Dpto. Ciencias e Ingeniería de la Computación
Universidad Nacional del Sur

ELEMENTOS DE BASES DE DATOS

Segundo Cuatrimestre 2013

Clase 14: Protocolos para Control de Concurrencia basados en Bloqueos

Mg. María Mercedes Vitturini
[mvitturi@uns.edu.ar]

Transacciones - Repaso

Se denomina **transacción** a una colección de operaciones sobre una base de datos que forman una *unidad lógica de trabajo*.

Características

- Eventualmente puede acceder y/o actualizar varios ítems de datos.
- Accede y deja a la BD en un estado consistente.
- Múltiples transacciones se pueden ejecutar concurrentemente.
- Es el programador quién define los límites de una transacción.

Propiedades ACID

- ✓ **Atomicidad** *(atomicity)*. — DBMS
- ✓ **Consistencia** *(consistency)*. — Programador
- ✓ **Aislación** *(isolation)*. — DBMS
- ✓ **Durabilidad** *(durability)*. — DBMS

Planificaciones

Planificación: es la secuencia cronológica en el cual se ejecutan en el sistema las instrucciones de transacciones concurrentes.

$P_k = I_{i,j}^*$ **(con $I_{i,j}$ instrucción j-ésima de T_i)**

- Se dice de una planificación que es una **planificación es en serie** si las instrucciones pertenecientes a cada transacción aparecen juntas.
- Se dice de una planificación que es una **planificación es serializable** si el resultado de su ejecución *equivale a alguna* planificación en serie. ☺

Equivalencia

Dos planificaciones P_i y P_j son **planificaciones equivalentes**, si a pesar de *no tener la misma secuencia de instrucciones* I_{ij}, *generan el mismo resultado* final.

Tests de Equivalencia

- Existen distintas mecanismos para testear o verificar la calidad de serializabilidad de una planificación:
  1. Test de serializabilidad en conflictos (test con *grafo de conflictos*) ✓
  2. **Test de serializabilidad en vistas.**

Conflictos

Sean las instrucciones I_i e I_j referentes a dos transacciones T_i y T_j respectivamente. Se dice que tales instrucciones están en **conflicto** *cuando son instrucciones de transacciones distintas sobre el mismo dato y al menos una de ellas es una instrucción Write.*

- Si I_i e I_j no están en conflicto, pueden intercambiarse para obtener una planificación S' equivalente a S.
- La forma práctica de verificarlo es construir el grafo de precedencia para conflictos.

Equivalencia en Vistas

Dos planificaciones **S y S' son equivalentes en cuanto a vistas** si cumplen *todas* las siguientes condiciones para cada ítem de dato Q:

1. Si T_i ejecuta Read(Q) y lee el valor inicial de Q en **S**, entonces T_i debe leer el valor inicial de Q en **S'.**
2. Si T_i ejecuta Read(Q) en **S** y ese valor fue producido por T_j (si existe), entonces T_i debe leer en **S'** el valor producido por T_j.
3. La transacción (si existe) que ejecuta Write(Q) final en la planificación **S** debe ejecutar la operación final Write(Q) en la planificación **S´**

- **1 y 2** aseguran que cada transacción lee los mismos valores en ambas planificaciones y, por lo tanto, realiza el mismo cálculo.
- **3**, junto con **1 y 2**, asegura que ambas planificaciones resultan en el mismo estado final.

Serializabilidad de Vistas

T_1	T_2	T_3
Read(Q);		
	Write(Q).	
Write(Q).		
		Write(Q).

- Es serializable en vistas y es equivalente a la planificación en serie **<T_1,T_2,T_3>.**
- No es serializable en conflictos *¿grafo?*
- Las transacciones T_2 y T_3 realizan escrituras sobre Q sin haberlo leído: *escrituras ciegas.* Las planificaciones serializables en vistas (no en conflictos) admiten escrituras ciegas.

Serializabilidad de Vistas

- Una planificación es **serializable en vistas** si es equivalente en vistas a alguna planificación en serie.
- La equivalencia en vistas es menos rigurosa que la equivalencia en conflictos.
- Toda planificación serializable en conflictos también es serializable en vistas

  Serializabilidad en conflictos ⇨ Serializabilidad en vistas
- Sin embargo, no es cierto que toda planificación serializable en vistas también lo es en conflictos.

