

Københavns Universitet  
Introduktion til diskret matematik og algoritmer -  
Problem set 4

Victor Vangkilde Jørgensen - kft410  
kft410@alumni.ku.dk

March 22, 2025

# Contents

<b>1</b>	<b>Question 1</b>	<b>3</b>
1.a	.....	3
1.b	.....	5
<b>2</b>	<b>Question 2</b>	<b>5</b>
2.a	.....	5
2.b	.....	10
2.c	.....	10
2.d	.....	11
<b>3</b>	<b>Question 3</b>	<b>11</b>
3.a	.....	11
3.b	.....	13
3.c	.....	13
3.d	.....	13

---

1

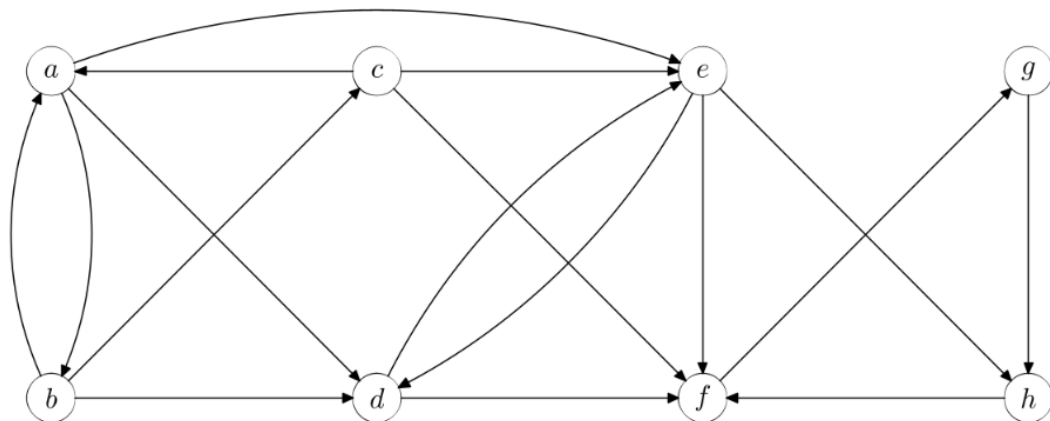


Figure 1: Directed graph  $G$  for which to compute strongly connected components in Problem 1a.

**1.a**

Vi opskriver vores directed graph som en adjacency list representation i lexicographic order:

