Vektede grafer, korteste stier og minimale spenntrær

IN2010 – Algoritmer og Datastrukturer

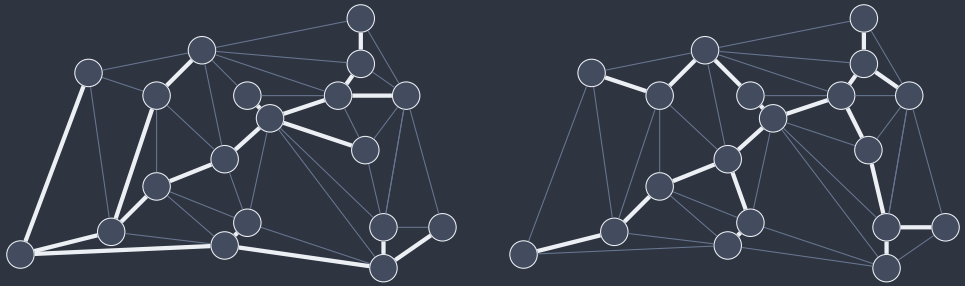
Lars Tveito

Institutt for informatikk, Universitetet i Oslo
larstvei@ifi.uio.no

Høsten 2024

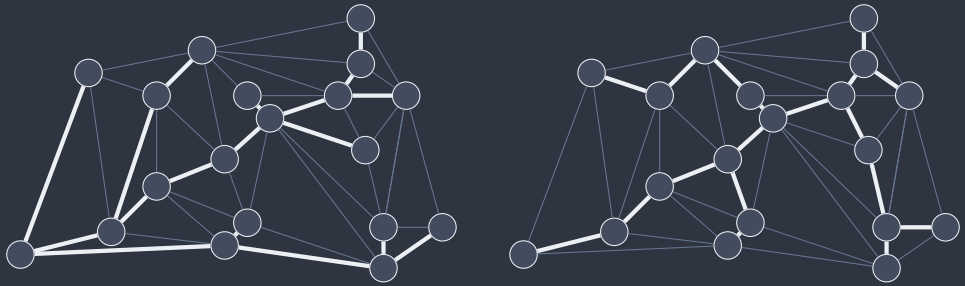
Oversikt

Oversikt



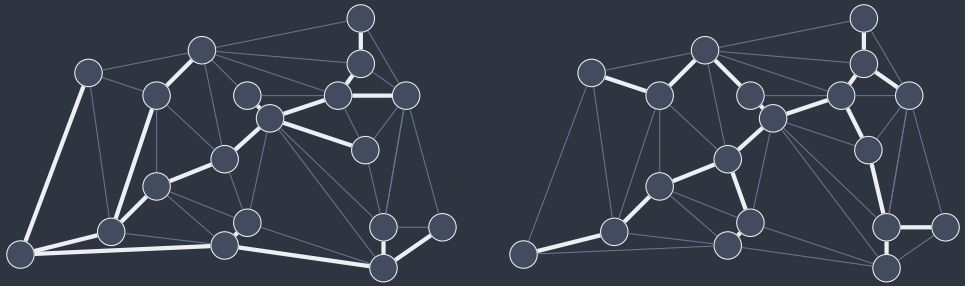
- Denne uken skal vi se på *vektede* grafer

Oversikt



- Denne uken skal vi se på *vektede* grafer
- Hvordan finne den billigste veien fra én node til andre noder?

Oversikt



- Denne uken skal vi se på *vektede* grafer
- Hvordan finne den billigste veien fra én node til andre noder?
- Hvordan finne den billigste måten å koble alle noder i en graf?

Korteste stier

Korteste stier

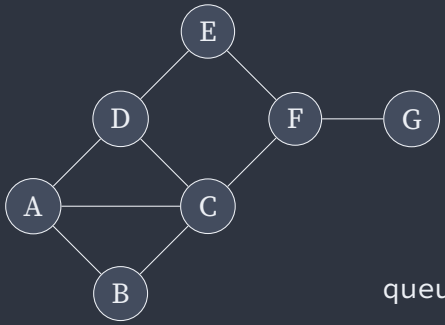
- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre

Korteste stier

- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk

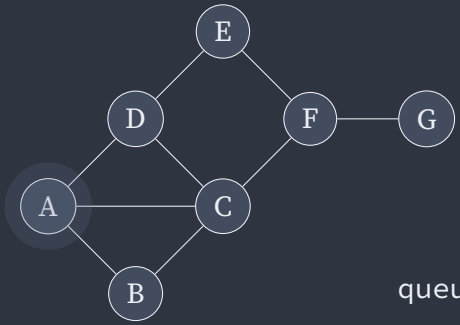
Korteste stier

- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



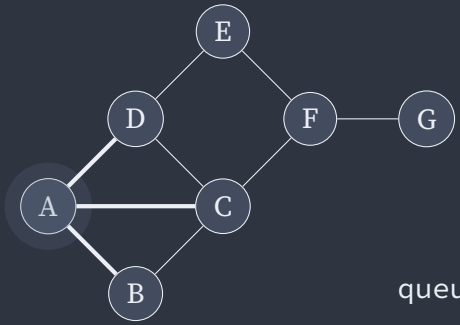
Korteste stier

- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



Korteste stier

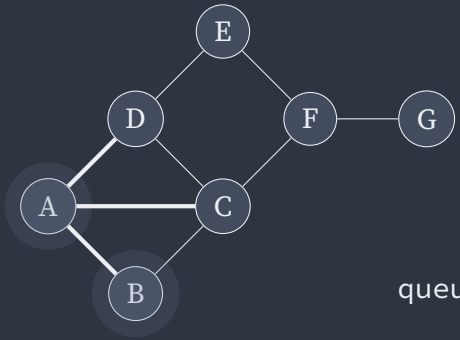
- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



queue **A** B C D

Korteste stier

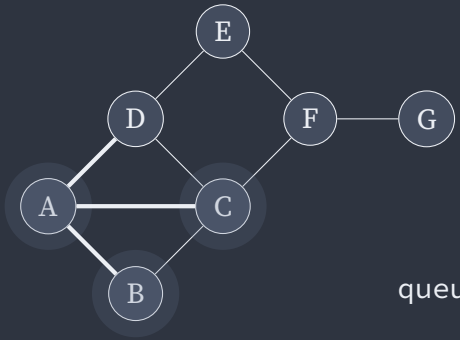
- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



queue A **B** C D

Korteste stier

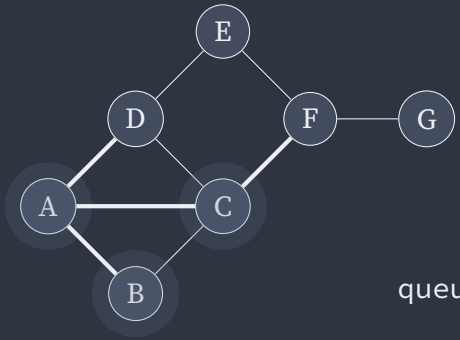
- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



queue A B **C** D

Korteste stier

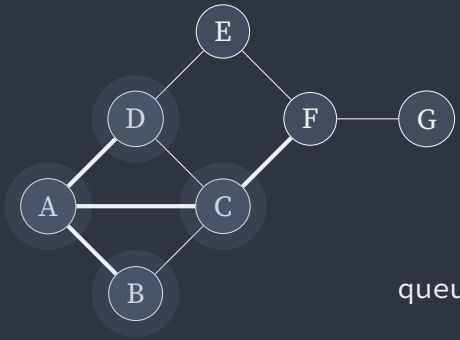
- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



queue A B **C** D F

Korteste stier

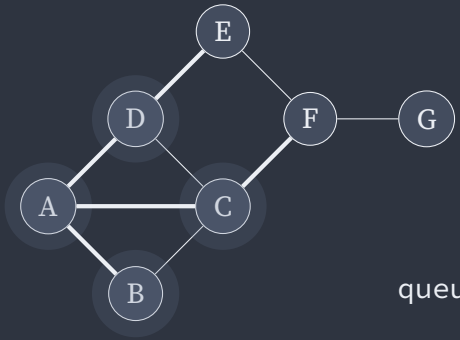
- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



queue A B C **D** F

Korteste stier

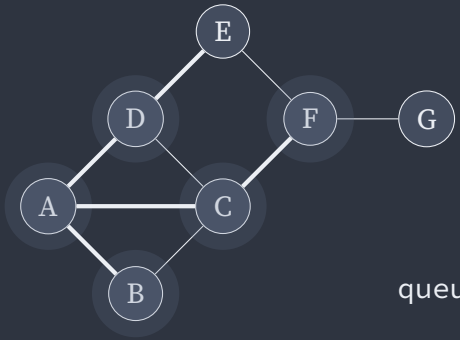
- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



queue A B C **D** F E

Korteste stier

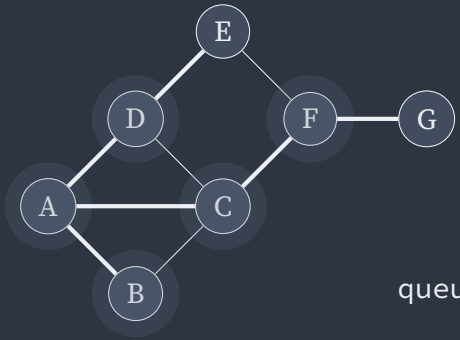
- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



queue A B C D **F** E

Korteste stier

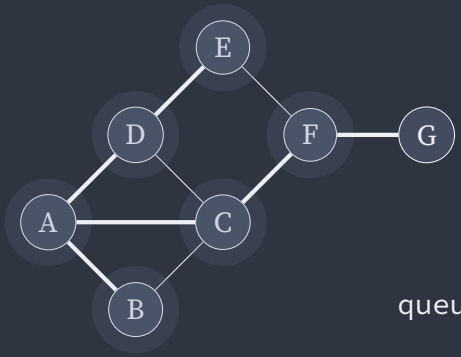
- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



queue A B C D **F** E G

Korteste stier

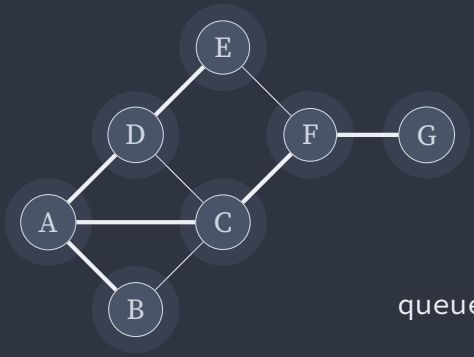
- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



queue A B C D F **E** G

Korteste stier

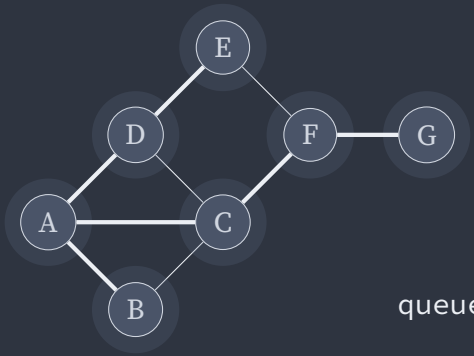
- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



queue A B C D F E **G**

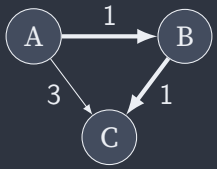
Korteste stier

- Vi ønsker å finne den *korteste* stien i en graf fra en gitt node til alle andre
- Hvis grafen er *uvektet* kan bruke bredde-først søk



