Grafer

IN2010 – Algoritmer og datastrukturer

Ingrid Chieh Yu

Institutt for informatikk, Universitetet i Oslo

Oversikt

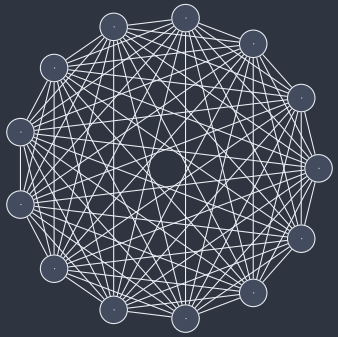
Oversikt

- I de neste tre forelesningene skal vi lære om grafer!
- Grafer lar oss representere «hvordan ting henger sammen»
  - De er utrolig generelle og anvendelige
- Denne uken dekker vi
  - Hva grafer *er*
  - Hvordan de *representeres*
  - Hvordan de *traverseres*
  - Hvordan de kan ordnes
- I neste forelesning handler det om grafer *med vekter*
  - Hvordan finne korteste stier i en graf
  - Hvordan finne minimale spenntrær
- I forelesningen etter dekker vi
  - 2-sammenhengende grafer og separasjonsnoder
  - Sterkt sammenhengende komponenter

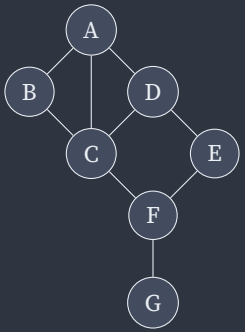
Definisjoner og terminologi

Eksempler på grafer

- Kart
- Bekjentskapsgrafer
- Nettverk
- Tilstander
- Trær



Grafer

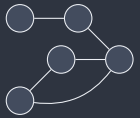


- En mengde med noder: $\{A, B, C, D, E, F, G\}$
- En mengde med kanter:

$$\{\{A, B\}, \{A, C\}, \{A, D\},$$
$$\{B, C\}, \{C, D\}, \{C, F\},$$
$$\{D, E\}, \{E, F\}, \{F, G\}\}$$

- En graf G er definert som to mengder $G = (V, E)$
  - der V er en mengde av noder (eng: vertices) og
  - E er en mengde av kanter (eng: edges) mellom noder fra V
- En kant er representert som en mengde som består av to noder $\{u, v\}$

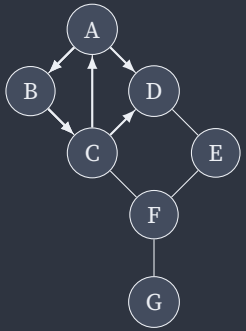
Terminologi

Betegnelse	Forklaring	Eksempel
Parellelle kanter	Flere enn én kant mellom to noder	
(Enkle) løkker	En kant fra en node til seg selv	
Urettet/rettet	Kantene i grafen har retning	
Vektet/uvektet	Kantene har en verdi	
Enkel graf	Uten løkker, parallelle kanter, retning og vekt	

Grafer med og uten retning

- En graf kan ha rettede kanter:  vs
  - For *urettede* grafer skriver vi $\{u, v\}$ for en kant mellom u og v
    - En slik kant kan «krysses i begge retninger»
  - For *rettede* grafer skriver vi (u, v) for en kant fra u til v
    - En slik kant kan kun følges *fra* u *til* v, men *ikke fra* v *til* u
  - Urettede grafer kan representeres som rettede grafer
    - hvor for hver kant $(u, v) \in E$, så finnes det en kant $(v, u) \in E$

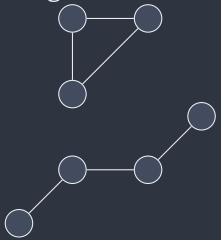
Veier og stier

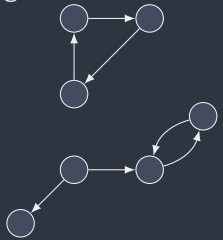


- En *sti* sekvens av noder i grafen, forbundet av kanter, der ingen *noder* gjentas.
  A, B, C, D
- En *vei* sekvens av noder i grafen, forbundet av kanter, der ingen *kanter* gjentas.
  A, B, C, A, D
- Ofte ønsker vi å finne *korteste* stier mellom noder (tema for neste uke)

