Operativos Distribuidos

Sincronización, Concurrencia y Transacciones

Operativos Distribuidos

Tiempo y Estados

es Distribuidos
es Lógicos

Sincronización en Sistemas Distribuidos

Más compleja que en los centralizados

- Propiedades de algoritmos distribuidos:
  - La información relevante se distribuye entre varias máquinas.
  - Se toman decisiones sólo en base a la información local.
  - Debe evitarse un punto único de fallo.
  - No existe un reloj común.
- Problemas a considerar:
  - Tiempo y estados globales.
  - Exclusión mutua.
  - Algoritmos de elección.
  - Operaciones atómicas distribuidas: Transacciones

Sincronización de Relojes Físicos

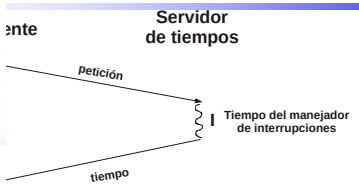
Relojes hardware de un sistema distribuido no están sincronizados.

Necesidad de una sincronización para:
- En aplicaciones de tiempo real.
- Ordenación natural de eventos distribuidos (fechas de ficheros).

Concepto de sincronización:
- Mantener relojes sincronizados entre sí.
- Mantener relojes sincronizados con la realidad.

UTC: *Universal Coordinated Time*
- Transmisión de señal desde centros terrestres o satélites.
- Una o más máquinas del sistema distribuido son receptoras de señal UTC.

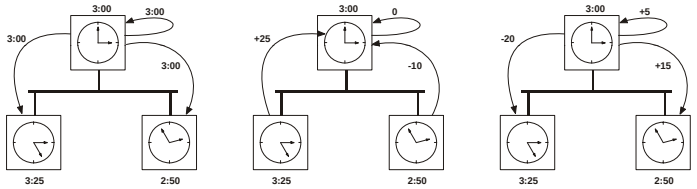
goritmo de Cristian



sincronización con UTC.
smisión del mensaje: (T1-T0)/2
agar el mensaje: (T1-T0-I)/2
elve el servidor se incrementa en (T1-T0-I)/2
precisión se pueden hacer varias mediciones y
uiera en la que T1-T0 exceda de un límite

Algoritmo de Berkeley

- El servidor de tiempo realiza un muestreo periódico de todas las máquinas para pedirles el tiempo.
- Calcula el tiempo promedio e indica a todas las máquinas que avancen su reloj a la nueva hora o que disminuyan la velocidad.
- Si cae servidor: selección de uno nuevo (alg. de elección)



olo de Tiempo de Red

e Protocol).
es amplias (Internet).
ardo de los mensajes es significativa y variable.

nizar clientes con UTC sobre Internet.
n servicio fiable ante fallos de conexión.
ronizaciones frecuentes.
ción ante interferencias del servicio de tiempo.

ervidores en diferentes *estratos*.
olventan por medio de ajustes en la jerarquía.

Protocolo de Tiempo de Red

La sincronización entre cada par de elementos de la jerarquía:

- Modo multicast: Para redes LAN. Se transmite por la red a todos los elementos de forma periódica. Baja precisión.
- Modo de llamada a procedimiento: Similar al algoritmo de Cristian. Se promedia el retardo de transmisión. Mejor precisión.
- Modo simétrico: Los dos elementos intercambian mensajes de sincronización que ajustan los relojes. Mayor precisión.

