UNIVERSITETET
I OSLO

Transaksjonshåndtering
Del 3

Samtidighetsfenomener og -anomalier

- Dette er uønskede «merkverdigheter» som kan inntreffe i eksekveringsplaner.
- Vi har to typer av slike «merkverdigheter»:

- **Samtidighetsfenomener**
  (disse merkes med P for Phenomena).
  Fenomener ***kan*** gi opphav til feilsitasjoner.

- **Samtidighetsanomalier**
  (disse merkes med A for Anomalies).
  Anomalier vil ***alltid*** føre til feilsituasjoner.

Liste over fenomener og anomalier

- P0 – Skitten skriv $w_1(x)..w_2(x)..(c_1$ eller $a_1)$
- P1 – Skitten les $w_1(x)..r_2(x)..(c_1$ eller $a_1)$
- P2 – Ikke-repeterbar les $r_1(x)..w_2(x)..(c_1$ eller $a_1)$
- P3 – Fantomfenomen $r_1(P)..w_2(y$ i $P)..(c_1$ *eller* $a_1)$

  (Her står *P* for 'Predikat', dvs. svaret på et where-uttrykk)
- A3 – Fantomanomali $r_1(P)..w_2$(insert y i $P)..c_2..r_1(P)..c_1$
- P4 – Tapt oppdatering $r_1(x)..w_2(x)..w_1(x)..c_1$
- A5A – Skjevlesing $r_1(x)..w_2(x)..w_2(y)..c_2..r_1(y)..(c_1$ eller $a_1)$
- A5B – Skjevskriving $r_1(x)..r_2(y)..w_1(y)..w_2(x)..(c_1$ og $c_2)$
- A6 – Lesetransaksjons-anomali $r_2(x)..r_2(y)..w_1(y)..c_1..r_3(x)..r_3(y)..c_3..w_2(x)..c_2$

SQL-isolasjonsnivåer

- Isolasjonsnivåer ble innført med SQL-92 standarden.
- Rangert fra det sterkeste til det svakeste er de:
  - Serializable
    Ingen fenomener eller anomalier er tillatt i noen plan (planer skal gi samme resultat som en seriell plan).
  - Repeatable Read
    Bare fantomer er tillatt.
  - Read Committed
    Alle fenomener og anomalier er tillatt med unntak av skitten skriv og skitten les.
  - Read Uncomitted
    Bare skitten skriv er forbudt.

Monotoni

- La S være en plan, og la T være en delmengde av transaksjonene i S.
- Da definerer vi projeksjonen av S på T som den planen vi får hvis vi fra S fjerner alle operasjoner utført av transaksjoner som ikke ligger i T.

- En klasse med planer kalles ***monoton*** hvis alle projeksjoner av planer i klassen selv ligger i klassen.

Monotoni og planleggere

- La E være klassen av planer som en gitt planlegger (scheduler) Σ kan lage (E er klassen av lovlige planer).
- Hvis E ikke er monoton, kan følgende skje:
  - Σ lager en plan P for en mengde transaksjoner T.
  - En av transaksjonene i T aborterer.
  - Projeksjonen av P på resten av transaksjonene i T er ikke i E (det betyr at de danner en ulovlig plan).
- Et annet problem er at en ulovlig plan kan bli lovlig hvis det kommer en ny transaksjon som skal flettes inn i planen.

Monotoni og planleggere (forts.)

- Eksemplet på forrige lysark viser at det i praksis er (nesten) umulig å lage en planlegger for en klasse planer som ikke er monoton.

- Det er derfor viktig å sjekke om en klasse er monoton før man prøver å lage en planlegger for den.

- Planleggere bruker projeksjoner til å håndtere aborter: Når en eller flere transaksjoner i en plan aborterer, erstattes planen av sin projeksjon på de ikke-aborterte transaksjonene i planen.

Klassen av konfliktserialiserbare planer er monoton

- Dette er en konsekvens av teoremet som sier at en plan er konfliktserialiserbar hvis og bare hvis presedens-grafen er asyklisk.

- Begrunnelse:
- Anta at P er en konfliktserialiserbar plan, dvs. at P har en asyklisk presedensgraf.
- Presedensgrafen til enhver projeksjon av P vil være en subgraf i Ps presedensgraf, og slike subgrafer er også asykliske.
- Altså er alle projeksjoner av P konfliktserialiserbare.

