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

ELEMENTOS DE BASES DE DATOS

Segundo Cuatrimestre 2015

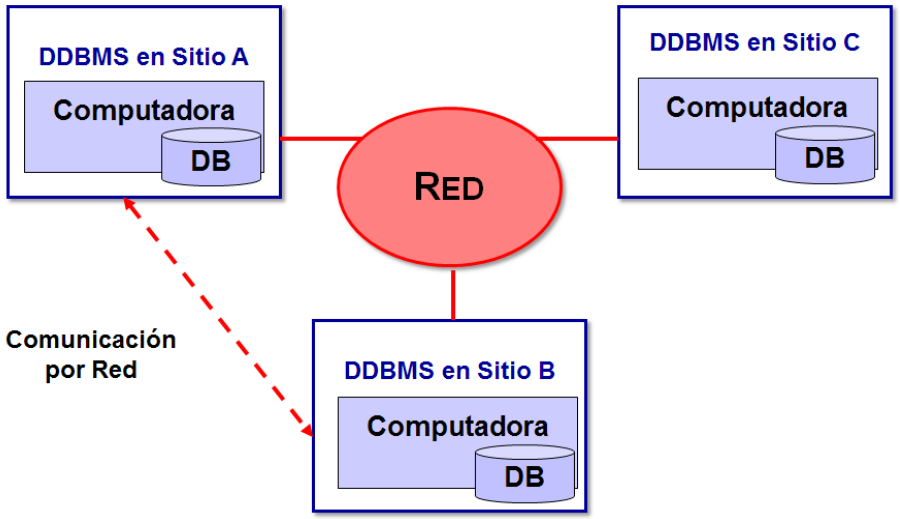
Clase 22:

SMBDD – Gestión de Transacciones Distribuidas

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

Bases de datos distribuidas - Repaso

- Una base de datos distribuido se distribuye de varios **sitios o nodos**.
- Los nodos se conectan a través de la red y pueden variar en tamaño y función.
- Generalmente se ubican geográficamente separados.
- Cada DBMS de un sitio funciona independientemente de los otros.
- Se distinguen:
  - Sistemas de Bases de Datos Distribuidos Homogéneos (SMBDD ó DDBMS).
  - Bases de Datos Distribuidas Heterogéneas



SMBDD: Datos distribuidos

Replicación – es posible mantener varias copias (réplicas) idénticas de una relación *r* en un sitios diferentes

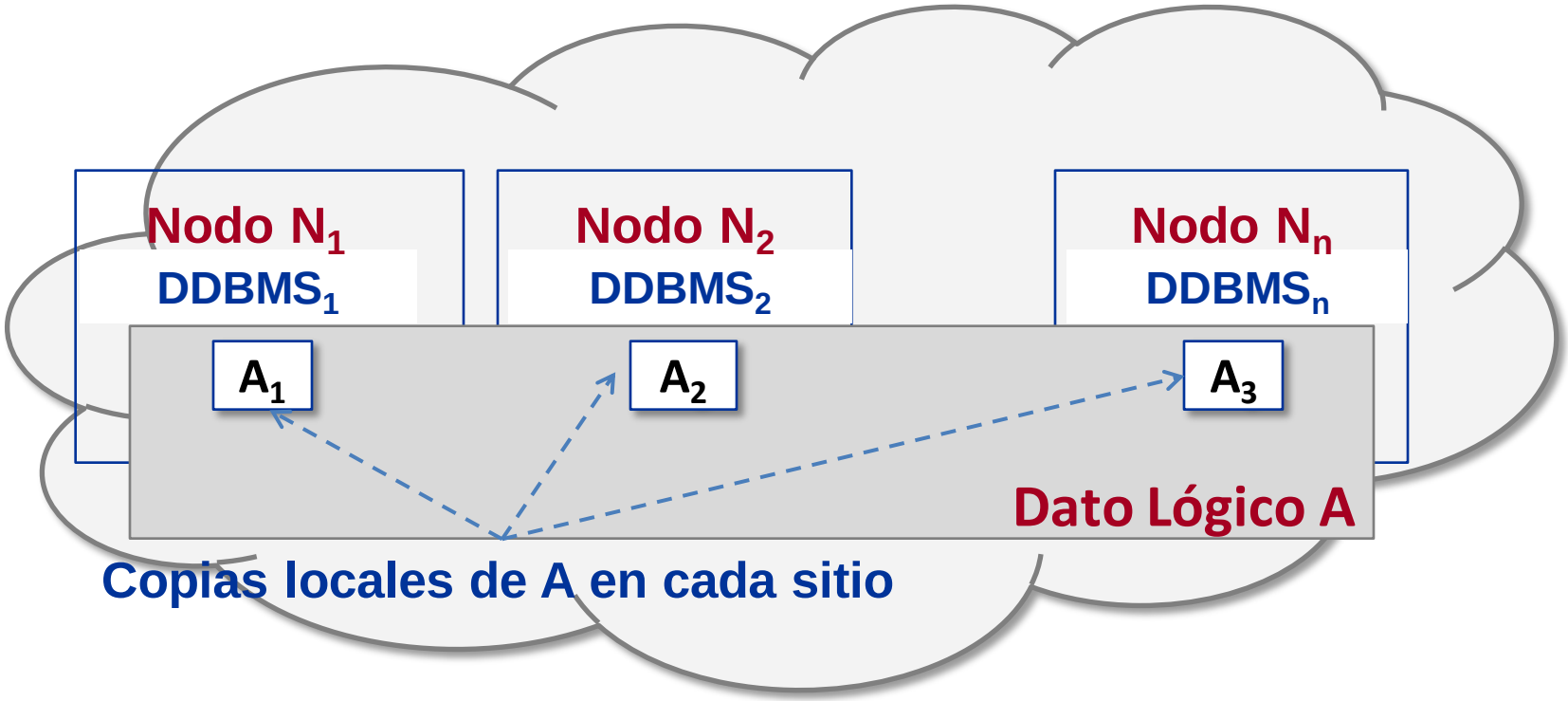
Fragmentación – es posible dividir una relación *r* en varios fragmentos almacenados en sitios diferentes.

Replicación y Fragmentación –

- Se distingue el dato físico o copia del dato lógico como unidad.
- En entornos distribuidos homogéneos con datos replicados la gestión de bloqueos debe realizarse a nivel de dato lógico.