Los mensajes intercambiados entre dos servidores son datagramas UDP.

usalidad Potencial

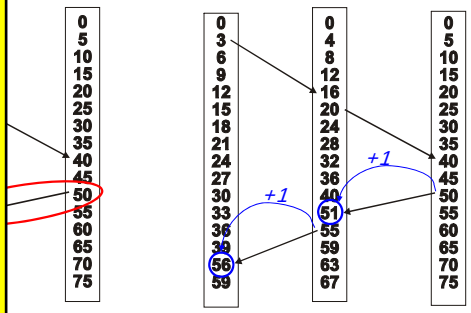
reloj global la relación *causa-efecto* (tal como posibilidad de ordenar eventos.

lidad potencial (Lamport)
n el proceso *i*
es $e_{ij} \rightarrow e_{ik}$
y e_j=receive(m), entonces $e_i \rightarrow e_j$
transitiva.

oncurrentes (a || b) si no se puede deducir ación de causalidad potencial.

oritmo de Lamport

zado Sincronizado



Relojes Lógicos (Algoritmo de Lamport)

- Útiles para ordenar eventos en ausencia de un reloj común.
  - Cada proceso P mantiene una variable entera LC_P (reloj lógico)
  - Cuando un proceso P genera un evento, $LC_P=LC_P+1$
  - Cuando un proceso envía un mensaje incluye el valor de su reloj
  - Cuando un proceso Q recibe un mensaje m con un valor t:
    - $LC_Q=\max(LC_Q,t)+1$
- El algoritmo asegura:
  - Que si $a \rightarrow b$ entonces $LC_a < LC_b$
  - Pero $LC_a < LC_b$ no implica $a \rightarrow b$ (pueden ser concurrentes)
- Relojes lógicos sólo representan una relación de orden parcial.
- Orden total entre eventos si se añade el número del procesador.

Relojes de Vectores (Mattern y Fidge)

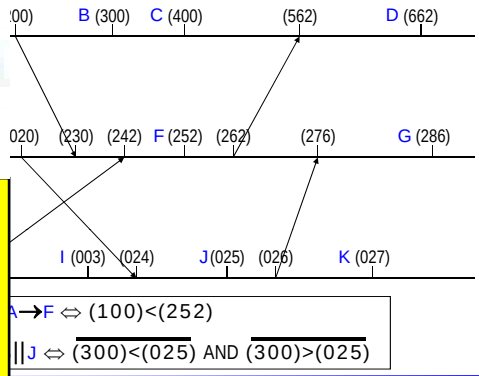
Para evitar los casos en los que $LC_a < LC_b$ no implica $a \rightarrow b$.

Cada reloj es un array V de N elementos siendo N el número de procesadores (nodos) del sistema.

- Inicialmente $V_i[j]=0$ para todo *i,j*
- Cuando el proceso *i* genera un evento $V_i[i]=V_i[i]+1$
- Cuando en el nodo *i* se recibe un mensaje del nodo *j* con un vector de tiempo *t* entonces:
  - para todo *k*: $V_i[k]=\max(V_i[k],t[k])$ (operación de mezcla) y
  - $V_i[i]=V_i[i]+1$

Por medio de este mecanismo siempre es posible evaluar si dos marcas de tiempo tienen o no relación de precedencia.

mo de Mattern y Fidge



Uso de los Relojes Lógicos

La utilización de relojes lógicos (Lamport, Vectoriales o Matriciales) se aplica a:

- Mensajes periódicos de sincronización.
- Campo adicional en los mensajes intercambiados (*piggybacked*).

Por medio de relojes lógicos se pueden resolver:

- Ordenación de eventos (factores de prioridad o equitatividad).
- Detección de violaciones de causalidad.
- *Multicast* causal (ordenación de mensajes).

stados Globales

distribuido existen ciertas situaciones que no es
nar de forma exacta por falta de un estado

e basura: Cuando un objeto deja de ser referenciado
mento del sistema.

nterbloqueos: Condiciones de espera cíclica en grafos
t-for graphs).

stados de terminación: El estado de actividad o
uficiente para determinar la finalización de un proceso.

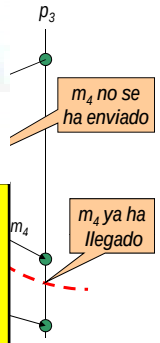
Snapshots

El análisis de los estados globales de un sistema se realiza por medio de *snapshots*: Agregación del estado local de cada componente así como de los mensajes actualmente en transmisión.

