UNIVERSITETET
I OSLO

Relasjonsdatabasedesign

Flerverdiavhengigheter
Høyere normalformer

Flerverdiavhengigheter

- Generalisering av FDer
- Flerverdiavhengigheter gir opphav til en større klasse integritetsregler enn de som kan uttrykkes ved bare FDer

Eksempel: Øldatabase

Utvalg(pub, øltype, bryggeri)

- Hver pub har et utvalg av øl. Et øl er kjennetegnet ved øltype og hvilket bryggeri som produserer det
- Flere bryggerier kan produsere den samme øltypen
- En pub som handler med et bryggeri, får ikke selge en øltype produsert av et annet bryggeri uten at puben også tilbyr denne øltypen fra førstnevnte bryggeri

Eksempelekstensjon

Utvalg

pub	øltype	bryggeri
Andy's	Juleøl	Aass
Andy's	Bokkøl	Mack
Queens	Lager	Ringnes
Queens	Bokkøl	Gran
Queens	Fatøl	Aass

Utvalg

pub	øltype	bryggeri
Andy's	Juleøl	Aass
Andy's	Juleøl	Mack
Andy's	Bokkøl	Aass
Andy's	Bokkøl	Mack
Queens	Lager	Ringnes
Queens	Lager	Gran
Queens	Lager	Aass
Queens	Bokkøl	Ringnes
Queens	Bokkøl	Gran
Queens	Bokkøl	Aass
Queens	Fatøl	Ringnes
Queens	Fatøl	Gran
Queens	Fatøl	Aass

Definisjon flerverdiavhengighet

- Gitt et relasjonsskjema $R(A_1,A_2,\ldots,A_n)$
  La X, Y være delmengder av $\{A_1,A_2,\ldots,A_n\}$
  La Z være de attributtene som hverken er med i X eller Y

  Y **er flerverdiavhengig av** X hvis vi for enhver lovlig instans av R har at hvis instansen inneholder to tupler t_1 og t_2 hvor $t_1[X]=t_2[X]$, så fins det også to tupler u_1 og u_2 hvor

  1) $u_1[X]=u_2[X]=t_1[X]=t_2[X]$
  2) $u_1[Y]=t_1[Y]$, $u_2[Y]=t_2[Y]$
  3) $u_1[Z]=t_2[Z]$, $u_2[Z]=t_1[Z]$

Definisjon på norsk

Y er flerverdiavhengig av X hvis vi for alle lovlige instanser av R har at hvis instansen inneholder to tupler t_1 og t_2 som er like på X, så må den også inneholde to tupler u_1 og u_2 hvor

1) u_1 er lik t_1 på X og Y og lik t_2 utenfor Y
2) u_2 er lik t_2 på X og Y og lik t_1 utenfor Y

MVD

- Vi skriver $X \twoheadrightarrow Y$ hvis Y er flerverdiavhengig av X
- Ofte snakker vi for korthets skyld om "MVDen $X \twoheadrightarrow Y$ der MVD står for **Multi-Valued Dependency**
- Hvis $Y \subseteq X$, så $X \twoheadrightarrow Y$

<u>Bevis</u>:

La t_1 og t_2 være to tupler som er like på X
Velg $u_1=t_2$ og $u_2=t_1$
Da er $u_1=t_1$ på X og Y og $u_1=t_2$ utenfor Y,
mens $u_2=t_2$ på X og Y og $u_2=t_1$ utenfor Y
Det er definisjonen på at $X \twoheadrightarrow Y$

Trivielle MVDer

- Hvis XY er samtlige attributter i R, så X ↠ Y

  Bevis:

  La t_1 og t_2 være to tupler som er like på X
  Velg u_1=t_1 og u_2=t_2
  Da er u_1=t_1 på X og Y og u_1=t_2 utenfor Y,
  mens u_2=t_2 på X og Y og u_2=t_1 utenfor Y
  Det er definisjonen på at X ↠ Y

