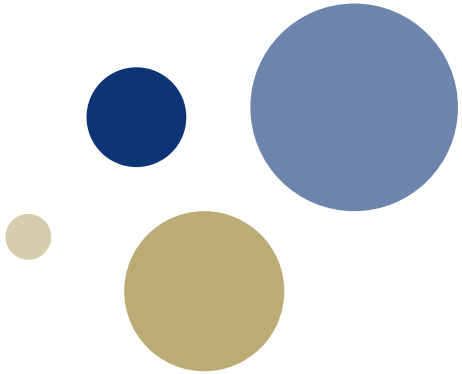
NTNU

Kunnskap for en bedre verden



Transaksjoner, seksjon 15-18

Svein Erik Bratsberg, IDI/NTNU

Versjon 13.april 2026

Innhold

- Seksjon 15 og 16 (pensumnotat)
  - Hvorfor transaksjoner?
  - Transaksjoner og SQL
  - Transaksjonsteori
- Seksjon 17
  - Flerbrukerkontroll (CC)
  - Korrekthet
  - Låsing
  - SNAPSHOT ISOLATION
- Seksjon 18
  - Logging og recovery
  - Abortering av transaksjoner
  - Krasjrecovery

Hvorfor transaksjoner?

- Støtter deling og samtidig aksess av data
  - Flerbrukerkontroll. READ COMMITTED, SNAPSHOT ISOLATION, SERIALIZABLE
- Støtter sikker, pålitelig, atomisk aksess til store mengder data
  - Recovery: Rollback og krasjrecovery

Databaseoperasjoner

- X – databaseobjekt: post eller blokk
  - read(X)
  - r(X)
  - write(X)
  - w(X)
- Tilhørende transaksjon 1
  - $read_1(X)$
  - $r_1(X)$
- Commit1 c_1 suksess: avslutting av transaksjon 1
- Abort1 a_1 abortering av transaksjon 1

Samtidighetsproblemer, eksempel

- To transaksjoner

```
T1:    BEGIN  A=A+100,   B=B-100   END
T2:    BEGIN  A=1.06*A,  B=1.06*B  END
```

```
T1:    A=A+100,                    B=B-100
T2:                A=1.06*A,                   B=1.06*B
```

```
T1:    A=A+100,                                B=B-100
T2:                A=1.06*A, B=1.06*B
```

Samtidighetsproblemer (2)

T1:	R(A), W(A),		R(B), W(B)
T2:		R(A), W(A), R(B), W(B)	

- $r_1(A)$; $w_1(A)$; $r_2(A)$; $w_2(A)$; $r_2(B)$; $w_2(B)$; $r_1(B)$; $w_1(B)$;

Samtidighetsproblemer, klasser

- Dirty read

```
T1:     R(A), W(A),                          R(B), W(B), Abort
T2:                    R(A), W(A), C
```

- Dirty write

```
T1:     W(A),                          W(B), C
T2:             W(A), W(B), C
```

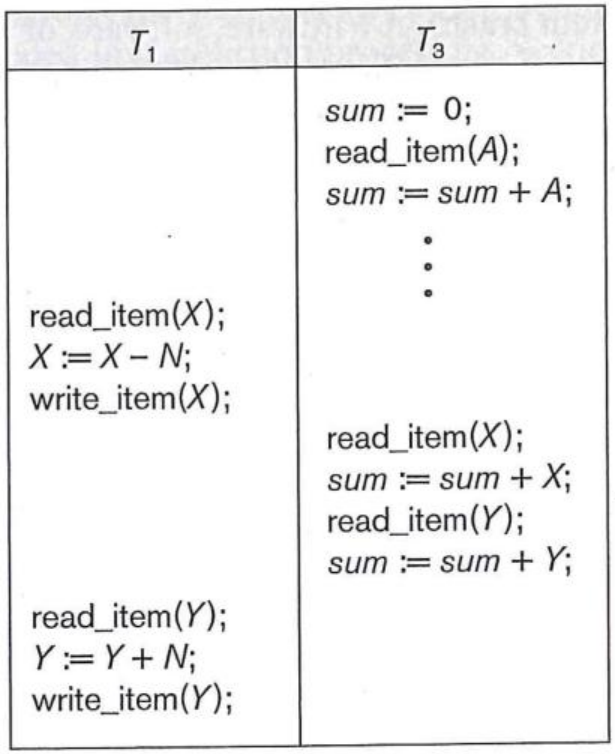
Samtidighetsproblem, klasser (2)

- Example: Dirty write
  - w1(buyer='Alice'); w2(buyer='Bob'); w2(invoice='Bob'); w1(invoice='Alice');
- Unrepeatable read / «read skew»

- Incorrect summery
  - En transaksjon beregner en aggregatfunksjon mens en annen gjør en oppdatering
  - Figur 20.3 (c)

Incorrect summary

(c)



T_1	T_3
	$sum := 0;$ read_item(A); $sum := sum + A;$ • • •

read_item(X);
$X := X - N;$
write_item(X);	

	read_item(X);
	$sum := sum + X;$
	read_item(Y);
	$sum := sum + Y;$

read_item(Y);
$Y := Y + N;$
write_item(Y);	

T_3 reads X after N is subtracted and reads Y before N is added; a wrong summary is the result (off by N).

Oppgave

- Se på følgende historier:
- **H1**: r1(A); w1(A); r1(B); w2(A); w2(B); w1(B); c1; c2;
- **H2**: r1(A); w1(A); r2(A); w2(A); c2; r1(B); a1;
- Hva er problemene for H1 og H2?
  - Unrepeatable read
  - Dirty read
  - Dirty write

Hvorfor trenger vi recovery?

- To typer recovery (gjenoppretting)
- En transaksjon ruller tilbake (aborteres)
  - Uventet situasjon
  - Manglende data
  - Brukeren bestemmer det
  - Samtidighetskontrollen bestemmer det (CC)
- Systemkrasjrecovery
  - Databasesystemet, operativsystemet eller datamaskinen krever en restart

ACID – egenskaper ved en transaksjon

Transaksjon: en gruppering av operasjoner mot databasen som er

- **A** – atomiske: enten kjører de fullstendig, eller så kjører de ikke
- **C** – consistency: overholder konsistenskrav (primary key, references, check, osv)
- **I** – isolation: som er isolert fra hverandre. Merker ikke at noen kjører samtidig.
- **D** – durability: er permanente, dvs. mistes ikke etter commit.

En transaksjon er vanligvis en logisk operasjon eller oppgave

Eksempler på transaksjoner

- En gruppering av operasjoner mot databasen
- Banktransaksjon
- Kjøp av mange varer
- Kjøp en flyreise
- Tegn en polylinje
- Fyll ut et skjema
- Lever en eksamen
- Setter inn poster som har indekselementer som også må oppdateres
- …..

Commit/Abort

- En transaksjon slutter med
- **COMMIT**: Alt gikk bra og endringene fra transaksjonen finnes i databasen. Connection.commit();
- **ROLLBACK** (abort): Transaksjonen rulles tilbake (aborteres) og ingen endringer fra transaksjonen finnes i databasen. Connection.rollback();
- **Autocommit**: Hver SQL-setning er en egen transaksjon. Kan skrus på. Default av i Python/SQLite3-API. Settes via isolation_level i connection-objektet.

