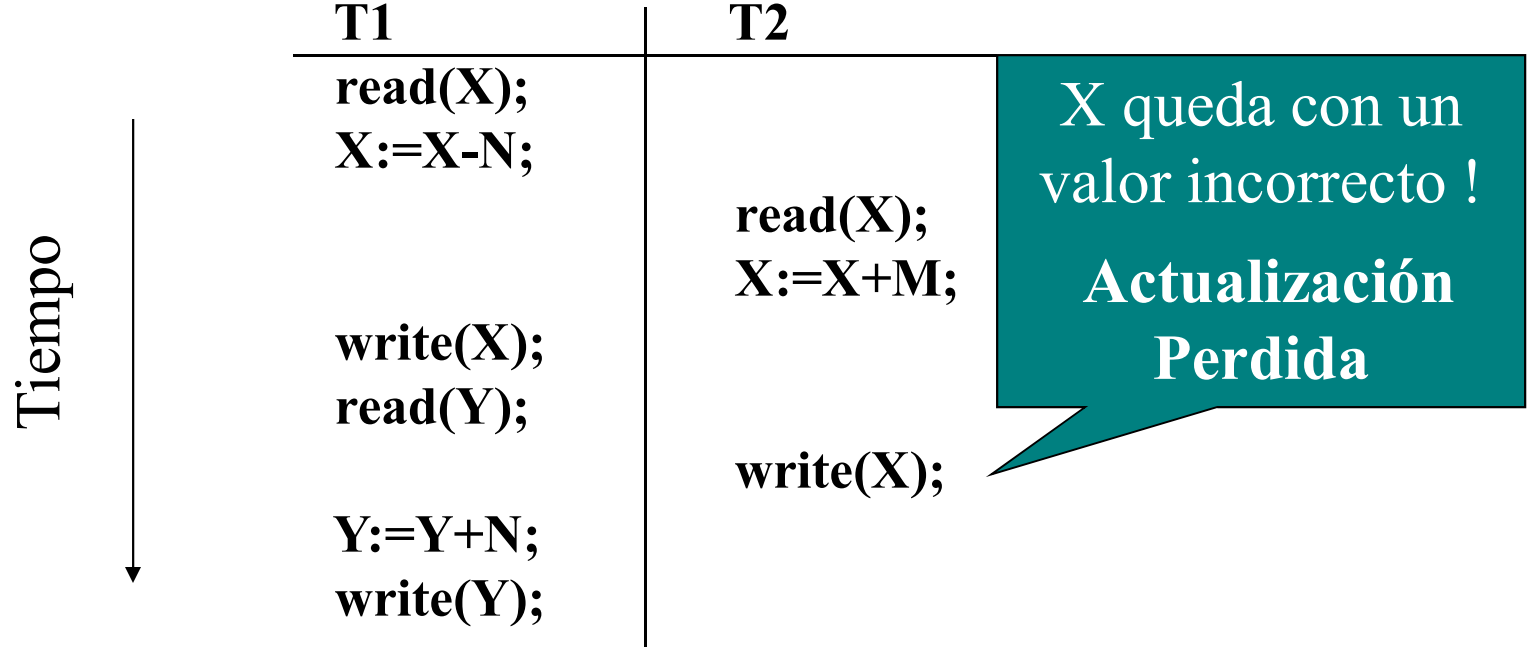
Control de Concurrencia y Recuperación

Referencias
[E-N 19, 20, 21]

Control de Concurrencia

- Sobre una BD se podrían ejecutar muchos procesos concurrentemente sobre exactamente los mismos datos.
- Estos procesos podrían estar interfiriendo unos con otros. De qué forma?



Control de Concurrencia y Recuperación: Temario

- Control de concurrencia
  - Estudio de un modelo formal y de los principios básicos de las técnicas que debe implementar el manejador para garantizar la consistencia de la base en la situación de modificaciones concurrentes.
  - Transacción
  - Seriabilidad y Recuperabilidad
  - Protocolos de Control de Concurrencia
- Mecanismos de Recuperación
  - Para asegurar un estado consistente frente a una falla:
    - Por ejemplo, de hardware o del software de base, de la propia ejecución (por ejemplo, división por cero).