- **Definisjon av trivielle MVDer**:
  X ↠ Y kalles triviell hvis og bare hvis
  vi enten har at $Y \subseteq X$
  eller at XY er samtlige attributter i R

Ekte MVDer

- Hvis $X \rightarrow Y$, så $X \twoheadrightarrow Y$
  (Bevis følger senere)
- En ikketriviell $X \twoheadrightarrow Y$ hvor $X \rightarrow Y$ *ikke* holder, kalles en **ekte MVD**

Når har vi MVDer

- MVDer benyttes til å uttrykke integritetsregler: pub ↠ øltype, pub ↠ bryggeri
- MVDer opptrer hvis man plasserer to m:n-forhold (m≥1) i samme relasjon, og de to forholdene ikke har avhengigheter seg imellom

Armstrongs slutningsregler utvidet til MVDer
(for spesielt interesserte)

1. Refleksivitet FD: Hvis $Y \subseteq X$, så $X \rightarrow Y$
2. Utvidelse FD: Hvis $X \rightarrow Y$, så $XZ \rightarrow YZ$
3. Transitivitet FD: Hvis $X \rightarrow Y$ og $Y \rightarrow Z$, så $X \rightarrow Z$
4. Komplement: Hvis Z er de attributtene som XY ikke omfatter, og $X \twoheadrightarrow Y$, så $X \twoheadrightarrow Z$.
5. Utvidelse MVD: Hvis $X \twoheadrightarrow Y$ og $Z \subseteq W$, så $XW \twoheadrightarrow YZ$
6. Transitivitet MVD:
   Hvis $X \twoheadrightarrow Y$ og $Y \twoheadrightarrow Z$, så $X \twoheadrightarrow Z - Y$
7. FDer er MVDer: Hvis $X \rightarrow Y$ så $X \twoheadrightarrow Y$
8. Sammensmeltning:
   Hvis $X \twoheadrightarrow Y$, $W \rightarrow Z$, $W \cap Y = \emptyset$ og $Z \subseteq Y$, så $X \rightarrow Z$

Regelsettet er sunt og komplett for MVDer og FDer

Bevis for slutningsregel 7

- Hvis $X \rightarrow Y$, så $X \twoheadrightarrow Y$
- Bevis:
  - Anta at $t_1[X] = t_2[X]$
  - Siden $X \rightarrow Y$, er $t_1[Y] = t_2[Y]$
  - Velg $u_1 = t_2$ og $u_2 = t_1$
  - Da er u_1 lik t_1 på X og Y og lik t_2 utenfor Y, mens u_2 er lik t_2 på X og Y og lik t_1 utenfor Y
  - Men da har vi pr. def. en MVD $X \twoheadrightarrow Y$

