Capítulo 7

Controlo Distribuído da Concorrência

- Problema de sincronização de transações simultâneas de tal forma que as 2 propriedades seguintes sejam atingidos:
  - A consistencia da BD é mantida
  - O grau máximo de concorrência é atingido
- O controlo da concorrência lida com os propriedades de transações: isolamento, consistência
- A execução das transações em série atinge a consistência mas diminui a performance
- Objetivo: equilíbrio entre consistência e concorrência.

Serialização

- Escalonamento: ordem cronológica pela qual as instruções de várias transações são executadas

- A serialização de escalonamento é usado para identificar quais escalonamentos estão corretos quando as execuções da transição tiverem intercalação das suas operações nos escalonamentos.
- A função primária de um controlador de concorrência é gerar um escalonamento serializável para a execução de transações pendentes.
- Se num escalonamento S as operações não estão intercaladas (ou seja, as operações de cada transação ocorrem consecutivamente) dizemos que o escalonamento é serial.
- A execução serial de um conjunto de transações mantém a consistência da base de dados, porém pode acarretar estados de inatividade da CPU, desperdiçando processamento.
- A execução concorrente de transações deve deixar a base de dados num estado que possa ser alcançado por uma execução sequencial em alguma ordem.
- Caso essa situação seja alcançada serão resolvidos problemas como os de atualizações perdidas.
- Assegurando o isolamento e não permitindo que os resultados incompletos sejam acedidos por outras transações.
- Um escalonamento S (ou Schedule, também chamado de Histórico) é definido sobre um conjunto de transações T={T1, T2, …, Tn} e especifica uma ordem intercalada de execução dessas operações de transações.
- Um escalonamento pode ser especificado como uma ordem parcial sobre T.

• **Tipos de Escalonamento em SGBDDs:**
  - Escalonamento local - Histórico da execução da transação em cada site
  - Escalonamento global - Se a BD não é replicada e cada histórico local é serializável, a sua união (histórico global) também é se a ordem da serialização local é idêntica (união da BD não replicada e histórico local serializável)

EXEMPLO

$$T_1: \quad Read(x) \qquad\qquad T_2: \quad Read(x)$$
$$x \leftarrow x + 5 \qquad\qquad x \leftarrow x * 10$$
$$Write(x) \qquad\qquad Write(x)$$

Schedule:

* Site1: $S_1 = \{R_1(x), W_1(x), R_2(x), W_2(x)\}$
* Site2: $S_2 = \{R_2(x), W_2(x), R_1(x), W_1(x)\}$

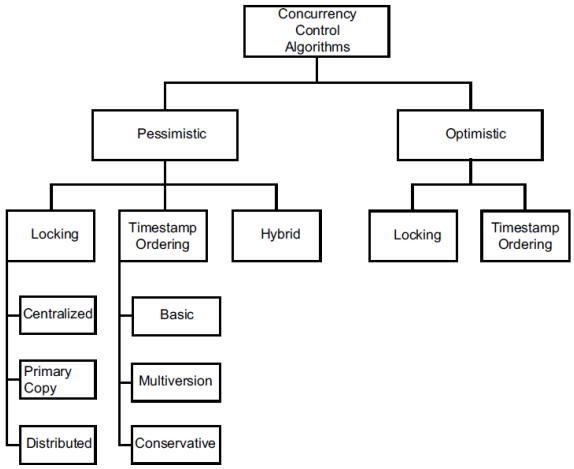
- São serializáveis localmente.
- No entanto não são globalmente pois violam consistência tendo em conta que produzem valores diferentes.

Taxonomia da Concorrência

Modos de abordagem de controlo de concorrência:
- Distribuição de BD - total ou parcialmente replicada
- Topologia da rede - “star”, circular ou broadcasting
- Primitiva de sincronização - timestamp ordering ou locking-based

Podem ser usados em algoritmos com 2 pontos de vista:
- Pessimista: muitos transações entrarão em conflito, portanto a sincronização da execução concorrente ocorre mais cedo no seu ciclo de execução.
- Otimista: poucas transações em conflito portanto a sincronização de execução concorrente ocorre até ao fim

Algoritmos de controlo de concorrência



➡ Locking-Based

- Controlo de concorrência baseado em bloqueio, que assegura que os dados compartilhados por operações conflitantes sejam acedidas por uma única operação de cada vez.
- É conseguido pela associação de um “bloqueio” a cada unidade de bloqueio
- Esse bloqueio é definido por uma transação antes de ser acedida e é redefinida no final do seu uso.
- Modos de Bloqueio: Bloqueio de Leitura e Bloqueio de Escrita

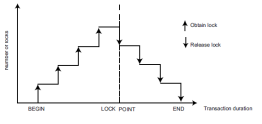
➡ Locking 2 fases (2PL)

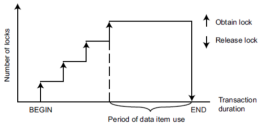
- A regra de bloqueio de 2 fases estabelece que nenhuma transação deve solicitar um bloqueio após libertar um dos seus bloqueios.
- Como alternativa: uma transação não deve libertar um bloqueio até ter a certeza de que solicitará outro bloqueio

As 2 fases são:
- Fase de Crescimento: Obtém bloqueios e acede a itens de dados
- Fase de Contração: Liberta os bloqueios

Qualquer escalonamento / histórico gerado por um algoritmo que obedece à regra 2PL é serializável.