Multiversjonsdatabaser (repetisjon)

- Noen DBMSer kan lagre flere versjoner av hvert dataelement.
- Dette forutsetter at transaksjonene får et tidsstempel (transaksjonsnummer) når de starter.
- Når en transaksjon t_k (der k er transaksjonsnummeret) skriver en ny verdi i et objekt x, blir det dannet et nytt objekt x_k (den gamle verdien av x blir ikke overskrevet).
- Vi tenker oss at initialtilstanden er skrevet av en fiktiv committet transaksjon t_0, dvs. at x_0 er initialverdien av x.
- Siden det kan bli mange versjoner av hvert objekt, må det finnes en prosess som sletter gamle versjoner som ingen lenger kan få bruk for (søppeltømming).

Snapshot Isolation

- Snapshot Isolation er en effektiv og populær protokoll som lager multiversjonsplaner.
- Den ble lansert av Borland i InterBase 4 (1995).
- Snapshot Isolation brukes i flere DBMSer, bl.a.
  - Oracle
  - PostgreSQL
  - Microsoft SQL Server

- Vi lar SI betegne klassen av planer som kan generes av Snapshot Isolation.

SI-protokollen

- SI-protokollen består i å håndheve følgende to regler:
  1. Når en transaksjon T leser et objekt X, så leser T den nyeste versjonen av X som er skrevet av en transaksjon som committet før T startet.
  2. Skrivemengden til to samtidige transaksjoner må være disjunkte.
- Regel 2 betyr at hvis T_1 og T_2 er to transaksjoner hvor T_1 starter før T_2, og T_1 gjør commit etter at T_2 er startet, så får ikke T_1 og T_2 skrive samme objekt.
- Det finnes flere metoder for å håndheve regel 2 – én er å sammenligne skrivemengdene ved commit.

Første oppdaterer vinner

- Oracle håndhever regel 2 slik at første oppdaterer vinner:
- Anta at to transaksjoner T_1 og T_2 er samtidige, at T_1 skriver x, og at T_2 også vil skrive x.
- Da kan ikke T_2 skrive x før T_1 slipper sin skrivelås på x.
- Det er da tre muligheter:
  - Hvis T_2 står i kø for å skrive x, og T_1 gjør commit, blir T_2 øyeblikkelig abortert.
  - Hvis T_1 gjør commit før T_2 prøver å skrive x, blir T_2 abortert idet den prøver å skrive x.
  - Hvis T_1 slipper låsen fordi den aborterer, får T_2 skrive x.

Søppeltømming ved bruk av SI

- Regelen for når søppeltømmeren kan fjerne «gamle» versjoner av dataobjekter, er slik:
  - En versjon x_i av et dataobjekt x kan fjernes hvis og bare hvis det finnes en nyere versjon x_k av x slik at alle aktive transaksjoner startet etter at transaksjonen som skrev x_k ble committet.

- En konsekvens av denne regelen er at den sist skrevne versjonen av et dataobjekt aldri kan bli slettet av søppel-tømmeren.

SI vs serialiserbarhet

- Betrakt planen $P = r_1(x)r_1(y)r_2(x)r_2(y)w_1(y)w_2(x)c_1c_2$
- *P* er et eksempel på skjevskriving (Write Skew) – både T_1 og T_2 skriver objekter de selv ikke har lest, men som den andre transaksjonen har lest.

- *P* er opplagt ikke konfliktserialiserbar ($T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow T_1$).

- Derimot er *P* i SI – både T_1 og T_2 leser bare initielle data, og skrivemengdene deres er disjunkte.

SI vs fenomener og anomalier

- Disse tre, og ingen andre av de nevnte samtidighetsfenomenene og anomaliene på lysark 3 kan forekomme i planer laget av Snapshot Isolation:

- P3 – Fantomfenomen

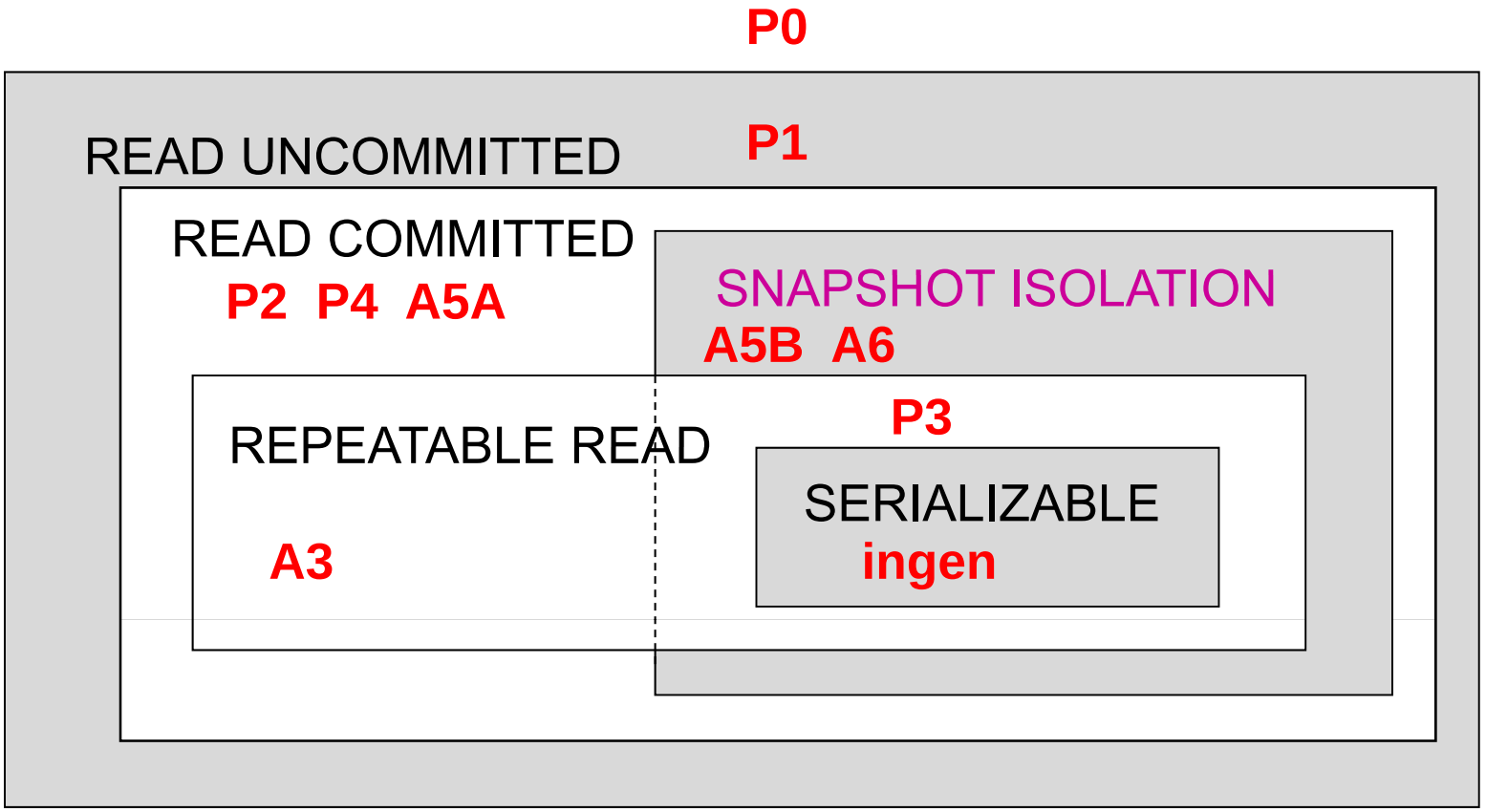
- A5B – Skjevskriving

- A6 – Lesetransaksjonsanomali

SI vs SQL-isolasjonsnivåer

- På bakgrunn av forrige lysark kan vi fastslå:
- SI er strengere enn Read Committed, men ikke så streng som Serializable.
- SI er hverken strengere eller svakere enn Repeatable Read.

Isolasjonsnivåer



Isolasjonsnivåer og hvilke fenomener og anomalier som kan forekomme i hvert av dem

Monotoni i multiversjonsdatabaser

Dette og de to neste lysarkene er hentet fra
Lene Østbys masteroppgave (2008)