Control de Concurrencia

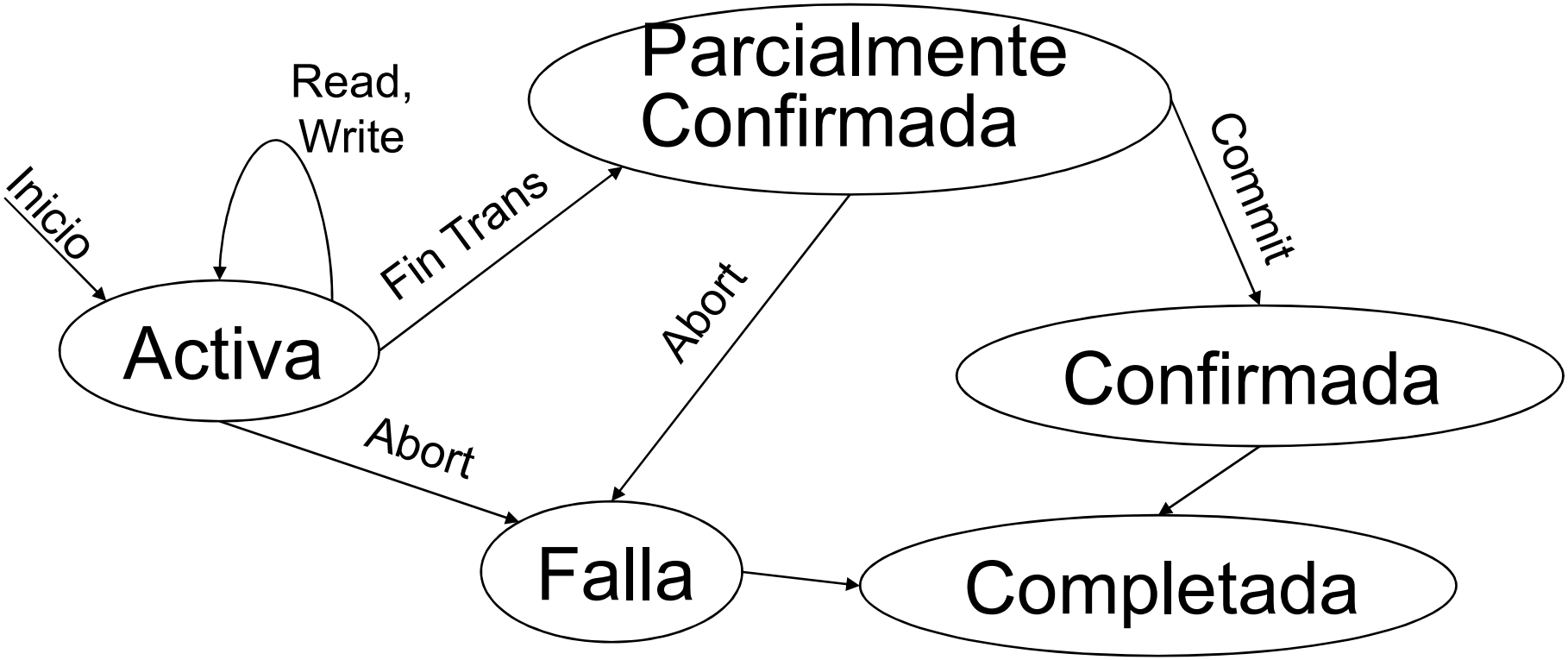
- **Control de concurrencia** es la coordinación de procesos concurrentes que operan sobre datos compartidos y que podrían interferir entre ellos.

Transacción

- A cada uno de los procesos concurrentes que se ejecuta sobre datos compartidos, se le llama **Transacción** si cumple las propiedades **ACID**:
  - **Atomicidad (Atomicity):** desde el punto de vista del resultado, o se ejecuta totalmente, o no se ejecuta.
  - **Consistencia (Consistency preservation):** siempre lleva a la base de un estado consistente a otro estado consistente.
  - **Aislamiento (Isolation):** una transacción no debe interferir con otra.
  - **Durabilidad (Durability):** los cambios de una transacción confirmada deben ser permanentes en la base.

Transacciones

- Para garantizar ACID, las transacciones tiene que pasar por determinados estados:



Control de Concurrencia: Definiciones y Notación.

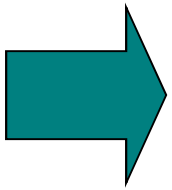
- **Operación.** Para el control de concurrencia solo interesan
  - **read$_i$(X),r$_i$(X):** la transacción i lee el ítem X de la base.
  - **write$_i$(X),w$_i$(X):** la transacción i escribe el ítem X de la base.
  - **commit$_i$,c$_i$:** la transacción i confirma que todas sus modificaciones deben ser permanentes en la base.
  - **abort$_i$,a$_i$:** la transacción i indica que ninguna de sus modificaciones deben ser permanentes en la base.