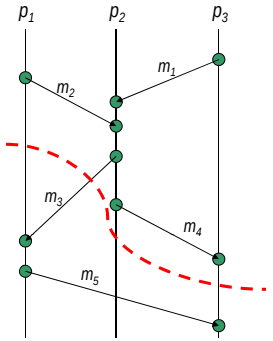
Debido a la imposibilidad de determinar el estado global de todo el sistema en un mismo instante se define una propiedad de consistencia en la evaluación de dicho estado.

ortes Consistentes

tente



Corte consistente



tribuidos
María S. Pérez
Fernando Pérez
José María Peña

Exclusión Mutua

ordinación entre varios procesos concurrentes
er a recursos/secciones compartidas.

finidas para estos problemas son:
ntralizados.
tribuidos.
sados en marcas de tiempo.

iables compartidas
rbloqueos
nición

tribuidos
María S. Pérez
Fernando Pérez
José María Peña

Sistemas Operativos Distribuidos

Exclusión Mutua

- **Algoritmos de Exclusión Mutua**

Exclusión Mutua

Funciones básicas de exclusión mutua:
- **`enter()`**: Acceso a la región critica (bloqueo).
- **`operations()`**: Manipulación de los recursos compartidos.
- **`exit()`**: Liberación del recurso (despierta a procesos en espera).

Propiedades:
- Seguridad: Como máximo un proceso puede estar ejecutado en la sección crítica a la vez.
- Vivacidad: Eventualmente se producen entradas y salidas en la sección crítica.
- Ordenación: Los procesadores acceden a la región crítica en base a unos criterios de ordenación (causalidad temporal/Lamport).

Sistemas Operativos Distribuidos
20
María S. Pérez
Fernando Pérez
José María Peña

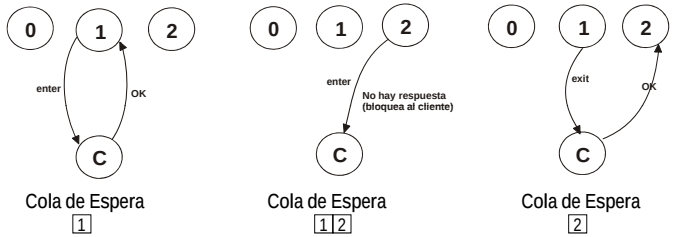
Exclusión Mutua

os algoritmos de exclusión mutua se evalúa en
es factores:
da: Proporcional al número de mensajes transmitidos.
ente: En la ejecución de cada una de las operaciones
n cada operación **`exit()`**.
l sistema: Ratio de acceso al recurso por una batería
ue lo solicitan. Evalúa el retardo de sincronización

allos: Comportamiento del algoritmo ante diferentes
e fallo.

Exclusión Mutua Centralizado

El algoritmo más simple:
- Los clientes solicitan el acceso a un elemento de control que gestiona la cola de peticiones pendientes.
- Tres mensajes: **`enter`**, **`exit`** y **`OK`** .
- No cumple necesariamente la propiedad de ordenación.



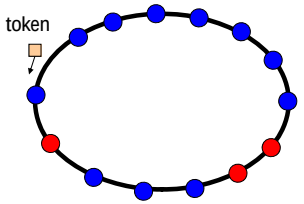
ón Mutua Centralizado

da:
recurso implica dos mensajes (aunque el recurso esté

ente:
El retardo de transmisión de los dos mensajes.
Con comunicación asíncrona no implica retraso en cliente.
l sistema:
ón de un acceso a la región critica implica un mensaje de
OK al siguiente proceso en espera.
llos:
elemento de control es crítica (alg. de elección).
los clientes o la perdida de mensajes se puede solucionar
e temporizadores.