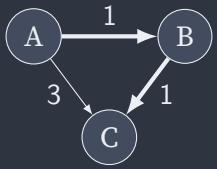
queue A B C D F E G

Vektede grafer



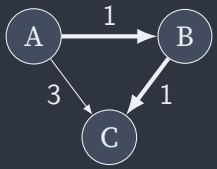
- Bredde-først søk fungerer tar ikke høyde for *vektede* kanter

Vektede grafer



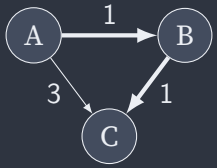
- Bredde-først søk fungerer tar ikke høyde for *vektede* kanter
- En vektet graf $G = (V, E)$ har en assosiert *vektfunksjon* w

Vektede grafer



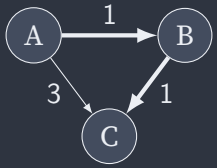
- Bredde-først søk fungerer tar ikke høyde for *vektede* kanter
- En vektet graf $G = (V, E)$ har en assosiert *vektfunksjon* w
  - For en kant fra u til v i grafen, angir $w(u, v)$ vekten på kanten

Vektede grafer



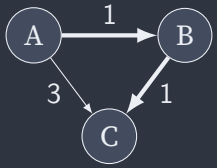
- Bredde-først søk fungerer tar ikke høyde for *vektede* kanter
- En vektet graf $G = (V, E)$ har en assosiert *vektfunksjon* w
  - For en kant fra u til v i grafen, angir $w(u, v)$ vekten på kanten
- En *korteste sti* mellom $s \in V$ og $t \in V$ er en sti $v_1, v_2, \ldots, v_n$ slik at

Vektede grafer



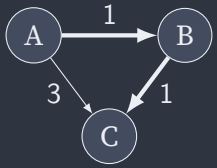
- Bredde-først søk fungerer tar ikke høyde for *vektede* kanter
- En vektet graf $G = (V, E)$ har en assosiert *vektfunksjon* w
  - For en kant fra u til v i grafen, angir $w(u, v)$ vekten på kanten
- En *korteste sti* mellom $s \in V$ og $t \in V$ er en sti $v_1, v_2, \ldots, v_n$ slik at
  - $v_1 = s$ og $v_n = t$ og $\sum_{i=1}^{n-1} w(v_i, v_{i+1})$ er minimal

Vektede grafer



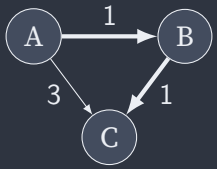
- Bredde-først søk fungerer tar ikke høyde for *vektede* kanter
- En vektet graf $G = (V, E)$ har en assosiert *vektfunksjon* w
  - For en kant fra u til v i grafen, angir $w(u, v)$ vekten på kanten
- En *korteste sti* mellom $s \in V$ og $t \in V$ er en sti $v_1, v_2, \ldots, v_n$ slik at
  - $v_1 = s$ og $v_n = t$ og $\sum_{i=1}^{n-1} w(v_i, v_{i+1})$ er minimal
- Det vil si en sti som har lavest *akkumulert* vekt

Vektede grafer



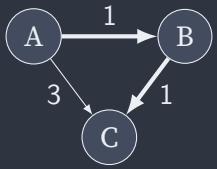
- Bredde-først søk fungerer tar ikke høyde for *vektede* kanter
- En vektet graf $G = (V, E)$ har en assosiert *vektfunksjon* w
  - For en kant fra u til v i grafen, angir $w(u, v)$ vekten på kanten
- En *korteste sti* mellom $s \in V$ og $t \in V$ er en sti $v_1, v_2, \ldots, v_n$ slik at
  - $v_1 = s$ og $v_n = t$ og $\sum_{i=1}^{n-1} w(v_i, v_{i+1})$ er minimal
- Det vil si en sti som har lavest *akkumulert* vekt
- Vi skal se på to algoritmer for å finne korteste stier i vektede grafer:

Vektede grafer



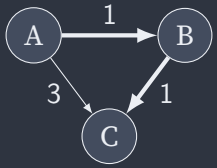
- Bredde-først søk fungerer tar ikke høyde for *vektede* kanter
- En vektet graf $G = (V, E)$ har en assosiert *vektfunksjon* w
  - For en kant fra u til v i grafen, angir $w(u, v)$ vekten på kanten
- En *korteste sti* mellom $s \in V$ og $t \in V$ er en sti $v_1, v_2, \ldots, v_n$ slik at
  - $v_1 = s$ og $v_n = t$ og $\sum_{i=1}^{n-1} w(v_i, v_{i+1})$ er minimal
- Det vil si en sti som har lavest *akkumulert* vekt
- Vi skal se på to algoritmer for å finne korteste stier i vektede grafer:
  - Dijkstra: dersom vi antar at det ikke finnes kanter med negativ vekt

Vektede grafer



- Bredde-først søk fungerer tar ikke høyde for *vektede* kanter
- En vektet graf $G = (V, E)$ har en assosiert *vektfunksjon* w
  - For en kant fra u til v i grafen, angir $w(u, v)$ vekten på kanten
- En *korteste sti* mellom $s \in V$ og $t \in V$ er en sti $v_1, v_2, \ldots, v_n$ slik at
  - $v_1 = s$ og $v_n = t$ og $\sum_{i=1}^{n-1} w(v_i, v_{i+1})$ er minimal
- Det vil si en sti som har lavest *akkumulert* vekt
- Vi skal se på to algoritmer for å finne korteste stier i vektede grafer:
  - Dijkstra: dersom vi antar at det ikke finnes kanter med negativ vekt
  - Bellman-Ford: dersom vi har kanter med negativ vekt

Vektede grafer



- Bredde-først søk fungerer tar ikke høyde for *vektede* kanter
- En vektet graf $G = (V, E)$ har en assosiert *vektfunksjon* w
  - For en kant fra u til v i grafen, angir $w(u, v)$ vekten på kanten
- En *korteste sti* mellom $s \in V$ og $t \in V$ er en sti $v_1, v_2, \ldots, v_n$ slik at
  - $v_1 = s$ og $v_n = t$ og $\sum_{i=1}^{n-1} w(v_i, v_{i+1})$ er minimal
- Det vil si en sti som har lavest *akkumulert* vekt
- Vi skal se på to algoritmer for å finne korteste stier i vektede grafer:
  - Dijkstra: dersom vi antar at det ikke finnes kanter med negativ vekt
  - Bellman-Ford: dersom vi har kanter med negativ vekt
- Algoritmene fungerer både for rettede og urettede grafer

Dijkstras algoritme for korteste stier

- Input er en graf G og en startnode s

Dijkstras algoritme for korteste stier

- Input er en graf G og en startnode s
- Idéen er å modifisere bredde-først søk til å ta høyde for kantenes vekt

Dijkstras algoritme for korteste stier

- Input er en graf G og en startnode s
- Idéen er å modifisere bredde-først søk til å ta høyde for kantenes vekt
  - Vi traverserer grafen fra s med en *prioritetskø* som ordner noder etter avstand fra startnoden

Dijkstras algoritme for korteste stier

- Input er en graf G og en startnode s
- Idéen er å modifisere bredde-først søk til å ta høyde for kantenes vekt
  - Vi traverserer grafen fra s med en *prioritetskø* som ordner noder etter avstand fra startnoden
  - Vi besøker alltid den «nærmeste» ubesøkte noden fra startnoden med hensyn til akkumulert vekt

Dijkstras algoritme for korteste stier

- Input er en graf G og en startnode s
- Idéen er å modifisere bredde-først søk til å ta høyde for kantenes vekt
  - Vi traverserer grafen fra s med en *prioritetskø* som ordner noder etter avstand fra startnoden
  - Vi besøker alltid den «nærmeste» ubesøkte noden fra startnoden med hensyn til akkumulert vekt
- Initielt settes

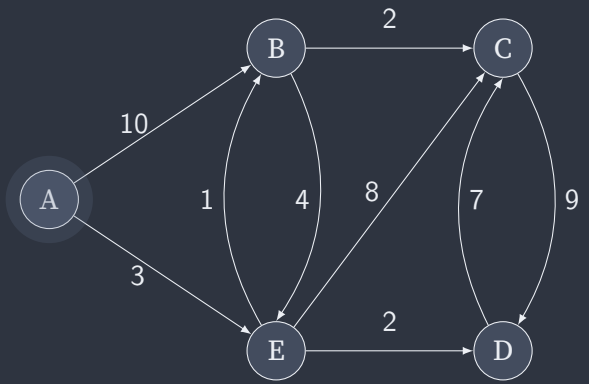
Dijkstras algoritme for korteste stier

- Input er en graf G og en startnode s
- Idéen er å modifisere bredde-først søk til å ta høyde for kantenes vekt
  - Vi traverserer grafen fra s med en *prioritetskø* som ordner noder etter avstand fra startnoden
  - Vi besøker alltid den «nærmeste» ubesøkte noden fra startnoden med hensyn til akkumulert vekt
- Initielt settes
  - avstanden fra startnoden s til s til 0

Dijkstras algoritme for korteste stier

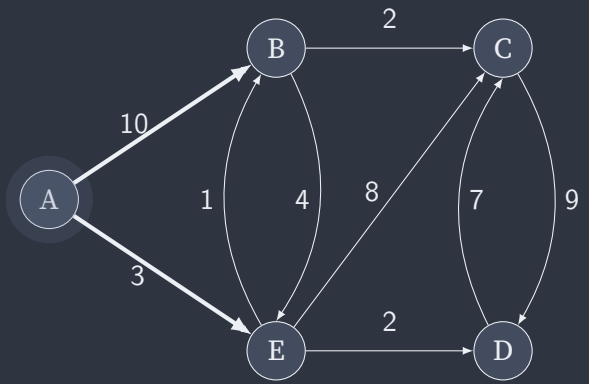
- Input er en graf G og en startnode s
- Idéen er å modifisere bredde-først søk til å ta høyde for kantenes vekt
  - Vi traverserer grafen fra s med en *prioritetskø* som ordner noder etter avstand fra startnoden
  - Vi besøker alltid den «nærmeste» ubesøkte noden fra startnoden med hensyn til akkumulert vekt
- Initielt settes
  - avstanden fra startnoden s til s til 0
  - avstanden fra startnoden s til alle andre noder til ∞

Dijkstras algoritme for korteste stier (eksempel)



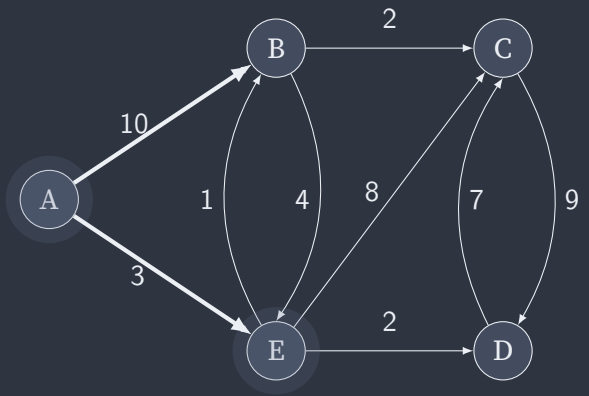
queue	dist
A	0
B	∞
C	∞
D	∞
E	∞

Dijkstras algoritme for korteste stier (eksempel)