Control de Concurrencia: Definiciones y Notación.

- **Rollback.** Es la acción de recuperar el estado anterior de la base frente a un abort de una transacción.

El Manejador de Transacciones.

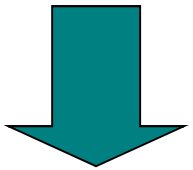
T1	T2
read(X);	
	read(X);
write(X);	
read(Y);	
	write(X);
write(Y);	
	commit;
abort;	



TRANSACTION MANAGER

T_1:$r_1(x)$,$w_1(x)$,$r_1(y)$,$w_1(y)$,a_1

T_2:$r_2(x)$,$w_2(x)$,c_2



H: $r_1(x)$,$w_1(x)$, $r_2(x)$, $r_1(y)$, $w_2(x)$, $w_1(y)$,a_1,a_2

El Manejador de Transacciones (Scheduler o Transaction Manager)

- Se encarga de la administración de las transacciones en la Base de Datos.
- Para eso recibe las instrucciones que los programas pretenden ejecutar y se toma la libertad de reordenarlas, sin cambiar nunca el orden relativo de los Read y Write.
- Puede llegar a agregar instrucciones (nunca R/W) por su cuenta.
- Puede llegar a demorar la ejecución de las instrucciones.
- Hace lo que necesite para implementar ACID hasta donde pueda.

Control de Concurrencia: Definiciones y Notación.

- **Historia.** Dado un conjunto de transacciones se le llama **historia** o **schedule** a una ordenación de todas las operaciones que intervienen en las transacciones siempre que estas aparezcan en el mismo orden que en la transacción.
- EJ:
  - T_1: $r_1(x)$,$w_1(x)$,c_1; T_2: $r_2(x)$,$r_2(y)$,$w_2(x)$,c_2.
  - H_1: $r_1(x)$,$w_1(x)$,c_1, $r_2(x)$,$r_2(y)$,$w_2(x)$,c_2 — Historia Serial
  - H_2: $r_2(x)$, $r_1(x)$,$w_1(x)$, $r_2(y)$, c_1,$w_2(x)$, c_2 — Historia Entrelazada

Control de Concurrencia: Definiciones y Notación.

- **Historia Completa.** Es aquella que cumple:
  - tiene todas las operaciones de las transacciones involucradas
  - cualquier par de operaciones de la misma transacción, deben aparecer en la historia en el mismo orden que en la transacción
  - las operaciones en conflicto deben tener su orden de aparición definido en la historia

Historias Serializables y Recuperables

- Si las transacciones se ejecutaran siempre en forma serial, entonces no habría concurrencia pero los datos siempre serían correctos.
- Si las historias son entrelazadas, podría suceder que queden datos erróneos que no se puedan corregir o que si una transacción aborta otra también tenga que abortar.
- EJ:
  - T_1: $r_1(x)$,$w_1(x)$,a_1; T_2: $r_2(x)$,$r_2(y)$,$w_2(x)$,c_2 (o a_2).
  - H_1: $r_1(x)$,$w_1(x)$, $r_2(x)$, $r_2(y)$, $w_2(x)$, c_2 ,a_1
  - H_2: $r_1(x)$,$w_1(x)$, $r_2(x)$, $r_2(y)$, $w_2(x)$, a_1, a_2

Historia No Recuperable

Historia con abortos en cascada

Historias Seriales y Serializables

- Se necesitan historias entrelazadas pero con comportamiento de seriales.

Historias Seriales y Serializables

- **Operaciones en Conflicto.** Dos operaciones (r o w) están en conflicto si cumplen a la vez las siguientes condiciones:
  - Pertenecen a distintas transacciones.
  - Acceden al mismo ítem.
  - Una es un write.