$$a \rightarrow (b, d, e)$$

$$b \rightarrow (a, c, d)$$

$$c \rightarrow (a, e, f)$$

$$d \rightarrow (e, f)$$

$$e \rightarrow (d, f, h)$$

$$f \rightarrow (g)$$

$$g \rightarrow (h)$$

$$h \rightarrow (f)$$

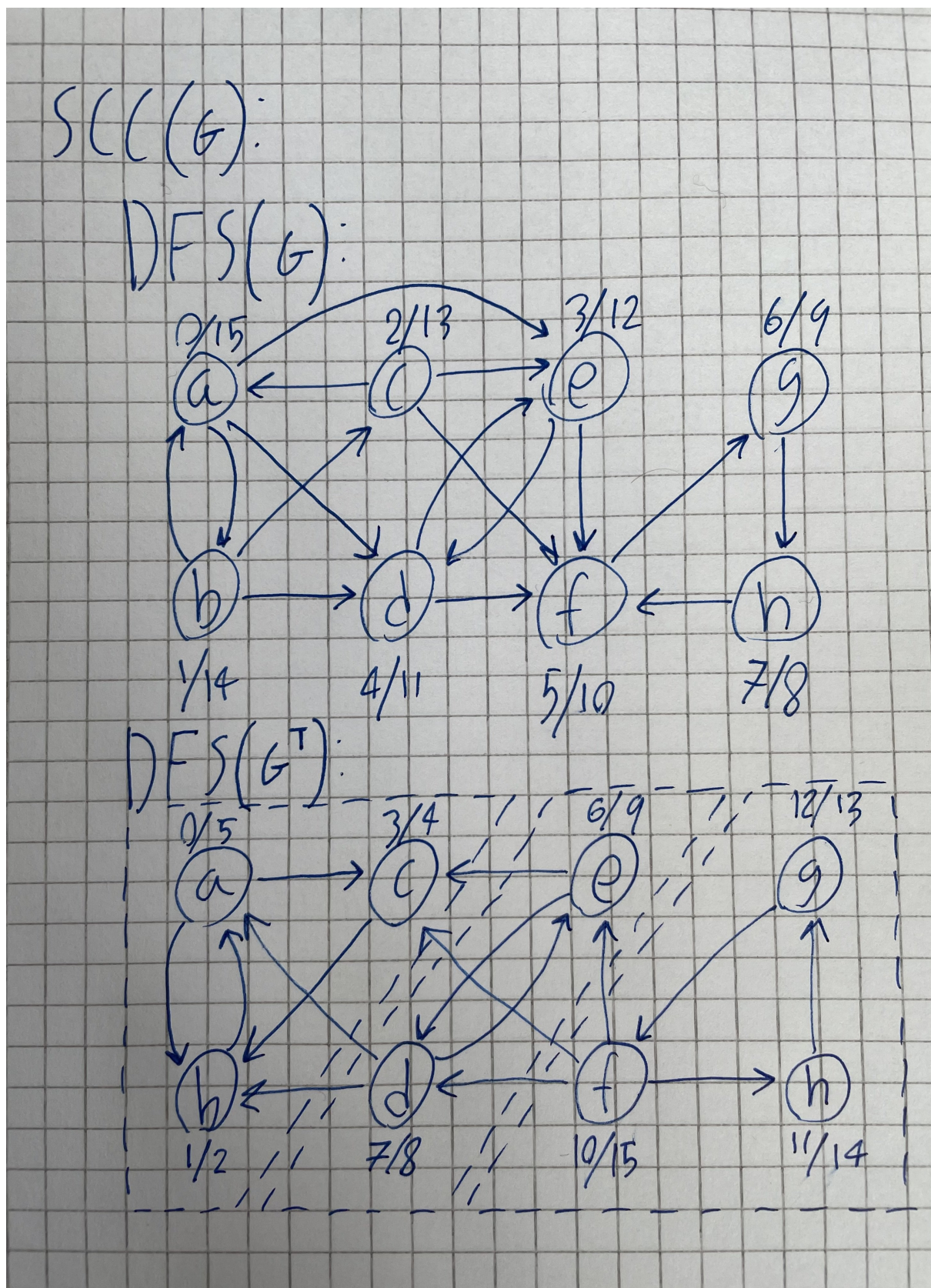


Figure 2: Gennemgang af  $SCC(G)$ .

For at beregne alle strongly connected components i en graf, skal vi køre DFS på grafen, og opbevare finish time'en for alle recursions. Dette har jeg gjort som vist i billedet

ovenover hvor der står  $DFS(G)$ . Jeg har noteret start og sluttiderne hvor hver vertex med *starttid/sluttid* over hver vertex. Starttiden bliver talt når recursion'en bliver kaldt på vertex'en, og sluttiden bliver noteret når recursion'en er færdig (DFS peger på en sort vertex).

Efter vi har kørt  $DFS$  noterer vi sluttiderne i decending order:

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

Nu transposer vi grafen, hvilket rent grafisk blot betyder, at vi 'vender' hver directed edge i grafen, således at  $(v, u) \in E \rightarrow (u, v) \in E$ . Herefter kører vi igen  $DPS$ , men vi kører algoritmet på  $G^T$ . Vores start vertex sætter vi til den edge med højst sluttid fra tidligere ( $a$  i vores tildfælde). Herfra noterer vi hver visited vertex, og når en vertex peger på en sort vertex i en recursion, putter vi alle vertices, som ikke er i en ssc sammen i en ny ssc.

Vi ser, at når vi har besøgt  $\{a, b, c\}$ , peger  $c$  på  $b$ , som er sort, hvorefter  $a$  peger på  $c$ , som er sort. Vi noterer derfor  $\{a, b, c\}$  som en ssc. Vi fortsætter med samme metode, så  $DFS$  nu køres på  $e$ , da  $e$  nu er den med højst sluttid, som ikke er blevet kørt endnu. Efter vi har kørt  $DFS(G^T)$  ender vi med følgende subsets:

$$\{a, b, c\} \{e, d\} \{f, g, h\}$$

**1.b**

**2**

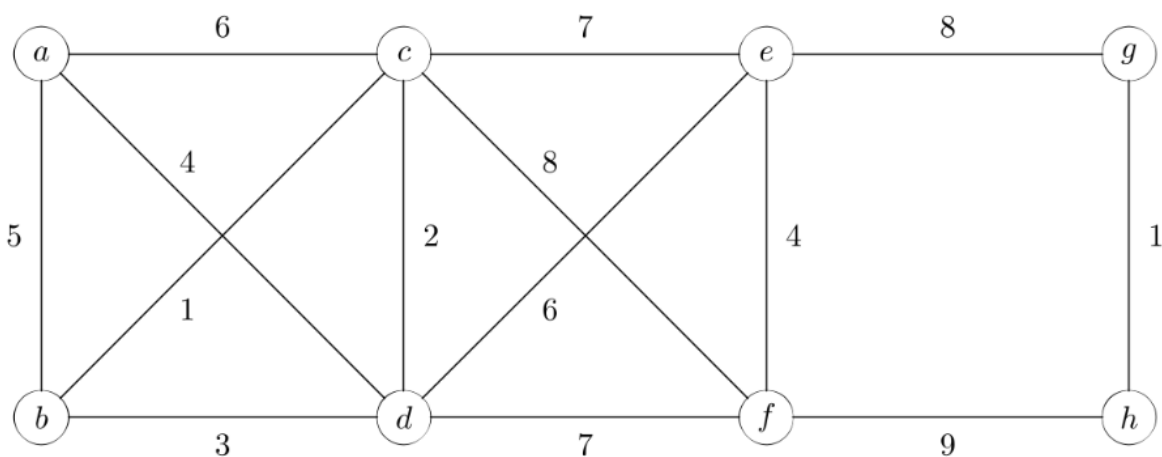
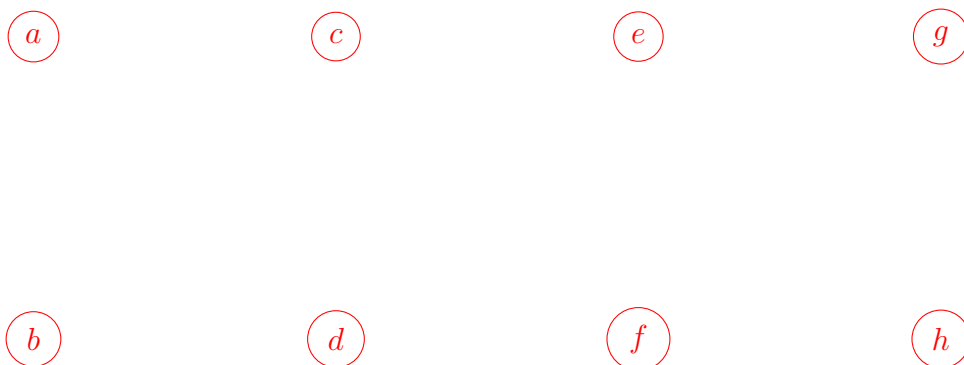


Figure 3: Undirected graph for which to compute minimum spanning tree in Problem 2a.

**2.a**

Vi har følgende vertices:

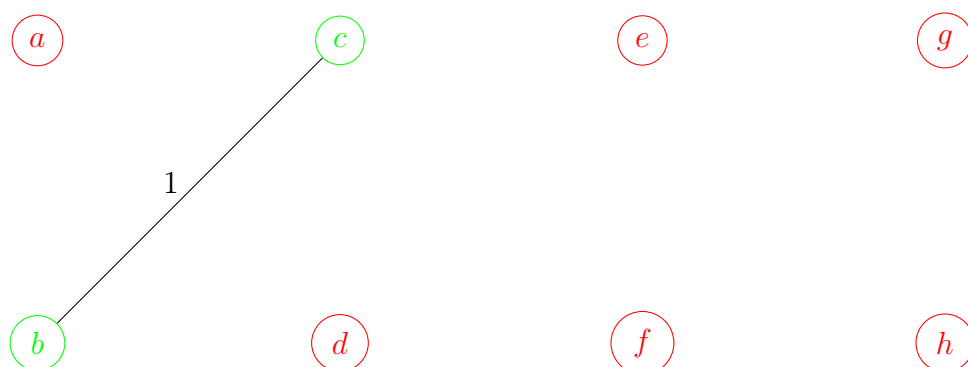


som vi kan skrive op som subsets med alle connectede vertices. I begyndelsen har vi bare:

$$\{a\}\{b\}\{c\}\{d\}\{e\}\{f\}\{g\}\{h\}$$

Vi ser, at  $(b, c) \in E$  har lavest vægt, sammen med  $(g, h) \in E$ . I lexicographic order vælger vi først  $(b, c) \in E$ .