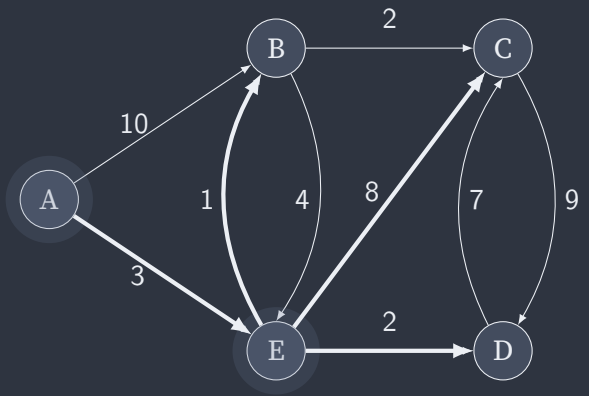
queue	dist
A	0
B	~~∞~~ 10
C	∞
D	∞
E	~~∞~~ 3

Dijkstras algoritme for korteste stier (eksempel)



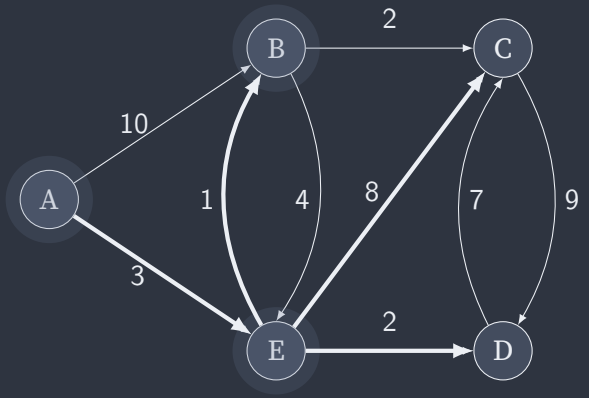
queue	dist
A	0
B	~~∞~~ 10
C	∞
D	∞
E	~~∞~~ 3

Dijkstras algoritme for korteste stier (eksempel)



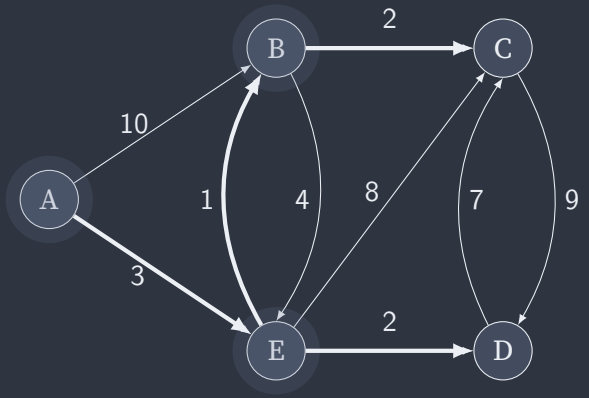
queue	dist
A	0
B	~~∞~~ 10 4
C	~~∞~~ 11
D	~~∞~~ 5
E	~~∞~~ 3

Dijkstras algoritme for korteste stier (eksempel)



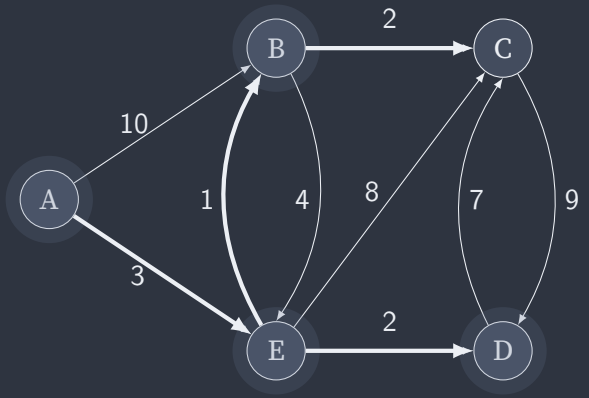
queue	dist
A	0
B	~~∞~~ ~~10~~ 4
C	~~∞~~ 11
D	~~∞~~ 5
E	~~∞~~ 3

Dijkstras algoritme for korteste stier (eksempel)



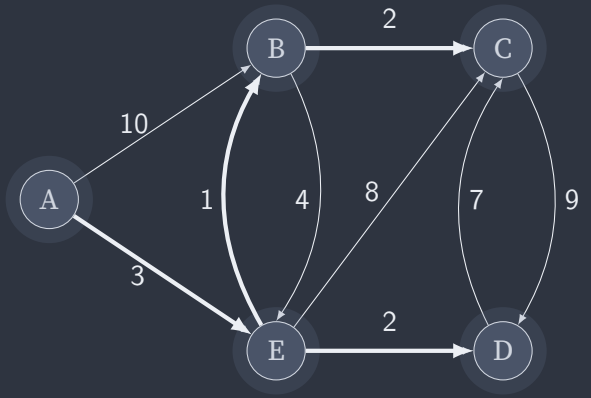
queue	dist
A	0
B	~~∞~~ ~~10~~ 4
C	~~∞~~ ~~11~~ 6
D	~~∞~~ 5
E	~~∞~~ 3

Dijkstras algoritme for korteste stier (eksempel)



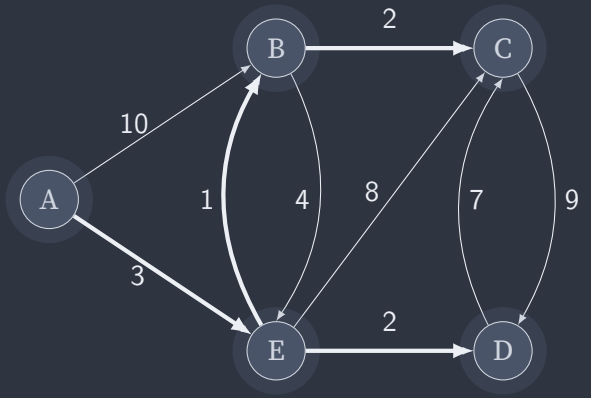
queue	dist
A	0
B	~~∞~~ ~~10~~ 4
C	~~∞~~ ~~11~~ 6
D	~~∞~~ 5
E	~~∞~~ 3

Dijkstras algoritme for korteste stier (eksempel)



queue	dist
A	0
B	~~∞~~ ~~10~~ 4
C	~~∞~~ ~~11~~ 6
D	~~∞~~ 5
E	~~∞~~ 3

Dijkstras algoritme for korteste stier (eksempel)



queue	dist
A	0
B	~~∞~~ ~~10~~ 4
C	~~∞~~ ~~11~~ 6
D	~~∞~~ 5
E	~~∞~~ 3

Dijkstra (tradisjonell implementasjon)

Algorithm: Dijkstras algoritme for korteste stier (tradisjonell)

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1 Procedure Dijkstra(G, s)
2     queue ← empty priority queue
3     dist ← empty map
```

Dijkstra (tradisjonell implementasjon)

Algorithm: Dijkstras algoritme for korteste stier (tradisjonell)

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1 Procedure Dijkstra(G, s)
2     queue ← empty priority queue
3     dist ← empty map
4     for v ∈ V do
5         dist[v] ← ∞
6         Insert(queue, v) with priority ∞
7     dist[s] ← 0
8     DecreasePriority(queue, s, 0)
```

Dijkstra (tradisjonell implementasjon)

Algorithm: Dijkstras algoritme for korteste stier (tradisjonell)

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
```

Dijkstra (tradisjonell implementasjon)

Algorithm: Dijkstras algoritme for korteste stier (tradisjonell)

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
```

Dijkstra (tradisjonell implementasjon)

Algorithm: Dijkstras algoritme for korteste stier (tradisjonell)

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
```

Dijkstra (tradisjonell implementasjon)

Algorithm: Dijkstras algoritme for korteste stier (tradisjonell)

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
17     return dist
```

Dijkstra (kjøretidsanalyse)

- Anta at `DecreasePriority` er logaritmisk

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
17     return dist
```

Dijkstra (kjøretidsanalyse)

- Anta at `DecreasePriority` er logaritmisk
- Hver node poppes av prioritetskøen én gang

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
17     return dist
```

Dijkstra (kjøretidsanalyse)

- Anta at `DecreasePriority` er logaritmisk
- Hver node poppes av prioritetskøen én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|V| \cdot \log(|V|))$ fordi

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
17     return dist
```

Dijkstra (kjøretidsanalyse)

- Anta at `DecreasePriority` er logaritmisk
- Hver node poppes av prioritetskøen én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|V| \cdot \log(|V|))$ fordi
  - det er $|V|$ noder på prioritetskøen

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
17     return dist
```

Dijkstra (kjøretidsanalyse)

- Anta at `DecreasePriority` er logaritmisk
- Hver node poppes av prioritetskøen én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|V| \cdot \log(|V|))$ fordi
  - det er $|V|$ noder på prioritetskøen
  - `RemoveMin` er logaritmisk

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
17     return dist
```

Dijkstra (kjøretidsanalyse)

- Anta at `DecreasePriority` er logaritmisk
- Hver node poppes av prioritetskøen én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|V| \cdot \log(|V|))$ fordi
  - det er $|V|$ noder på prioritetskøen
  - `RemoveMin` er logaritmisk
- Hver kant besøkes nøyaktig én gang

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
17     return dist
```

Dijkstra (kjøretidsanalyse)

- Anta at `DecreasePriority` er logaritmisk
- Hver node poppes av prioritetskøen én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|V| \cdot \log(|V|))$ fordi
  - det er $|V|$ noder på prioritetskøen
  - `RemoveMin` er logaritmisk
- Hver kant besøkes nøyaktig én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|E| \cdot \log(|V|))$ fordi

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
17     return dist
```

Dijkstra (kjøretidsanalyse)

- Anta at `DecreasePriority` er logaritmisk
- Hver node poppes av prioritetskøen én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|V| \cdot \log(|V|))$ fordi
  - det er $|V|$ noder på prioritetskøen
  - `RemoveMin` er logaritmisk
- Hver kant besøkes nøyaktig én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|E| \cdot \log(|V|))$ fordi
  - fra hver kant kaller vi `DecreasePriority`

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
17     return dist
```

Dijkstra (kjøretidsanalyse)

- Anta at `DecreasePriority` er logaritmisk
- Hver node poppes av prioritetskøen én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|V| \cdot \log(|V|))$ fordi
  - det er $|V|$ noder på prioritetskøen
  - `RemoveMin` er logaritmisk
- Hver kant besøkes nøyaktig én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|E| \cdot \log(|V|))$ fordi
  - fra hver kant kaller vi `DecreasePriority`
  - `DecreasePriority` er logaritmisk

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
17     return dist
```

Dijkstra (kjøretidsanalyse)

- Anta at `DecreasePriority` er logaritmisk
- Hver node poppes av prioritetskøen én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|V| \cdot \log(|V|))$ fordi
  - det er $|V|$ noder på prioritetskøen
  - `RemoveMin` er logaritmisk
- Hver kant besøkes nøyaktig én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|E| \cdot \log(|V|))$ fordi
  - fra hver kant kaller vi `DecreasePriority`
  - `DecreasePriority` er logaritmisk
- Til sammen har vi $\mathcal{O}((|V| + |E|) \cdot \log(|V|))$

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
17     return dist
```

Dijkstra (kjøretidsanalyse)

