UNIVERSITETET
I OSLO

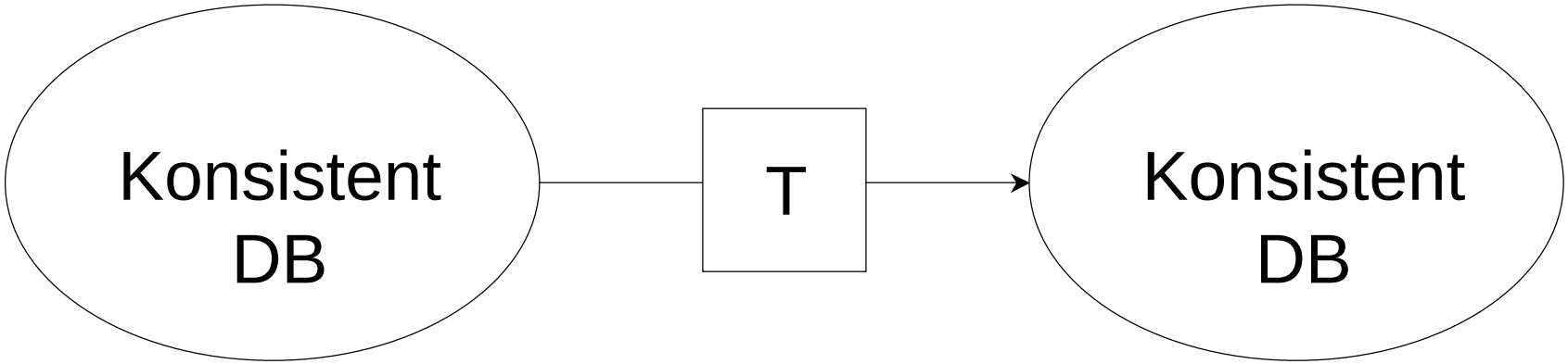
Transaksjonshåndtering og samtidighetskontroll

Ragnar Normann

Mange lysark er basert på en original laget av Hector Garcia-Molina

Transaksjoner

En ***transaksjon*** er en samling aksjoner som bevarer konsistens i databasen



ACID-egenskapene

- A – Atomicity
  - enten blir hele transaksjonen utført
  - eller så blir ikke noe av den utført
- C – Consistency
  - transaksjoner skal bevare konsistens
    (dette er en del av definisjonen av begrepet transaksjon)
- I – Isolation
  - transaksjoner skal ikke merke at andre transaksjoner utføres samtidig med dem selv
- D – Durability
  - når transaksjoner er avsluttet, skal effekten av dem være varig og ikke kunne påvirkes av systemfeil

Eksekveringsplaner

- Operasjonene i en transaksjon er ***ordnet***
  Det vil si at en transaksjon er en liste av operasjoner
- Gitt en mengde transaksjoner $\{T_1, \ldots, T_n\}$
  En ***eksekveringsplan*** (schedule) *S* for $\{T_1, \ldots, T_n\}$ er en sekvens (liste) av operasjoner slik at:
  - hvert element i *S* er en operasjon i en av transaksjonene
  - hver operasjon i hver transaksjon er element i *S* nøyaktig en gang
  - hvis o_p og o_q er to operasjoner i samme transaksjon T_k, og o_p kommer foran o_q i T_k, så kommer o_p foran o_q i *S*
    (Det vil si at *S* bevarer ordningen i transaksjonene)

Transaksjonseksempel

Integritetsregel: A = B

T1:	T2:
Read(A);	Read(A);
A ← A+100;	A ← A×2;
Write(A);	Write(A);
Read(B);	Read(B);
B ← B+100;	B ← B×2;
Write(B);	Write(B);

Eksekveringsplan S_A

T1	T2	A	B
		25	25
Read(A); A ← A+100;			
Write(A);		125	
Read(B); B ← B+100;			
Write(B);			125
	Read(A); A ← A×2;		
	Write(A);	250	
	Read(B); B ← B×2;		
	Write(B);		250
		250	250

Eksekveringsplan S_B

T1	T2	A	B
		25	25
	Read(A); A ← A×2;		
	Write(A);	50	
	Read(B); B ← B×2;		
	Write(B);		50
Read(A); A ← A+100;			
Write(A);		150	
Read(B); B ← B+100;			
Write(B);			150
		150	150

S_A og S_B er ***serielle*** planer **–** de tar en transaksjon om gangen

Eksekveringsplan S_C

T1	T2	A	B
		25	25
Read(A); A ← A+100;			
Write(A);		125	
	Read(A); A ← A×2;		
	Write(A);	250	
Read(B); B ← B+100;			
Write(B);			125
	Read(B); B ← B×2;		
	Write(B);		250
		250	250