Commit/abort (2)

- SET AUTOCOMMIT=0;
  UPDATE Account SET b = b - 1000 WHERE id=123123;
  UPDATE Account SET b = b + 1000 WHERE id=234234;
  COMMIT;
- Ekt-eksempel RegMålCtrl
  INSERT INTO Reg VALUES (1,123123,31,100);
  INSERT INTO Reg VALUES (2,123123,32,120);
  ….
  INSERT INTO Reg VALUES (9,123123,175,245);
  UPDATE Loper SET status = ‘ok’
  WHERE brikkenr=123123;
  COMMIT;

SQLs isolasjonsnivå

- SET TRANSACTION ISOLATION LEVEL
  READ UNCOMMITTED
  READ COMMITTED
  REPEATBALE READ
  SERIALIZABLE (default)
- Mer isolasjon/ «korrekthet» nedover
- Mindre samtidighet nedover
- Egenskaper vi vill unngå:
  - Dirty read
  - Unrepeatable read
  - Unngå fantomer: Hvis T leser en mengde verdier basert på en søkebetingelse, så vil ikke denne mengden endres av andre før T er ferdig. Aktuelt ved reskanning (nested loop f.eks)

SQLs isolasjonsnivå (2)

Isolation Level	Dirty Read	Unrepeatable Read	Phantom Problem
Read Uncommitted	Maybe	Maybe	Maybe
Read Committed	No	Maybe	Maybe
Repeatable Reads	No	No	Maybe
Serializable	No	No	No

Quiz 1

- Hvorfor må en transaksjon rulles tilbake?
  1. Tabellen er ikke på 1. normalform
  2. Samtidighetskontrollen bestemte det
  3. Pga. dirty read
  4. Brukeren angret seg
- ACID betyr
  1. Atomicity, Concurrency, Isolation, Durability
  2. Atomicty, Consistency, Isolation, Database
  3. Attribute, Consistency, Isolation, Durability
  4. Atomicity, Consistency, Isolation, Durability

Quiz 2

- Hva er AUTOCOMMIT?
  1. Databasen har en konsistent tilstand
  2. SQL commiter når loggen er full
  3. Hver SQL-setning er en egen transaksjon
  4. Du har bestemt deg for bilkjøpet
- Hva er problemet med SERIALIZABLE?
  1. Du får mye dirty read
  2. Tillater lite samtidighet
  3. Svak isolasjon
  4. Vanskelig å få til DURABILITY

READ COMMITTED

1. Når du leser fra databasen, vil du kun se data som er committed (ingen *dirty reads*).
2. Når du skriver til databasen, skriver du kun over data som er committed (ingen *dirty writes*).

READ COMMITED er default i Oracle, MS SQL Server og PostgresSQL.

To metoder brukes for å støtte dette.

1. *Låsing*. Transaksjonene setter skriverlåser før de skriver data. Låsene slippes ved commit. Før de leser et element, så setter transaksjonen *leselås*, og slipper denne etter at dataelementet er lest.
2. *Snapshot isolation*. Mange databaser hindrer dirty reads ved å beholde gamle verdier for data ved skriving inntil commit av transaksjonen. Read-transaksjoner kan lese den gamle verdien. Når den nye verdien er committed, kan andre transaksjoner ta den i bruk. Å ha leselåser vil holde alle writes unna, så det gjør man ikke. Dette kalles også for *multi-version concurrency control*.

SNAPSHOT ISOLATION

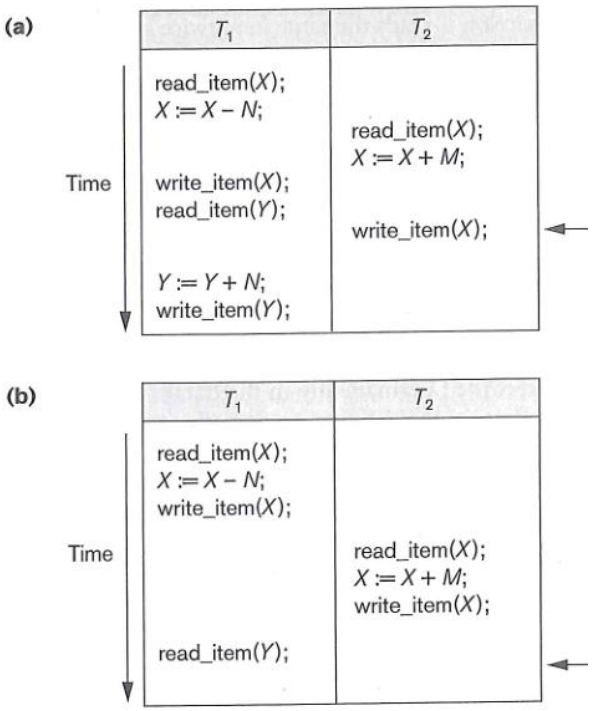
- Snapshot isolation brukes som løsning på “unrepeatable read” (“read skew”).
- Brukes av PostgreSQL, MySQL/InnoDB, Oracle, SQL Server, og andre
- Bruker write locks, men reads krever ikke låser
- Lesere blokkerer aldri skrivere, skrivere blokkerer aldri lesere
- Multiversion concurrency control (MVCC). Lagrer flere versjoner av oppdaterte rader. En for hver snapshot.
- Mer om dette i TDT4225

Transaksjonshistorie

- **Historie** (schedule)
  Liste av aksjoner
  read, **w**rite, **a**bort, **c**ommit
  for en mengde transaksjoner
- Fra figur 20.3 a) og b):

  H_a: $r_1(X);r_2(X);w_1(X);r_1(Y);w_2(X);w_1(Y);$

  H_b: $r_1(X);w_1(X);r_2(X);w_2(X);r_1(Y);a_1;$



Transaksjonshistorie - konflikt

- **Konflikt:**
  To operasjoner fra en historie er i konflikt hvis
- (1) de tilhører forskjellige transaksjoner
- (2) de bruker samme dataelement
- (3) minst en av operasjonene er en write
  - H_a: $r_1(X)$ og $w_2(X)$ er i *konflikt*
  - H_a: $w_1(X)$ og $w_2(X)$ er i *konflikt*
  - H_a: $r_1(X)$ og $r_2(X)$ er *ikke i konflikt*
- To operasjoner er i konflikt hvis endring av rekkefølgen endrer resultatet på databasen

Transaksjoner og gjenopprettbarhet

- **Gjenopprettbar historie** (recoverable schedule):
  Hver transaksjon committer etter at transaksjoner de har lest fra har committet.
  H_1: $w_2(A)$; $w_1(B)$; $w_1(A)$; $r_2(B)$; c_1; c_2;