Historias Seriales y Serializables

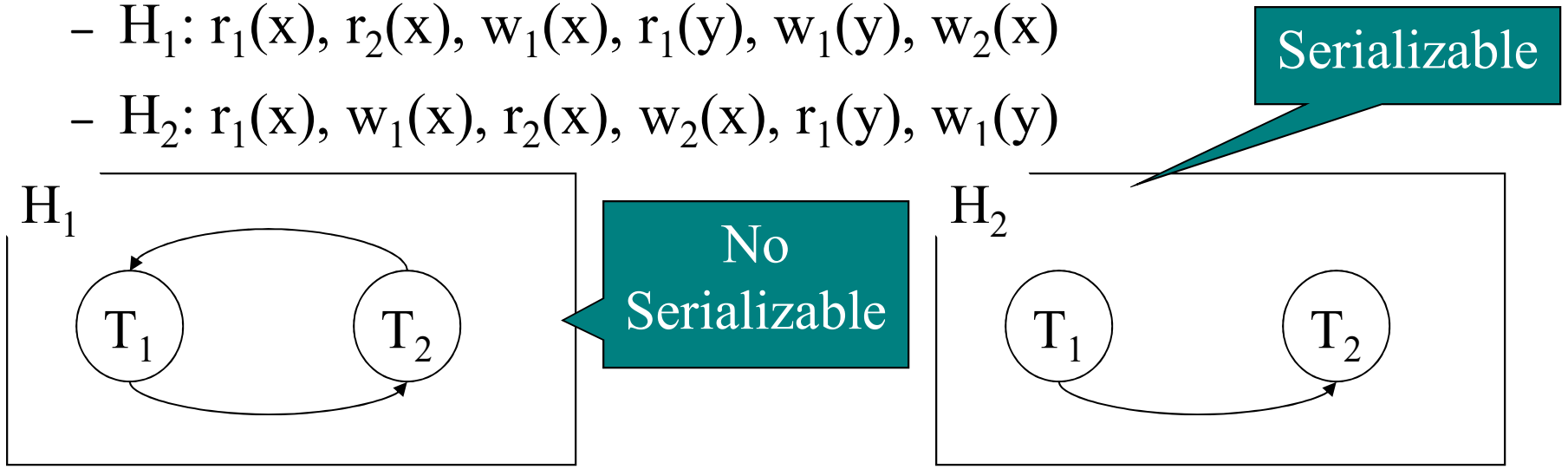
- **Historia Serializable.** Es aquella que es **equivalente** a una historia serial con las mismas transacciones.
- Hay varias nociones de **equivalencia (o serializabilidad)**:
  - **Intuitiva.** Dos historias son equivalentes si dejan la base en el mismo estado.
    - **Problema:** difícil de garantizar. Puede suceder de casualidad.
  - **Por conflicto.** Si tienen todas las operaciones en conflicto en el mismo orden.
  - **Por vistas.** Si cada Ti lee de las mismas Tj,...Tn, en H y H'.

Testeo de Seriabilidad por Conflictos: Grafo de Seriabilidad

- **Construcción Grafo de Seriabilidad o Precedencia.**
  1. Poner un nodo para cada transacción en la historia.
  2. Si $r_j(X)$ está después de $w_i(X)$, entonces hay un arco de T_i a T_j.
  3. Si $w_j(X)$ está después de $r_i(X)$, entonces hay un arco de T_i a T_j.
  4. Si $w_j(X)$ está después de $w_i(X)$, entonces hay un arco de T_i a T_j.
- Siempre se pone un arco si hay una pareja de operaciones en conflicto, desde la primera transacción a la segunda según el orden de las ops. en conflicto.

Teorema de Seriabilidad

- Un historia H es serializable si su grafo de seriabilidad es acíclico. [Gray-75]
- Ejemplo de cómo usarlo:
  - T_1: $r_1(x)$, $w_1(x)$, $r_1(y)$, $w_1(y)$; T_2: $r_2(x)$, $w_2(x)$
  - H_1: $r_1(x)$, $r_2(x)$, $w_1(x)$, $r_1(y)$, $w_1(y)$, $w_2(x)$
  - H_2: $r_1(x)$, $w_1(x)$, $r_2(x)$, $w_2(x)$, $r_1(y)$, $w_1(y)$



Lectura de una transacción

- **T_1 lee de T_2 en H** si $w_2(X)$ está antes de $r_1(X)$ y entre medio:
  - no hay otro $w_j(X)$ (que no es abortado antes de $r_1(X)$)
  - no está a_2

Historias Recuperables

- Una historia es **Recuperable** si ninguna transacción confirma hasta que confirmaron todas las transacciones desde las cuales leyó ítems. (Los commit's están en el mismo orden que el flujo de datos)