  Serializabilidad en vistas ⇦ Serializabilidad en conflictos

Planificaciones

Serializabilidad y Equivalencias

- Las siguiente planificación produce una salida equivalente a la planificación en serie <T_1,T_5>. Sin embargo, *no es equivalente en cuanto a vistas* (ie ni en cuanto a conflictos)

T_1	T_5
read(A)	
$A := A - 50$	
write(A)	
	read(B)
	$B := B - 10$
	write(B)
read(B)	
$B := B + 50$	
write(B)	
	read(A)
	$A := A + 10$
	write(A)

Vistas vs. Conflictos

- Los módulos para testear serializabilidad en vistas tienen un costo exponencial relativo al tamaño del grafo de precedencia.
- El problema de chequear si una planificación es serializable en vistas cae en la clase de problemas NP-completos. Así la existencia de un algoritmo eficiente es extremadamente poco probable.

Estas transparencias proveen sólo una referencia a los temas. Para su estudio debe remitirse a la bibliografía.

Implementación de Aislamiento

Vamos a estudiar alternativas en **protocolos de control de concurrencia** como mecanismos para **garantizar aislamiento**:

- Proporcionar concurrencia.
- Generando únicamente planificaciones serializables.

RECORDAMOS

- Los entornos concurrentes proveen las ventajas:
  - Mejor la utilización de disco y procesador, aumentando la productividad (*troughput*).
  - Mejoran el tiempos de respuesta.

Mecanismos de Control de Concurrencia: Protocolos Basados en Bloqueos

Asegurar aislamiento – Estrategia: bloqueos de recursos

Control de Concurrencia

- Un **protocolo de control de concurrencia** garantiza que se generen planificaciones *concurrentes*, pero asegurando *serializabilidad*.
  - Los protocolos que vamos a estudiar **no** examinan el grafo de precedencia.
  - Imponen reglas que evitan planificaciones no serializables (pesimistas).
  - Los distintos protocolos varían en cuanto al paradigma, al nivel de concurrencia y el overhead.
- Los tests de serializabilidad ayudan a entender por qué un protocolo es correcto.

Protocolos Basados en Bloqueos (PBB)

- Un **bloqueo (*Lock*)** es un mecanismo para controlar el acceso concurrente a un ítem de dato.

Modos de bloqueo:

Compartido *(lock-S)*: si una transacción T ha obtenido un bloqueo compartido sobre un dato Q entonces T puede leer el dato pero no escribir Q.

Exclusivo *(lock-X)*: si una transacción T ha obtenido un bloqueo exclusivo sobre un dato Q entonces T puede leer y escribir Q.

- Las transacciones envían sus pedidos de bloqueo al *Gestor de Control de Concurrencia*.

Otorgamiento de bloqueos

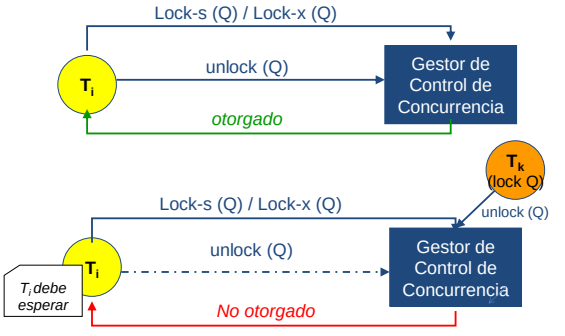
1. Una transacción que requiere un bloqueo (compartido o exclusivo) sobre un ítem de dato Q lo solicita al gestor.
2. El gestor de control de concurrencia se lo concederá únicamente si su *solicitud es compatible* con los bloqueos ya asignados a otras transacciones sobre el mismo dato Q. Caso contrario T deberá esperar.

Tabla de compatibilidad de bloqueos:

Bloqueos previos

Pedido de bloqueo sobre Q	Lock-S	Lock-X
Lock-S	Si	No
Lock-X	No	No

Otorgamiento de bloqueos



Estas transparencias proveen sólo una referencia a los temas. Para su estudio debe remitirse a la bibliografía.