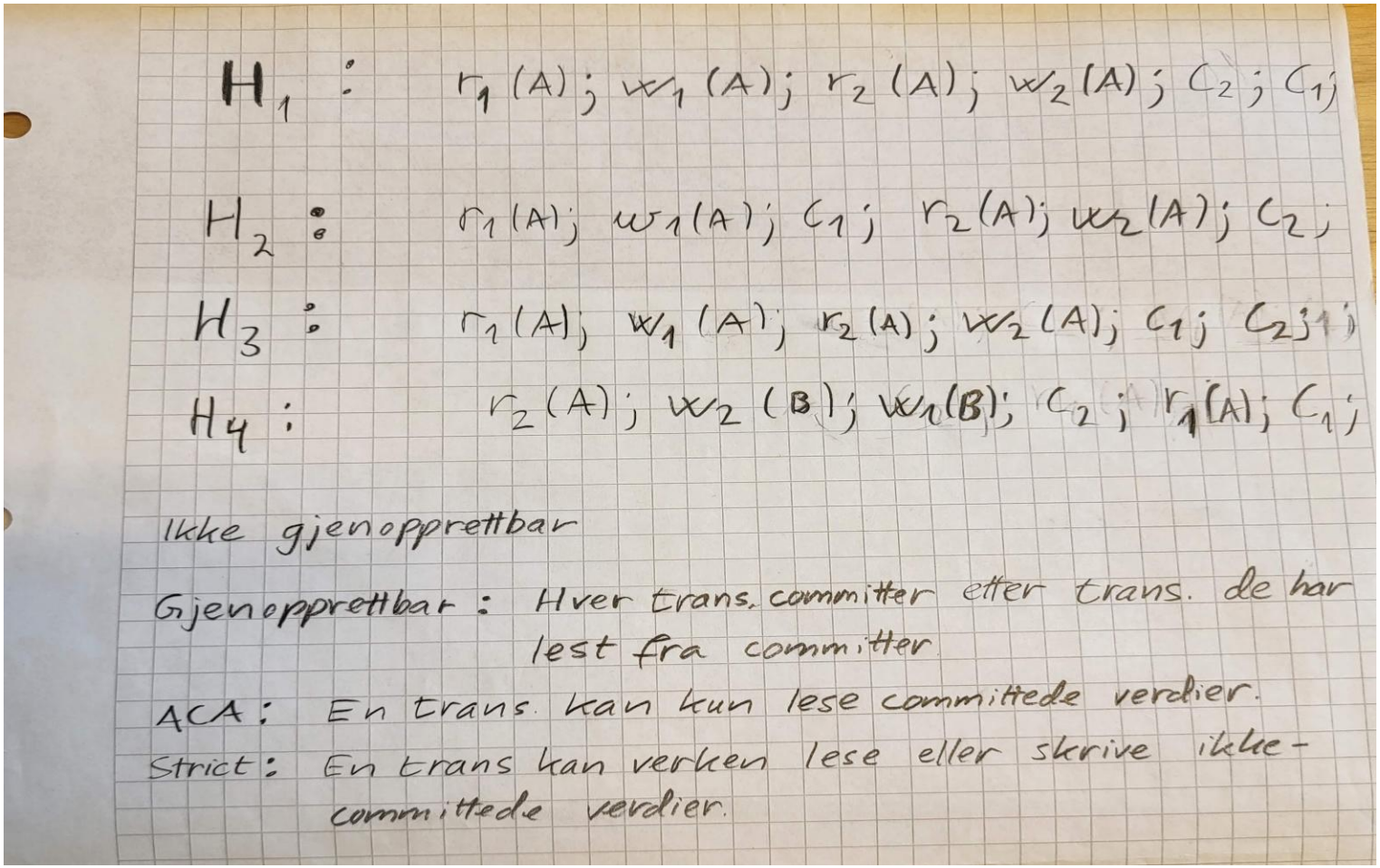
- Historier som unngår galopperende abort (avoid cascading abort – **ACA**):
  Når transaksjoner kun kan lese verdier skrevet av committede transaksjoner.
  H_1 er ikke ACA.
  H_2: $w_1(A)$; $w_1(B)$; $w_2(A)$; c_1; $r_2(B)$; c_2;

Historier og gjenopprettbarhet (2)

- **Strikt historie**:
  Når transaksjonene verken kan lese eller skrive ikke-committede verdier
  H_3: $w_1(A)$; $r_1(B)$; $w_2(B)$; c_1; $w_2(A)$; c_2;
- Kan gjøre *undo recovery* ved *before image* fra loggen
- Sammenheng:

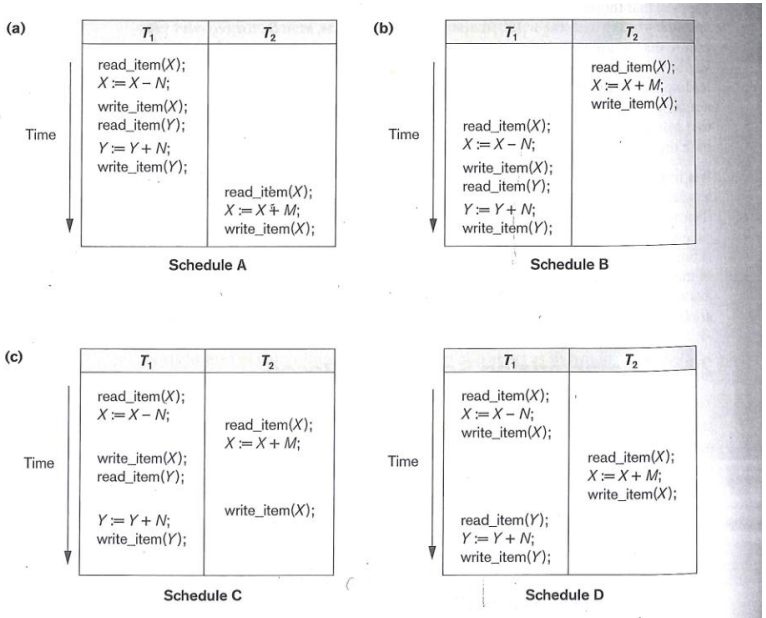
$$Strikt \subset ACA \subset Gjennopprettbar \subset Alle\ historier$$

Oppgaver


H_1 : $r_1(A)$; $w_1(A)$; $r_2(A)$; $w_2(A)$; c_2; c_1;
H_2 : $r_1(A)$; $w_1(A)$; c_1; $r_2(A)$; $w_2(A)$; c_2;
H_3 : $r_1(A)$; $w_1(A)$; $r_2(A)$; $w_2(A)$; c_1; c_2;
H_4 : $r_2(A)$; $w_2(B)$; $w_1(B)$; c_2; $r_1(A)$; c_1;
Ikke gjenopprettbar
Gjenopprettbar : Hver trans. committer etter trans. de har lest fra committer
ACA : En trans. kan kun lese committede verdier.
Strict : En trans kan verken lese eller skrive ikke-committede verdier.

