Hovedalgoritmen DFS-VISIT kan ikke kaldes på en knude mere end een gang (pga. farvemærkningen), så arbejdet dér er proportionalt med eet gennemløb af alle nabolister, dvs.  $O(m)$  arbejde.

Observér:

- ▶ Discovery (hvid  $\rightarrow$  grå) af  $v =$  sæt  $v.d =$  kald af DFS-VISIT på  $v =$  PUSH af  $v$  på stakken.
- ▶ Finish (grå  $\rightarrow$  sort) af  $v =$  sæt  $v.f =$  retur fra kald af DFS-VISIT på  $v =$  POP af  $v$  fra stakken.

# Egenskaber

Køretid:  $O(n + m)$

Bevis: Den ydre algoritme DFS tager  $O(n)$  tid. Hovedalgoritmen DFS-VISIT kan ikke kaldes på en knude mere end een gang (pga. farvemærkningen), så arbejdet dér er proportionalt med eet gennemløb af alle nabolister, dvs.  $O(m)$  arbejde.

Observér:

- ▶ Discovery (hvid  $\rightarrow$  grå) af  $v$  = sæt  $v.d$  = kald af DFS-VISIT på  $v$  = PUSH af  $v$  på stakken.
- ▶ Finish (grå  $\rightarrow$  sort) af  $v$  = sæt  $v.f$  = retur fra kald af DFS-VISIT på  $v$  = POP af  $v$  fra stakken.

Kanten  $(v, v.\pi)$  sættes ved kald af DFS-VISIT på  $v$ . Af dette, samt ovenstående:

- ▶ Kanterne  $(v, v.\pi)$  udgør præcis rekursionstræerne for DFS-VISIT (eet træ for hvert kald fra DFS).
- ▶ Intervallet  $[v.d, v.f]$  er den periode  $v$  er på stakken.

# Egenskaber

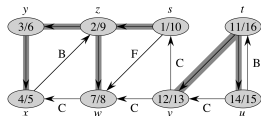
Hvis  $u$  og  $v$  er på en stak samtidig, og  $v$  er pushed sidst, må  $v$  poppes før  $u$  kan poppes.

Af dette, samt at push/pop sætter  $d/f$ , følger at for alle knuder  $u$  og  $v$  må intervallerne  $[u.d, u.f]$  og  $[v.d, v.f]$  enten være disjunkte ( $u$  og  $v$  var ikke på stakken samtidig) eller det ene må være helt indeholdt i den andet (knuden med det største interval kom på stakken først).

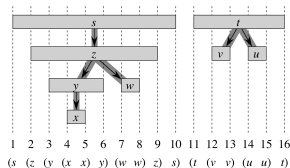
# Egenskaber

Hvis  $u$  og  $v$  er på en stak samtidig, og  $v$  er pushed sidst, må  $v$  poppes før  $u$  kan poppes.

Af dette, samt at push/pop sætter  $d/f$ , følger at for alle knuder  $u$  og  $v$  må intervallerne  $[u.d, u.f]$  og  $[v.d, v.f]$  enten være disjunkte ( $u$  og  $v$  var ikke på stakken samtidig) eller det ene må være helt indeholdt i den andet (knuden med det største interval kom på stakken først).



Discovery- og finish-tider er derfor nestede som parenteser er det.



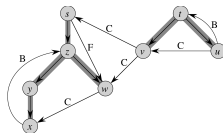
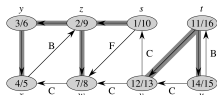


# Egenskaber

Når en kant  $(u, v)$  undersøges fra  $u$  haves flg. tilfælde:

1. *tree-kanter*:  $v$  hvid
2. *back-kanter*:  $v$  ikke-hvid (grå/er på stak) og  $v$ 's interval indeholder  $u$ 's
3. *forward-kanter*:  $v$  ikke-hvid (sort/er ikke længere på stak) og  $v$ 's interval er indeholdt i  $u$ 's
4. *cross-kanter*:  $v$  ikke-hvid (sort/er ikke længere på stak) og  $v$ 's interval er før  $u$ 's

Da  $u$  er øverste knude på stakken, er 2 eneste mulighed når  $v$  er grå/på stak. Da intervaller altid er nestede, er 3 og 4 eneste muligheder når  $v$  er sort/ikke længere på stak. Derfor er de fire tilfælde udtømmende. Bemærk at de kan genkendes under DFS via farvningen og  $d/f$ -værdierne i knuder.



# Egenskaber

1. *tree-kanter*:  $v$  hvid
2. *back-kanter*:  $v$  ikke-hvid (grå/er på stak) og  $v$ 's interval indeholder  $u$ 's
3. *forward-kanter*:  $v$  ikke-hvid (sort/er ikke længere på stak) og  $v$ 's interval er indeholdt i  $u$ 's
4. *cross-kanter*:  $v$  ikke-hvid (sort/er ikke længere på stak) og  $v$ 's interval er før  $u$ 's

For *uorienterede grafer* er der kun *tree-kanter* og *back-kanter* (såfremt en kant kategoriseres første gang den undersøges fra een af dens ender).

Dette følger af at  $u$  allerede må være blevet undersøgt fra  $v$  hvis  $v$  er sort/ikke længere på stak og kanten  $(v, u)$  må derfor allerede være kategoriseret. Derved kan 3 og 4 ikke opstå.

# DAGs og topologisk sortering

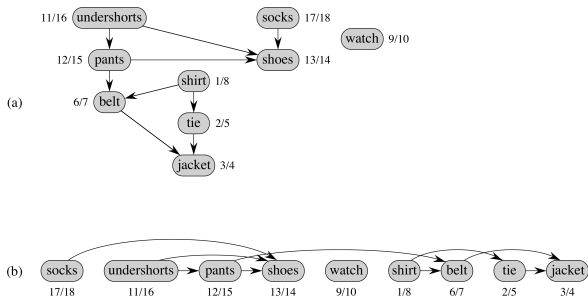
DAG = Directed Acyclic Graph.