Protocolo Basado en Bloqueos (PBB)

```
T:  read(A);
    write(A);
    read(B);
    write(B);
```

⇏

```
T:  lock-x(A);
    read(A);
    write(A);
    unlock(A);
    lock-x(B);
    read(B);
    write(B);
    unlock(B);
```

- **Problema #1**: El mecanismo de solicitud de bloqueos a libertad no garantiza únicamente planifiacaciones serializables.

PBB – Deadlock

T_1	T_2
Lock-X(B)	
Read(B)	
B := B - 50	
Write(B)	
	Lock-S(A)
	Read(A)
	request lock-S(B)
request lock-X(A)	
...	...

T_2 pide un lock compartido de B pero espera a que lo libere T_1.

T_1 pide un lock exclusivo de A pero espera a que lo libere T_2.

Problema #2: no asegura planificaciones libres de deadlock

El sistema deberá **retroceder** alguna de las transacciones

Problemas del PBB

- ☹ El PBB no está libre de *deadlock*.
  - **Solución**: usar alguna política de administración de deadlock (detección o prevención).
- ☹ PBB también puede causar problemas de *inanición* (*starvation*), esto es, transacciones que nunca alcanzan a disponer de los recursos que necesitan, porque son otorgados antes a otras transacciones.
  - **Solución**: establecer políticas de otorgamiento de bloqueos con prioridades.
- ☹ PBB genera planificaciones no serializables, esto es significa, estados inconsistentes de la BD.
  - No puede usarse como protocolo de control de concurrencia

Protocolo de Bloqueo de 2 Fases PB2F

Solución: requerir que cada transacción haga sus solicitudes de bloqueos y desbloqueos en dos fases:

- **Fase de Crecimiento**: Una transacción puede obtener nuevos bloqueos pero *no puede liberar ningún bloqueo.*
- **Fase de Encogimiento**: Una transacción puede liberar bloqueos pero *no puede obtener ningún bloqueo nuevo.*

- El **PB2F** garantiza planificaciones **serializables en conflictos**.

Ejemplo

T_1 = read(A); write(A); read(B); write(B);

T_2= read(D); read(A); write(A); write(D);

Serie equivalente:

<T_1, T_2>

T1	T2	
lock-x (A)		FC
read (A)		FC
write (A)		FC
	lock-x (D)	FC
	read (D)	FC
lock-x (B)		FC
unlock (A)		FD
read (B)		FD
	lock-x (A)	FD
	read (A)	FD
	write (A)	FD
	unlock (A)	FD
write (B)		FD
unlock (B)		FD
	write (D)	FD
	unlock (D)	FD

Protocolo de Bloqueo de 2 Fases

Características de PB2F

- El PB2F asegura serializabilidad en conflictos.
- La serie equivalente queda definida según cada *punto de lock* (último lock obtenido).
- No está libre de deadlock.

Estas transparencias proveen sólo una referencia a los temas. Para su estudio debe remitirse a la bibliografía.

Definiciones

- Si una transacción falla durante su ejecución, para asegurar *atomicidad*, se deben deshacer sus efectos.
- Así, en un sistema concurrente, si existe una transacción T_j *que depende de* T_i (T_j leyó un dato escrito por T_i) T_j también deberá ser retrocedida.

Planificación no recuperable: se dice que una planificación es no recuperable si existe T_j *que depende de* T_i, T_i comete antes que T_i termine y posteriormente ocurre una falla de T_i

Retrocesos en cascada: se dice que una planificación tiene retrocesos en cascada si existe T_k *que depende de* T_j, T_j *que …* *que depende de* T_i Si falla T_i, deberán retroceder en cascada T_i , T_j, T_k

Ejemplo: planificación no recuperable

T_1= read(A); write(A); read(B); write(B);

T_2= read(A); read(B); C=A+B; write(C)

T1	T2
read (A)	
write (A)	
	read (A)
read (B)	
	read (B)
	C:= A + B
	write (C)
	Comete T2
falla T1	

Retrocesos en Cascada

T1	T2	T3	T4
read (A)			
write (A)			
	read (A)		
	write (B)		
		read(B)	
			read(A)
			write (A)
falla T1			
	…	…	..