Historier og serialiserbarhet

- **Seriell historie**
  Historie som ikke fletter operasjoner fra forskjellige transaksjoner. Kjører etter hverandre
- **Serialiserbar historie**
  Historie som har samme effekt på databasen som en seriell historie (resultatekvivalent)
- Figur 20.5



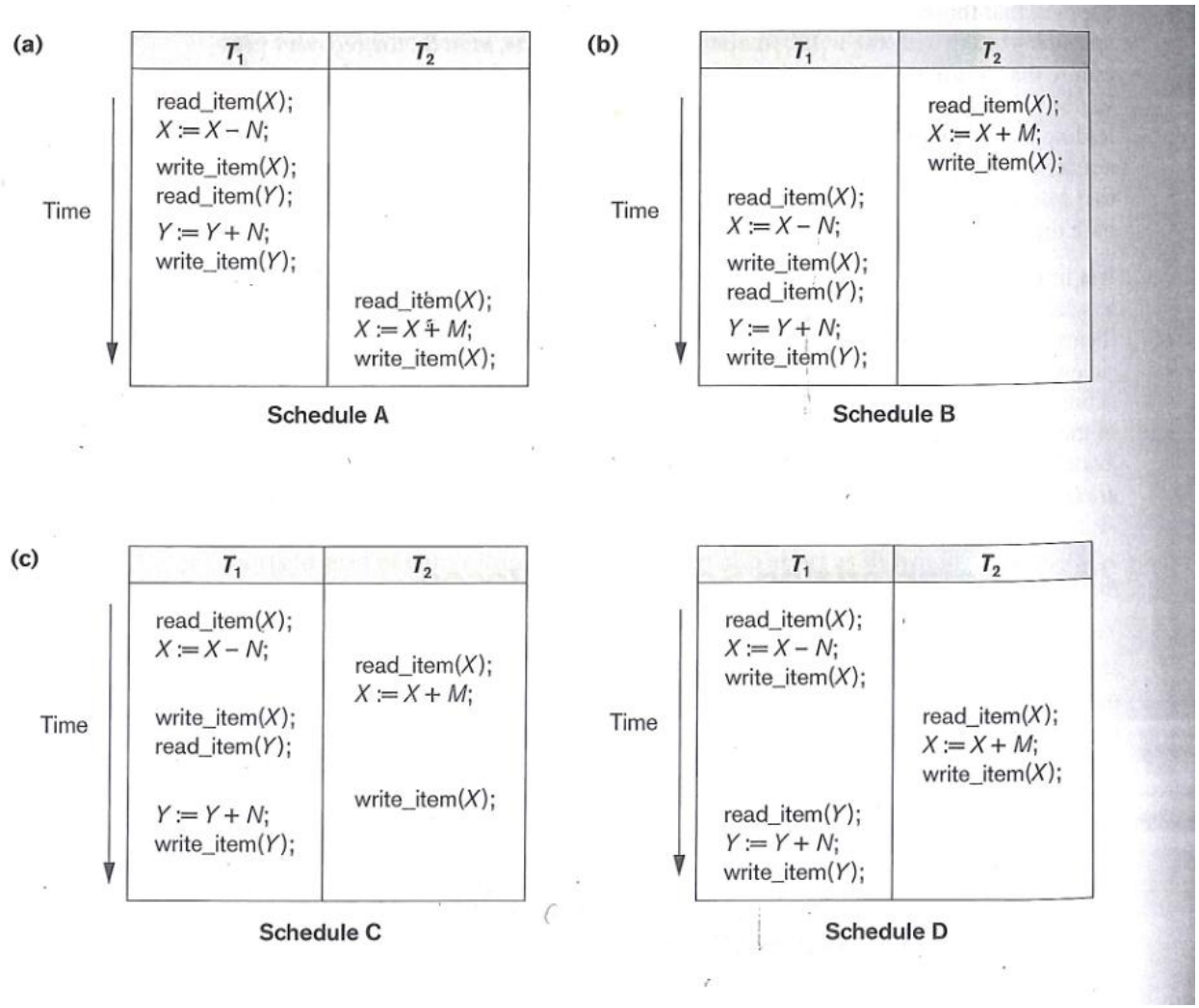
Historier og serialiserbarhet (2)

- Vi ønsker *serialiserbare* og ikke kreve serielle historier fordi vi ønsker samtidighet
  1. Parallelle tråder
  2. Diskaksess – andre tråder kan jobbe så lenge

Konfliktserialiserbarhet

- Konflikt mellom to operasjoner
  - $r_1(A)$ og $w_2(A)$
  - $w_1(A)$ og $r_2(A)$
  - $w_1(A)$ og $w_2(A)$
- To historier er *konfliktekvivalente* hvis de har samme rekkefølge for operasjoner med konflikt
- En historie er *konfliktserialiserbar* hvis den er konfliktekvivalent med en seriell historie
- Konfliktserialiserbarhet impliserer serialiserbarhet, men ikke nødvendigvis motsatt
- Figur 20.5 c) og d)

Konfliktserialiserbarhet



Presedensgraf

- Rettet graf
- *Noder*: transaksjoner i historie H
- *Kanter*: T_1 -> T_2 finnes når det finnes en operasjon i T_1 som er i konflikt med en operasjon i T_2, og T_1s operasjon skjer før T_2s operasjon
- Hvis en presendensgraf ikke har *sykler*, er historien **konfliktserialiserbar**
- H_1: $r_2(A)$; $r_1(B)$; $w_2(A)$; $r_3(A)$; $w_1(B)$; $w_3(A)$; $r_2(B)$; $w_2(B)$;
- $H_{2:}$ $r_2(A)$; $r_1(B)$; $w_2(A)$; $r_2(B)$; $r_3(A)$; $w_1(B)$; $w_3(A)$; $w_2(B)$;

Serialiserbarhet ved låsing

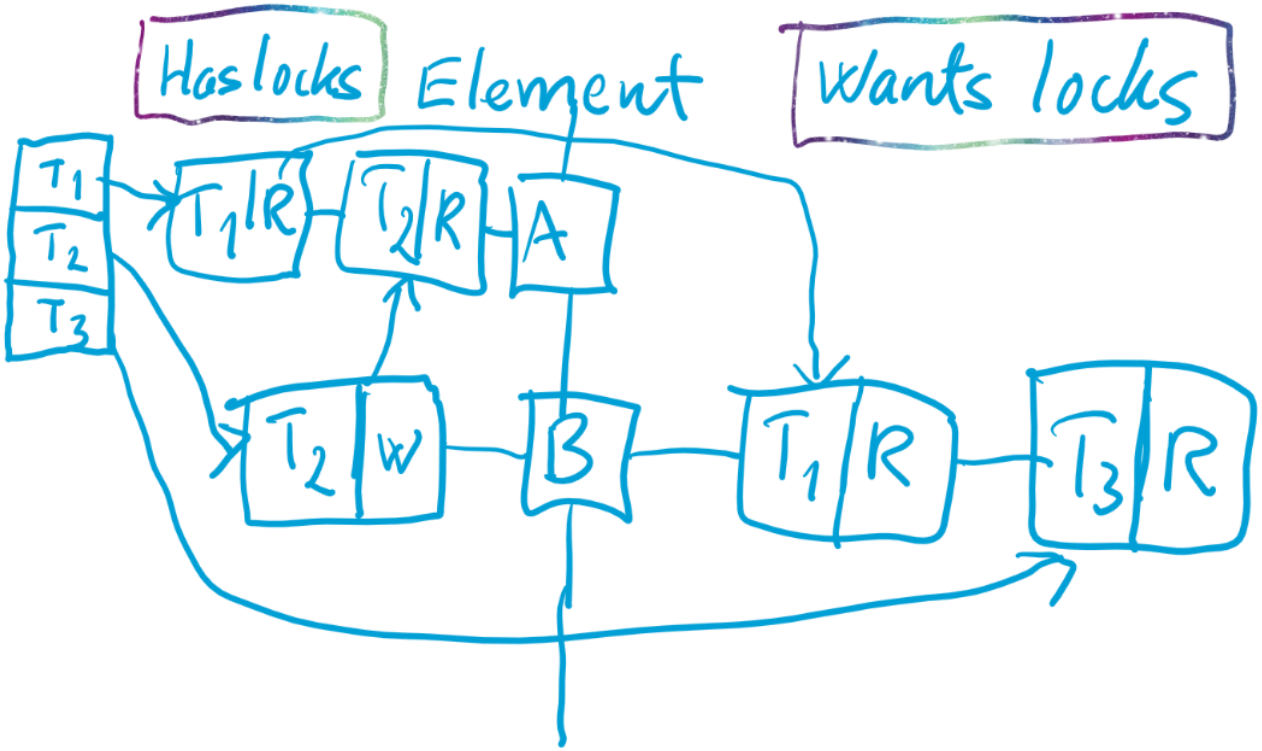
- Bruker låser av dataelement (poster eller blokker) for å garantere konfliktserialiserbarhet
- Låsetyper
  - **Read_lock (X)** (delt lås)
  - **Write_lock (X)** (eksklusiv lås)
- Flere transaksjoner kan ha read_lock (delt lås) på samme dataelement samtidig.
- Det er også mulig med oppgradering og nedgradering av låser.
  - Read_lock -> Write_lock
  - Write_lock -> Read_lock