Sammenhengende grafer og komponenter

- En graf kalles *sammenhengende* hvis det finnes en sti mellom alle par av noder
- En graf som ikke er sammenhengende kan deles inn i komponenter





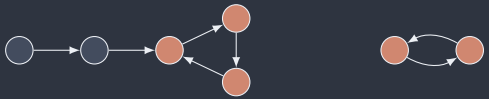
- For *rettede* snakker vi om *sterkt sammenhengende komponenter*
  - Dette dekkes nærmere i en senere forelesning

Sykler

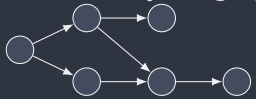
- En sti i med minst tre noder som forbinder første og siste node kalles en *sykel*



- I rettede grafer må kantene som utgjør en sykel «peke i riktig retning»

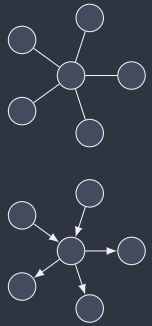


  - Kravet om minst tre noder gjelder ikke for rettede grafer
- En graf som ikke inneholder en sykel kalles **asykliske**
- En *urettet*, *sammenhengende* og *asyklisk* graf er et *tre*
- En *rettet* og *asyklisk* graf er en veldig anvendelig type graf, og kalles en *DAG* (eng: directed asyclic graph)



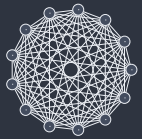
Graden til en node

- Graden til en node, $\deg(v)$, beskriver hvor mange kanter v er koblet sammen med
  - I den øverste grafen til høyre har den midterste noden grad 5
  - De resterende nodene har grad 1
- I en rettet graf skiller man mellom *inn-* og *ut*-grad
  - I den nederste grafen til høyre har den midterste noden inngrad 2 og utgrad 3
  - De resterende nodene har utgrad 1 *eller* inngrad 1



Størrelse av grafer

- I en enkel *komplett* graf er alle noder koblet til hverandre
  - En slik graf har $\frac{|V|(|V|-1)}{2}$ kanter
- Dermed er antall kanter $|E|$ i en enkel graf i $\mathcal{O}(|V|^2)$
  - Fordi $\mathcal{O}(\frac{|V|(|V|-1)}{2}) = \mathcal{O}(\frac{|V|\cdot|V|-|V|}{2}) = \mathcal{O}(\frac{|V|^2-|V|}{2}) = \mathcal{O}(\frac{|V|^2}{2}) = \mathcal{O}(|V|^2)$
- Kjøretidskompleksitet for grafalgoritmer er både avhengig av $|V|$ og $|E|$
  - Det er verdt å huske at antall kanter er begrenset av antall noder
  - ...men ikke vice versa!
- Grafer med *mange* kanter relativt til noder kalles ofte *tette* (eng: dense)
- Grafer med *få* kanter relativt til noder kalles ofte *tynne* (eng: sparse)



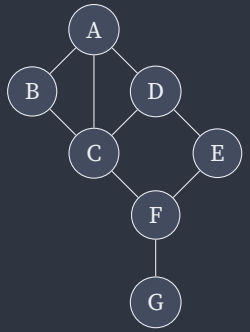
Representasjon

Representasjon av grafer

- En graf er vanligvis representert ved *nabomatrise*, eller en *naboliste*
- Vi ønsker å enkelt kunne avgjøre om det er en kant mellom to noder u og v
- Vi vil anta at vi har tilgang på raske mappinger og mengder
  - Vi har hatt om datastrukturer implementert med hashing
    - Tenk `HashMap` og `HashSet` fra Java
    - Tenk `dictionary` og `set` fra Python
  - Vi *antar* at dette gir oss *konstant tid* på oppslag