- Anta at `DecreasePriority` er logaritmisk
- Hver node poppes av prioritetskøen én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|V| \cdot \log(|V|))$ fordi
  - det er $|V|$ noder på prioritetskøen
  - `RemoveMin` er logaritmisk
- Hver kant besøkes nøyaktig én gang
- Det koster $\mathcal{O}(|E| \cdot \log(|V|))$ fordi
  - fra hver kant kaller vi `DecreasePriority`
  - `DecreasePriority` er logaritmisk
- Til sammen har vi $\mathcal{O}((|V| + |E|) \cdot \log(|V|))$
- Kan forenkles til $\mathcal{O}(|E| \cdot \log(|V|))$ hvis grafen er sammenhengende

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      queue ← empty priority queue
3      dist ← empty map
4      for v ∈ V do
5          dist[v] ← ∞
6          Insert(queue, v) with priority ∞
7      dist[s] ← 0
8      DecreasePriority(queue, s, 0)
9
10     while queue is not empty do
11         u ← RemoveMin(queue)
12         for (u, v) ∈ E do
13             c ← dist[u] + w(u, v)
14             if c < dist[v] then
15                 dist[v] ← c
16                 DecreasePriority(queue, v, c)
17     return dist
```

Dijkstra (implementasjon uten `DecreasePriority`)

Algorithm: Dijkstras algoritme for korteste stier

Input: En vektet og sammenhengende graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1 Procedure Dijkstra(G, s)
2     dist ← empty map with ∞ as default
3     queue ← priority queue containing s with priority 0
4     dist[s] ← 0
```

Dijkstra (implementasjon uten `DecreasePriority`)

ALGORITHM: DIJKSTRAS ALGORITME FOR KORTESTE STIER

Input: En vektet og sammenhengende graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1 Procedure Dijkstra(G, s)
2     dist ← empty map with ∞ as default
3     queue ← priority queue containing s with priority 0
4     dist[s] ← 0
5
6     while queue is not empty do
7         u ← RemoveMin(queue)
```

Dijkstra (implementasjon uten `DecreasePriority`)

Algorithm: Dijkstras algoritme for korteste stier

Input: En vektet og sammenhengende graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1 Procedure Dijkstra(G, s)
2     dist ← empty map with ∞ as default
3     queue ← priority queue containing s with priority 0
4     dist[s] ← 0
5
6     while queue is not empty do
7         u ← RemoveMin(queue)
8         for (u, v) ∈ E do
9             c ← dist[u] + w(u, v)
```

Dijkstra (implementasjon uten `DecreasePriority`)

ALGORITHM: DIJKSTRAS ALGORITME FOR KORTESTE STIER

Input: En vektet og sammenhengende graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      dist ← empty map with ∞ as default
3      queue ← priority queue containing s with priority 0
4      dist[s] ← 0
5
6      while queue is not empty do
7          u ← RemoveMin(queue)
8          for (u, v) ∈ E do
9              c ← dist[u] + w(u, v)
10             if c < dist[v] then
11                 dist[v] ← c
12                 Insert(queue, v) with priority c
```

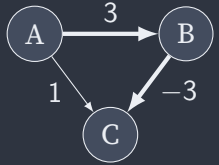
Dijkstra (implementasjon uten `DecreasePriority`)

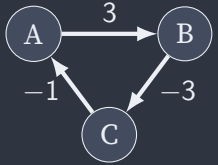
ALGORITHM: DIJKSTRAS ALGORITME FOR KORTESTE STIER

Input: En vektet og sammenhengende graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1  Procedure Dijkstra(G, s)
2      dist ← empty map with ∞ as default
3      queue ← priority queue containing s with priority 0
4      dist[s] ← 0
5
6      while queue is not empty do
7          u ← RemoveMin(queue)
8          for (u, v) ∈ E do
9              c ← dist[u] + w(u, v)
10             if c < dist[v] then
11                 dist[v] ← c
12                 Insert(queue, v) with priority c
13     return dist
```

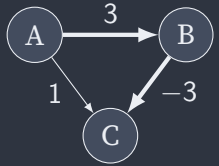
Negative vekter

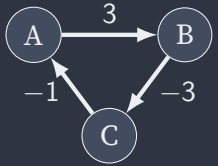




- Dijkstra kan gi feil svar for grafer med negative vekter fordi den er «grådig»

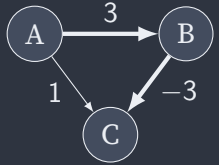
Negative vekter

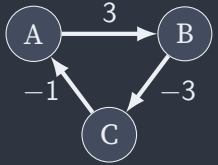




- Dijkstra kan gi feil svar for grafer med negative vekter fordi den er «grådig»
  - En grådig algoritme går ut i fra at den første løsningen er det beste

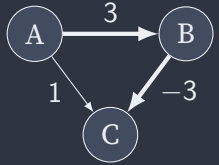
Negative vekter

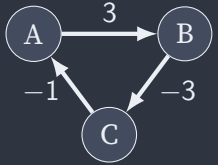




- Dijkstra kan gi feil svar for grafer med negative vekter fordi den er «grådig»
  - En grådig algoritme går ut i fra at den første løsningen er det beste
- Dersom grafen inneholder negative sykler finnes det ingen korteste sti

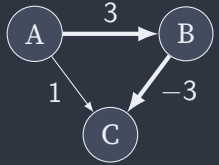
Negative vekter

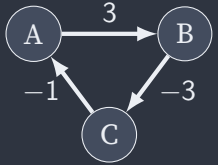




- Dijkstra kan gi feil svar for grafer med negative vekter fordi den er «grådig»
  - En grådig algoritme går ut i fra at den første løsningen er det beste
- Dersom grafen inneholder negative sykler finnes det ingen korteste sti
  - Fordi det alltid lønner seg å ta en runde til i en negativ sykel

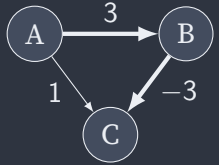
Negative vekter

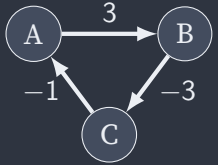




- Dijkstra kan gi feil svar for grafer med negative vekter fordi den er «grådig»
  - En grådig algoritme går ut i fra at den første løsningen er det beste
- Dersom grafen inneholder negative sykler finnes det ingen korteste sti
  - Fordi det alltid lønner seg å ta en runde til i en negativ sykel
- Bellman-Ford finner korteste sti i grafer med negative vekter

Negative vekter





- Dijkstra kan gi feil svar for grafer med negative vekter fordi den er «grådig»
  - En grådig algoritme går ut i fra at den første løsningen er det beste
- Dersom grafen inneholder negative sykler finnes det ingen korteste sti
  - Fordi det alltid lønner seg å ta en runde til i en negativ sykel
- Bellman-Ford finner korteste sti i grafer med negative vekter
  - eller oppdager negative sykler

Bellman-Ford

- En sti kan ikke inneholde mer enn $|V| - 1$ kanter

Bellman-Ford

- En sti kan ikke inneholde mer enn $|V| - 1$ kanter
  - En vei med $|V|$ kanter må inneholde en sykel

Bellman-Ford

- En sti kan ikke inneholde mer enn $|V| - 1$ kanter
  - En vei med $|V|$ kanter må inneholde en sykel
- Algoritmen oppdaterer estimert avstand for alle noder «mange nok» ganger

Bellman-Ford

- En sti kan ikke inneholde mer enn $|V| - 1$ kanter
  - En vei med $|V|$ kanter må inneholde en sykel
- Algoritmen oppdaterer estimert avstand for alle noder «mange nok» ganger
  - $|V| - 1$ er mange nok ganger!

Bellman-Ford

- En sti kan ikke inneholde mer enn $|V| - 1$ kanter
  - En vei med $|V|$ kanter må inneholde en sykel
- Algoritmen oppdaterer estimert avstand for alle noder «mange nok» ganger
  - $|V| - 1$ er mange nok ganger!
- Hvis en node får en lavere estimert avstand etter $|V| - 1$ iterasjoner

Bellman-Ford

- En sti kan ikke inneholde mer enn $|V| - 1$ kanter
  - En vei med $|V|$ kanter må inneholde en sykel
- Algoritmen oppdaterer estimert avstand for alle noder «mange nok» ganger
  - $|V| - 1$ er mange nok ganger!
- Hvis en node får en lavere estimert avstand etter $|V| - 1$ iterasjoner
  - så inneholder G en negativ sykel

Bellman-Ford (implementasjon)

Algorithm: Bellman-Fords algoritme for korteste stier

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s

Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1 Procedure BellmanFord(G, s)
2     dist ← empty map with ∞ as default
3     dist[s] = 0
```

Bellman-Ford (implementasjon)

Algorithm: Bellman-Fords algoritme for korteste stier

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s

Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1 Procedure BellmanFord(G, s)
2     dist ← empty map with ∞ as default
3     dist[s] = 0
4
5     repeat |V| − 1 times
6         for (u, v) ∈ E do
7             c ← dist[u] + w(u, v)
```

Bellman-Ford (implementasjon)

ALGORITHM: BELLMAN-FORDS ALGORITME FOR KORTESTE STIER

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1 Procedure BellmanFord(G, s)
2     dist ← empty map with ∞ as default
3     dist[s] = 0
4
5     repeat |V| − 1 times
6         for (u, v) ∈ E do
7             c ← dist[u] + w(u, v)
8             if c < dist[v] then
9                 dist[v] ← c
```

Bellman-Ford (implementasjon)

ALGORITHM: BELLMAN-FORDS ALGORITME FOR KORTESTE STIER

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1  Procedure BellmanFord(G, s)
2      dist ← empty map with ∞ as default
3      dist[s] = 0
4
5      repeat |V| − 1 times
6          for (u, v) ∈ E do
7              c ← dist[u] + w(u, v)
8              if c < dist[v] then
9                  dist[v] ← c
10
11     for (u, v) ∈ E do
12         c ← dist[u] + w(u, v)
```

Bellman-Ford (implementasjon)

ALGORITHM: BELLMAN-FORDS ALGORITME FOR KORTESTE STIER

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1  Procedure BellmanFord(G, s)
2      dist ← empty map with ∞ as default
3      dist[s] = 0
4
5      repeat |V| − 1 times
6          for (u, v) ∈ E do
7              c ← dist[u] + w(u, v)
8              if c < dist[v] then
9                  dist[v] ← c
10
11     for (u, v) ∈ E do
12         c ← dist[u] + w(u, v)
13         if c < dist[v] then
14             error G contains a negative cycle
15     return dist
```

- Denne går gjennom alle kanter $|V|$ ganger

Bellman-Ford (implementasjon)

ALGORITHM: BELLMAN-FORDS ALGORITME FOR KORTESTE STIER

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1  Procedure BellmanFord(G, s)
2      dist ← empty map with ∞ as default
3      dist[s] = 0
4
5      repeat |V| − 1 times
6          for (u, v) ∈ E do
7              c ← dist[u] + w(u, v)
8              if c < dist[v] then
9                  dist[v] ← c
10
11     for (u, v) ∈ E do
12         c ← dist[u] + w(u, v)
13         if c < dist[v] then
14             error G contains a negative cycle
15     return dist
```

- Denne går gjennom alle kanter $|V|$ ganger
- Det gir $\mathcal{O}(|V| \cdot |E|)$

Bellman-Ford (implementasjon)