Implementasjon av låser

- Låsetabell i minne
  - Postlåser
  - Blokklåser
  - Tabellåser
  - Verdiområdelåser (unngå fantomer)
  - Predikatlåser (unngå fantomer)
- Eksempel:
  - $w_2(B); r_1(A); r_2(A); r_1(B); r_3(B);$

Låseimplementasjon

- $w_2(B); r_2(A); r_1(A); r_1(B); r_3(B);$



2PL – tofaselåsing (two-phase locking)

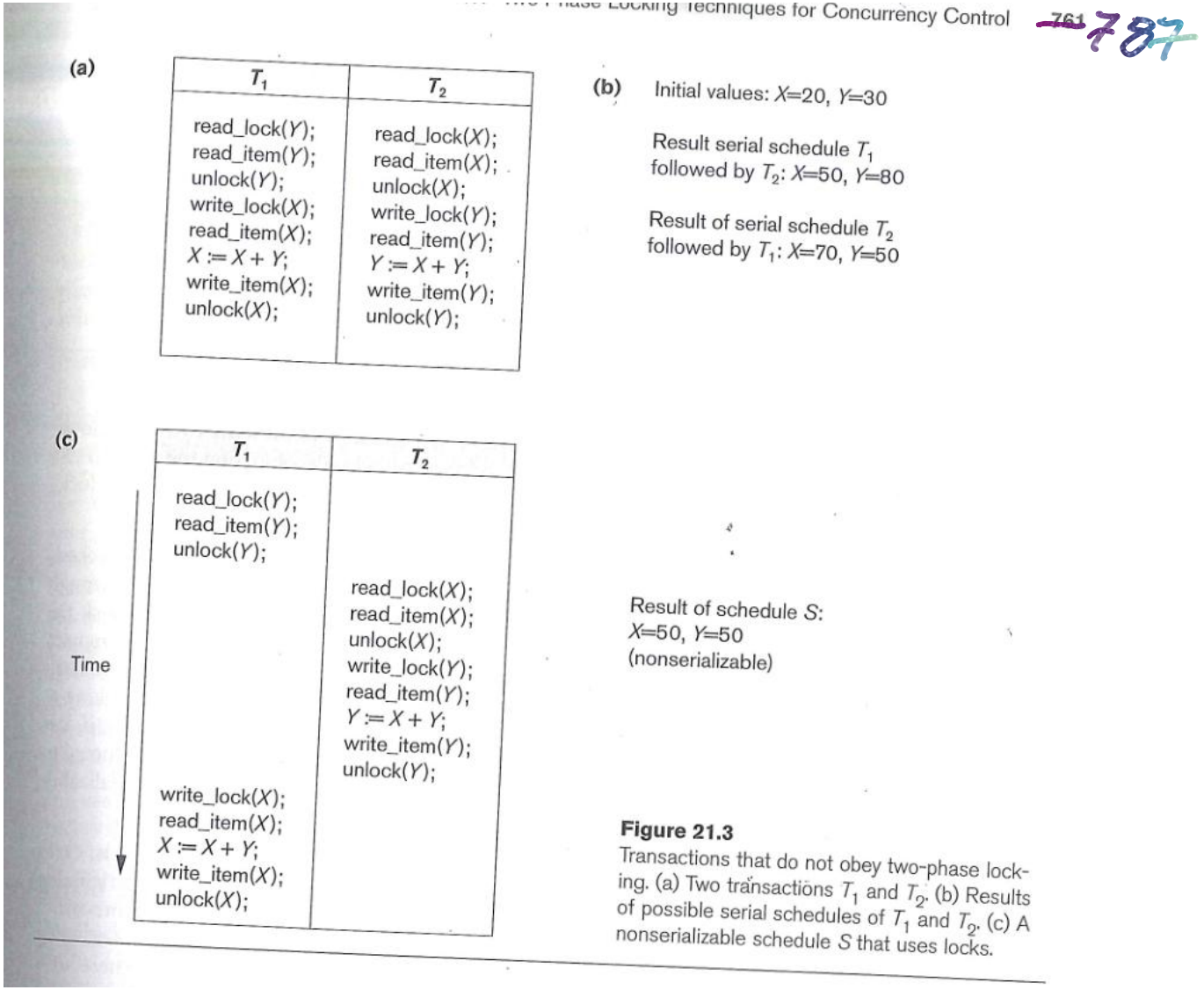
- En transaksjon har tofaselåsing hvis alle låseoperasjoner skjer før alle opplåsingsoperasjoner

T1	T2
	Write_lock(X)
Write_lock(X)	Read(X)
wait	X = X + 1000
wait	Write(X)
wait	Commit / Unlock(X)
Read(X)	
X = X – 100	
Write(X)	
Commit / Unlock(X)	

2PL og «incorrect summary»

T1	T2
Write_lock(X)	Sum = 0
Read(X)	Read_lock(X)
X = X - 100	Wait
Write(X)	Wait
Write_lock(Y)	Wait
Read(Y)	Wait
Y = Y + 100	Wait
Write(Y)	Wait
Commit / Unlock (X, Y)	Wait
	Read(X)
	Sum = Sum + X
	Read_lock(Y)
	Read(Y)
	Sum = Sum + Y
	Commit / Unlock (X,Y)

2PL impliserer serialiserbarhet



Two-Phase Locking Techniques for Concurrency Control 761 787

(a)

T_1	T_2

read_lock(Y);
read_item(Y);
unlock(Y);
write_lock(X);
read_item(X);
$X := X + Y$;
write_item(X);
unlock(X);
	read_lock(X);
	read_item(X);
	unlock(X);
	write_lock(Y);
	read_item(Y);
	$Y := X + Y$;
	write_item(Y);
	unlock(Y);

(b) Initial values: X=20, Y=30

Result serial schedule T_1 followed by T_2: X=50, Y=80

Result of serial schedule T_2 followed by T_1: X=70, Y=50

(c)