Nabomatrise

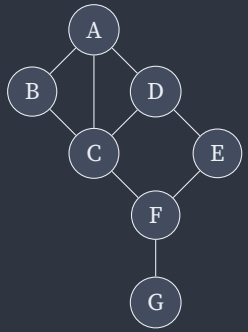
	A	B	C	D	E	F	G
A	0	1	1	1	0	0	0
B	1	0	1	0	0	0	0
C	1	1	0	1	0	1	0
D	1	0	1	0	1	0	0
E	0	0	0	1	0	1	0
F	0	0	1	0	1	0	1
G	0	0	0	0	0	1	0



- Nabomatriser egner seg for tette grafer
  - Minnebruken er i $\mathcal{O}(|V|^2)$
- De er enkle å implementere ved å numerere nodene i grafen fra 0 til $|V| - 1$
- Konstant tid for å sjekke om to noder er naboer
- De egner seg ikke godt når man trenger å finne *alle* naboer av en node (krever $\mathcal{O}(|V|)$ tid)

Naboliste

$A : [B, C, D]$
$B : [A, C]$
$C : [A, B, D, F]$
$D : [A, C, E]$
$E : [D, F]$
$F : [C, E, G]$
$G : [F]$



- Egner seg for tynne grafer
  - Minnebruken er i $\mathcal{O}(|V| + |E|)$
- Kan implementeres med en ordbok fra noder til lister av naboer
  - Listene kan erstattes med mengder dersom man trenger å kunne sjekke om to noder er naboer i konstant tid
- Egner seg når man trenger å finne *alle* naboer av en node (krever $\mathcal{O}(deg(v))$ tid for en node v)

Graftraversering

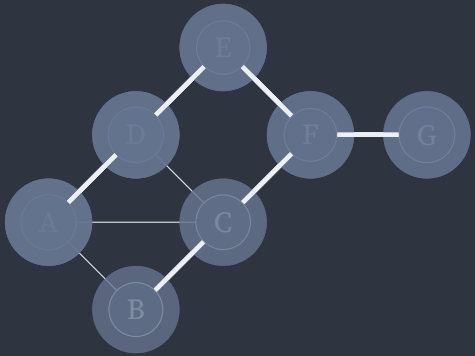
Graftraversering

- Å traversere en graf betyr år «gå gjennom» hele grafen
  - Gjerne med en spesifikk strategi
- Vi kan enkelt besvare spørsmål som
  - Hvilke noder kan nås fra en gitt startnode s?
  - Hvor mange komponenter har grafen?
- Vi skal se på to traverseringer:
  - Dybde-først søk, traversering med en *stack*
  - Bredde-først søk, traversering med en *kø*

Dybde-først søk

- Dybde-først søk følger en vilkårlig sti *vekk fra* en gitt startnode
  - Når den ikke kan finne en *ubesøkt* node sporer den stien tilbake
  - I hvert ledd forsøker den å følge ubesøkte noder som leder vekk fra noden den er i
- Dybde-først søk er som regel den enkleste og raskeste traverseringen
  - Mest på grunn av lavere minnebruk
- Implementeres som regel med rekursjon
  - Men kan også implementeres med en eksplisitt stack
  - (Rekursive kall legges på en stack, så dette er å erstatte en stack med en annen)

Dybde-først søk (illustrasjon)



B
G
F
E
D
A
stack

Dybde-først søk (rekursiv)

ALGORITHM: REKURSIVT DYBDE-FØRST SØK

Input: En graf $G = (V, E)$, en startnode u og en mengde `visited` med besøkte noder
Output: Besøker alle noder i G som kan nås fra u nøyaktig én gang

```
1 Procedure DFSVisit(G, u, visited)
2 |   add u to visited
3 |   for (u, v) ∈ E do
4 |   |   if v ∉ visited then
5 |   |   |   DFSVisit(G, v, visited)
```

ALGORITHM: FULLT REKURSIVT DYBDE-FØRST SØK

Input: En graf $G = (V, E)$
Output: Besøker alle noder i G nøyaktig én gang dybde først

```
1 Procedure DFSFull(G)
2 |   visited ← empty set
3 |   for v ∈ V do
4 |   |   if v ∉ visited then
5 |   |   |   DFSVisit(G, v, visited)
```