Exclusión Mutua Distribuida

Algoritmos distribuido de paso de testigo:
- Se distribuyen los elementos en un anillo lógico.
- Se circula un *token* que permite el acceso a la región critica.
- El *token* se libera al abandonar la región.
- No cumple la propiedad de ordenación



sión Mutua Distribuida

da:
consume ancho banda de forma continua.
ente:
en la sección critica requiere de 0 a N mensajes.
lo implica un mensaje.
l sistema:
del siguiente proceso tras la salida del que ocupa la región
a de 1 a N mensajes.
llos:
token: Detección y regeneración
elemento del anillo: Reconfiguración del anillo.

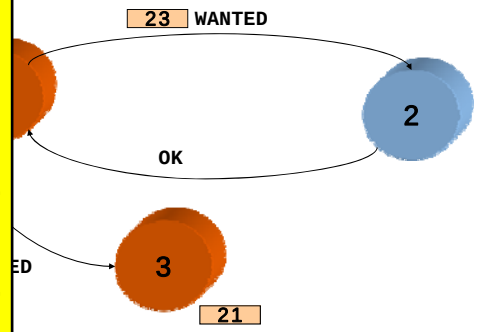
Exclusión Mutua con Relojes Lógicos

Algoritmo de Ricart y Agrawala: Usa relojes lógicos y broadcast

Pasos:

- Un proceso que quiere entrar en sección crítica (SC) envía mensaje de solicitud a todos los procesos.
- Cuando un proceso recibe un mensaje
  - Si receptor no está en SC ni quiere entrar envía OK al emisor
  - Si receptor ya está en SC no responde
  - Si receptor desea entrar, mira marca de tiempo del mensaje:
    - Si menor que marca tiempo de su mensaje de solicitud: envía OK.
    - En caso contrario será él el que entre.
  - Cuando un proceso recibe todos (N-1) los mensajes puede entrar.
- Garantiza todas las propiedades incluida ordenación

Mutua con Relojes Lógicos



L y 3 quieren acceder a la sección crítica.
icos son respectivamente 23 y 21.

Exclusión Mutua con Relojes Lógicos

Rendimiento:

- Ancho de banda:
  - El protocolo consume 2(N-1) mensajes. N-1 para la petición y N-1 respuestas. Si existen comunicación multicast sólo N mensajes.
- Retardo del cliente:
  - La entrada en la sección critica requiere de N-1 mensajes.
  - La salida no implica ningún mensaje.
- *Throughput* del sistema:
  - Si dos procesos compiten por el acceso a la sección critica ambos habrán recibido N-2 respuestas. El de menor reloj tendrá la respuesta del otro. Al salir éste el siguiente se indicará con sólo 1 mensaje.
- Tolerancia a fallos:
  - Retardo de respuesta elevado o perdida de mensajes: Se reduce por medio de mensajes NO-OK (asentimientos negativos).

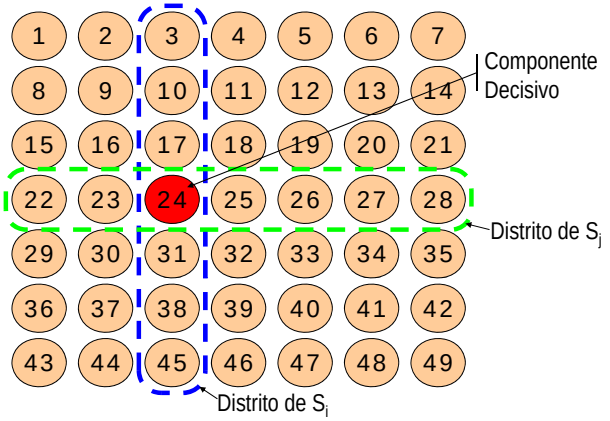
oritmos de Votación

kawa: Algoritmos de votación.

no de relojes lógicos pero reduce el número de

elegido es aquel que obtiene la mitad más 1 votos.
ador es consultado sobre la elección emitiendo un voto.
el número de mensajes cada uno de los procesadores
acceder a la sección critica tiene un *distrito* (S_i), tal que:
$S_i \cap S_j \neq \emptyset$ para todo $1 \leq i,j \leq N$
a sólo se necesitan $\sqrt{N}$ mensajes.