Topologisk sortering af en DAG: en lineær ordning af knuderne så alle kanter går fra venstre til højre.

# DAGs og topologisk sortering

DAG = Directed Acyclic Graph.

Topologisk sortering af en DAG: en lineær ordning af knuderne så alle kanter går fra venstre til højre.



# DAGs og topologisk sortering

**Lemma:** En orienteret graf har en kreds (cycle)  $\Leftrightarrow$  der findes back-edges under et DFS-gennemløb.

# DAGs og topologisk sortering

**Lemma:** En orienteret graf har en kreds (cycle)  $\Leftrightarrow$  der findes back-edges under et DFS-gennemløb.

Bevis:

$\Rightarrow$ : Se på første knude  $v$  i kredsen som bliver grå - dvs. alle andre knuder  $u$  i kredsen har  $v.d < u.d$ . Da intervaller enten er helt indeholdt i hinanden eller er disjunkte, gælder enten  $v.d < u.d < u.f < v.d$  eller  $v.f < u.d$ .

Antag det sidste tilfælde forekommer, og se på den første (set fra  $v$ ) sådanne knude  $u$  i kredsen, og lad  $w$  være dens forgænger (evt.  $v$  selv). Da haves  $w.f \leq v.f < u.d$ , men pga. kanten  $(w, u)$  kan dette ikke forekomme (kanten må blive undersøgt, og  $u$  opdaget inden  $w$  er færdig).

Så kun første tilfælde forekommer. Specielt gælder dette sidste knude  $u'$  i kredsen (som peger på  $v$ ), hvorved kanten  $(u', v)$  erklæres en backedge.

# DAGs og topologisk sortering

**Lemma:** En orienteret graf har en kreds (cycle)  $\Leftrightarrow$  der findes back-edges under et DFS-gennemløb.

Bevis:

$\Rightarrow$ : Se på første knude  $v$  i kredsen som bliver grå - dvs. alle andre knuder  $u$  i kredsen har  $v.d < u.d$ . Da intervaller enten er helt indeholdt i hinanden eller er disjunkte, gælder enten  $v.d < u.d < u.f < v.d$  eller  $v.f < u.d$ .

Antag det sidste tilfælde forekommer, og se på den første (set fra  $v$ ) sådanne knude  $u$  i kredsen, og lad  $w$  være dens forgænger (evt.  $v$  selv). Da haves  $w.f \leq v.f < u.d$ , men pga. kanten  $(w, u)$  kan dette ikke forekomme (kanten må blive undersøgt, og  $u$  opdaget inden  $w$  er færdig).

Så kun første tilfælde forekommer. Specielt gælder dette sidste knude  $u'$  i kredsen (som peger på  $v$ ), hvorved kanten  $(u', v)$  erklæres en backedge.

$\Leftarrow$ : Når en back-edge findes: Der er en kreds af trækanter (mellem knuderne som lige nu er på stakken) og een back-kant.

# DAGs og topologisk sortering

**Lemma:** For en kant  $(u, v)$  gælder  $u.f < v.f \Leftrightarrow$  kanten er en back-edge.



# DAGs og topologisk sortering

**Lemma:** For en kant  $(u, v)$  gælder  $u.f < v.f \Leftrightarrow$  kanten er en back-edge.

Bevis: Check de fire edge cases (tree, back, forward, cross), brug parentes-strukturen af discovery- og finish-tider.

# DAGs og topologisk sortering

**Lemma:** For en kant  $(u, v)$  gælder  $u.f < v.f \Leftrightarrow$  kanten er en back-edge.

Bevis: Check de fire edge cases (tree, back, forward, cross), brug parentes-strukturen af discovery- og finish-tider.

**Korollar** til to foregående lemmaer: Graf er en DAG  $\Leftrightarrow$  DFS finder ingen back-edges  $\Leftrightarrow$  ordning af knuder efter faldende finish-tider giver en topologisk sortering.

# DAGs og topologisk sortering

**Lemma:** For en kant  $(u, v)$  gælder  $u.f < v.f \Leftrightarrow$  kanten er en back-edge.

Bevis: Check de fire edge cases (tree, back, forward, cross), brug parentes-strukturen af discovery- og finish-tider.

**Korollar** til to foregående lemmaer: Graf er en DAG  $\Leftrightarrow$  DFS finder ingen back-edges  $\Leftrightarrow$  ordning af knuder efter faldende finish-tider giver en topologisk sortering.

TOPOLOGICAL-SORT( $G$ )

- 1 call DFS( $G$ ) to compute finishing times  $v.f$  for each vertex  $v$
- 2 as each vertex is finished, insert it onto the front of a linked list
- 3 **return** the linked list of vertices

# DAGs og topologisk sortering

**Lemma:** For en kant  $(u, v)$  gælder  $u.f < v.f \Leftrightarrow$  kanten er en back-edge.

Bevis: Check de fire edge cases (tree, back, forward, cross), brug parentes-strukturen af discovery- og finish-tider.

**Korollar** til to foregående lemmaer: Graf er en DAG  $\Leftrightarrow$  DFS finder ingen back-edges  $\Leftrightarrow$  ordning af knuder efter faldende finish-tider giver en topologisk sortering.

TOPOLOGICAL-SORT( $G$ )

- 1 call DFS( $G$ ) to compute finishing times  $v.f$  for each vertex  $v$
- 2 as each vertex is finished, insert it onto the front of a linked list
- 3 **return** the linked list of vertices

Tid:  $O(n + m)$ .