T_1	T_2

read_lock(Y);
read_item(Y);
unlock(Y);	

	read_lock(X);
	read_item(X);
	unlock(X);
	write_lock(Y);
	read_item(Y);
	$Y := X + Y$;
	write_item(Y);
	unlock(Y);

write_lock(X);
read_item(X);
$X := X + Y$;
write_item(X);
unlock(X);	

Time

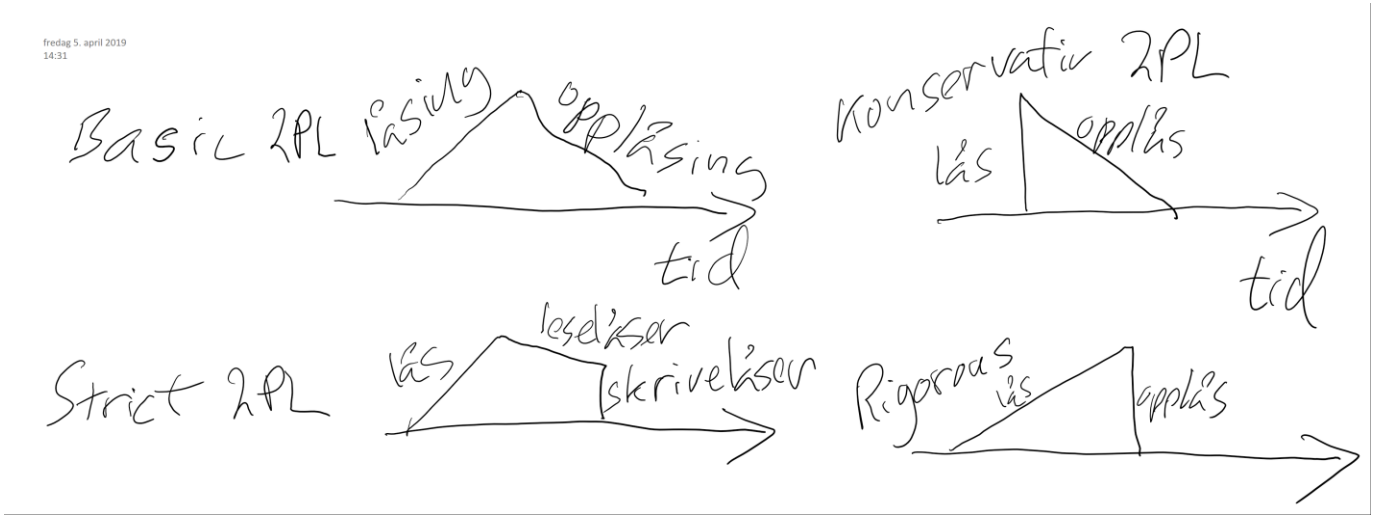
Result of schedule S: X=50, Y=50 (nonserializable)

Figure 21.3
Transactions that do not obey two-phase locking. (a) Two transactions T_1 and T_2. (b) Results of possible serial schedules of T_1 and T_2. (c) A nonserializable schedule S that uses locks.

2PL-modeller

- Tofaselåsing impliserer serialiserbarhet

- **Basic 2PL**: «Symmetrisk fjell»
- **Konservativ 2PL**: Låser alt man trenger aller først
- **Strict 2PL**: Opplåsing av skrivelåser etter commit/abort
- **Rigorous 2PL**: Opplåsing etter commit/abort



Vranglås

- To eller flere transaksjoner venter gjensidig på hverandres låser

T1	T2
Read_lock(X)	Read_lock(Y)
Write_lock(Y)	Write_lock(X)

- Kan løses ved forskjellige metoder
  - Unngåelse
  - Oppdagelse
  - Timeout

Vranglåsoppdagelse

- Den vanligste løsningen
- Konstruer wait-for-grafen:
  - Hver transaksjon er en node
  - Hvis $\mathbf{T_i}$ venter på en lås holdt av $\mathbf{T_j}$, får vi en rettet kant $\mathbf{T_i}$ -> $\mathbf{T_j}$
- Vi har vranglås hvis grafen har sykler
- Prøv å abortere en transaksjon og se om sykelen forsvinner

Timeout

- Den enkleste løsningen
- La hver transaksjon ha en timeout.
- Hvis timeouten går, aborter transaksjonen
- Vanskelig å sette timeouten riktig

Rigorous 2PL eksempel

- H_1: $r_1(A)$; $w_2(A)$; $w_2(B)$; $w_3(B)$; $w_1(B)$; C_1; C_2; C_3;
- H_2: $r_1(A)$; $w_2(B)$; $w_2(A)$; $w_3(B)$; $w_1(B)$; C_1; C_2; C_3;
- For *låsing*: Hvis en transaksjon blir blokkert, blir alle operasjoner i transaksjonen satt på vent, mens de neste operasjonene i historien blir utført i sekvens.

Multiversjons-CC

- CC = Concurrency Control
- Brukes mye i dagens SQL-databaser
- La en leseoperasjon som er i konflikt, lese en gammel versjon.
- Tradisjonelt basert på tidsstempelordning (timestamp ordering).
- Men bruker SNAPSHOT ISOLATION i dag

SNAPSHOT ISOLATION

- Transaksjon 1 leser gammel versjon av B fordi T1 startet før T2 comittet.
- Nye transaksjoner, startet etter C2, vil lese de nye verdiene av A og B.

T_1: $r_1(A)$; $r_1(B)$; C_1;

T_2: $w_2(A)$; $w_2(B)$; C_2;

SNAPSHOT ISOLATION (2)

- To måter i praksis

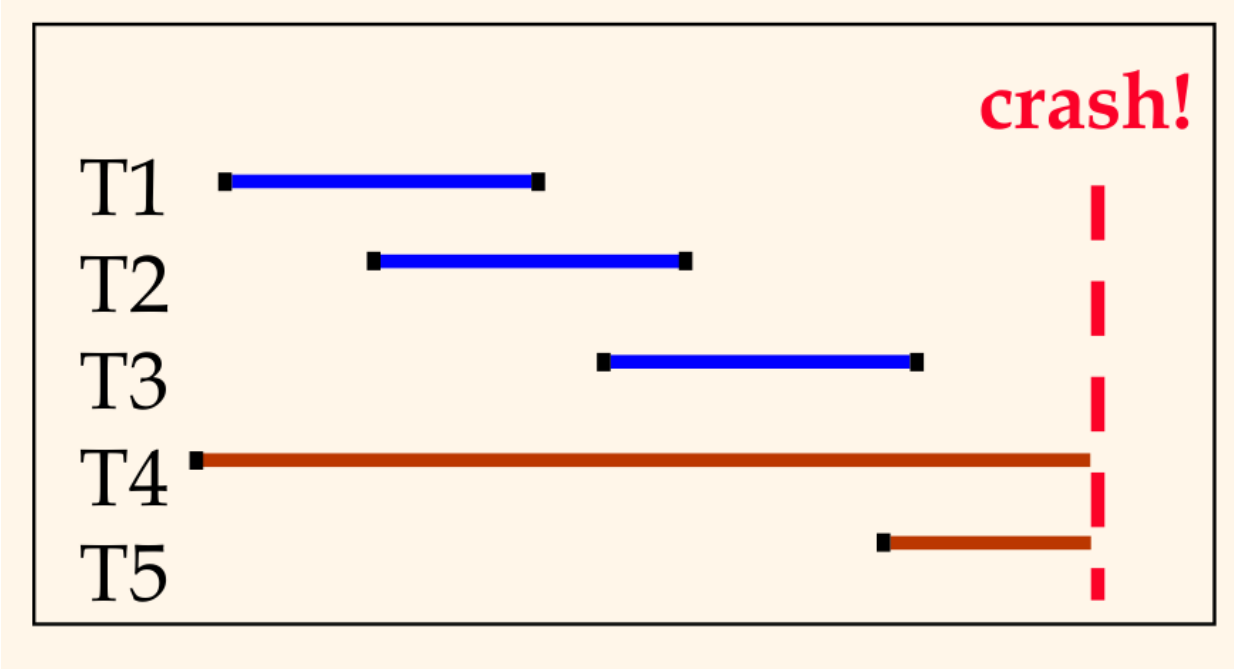
1. Lagrer flere versjoner av poster i databasen og kjører GC (søppeltømming) når de gamle versjonene ikke trenges lengre: Microsoft SQL, PostgresSQL, MySQL InnoDB (consistent reads). https://dev.mysql.com/doc/refman/8.0/en/innodb-consistent-read.html
2. Lagrer kun siste versjon av posten, men kan konstruere den forrige versjonen vha. undo: Oracle