Historias que Evitan Abortos en Cascada

- Una historia **Evita Abortos en Cascada** si ninguna transacción lee de transacciones no confirmadas. (Los commit's tienen que estar antes de los read's siguientes)

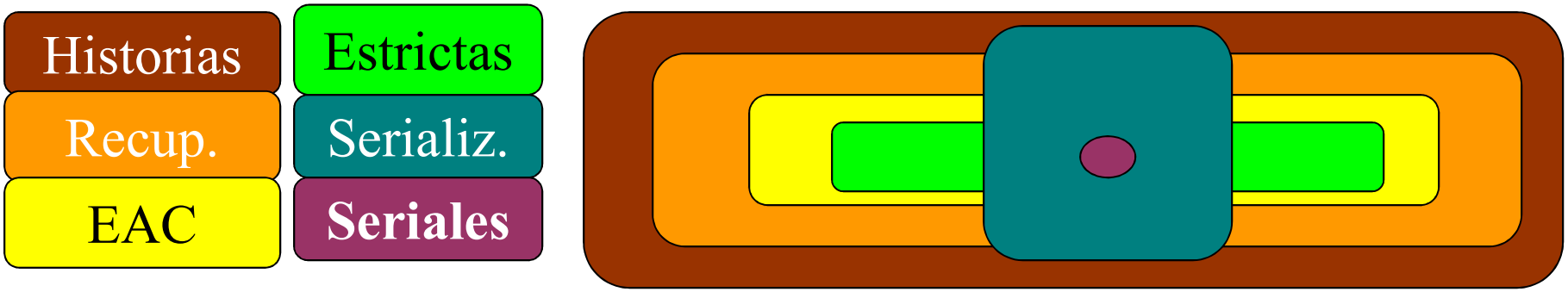
Historias Estrictas

- Una historia es **Estricta** si ninguna transacción lee o escribe hasta que todas las transacciones que escribieron ese ítem fueron confirmadas. (Los commit's tienen que estar antes de los read's o write's siguientes).

Historias Recuperables, que Evitan Abortos en Cascada y Estrictas

- Ejemplos.
  - T_1: $w_1(x)$, $w_1(z)$, $r_1(y)$, $w_1(y)$,c_1
  - T_2: $r_2(y)$, $w_2(y)$, $w_2(z)$, c_2
  - H_1: $r_2(y)$, $w_2(y)$, $w_1(x)$, $w_2(z)$, $w_1(z)$, $r_1(y)$, $w_1(y)$, c_1, c_2
  - H_2: $r_2(y)$, $w_2(y)$, $w_1(x)$, $w_2(z)$, $w_1(z)$, $r_1(y)$, $w_1(y)$, c_2, c_1
  - H_3: $r_2(y)$, $w_1(x)$, $w_2(y)$, $w_2(z)$, $w_1(z)$, c_2, $r_1(y)$, $w_1(y)$, c_1
  - H_4: $r_2(y)$, $w_1(x)$, $w_2(y)$, $w_2(z)$, c_2, $w_1(z)$, $r_1(y)$, $w_1(y)$, c_1

Historias Recuperables, que Evitan Abortos en Cascada y Estrictas



Control de seriabilidad y recuperabilidad

- El manejador debería garantizar la construcción de historias serializables, y que sean recuperables y que no tengan abortos en cascada.
- La forma básica de hacer esto, es demorar las operaciones en conflicto con otras anteriores hasta que estas terminen.
- Hay dos formas básicas de hacer esto:
  - Locking
  - Timestamps

Lock Binario

- Se consideran dos operaciones nuevas en una transacción T_i: **$lock_i(X)$** (o **$l_i(X)$**) y **$unlock_i(X)$** (o **$u_i(X)$**).
- Cuando se ejecuta $l_i(X)$, el DBMS hace que cualquier $l_j(X)$ (de otra transacción T_j) no termine hasta que T_i ejecute $u_i(X)$.
- El comportamiento es similar a los **semáforos** utilizados en los sistemas operativos.
- Ej:
  - T_1: $l_1(x)$, $r_1(x)$, $w_1(x)$, $u_1(x)$, $l_1(y)$, $r_1(y)$, $w_1(y)$, $u_1(y)$
  - T_2: $l_2(x)$,$r_2(x)$, $w_2(x)$, $u_2(x)$
  - H_1: $l_1(x)$, $r_1(x)$, $w_1(x)$, $u_1(x)$, $l_2(x)$,$r_2(x)$, $w_2(x)$, $u_2(x)$ $l_1(y)$, $r_1(y)$, $w_1(y)$, $u_1(y)$
  - ~~H_2: $l_1(x)$,$r_1(x)$, $l_2(x)$, $w_1(x)$, $u_1(x)$, $r_2(x)$, $w_2(x)$, $u_2(x)$ $l_1(y)$, $r_1(y)$, $w_1(y)$, $u_1(y)$~~