Eksekveringsplan S_D

T1	T2	A	B
		25	25
Read(A); A ← A+100;			
Write(A);		125	
	Read(A); A ← A×2;		
	Write(A);	250	
	Read(B); B ← B×2;		
	Write(B);		50
Read(B); B ← B+100;			
Write(B);			150
		250	150

Eksekveringsplan S_E

Samme som plan S_D,men med ny T2'

T1	T2'	A	B
		25	25
Read(A); A ← A+100;			
Write(A);		125	
	Read(A); A ← A×1;		
	Write(A);	125	
	Read(B); B ← B×1;		
	Write(B);		25
Read(B); B ← B+100;			
Write(B);			125
		125	125

«Gode» eksekveringsplaner

- Vi vil ha eksekveringsplaner som er «gode»
- Begrepet «god» skal være uavhengig av
  - initialtilstanden
  - transaksjonssemantikken
- Begrepet skal bare være avhengig av lese- og skriveoperasjonene og deres innbyrdes rekkefølge

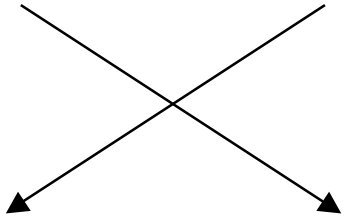
Eksempel:

$S_C = r_1(A)w_1(A)r_2(A)w_2(A)r_1(B)w_1(B)r_2(B)w_2(B)$

«Gode» eksekveringsplaner (forts.)

Eksempel:

$S_C = r_1(A)w_1(A)r_2(A)w_2(A)r_1(B)w_1(B)r_2(B)w_2(B)$



$S_C' = r_1(A)w_1(A)r_1(B)w_1(B)r_2(A)w_2(A)r_2(B)w_2(B)$

T_1 T_2

S_C kan rearrangeres til en seriell eksekveringsplan
Vi sier at S_C er ***serialiserbar***

En «dårlig» eksekveringsplan

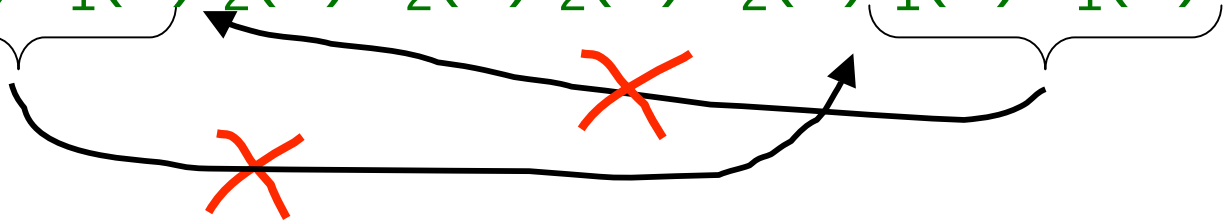
La oss så se på plan S_D:

$S_D = r_1(A)w_1(A)r_2(A)w_2(A)r_2(B)w_2(B)r_1(B)w_1(B)$

- Legg merke til at i S_D håndterer T_2 dataelementet B før T_1 håndterer det
- Vi sier at T_2 har presedens (over T_1 på B) og skriver det $T_2 \rightarrow T_1$
- Imidlertid håndterer T_1 dataelementet A før T_2 gjør det
- Altså har vi også at $T_1 \rightarrow T_2$ i S_D

En «dårlig» eksekveringsplan (forts.)

$S_D = r_1(A)w_1(A)r_2(A)w_2(A)r_2(B)w_2(B)r_1(B)w_1(B)$



- Problemet er at vi både har $T_2 \rightarrow T_1$ og $T_1 \rightarrow T_2$ i S_D
- Denne sykel-avhengigheten gjør at S_D ikke kan omarrangeres til en seriell eksekveringsplan
- Vi sier at S_D er ***ikke-serialiserbar***
- Ikke-serialiserbare eksekveringsplaner er «dårlige» eksekveringsplaner, og vi vil ikke tillate dem

Begreper

- ***Transaksjon***: En sekvens av $r_i(A)$ og $w_i(B)$ (lese- og skriveoperasjoner)
- ***Konflikt***: Det finnes tre typer konflikter:
  1) ***Lese-skrive-konflikt***: $r_i(A)\ w_k(A)$ eller $w_i(A)\ r_k(A)$
  2) ***Skrive-skrive-konflikt***: $w_i(A)\ w_k(A)$
  3) ***Intratransaksjonskonflikt***: $o_i(A)\ o_i(B)$ (skrive eller lese)
- ***Plan***: Kronologisk eksekveringsrekkefølge av transaksjonenes enkeltoperasjoner
- ***Seriell plan***: Plan hvor hver transaksjon fullføres før neste transaksjon startes (dvs. ingen fletting av transaksjoner)

Konfliktserialiserbarhet

- To eksekveringsplaner S_1 og S_2 kalles ***konflikt-ekvivalente*** hvis S_1 kan omformes til S_2 ved en serie ombyttinger av nabooperasjoner som ikke er i konflikt med hverandre
- En eksekveringsplan er ***konfliktserialiserbar*** hvis den er konfliktekvivalent med en seriell eksekveringsplan
- Litt notasjon:
  La S være en eksekveringsplan og la $p_i(A)$ og $q_k(B)$ være to (vilkårlige) operasjoner i S.