Datos Distribuidas

DATO LÓGICO y DATO FÍSICO



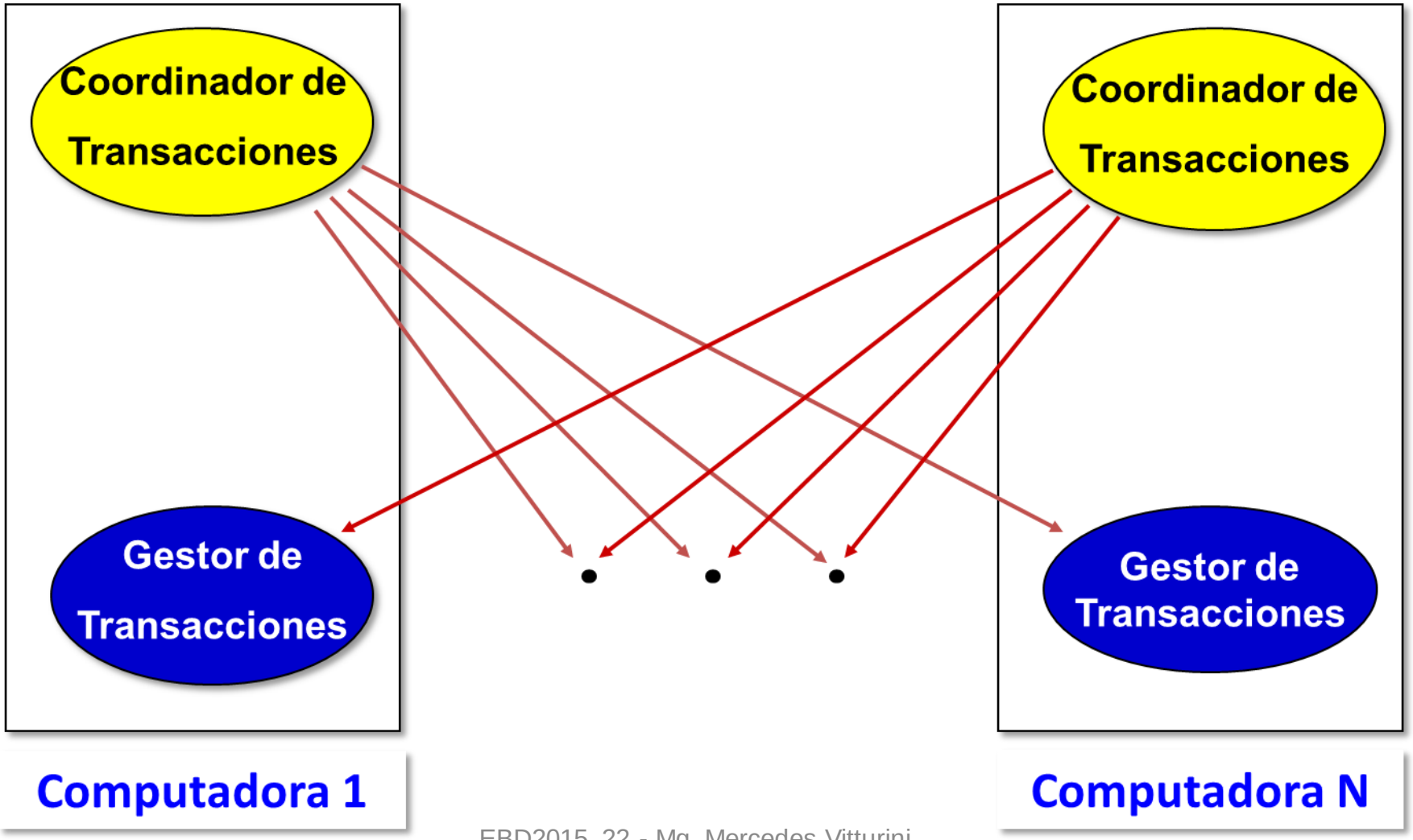
Transacciones distribuidas

Una transacción eventualmente necesita *acceder a datos de varios sitios*. Para ejecutar transacciones distribuidas cada sitio cuenta:

- **Gestor de transacciones**
  - Administra la bitácora.
  - Coordina la ejecución concurrente de transacciones en el sitio.
- **Coordinador de transacciones**
  - Inicia la ejecución de transacciones que comienzan en el sitio.
  - Distribuye las subtransacciones entre otros sitios.
  - Coordina la finalización de las transacciones iniciadas, determinando si cometerla o abortarla.

Las funciones del DBMS centralizado

Gestión de Transacciones Distribuida



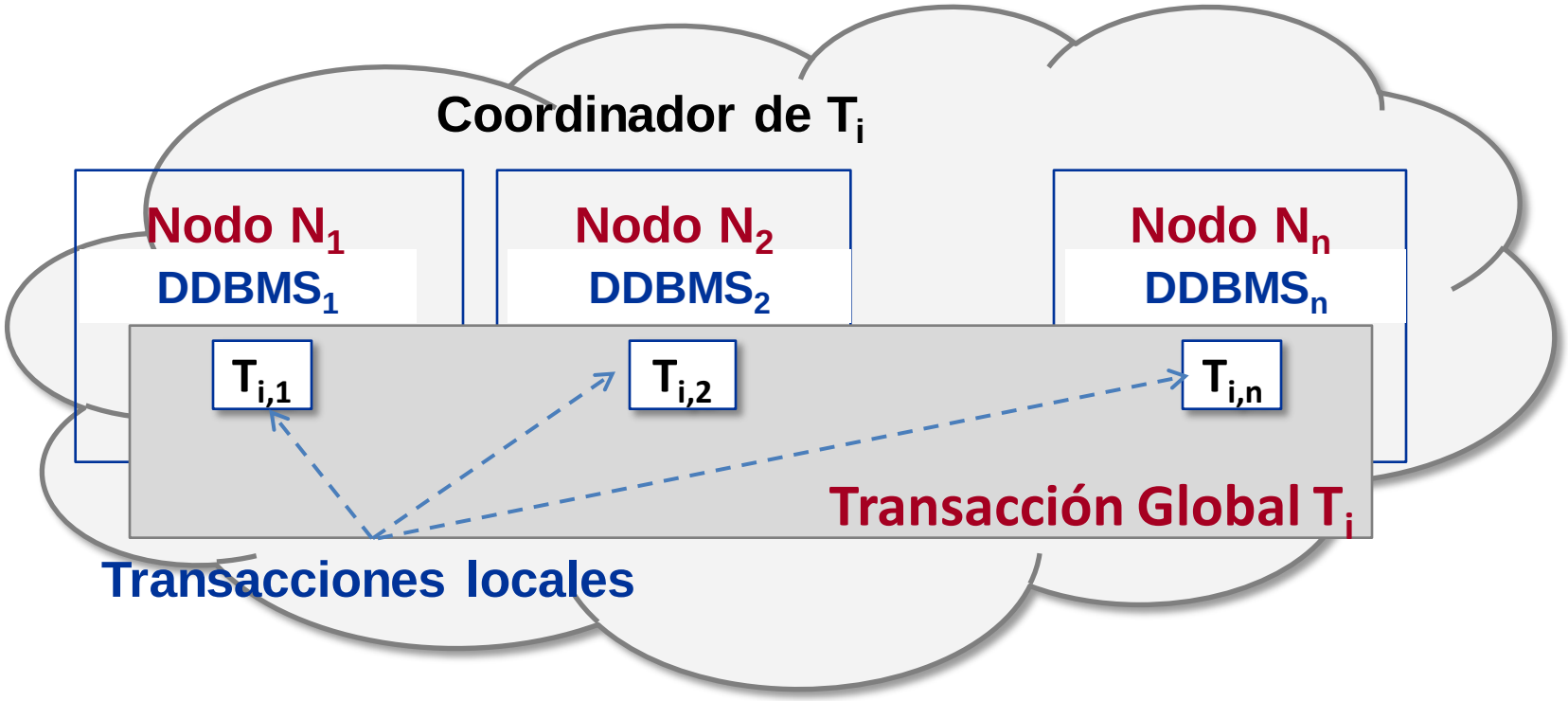
Transacciones Distribuidas

- Transacción Global y Transacción Local.
- El coordinador de transacciones y el gestor de transacciones.
  - Coordinador de transacción y participante
- Serializabilidad y atomicidad global
  - Estrategia: protocolo de compromiso distribuido
    - Problemas
  - Estrategia: protocolo de compromiso de dos fases distribuido

- Gestión de deadlock en DDBMS

Transacciones Distribuidas

TRANSACCIÓN GLOBAL *(o lógica)* y TRANSACCIÓN LOCAL



Transacciones Distribuidas

- En un SMBDD con gestión de transacciones distribuidas se requiere asegurar:
  - **Atomicidad a nivel de transacción global:** una transacción global distribuida *cometerá si y solo sí* todas las sub-transacciones que la forman están listas para cometer.
  - **Serializabilidad a nivel de transacción global:** a nivel de transacciones globales, la ejecución distribuidas debe ser equivalente a una ejecución en serie.

Serializabilidad Distribuida

- Una planificación es *serializable* si su efecto es equivalente a una planificación ejecutada en serie a nivel de transacciones globales.

PB2F a nivel de sub transacción:

- El *protocolo de bloqueo de dos fases* exige que los bloqueos se dividan en dos fases:
  - *fase de bloqueo (crecimiento)* y
  - *fase de desbloqueo (decrecimiento)*.
- Se necesita incorporar una modificación a las reglas para que la ejecución sea efectivamente en dos fases.

Protocolo de Bloqueo de Dos Fases (2PL)

- Supongamos que la transacción global T_1 se divide en dos sub-transacciones:

✓ $T_{1.1}$ corre en S_1 y escribe un nuevo valor para A.