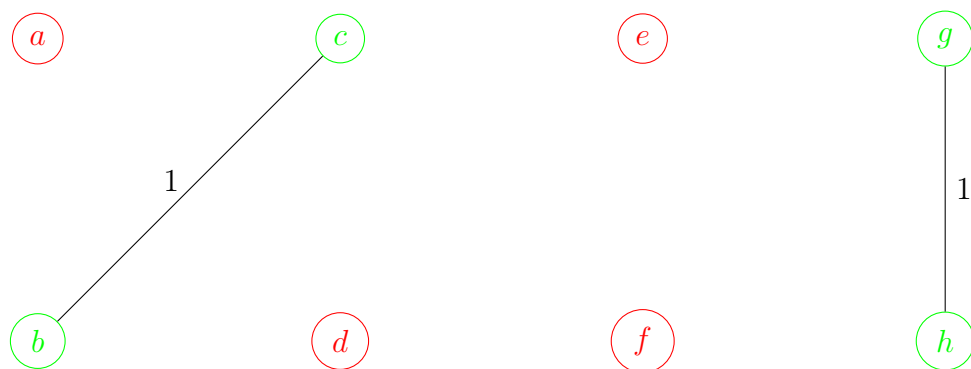
$(b, c) \in E$  connecter kun ikke-connectede vertices sammen, da disse er de eneste elementer i deres subsets, så vi connecter dem.



Nu har vi nogle nye connectede vertices, så vi samler deres subsets:

$$\{b, c\}\{a\}\{d\}\{e\}\{f\}\{g\}\{h\}$$

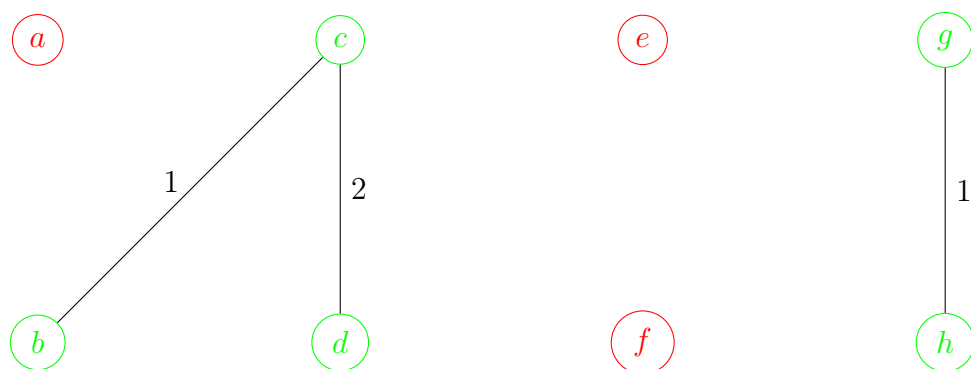
Vi kigger derefter på  $(g, h) \in E$ , da denne edge er den næste i ascending order af weight.  $(g, h) \in E$  connecter kun ikke-connectede vertices sammen, da disse vertices er i forskellige subsets, så vi connecter dem.



Nu har vi nogle nye connectede vertices, så vi samler deres subsets:

$$\{b, c\}\{g, h\}\{a\}\{d\}\{e\}\{f\}$$

Vi kigger derefter på  $(c, d) \in E$ , da denne edge er den næste i ascending order af weight.  $(c, d) \in E$  connecter  $d$ , som ikke er connected gennem andre edges, da disse vertices er i forskellige subsets, så vi connecter dem.

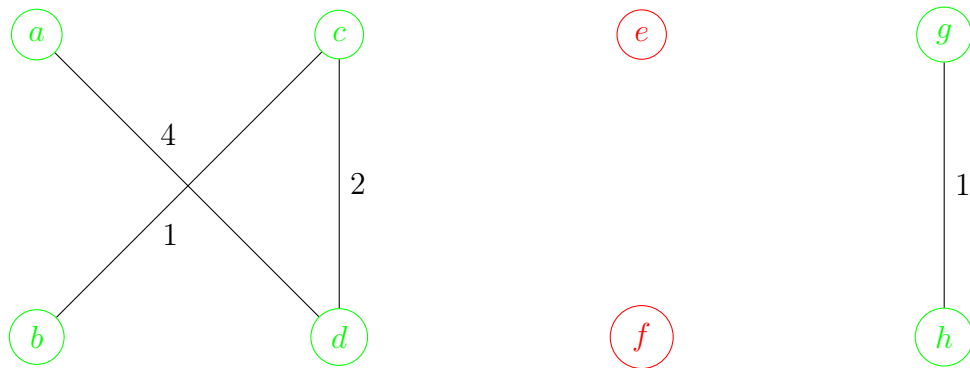


Nu har vi nogle nye connectede vertices, så vi samler deres subsets:

$$\{b, c, d\}\{g, h\}\{a\}\{e\}\{f\}$$

Vi kigger derefter på  $(b, d) \in E$ , da denne edge er den næste i ascending order af weight.  $b$  og  $d$ , er allerede connected gennem andre edges, da de er i samme subset, så vi ignorerer den edge.