- Det er ikke opplagt hvordan monotoni skal defineres i multiversjonsdatabaser (det egentlige problemet er hvordan projeksjoner skal defineres).
- Betrakt følgende multiversjonsplan for T_1, T_2 og T_3:
  $S = r_1(x_0)r_1(y_0)r_2(y_0)w_2(y_2)c_2r_3(x_0)r_3(y_2)c_3w_1(x_1)c_1$
- En rett frem projeksjon av S på $T = \{T_1, T_3\}$ blir slik:
  $\Pi_T(S) = r_1(x_0)r_1(y_0)r_3(x_0)r_3(y_2)c_3w_1(x_1)c_1$
- Men da lar $\Pi_T(S)$ T_3 lese en versjon av y skrevet av T_2 som ikke finnes i planen (så y_2 eksisterer kanskje ikke).
- Vi lar derfor T_3 lese siste committede verdi av y, som gir:
  $\Pi_T(S) = r_1(x_0)r_1(y_0)r_3(x_0)r_3(y_0)c_3w_1(x_1)c_1$

Klassen av SI-planer er monoton

- Bevis (Lene Østby 2008):

  La S være en plan generert i henhold til SI-protokollen.

  La P være projeksjonen av S på en delmengde av transaksjonene i S (de ikke-aborterte transaksjonene i S).

  La T være en transaksjon i P som leser et dataelement x.

  Da planleggeren konstruerte S, planla den at T skulle lese den siste versjonen x_k av x skrevet av en transaksjon T_k som gjorde commit før T startet.

  Selv om noen transaksjoner i S er abortert, skal T fortsatt lese den samme x_k.

  Da gjenstår det bare å observere at en projeksjon ikke kan generere nye skrive-skrive konflikter. q.e.d.

Alle SI-planer er strikte

- Definisjon: En plan er **strikt** hvis det er slik at hver gang en transaksjon T skriver et dataelement x, så må T gjøre abort eller commit før andre transaksjoner kan lese eller skrive x.
- Alle SI-planer er strikte. Bevis (Lene Østby 2008):

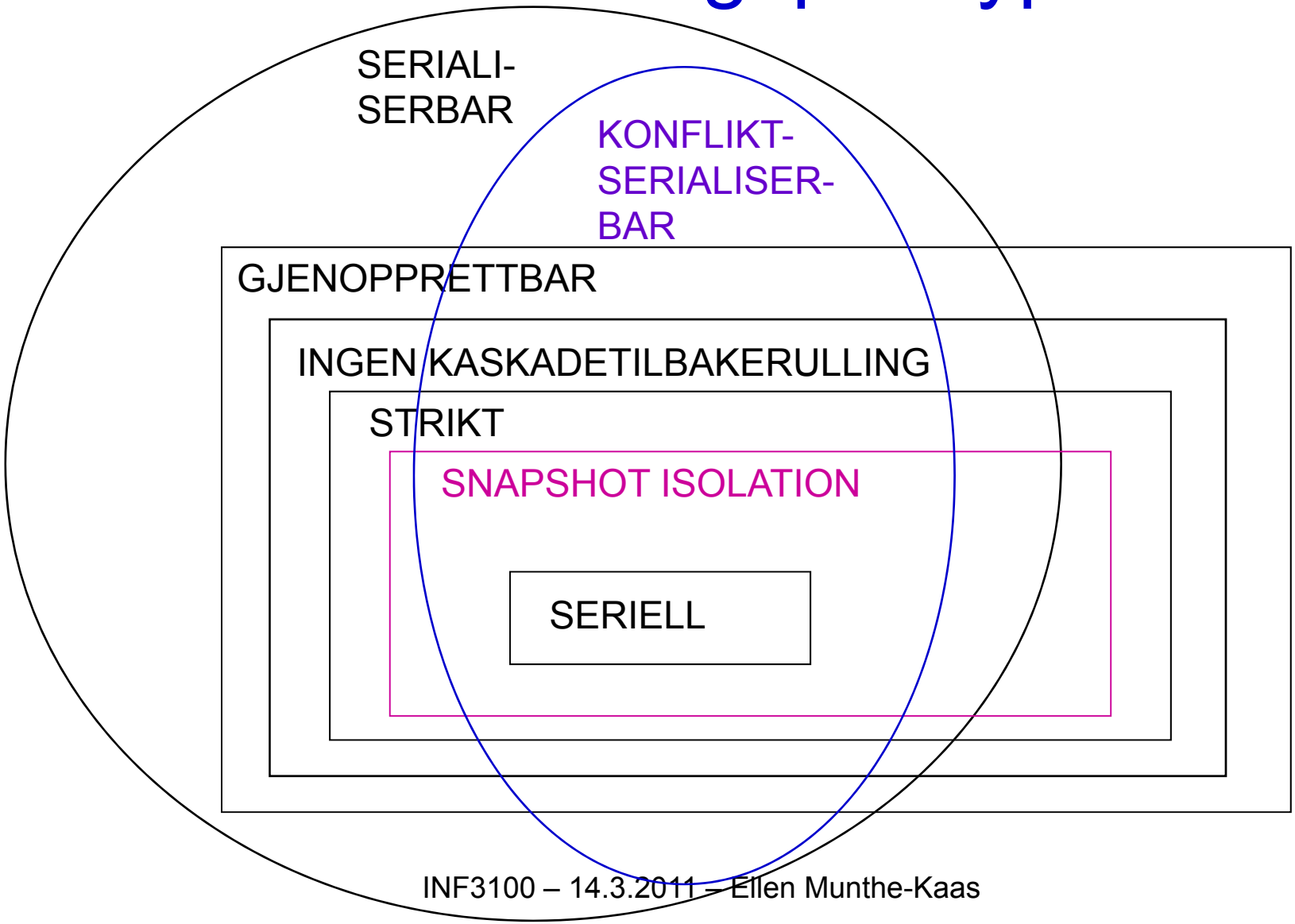
  La S være en plan generert i henhold til SI-protokollen.