  Da betyr $p_i(A) <_S q_k(B)$ at $p_i(A)$ gjøres før $q_k(B)$ i S

Presedensgrafer

La S være en eksekveringsplan.
Da defineres ***presedensgrafen til S***, ***P(S)***, slik:

- Noder: Transaksjonene i S
- Kanter: $T_i \rightarrow T_k$ dersom
  1) $p_i(A)$ og $q_k(A)$ er operasjoner i S
  2) $p_i(A) <_S q_k(A)$
  3) minst en av p_i og q_k er en skriveoperasjon

<u>Oppgave</u>:

- Tegn P(S) for
  S = $w_3(A)\ w_2(C)\ r_1(A)\ w_1(B)\ r_1(C)\ w_2(A)\ r_4(A)\ w_4(D)$
- Er S serialiserbar?

Presedensgrafer (forts.)

Lemma

S_1 og S_2 er konfliktekvivalente planer $\Rightarrow P(S_1) = P(S_2)$

Bevis:

Anta at $P(S_1) \neq P(S_2)$

Da finnes i og k slik at $T_i \rightarrow T_k$ er kant i S_1, men ikke i S_2 (eventuelt ved å bytte om S_1 og S_2)

Det betyr at det finnes operasjoner p_i og q_k som er i konflikt over et dataelement A slik at

$S_1 = \ldots\ p_i(A) \ldots\ q_k(A) \ldots$

$S_2 = \ldots\ q_k(A) \ldots\ p_i(A) \ldots$

Dette viser at S_1 og S_2 ikke er konfliktekvivalente

q.e.d.

Presedensgrafer (forts.)

Merk!

$P(S_1) = P(S_2) \not\Rightarrow S_1$ og S_2 er konfliktekvivalente

Bevis (Moteksempel):

$S_1 = w_1(A)\ r_2(A)\ w_2(B)\ r_1(B)$

$S_2 = r_2(A)\ w_1(A)\ r_1(B)\ w_2(B)$

S_1 og S_2 er åpenbart ikke konfliktekvivalente

$P(S_1)$ og $P(S_2)$ har begge de to nodene T_1 og T_2 og de to kantene $T_1 \rightarrow T_2$ og $T_2 \rightarrow T_1$, så $P(S_1) = P(S_2)$

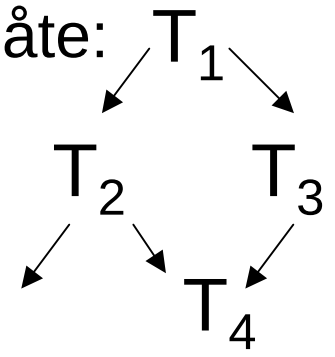
Presedensgrafer (forts.)

TEOREM

P(S) er asyklisk (sykelfri) $\Leftrightarrow$ S er konfliktserialiserbar

Bevis ($\Rightarrow$):

Anta at P(S) er asyklisk. Omform S på følgende måte:



1) Velg en transaksjon T_1 som ikke har noen inngående kanter i P(S)

2) Flytt alle operasjonene i T_1 til starten av S

$S = \ldots q_k(B) \ldots p_1(A) \ldots$

3) Nå har vi S_1 = <operasjonene i T_1> <resten av S>

4) Gjenta 1–3 for å serialisere resten av S!

Presedensgrafer (forts.)

TEOREM

P(S) er asyklisk $\Leftrightarrow$ S er konfliktserialiserbar

Bevis ($\Leftarrow$):

Anta at S er konfliktserialiserbar

Da finnes en seriell plan S_S som er konfliktekvivalent med S

Siden S_S er seriell, er $P(S_S)$ opplagt uten sykler

I følge foregående lemma er P(S) **=** $P(S_S)$

Følgelig er P(S) asyklisk

q.e.d.

