Transacciones y Control de Concurrencia en los Sistemas Distribuidos

Diego Alberto Rincón Yáñez MSc
drincony@poligran.edu.co
INSTITUCIÓN UNIVERSITARIA POLITÉCNICO GRANCOLOMBIANO
Facultad de Ingeniería

Agenda

- Introducción
- Sincronización
- Transacciones
  - ACID
- Control de Concurrencia
  - Bloqueos
  - Ordenación por marcas de tiempo
  - Two Phase Commit

Introducción

Primer acercamiento: Algoritmos "**Semi-Centralizados**"

Objetivo de las **transacciones:**

Asegurar que todos los objetos gestionados por **un servidor** permanecen en un estado (c) cuando dichos objetos son **accedidos por múltiples transacciones** y en **presencia de fallos**

Sincronización Sencilla

Las operaciones realizadas en nombre de **diferentes clientes** pueden **interferir** **a veces unas con otras**.

La **interferencia** puede producir valores **incorrectos** **en los objetos**.

Frecuentemente se usan **hilos** para permitir concurrentemente las operaciones de varios clientes y aun accediendo, posiblemente, a los **mismos objetos**.

Sincronización Sencilla

Si los métodos no están diseñados para su utilización en un programa multi-hilo, es posible que las acciones de dos o más ejecuciones concurrentes del método puedan combinarse arbitrariamente y tener efectos extraños.

Ejemplo en java:

```
public syncronized void deposita(int cantidad) throws RemoteException{


}
```

Sincronización Sencilla

En varias ocasiones es necesario hacer que los hilos se comuniquen.

Ejemplo en java:

Metodos: wait y notify.

Wait: Un hilo llama a wait en un objeto para suspenderse él mismo y permitir a otro hilo ejecutar un método en ese objeto.

Notify: Un hilo llama a notify en un objeto para informar a cualquier hilo que esta esperando en el objeto que ha cambiado alguno de sus datos.

Modelos de fallos para transacciones

En este modelo (Lampson) se intenta que los algoritmos trabajen correctamente en presencia de fallos predecibles, pero no se hacen consideraciones sobre su comportamiento cuando ocurre un desastre.

El modelo establece:

Las escrituras/lecturas pueden fallar.

Modelos de fallos para transacciones

Los servidores pueden fallar ocasionalmente.

Puede existir un retardo arbitrario antes que llegue un mensaje.

Transacciones

¿Qué es?

ACID

Atomicidad

Todo o nada: Una transacción finaliza correctamente, y los efectos de todas sus operaciones son registrados en los objetos, o si fallan no tienen ningún efecto.

Transacciones

Isolation

Cada transacción debe realizarse sin interferencia de otras transacciones.

Consistency

La transacción en el caso que se haga debe hacer pasar el sistema de un estado consistente a otro.

Durability

Los cambios registrados en los recursos debido a transacciones que hagan COMMIT deben soportar fallos siguiendo el modelo de lampson.

Transacciones

Con éxito	*Abortado por el cliente*	*Abortado por el servidor*	
AbreTransacción	*AbreTransacción*		*AbreTransacción*
Operación	*Operación*		*Operación*
Operación	*Operación*		*Operación*
•	•	El servidor aborta	•
•	•	la transacción →	•
Operación	*Operación*		*ERROR en la operación informado al cliente*
CierraTransacción	*AbortaTransacción*		

Transacciones

Acciones de servicio relacionadas con la ruptura del proceso

- Si un proceso servidor falla, se reemplaza en algún momento.
  - El nuevo proceso aborta todas las transacciones no finalizadas
  - Usa un proceso de recuperación para restablecer los valores de los objetos producidos por la transacción finalizada de forma correcta.

Transacciones

Acciones de un cliente relativas a la ruptura del proceso servidor

- Si un servidor falla mientras una transacción esta en progreso, el cliente será consciente de ello cuando una de las operaciones devuelve una excepción.

Control de concurrencia

Para describir los problemas de transacciones concurrentes se usa el contexto de un ejemplo bancario.

- Tres UP (objetos), el estado solo consiste en una variable entera. A=100, B=200, C=300

Los problemas teniendo en cuenta el solapamiento de las operaciones son:

- Actualizaciones perdidas
- Recuperaciones inconsistentes

Control de concurrencia (Actualizaciones perdidas)

Transacción *T* :		**Transacción *U* :**	
balance = b.obtenBalance( );		*balance = b.obtenBalance( );*	
b.deposita(balance/10);		*b.deposita(balance/10);*	
a.extrae(balance/10)		*c.extrae(balance/10)*	
balance = b.obtenBalance( );	200 $		
		balance = b.obtenBalance( );	200 $
		b.deposita(balance/10);	220 $
b.deposita(balance/10);	220 $		
a.extrae(balance/10)	80 $		
		c.extrae(balance/10)	280 $

Control de concurrencia (Recuperaciones inconsistentes)

Transacción *V* :		**Transacción *W* :**	
a.extrae(100);		*unasucursal.totalSucursal( )*	
b.deposita(100)			
a.extrae(100);	0 $		
		total = a.obtenBalance( )	0 $
		total = total + b.obtenBalance( );	200 $
		total = total + c.obtenBalance( )	500 $
		•	
b.deposita(100)	300 $	•	

Control de concurrencia

Para describir los problemas de transacciones concurrentes se usa el contexto de un ejemplo bancario.