  La T_1 og T_2 være to transaksjoner i S hvor T_1 skriver et dataelement x før T_2 leser det.

  Siden T_2 bare leser verdier som er committet før T_2 startet, må T_1 enten ha abortert eller gjort commit før T_2 leser x.

  Siden S ikke inneholder noen skrive-skrive konflikter, følger det at S er strikt. . q.e.d.

Eksekveringsplantyper



Snapshot Isolation i industrien

- Merk at det som Oracle og Postgres kaller Serializable, i virkeligheten er Snapshot Isolation.
- Som vi har sett, er ikke det i overensstemmelse med SQL-1992-standardens definisjon av Serializable.

- Microsoft SQL Server overholder standarden.
- Der tilbys både Serializable og Snapshot Isolation som isolasjonsnivåer.
- Av effektivitetsgrunner anbefaler de sterkt å bruke Snapshot Isolation hvis ikke applikasjonen virkelig har behov for nivå Serializable.

Vranglåser og «timeout»

- I et låsbasert system sier vi at vi har en vranglås når to eller flere transaksjoner venter på hverandre.
- Når en vranglås er oppstått, er det generelt umulig å unngå å rulle tilbake (minst) en transaksjon.
- En «timeout» er en øvre grense for hvor lenge en transaksjon får lov til å være i systemet.
- En transaksjon som overskrider grensen, må frigi alle sine låser og bli rullet tilbake.
- Lengden av «timeout» og velegnethet av denne metoden er avhengig av hva slags transaksjoner vi har.

Vent-på-grafer

- For å unngå (evt oppdage) vranglåser, kan planleggeren vedlikeholde en Vent-på-graf:
  - Noder: Transaksjoner som har eller venter på en lås
  - Kanter T→U: Det finnes et dataelement A slik at
    - U har låst A.
    - T venter på å få låse A.
    - T får ikke sin ønskede lås på A før U frigir sin.
- Vi har vranglås hvis og bare hvis det er en sykel i Vent-på-grafen.
- En enkel strategi for å unngå vranglås er å rulle tilbake alle transaksjoner som kommer med et låseønske som vil generere en sykel i Vent-på-grafen.

Vranglåshåndtering ved ordning

- Dersom alle låsbare dataelementer er ordnet, har vi en enkel strategi for å unngå vranglås:
  - la alle transaksjoner sette sine låser i ordningsrekkefølge.
- Bevis for at vi unngår vranglås med denne strategien:
  - Anta at vi har en sykel $T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow T_3 \rightarrow \ldots T_n \rightarrow T_1$ i Vent-på-grafen, at hver T_k har låst A_k , og at hver T_k venter på å låse A_{k+1} , unntatt T_n som venter på å låse A_1.
  - Da er $A_1 < A_2 < \ldots < A_n < A_1$, noe som er umulig.
- Da vi sjelden har en naturlig ordning av dataelementene, er nytteverdien av denne strategien begrenset.