T2, T3 y T4 Retroceden en cascada

Problemas del PB2F

- El PB2F tiene las siguientes desventajas:
  - ☹ Posibilidad de que alguna planificación caiga en *deadlock*.
  - ☹ Puede generar *retrocesos en cascada* (*cascading rollback*), esto es, ante la falla de una transacción, se genera que fallen otras transacciones.
  - ☹ Puede generar *planificaciones no recuperables*, como resultado de un retroceso en cascada.

PB2F Estricto

Variantes a PB2F: **Protocolo de Bloqueo de 2 Fases Estricto**. Similar al PB2F, donde

- Cada transacción debe conservar todos los bloqueos exclusivos que solicitó hasta alcanzar el estado cometida.
- De esta manera se garantiza:
  - Que el dato "escrito" por una transacción T_i no pueda ser "leído" (ni escrito) por otra T_j hasta que T_i cometa.
  - Solución a los problemas de retrocesos en cascada y planificaciones recuperables.

Ejemplo

Datas las transacciones:

- T_1= read(A); read(B); write(A); write(B);
- T_2= read(D); read(A); write(A);
- Esta planificación es equivalente a la serie $<T_1, T_2>$

T1	T2
lock-x (A)	
read (A)	
lock-x (B)	
read (B)	
	lock-s (D)
	read (D)
write (A)	
write (B)	
unlock (A,B)	
	lock-x (A)
	unlock (D)
	read (A)
	write (A)
	unlock (A)

Estas transparencias proveen sólo una referencia a los temas. Para su estudio debe remitirse a la bibliografía.

Variante: PB2F Riguroso

- El **Protocolo de Bloqueo de 2 Fases Riguroso** exige que toda transacción mantenga todos sus bloqueos (sean exclusivos o compartidos) hasta que la transacción alcance el estado cometido.
- El orden de serializabilidad es el orden en que se comprometen las transacciones.

Para analizar

- Los protocolos de PB2F Estricto y PB2F Rigurosos ¿solucionan el problema de deadlock?
- ¿Se le ocurre algún mecanismo de bloqueo para evitar deadlock?

Variante: PB2F Refinado

- Supongamos una transacción T_i:
  T_i = read(A_1); read(A_2); ... read(A_n); write(A_1);
- El **PB2F Refinado** permite *conversiones de bloqueos*:
  - De **Lock-S** a **Lock-X**.
    - **Upgrade**: de modo compartido a exclusivo.
    - Se incluyen en la *fase de crecimiento*.
  - De **Lock-X** a **Lock-S**.
    - **Downgrade**: de modo exclusivo a compartido.
    - Se incluyen en la *fase de decrecimiento*.

PB2F Refinado: Ejemplo

Dadas las transacciones:

- T_1= read(A); read(B); write(A); write(B);
- T_2= read(D); read(A); write(A); write(D);

T1	T2
lock-s (A)	
read (A)	
lock-s (B)	
read (B)	
	lock-s (D)
	read (D)
upgrade (A)	
write (A)	
upgrade (B)	
write (B)	
unlock (A, B)	
	lock-s (A)
	read (A)
	upgrade (A)
	write (A)
	upgrade (D)
	write(D)
	unlock (A,D)

Implementación de bloqueos transparente

PB2F Refinado+ Riguroso

- Cuando una transacción T realiza una operación **Read(Q)** se ejecuta:
  - **Lock-S(Q); Read(Q)**
- Cuando una transacción T realiza una operación **Write(Q)** se ejecuta:
  - Si T tiene un acceso compartido entonces ejecuta:
    - **Upgrade(Q); Write(Q)**
  - De lo contrario, T ejecuta:
    - **Lock-X(Q); Write(Q)**
- Todos los bloqueos que tenga una transacción los conserva hasta que dicha transacción se comprometa o aborte.

Temas de la clase de hoy

- Serializabilidad en Vistas
- Control de concurrencia:
  - Protocolos de bloqueos de dos fases: 2 Fases, 2 Fases Estricto, 2 Fases Riguroso, 2 Fases Refinado
- **Bibliografía**
  - Database system Concepts – A. Silberschatz. Capítulos 15 y 16.
- Otras lecturas sugeridas
  - *"Introducción a las Bases de Datos"* – Jeffrey Ullman
  - "*Databases and Transaction Procesing*" - Philip Lewis.

Estas transparencias proveen sólo una referencia a los temas. Para su estudio debe remitirse a la bibliografía.