- `DFSVisit` fra en node u besøker alle nodene i komponenten til u
- `DFSFull` sørger for at vi går gjennom alle komponenter i G
- Med nabolister tar det $\mathcal{O}(deg(u))$ tid å gå gjennom alle naboene til u
- Dette gjøres for alle noder, så vi får summen av gradene til alle nodene i G
  - Med andre ord, vi sjekker hver kant i grafen, som er $\mathcal{O}(|E|)$
- I tillegg går `DFSFull` gjennom alle nodene
- Den totale kjøretiden blir $\mathcal{O}(|V| + |E|)$

Dybde-først søk (iterativt)

ALGORITHM: ITERATIVT DYBDE-FØRST SØK

Input: En graf $G = (V, E)$, en startnode s og en mengde `visited` med besøkte noder
Output: Besøker alle noder i G som kan nås fra s nøyaktig én gang

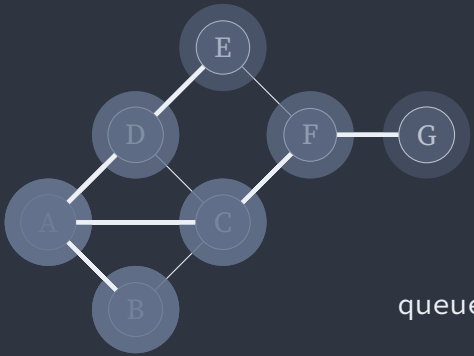
```
1 Procedure DFSVisit(G, s, visited)
2     stack ← stack containing s
3     while stack is not empty do
4         u ← stack.pop()
5         if u ∉ visited then
6             add u to visited
7             for (u, v) ∈ E do
8                 stack.push(v)
```

- Dette er en alternativ implementasjon som bruker en eksplisitt stack i stedet for rekursjon

Bredde-først søk

- Bredde-først søk besøker hele tiden den nærmeste ubesøkte noden fra startnoden
  - Den jobber seg lagvis gjennom grafen
  - Den besøker først alle direkte naboer
  - Så alle naboene sine naboer
  - Så alle naboene sine naboer sine naboer
  - ...
- Brukes for å finne korteste stier fra en startnode til andre noder
- Implementeres iterativt med en *kø*

Bredde-først søk (illustrasjon)



queue A B C D F E G

Bredde-først søk (implementasjon)

ALGORITHM: BREDDE-FØRST SØK

Input: En graf $G = (V, E)$ og en startnode s, og en mengde `visited` med besøkte noder
Output: Besøker alle noder i G som kan nås fra s nøyaktig én gang

```
1 Procedure BFSVisit(G, s, visited)
2     add s to visited
3     queue ← queue containing s
4     while queue is not empty do
5         u ← queue.dequeue()
6         for (u, v) ∈ E do
7             if v ∉ visited then
8                 add v to visited
9                 queue.enqueue(v)
```

ALGORITHM: FULLT BREDDE-FØRST SØK

Input: En graf $G = (V, E)$
Output: Besøker alle noder i G nøyaktig én gang bredde først

```
1 Procedure BFSFull(G)
2     visited ← empty set
3     for v ∈ V do
4         if v ∉ visited then
5             BFSVisit(G, v, visited)
```

- I `BFSVisit` vil hver node vil legge alle sine naboer på på køen
- I tillegg går `BFSFull` gjennom alle nodene
- Den totale kjøretiden blir $\mathcal{O}(|V| + |E|)$