Algoritmos de Votación



Otras Variantes

s problemas de interbloqueo de los algoritmos
nes críticas en base a mecanismos de votación
kawa) existen otras alternativas, por ejemplo:

oritmos de votación con marcas de tiempo:
oblemas de interbloqueo entre 3 o más procesos.
rar votos si la nueva petición tiene una marca de tiempo

Sistemas Operativos Distribuidos

Problemas de Consenso

- Algoritmos de Elección
- Consenso & Acuerdo

oritmos de Elección

señados para problemas en los cuales uno de
e realizar una tarea especial:
coordinador.

s se activan también cuando el coordinador

única

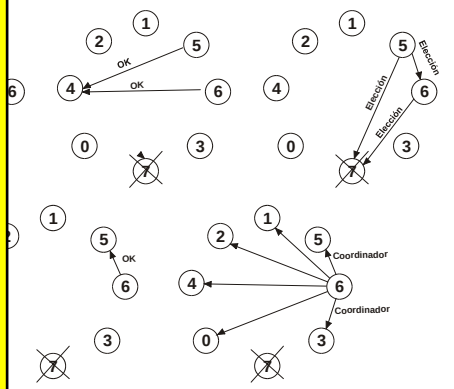
Algoritmo del Matón

Objetivo
- Elige al procesador "vivo" con un ID mayor

Proceso ve que el coordinador no responde. Inicia una elección:
- Envía mensaje de ELECCIÓN a procesos con ID mayor
- Si ninguno responde: Se hace nuevo coordinador
  - Manda mensajes COORDINADOR a procesadores con ID menor
- Si alguno responde con mensaje OK abandona la elección

Si procesador recibe ELECCIÓN:
- Si tiene ID menor, entonces responde OK e inicia elección (si todavía no lo había hecho).

goritmo del Matón



Algoritmos en Anillo

Sobre un anillo lógico de procesos se emite un mensaje de elección.

Si un proceso recibe el mensaje:
- Si el ID del mensaje es menor que el suyo, lo retransmite con el suyo.
- Si es mayor lo retransmite como tal.
- Si es igual, entonces no retransmite y es el coordinador.

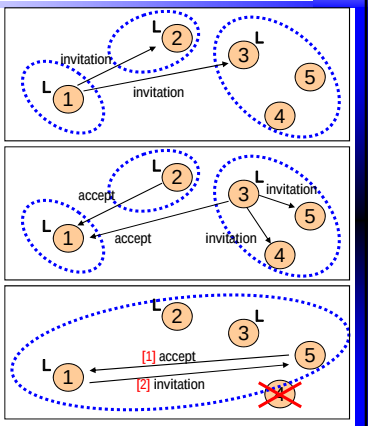
oritmo de Invitación

s algoritmos anteriores:
meouts: Retrasos de transmisión pueden causar la
iltiples lideres.
conexión entre dos grupos de procesadores puede
ntemente los procesadores.

ación, característica:
rupos de procesadores con líder único.
regación de grupos.
o por parte del líder de los miembros del grupo.

Algoritmo de Invitación

Pasos:
- Si un procesador detecta la perdida del líder, entonces se declara líder y forma su propio grupo.
- Periódicamente el líder de cada grupo busca otros líderes de otros grupos.
- Dos grupos se unen por medio de mensajes de aceptación:
  - Como respuesta a mensajes de invitación.
  - De forma explícita.