Håndheving av serialiserbarhet og serialiserbarhetsprotokoller

- Metode 1:
  Kjør systemet og registrer P(S)
  På slutten av dagen sjekker vi om P(S) er sykelfri, dvs. om alt gikk bra
- Metode 2:
  Kontroller på forhånd at eksekveringsplanen aldri kan føre til at det blir sykler i P(S)

- Et regelverk som understøtter metode 2, kalles en ***serialiseringsprotokoll***

Låseprotokoller

Innfører to nye operasjonstyper:

Lock:	$l_i(A)$	T_i setter (eksklusiv) lås på A
Unlock:	$u_i(A)$	T_i frigir låsen på A

I tillegg må DBMS vedlikeholde en låstabell som viser hvilke dataelementer som er låst av hvilke transaksjoner

De fleste DBMS har en egen «lock-manager»-modul som holder styr på låstabellen

Låseregler i 2PL (2 Phase Locking)

- Regel 1: Velformede transaksjoner:
  Hvis T_i gjør en operasjon $p_i(A)$ som er involvert i en konflikt, skal T_i ha gjort $l_i(A)$ før den gjør $p_i(A)$, og den skal gjøre $u_i(A)$ etter at den har gjort $p_i(A)$

  Eks.: T_i: … $l_i(A)$ … $r_i(A)$ … $w_i(A)$ … $u_i(A)$ …

- Regel 2: Lovlige eksekveringsplaner:
  Eksekveringsplaner kan ikke tillate to transaksjoner å ha lås på samme dataelement samtidig

  Eks.: S: … $l_i(A)$ …… $u_i(A)$ …

  ingen $l_k(A)$

Eksekveringsplan S_F

T1	T2
l_1(A);Read(A)	
A←A+100;Write(A);u_1(A)	
	l_2(A);Read(A)
	A←Ax2;Write(A);u_2(A)
	l_2(B);Read(B)
	B←Bx2;Write(B);u_2(B)
l_1(B);Read(B)	
B←B+100;Write(B);u_1(B)	

A	B
25	25
125	
250	
	50
	150
250	150

Låseregler i 2PL (forts.)

- Regel 3: 2-faselåsing:
  En transaksjon som har utført en unlock-operasjon, har ikke lov til å utføre flere lock-operasjoner

  T_i = ... $l_i(A)$ ..... $u_i(A)$ .....

  ingen $u_i(B)$ — ingen $l_i(B)$

- Tiden frem til transaksjonens første unlock-operasjon kalles transaksjonens ***voksefase***
- Tiden fra og med transaksjonens første unlock-operasjon kalles transaksjonens ***krympefase***

Konfliktregler for lock/unlock

- $l_i(A)$, $l_k(A)$ gir konflikt
- $l_i(A)$, $u_k(A)$ gir konflikt

- Merk at følgende to situasjoner ***ikke*** gir konflikt:
  - $u_i(A)$, $u_k(A)$
  - $l_i(A)$, $r_k(A)$

Start av krympefasen

- En midlertidig hjelpedefinisjon:
  - Shrink(T_i) = Sh(T_i) = første unlock-operasjon T_i gjør
- Lemma: Hvis $T_i \rightarrow T_k$ i S, så er Sh(T_i) $<_S$ Sh(T_k)

  Bevis: At $T_i \rightarrow T_k$ betyr at

  S = … $p_i(A)$ … $q_k(A)$ …; der p_i og q_k er i konflikt

  Regel 1 sier at $u_i(A)$ må komme etter $p_i(A)$ og $l_k(A)$ før $q_k(A)$

  Regel 2 sier at $l_k(A)$ må komme etter $u_i(A)$. Altså har vi

  S = … $p_i(A)$ … $u_i(A)$ … $l_k(A)$ … $q_k(A)$ …;

  Regel 3 sier at Sh(T_i) ikke kan komme etter $u_i(A)$ og at Sh(T_k) må komme etter $l_k(A)$

  Dermed har vi bevist at Sh(T_i) må komme før Sh(T_k) i S

  q.e.d.

2PL sikrer konfliktserialiserbarhet

TEOREM Hvis en plan S overholder regel 1, 2 og 3, så er S konfliktserialiserbar

Bevis: I følge forrige teorem er det nok å vise at hvis en plan S overholder regel 1, 2 og 3, så er presedensgrafen P(S) sykelfri

Anta derfor (ad absurdum) at P(S) har en sykel

$T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow \ldots \rightarrow T_n \rightarrow T_1$