- Tres UP (objetos), el estado solo consiste en una variable entera. A=100, B=200, C=300

Los problemas teniendo en cuenta el estado final de las transacciones son:

- Lecturas sucias
- Escrituras prematuras

Control de concurrencia (Recuperabilidad de transacciones abortadas Lecturas sucias)

Transacción *T* :		**Transacción *U* :**	
a.obtenBalance( )		*a.obtenBalance( )*	
a.ponBalance(balance + 10)		*a.ponBalance(balance + 20)*	
balance = a.obtenBalance( )	100 $		
a.ponBalance(balance + 10)	110 $		
		balance = a.obtenBalance( )	110 $
		a.ponBalance(balance + 20)	130 $
		consumar transacción	
abortar transacción			

Control de concurrencia (Recuperabilidad de transacciones abortadas Escrituras prematuras)

Transacción *T* :		**Transacción *U* :**	
a.deposita(5)		*a.deposita(10)*	
	100 $		
a.deposita(5)	105 $		
			105 $
		a.deposita(10)	115 $

CT *AT* *AT* *CT* *AT*

AT *AT*

Control de concurrencia (Equivalencia secuencial)

Transacción *T* :		**Transacción *U* :**	
balance = b.obtenBalance( ); *b.deposita(balance/10);*		*balance = b.obtenBalance( );* *b.deposita(balance/10);*	
a.extrae(balance/10);		*c.extrae(balance/10);*	
balance = b.obtenBalance( );	200 $		
b.deposita(balance/10);	220 $		
		balance = b.obtenBalance( );	220 $
		b.deposita(balance/10);	242 $
a.extrae(balance/10);	80 $		
		c.extrae(balance/10)	278 $

Control de concurrencia (Equivalencia secuencial)

Transacción *V* :		**Transacción *W* :**	
a.extrae(100); *b.deposita(100)*		*unasucursal.totalSucursal( );*	
a.extrae(100);	0 $		
b.deposita(100)	300 $		
		total = a.obténBalance( )	0 $
		total = total + b.obténBalance( );	300 $
		total = total + c.obténBalance( );	600 $
		...	

Control de concurrencia (Operaciones conflictivas)

Operaciones de diferentes transacciones		*Conflicto*	*Causa*
Lee	*Lee*	No	Porque el efecto de un par de operaciones de *lectura* no depende del orden en el que son ejecutadas.
Lee	*Escribe*	Sí	Porque el efecto de una operación de *lectura* y una de *escritura* dependen del orden de su operación.
Escribe	*Escribe*	Sí	Porque el efecto de un par de operaciones de *escritura* depende del orden de su ejecución.

Bloqueos

Si los datos son compartidos por varias transacciones debe ser secuencialmente equivalentes.

La equivalencia secuencial requiere que todos los accesos de una transacción a un objeto particular sean secuenciados con respecto a los accesos por otras transacciones

Mecanismo sencillo

Bloqueo exclusivo

Bloqueos Exclusivos

Transacción *T* : *bal = b.obtenBalance( )* *b.deposita(bal /10)* *a.extrae(bal /10)*		**Transacción *U* :** *bal = b.obtenBalance( )* *b.deposita(bal /10)* *c.extrae(bal /10)*	
Operaciones	Bloqueos	Operaciones	Bloqueos
abreTransacción			
bal = b.obtenBalance( )	bloquea *B*		
b.deposita(bal/10)		*abreTransacción*	
a.extrae(bal/10)	bloquea *A*	*bal = b.obtenBalance( )*	espera por el fin del bloqueo en *B* de *T*
cierraTransacción	desbloquea A, *B*	•••	
		b.deposita(bal/10)	bloquea *B*
		c.extrae(bal/10)	bloquea *C*
		cierraTransacción	desbloquea A, *B*

Bloqueos

- Para asegurar la equivalencia secuencial se necesita (bloqueo de dos fases)
  - No está permitido a una transacción ningún nuevo bloqueo después que ha liberado uno.
  - 2 Fases:
    - Primera fase -> Fase de crecimiento -> Solicitan todos los bloqueos
    - Segunda fase -> Fase de acortamiento -> Liberan todos los bloqueos usados por la transacción.