Lock Binario

- **Lock Binario.**
  - Son los anteriores. Un ítem o está bloqueado o desbloqueado.
  - **Ventaja:** Fácil de implementar. (EN-20)
  - **Desventaja:** Niega incluso la lectura a otras transacciones, cuando esto no sería necesario.

Read/Write Lock

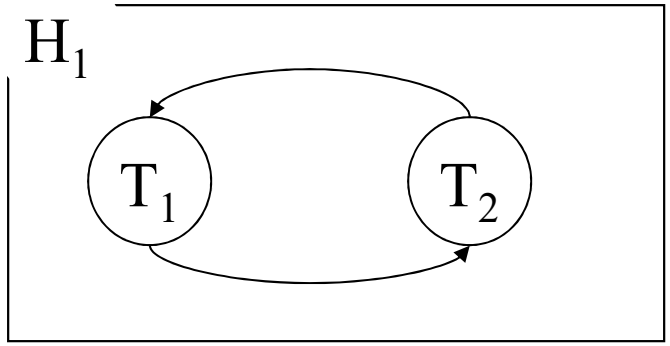
- **Read/Write Lock.**
  - Hay tres operaciones a considerar: **read_lock$_i$(X)** (o $rl_i(X)$), **write_lock$_i$(X)** (o $wl_i(X)$), **unlock$_i$(X)** (o $u_i(X)$).
  - **Ventaja:** Se permite que varias transacciones hagan un rl (pero no un wl) simultáneamente sobre el mismo ítem.
  - **Desventaja:** Un poco más complicado de implementar.

Reglas de Uso de los Lock's

- Para lock's tipo binario.
  - Antes de que T_i ejecute $r_i(X)$ (o $w_i(X)$) debe ejecutar $l_i(X)$ y luego de $r_i(X)$ (o $w_i(X)$) debe ejecutar $u_i(X)$.
  - Nunca va a ejecutar $l_i(X)$ si ya lo tiene.
- Para lock's tipo read/write
  - Antes que T_i ejecute $r_i(X)$, debe ejecutar $rl_i(X)$ o $wl_i(X)$ y luego de $r_i(X)$ debe ejecutar $u_i(X)$.
  - Antes que T_i ejecute $w_i(X)$, debe ejecutar $wl_i(X)$ y luego de $w_i(X)$ debe ejecutar $u_i(X)$.
  - Nunca va a ejecutar algún lock sobre un ítem si ya tiene ese mismo lock sobre ese ítem.
  - Algunas veces los locks se pueden promover o degradar.

Protocolos de Locking

- Las reglas de uso no alcanzan para garantizar seriabilidad.
  - Ej:
    - T_1: $rl_1(Y), r_1(Y), u_1(Y), wl_1(X), r_1(X), w_1(X), u_1(X), c_1$
    - T_2: $rl_2(X), r_2(X), u_2(X), wl_2(Y), r_2(Y), w_2(Y), u_2(Y), c_2$
    - H_1: $rl_1(Y), r_1(Y), u_1(Y), rl_2(X), r_2(X), u_2(X), wl_2(Y), r_2(Y), w_2(Y), u_2(Y), wl_1(X), r_1(X), w_1(X), u_1(X), c_1, c_2$



Protocolos de Locking

- La idea de un **protocolo de locking** es definir un conjunto de reglas de uso de Lock's que sean más fuertes que las anteriores y sí garanticen la seriabilidad.