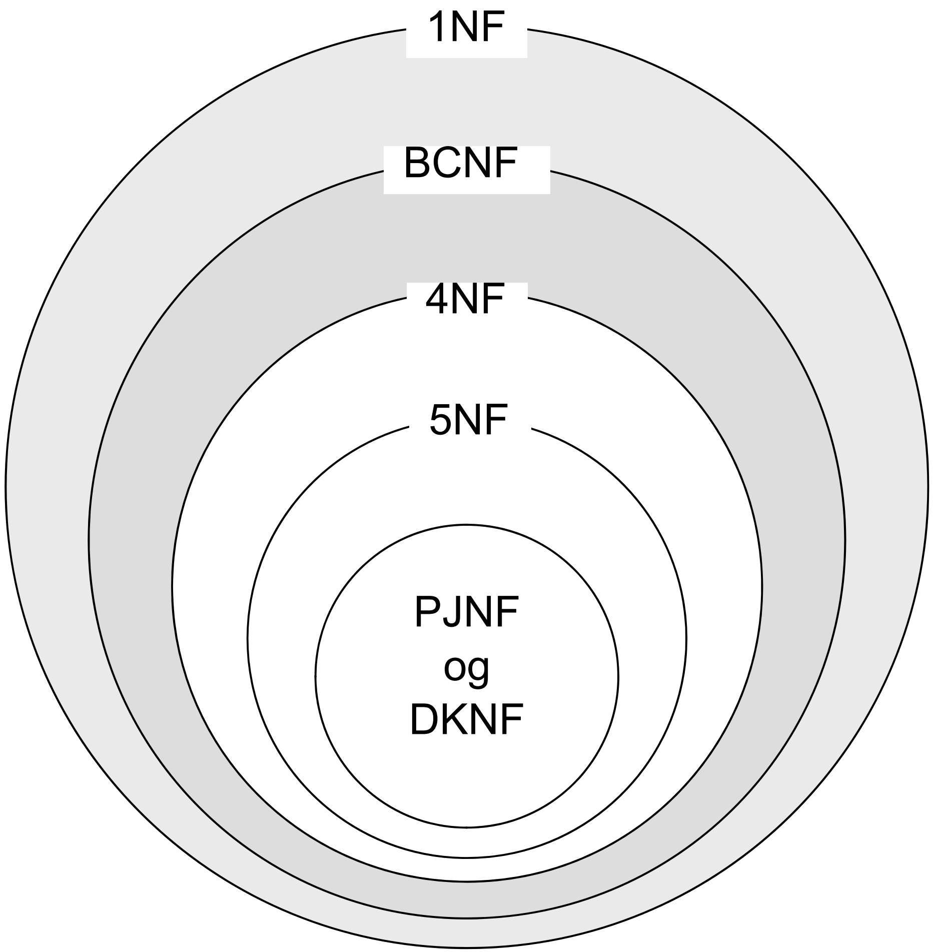
Bevis for slutningsregel 8

Hvis $X \twoheadrightarrow Y$, $W \rightarrow Z$, $W \cap Y = \emptyset$ og $Z \subseteq Y$, så $X \rightarrow Z$

<u>Bevis</u>:

- Anta at $t_1[X] = t_2[X]$
- Siden $X \twoheadrightarrow Y$, finnes u_1 og u_2 der u_1 er lik t_1 på X og Y og lik t_2 utenfor Y, og u_2 er lik t_2 på X og Y og lik t_1 utenfor Y
- Spesielt er $t_1[W] = u_2[W]$, og siden $W \rightarrow Z$, er $t_1[Z] = u_2[Z] = t_2[Z]$ (den siste fordi $Z \subseteq Y$)
- Altså har vi en FD $X \rightarrow Z$

Høyere normalformer, oversikt



Utgangspunkt for normalformen 4NF

Alle integritetsregler er i form av FDer og MVDer

(foruten domeneskranker og fremmednøkler)

Fjerde normalform

- **Definisjon 4NF** (Fagin 1977):
  En relasjon R er på **fjerde normalform** hvis alle ikketrivielle MVDer $X \twoheadrightarrow Y$ tilfredsstiller følgende:
  i. X er en supernøkkel i R

Egenskaper ved 4NF

- Når R er på 4NF, er det ingen ekte MVDer
- 4NF $\subseteq$ BCNF
  For å bevise det må vi vise at hvis R er 4NF og
  $X \rightarrow Y$ er en ikketriviell FD i R, så er X en supernøkkel
  (beviset følger på neste lysark)
- Når er en relasjon BCNF, men ikke 4NF?
  Svar:
- Når alle ikketrivielle FDer $X \rightarrow Y$ er slik at
  X er en supernøkkel, samtidig som det fins
  en ekte MVD $Z \twoheadrightarrow W$