ALGORITHM: BELLMAN-FORDS ALGORITME FOR KORTESTE STIER

Input: En vektet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1  Procedure BellmanFord(G, s)
2      dist ← empty map with ∞ as default
3      dist[s] = 0
4
5      repeat |V| − 1 times
6          for (u, v) ∈ E do
7              c ← dist[u] + w(u, v)
8              if c < dist[v] then
9                  dist[v] ← c
10
11     for (u, v) ∈ E do
12         c ← dist[u] + w(u, v)
13         if c < dist[v] then
14             error G contains a negative cycle
15     return dist
```

- Denne går gjennom alle kanter $|V|$ ganger
- Det gir $\mathcal{O}(|V| \cdot |E|)$
- Dette kan forenkles til $\mathcal{O}(|V|^3)$

Korteste stier i DAGs

- Hvis G er en rettet asyklisk graf (DAG), kan vi finne korteste stier i $\mathcal{O}(|V| + |E|)$

Korteste stier i DAGs

- Hvis G er en rettet asyklisk graf (DAG), kan vi finne korteste stier i $\mathcal{O}(|V| + |E|)$
- Korteste sti til en node $u \in V$ kan ikke påvirkes av en etterfølger $v \in V$

Korteste stier i DAGs

- Hvis G er en rettet asyklisk graf (DAG), kan vi finne korteste stier i $\mathcal{O}(|V| + |E|)$
- Korteste sti til en node $u \in V$ kan ikke påvirkes av en etterfølger $v \in V$
  - Fordi grafen ikke kan inneholde sykler

Korteste stier i DAGs

- Hvis G er en rettet asyklisk graf (DAG), kan vi finne korteste stier i $\mathcal{O}(|V| + |E|)$
- Korteste sti til en node $u \in V$ kan ikke påvirkes av en etterfølger $v \in V$
  - Fordi grafen ikke kan inneholde sykler
- Vi besøker nodene i *topologisk sortert rekkefølge*

Korteste stier i DAGs

- Hvis G er en rettet asyklisk graf (DAG), kan vi finne korteste stier i $\mathcal{O}(|V| + |E|)$
- Korteste sti til en node $u \in V$ kan ikke påvirkes av en etterfølger $v \in V$
  - Fordi grafen ikke kan inneholde sykler
- Vi besøker nodene i *topologisk sortert rekkefølge*
  - Når $u \in V$ besøkes vet vi at alle noder som kan påvirke den er ferdig prosessert

Korteste stier i DAGs

- Hvis G er en rettet asyklisk graf (DAG), kan vi finne korteste stier i $\mathcal{O}(|V| + |E|)$
- Korteste sti til en node $u \in V$ kan ikke påvirkes av en etterfølger $v \in V$
  - Fordi grafen ikke kan inneholde sykler
- Vi besøker nodene i *topologisk sortert rekkefølge*
  - Når $u \in V$ besøkes vet vi at alle noder som kan påvirke den er ferdig prosessert

ALGORITHM: KORTESTE STIER I EN DAG

Input: En vektet, asyklisk graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1 Procedure DAGShortestPaths(G, s)
2     dist ← empty map with ∞ as default
3     dist[s] = 0
```

Korteste stier i DAGs

- Hvis G er en rettet asyklisk graf (DAG), kan vi finne korteste stier i $\mathcal{O}(|V| + |E|)$
- Korteste sti til en node $u \in V$ kan ikke påvirkes av en etterfølger $v \in V$
  - Fordi grafen ikke kan inneholde sykler
- Vi besøker nodene i *topologisk sortert rekkefølge*
  - Når $u \in V$ besøkes vet vi at alle noder som kan påvirke den er ferdig prosessert

ALGORITHM: KORTESTE STIER I EN DAG

Input: En vektet, asyklisk graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1 Procedure DAGShortestPaths(G, s)
2     dist ← empty map with ∞ as default
3     dist[s] = 0
```

Korteste stier i DAGs

- Hvis G er en rettet asyklisk graf (DAG), kan vi finne korteste stier i $\mathcal{O}(|V| + |E|)$
- Korteste sti til en node $u \in V$ kan ikke påvirkes av en etterfølger $v \in V$
  - Fordi grafen ikke kan inneholde sykler
- Vi besøker nodene i *topologisk sortert rekkefølge*
  - Når $u \in V$ besøkes vet vi at alle noder som kan påvirke den er ferdig prosessert

ALGORITHM: KORTESTE STIER I EN DAG

Input: En vektet, asyklisk graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w og en startnode s
Output: Et map `dist` som angir korteste vei fra s til alle noder i G