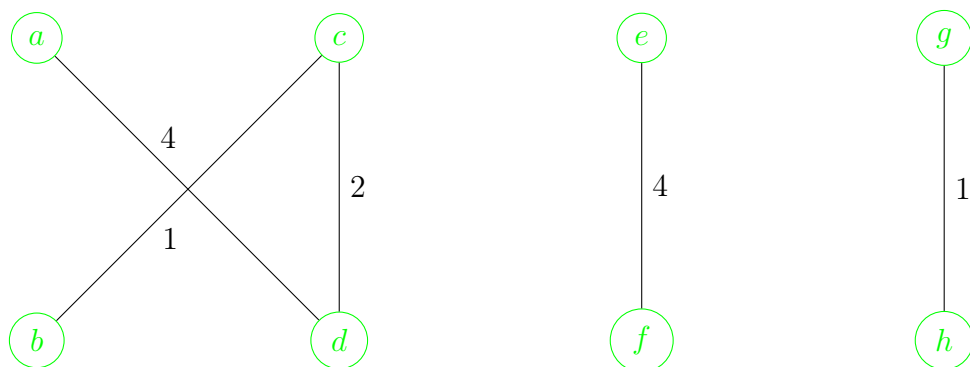
Vi kigger derefter på  $(a, d) \in E$ , da denne edge er den næste i ascending order af weight.  $(a, d) \in E$  connecter  $a$ , som ikke er connected gennem andre edges, da disse vertices er i forskellige subsets, så vi connecter dem.



Nu har vi nogle nye connectede vertices, så vi samler deres subsets:

$$\{a, b, c, d\}\{g, h\}\{e\}\{f\}$$

Vi kigger derefter på  $(e, f) \in E$ , da denne edge er den næste i ascending order af weight.  $(e, f) \in E$  connecter kun ikke-connectede vertices sammen, da disse vertices er i forskellige subsets, så vi connecter dem.



Nu har vi nogle nye connectede vertices, så vi samler deres subsets:

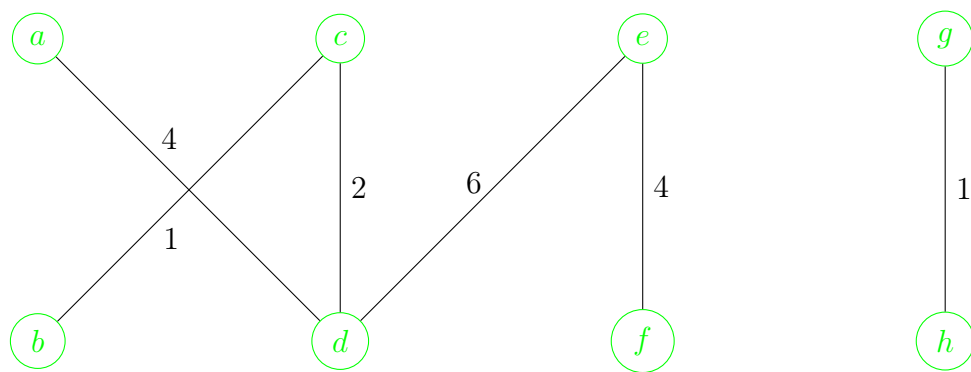
$$\{a, b, c, d\}\{e, f\}\{g, h\}$$

Vi kigger derefter på  $(a, b) \in E$ , da denne edge er den næste i ascending order af weight.  $a$  og  $b$ , er allerede connected gennem andre edges, da de er i samme subset, så vi ignorerer den edge.

Vi kigger derefter på  $(a, c) \in E$ , da denne edge er den næste i ascending order af weight.  $a$  og  $c$ , er allerede connected gennem andre edges, da de er i samme subset, så vi ignorerer den edge.

Vi kigger derefter på  $(d, e) \in E$ , da denne edge er den næste i ascending order af weight.  $(d, e) \in E$  connecter både  $e$  og  $f$ , som ikke er connected gennem andre edges, da disse vertices er i forskellige subsets, så vi connecter dem.