Bloqueos

Bloque de dos fases estricto: Cuando se consuma una transacción, para asegurar la recuperabilidad, los bloqueos se mantienen hasta que todos los objetos que “ella” actualizo han sido escrito en memoria permanente.

Bloqueos

Utilizar siempre un bloqueo exclusivo tanto para las operaciones de lectura como de escritura reduce la concurrencia más de lo necesario.

Maximizar la concurrencia: Método de muchos lectores/un escritor, tipos de bloqueo:

- Bloqueos de lectura
- Bloqueos de escritura.

Bloqueos

El método de muchos lectores/un escritor tiene en cuenta las reglas de conflicto:

Dependiendo de las operaciones de lectura y/o escritura.

El método debe cumplir las siguientes dos reglas:

Si una transacción T ha realizado ya una operación de lectura en un objeto particular, entonces una transacción concurrente U no debe escribir ese objeto hasta la finalización de T(C/A)

Si una transacción T ha realizado ya una operación de escritura en un objeto en particular, entonces una transacción concurrente U no debe leer o escribir ese objeto hasta la finalización de T(C/A)

Bloqueos

Para un objeto		*Bloqueo solicitado*	
		Lectura	*Escritura*
Bloqueo ya activado	*Ninguno*	Bien	Bien
	Lectura	Bien	Espera
	Escritura	Espera	Espera

Bloqueos

Reglas de uso de una técnica de bloqueos de dos fases estricto.

1. Cuando se accede a un objeto en una transacción:
   (a) Si el objeto no estaba bloqueado, se bloquea y comienza la operación.
   (b) Si el objeto tiene activado un bloqueo, y es conflictivo, la transacción debe esperar hasta que esté desbloqueado.
   (c) Si el objeto tiene activado un bloqueo, y no es conflictivo, se comparte el bloqueo y comienza la operación.
   (d) Si el objeto ya ha sido bloqueado en la misma transacción, y no existe conflicto en la promoción, el bloqueo será promovido y comienza la operación. (Si la promoción es conflictiva, se utiliza la regla (b)).
2. Cuando una transacción se consuma o aborta, el servidor desbloquea todos los objetos bloqueados por la transacción.

Bloqueos

Implementación de bloqueos: La concesión de bloqueos será implementado por un objeto separado -> gestor de bloqueo.

El gestor de bloqueo debe mantener un conjunto de bloqueos.

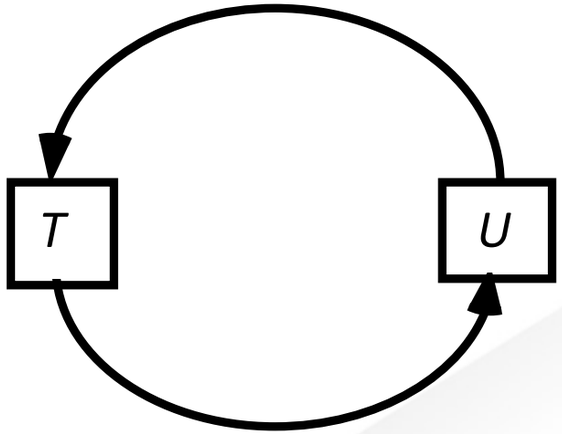
Cada bloqueo es una instancia de la clase Bloqueo que mantiene la siguiente información:

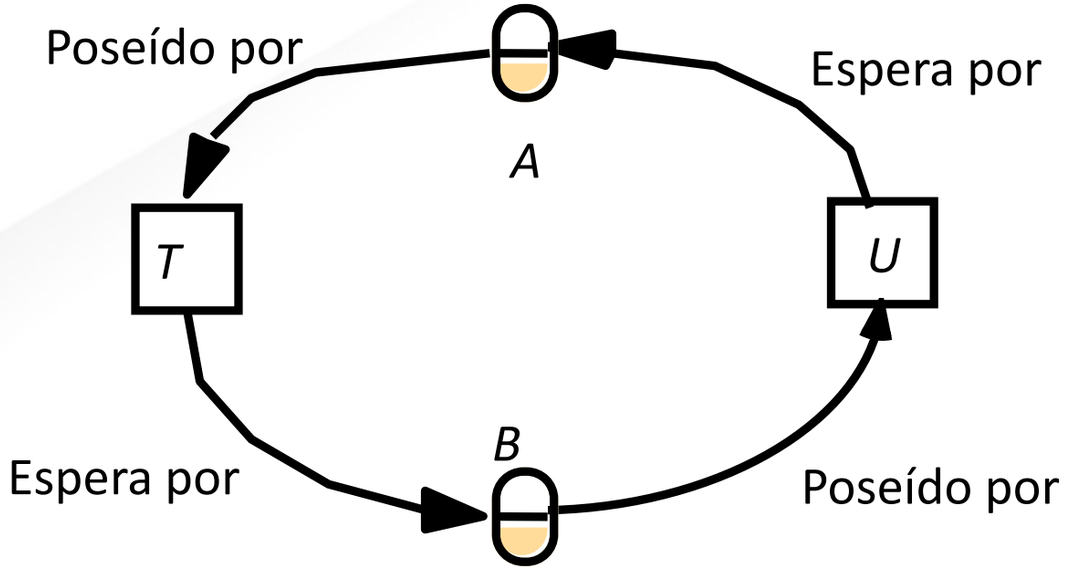
- El identificador del objeto bloqueado.
- Los identificadores de las transacciones que mantienen actualmente el bloqueo
- Un tipo de bloqueo.