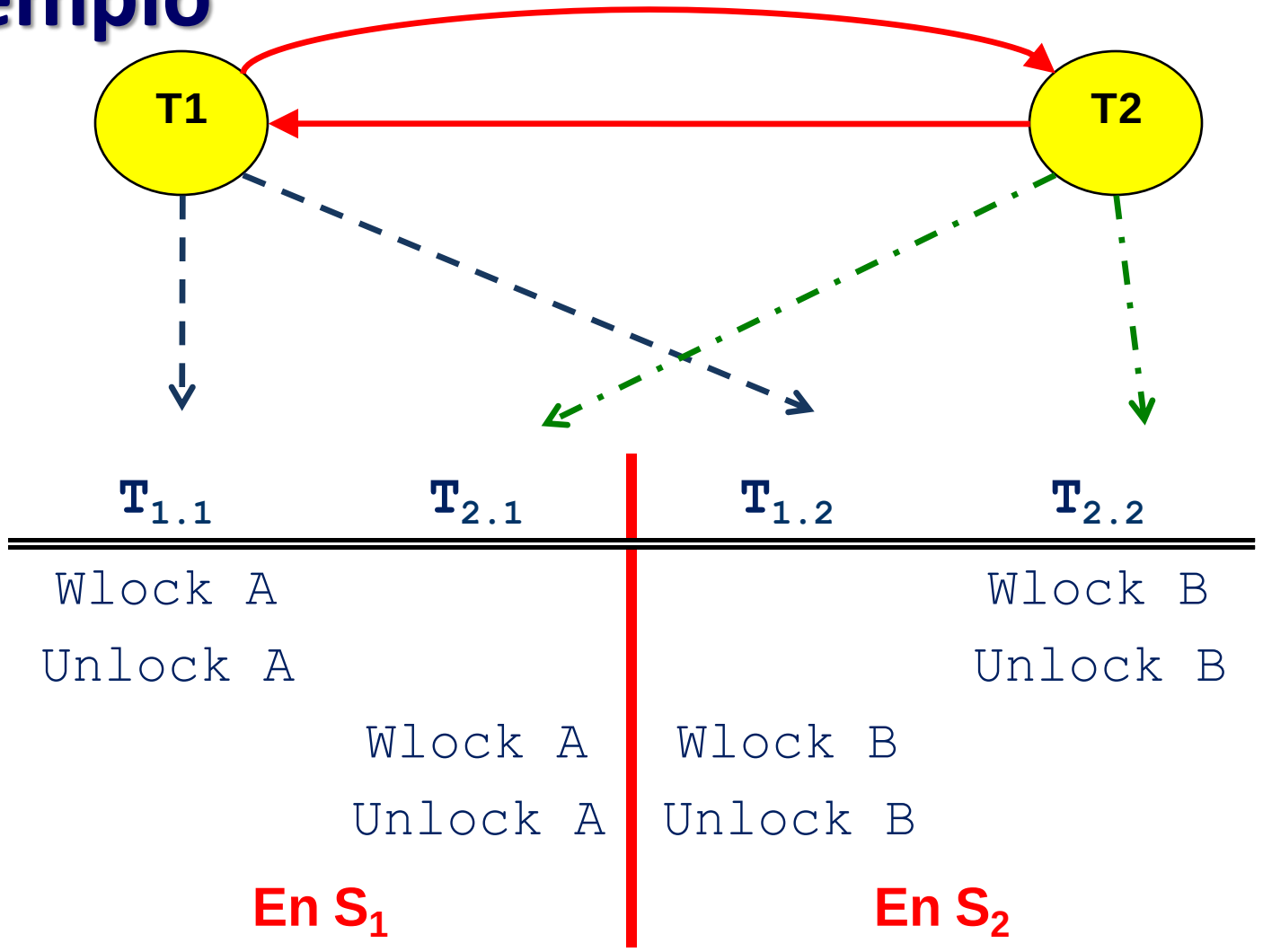
✓ $T_{1.2}$ corre en S_2 y escribe un nuevo valor para B.

- Supongamos que la transacción global T_2 se divide en dos sub-transacciones:

✓ $T_{2.1}$ corre en S_1 y escribe un nuevo valor para A.

✓ $T_{2.2}$ corre en S_2 y escribe un nuevo valor para B.

Ejemplo



Serializabilidad Local vs. Serializabilidad Global

Serializabilidad Distribuida

- En transacciones distribuidas no es suficiente con controlar que realicen los bloqueos en dos fases a nivel de subtransacción, sino a nivel de transacción global.
  - Esto es, ninguna subtransacción $T_{n.i}$ de una transacción T_n debería liberar un bloqueo si otra subtransacción $T_{n.j}$ realizará después un bloqueo (*lock-s* ó *lock-x*).
- Ejemplo
  - En el ejemplo anterior la transacción T_1 viola este principio pues $T_{1.1}$ libera el bloqueo sobre A_1 antes que $T_{1.2}$ bloquee a B.

Atomicidad Distribuida

- Además para garantizar la atomicidad global, es preciso que TODOS los sitios en los que se ejecute la transacción T global coincidan en el resultado final de la ejecución, esto es:
  - Todas las subtransacciones están dispuestas a cometer y la transacción global comente, ó …
  - al menos una de las subtransacciones no puede cometer y la transacción global aborta.

ATOMICIDAD Y SERIALIZABILIDAD GLOBAL

- El **coordinador de transacciones** es quien lleva adelante un *protocolo de compromiso* entre los participantes. Vamos a ver:
  - Protocolo de Compromiso Distribuido.
  - Protocolo de Compromiso de Dos Fases.

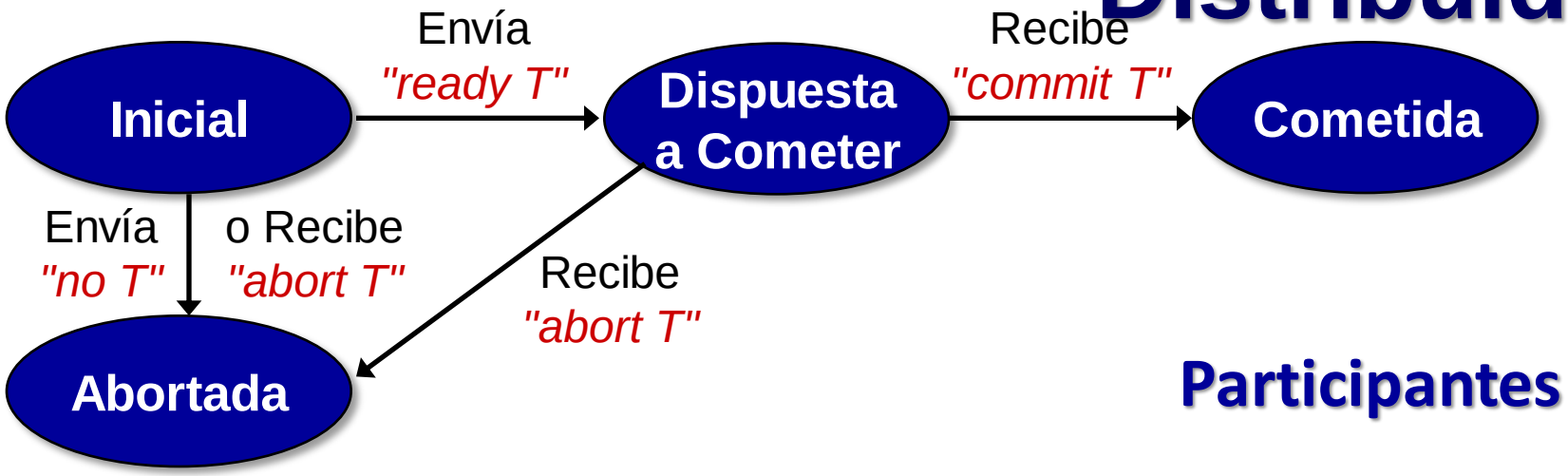
Atomicidad y Serializabilidad Distribuida

Protocolos de coordinación

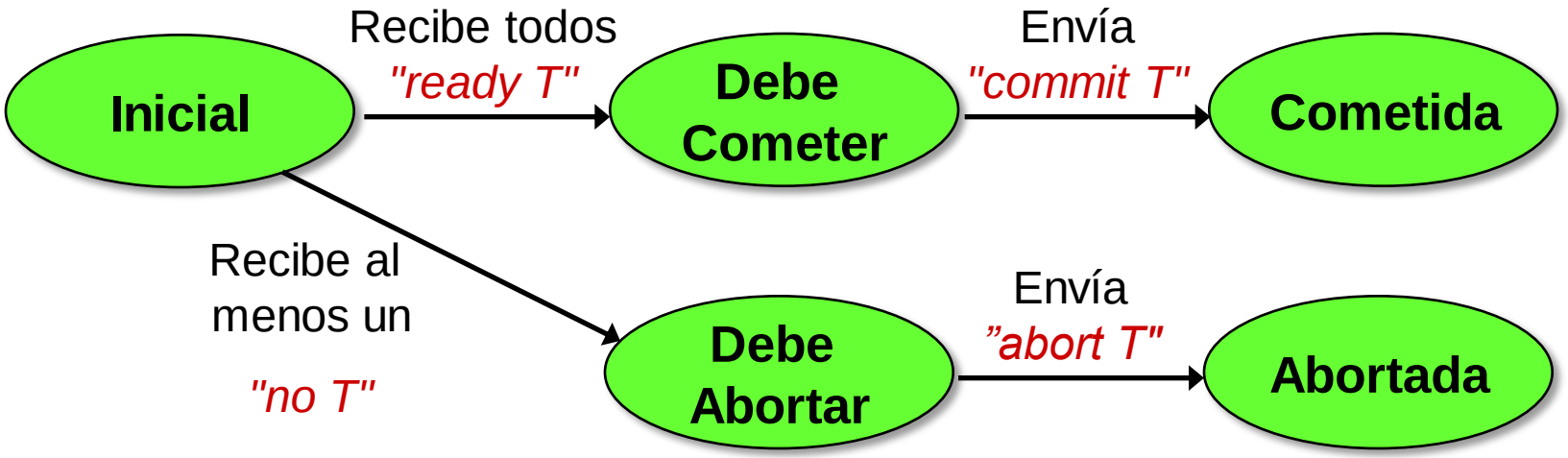
Protocolo #1: Compromiso Distribuido (PCD)

- Sea ***T*** una transacción global iniciada en un sitio *S* y dividida en subtransacciones ejecutándose en diferentes sitios (incluido el mismo sitio *S*).
  - El sitio *S* oficia de **coordinador**.
  - Las subtransacciones en los distintos sitios son los **participantes**.
- Cada subtransacción T_i de ***T*** decide por cometer o abortar.
  - Una vez que T_i decide, envía al coordinador un mensaje *"ready T"* o *"No T"*.
  - El coordinador toma la decisión final en función de las votaciones de todos los participantes.