Protocolos de Locking: 2PL

- En **Two Phase Locking (2PL)** Hay dos fases en una transacción:
  - Fase de crecimiento o expansión: se crean lock's
  - Fase de contracción: se liberan los lock's
- EJ:
  - T_1: $rl_1(Y), r_1(Y), u_1(Y), wl_1(X), r_1(X), w_1(X), u_1(X), c_1$
  - T'_1: $rl_1(Y), r_1(Y), wl_1(X), u_1(Y), r_1(X), w_1(X), u_1(X), c_1$
  - T_2: $rl_2(X), r_2(X), u_2(X), wl_2(Y), r_2(Y), w_2(Y), u_2(Y), c_2$
  - T'_2: $rl_2(X), r_2(X), wl_2(Y), u_2(X), r_2(Y), w_2(Y), u_2(Y), c_2$

Protocolos de Locking: 2PL Básico y Conservador

- Hay varias versiones de 2PL con ventajas desventajas propias:
  - 2PL Básico: Sólo exige las 2 fases
    - Ventaja: Muy simple de implementar
    - Desventaja: Susceptible a Deadlock
  - 2PL Conservador: Exige que todos los locks se hagan antes del comienzo de la transacción.
    - Ventaja: No susceptible a Deadlock
    - Desventaja: Exige la predeclaración de todos los ítems que se van a leer o grabar (read-set, write-set), lo que no siempre es posible.

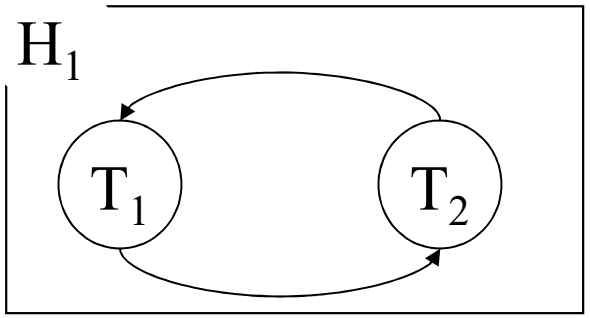
Protocolos de Locking: 2PL Estricto y Riguroso

- 2PL Estricto: Exige que no libere ningún write lock hasta después de terminar la transacción.
  - Ventaja: Garantiza historias estrictas.
  - Desventaja: Susceptible a Deadlock
- 2PL Riguroso: Exige que no libere ningún (read o write) lock hasta después de terminar la transacción.
  - Ventaja: Más simple de Implementar que el estricto
  - Desventaja: Susceptible a Deadlock

- Hay protocolos viables que no sean suceptibles a Deadlock? Hay otros problemas?

Problemas con Locks: Deadlock

- Dos o más transacciones esperan unas por otras.
  - EJ:
    - T_1: $rl_1(Y), r_1(Y), wl_1(X), u_1(Y), u_1(X), ...$
    - T_2: $rl_2(X), r_2(X), wl_2(Y), u_2(X), u_2(Y), ...$
    - H_1: $rl_1(Y), r_1(Y), rl_2(X), r_2(X), wl_1(X), wl_2(Y)$



  - Chequeo: construir grafo de espera
    - Tiene un arco de T_i a T_j si T_i está tratando de lockear un ítem que T_j tiene lockeado.
    - Si tiene ciclos, entonces hay deadlock.

Soluciones para Deadlocks

- Protocolos con prevención de Deadlocks
  - 2PL Conservador: NO Funciona en forma práctica.
  - Basados en TimeStamp:
    - TS(T) es un identificador para cada T que cumple que $TS(T_i) < TS(T_j)$ si T_i empezó antes que T_j.
    - Asumiendo que T_i quiere lockear un ítem que T_j ya lo tiene.
    - Wait-die: si $TS(T_i) < TS(T_j)$, entonces T_i está autorizada a esperar. Si $TS(T_j) < TS(T_i)$, entonces T_i aborta y es recomenzada más tarde con el mismo timestamp.
    - Wound-wait: si $TS(T_i) < TS(T_j)$, entonces T_j aborta y es recomenzada más tarde con el mismo timestamp. De lo contrario, T_i espera.
    - Pueden producir abortos y reinicios innecesarios.

Soluciones para Deadlocks

- Detección.
  - Mantener el grafo de espera y si hay deadlock, “seleccionar una victima” y hacer que aborte.
  - Util para transacciones chicas (que trabajan sobre pocos ítems) por poco tiempo.
  - Si las transacciones son largas y trabajan sobre muchos ítems, se genera mucho overhead. Sería mejor usar prevención.

Soluciones para Deadlocks

- TimeOut.
  - Si una transacción espera por mucho tiempo, el sistema la aborta sin importar si hay deadlock o no.

Problemas en Locks: Starvation

- Una transacción no puede ejecutar ninguna operación por un período indefinido de tiempo.
- Esto puede suceder por ejemplo, por un mecanismo de "selección de víctima" equivocado.
- Soluciones similares a las usadas en SO:
  - FIFO
  - Manejo de prioridades.
- Wound-wait y Wait-die evitan este problema.