Bloqueos indefinidos

Transacción *T*		**Transacción *U***	
Operaciones	**Bloqueos**	**Operaciones**	**Bloqueos**
a.deposita(100);	Escribe bloquea A		
		b.deposita(200);	Escribe bloquea *B*
b.extrae(100);			
•••	Espera por *U*	*a.extrae(200);*	Espera por *T*
•••	Bloqueo en *B*	•••	Bloqueo en *A*
•••		•••	
		•••	

Bloqueos indefinidos



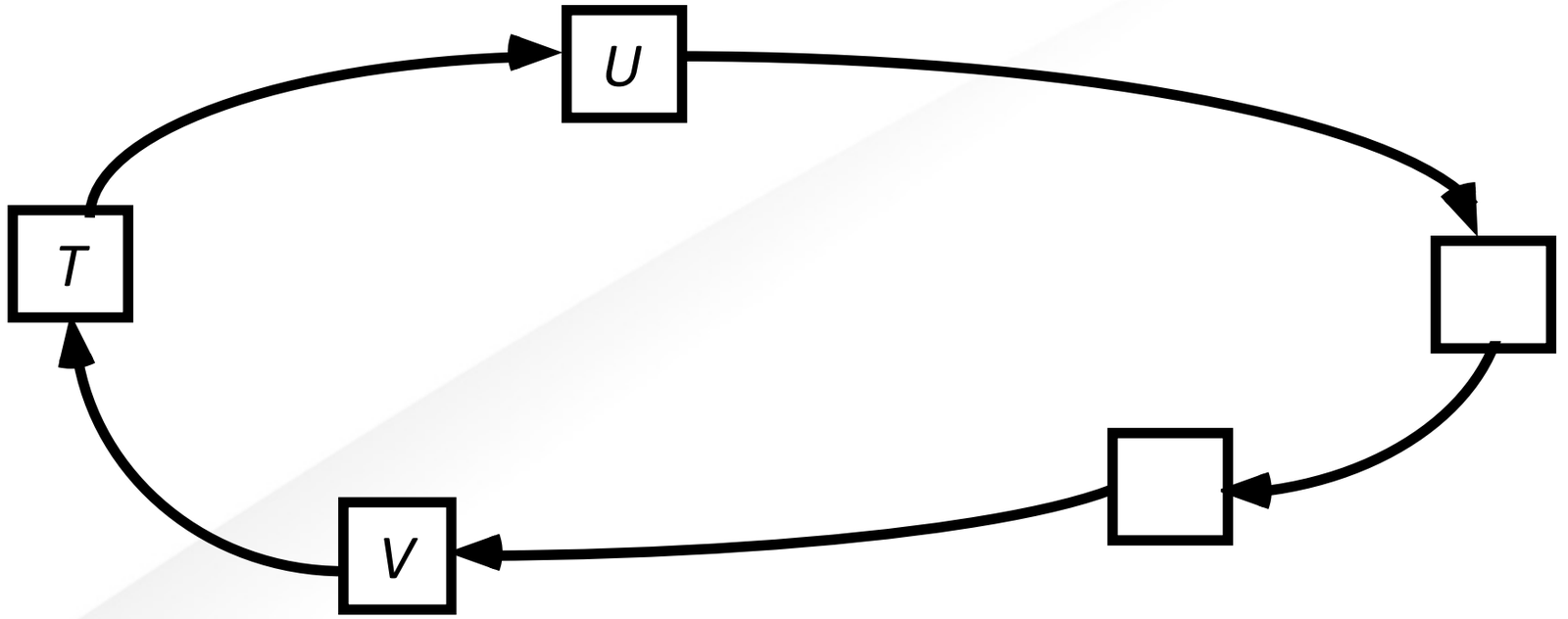


Bloqueos indefinidos (Definición)