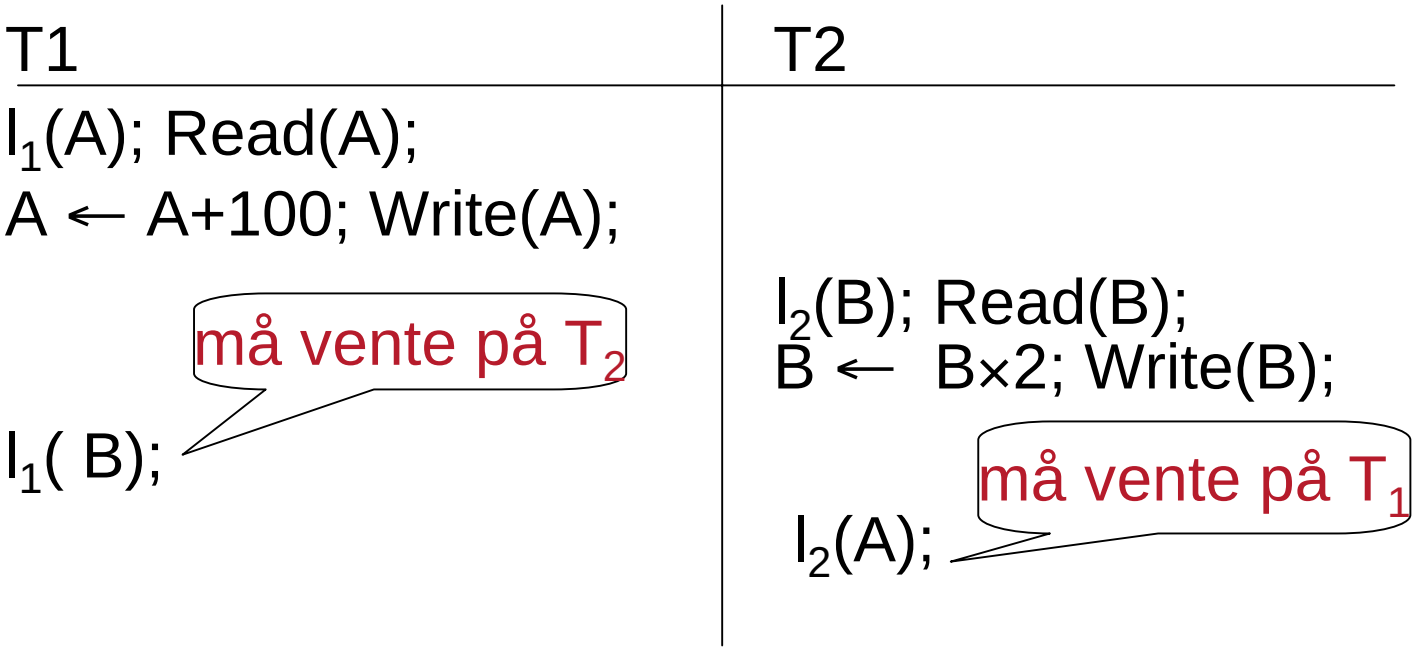
I følge lemmaet er da

$Sh(T_1) <_S Sh(T_2) <_S \ldots <_S Sh(T_n) <_S Sh(T_1)$

Men det er umulig, så P(S) er sykelfri

QED

Vranglås



Dette viser at 2PL ***ikke*** sikrer mot vranglås (deadlock)!

Lese- og skrivelåser

- For å få bedre samtidighet kan vi bruke to låsetyper:
- ***Leselås (Shared lock)*** som tillater andre transaksjoner å lese dataelementet, men ikke å skrive det
- ***Skrivelås (eXclusive lock)*** som hverken tillater andre transaksjoner å lese eller skrive dataelementet
- Notasjon:
  - $sl_k(A)$ – T_k setter leselås på A
  - $xl_k(A)$ – T_k setter skrivelås på A
  - $u_k(A)$ – T_k sletter sin(e) lås(er) på A
- $sl_k(A)$ blir ikke utført hvis noen annen transaksjon enn T_k har skrivelås på A
- $xl_k(A)$ blir ikke utført hvis en annen transaksjon enn T_k har låst A (det spiller ingen rolle om det er lese- eller skrivelås)

Regler for lese- og skrivelåser

- ***Velformede transaksjoner***
  Enhver transaksjon T_k må overholde disse tre reglene:
  - En $r_k(A)$ må komme etter en $sl_k(A)$ eller $xl_k(A)$ uten at det er noen $u_k(A)$ mellom dem
  - En $w_k(A)$ må komme etter en $xl_k(A)$ uten at det er noen $u_k(A)$ mellom dem
  - Etter en $sl_k(A)$ eller $xl_k(A)$ må det komme en $u_k(A)$
- ***2PL for transaksjoner***
  Enhver 2PL-transaksjon T_k må i tillegg overholde:
  - Ingen $sl_k(A)$ eller $xl_k(A)$ kan komme etter en $u_k(B)$ (uavhengig av hva A og B er)

Regler for lese- og skrivelåser (forts.)