Protocolo de Compromiso Distribuido



Participantes



Coordinador

Características PCD

- Cada subtransacción T_i decide entre cometer o abortar.
- Cuando T_i toma una decisión, envía un mensaje *"ready T"* o *"no T"*, que representa su voto por cometer o abortar respectivamente.
  - Si T_i envía un *"no T",* entonces sabe que ***T*** va a abortar.
  - En cambio, si envía un *"ready T"* no puede asegurar que ***T*** sea cometida, ya que eso depende de lo que voten los otros participantes.
- Después de votar *"ready T"*, T_i debe esperar la decisión del coordinador.

Participantes y coordinador dejan registro en la bitácora de los mensajes antes de enviarlos

PCD – Coordinador

- El coordinador es quien realiza el proceso de decisión:
  - Si recibe todos *"ready T"* de los participantes ⇨ decide por cometer y envía un *"commit T"* a todos los participantes.

  - Si recibe al menos un *"no T"* de alguno de los participantes ⇨ decide abortar y envía un *"abort T"* a todos los participantes.

PCD – Participantes

- Cuando los participantes reciben la orden de cometer, realizan “el compromiso” asumido:
  - Escriben y vuelcan los registros de bitácora al almacenamiento no volátil.
  - Liberan los bloqueos.

Comete T_i

- En este esquema existe: mensajes de voto y mensajes de decisión.
- Como el coordinador también es participante, los mensajes que se envía a sí mismo no requieren tráfico de red.

Problemas del PCD

- El PCD podría generar fácilmente **estados de bloqueo** ante fallos en los participantes, en la red ó perdidas de mensajes.
- Así, una subtransacción que votó por <*ready T*> y no recibe respuesta no puede decidir por si sola cometer o abortar.
- Ejemplo:
  - La subtransacción T_i envió <*ready T*>. Mientras, mantiene un bloqueo sobre una copia de un ítem de dato A y alcanza su punto de compromiso *dispuesta a cometer*.
  - Espera, y no recibe del coordinador ningún mensaje *"commit T"* o *"abort T"*. T_i debe permanecer en ese estado, reteniendo el bloqueo sobre la copia local de A.
  - T_i está *bloqueada* (no deadlock!) y no puede decidir por si sola.

Nuevos Tipos de fallos

- Nuevos fallos que pueden ocurrir en un entornos distribuidos:
  - **Fallo de un sitio,** mientras los demás sitios siguen funcionando.
  - **Pérdida de mensajes,** a cargo del protocolo de comunicación.
  - **Fallo físico de un enlace,** a cargo del protocolo de comunicación.
  - **Partición de la red,** uno o más nodos queda/n 'aislado/s' del resto del sistema.

Protocolo #2: Compromiso de 2 Fases (PC2F)

Sea ***T*** una transacción distribuida que se inicia en el sitio S_i, y sea C_i el coordinador de transacciones de esa localidad. Luego de la ejecución parcial C_i inicia el protocolo de compromiso de 2 fases:

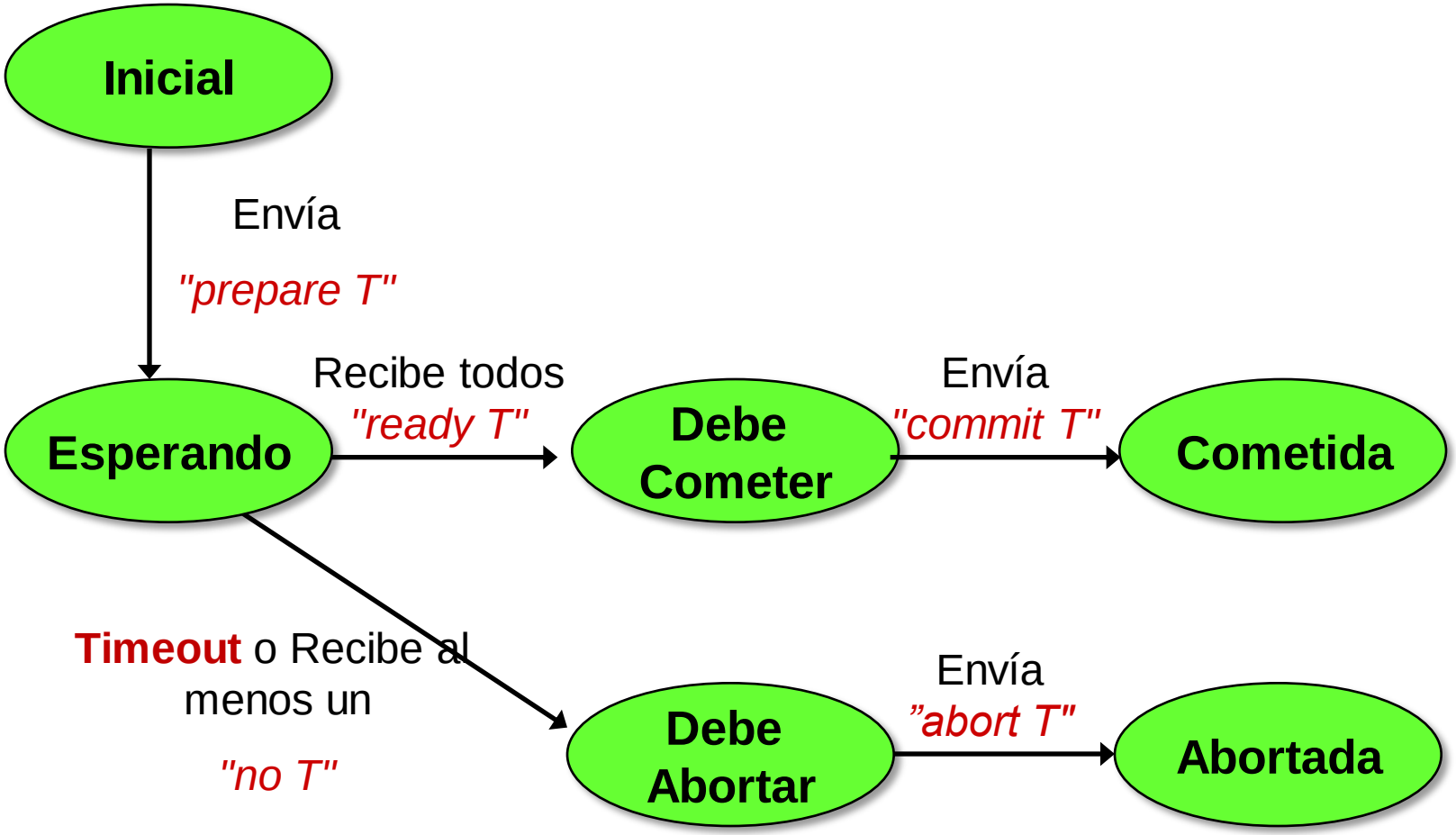
Fase 1 - Votación

- C_i agrega a el registro *<prepare T>* a la bitácora en memoria estable y envía el mensaje "prepare T" a los participantes junto con la lista de sitios participantes.
- El gestor de transacciones de cada sitio participante decide su respuesta: si no está en condiciones de resolver su parte, agrega *<no T>* en su bitácora en memoria estable y envía "no T". Sino agrega *<ready T>* en su bitácora y envía "ready T".