Existem 2 tipos de 2PL:
- Cascading Aborts: Se uma T aborta depois de libertar alguns bloqueios pode causar outra T a abortar
- Strict 2PL: Todos os bloqueios são libertados simultaneamente para evitar abortos em cascata





➡ 2PL Centralizado

- Um único site é responsável pelo coordenador de bloqueios (LM). Os bloqueios são solicitados pelo TM ao LM.

Vantagens	Desvantagens
- Fácil de implementar	- Provoca "engarrafamento" - Pouca Fiabilidade

➡ 2PL Distribuído

- O coordenador de bloqueio é distribuído pelos sites todos. O LM de cada site é responsável pelo bloqueio dos seus dados.
- As mensagens são enviadas para todos os LMs participantes

Desvantagens	
- Difícil gestão de *deadlocks* - Custos de comunicação elevados	Quando 2 ou mais operações ficam bloqueadas, esperando uma pela outra

➡ 2PL Cópia-Primária

- Extensão direta do 2PL centralizado
- Distribui LM em vários sites e cada um irá administrar um dado conjunto de unidades de bloqueio

➡ Timestamp Ordering (TO)

- Os algoritmos de controlo de concorrência do tipo timestamp definem uma ordem de serialização para cada transação e executam-nas de acordo com ela.
- Para estabelecer essa ordem, o TM atribui a cada transação um timestamp
- Transações são individualmente serializados e executados
- O TM atribui um TS único a cada T
- TS são únicos localmente e globalmente e crescem monotonamente

• TO regra:

Dadas 2 operações O1 e O2 respetivas às T1 e T2:

- T1 é executada antes de T2 apenas se o timestramp de T1 for menor que o timestamp de T2

$$ts(T1) < ts(T2)$$

- Neste caso diz-se que T1 é a transação mais velha e a T2 a transação mais nova.

• 2 Tipos de Timestamp:

- read (rts)
- write (wts)

➡ TO Básico

- O TM atribui um timestamp a cada T
- T são executadas imediatamente
- Scheduler compara a TS do item de dados com o TS de operação
- Se o TS do item entrar em conflito com o TS de operação então T é abortada
- Não existe bloqueios - T são abortados e reiniciados em caso de conflito (degradação da performance)
- Como as transações nunca esperam enquanto mantêm direitos de acessos aos dados o algoritmo básico de TO nunca provoca impasses. No entanto, o preço para se livrar de impasses é a reiniciação potencial de uma transação várias vezes.

➡ TO Conservativo

- Usado para minimizar o número de reiniciações de TS
- S atrasa cada operação até não existir uma operação com o TS menor (mais velhas)

(S atrasa (O) até não existirem (O) mais velhas)

- Se isto for assegurado, não se rejeita mais TS

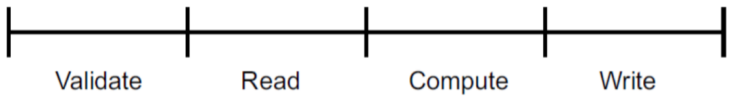
Cada S:

- Tem uma fila para cada TM
- Armazena informação de ordem ascendente (e executa)
- Mesmo assim a reiniciação pode ocorrer

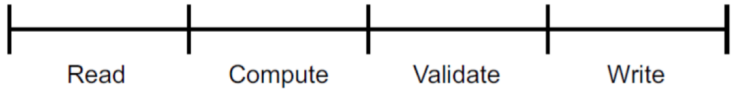
➡ TO Multiversão

- Os writes de operações não modificam os itens, apenas criam uma nova versão de item de dados
- Os reads são sempre bem sucedidos no seu TS (T_i)
- Writes são rejeitados se uma T que tem um TS maior já leu o item de dados
- Pode ser: Otimista ou Pessimista

Pessimista:

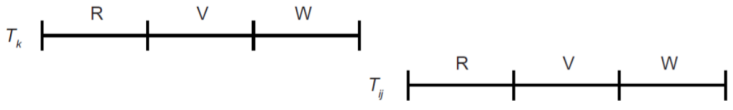
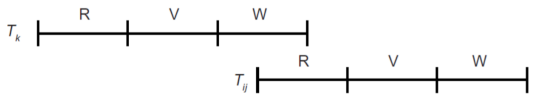
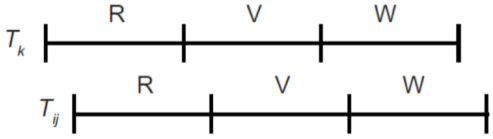


Otimista:



• Políticas de Timestamp:

- TS na transação e não nos itens de dados (no rts e wts)
- Quando a primeira subtransação atinge a fase de validação
  - O mesmo TS é definida a todas as subtransações

Regra 1	Se toda a T_k onde $TS(T_k) < TS(T_{ij})$ completou a fase *write* antes de T_{ij} começar a fase *read* a validação é bem sucedida 
Regra 2	Se uma T_k em que $TS(T_k) < TS(T_{ij})$ e T_k completa a sua fase de *write* enquanto de T_{ij} está na fase de *read*, a validação é bem sucedida se: $$WS(T_k) \cap RS(T_{ij}) = \emptyset.$$ 
Regra 3	Se existe um T_k que $TS(T_k) < TS(T_{ij})$ e que T_k completa a sua fase de *read* antes de T_{ij} completar a sua fase de read, a validação é bem sucedida se: $$WS(T_k) \cap RS(T_{ij}) = \emptyset, \text{ and } WS(T_k) \cap WS(T_{ij}) = \emptyset.$$  Atualizações de T_k não afetam a fase de *read* ou *write* de T_{ij}