Test de Serializabilidad de Vistas

- Para determinar la serializabilidad de vistas en una planificación, se construye un grafo de precedencia etiquetado.
- Sea S una planificación que involucra a las transacciones $\{T_1,T_2,...,T_n\}$.
- Se agregan dos transacciones ficticias T_b y T_f.
  - T_b (transacción inicial) escribe cada dato leído por las transacciones de S.
  - T_f (transacción final) lee cada dato escrito por las transacciones de S.

Pruebas de Serializabilidad de Vistas

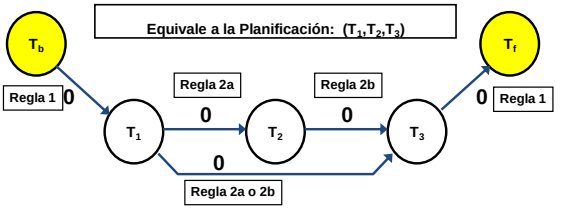
1. Se añade una arista $T_i \xrightarrow{0} T_j$ si la transacción T_j lee el dato Q escrito por T_i.
2. Por cada dato Q tal que T_j lee el valor de Q escrito por T_i, y T_k ejecuta Write(Q) tal que $T_k \neq T_b$ se hace lo siguiente:
   a. Si $T_i=T_b$ y $T_j\neq T_f$ entonces se inserta en el grafo la arista $T_j \xrightarrow{0} T_k$.
   b. Si $T_i\neq T_b$ y $T_j=T_f$ entonces se inserta en el grafo la arista $T_k \xrightarrow{0} T_i$.
   c. Si $T_i\neq T_b$ y $T_j \neq T_f$ entonces se insertan en el grafo las aristas $T_k \xrightarrow{p} T_i$ y $T_j \xrightarrow{p} T_k$, donde **p** es un número de etiqueta no usada en el grafo etiquetado.

Pruebas de Serializabilidad de Vistas

- Las reglas *a* y *b* son casos especiales que resultan de que T_b y T_f representan la primera y última transacción respectivamente.
- La regla *c* dice que si T_i escribe un dato que lee T_j y T_k escribe el mismo dato entonces T_k debe aparecer antes de T_i o bien después de T_j.
- Al aplicar la regla *c* no se requiere que T_k esté antes de T_i **y** después de T_j. Se exige que preceda a T_i, **o** bien suceda a T_j.
- Si el grafo de precedencia no contiene ciclos entonces la planificación es serializable en vistas.
- No obstante, la aparición de un ciclo (cuando existen etiquetas distintas de 0) no implica que la planificación no sea serializable en vistas.

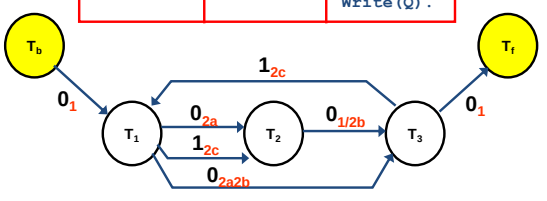
Planificación 1: serializable en vistas

T_1	T_2	T_3
Read(Q);		
	Write(Q).	
Write(Q).		
		Write(Q).



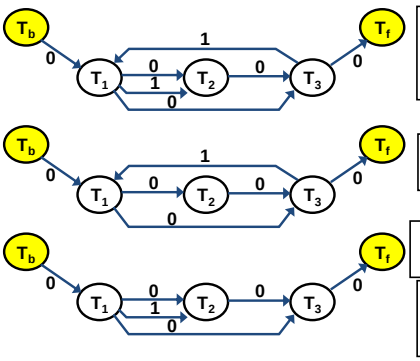
Planificación 2: serializable en vistas

T_1	T_2	T_3
Read(Q);		
	Write(Q).	
Write(Q).		
		Read(Q);
		Write(Q).



Los subíndices en las etiquetas indican las reglas que generan el arco.

Planificación 3: serializable en vistas



Los arcos con etiqueta 1 representan 2 opciones distintas.

1ra Opción: Grafo Cíclico. ☹

2da Opción: Grafo Acíclico. ☺

Equivale a la Planificación: (T_1,T_2,T_3)

Estas transparencias proveen sólo una referencia a los temas. Para su estudio debe remitirse a la bibliografía.