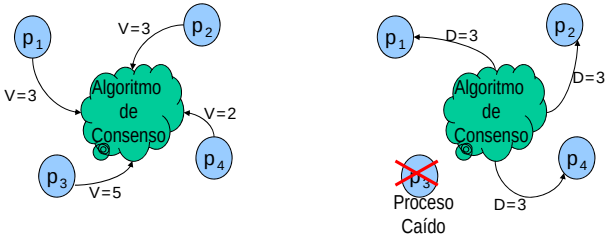
lemas de Consenso

as en las cuales varios procesos deben
lo en una valor u operación a realizar.
onsenso general: Los procesos intercambian
ada elemento elige el mayoritario. Debe ser común.
nteractiva: Cada proceso aplica un valor diferente y se
r el vector de valores usado por cada proceso.
os generales bizantinos: Por ejemplo, ¿Qué pasa si un
mite valores diferentes a distintos procesos?

sistema pueden encontrase en dos estados:
do válido.
cesador caído o funcionando anómalamente.

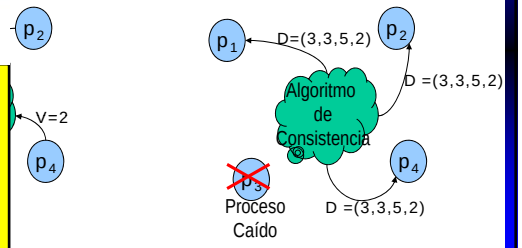
Problema de Consenso General

Condiciones:
- Terminación: Cada proceso correcto fija un valor.
- Acuerdo: El valor decidido es igual para todos los procesos correctos.
- Integridad: Si todos los procesos correctos eligen el mismo valor entonces dicho valor será el válido.



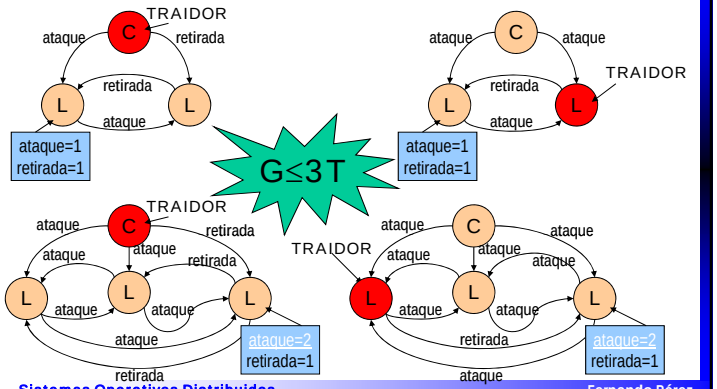
sistencia Interactiva

Cada proceso correcto fija un vector valores.
ector decidido es igual para todos los procesos correctos
posición *i*-esima del vector se corresponde con el valor
el proceso p_i



Generales Bizantinos

Error bizantino: Un proceso genera valores de forma arbitraria.



Operativos Distribuidos

Transacciones Concurrentes

aciones Atómicas

Transacciones

Conjuntos de operaciones englobadas dentro de un bloque cuya ejecución es completa.

Cumplen las propiedades ACID:

- *Atomicity* (Atomicidad): La transacción se realiza completa o no se realiza nada.
- *Consistency* (Consistencia): Los estados anterior y posterior a la transacción son estados estables (consistentes).
- *Isolation* (Aislamiento): Los estados intermedios de la transacción son sólo visibles dentro de la propia transacción.
- *Durability* (Durabilidad): Las modificaciones realizadas por una transacción completada se mantienen.

Transacciones

sacciones admite tres operaciones:
- **saction()**: Comienza un bloque de operaciones den a una transacción.
- **ction()**: Concluye el bloque de operaciones que ransacción. Todas las operaciones se completan.
- **saction()**: En cualquier punto se aborta la e regresa al estado anterior al comienzo de

para abortar la transacción es debido a errores.

Transacciones Concurrentes

Se dispone de tres cuentas corrientes A, B y C con saldos €100, €200 y €300 respectivamente.