Recovery

- Databasesystemet støtter sikker, atomisk aksess til store mengder data
- Transaksjonene er
  - A – atomiske: Enten har de kjørt helt, eller overhodet ikke
  - C
  - I
  - D – durability: Er permanente. Etter commit mistes ikke data.

Transaksjoner etter krasjrecovery

- Vinnere: T1, T2 og T3 skal være permanente.
- Tapere: T4 og T5. Må aborteres. Hvorfor?



Force/steal-klassifisering av Logging & Recovery-algoritmer

- Utgangspunkt: Hvor fleksibel (uavhengig) er *buffer manager* til logging/recovery
  - Når kan skitne (dirty) blokker skrives?
  - Når må skitne blokker skrives?
- **Force**: Må en skitten (oppdatert) blokk tvinges til disk ved commit.
  - Tregt: datablokkene kan være spredd over hele disken
- **Steal**: Kan en transaksjon stjele plassen i bufferet til en skitten blokk?
  - Hvis ikke, må en aktiv transaksjon ha alle skitne blokker i buffer inntil commit.

Force/Steal (2)

	No steal	**Steal**
Force	Shadowing (ikke logging)	Undo-logging No-redo
No-force	Redo-logging No-undo	Undo/redo-logging Aries

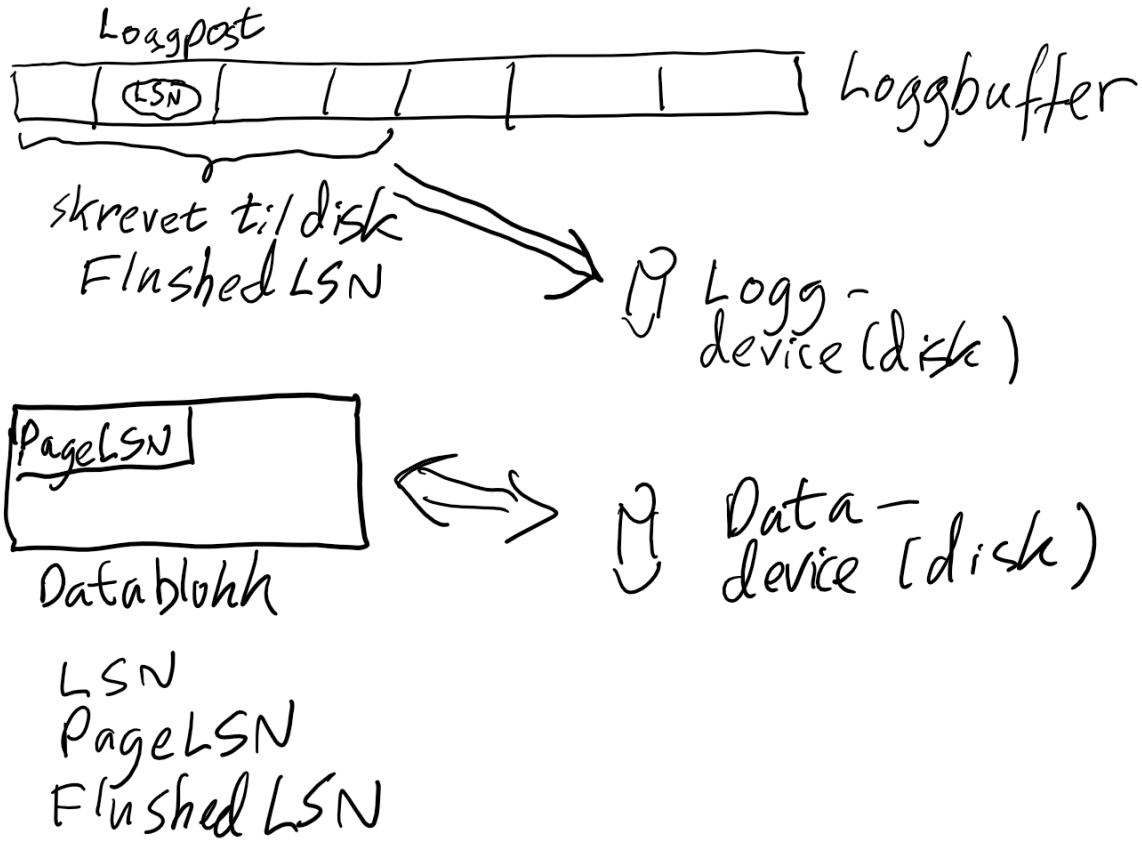
Write-ahead logging (WAL)

- Basis for undo/redo-logging
- Hver endring (insert/delete/update) har en loggpost i loggen.
- Regler:
  - Skriv en loggpost som endret en datablokk til disk før du skriver datablokken (for undoformål)
  - Skriv loggen til disk før en transaksjon committer (for redoformål) «Force log at commit»

WAL-konsepter i ARIES

- **LSN** – loggsekvensnummer. ID for loggpost. Stigende nr.
- **PageLSN** – LSN til loggpost som sist endret en blokk
  Lagret i hver blokk.
- **FlushedLSN** – LSN til nyeste skrevne loggpost til disk
- Ved skriving av datablokk til disk, sjekk
  PageLSN <= FlushedLSN
- Hvis ikke, skriv (flush) logg først.