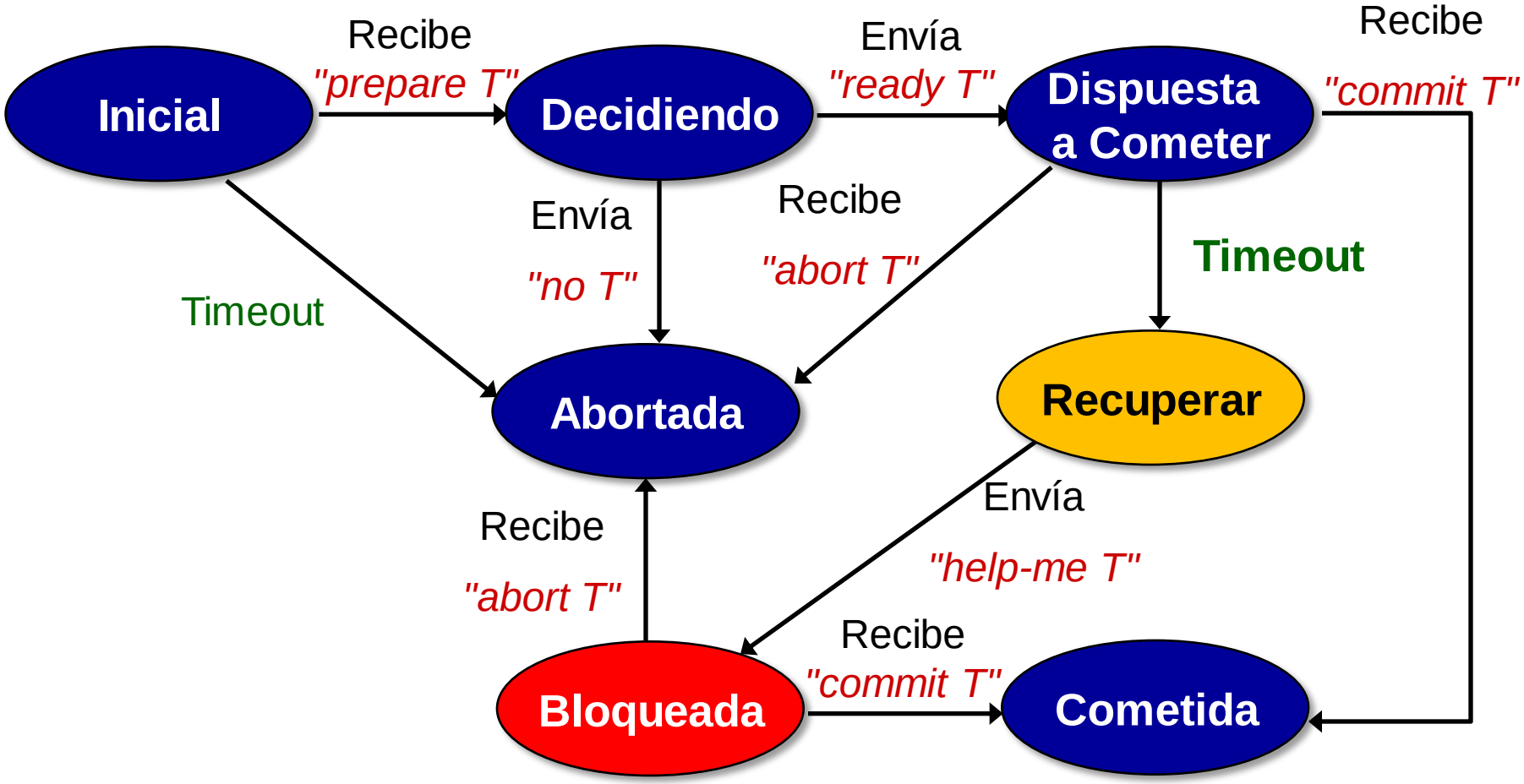
Fase 2 - Decisión

- C_i en función de las respuestas, determinará si la transacción global puede cometer o no.
- Según el veredicto, C_i agrega en su bitácora *<commit T>* ó *<abort T>* y envía el mensaje que corresponda a cada participante.
- Cada participante que reciba el mensaje de C_i lo graba en bitácora.

PC2F – Diagrama de Estado Coordinador



PC2F – Diagrama de Estado Participante



PC2F – Fase 1 (votación)

1. C_i agrega el registro <*prepare T*> a la bitácora y lo graba en memoria estable.
2. C_i envía un mensaje *"prepare T"* a todos los sitios donde se ejecutó ***T***.
3. Cada gestor de transacciones que recibe el mensaje determina si puede o no cometer su porción de ***T***.
   - **Respuesta Si:** agrega <*ready T*> a la bitácora, la graba en memoria estable y envía el mensaje *"ready T"* a C_i.
   - **Respuesta No**: agrega <*no T*> a la bitácora, la graba en memoria estable y envía el mensaje *"no T"* a C_i.

PC2F– Fase 2 (decisión)

- C_i recibe respuesta de todos los sitios o vence su *timeout*.
- Si recibe *"ready T"* de cada sitio que ejecutó una sub-transacción de T, agrega el registro *<commit T>* a la bitácora, lo graba en memoria estable y envía el mensaje *"commit T"* a todos los sitios participantes.
- En otro caso, se graba el registro *<abort T>* en la bitácora, graba en memoria estable y envía el mensaje *"abort T"* a todos los sitios participantes.

PC2F

- Un sitio en el cual ***T*** se ejecutó puede abortar ***T*** en cualquier momento antes de enviar *"ready T"*.
- El mensaje *"ready T"* es una compromiso a que se cometerá o abortará cuando lo indique el coordinador C_i. Para cumplir la promesa aún ante la presencia de fallos se almacena información en memoria estable.
- Puesto que se requiere *unanimidad* para cometer una transacción, la suerte de ***T*** se sella tan pronto como un sitio responde *"no T"*.
- El veredicto final sobre ***T*** lo determina el coordinador mediante un <commit T> o <abort T> en la bitácora, que luego además envía por mensaje.

PC2F - Fallo de un participante

El coordinador C_i detecta que un sitio ha fallado:

- Si el sitio participante falla antes de responder *"ready T"*, el coordinador asume que fue un *"no T"*.
- Si el sitio participante falla después de responder *"ready T"*, el coordinador recibe la respuesta, se ignora la falla.

Recuperación del Participante

- Cuando el sitio participante se recupera de un fallo consulta su bitácora:
  - Si contiene un <commit T> ejecuta un *Redo(T)*.
  - Si contiene un <abort T> ejecuta un *Undo(T)*.
  - Si contiene un <ready T> debe consultar al coordinador C_i (enviando un mensaje *"help-me T"*) para decidir sobre T.
    - Si C_i contesta *"commit T"*, ejecuta *Redo(T)*.
    - Si C_i contesta *"abort T"*, ejecuta *Undo(T)*.
    - Si C_i no contesta se comunica con los otros sitios.
  - En cualquier otro caso, se ejecuta *Undo(T)*.

2PC – Fallo del coordinador

Si ocurre que el coordinador falla en medio de la ejecución o ciertos participantes quedan incomunicados con el coordinador se pueden dar dos situaciones:

1. Que los participantes se comuniquen entre si y puedan decidir que hacer.
2. Que los participantes deban esperar que se recupere el coordinador.

Fallo del Coordinador

Inspeccionar la bitácora de cada participante:

- Si un sitio activo contiene un *<commit T>* en su bitácora, entonces T debe ser cometida.
- Si un sitio activo contiene un *<abort T>* en su bitácora, entonces T debe ser abortada.
- Si algún sitio no contiene un *<ready T>* entonces el coordinador fallado C_i no pudo haber decidido cometer T ya que no recibió un *"ready T"* de todos los participantes. En general, en este caso se decide abortar T.
- En otro caso, cada participante debe tener un *<ready T>* en su bitácora y los participantes deben esperar que se recupere C_i.

✍ Ejercicios

- Supongamos una transacción global **T** que se inicia en N_2: T_2 (coordinador) y T_1, T_2, T_3, T_4 y T_5 sincronizados bajo el protocolo de compromiso de dos fases. Explicar el proceso de recuperación en cada caso:
  - T_3, falla después de enviar el mensaje “no T” al coordinador T_1, T_2, T_4 y T_5 votaron “ready T”.
  - T_1, falla antes de decidir; todos los otros participantes votaron “ready-T”.
  - T_3, falla después de enviar el mensaje “ready T” al coordinador T_1, T_2, T_4 y T_5 votaron “ready T”.
  - Todos votaron “ready-T” y el coordinador T_2 falla después de enviar “commit T” a T1 y antes de enviar el mismo mensaje al resto de los participante.

Equivalencias de Mensajes

Semejanzas de mensajes en Protocolos de Compromiso:

- *Principles of Database and Knowledge-Base Systems*. Jeffrey D. Ullman.
- *Database System Concept*. Abraham Silberschatz, Henry F. Korth, S. Sudarshan.

Ullman	Silberschatz
`begin-vote`	*"prepare T"*
`vote-commit`	*"ready T"*
`vote-abort`	*"no T"*
`abort`	*"abort T"*
`commit`	*"commit T"*
`help-me`	
`prepare-commit`	*"precommit T"*

Serializabilidad con Estampillas de Tiempo

- También es posible adaptar los protocolos de control de concurrencia basados en estampillas para entornos distribuidos asignando una estampilla global a las subtransacciones.
- En un sistema distribuido, cada transacción global debe tener una *estampilla de tiempo única* para usar en la decisión del orden de serializabilidad.
- Generación de estampillas únicas:
  - Modelo Centralizado.
  - Modelo Distribuido.