Control de Concurrencia Basado Ordenación de TimeStamps

- Cada transacción T tiene un timestamp TS(T)
- Cada ítem X, tiene 2 timestamps:
  - Read_TS(X): el timestamp de la transacción más joven que leyó el ítem. (El timestamp más grande).
  - Write_TS(X): el timestamp de la transacción más joven que grabó el ítem.
- La idea consiste en ejecutar las lecturas y escrituras de acuerdo al orden de los timestamps. Si el orden se viola, entonces se aborta la transacción.

Ordenamiento Básico por Timestamp

- Si T trata de ejecutar un w(X)
  - Si Read_TS(X) > TS(T) o Write_TS(X) > TS(T), T aborta y luego se reinicia con un **nuevo** TS. (Una transacción más joven hizo una operación en conflicto)
  - Si no, se ejecuta el w(X) y se cambia Write_TS(X) por TS(T).
- Si T trata de ejecutar un r(X)
  - Si write_TS(X) > TS(T), T aborta y luego se reinicia con un nuevo TS.
  - si no, se ejecuta el r(X) y se calcula el nuevo Read_TS(X) como el máximo de TS(T) y el Read_TS(X) actual.

Control de Concurrencia Multiversión

- Algoritmos anteriores, demoran lecturas en forma innecesaria por locking o por abortos sucesivos de una transacción.
- Una Solución: Mantener varias versiones de cada ítem y elegir la correcta.
  - Ventaja: Las lecturas no tienen porqué esperar.
  - Desventaja: Se necesita espacio extra para almacenar las versiones de cada ítem. Podría no ser demasiado relevante de acuerdo a los esquemas de recuperación que se utilicen.

Control de Concurrencia Multiversión

- **Idea básica**: Antes de cualquier modificación a un ítem X, se guarda una versión X_i del mismo, generando para cada ítem una sucesión de versiones (X_1, X_2, ...X_k).
- Cada versión está formada por un valor de X, el Read_TS(X) y el Write_TS(X) asociados a ese valor.
- Hay dos reglas para la seriabilidad:
  - Sea X_i la versión de X con máximo Write_TS.
    - **w(X)**: Si T tal que Write_TS(X_i) ≤ TS(T) < Read_TS(X_i), T aborta. En cualquier otro caso se crea X_j con Read_TS(X_j)= Write_TS(X_j)= TS(T).
    - **r(X)**: Se busca X_i tal que Write_TS(X_i) es el mas grande menor o igual que TS(T), se devuelve el valor de X_i a T y se asigna a Read_TS(X_i) el máximo de TS(T) y Read_TS(X_i).

Consideraciones sobre la Granularidad.

- Que es un ítem ?
- Un Ítem puede ser:
  - Una tupla (registro) de la una tabla de la base.
  - El valor de un atributo de una tupla.
  - Una tabla entera.
  - Un bloque de disco.
  - La base completa.

Consideraciones sobre la Granularidad

- No es lo mismo trabajar a cualquier nivel de granularidad
- Cuanto mayor es el grado de granularidad, menor es el nivel de concurrencia permitido.
  - Porque se restringe el acceso a “las partes” de los objetos.
- Cuanto menor es el grado de granularidad, mayor es el overhead que se impone en el sistema.
  - Por que hay que llevar el control mayor cantidad de timestamps o locks.
- Si las transacciones tipo acceden a pocos registros, mejor manejar granularidad baja.
- Si acceden a muchos de una misma tabla, mejor manejar granularidad alta.

Concurrencia en la Inserción y Eliminación.

- Eliminación:
  - Locking: se lockea en forma exclusiva
  - Timestamp: hay que garantizar que ninguna transacción posterior a la que elimina el registro haya leído o escrito el elemento.
- Inserción:
  - Locking: Se crea un lock, se inserta un registro y se libera en el momento adecuado según el protocolo.
  - TimeStamp: Se asigna el TS(X) como Write_TS y como Read_TS(X).

Inserción y Registros Fantasmas.

- Una transacción T inserta un registro X
- T' accede a registros según una condicion que X cumple.
- Si T' lockea los registros antes que T inserte X, entonces X se convierte en un **registro fantasma** porque T' no se entera de su existencia a pesar de que es de ínterés para T'.
- Solución: Lockeo sobre índices. [EN- 20]