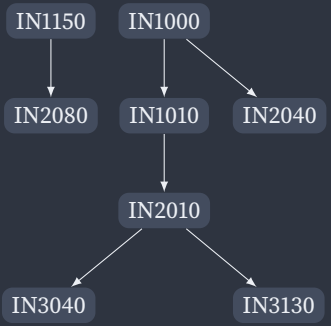
Topologisk sortering

Topologisk sortering

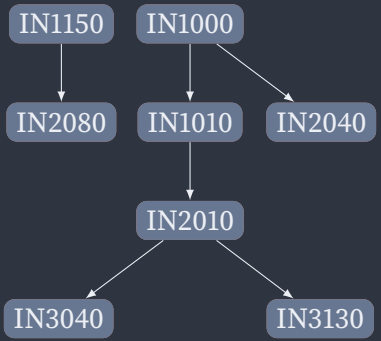
- Topologisk sortering ordner nodene i en rettet asyklisk graf (DAG)
- En avhengighetsgraf er et typisk eksempel på en DAG
- En topologisk sortering av en avhengighetsgraf gir en mulig «gjennomføringsplan»
- Grafer som representerer noe med tid er ofte DAGs
- For eksempel kan nodene representere hendelser og de rettede kantene at noe skjedde før noe annet
- Hvis vi sorterer en slik graf ved hjelp av topologisk sortering får vi et mulig hendelsesforløp

Topologisk ordning av emner

- I figuren ser vi noen emner fra IFI
- En kant tolkes som at et emne inneholder antatte forkunnskaper for et annet
- En topologisk sortering gir deg en rekkefølge på nodene
  - slik at du oppfyller alle forkunnskaper når du tar kurset
- Et eksempel på en topologisk ordning av emnene er:
  IN1150, IN2080, IN1000, IN2040, IN1010, IN2010, IN3130, IN3040
- En *annen* topologisk ordning av emnene er:
  IN1000,IN1150, IN1010, IN2040, IN2010, IN2080, IN3130, IN3040
- Merk at det kan finnes flere topologiske ordninger!



Topologisk sortering (illustrasjon)



Topologisk sortering (algoritme)

- Den (konseptuelt) enkleste algoritmen for topologisk sortering
- Ideen er å finne en node med inngrad null
  - Så fjerne den og alle utgående kanter
  - Fortsett med neste node som nå har inngrad null
- Dersom det ikke går å topologisk sortere nodene på denne måten
  - så kan vi konkludere med at grafen inneholder en sykel!
- Algoritmen er i $\mathcal{O}(|V| + |E|)$

Topologisk sortering (implementasjon)

ALGORITHM: TOPOLOGISK SORTERING

Input: En rettet graf $G = (V, E)$
Output: En topologisk ordning av nodene i G

```
1  Procedure TopSort(G)
2      stack ← empty stack
3      output ← empty list
4      for v ∈ V do
5          if indegree of v is 0 then
6              stack.push(v)
7      while stack is not empty do
8          u ← stack.pop()
9          append u to output
10         for (u, v) ∈ E do
11             remove u from the incoming edges of v
12             if indegree of v is 0 then
13                 add v to stack
14     if |output| < |V| then
15         error G contains a cycle and cannot be topologically ordered
16     return output
```

Topologisk sortering med DFS

- En graf kan også topologisk sorteres ved hjelp av et dybde-først søk
- Modifiser dybde-først søket slik at noden legges på en stack *etter alle dens naboer er prossesert*
- Til slutt kan man poppe alle nodene av stacken topologisk ordnet
- Intuisjonen er at nodene med utgrad null legges først på stacken
    - Det kan være litt vanskelig å overbevise seg om at det ikke spiller noen rolle hvilken node søket starter i

Topologisk sortering med DFS (implementasjon)

ALGORITHM: TOPOLOGISK SORTERING VED DFS

Input: En rettet asyklisk graf $G = (V, E)$
Output: En topologisk ordning av nodene i G

```
1  Procedure DFSTopSort(G)
2      stack ← empty stack
3      visited ← empty set
4      for u ∈ V do
5          if u ∉ visited then
6              DFSVisit(G, u, visited, stack)
7      return stack
8
9  Procedure DFSVisit(G, u, visited, stack)
10     add u to visited
11     for (u, v) ∈ E do
12         if v ∉ visited then
13             DFSVisit(G, v, visited, stack)
14     stack.push(u)
```

Oppgave

Anta at du har en avhengighetsgraf med noder: {Q, B, J, P, A, Z}. Grafen har 4 lovlige topologiske sorteringer, det finnes ingen annen sortering av nodene som trilfrestiller avhengighetene:
Q, A, B, J, Z, P
Q, B, A, J, Z, P
Q, A, B, Z, J, P
Q, B, A, Z, J, P
Tegn en graf som oppfyller kriteriene.