LSN-begreper (log sequence number)



Loggpost i ARIES

- *PrevLSN*: Peker til forrige loggpost i samme transaksjon. For abortering av transaksjon.
- *OpType*: Update/insert/delete
- *PageId*: Hvilken blokk ble endret (BlokkId)
- *Offset*: Hvor i blokken ble det endret?
- *BeforeImage*: Verdi før endring
- *AfterImage*: Verdi etter endring

Datastruktur for recovery (ARIES)

- **Transaksjonstabell**
  - Et element per aktiv transaksjon
    - TransId
    - Tilstand: aktiv, committed, aborting, aborted
    - LastLSN: Peker til nyeste loggpost i transaksjonen
  - Transaksjonen blir borte når transaksjonen committer
- **Dirty page table (DPT)**
  - Et element per skitten (dirty) blokk i buffer
    - PageID
    - RecLSN: Peker til eldste loggpost som gjorde blokken skitten
  - Elementet blir borte når «disk callback» fra write blir kjørt

Sjekkpunkting

- Periodisk lager DBMSet et sjekkpunkt i loggen som skal minimalisere tiden det tar å gjøre recovery
- Du slipper å skanne hele loggen ved recovery
  - Begin checkpoint
    - Lag start sjekkpunkt-loggpost
  - End checkpoint
    - Lag slutte sjekkpunkt-loggpost som inneholder
      - Transtabell
      - DPT – dirty page table
  - Lagre LSN til sjekkpunktloggpost på sikkert sted. Logganker
- I noen systemer er sjekkpunkting koblet til det å skrive skitne blokker til disk (ikke ARIES)
- Penultimate checkpointing: Skriv data ved sjekkpunkting. Bruk nest siste sjekkpunkt som startpunkt.
- Fuzzy checkpointing: Tillat samtidige transaksjoner

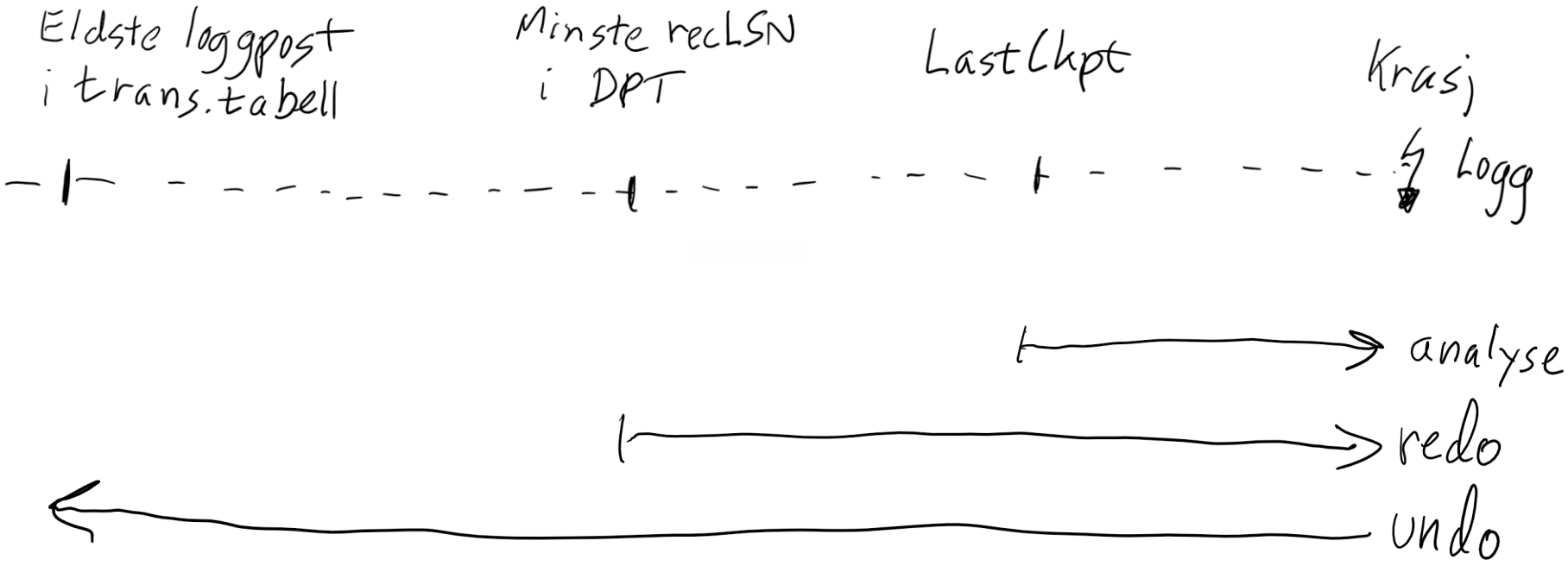
Abortering av transaksjon

- Finn LastLSN fra transaksjonstabellen
- For hver loggpost i transaksjonen (bakover)
  - Lag CLR – kompenserende loggpost, som gjør det motsatte av loggposten (non-CLR)
  - Gjør REDO av CLRen
- Fjern transaksjonen fra transaksjonstabellen
- CLRen er grunnlag for låser på radnivå
  (mer presise enn låser på blokker)

Recovery etter krasj

- Mål:
  - Sørge for at vinnertransaksjoner er permanente.
    De som har committed før krasj.
  - Sørge for at tapertransaksjoner blir borte (aborted).
    De som ikke committed før krasj.
- Faser:
  1. **Analyse**: Finn vinnere og tapere. Rekonstruer DPT/TransTab
  2. **REDO**: Redo alle loggposter
  3. **UNDO**: Undo effekten av alle tapertransaksjoner

3 faser i Recovery



Recovery – eksempel, analyse

LSN	Last_lsn	Transaction	OpType	Page_id	Other_info
101	0	T1	Update	C	…
102	0	T2	Update	B	…
103	101	T1	Commit		…
104			Begin_ckpt		
105			End_ckpt		
106	0	T3	Update	A	…
107	102	T2	Update	C	…
108	107	T2	Commit		…

Assume T1, T2 and T3 to be the transactions that exist and that the transaction table in log record 105 is this:

Transaction	Last_lsn	Status
T1	103	Commit
T2	102	In progress

Transaction	Last_lsn	Status
T1	103	Commit
T2	108	Commit
T3	106	In progress

The Dirty Page Table that exists in log record 105 is this one:

Page_id	Rec_lsn
C	101
B	102

Page_id	Rec_lsn
C	101
B	102
A	106

REDO av loggpost (ARIES)

- Loggposten trenger ikke REDO hvis
  1. Den tilhørende blokken ikke er i dirty page table (DPT)
  2. Blokken er i DPT, og recLSN er større enn loggpostens LSN
  3. Blokkens pageLSN er større enn eller lik loggpostens LSN. Her må blokken leses inn.
- Ellers redo loggpost:
  1. Sett inn / skriv after image inn i blokken.
  2. Oppdater blokkens pageLSN til loggpostens LSN

Andre recoveryteknikker

- *Undo/no-redo*: Som ARIES, men kun undo-logging
- *No-undo/redo*: Som ARIES, men kun redo-logging
- *Shadowing*: bruker ikke logging, men lager kopier av data ved oppdatering. Committer transaksjonen ved å kopiere inn pekere til nye data. Må ha katalog med pekere til data.
- Skiller mellom update-in-place og shadowing.

Quiz 1

- Hva er en teknikk for å sikre Durability?
  - Undo logrecord
  - PageLSN
  - Force
  - NO-Force
- Hva er write-ahead logging?
  - Loggankeret sikres på disken
  - Loggen skrives før data
  - Data kopieres til disken for å få loggen liten
  - Grupper mange loggposter for stor båndbredde

Quiz 2

- Hvorfor har vi Dirty Page Table?
  - Vi må vite hvilke blokker som må vaskes
  - Spare UNDO
  - Spare REDO
  - Gjenbruk av pages
- Why shouldn’t we/Luke/Baby-Yoda use the FORCE?
  - Loggen blir et hot-spot
  - Billigere å skrive logg enn data
  - Spar det til Mandalorian season 4
  - Cachen blir invalidert