- ***Lovlige eksekveringsplaner***
  Hvert dataelement er enten ulåst, eller det har én skrivelås, eller det har en eller flere leselåser

  Dette sikres ved at alle planer S følger disse reglene:
  - Hvis $xl_i(A)$ forekommer i S, må den etterfølges av en $u_i(A)$ før det kan komme en $xl_k(A)$ eller $sl_k(A)$ med $k \neq i$
  - Hvis $sl_i(A)$ forekommer i S, må den etterfølges av en $u_i(A)$ før det kan komme en $xl_k(A)$ med $k \neq i$
- Merk at det er tillatt for en transaksjon å ha både lese- og skrivelås på samme dataelement

  Dette gir større fleksibilitet og *kan* bidra til mer samtidighet (dette er situasjonsavhengig)

Konfliktserialiserbarhet av S/X-planer

TEOREM Hvis en plan S overholder reglene for lese- og skrivelåser på de to forrige lysarkene, så er S konfliktserialiserbar

Bevis: Nær identisk med beviset for at planer som bare bruker skrivelåser, sikrer konflikt-serialiserbarhet

Den eneste forskjellen er at vi får bruk for at hverken

$ls_i(A)$ fulgt av $ls_k(A)$

eller

$ls_i(A)$ fulgt av $u_k(A)$

er en konflikt

Kompatibilitetsmatriser

- Kompatibilitetsmatriser brukes for å lagre regelverket for tildeling av låser når vi benytter flere låstyper
- Matrisene har en rad og en kolonne for hver låstype
- Kompatibilitetsmatriser tolkes slik:

  Hvis T_i ber om å få satt en lås av type K på data-element A, får den det bare hvis det står 'Ja' i kolonne K i alle rader R i matrisen hvor noen annen T_k har en lås av type R på A
- Eksempel: Kompatibilitetsmatrise for S/X-låser

		S	X	(lås T ber om å få på A)
(lås som	S	Ja	Nei	
A har)	X	Nei	Nei	

Oppgradering av låser

- For å gi bedre samtidighet kan vi tillate T å først sette leselås og så oppgradere den til skrivelås ved behov
- Eksempel:

T_1	T_2
$sl_1(A)$; $r_1(A)$;	
	$sl_2(A)$; $r_2(A)$;
	$sl_2(B)$; $r_2(B)$;
$sl_1(B)$; $r_1(B)$;	
$xl_1(B)$; ***Avslått***	
	$u_2(A)$; $u_2(B)$;
$xl_1(B)$; $w_1(B)$;	
$u_1(A)$; $u_1(B)$;	

Oppgradering av låser (forts.)

- En ulempe er at å oppgradere låser gir økt risiko for vranglås
- Eksempel:

T_1	T_2
$sl_1(A)$; $r_1(A)$;	
	$sl_2(A)$; $r_2(A)$;
$xl_1(A)$; ***Avslått***	
	$xl_2(A)$; ***Avslått***

- Eksemplet illustrerer at protokoller som bruker oppgradering av låser, bare egner seg hvis det er mange flere lese- enn skrivetransaksjoner

Oppdateringslåser

- En oppdateringslås er en leselås som senere skal oppgraderes til en skrivelås
- Oppdateringslåser betegnes med U (Update lock)
- Kompatibilitetsmatrisen for S/X/U-låser finnes i to varianter (hvor den usymmetriske er mest vanlig):
  - en usymmetrisk som prioriterer skrivetransaksjoner
  - en symmetrisk som prioriterer lesetransaksjoner

Komp.matrise		S	X	U	(ønsket lås)
	S	Ja	Nei	Ja	
(holdt lås)	X	Nei	Nei	Nei	
	U	J/N	Nei	Nei	

Oppdateringslåser (forts.)

- Planer som gir vranglås på grunn av oppgraderinger av lese- til skrivelåser, gjør det ikke med bruk av oppdateringslåser
  (**NB** Det kan være andre årsaker til vranglås!)
- Eksempel (Det som ga vranglås i sted (ark 37)):

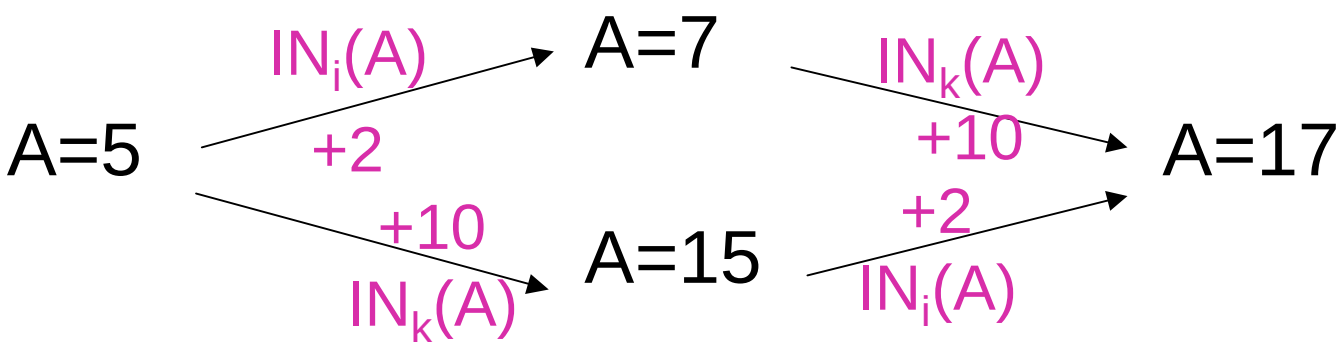
T_1	T_2
$ul_1(A)$; $r_1(A)$;	
	$ul_2(A)$; ***Avslått***
$xl_1(A)$; $w_1(A)$; $u_1(A)$;	
	$ul_2(A)$; $r_2(A)$;
	$xl_2(A)$; $w_2(A)$; $u_2(A)$;