Nu har vi nogle nye connectede vertices, så vi samler deres subsets:

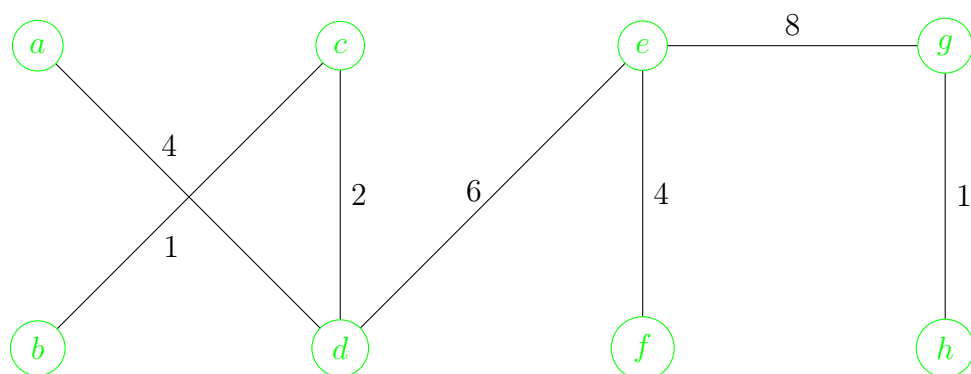
$$\{a, b, c, d, e, f\} \{g, h\}$$

Vi kigger derefter på  $(c, e) \in E$ , da denne edge er den næste i ascending order af weight.  $c$  og  $e$ , er allerede connected gennem andre edges, da de er i samme subset, så vi ignorerer den edge.

Vi kigger derefter på  $(d, f) \in E$ , da denne edge er den næste i ascending order af weight.  $d$  og  $f$ , er allerede connected gennem andre edges, da de er i samme subset, så vi ignorerer den edge.

Vi kigger derefter på  $(c, f) \in E$ , da denne edge er den næste i ascending order af weight.  $c$  og  $f$ , er allerede connected gennem andre edges, da de er i samme subset, så vi ignorerer den edge.

Vi kigger derefter på  $(e, g) \in E$ , da denne edge er den næste i ascending order af weight.  $(e, g) \in E$  connecter både  $e$  og  $g$ , som ikke er connected gennem andre edges, da disse vertices er i forskellige subsets, så vi connecter dem.



Nu har vi nogle nye connectede vertices, så vi samler deres subsets:

$$\{a, b, c, d, e, f, g, h\}$$

Vi ser, at vi har 7 edges og 8 vertices. Vi er dermed færdige, da antallet af edges svarer til antallet af vertices - 1, og alle vores vertices er i samme set, hvilket vil sige, at de er connected.

---

## 2.b

Proof by contradiction:

For et minimum spanning tree gælder det:

$$\forall cut \in G(V, E) : \text{light edge}(cut) \in MST(G)$$

Ifølge informationen i opgave, har vi en edge  $(u, v) \in E$ , hvor  $u, v$  er unikke vertices og  $w(u, v) \in E$  er strængt mindre end weight'en af alle andre edges connected til  $v$ .

Antag, at

$$((u, v) \in E) \notin MST(G)$$

så må det betyde

$$\text{light edge}(cut(v)) \neq (u, v) \in E$$

og

$$\exists ((k, j) \in E) \in G : (w((k, j) \in E) \leq w(u, v) \in E) \in G$$

men ifølge vores information fra opgavebeskrivelsen kan dette ikke være tilfældet, da  $w(u, v) \in E$  er strængt mindre end alle andre edges connected til  $v$ . Hvis  $(u, v) \notin E$  er en del af  $MST(G)$  går dette imod vores definition af et minimum spanning tree, og vi ender dermed en contradiction  $\square$

Vi er nu færdige, da vi ved, at  $(u, v) \in E$  altid er med i  $MST(G)$ .

## 2.c

Proof by contradiction:

Præcist som før, gælder der for ethvert minimum spanning tree:

$$\forall cut \in G(V, E) : \text{light edge}(cut) \in MST(G)$$

Ifølge informationen i opgave, har vi en edge  $(u, v) \in E$ , hvor  $u, v$  er unikke vertices og  $w(u, v) \in E$  er strængt større end weight'en af alle andre edges connected til  $v$ .

Antag, at

$$((u, v) \in E) \in MST(G)$$

så må det betyde

$$\text{light edge}(cut(v)) = (u, v) \in E$$

og

$$\nexists ((k, j) \in E) \in G : (w((k, j) \in E) \leq w(u, v) \in E) \in G$$

men ifølge vores information fra opgavebeskrivelsen kan dette ikke være tilfældet, da  $v$  har andre unikke naboer, og  $w(u, v) \in E$  er strængt større end alle andre edges connected til  $v$ . Hvis  $(u, v) \in E$  er en del af  $MST(G)$  går dette imod vores definition af et minimum spanning tree, og vi ender dermed en contradiction  $\square$

Vi er nu færdige, da vi ved, at  $(u, v) \in E$  aldrig er en del af  $MST(G)$ .