Estado en el que un grupo de transacciones(m2) se presentan las siguientes situaciones:

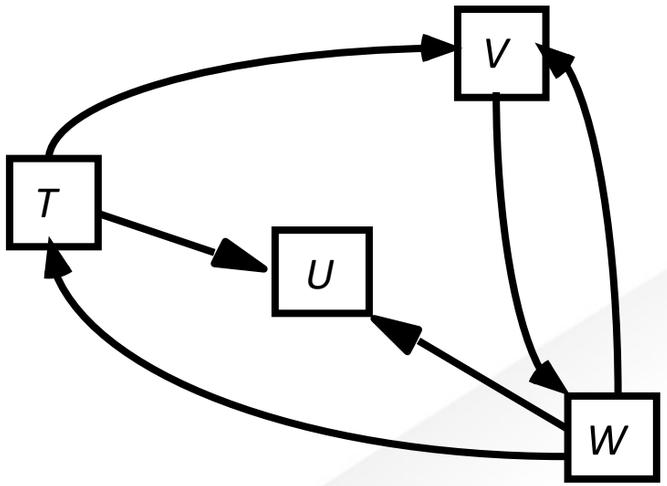
- Una T(T) posee un bloqueo que necesita otra transacción del grupo (U).
- Una T(T) necesita un recurso que esta siendo bloqueado por otro miembro del grupo (U).

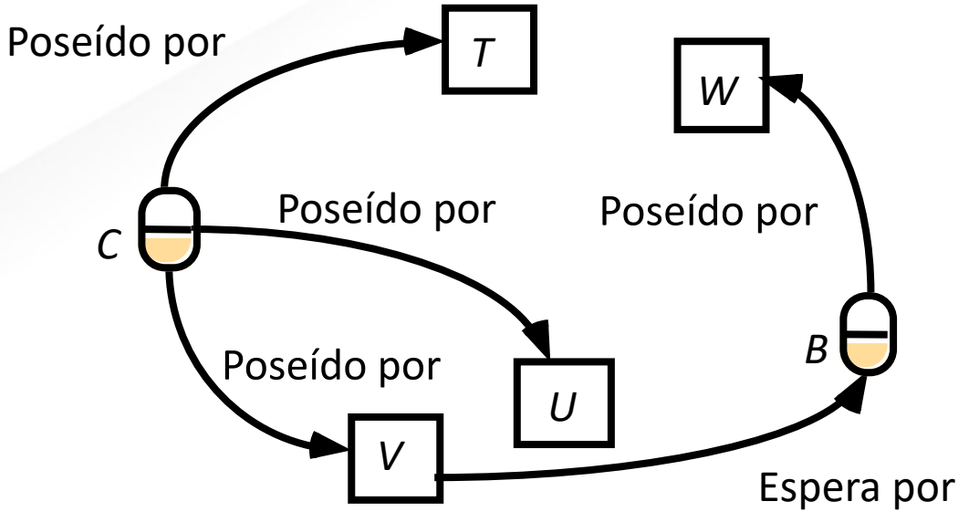
Bloqueos indefinidos (Definición)



Un ciclo en el grafo *espera por*.

Bloqueos indefinidos (Definición)





Otro grafo *espera por.*

Bloqueos indefinidos (Soluciones)

Prevenirla: Bloquear todos los objetos utilizados por una transacción cuando comienza.

Detección de bloqueos indefinidos: Detectar ciclo en grafos de espera por.

Timeouts

Ordenación por marcas de tiempo

La regla de ordenación básica por marca de tiempo está basada en los conflictos de operación y es muy sencilla.

"Una solicitud de una transacción para escribir un objeto es válida sólo si ese objeto fue leído y escrito por última vez por transacciones anteriores".

"Una petición de lectura de un objeto por una transacción es válida sólo si ese objeto fue escrito por última vez por una transacción anterior"

Ordenación por marcas de tiempo

Como es normal, las operaciones de escritura son registradas en versiones tentativas de los objetos y son invisible por las demás transacciones hasta que se realiza una solicitud de cierraTransaccion.

Cada objeto tiene una marca de tiempo de escritura y un conjunto de marcas de tiempo de lectura.