Generación de Estampillas de Tiempo

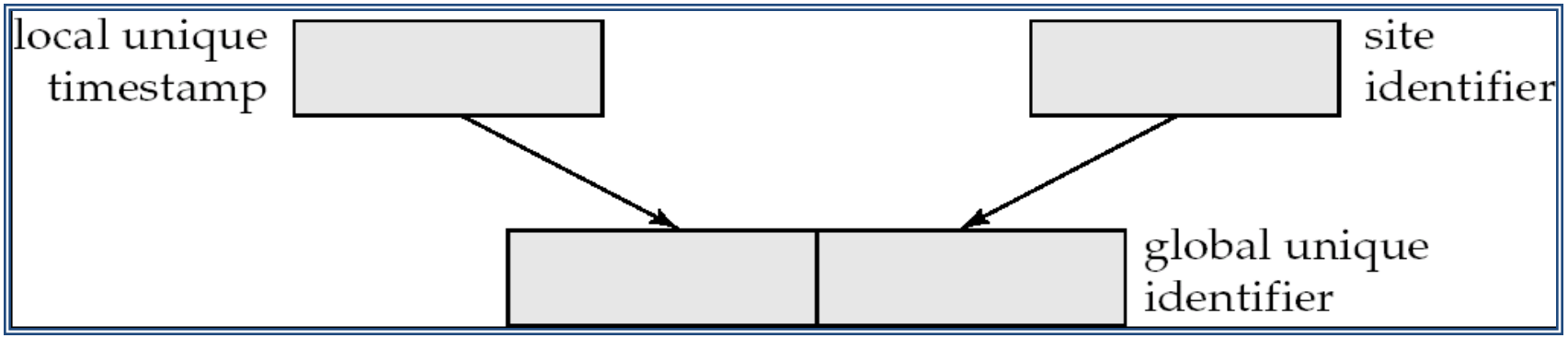
Modelo Centralizado – un único sitio es encargado de generar y distribuir las estampillas de tiempo. Desventajas:

- Degrada la performance general del sistema.
- Compromete la disponibilidad.

Modelo Distribuido – cada transacción tiene una estampilla de tiempo que surge de concatenar la estampilla de tiempo local con el identificador de sitio.

Modelo Distribuido para Estampillas de Tiempo

- Importa el orden donde se ubica la estampilla de tiempo local y el identificador de sitio.
  - El identificador de sitio debe ubicarse en el lugar menos significativo para asegurar que no existe un sitio que genera siempre estampillas mayores.
  - El tiempo local se puede representar por un *contador o reloj lógico*.



Estampillas de Tiempo: Modelo Distribuido

Problema de este esquema:

- La dificultad con el modelo distribuido es que un sitio podría generar estampillas de tiempo a mayor velocidad que otros sitios.
  - –Esto se evita si cada sitio utiliza un *reloj lógico*, implementado mediante un contador.
  - –Para sincronizar los relojes lógicos, se requiere que cada sitio S_i avance su reloj lógico cuando arriba una nueva subtransacción a ese sitio que viene de otro sitio con un contador superior.

Replicación con menor rigor en consistencia

- Algunas BD comerciales soportan replicación de datos con grados de consistencia menor.
- **Replicación master-slave**: las actualizaciones son realizadas en un sitio "*master*" y propagadas a los sitios "*slave*".

Características

- La propagación no forma parte de la transacción: puede hacerse después del commit o periódicamente.
- Los datos en los sitios slave solo son accedidos en modo lectura y no requieren locks
- Se usan en sistemas con información distribuida y con requerimiento de consultas sólo de lectura.

Deadlocks Distribuidos

RECORDAMOS: "el sistema" está en *deadlock* si existe un conjunto de dos o más transacciones, tal que "*T_i espera por recurso (dato) que tiene T_{i+1}, T_{i+1} espera por un recurso que tiene T_{i+2}, …, T_{k-1} espera por un recurso que tiene T_k y T_k espera por un recurso que tiene T_i*".

- Bajo esta situación, ninguna transacción del grupo puede progresar.
- Existen dos formas de tratar deadlocks:
  - Prevención.
  - Detección y Recuperación.

Deadlock Distribuido – Prevención

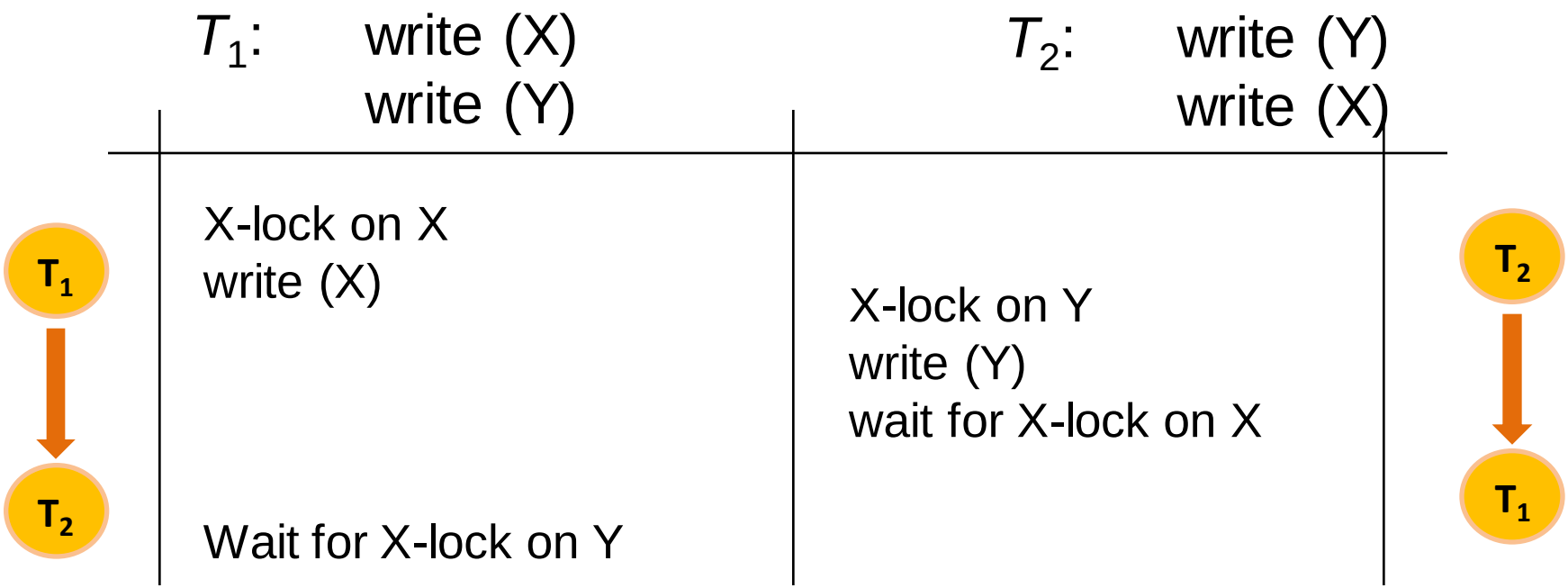
- Una técnica de prevención simple usando la estrategia de bloqueo distribuido (por ejemplo *write-locks-all*) es:
  - Asumir un ordenamiento lexicográfico de los ítems de datos.
  - Si A < B según el orden anterior, entonces una transacción T debe bloquear todas las copias de A antes de bloquear cualquier copia de B.
  - También las copias de cada ítem A se ordenan y una transacción bloquea todas las copias de A que necesita en el orden predefinido.

Deadlock Distribuido - Detección

- Una estrategia para detectar deadlocks es usar grafos de espera. En el grafo los nodos representan a las transacciones y/o subtransacciones y los arcos las esperas por datos.
- Cada sitio mantiene su grafo de espera local.
- Cuando una transacción T_i en un sitio S_1 necesita un recurso del sitio S_2, T_i envía un mensaje a S_2.
- Si el recurso lo tiene una transacción T_j, se agrega el arco $T_i \rightarrow T_j$ al grafo de espera del sitio S_2.
- Si el grafo de espera local contiene un ciclo entonces se produjo una situación de *deadlock*.

Deadlock Distribuido

Dadas las siguientes transacciones, con el dato X y la transacción T_1 en S_1, y el dato Y y la transacción T_2 en S_2:



Resultado: deadlock que no se detecta localmente

Grafo de Espera – Modelo Centralizado

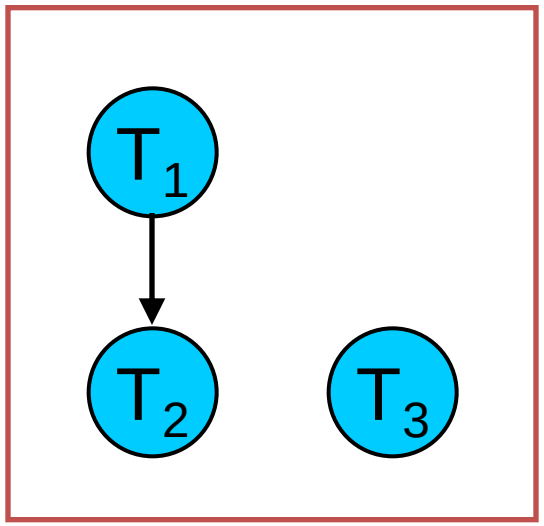
- En el *modelo centralizado*, un mismo sitio se encarga de construir un grafo de espera global.
- Tal sitio se denomina coordinador de detección de deadlocks.