2.d

3

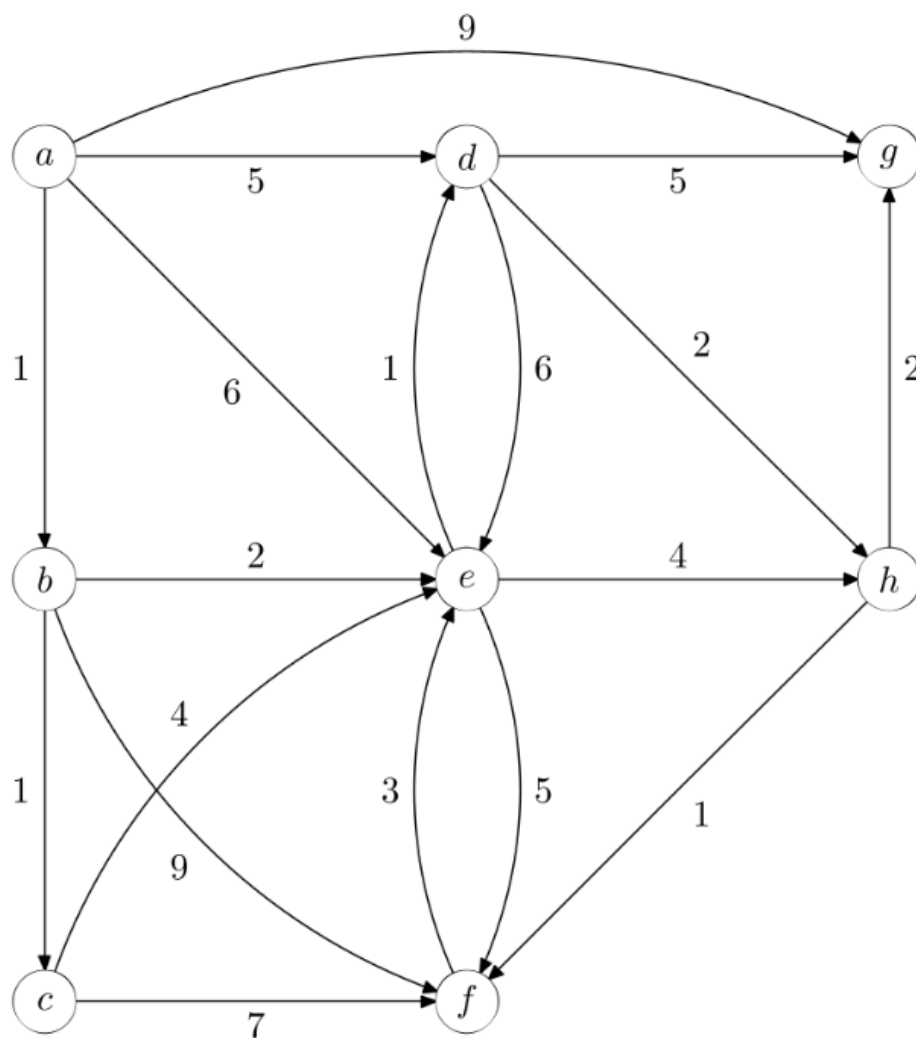


Figure 4: Directed graph Dijkstra's algorithm in Problem 3a.

3.a

Jeg opskriver vores weighted directed graph som adjacency list representation (*vertex, weight*):

$(a, 0) \rightarrow ((b, 1), (d, 5), (e, 6), (g, 9))$

$(b, 0) \rightarrow ((c, 1), (e, 2), (f, 9))$

$(c, 0) \rightarrow ((e, 4), (f, 7))$

$(d, 0) \rightarrow ((e, 6), (g, 5), (h, 2))$

$(e, 0) \rightarrow ((d, 1), (f, 5), (h, 4))$

$(f, 0) \rightarrow (e, 3)$

$(g, 0) \rightarrow ()$

$(h, 0) \rightarrow (f, 1)$

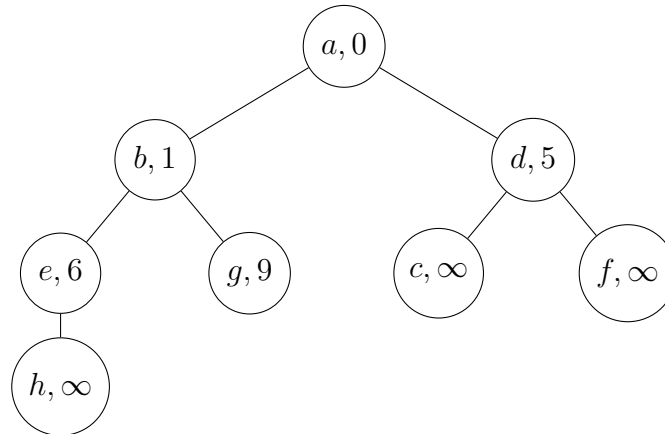
---

Udregning af distancer for  $a$ 's naboer:

$$[(b, 1), (d, 5), (e, 6), (g, 9)]$$

Vi opdaterer nu de laveste værdier i grafen:

$$[(a, 0), (b, 1), (c, \infty), (d, 5), (e, 6), (f, \infty), (g, 9), (h, \infty)]$$