Ordenación por marcas de tiempo

Regla de escritura por ordenación de marca de tiempo

if(Tc >= la máxima marca de tiempo de lectura en D && Tc > la marca de tiempo de escritura en la version consumada de D)

realiza la operación de escritura en la versión tentativa de D con marca de tiempo Tc

else

aborta la transacción Tc

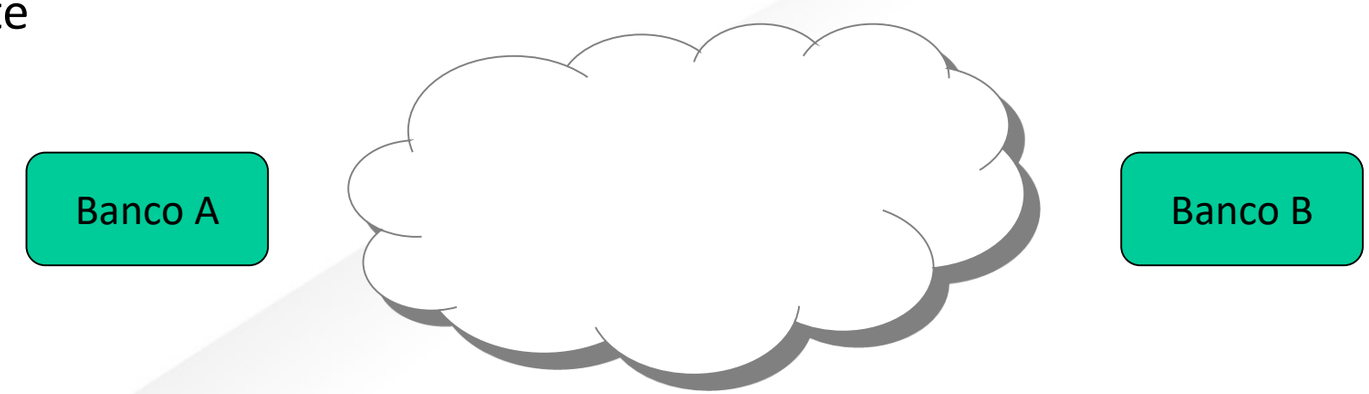
Ordenación por marcas de tiempo

Regla	T_c	T_i	
1.	*Escritura*	*Lectura*	T_c no debe *escribir* un objeto que haya sido *leído* por cualquier $T_{i,}$, donde $T_i > T_c$ esto requiere que $T_c \geq$ la mayor marca de tiempo de lectura del objeto.
2.	*Escritura*	*Escritura*	T_c no debe *escribir* un objeto que haya sido *escrito* por cualquier $T_{i,}$, donde $T_i > T_c$ esto requiere que $T_c >$ la marca de tiempo de escritura del objeto consumado.
3.	*Lectura*	*Escritura*	T_c no debe *leer* un objeto que haya sido *escrito* por cualquier $T_{i,}$, donde $T_i > T_c$ esto requiere que $T_c >$ la marca de tiempo de escritura del objeto consumado.

Ejemplo

cliente

Transferir $1000
Desde A:$3000
A B:$2000



Clientes quieren transacciones todo o nada

La transferencia pasa o no pasa.

Solución de Strawman

cliente

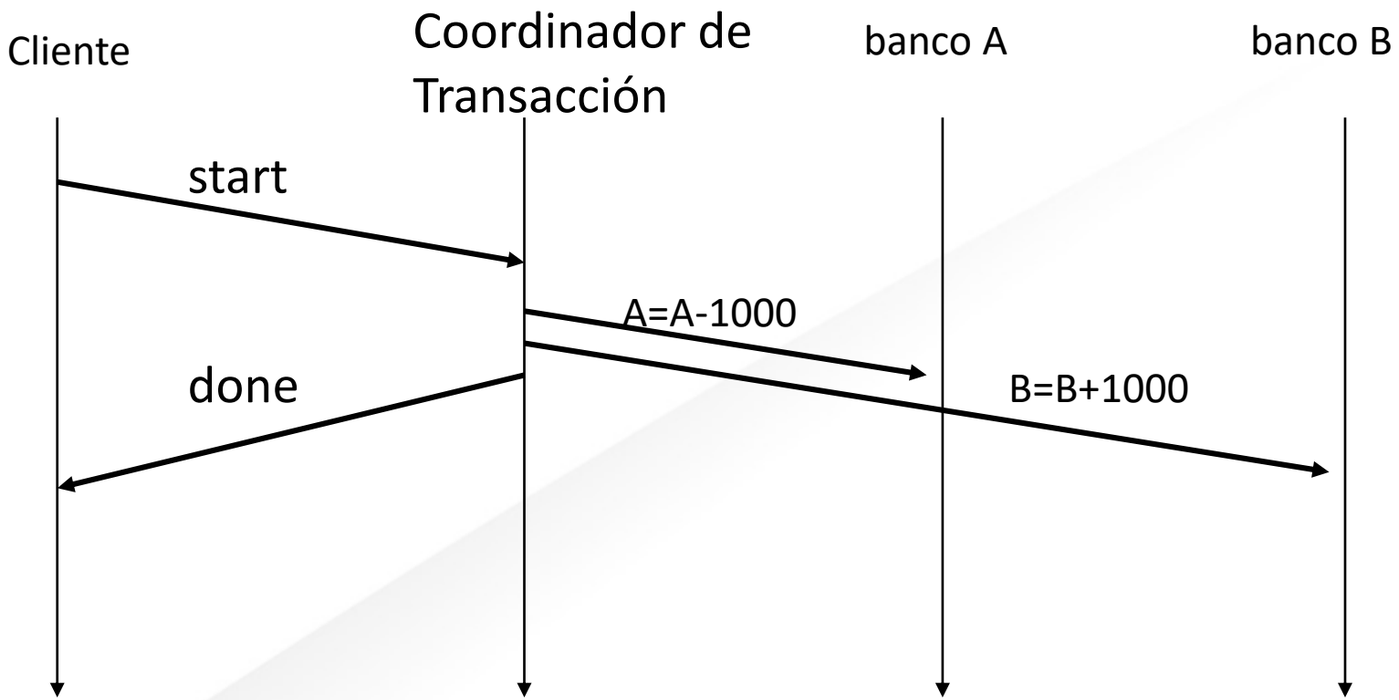
Transferir $1000
Desde A:$3000
A B:$2000