```
1  Procedure DAGShortestPaths(G, s)
2      dist ← empty map with ∞ as default
3      dist[s] = 0
4
5      for u ∈ TopSort(G) do
6          for (u, v) ∈ E do
7              c ← dist[u] + w(u, v)
8              if c < dist[v] then
9                  dist[v] ← c
10     return dist
```

Minimale spenntrær

Trær

- Alle trær er grafer, men ikke alle grafer er trær

Trær

- Alle trær er grafer, men ikke alle grafer er trær
- En *sammenhengende*, *urettet* og *asyklisk* graf $G = (V, E)$ er et tre

Trær

- Alle trær er grafer, men ikke alle grafer er trær
- En *sammenhengende*, *urettet* og *asyklisk* graf $G = (V, E)$ er et tre
  - Et slik tre har nøyaktig $|V| - 1$ kanter

Trær

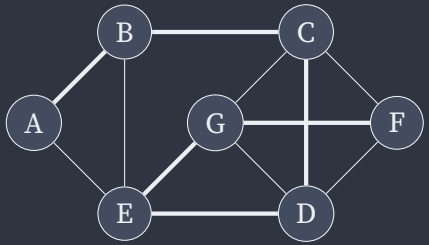
- Alle trær er grafer, men ikke alle grafer er trær
- En *sammenhengende*, *urettet* og *asyklisk* graf $G = (V, E)$ er et tre
  - Et slik tre har nøyaktig $|V| - 1$ kanter
  - Å legge til en kant i et tre vil føre til en sykel

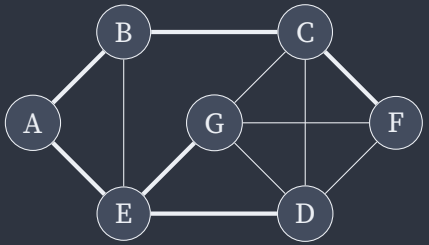
Trær

- Alle trær er grafer, men ikke alle grafer er trær
- En *sammenhengende*, *urettet* og *asyklisk* graf $G = (V, E)$ er et tre
  - Et slik tre har nøyaktig $|V| - 1$ kanter
  - Å legge til en kant i et tre vil føre til en sykel
- En enkel graf der hver komponent er et tre kalles en skog

Spenntrær

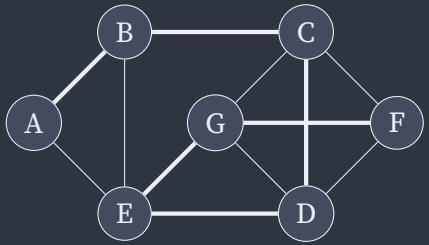
- Et *spenntre* av en sammenhengende og urettet graf $G = (V_G, E_G)$ er et tre $T = (V_T, E_T)$, der $V_T = V_G$ og $E_T \subseteq E_G$

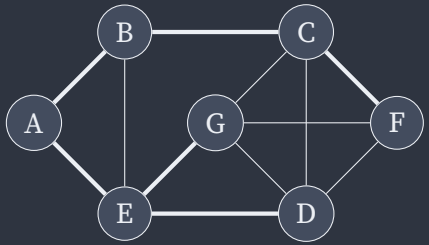




Spenntrær

- Et *spenntre* av en sammenhengende og urettet graf $G = (V_G, E_G)$ er et tre $T = (V_T, E_T)$, der $V_T = V_G$ og $E_T \subseteq E_G$

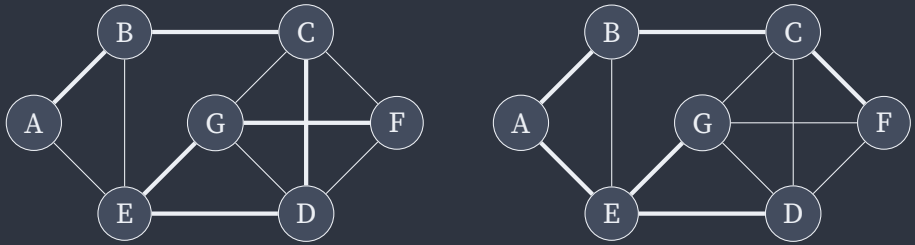




- Det vil si et tre som består av *de samme nodene* og et *utvalg* av kantene

Spenntrær

- Et *spenntre* av en sammenhengende og urettet graf $G = (V_G, E_G)$ er et tre $T = (V_T, E_T)$, der $V_T = V_G$ og $E_T \subseteq E_G$



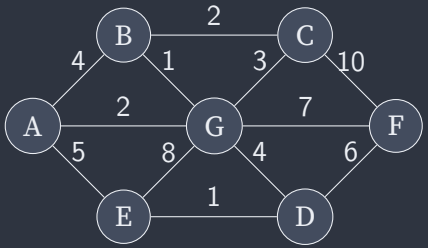
- Det vil si et tre som består av *de samme nodene* og et *utvalg* av kantene
- Vi har sett spenntrær fra bredde-først søk og Dijkstra allerede

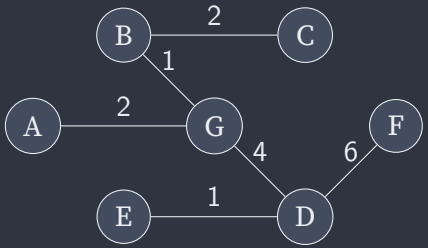
Minimale spenntrær

- Når G er *urettet og vektet* er vi ofte interessert i å finne *minimale* spenntrær

Minimale spenntrær

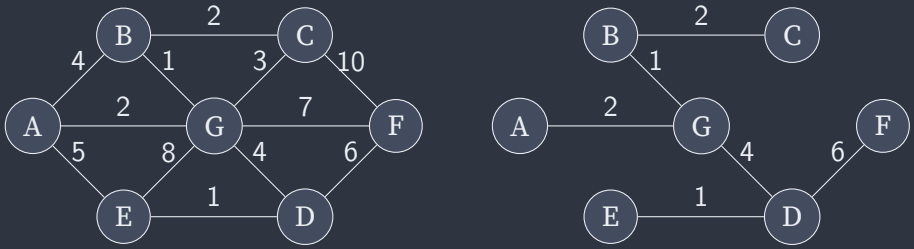
- Når G er *urettet og vektet* er vi ofte interessert i å finne *minimale* spenntrær
- Et eksempel er å koble sammen hustander med nettverkskabler billigst mulig





Minimale spenntrær

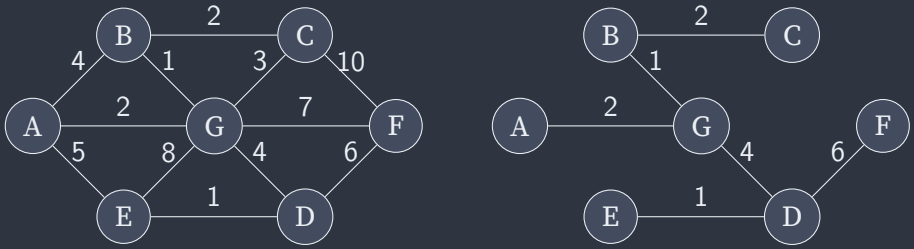
- Når G er *urettet og vektet* er vi ofte interessert i å finne *minimale* spenntrær
- Et eksempel er å koble sammen hustander med nettverkskabler billigst mulig



- Gitt en graf G er T et minimalt spenntre for G hvis ingen andre spenntrær for G har mindre total vekt

Minimale spenntrær

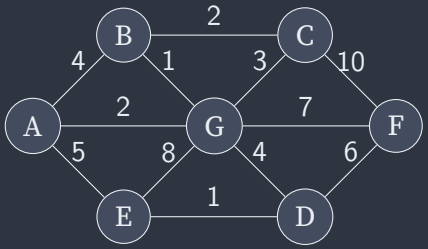
- Når G er *urettet og vektet* er vi ofte interessert i å finne *minimale* spenntrær
- Et eksempel er å koble sammen hustander med nettverkskabler billigst mulig

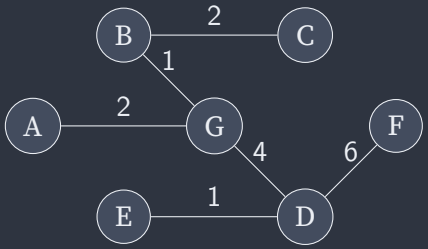


- Gitt en graf G er T et minimalt spenntre for G hvis ingen andre spenntrær for G har mindre total vekt
  - Legg merke til at det kan finnes flere minimale spenntrær for samme graf

Minimale spenntrær

- Når G er *urettet og vektet* er vi ofte interessert i å finne *minimale* spenntrær
- Et eksempel er å koble sammen hustander med nettverkskabler billigst mulig





- Gitt en graf G er T et minimalt spenntre for G hvis ingen andre spenntrær for G har mindre total vekt
  - Legg merke til at det kan finnes flere minimale spenntrær for samme graf
  - (For eksempel hvis alle kantene har samme vekt)

Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig

Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T

Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T

Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T
- I likhet med Dijkstra bruker vi en prioritetskø

Prims algoritme for minimale spenntrær

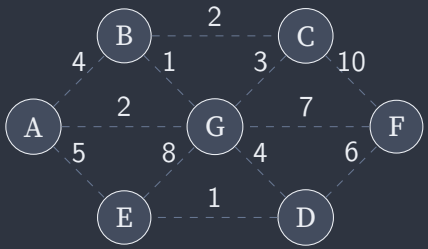
- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T
- I likhet med Dijkstra bruker vi en prioritetskø
- Her prioriterer vi nodene etter vekten på kanten

Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T
- I likhet med Dijkstra bruker vi en prioritetskø
- Her prioriterer vi nodene etter vekten på kanten
  - snarere enn den akkumulerte vekten av stien så langt (som vi gjorde for Dijkstra)

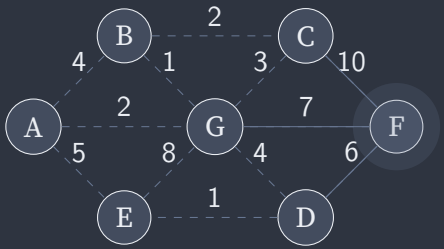
Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T
- I likhet med Dijkstra bruker vi en prioritetskø
- Her prioriterer vi nodene etter vekten på kanten
  - snarere enn den akkumulerte vekten av stien så langt (som vi gjorde for Dijkstra)



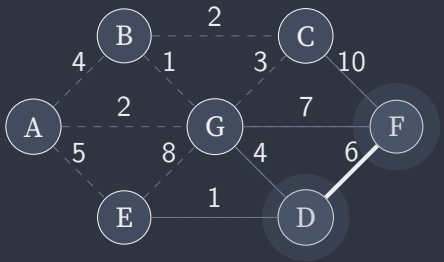
Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T
- I likhet med Dijkstra bruker vi en prioritetskø
- Her prioriterer vi nodene etter vekten på kanten
  - snarere enn den akkumulerte vekten av stien så langt (som vi gjorde for Dijkstra)



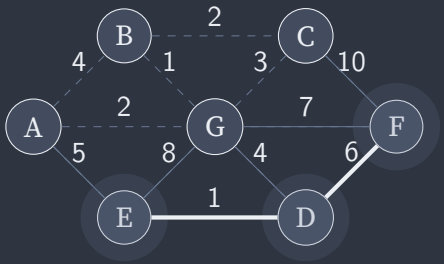
Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T
- I likhet med Dijkstra bruker vi en prioritetskø
- Her prioriterer vi nodene etter vekten på kanten
  - snarere enn den akkumulerte vekten av stien så langt (som vi gjorde for Dijkstra)



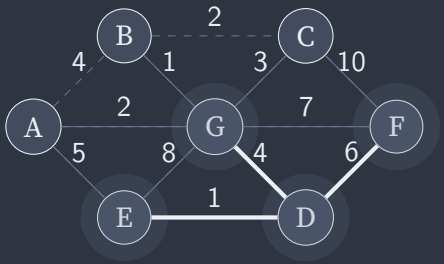
Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T
- I likhet med Dijkstra bruker vi en prioritetskø
- Her prioriterer vi nodene etter vekten på kanten
  - snarere enn den akkumulerte vekten av stien så langt (som vi gjorde for Dijkstra)



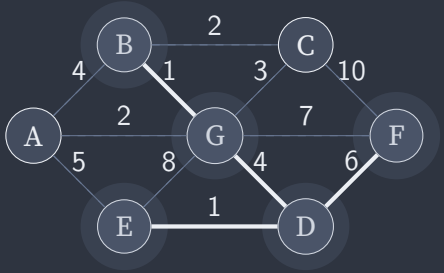
Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T
- I likhet med Dijkstra bruker vi en prioritetskø
- Her prioriterer vi nodene etter vekten på kanten
  - snarere enn den akkumulerte vekten av stien så langt (som vi gjorde for Dijkstra)



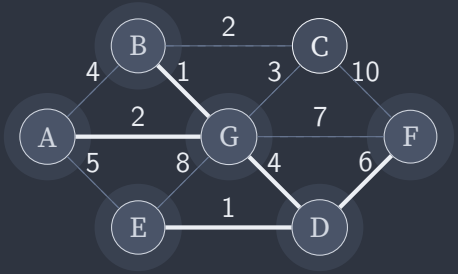
Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T
- I likhet med Dijkstra bruker vi en prioritetskø
- Her prioriterer vi nodene etter vekten på kanten
  - snarere enn den akkumulerte vekten av stien så langt (som vi gjorde for Dijkstra)



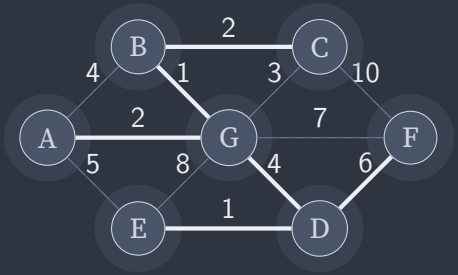
Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T
- I likhet med Dijkstra bruker vi en prioritetskø
- Her prioriterer vi nodene etter vekten på kanten
  - snarere enn den akkumulerte vekten av stien så langt (som vi gjorde for Dijkstra)



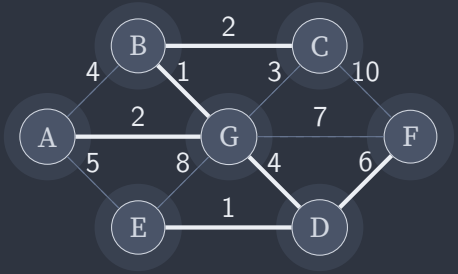
Prims algoritme for minimale spenntrær

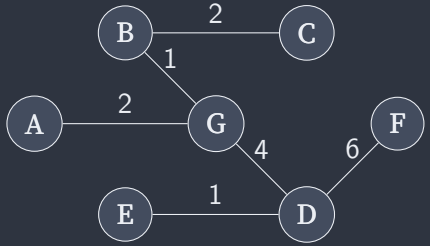
- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T
- I likhet med Dijkstra bruker vi en prioritetskø
- Her prioriterer vi nodene etter vekten på kanten
  - snarere enn den akkumulerte vekten av stien så langt (som vi gjorde for Dijkstra)



Prims algoritme for minimale spenntrær

- Prims algoritme bygger opp et minimalt spenntre T grådig
- Vi velger vi en vilkårlig startnode til å være det uferdige spenntreet T
- Vi velger neste kant til å være den kanten med minst vekt som sammenkobler en node fra T og en node som *ikke* er i T
- I likhet med Dijkstra bruker vi en prioritetskø
- Her prioriterer vi nodene etter vekten på kanten
  - snarere enn den akkumulerte vekten av stien så langt (som vi gjorde for Dijkstra)





Prims algoritme for minimale spenntrær (implementasjon)

ALGORITHM: PRIMS ALGORITME FOR MINIMALE SPENNTRÆR

Input: En sammenhengende, vektet, urettet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w
Output: Et minimalt spenntre for G

```
1 Procedure Prim(G)
2     queue ← empty priority queue
3     parents ← empty map
```

Prims algoritme for minimale spenntrær (implementasjon)

Algorithm: Prims algoritme for minimale spenntrær

Input: En sammenhengende, vektet, urettet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w
Output: Et minimalt spenntre for G

```
1 Procedure Prim(G)
2     queue ← empty priority queue
3     parents ← empty map
4     Insert(queue, (null, s)) with priority 0, for some arbitrary s ∈ V
5     while queue is not empty do
6         (p, u) ← RemoveMin(queue)
```

Prims algoritme for minimale spenntrær (implementasjon)

ALGORITHM: PRIMS ALGORITME FOR MINIMALE SPENNTRÆR

Input: En sammenhengende, vektet, urettet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w
Output: Et minimalt spenntre for G

```
1 Procedure Prim(G)
2     queue ← empty priority queue
3     parents ← empty map
4     Insert(queue, (null, s)) with priority 0, for some arbitrary s ∈ V
5     while queue is not empty do
6         (p, u) ← RemoveMin(queue)
7         if u ∉ parents then
8             parents[u] ← p
```

Prims algoritme for minimale spenntrær (implementasjon)

ALGORITHM: PRIMS ALGORITME FOR MINIMALE SPENNTRÆR

Input: En sammenhengende, vektet, urettet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w
Output: Et minimalt spenntre for G

```
1  Procedure Prim(G)
2      queue ← empty priority queue
3      parents ← empty map
4      Insert(queue, (null, s)) with priority 0, for some arbitrary s ∈ V
5      while queue is not empty do
6          (p, u) ← RemoveMin(queue)
7          if u ∉ parents then
8              parents[u] ← p
9              for (u, v) ∈ E do
10                 Insert(queue, (u, v)) with priority w(u, v)
```

Prims algoritme for minimale spenntrær (implementasjon)

ALGORITHM: PRIMS ALGORITME FOR MINIMALE SPENNTRÆR

Input: En sammenhengende, vektet, urettet graf $G = (V, E)$ med vektfunksjon w
Output: Et minimalt spenntre for G