Vranglåstidsstempler

- Vranglåstidsstempler er et alternativ til å vedlikeholde en Vent-på-graf.
- Alle transaksjoner tildeles et entydig vranglåstids-stempel idet de starter, og dette tidsstempelet har følgende egenskaper:
  - ved tildelingen er det det største som er tildelt til nå
  - det er ***ikke*** det samme tidsstempelet som (eventuelt) blir brukt til samtidighetskontroll
  - det forandres aldri; transaksjonen beholder sitt vranglåstidsstempel selv om den rulles tilbake
- En transaksjon T sies å være eldre enn en transaksjon U hvis T har et mindre vranglåstidsstempel enn U.

Vent–Dø strategien

- La T og U være transaksjoner og anta at T må vente på en lås holdt av U.
- ***Vent–Dø*** (***Wait–Die***) strategien er som følger:
  - Hvis T er eldre enn U,
    får T vente til U har gitt slipp på låsen(e) sin(e).
  - Hvis U er eldre enn T,
    så dør T, dvs at T rulles tilbake.
- Siden T får beholde sitt vranglåstidsstempel selv om den rulles tilbake, vil den før eller siden bli eldst og dermed være sikret mot flere tilbakerullinger.
  Vi sier at Vent–Dø strategien sikrer mot ***utsultning*** (***starvation***).

Skad–Vent strategien

- La T og U være transaksjoner og anta at T må vente på en lås holdt av U.
- ***Skad–Vent*** (***Wound–Wait***) strategien er som følger:
  - Hvis T er eldre enn U, blir U skadet av T.
    Som oftest blir U rullet tilbake og må overgi sin(e) lås(er) til T.
    Unntaket er hvis U allerede er i krympefasen.
    Da overlever U og får fullføre.
  - Hvis U er eldre enn T,
    så venter T til U har gitt slipp på låsen(e) sin(e).
- Om U rulles tilbake, vil den før eller siden bli eldst og dermed være sikret mot flere tilbakerullinger, så også Skad–Vent strategien sikrer mot utsulting.

Vranglåstidsstempler gjør jobben sin

TEOREM

Både Vent–Dø og Skad–Vent forhindrer vranglås.

Bevis:

Det er nok å vise at begge strategiene sikrer at det ikke kan bli evigvarende sykler i Vent-på-grafen.

Så, ad absurdum, anta at Vent-på-grafen har en sykel, og la T være den eldste transaksjonen som inngår i sykelen.

Hvis vi bruker Vent–Dø strategien, kan transaksjoner bare vente på yngre transaksjoner, så ingen i sykelen kan vente på T som dermed ikke kan være med i sykelen.

Hvis vi bruker Skad–Vent, kan transaksjoner bare vente på eldre transaksjoner, så T kan ikke vente på noen andre i sykelen og kan følgelig ikke selv være med i den.

QED

Lange transaksjoner og sagaer

- En transaksjon kalles ***lang*** hvis den varer så lenge at den ikke kan få lov til å holde låser i hele sin levetid.
- Vanlig samtidighetskontroll kan ikke brukes for lange transaksjoner – de håndteres med ***sagaer***:
- En saga representerer alle mulige forløp av en lang transaksjon og består av
  - en mengde (korte) transaksjoner kalt aksjoner
  - en graf hvor nodene er aksjonene og to terminalnoder ***abort*** og ***ferdig***, og hvor en kant $A_i \rightarrow A_k$ betyr at A_k bare kan utføres dersom A_i er utført, og hvor alle noder unntatt ***abort*** og ***ferdig*** har utgående kanter
  - en markert ***startnode*** (første aksjon som utføres).
- Merk at en saga kan inneholde sykler.

Samtidighetskontroll for sagaer

- En lang transaksjon L er en sti gjennom sagaen fra start-noden A_0 til en av terminalnodene (fortrinnsvis ***ferdig***).
- Aksjonene er, og behandles som, vanlige transaksjoner.
- L aborterer ikke selv om en aksjon blir rullet tilbake.
- I en saga har hver aksjon A en kompenserende aksjon A^{-1} som opphever virkningen av A.

  Presist: Hvis D er en lovlig databasetilstand og S er en eksekveringsplan, skal det å utføre S og ASA^{-1} på D gi samme resultattilstand.
- Hvis L ender i ***abort***, fjernes virkningen av L ved å kjøre de kompenserende aksjonene i omvendt rekkefølge: $A_0A_1\ldots A_n$***abort*** kompenseres med $A_n^{-1}\ldots A_1^{-1}A_0^{-1}$***ferdig***.