Coordinador
de transacciones

Banco A

Banco B

Solución de Strawman



Que puede pasar mal?

- A no tiene suficiente dinero
- La Cuenta de B no existe
- B ha colapsado
- El coordinador Falla

Razonando…….

CT, A, B cada uno tiene una noción del Commit

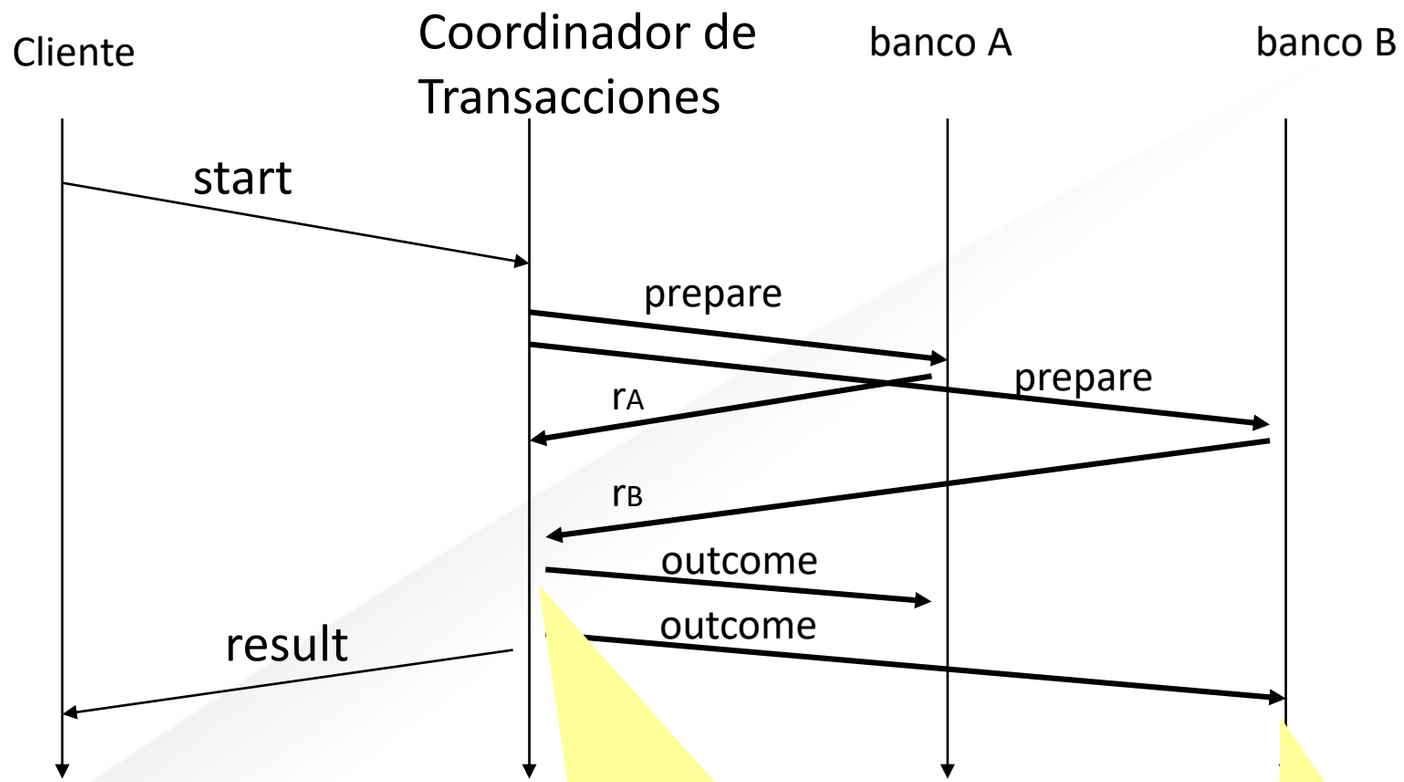
Correcto:

- Si uno hace commit, nadie aborta
- Si uno aborta, nadie hace commit

Desempeño:

- Si no hay fallas , a y B pueden hacer commit, entonces hacen commit
- Si hay una falla, encontrar la razón de la falla

Correctness first



If r_A==yes && r_B==yes
    outcome = “commit”
else
    outcome = “abort”

B hace commit una vez recibe la señal “commit”

Problemas de Desempeño

Que hay acerca de los timeouts?

- CT falla esperando la respuesta de A
- A falla esperando la respuesta del TC

Que hay acerca de los reinicios?

- Como un participante hace cleanup?

Manejando los Tiempos de a y B

El CT hace time out esperando A (o B)'s "yes/no" como respuesta

Puede el CT decidir unilateralmente commit?

Puede el CT decidir unilateralmente abort?

Manejando el Timeout con el CT

Si B responde con no

- Puede unilateralmente abortar?

Si B responde con si

- Puede unilateralmente abortar?
- Puede unilateralmente hacer commit?

Posible terminación

Protocolo ejecuta la terminación si B tiene un time out con el CT y ha votado “yes”

B envia “status” mensaje a A

- Si A recibe “commit”/”abort” de CT …
- Si A no ha respondido a CT, …
- Si A ha respondido con “no”, …
- Si A ha respondido con “yes”, …

Resuelve la mayoria de los casos cuando falla el CT

Manejando caida y reinicio

Nodos no pueden retractarse si el commit esta decidido.

Si el CT falla después de decidir “commit”

- No puede olvidar la decisión después de reiniciar

A/B falla después de enviar el “yes”

- No puede olvidar la decisión después de reiniciar

Manejando caida y reinicio

Todos los nodos deben registrar el avance del protocolo

Cuando y donde el CT registra en disco?

Cuando y donde el A/B registra en disco?

Recuperación tras Reinicio

SI CT no encuentra “commit” en disco , abort

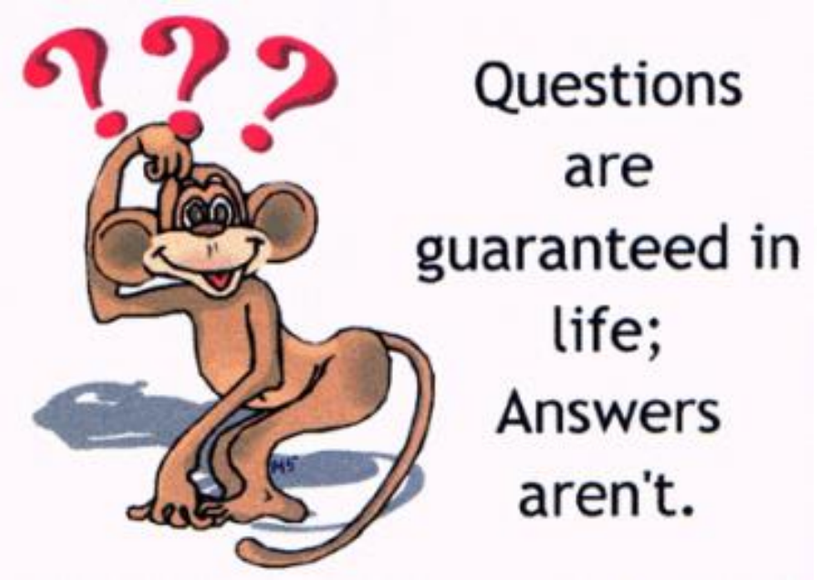
SI CT encuentra “commit”, commit

SI A/B no encuentra “yes” ” en disco , abort

Si A/B encuentra “yes”, corre el protocolo de terminación para decidir.

Resumen: two-phase commit

1. Todos los nodos deben llegar a la misma decisión.
2. Nadie hace commit hasta que todos digan “yes”
3. No hay fallos si todos dijeron “yes” y luego hacen commit
4. Si hay fallas, reparar, esperar lo suficiente para recuperar y tomar una decisión.



¿Preguntas?

Diego Alberto Rincón Yáñez MCSc.
Twitter: @d1egoprog.


INSTITUCIÓN UNIVERSITARIA
POLITÉCNICO
GRANCOLOMBIANO
¡GRACIAS!
POLI.EDU.CO
Poligran
MIEMBRO DE LA RED
ILUMNO