```
1  Procedure Prim(G)
2      queue ← empty priority queue
3      parents ← empty map
4      Insert(queue, (null, s)) with priority 0, for some arbitrary s ∈ V
5      while queue is not empty do
6          (p, u) ← RemoveMin(queue)
7          if u ∉ parents then
8              parents[u] ← p
9              for (u, v) ∈ E do
10                 Insert(queue, (u, v)) with priority w(u, v)
11     return parents
```

- Kjøretidskompleksiteten er den samme som Dijkstra: $\mathcal{O}(|E| \cdot \log(|V|))$

Kruskals algoritme for minimale spenntrær

- Kruskals algoritme for minimale spenntrær er i grådig, i likhet med Prim

Kruskals algoritme for minimale spenntrær

- Kruskals algoritme for minimale spenntrær er i grådig, i likhet med Prim
- I motsetning til Prim bygger ikke Kruskal opp ett spenntre, men en spennskog

Kruskals algoritme for minimale spenntrær

- Kruskals algoritme for minimale spenntrær er i grådig, i likhet med Prim
- I motsetning til Prim bygger ikke Kruskal opp ett spenntre, men en spennskog
  - En spennskog er flere trær (eller en mengde med trær)

Kruskals algoritme for minimale spenntrær

- Kruskals algoritme for minimale spenntrær er i grådig, i likhet med Prim
- I motsetning til Prim bygger ikke Kruskal opp ett spenntre, men en spennskog
  - En spennskog er flere trær (eller en mengde med trær)
- Hvis G er sammenhengende vil Kruskal returnere ett spenntre

Kruskals algoritme for minimale spenntrær

- Kruskals algoritme for minimale spenntrær er i grådig, i likhet med Prim
- I motsetning til Prim bygger ikke Kruskal opp ett spenntre, men en spennskog
  - En spennskog er flere trær (eller en mengde med trær)
- Hvis G er sammenhengende vil Kruskal returnere ett spenntre
- Hvis G består av flere komponenter returnerer Kruskal ett spenntre for hver komponent

Kruskals algoritme for minimale spenntrær

- Kruskals algoritme for minimale spenntrær er i grådig, i likhet med Prim
- I motsetning til Prim bygger ikke Kruskal opp ett spenntre, men en spennskog
  - En spennskog er flere trær (eller en mengde med trær)
- Hvis G er sammenhengende vil Kruskal returnere ett spenntre
- Hvis G består av flere komponenter returnerer Kruskal ett spenntre for hver komponent
- Idéen for algoritmen er å:

Kruskals algoritme for minimale spenntrær

- Kruskals algoritme for minimale spenntrær er i grådig, i likhet med Prim
- I motsetning til Prim bygger ikke Kruskal opp ett spenntre, men en spennskog
  - En spennskog er flere trær (eller en mengde med trær)
- Hvis G er sammenhengende vil Kruskal returnere ett spenntre
- Hvis G består av flere komponenter returnerer Kruskal ett spenntre for hver komponent
- Idéen for algoritmen er å:
  - Gå gjennom hver kant sortert etter vekt

Kruskals algoritme for minimale spenntrær

- Kruskals algoritme for minimale spenntrær er i grådig, i likhet med Prim
- I motsetning til Prim bygger ikke Kruskal opp ett spenntre, men en spennskog
  - En spennskog er flere trær (eller en mengde med trær)
- Hvis G er sammenhengende vil Kruskal returnere ett spenntre
- Hvis G består av flere komponenter returnerer Kruskal ett spenntre for hver komponent