Problema: existen dos tipos de grafos de espera:

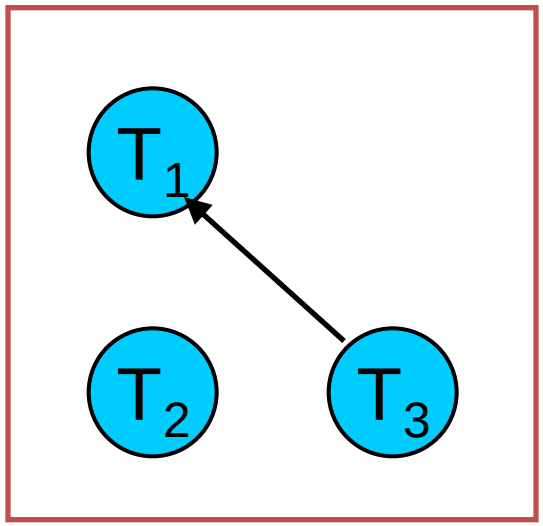
  - **Grafo Real –** que describe el estado real aunque desconocido del sistema.
  - **Grafo Construido –** es la aproximación generado por el coordinador.

- Las diferencias se producen por demoras de comunicación en el sistema o mensajes perdidos.

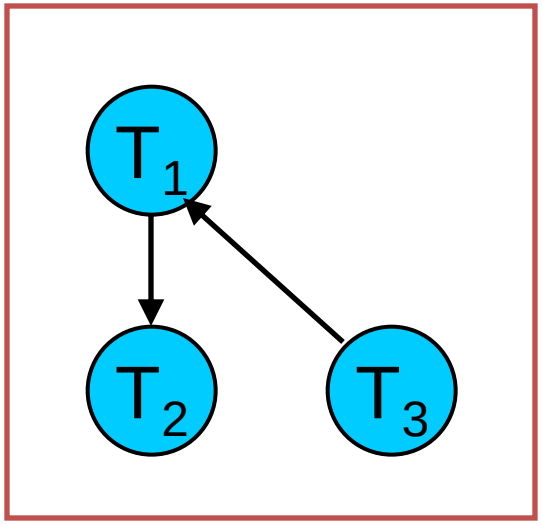
Grafo de Espera Global



S_1

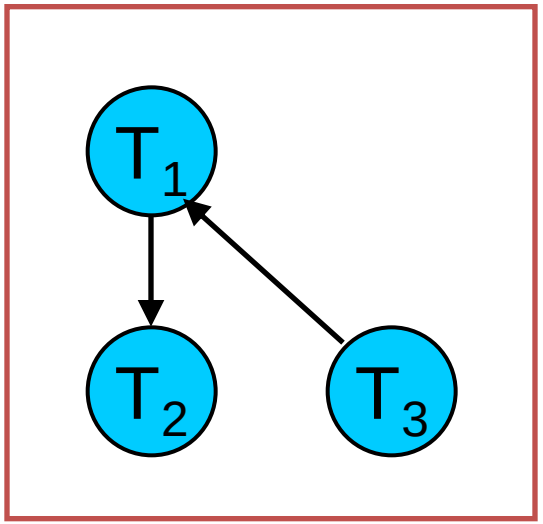


S_2



Grafo Centralizado

Problemas del Grafo Global



- Supongamos que T_2 libera el recurso que estaba ocupando en S_1 (se elimina la arista $T_1 \rightarrow T_2$) y solicita a T_3 el recurso que está ocupando en S_2 (se inserta la arista $T_2 \rightarrow T_3$).
- Si el mensaje de insertar llega antes que el de eliminar se produce un *ciclo falso* que fuerza iniciar un proceso de recuperación de deadlocks.

Grafo de Espera Global

- ¿Cuando *actualizar* el grafo de espera global?
  - Cada vez que se inserta o elimina un arco en alguno de los grafos de espera locales.
  - Periódicamente, una vez que se haya efectuado cierto número de cambios en un grafo de espera local.
  - Siempre que el coordinador tenga que invocar al algoritmo de detección de ciclos.
- Cuando se invoca al algoritmo de detección de ciclos, el coordinador examina su grafo global.
- Si encuentra un ciclo, se elige una víctima y se realiza un retroceso de la misma, informando de esto a todas las localidades.

Grafo de Espera – Modelo Distribuido

- En el modelo de distribución total, los sitios comparten equitativamente la responsabilidad de detectar deadlocks.
- Cada sitio contiene un grafo de espera local que representa a *una parte* del grafo de espera global.
  - El objetivo es que, si existe un deadlock, aparezca un ciclo en al menos uno de los grafos parciales.
- Cada grafo de espera local agrega un *nodo adicional* T_{ex}, donde:
  - $\mathbf{T_i \rightarrow T_{ex}}$ indica que T_i espera un dato usado por una transacción en otra localidad.
  - $\mathbf{T_{ex} \rightarrow T_i}$ indica que una transacción en otra localidad espera por un recurso que tiene asignado T_i.

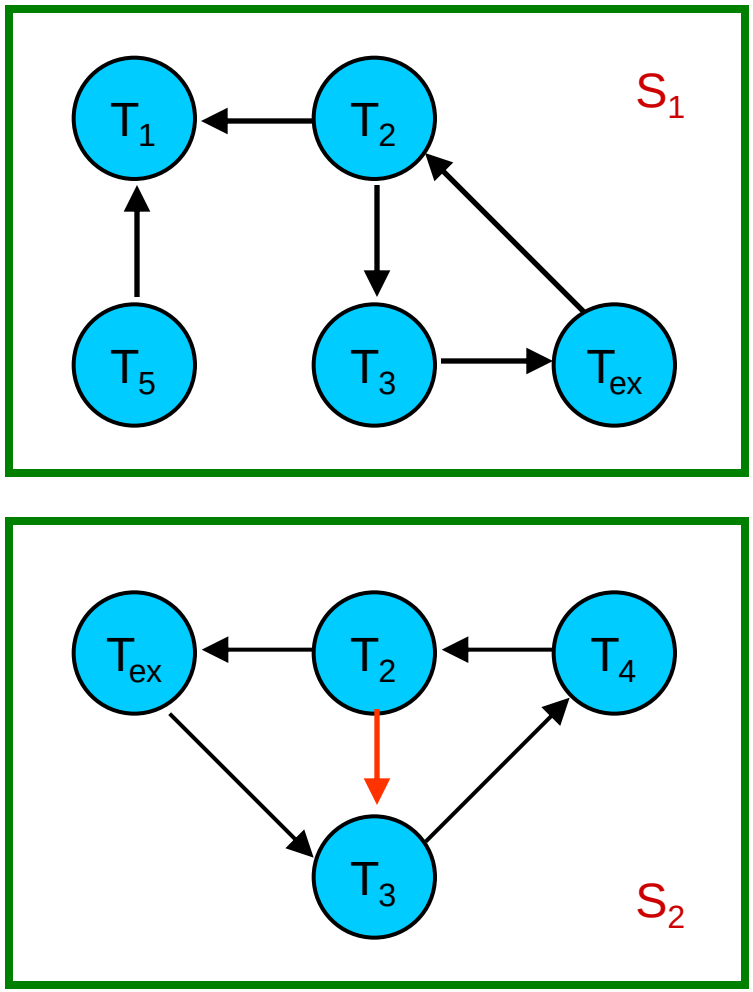
Modelo de Distribución Total

- Existen dos casos posibles:
  - Si un grafo de espera local contiene un ciclo que no involucra a T_{ex}, entonces el sistema se encuentra en *deadlock*.
  - Si un grafo de espera local contiene un ciclo que involucra a T_{ex}, existe la *posibilidad* de que se haya producido un deadlock, no es seguro.
- En el último caso, se invoca a un **algoritmo distribuido de detección de deadlock.**

Detección de Deadlocks Distribuido

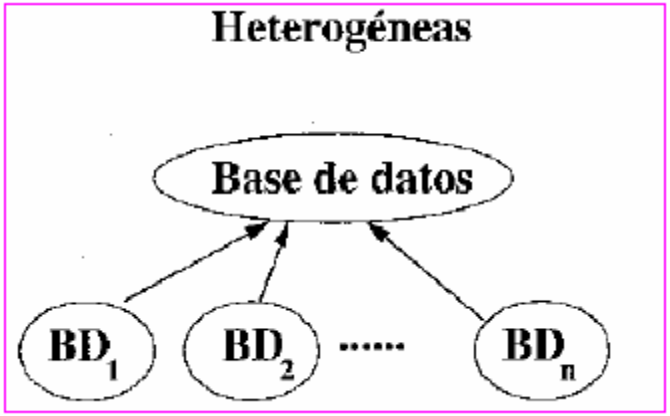
- Supongamos que en **S_i existe un ciclo** que involucra a una transacción externa T_{ex} en S_j.
- **S_i envía un mensaje de detección de deadlocks a S_j**, con la información de su grafo local referente al ciclo.
- Cuando S_j recibe el mensaje actualiza su grafo de espera con la información que recibe.
- Si el grafo de espera actualizado contiene un ciclo que no involucra a T_{ex}, entonces existe un *deadlock* y se invoca al algoritmo de recuperación.
- Si el grafo de espera actualizado contiene un ciclo que involucra a una transacción externa T_{ex} en S_k se respeta el procedimiento, que en algún momento se detiene ya que la red es finita.