Las operaciones sobre una cuenta son:
- **balance=A.getBalance()**: Obtener el saldo.
- **A.setBalance(balance)**: Modificar el saldo.
- **A.withdraw(amount)**: Retirar una cierta cantidad.
- **A.deposit(amount)**: Deposita una cierta cantidad.

cciones Concurrentes

ida:

()	**bal=B.getBalance()**
***1.1)**	**B.setBalance(bal*1.1)**
.1)	**C.withdraw(bal*0.1)**
() → €200	
	bal=B.getBalance() → €200
	B.setBalance(bal*1.1) → €220
***1.1)** → €220	
.1) → €80	
	C.withdraw(bal*0.1) → €280

Transacciones Concurrentes

Recuperaciones inconsistentes:

A.withdraw(100)	**<suma de saldos>**
B.deposit(100)	
A.withdraw(100) → €0	
	tot=A.getBalance() → €0
	tot+=B.getBalance() → €300
	tot+=C.getBalance() → €500
B.deposit(100) → €400	

cciones Concurrentes

e las transacciones concurrentes se debe a:
le lectura y escritura simultánea.
ones de escritura simultánea.

a reordenación de las operaciones a lo que se iones secuenciales equivalentes.

esolución aplicados son:
s): Aplicados sobre los objetos afectados.
currencia optimista: Las acciones se realizan sin sta que se llega a un **commit**.
base a marcas de tiempo.

Cerrojos

Cada objeto compartido por dos procesos concurrentes tiene asociado un cerrojo.
- El cerrojo se cierra al comenzar el uso del objeto.
- El cerrojo se libera al concluir la operación.

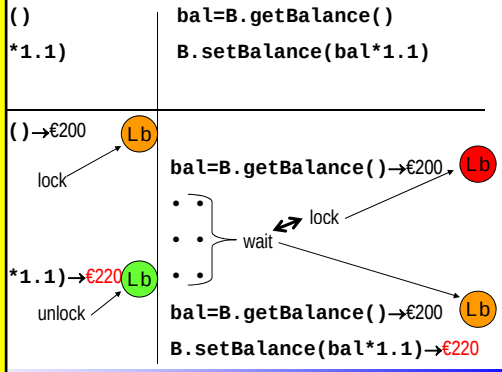
El uso de cerrojos puede ser definido a diferentes niveles del objeto a controlar (niveles de granularidad).

Modelos de cerrojo:
- Lectura
- Escritura

Los cerrojos son susceptibles de sufrir interbloqueos.

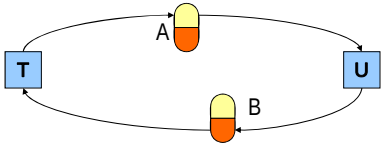
Cerrojos

ida:



Interbloqueos

Un interbloqueo se produce cuando varios procesos compiten por cerrojos de forma cíclica:
- Detección de interbloqueos: Grafos de espera.



- Prevención de interbloques: Cierre de todos los cerrojos de una transacción antes de comenzar (Poco eficiente).
- Resolución de interbloqueos: Lo más habitual es por medio de *Timeouts* y abortando la transacción propietaria del cerrojo.

e Concurrencia Optimista

iones concurrentes tiene conflictos entre sí.

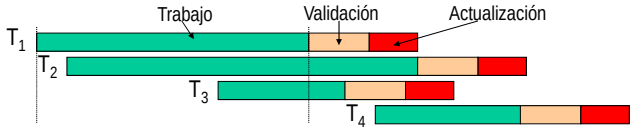
eración en:

jo: Los objetos usados por la transacción pueden ser *valores tentativos*". Una lectura tome este valor si último valor validado. Las escrituras se realizan los "*valores tentativos*".

ación: Al cerrar la transacción se verifica colisiones con iones.

lización: Los "*valores tentativos*" son copiados como dos.

Control de Concurrencia Optimista



Validación:

- Validación hacia atrás: Se anula una transacción si otra transacción activa escribe un valor que ésta lee.
- Validación hacia delante: Todos los procesos de escritura realizados anulan a las transacciones que los leían.

Problemática:

- Si la fase de validación falla la transacción se aborta y se reinicia. Puede causar inanición.