Bevis for at 4NF $\subseteq$ BCNF

- Anta at R er 4NF og at vi har en ikketriviell FD $X \rightarrow Y$ i R
- Siden FDer er MVDer, har vi at $X \twoheadrightarrow Y$
- Hvis denne MVDen er ikketriviell, er X en supernøkkel (fordi R er 4NF)
- Hvis MVDen er triviell, er R = XY, så X er en supernøkkel da også
- Altså er R på BCNF

Eksempel på brudd på 4NF

Utvalg

pub	øltype	bryggeri
Andy's	Juleøl	Aass
Andy's	Juleøl	Mack
Andy's	Bokkøl	Aass
Andy's	Bokkøl	Mack
Queens	Lager	Ringnes
Queens	Lager	Gran
Queens	Lager	Aass
Queens	Bokkøl	Ringnes
Queens	Bokkøl	Gran
Queens	Bokkøl	Aass
Queens	Fatøl	Ringnes
Queens	Fatøl	Gran
Queens	Fatøl	Aass

Utvalg kan dekomponeres slik:

Tilgjengelig øltype

pub	øltype
Andy's	Juleøl
Andy's	Bokkøl
Queens	Lager
Queens	Bokkøl
Queens	Fatøl

Tilgjengelig bryggeri

pub	bryggeri
Andy's	Aass
Andy's	Mack
Queens	Ringnes
Queens	Gran
Queens	Aass

Utvalg har ingen ikke-trivielle FDer
Utvalg har ekte MVDer pub $\twoheadrightarrow$ øltype og pub $\twoheadrightarrow$ bryggeri

Tapsfri dekomposisjon til 4NF

Gitt en relasjon R med et sett MVDer M.

1. Hvis $X \twoheadrightarrow Y$ er et brudd på 4NF:
   Dekomponer R i R_1 og R_2 der R_1 er lik XY og R_2 er lik X samt alle attributtene i R som ikke er i Y.
2. Fortsett på samme måte med R_1 og R_2 inntil alle relasjonene i dekomposisjonen tilfredsstiller 4NF.

Chasealgoritmen utvidet for MVDer

Gitt en dekomposisjon av R(A,B,...) til relasjonsskjemaene S_1, ... , S_k og et sett F med FDer og et sett M med MVDer for R. Er dekomposisjonen tapsfri?

1. Lag en tabell med en kolonne for hvert attributt i R og en rad for hver S_i
2. I kolonnen for attributt A, for hver rad i:
   - Skriv a hvis A er et attributt i S_i
   - Skriv a_i hvis A ikke er et attributt i S_i
3. Så lenge det skjer forandringer i tabellen og det ikke fins en rad uten subskript-verdier:
   For hver FD $X \rightarrow Y$, for alle rader i tabellen med lik X-verdi, gjør Y-verdiene like
   - Hvis en av Y-ene er en verdi uten subskript, skal denne velges

   For hver MVD $X \twoheadrightarrow Y$ for R, for alle par av rader med lik X-verdi, lag to nye rader der Y-verdiene er byttet om.
4. Hvis en rad er uten subskript-verdier, er dekomposisjonen tapsfri, ellers ikke.