- Idéen for algoritmen er å:
  - Gå gjennom hver kant sortert etter vekt
  - Legg kanten til en mengde av valgte kanter dersom det ikke finnes en sti mellom nodene fra før

Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



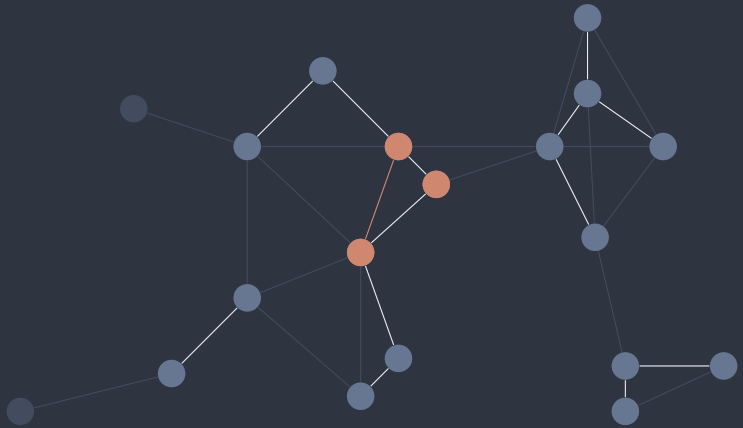
Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



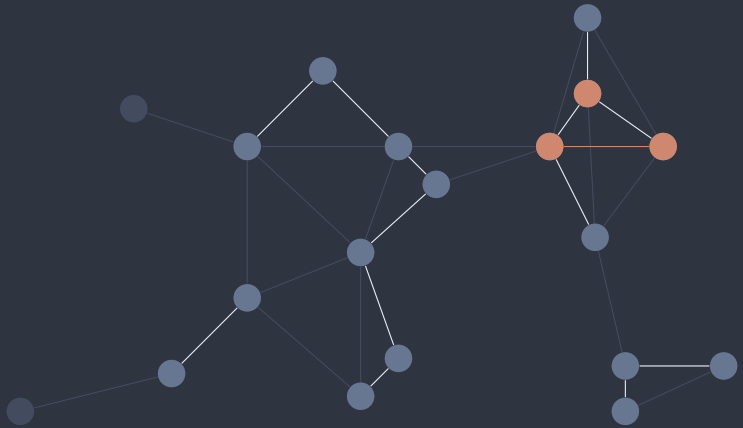
Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



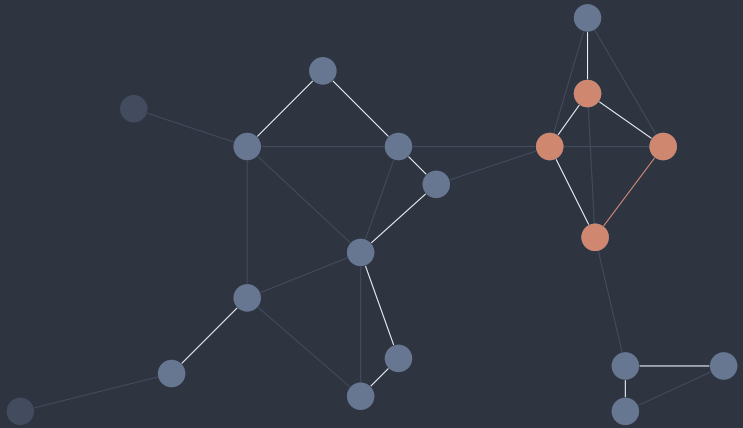
Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



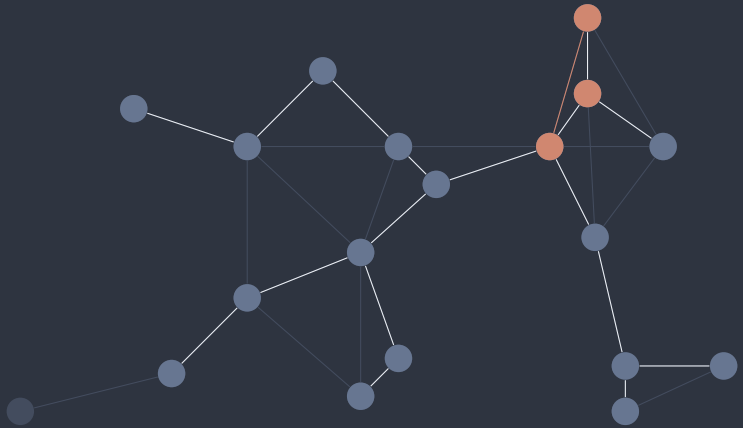
Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



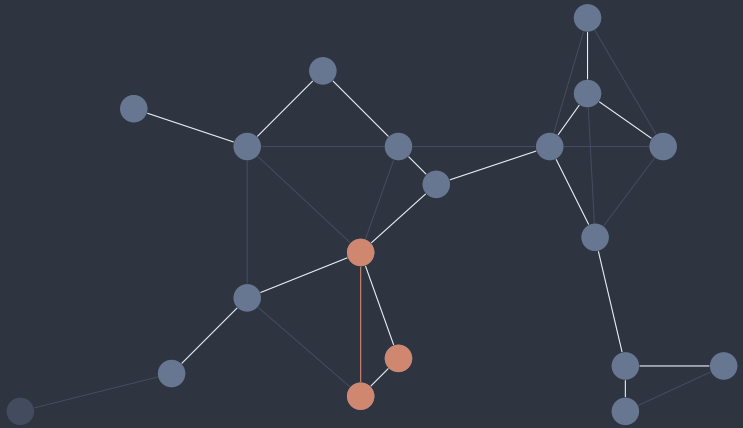
Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



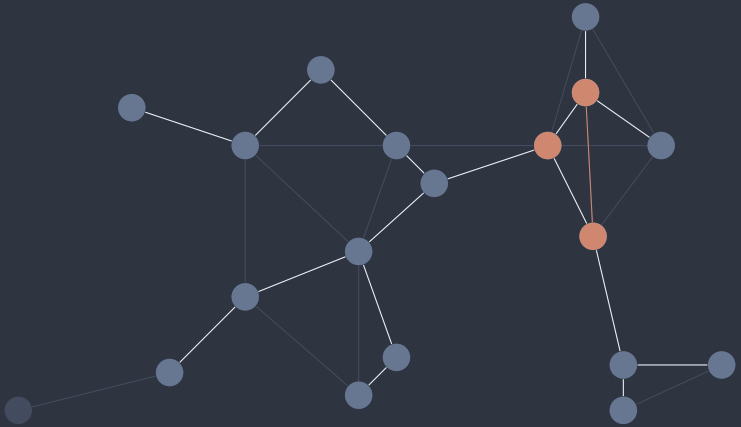
Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



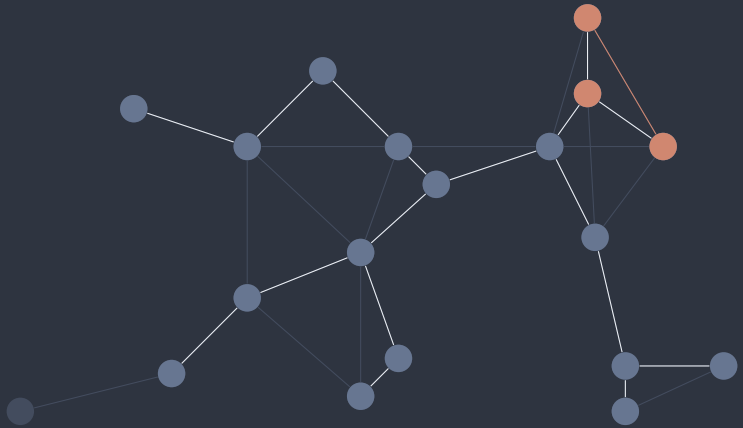
Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



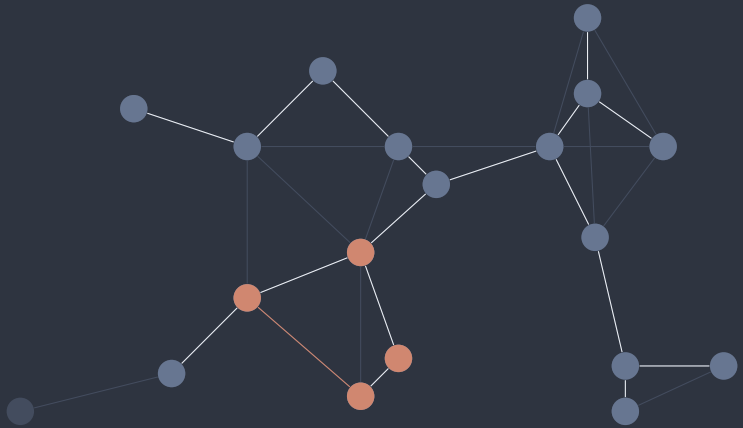
Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



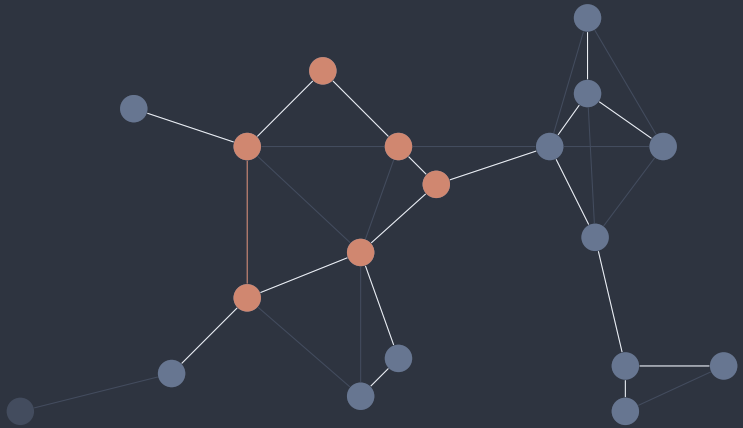
Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



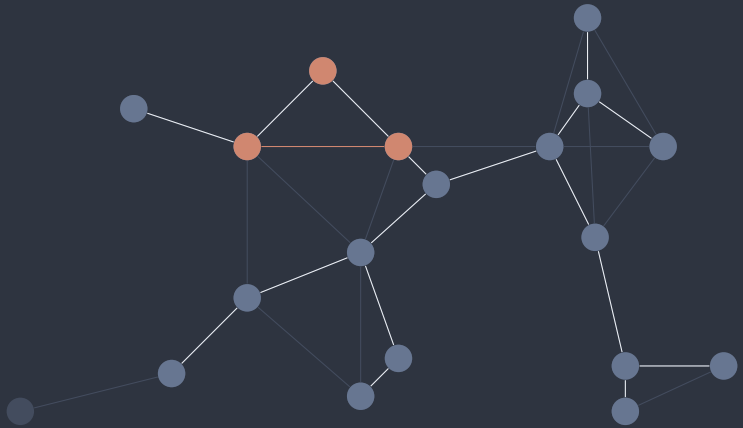
Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



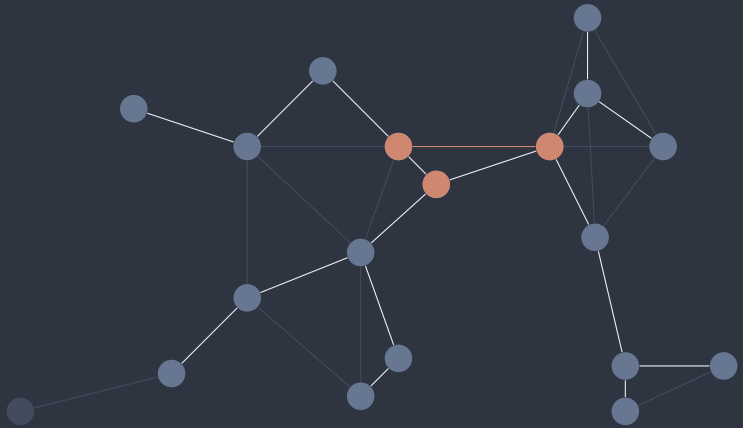
Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



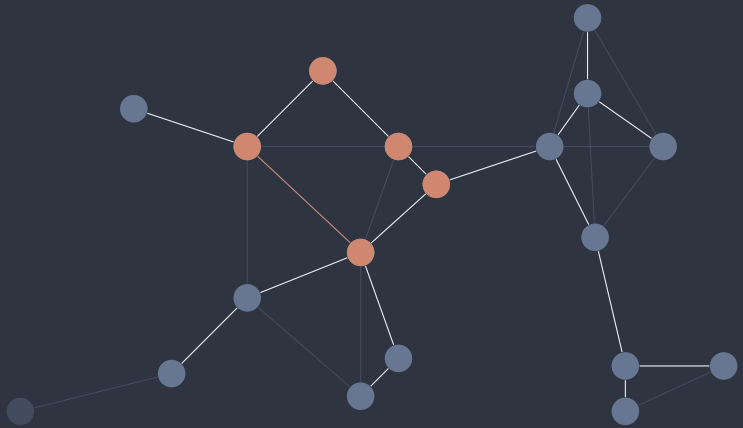
Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Kruskals algoritme for minimale spenntrær (illustrasjon)



Borůvkas

- En siste algoritme for minimale spenntrær er Borůvkas

Borůvkas

- En siste algoritme for minimale spenntrær er Borůvkas
- I likhet med Kruskal gir den et minimalt spenntre for hver komponent i grafen

Borůvkas

- En siste algoritme for minimale spenntrær er Borůvkas
- I likhet med Kruskal gir den et minimalt spenntre for hver komponent i grafen
- Den går ut på å anse hver node i grafen som et eget lite tre

Borůvkas

- En siste algoritme for minimale spenntrær er Borůvkas
- I likhet med Kruskal gir den et minimalt spenntre for hver komponent i grafen
- Den går ut på å anse hver node i grafen som et eget lite tre
  - Disse trærene utgjør en skog

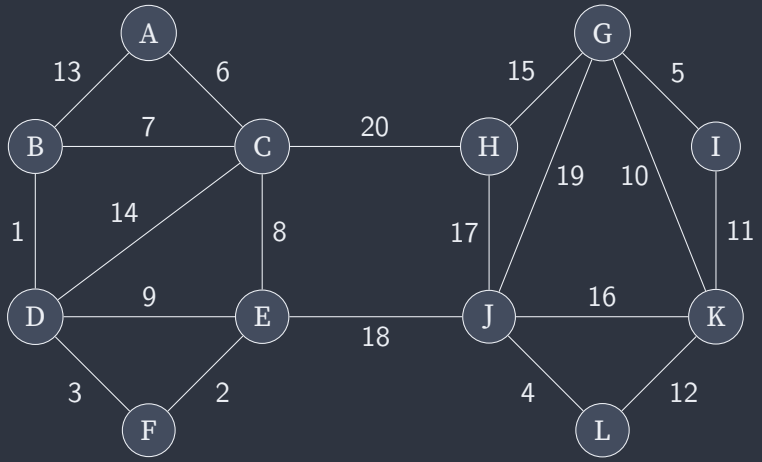
Borůvkas

- En siste algoritme for minimale spenntrær er Borůvkas
- I likhet med Kruskal gir den et minimalt spenntre for hver komponent i grafen
- Den går ut på å anse hver node i grafen som et eget lite tre
  - Disse trærene utgjør en skog
- For alle trærene, velg den billigste kanten som forbinder treet med et annet

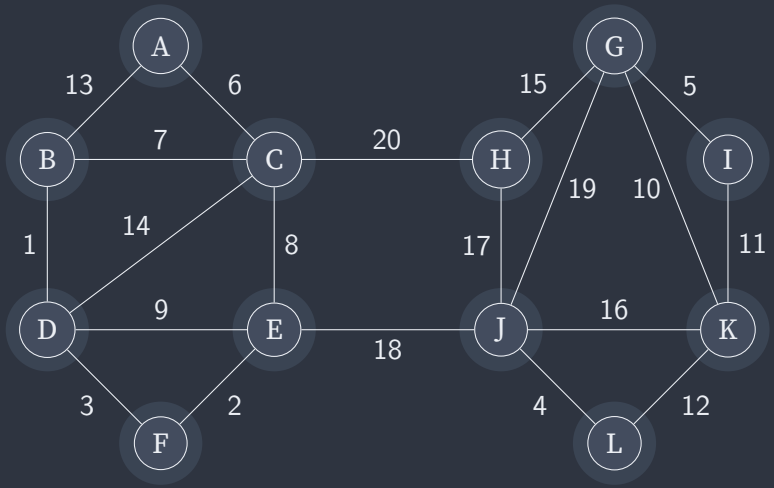
Borůvkas

- En siste algoritme for minimale spenntrær er Borůvkas
- I likhet med Kruskal gir den et minimalt spenntre for hver komponent i grafen
- Den går ut på å anse hver node i grafen som et eget lite tre
  - Disse trærene utgjør en skog
- For alle trærene, velg den billigste kanten som forbinder treet med et annet
- Algoritmen terminerer når det ikke lenger finnes kanter som forbinder forskjellige trær

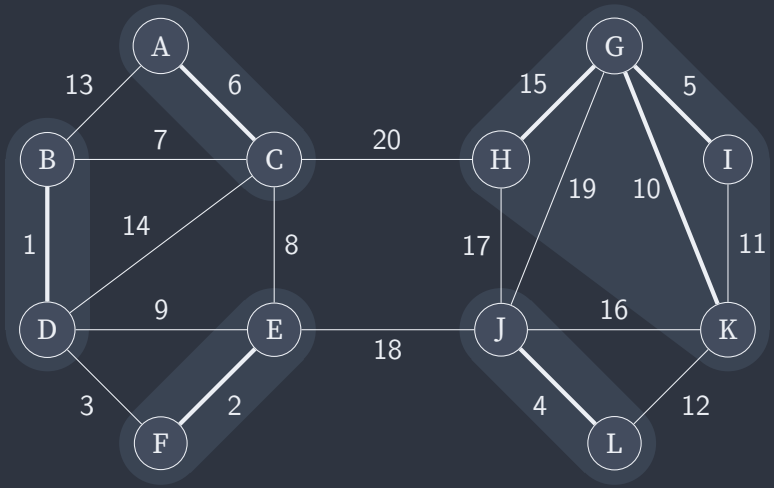
Borůvkas (eksempel)



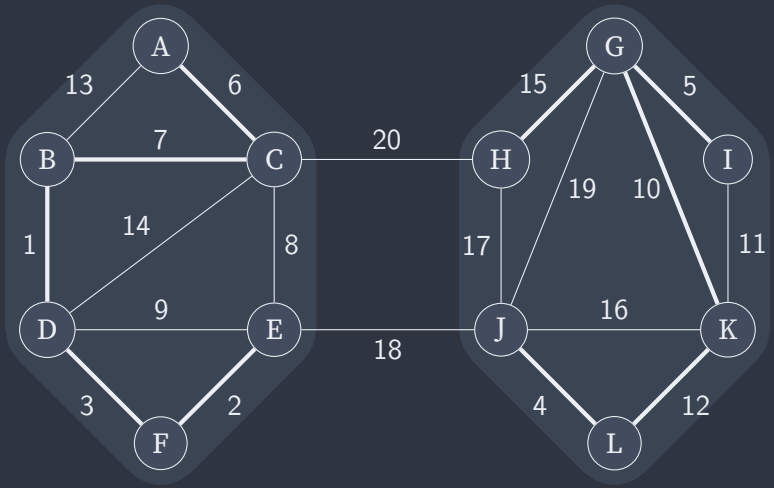
Borůvkas (eksempel)



Borůvkas (eksempel)



Borůvkas (eksempel)



Borůvkas (eksempel)