$a$  er nu besøgt.

Vi ser, at  $b$  er den ubesøgte vertex med kortest afstand fra  $a$ .

Udregning af nye distancer for  $b$ 's naboer:

$$[(c, 1 + 1), (e, 1 + 2), (f, 1 + 9)] = [(c, 2), (e, 3), (f, 10)]$$

Vi opdaterer nu de laveste værdier i grafen:

$$[(A, 0), (B, 1), (c, 2), (e, 3), (d, 5), (g, 9), (f, 10), (h, \infty)]$$

$b$  er nu besøgt, så det har jeg markeret ved at skrive  $B$  i stedet.

Vi ser, at  $c$  er den ubesøgte vertex med kortest afstand fra  $a$ .

Udregning af nye distancer for  $c$ 's naboer:

$$[(e, 2 + 4), (f, 2 + 7)] = [(e, 6), (f, 9)]$$

Vi opdaterer nu de laveste værdier i grafen:

$$[(A, 0), (B, 1), (C, 2), (e, 3), (d, 5), (f, 9), (g, 9), (h, \infty)]$$

$c$  er nu besøgt, så det har jeg markeret ved at skrive  $C$  i stedet.

Vi ser, at  $e$  er den ubesøgte vertex med kortest afstand fra  $a$ .

Udregning af nye distancer for  $e$ 's naboer:

$$[(d, 3 + 1), (f, 3 + 5), (h, 3 + 4)] = [(d, 4), (f, 8), (h, 7)]$$

Vi opdaterer nu de laveste værdier i grafen:

$$[(A, 0), (B, 1), (C, 2), (E, 3), (d, 4), (h, 7), (f, 8), (g, 9)]$$

---

$e$  er nu besøgt, så det har jeg markeret ved at skrive  $E$  i stedet.

Vi ser, at  $d$  er den ubesøgte vertex med kortest afstand fra  $a$ .

Udregning af nye distancer for  $d$ 's naboer:

$$[(g, 5 + 5), (h, 5 + 5), (e, 5 + 6)] = [(g, 10), (h, 10), (e, 11)]$$

Vi opdaterer nu de laveste værdier i grafen, men ser, at der ikke nogen kortere afstande:

$$[(A, 0), (B, 1), (C, 2), (E, 3), (D, 4), (h, 7), (f, 8), (g, 9)]$$

$d$  er nu besøgt, så det har jeg markeret ved at skrive  $D$  i stedet.

Vi ser, at  $h$  er den ubesøgte vertex med kortest afstand fra  $a$ .

Udregning af nye distancer for  $h$ 's naboer:

$$[(f, 7 + 1)] = [(f, 8)]$$

Vi opdaterer nu de laveste værdier i grafen, men ser, at der ikke nogen kortere afstande:

$$[(A, 0), (B, 1), (C, 2), (E, 3), (D, 4), (H, 7), (f, 8), (g, 9)]$$

$h$  er nu besøgt, så det har jeg markeret ved at skrive  $H$  i stedet.

Vi ser, at  $f$  er den ubesøgte vertex med kortest afstand fra  $a$ .

Udregning af nye distancer for  $f$ 's naboer:

$$[(e, 8 + 3)] = [(e, 11)]$$

Vi opdaterer nu de laveste værdier i grafen, men ser, at der ikke nogen kortere afstande:

$$[(A, 0), (B, 1), (C, 2), (E, 3), (D, 4), (H, 7), (F, 8), (g, 9)]$$

$f$  er nu besøgt, så det har jeg markeret ved at skrive  $F$  i stedet.

Vi ser, at  $g$  er den sidste ubesøgte vertex, og at  $g$  ikke har nogen naboer.

$$[(A, 0), (B, 1), (C, 2), (E, 3), (D, 4), (H, 7), (F, 8), (G, 9)]$$

Vi markerer  $g$  som besøgt med  $G$ .

**3.b**

**3.c**

**3.d**