Annen bruk av Chasealgoritmen

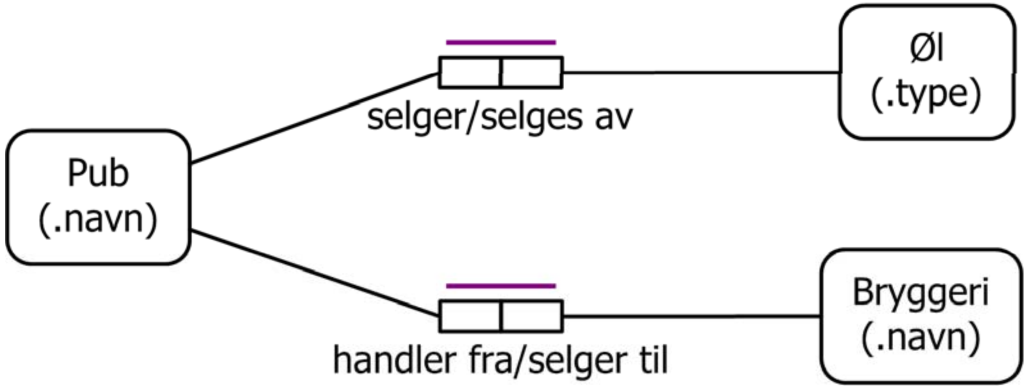
- For å vise en FD X→Y starter tabellen med to rader som er like for attributtene i X, og ulike for de resterende attributtene. Målet er at de to radene skal bli like også for attributtene i Y.
- For å vise en MVD X ↠ Y starter tabellen med to rader der den ene raden har verdier uten subskript for attributtene i X og Y, mens den andre raden har verdier uten subskript for attributtene i X og Z, der Z er resten av attributtene i tabellen. Målet er å komme frem til en rad uten subskript-verdier.

Annen bruk av Chasealgoritmen: Eksempel

- Gitt R(A,B,C,D) med $A \twoheadrightarrow B$ og $B \twoheadrightarrow C$.
  Vis $A \twoheadrightarrow C$.
  (Instans av slutningsregel 6 – transitivitet.)

Ekstramateriale:
ORM og MVDer
Normalformer utover 4NF
(kursorisk pensum)

Orm og MVDer

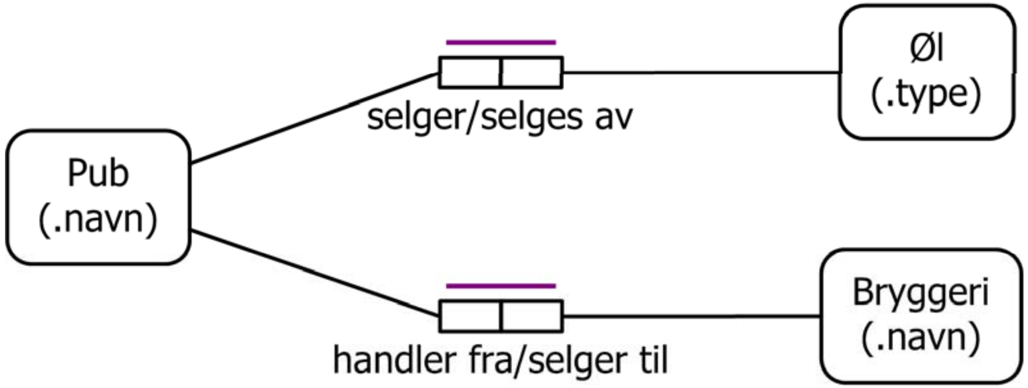


- Dette ORM-diagrammet ivaretar integritetsreglene i øleksempelet
- Hvis vi (feilaktig) grupperer faktatypene i én tabell, får vi Utvalg(pub, øltype, bryggeri)
- Hvis denne tabellen skal ha samme egenskaper som det ORM-diagrammet uttrykker, er det ikke nok å si at (pub, øltype, bryggeri) er primærnøkkel, da får vi ikke utelukket instanser som den til høyre

Utvalg

pub	øltype	bryggeri
Andy's	Juleøl	Aass
Andy's	Bokkøl	Mack
Queens	Lager	Ringnes
Queens	Bokkøl	Gran
Queens	Fatøl	Aass

Orm og MVDer (forts.)



utvalg(<u>pub, øltype, bryggeri</u>)

pub, øltype, bryggeri → Ø (fra primærnøkkelen)