Detección de Deadlocks



- S_1 detecta el posible deadlock $T_{ex} \rightarrow T_2 \rightarrow T_3 \rightarrow T_{ex}$ de S_2
- Notemos que T_4 es externa para S_1, mientras que T_1 y T_5 son externas para S_2.
- Como T_3 espera un dato de la localidad S_2, transmitirá un mensaje a S_2.
- Cuando S_2 recibe el mensaje actualiza el grafo de espera y obtiene el siguiente ciclo: $T_2 \rightarrow T_3 \rightarrow T_4 \rightarrow T_2$.
- Luego, se produce un deadlock "local" y se invoca al algoritmo de recuperación de deadlocks.

Bases de Datos Distribuidas Heterogéneas



La heterogeneidad se debe a que los datos de cada BD son de diferentes tipos o formatos. El enfoque heterogéneo es más complejo que el enfoque homogéneo.

Bases de Datos Distribuidas Heterogéneas

- **BDD Heterogéneas**: Ciertas aplicaciones usan datos de diversas bases de datos prexistentes localizadas en diversas plataformas de HW y SW heterogéneas.
  - Existen diferencias en los modelos de datos conceptuales y lógicos.
  - El manejo de transacciones es diferente e independiente.

- Ejemplos
  - Sistemas inmobiliarios.
  - Análisis de información regional.

BDD Heterogéneas

En los últimos años ha crecido el interés por las BDD heterogéneas con las posibilidades que brinda Internet.

Ventajas

- Preservación de identidad original
  - Hardware
  - Software de base
  - Aplicaciones
- Autonomía y administración local.
- Permite la elección del software de SMBD.

BDD Heterogéneas

- Usar un **sistema multi-bases de datos:** es una capa de software encima de los sistemas de bases diseñada para manejar información de bases de datos heterogéneas
  - Crea la ilusión de integración en una única bases de datos lógica sin requerir de la integración física.

- La integración total de bases de datos heterogéneas no siempre es viable. Pueden existir
  - **Dificultades técnicas**: demasiado costoso.
  - **Dificultades organizacionales**: dificultades políticas.

BDD Heterogéneas

- Cuestiones a considerar en BDD heterogéneas
  - **Vista unificada de los datos:** definir mecanismos para integrar diversos modelos de datos locales diferentes en un único modelo de datos global.
  - **Procesamiento de consultas:** cómo atender a los requerimientos de consultas integradas en diversas consultas locales.

Vista unificada de los datos

- Integrar esquemas diversos en un esquema común: **esquema global**.
- La integración de esquemas no es directa:
  - Uso de nombres distintos para relaciones/atributos. Ejemplo: los atributos domicilio y dirección.
  - Nombres iguales de atributos/relaciones con significado diferente.
    - Ejemplo: el atributo contacto en un sistema puede representar un teléfono y en otro el nombre de una persona.
  - Diferencias en el sistema de tipos, precisión, unidad, etc.

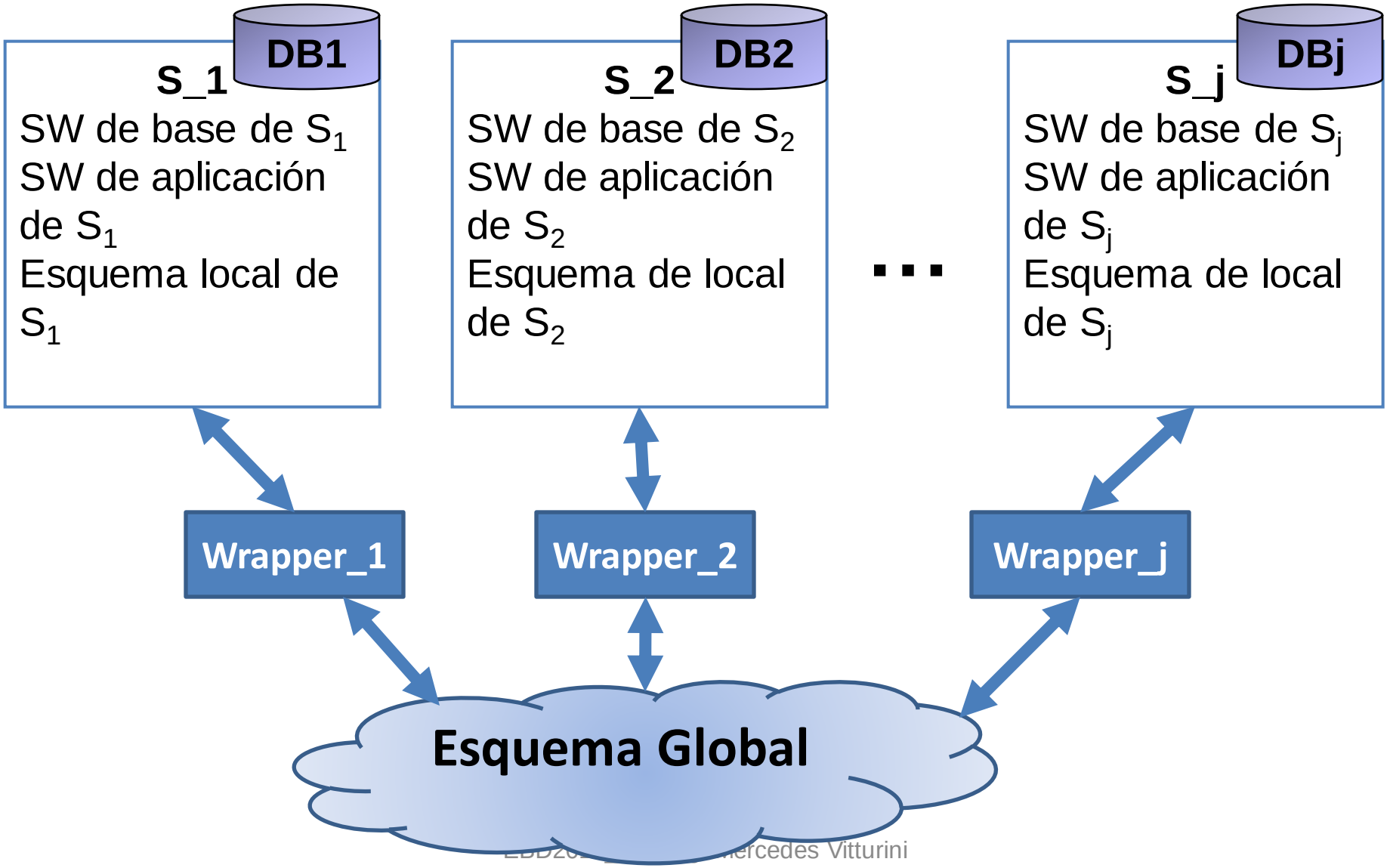
Procesamiento de consultas

- La consulta se realiza sobre el esquema global, se traslada sobre los esquemas locales, se ejecuta. Los resultados se trasladan deben ser trasladados sobre el esquema global.
  - Cada sitio define su **wrapper**: librería que provee el mapeo del esquema local al esquema global y las traducciones de consultas globales a consultas locales.

Además:

- Reunir los resultados de consultas distribuidas requiere "limpieza de datos" (duplicados).
- Los sitios son autónomos y no siempre están dispuestos compartir toda la información.

BBD Heterogéneas



Ontologías

- En informática se define como **ontología** a la definición de un esquema conceptual riguroso para un dominio acordado por una comunidad de expertos.
- La ontología facilita la comunicación y el intercambio de información entre diversos sistemas.
- Se asocia con el sentido semántico y la representación de conocimiento.

Conceptos estudiados

SMBDD Homogéneos

- Transacción Local
- Transacción global
- Atomicidad y compromiso de dos fases en SMBDD
- El coordinador de transacciones.
- Protocolos –
  - De compromiso distribuido
  - De compromiso de dos fases
  - Relación con el sistema de recuperación
- Gestión de estampillas de tiempo en sistemas distribuidos
- Gestión de deadlock en SMBDD
  - Prevención o detección
  - Protocolos centralizados y distribuidos
- Administración de copias master-slave.

SMBDD Heterogéneos

- Características, ventajas y problemas.
- Consideraciones:
  - Vista unificada de los datos.
  - Procesamiento distribuido de consultas.
- Wrappers
- Ontolologías

Temas de la clase de hoy

- **Bibliografía**
  - "DataBase System – The Complete Book" – H. Molina, J. Ullman. Capítulo 20.
  - "Principles of Database and Knowledge-Base Systems" – J. Ullman. Capítulo 10.
  - "Database Systems Concepts" – A. Silberschatz. Capítulo 22 (edición 2005) y 19 (edición 2010).