Inkrementlåser

- Atomisk inkrementoperasjon: $IN_i(A)$

  {Read(A); A ← A+v; Write(A)}

  (**NB** Her gjøres Read og Write bare fra og til hukommelsen, ***ikke til disk*** !!)
- $IN_i(A)$ og $IN_k(A)$ er ikke i konflikt!



Inkrementlåser (forts.)

- Hensikten er å effektivisere bokholderitransaksjoner
- Inkrementlåser betegnes med I (Increment lock)
- Inkrementlåser er i konflikt med både lese- og skrivelåser, men ikke med andre inkrementlåser
- Her er kompatibilitetsmatrisen for S/X/I-låser:

Komp.matrise		S	X	I	(ønsket lås)
	S	Ja	Nei	Ja	
(holdt lås)	X	Nei	Nei	Nei	
	I	Nei	Nei	Ja	

Låshåndtering (Lock Scheduling)

- I praksis vil ikke noe DBMS la transaksjonene sette eller frigi noen låser selv
- Transaksjonene utfører bare operasjonene read, write, commit og abort, og eventuelt update og increment
- Låsene legges inn i transaksjone og settes og frigis av en egen modul i DBMS kalt ***låshåndtereren***
  (Lock Scheduler (i noen DBMS kalt Lock Manager))
- Låshåndtereren bruker en egen intern datastruktur, ***låstabellen***, til å administrere låsene
- Låstabellen er ikke en del av bufferområdet;
  den er utilgjengelig for transaksjonene

Låshåndtering (forts.)

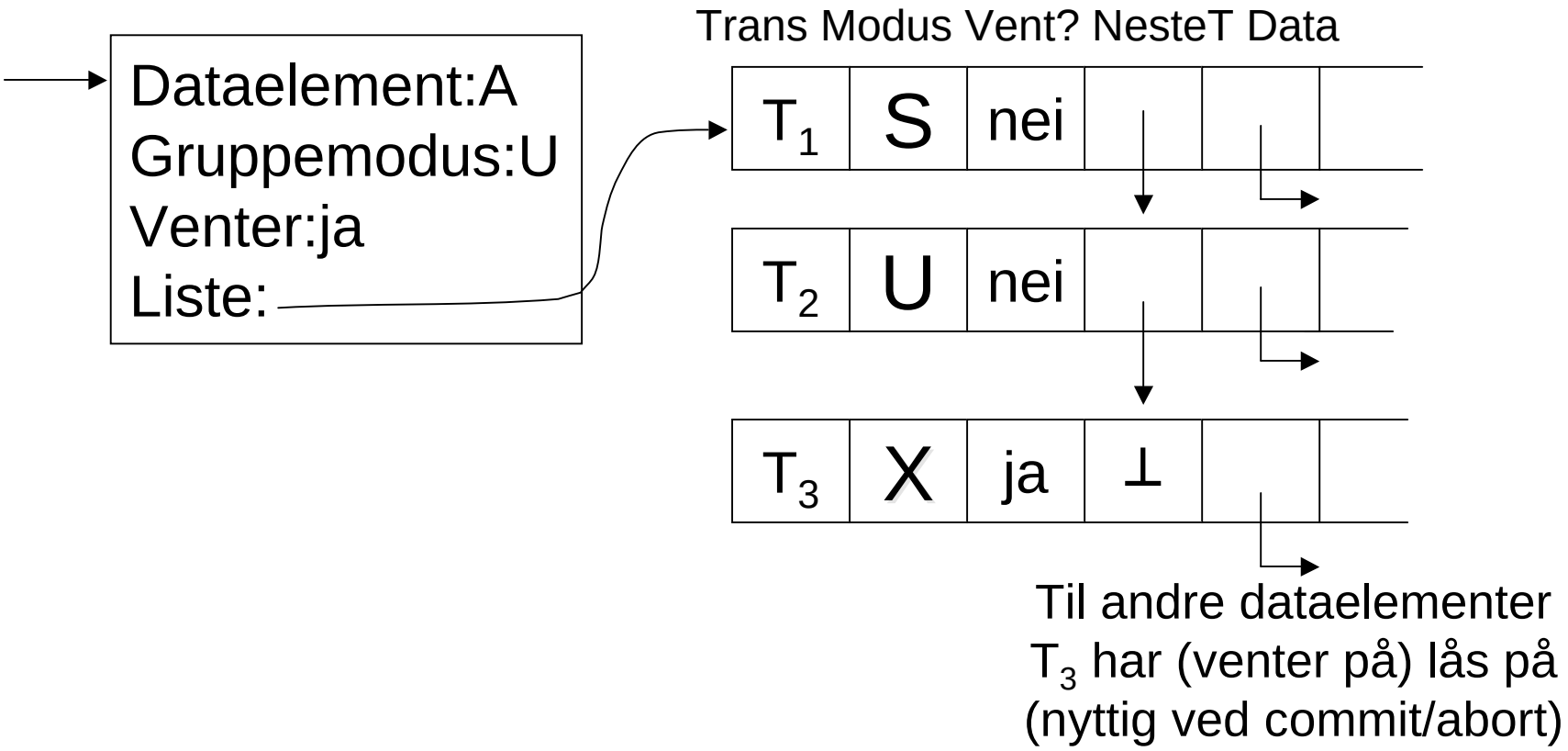
Låshåndtereren består av to deler:

- Del I analyserer hver transaksjon T og legger inn «riktige» låsekrav foran operasjonene i T og legger kravene i låstabellen
  Hvilke krav den velger, er avhengig av hvilke låstyper som er tilgjengelige
- Del II kontrollerer om operasjonene og låskravene den mottar fra del I kan utføres
  De som ikke kan det, legges i en kø for å vente på at den låsen som hindrer utførelsen blir fjernet
  (det er en kø for hver lås)
- Når T gjør commit (eller abort), sletter del I alle låser satt av T og varsler del II som sjekker ventekøene for disse låsene og lar de transaksjonene som kan, fortsette

Låstabellen

- Låstabellen er logisk sett en tabell som for hvert dataelement i databasen inneholder all låsinformasjon for dette elementet
- I praksis organiseres låstabellen som en hashtabell med dataelementets adresse som nøkkel
- Ulåste dataelementer er ikke med i låstabellen
- Låstabellen er derfor proporsjonal med antall ønskede og innvilgede låser, og ikke med antall dataelementer
- For hver A i låstabellen lagres følgende informasjon:
  - Gruppemodus (strengeste lås som holdes på A)
  - Et venteflagg som sier om noen venter på å få låse A
  - En liste over de T som har, eller venter på, lås på A

Eksempel på låsinfo for et dataelement A



Granularitet og varsellåser

- Begrepet dataelement er med vilje udefinert
  Tre naturlige granulariter på dataelementer er:
  - en relasjon – et naturlig største (låsbare) dataelement
  - en blokk – en relasjon består av en eller flere blokker
  - et tuppel – en blokk kan inneholde ett eller flere tupler
- Forskjellige transaksjoner kan samtidig ha behov for låser på alle disse nivåene
- For å få til det innfører vi varsellåser, IS og IX, som sier at vi har til hensikt å sette henholdsvis en lese- eller skrivelås lenger ned i hierarkiet

Varsellåser (forts.)

Komp.matrise		IS	IX	S	X	(ønsket lås)
	IS	Ja	Ja	Ja	Nei	
(holdt lås)	IX	Ja	Ja	Nei	Nei	
	S	Ja	Nei	Ja	Nei	
	X	Nei	Nei	Nei	Nei	

- Eksempel: T vil skrive tuppel A i blokk B i relasjon R
  1. Hvis R hverken har S-lås eller X-lås, setter T IX-lås på R
  2. Fikk T satt IX-lås på R, sjekker den om B har S- eller X-lås
     Har ikke B det, setter T IX-lås på B
  3. Fikk T satt IX-lås på B, sjekker den om A har noen lås
     Har ikke A det, setter T X-lås på A og kan skrive A
- Merk at hvis en transaksjon T har en skrivelås på R,
  kan ingen andre skrive noe tuppel i R før T sletter låsen

Håndtering av fantomtupler

- Eksempel:
- Vi skal summere et felt for alle tuplene i en relasjon R
- Før summeringen setter vi leselås på alle tuplene i R for å sikre oss et konsistent svar
- Under summeringen legger en annen transaksjon inn et nytt tuppel i R, noe som gjør at summen kan bli gal
- Dette er mulig fordi tuppelet ikke eksisterte da vi satte våre leselåser (et slikt tuppel kalles et ***fantomtuppel***)
- Løsningen er å sette en IS-lås på relasjonen
  Da får ingen legge inn nye tupler før låsen er slettet