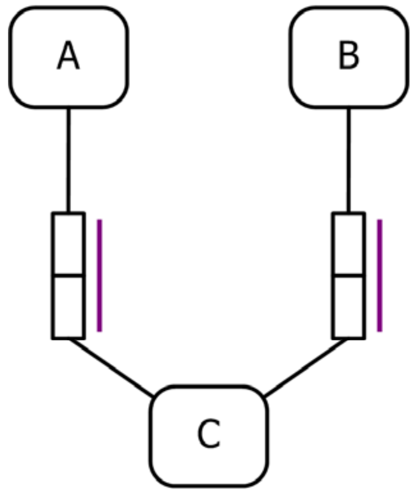
pub ↠ øltype

pub ↠ bryggeri

ORM og høyere normalformer

- Gruppering av ”korrekte” ORM-diagrammer gir **som regel** 4NF. I fravær av ekvivalente stier gir gruppering av ”korrekte” ORM-diagrammer **alltid** 4NF.

ORM og 4NF



Hvis de to faktatypene med lange piler feilaktig grupperes til samme relasjon, vil 4NF bli brutt

Normalformer utover 4NF

- 5NF (Maier 1983)
- PJNF: Project-Join Normal Form (Fagin 1979)
- DKNF: Domain Key Normal Form (Fagin 1981)

Joinavhengigheter

- La R være en relasjon og la $D=\{R_1,\ldots,R_m\}$ være en dekomposisjon av R. Dersom D er tapsfri, sier vi at D tilfredsstiller en **JD** (**Join Dependency**)
- En JD kalles triviell dersom $R \in D$
- <u>Teorem</u> (Fagin 1977): Hvis m=2, dvs $D=\{R_1,R_2\}$, tilfredsstiller D en JD hvis, og bare hvis, vi har en MVD $X \twoheadrightarrow Y$ der $X=R_1 \cap R_2$ og $Y=R_2 - R_1$
- Dette betyr at en MVD er det samme som en JD for en dekomposisjon med 2 komponenter

Ekte dekomposisjoner og 5NF

- En dekomposisjon $D=\{R_1, \ldots, R_m\}$ kalles **ekte** hvis det ikke finnes i og j med $i \neq j$ og $R_i \subseteq R_j$ (en slik R_i vil alltid være overflødig fordi den ikke kan bidra til å gjøre D tapsfri)
- En relasjon R er på **5NF** hvis alle ekte tapsfri dekomposisjoner av R bare består av supernøkler
- Hvis vi fortsetter å tapsfritt dekomponere en relasjon på 5NF, så vil ikke dekomposisjonen bety noen reduksjon i antall tupler eller verdier som må lagres, tvert imot vil lagerbehovet *øke*

PJNF (Project/Join Normal Form)

- En relasjon R er på **PJNF** hvis alle JDer i R er en konsekvens av kandidatnøklene
- Mer presist: R er på PJNF hvis alle ekte tapsfri dekomposisjoner D er nøkkelsammenhengende i henhold til følgende algoritme:
  - Så lenge det finnes to komponenter i D hvor snittet er en supernøkkel, så bytt ut de to komponentene med deres union
  - Hvis prosessen terminerer med D={R}, er D nøkkelsammenhengende, ellers ikke

DKNF (Domain-Key Normal Form)

- En relasjon R er på **DKNF** hvis de eneste integritetsreglene i R er nøkkelrestriksjoner og domenerestriksjoner
- DKNF er lett å håndheve, men det er for mange integritetsregler som ikke kan uttrykkes på denne måten til at vi kan begrense oss til å ha komponenter på DKNF

Oppsummering av høye normalformer

- En relasjon R er på 4NF hvis og bare hvis alle ekte tapsfri dekomposisjoner med to komponenter består av to supernøkler
  (Dette bevises ved å vise at en join av to supernøkler er tapsfri hvis og bare hvis deres snitt er en supernøkkel)
- 5NF er (ekte) inneholdt i 4NF
- Både PJNF og DKNF er (ekte) inneholdt i 5NF
- Det finnes relasjoner som er i PJNF, men ikke i DKNF, og omvendt
- Ragnar Normann: “5NF og PJNF burde bytte navn
  (det burde 3NF og BCNF også, men vi kan ikke forandre historien)”