Controle de concorrência

Prof. Heloise Manica P. Teixeira

Introdução

- **Uma das propriedades fundamentais de uma transação é o isolamento. Quando diversas transações são executadas de modo concorrente corre-se o risco de violar esta propriedade.**
- **É necessário que o sistema controle transações concorrentes por meio de uma série de mecanismos, os quais formam o controle de concorrência.**
- **A base dos esquemas de concorrência discutidos aqui tem por base a propriedade de serialização, ou seja, todos os esquemas devem garantir que a ordenação de processamento seja serializada.**
- **→ Por enquanto vamos assumir que sistemas não falham!**

Protocolos de Controle de Concorrência

- Oferecem várias regras que, se seguidas pelas transações, garantem a serialização de todos os escalonamentos nos quais as transações participam

Pessimistas

baseados na premissa que conflitos entre transações ocorrem com frequência

(alta probabilidade)

Otimistas

baseados na premissa que conflitos entre transações são raros

(baixa probabilidade)

Protocolos de Controle de Concorrência

Pessimistas

testam as transações antes da execução de suas operações

two phase locking
timestamp ordering

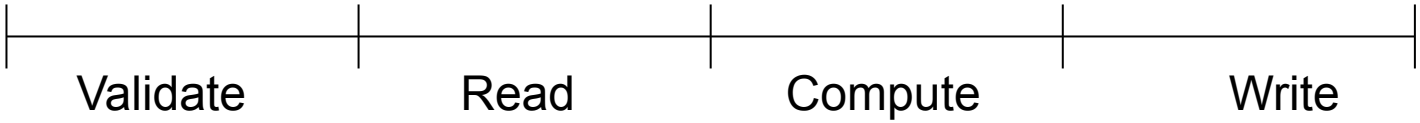
Otimistas

testam as transações após a execução de suas operações

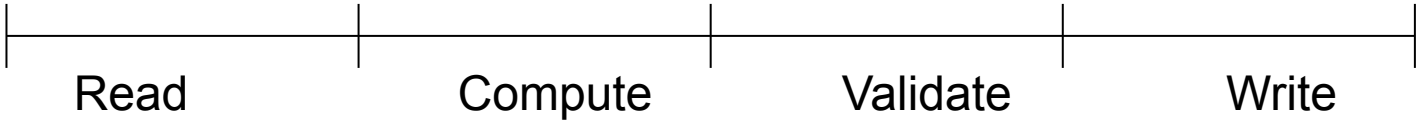
técnicas de validação

Protocolos de Controle de Concorrência

Execução pessimista - Testam as transações antes da execução de suas operações



Execução otimista - Testam as transações após a execução de suas operações



Protocolos baseados em bloqueio

- **Bloqueio (lock): é um mecanismo para controlar o acesso simultâneo a um item de dados**
- **Itens de dados podem ser bloqueados em dois modos:**

  1. Modo *exclusivo (X)*. O item de dados pode ser lido e também escrito. O bloqueio X é solicitado pela instrução lock-X.

  2. Modo *compartilhado (S)*. O item de dados só pode ser lido. O bloqueio S é solicitado pela instrução lock-S.

- **As solicitações de bloqueio são feitas ao gerenciador de controle de concorrência. A transação só pode prosseguir após a concessão da solicitação.**

Protocolos baseados em bloqueio (cont.)

- **Matriz de compatibilidade de bloqueio:**

	S	X
S	true	false
X	false	false

- **Uma transação pode receber um bloqueio sobre um item se o bloqueio solicitado for compatível com os bloqueios já mantidos sobre o item por outras transações**
- **Qualquer quantidade de transações pode manter bloqueios compartilhados sobre um item, mas se qualquer transação mantiver um bloqueio exclusivo sobre um item, nenhuma outra pode manter qualquer bloqueio sobre o item.**
- **Se um bloqueio não puder ser concedido, a transação solicitante deve esperar até que todos os bloqueios incompatíveis mantidos por outras transações tenham sido liberados. O bloqueio é então concedido.**

Protocolos baseados em bloqueio (cont.)

- **Exemplo de uma transação realizando bloqueio:**

  T_2: lock-S(*A*);
  read (*A*);
  unlock(*A*);
  lock-S(*B*);
  read (*B*);
  unlock(*B*);
  display(*A*+*B*)

- **O bloqueio acima não é suficiente para garantir a seriação - pois se *A* e *B* fossem atualizados entre a leitura de *A* e *B*, a soma exibida estaria errada.**

- **Protocolo de bloqueio: conjunto de regras seguidas por todas as transações enquanto solicita e libera bloqueios. Os protocolos de bloqueio restringem o conjunto de schedules possíveis.**

Armadilhas dos protocolos baseados em bloqueio

- **Considere o schedule parcial:**

T_3	T_4
lock-X(B)	
read(B)	
$B := B - 50$	
write(B)	
	lock-S(A)
	read(A)
	lock-S(B)
lock-X(A)	

- **Nem *T_3* nem *T_4* podem ter progresso - a execução de** lock-S***(B)*** **faz com que *T_4* espere que *T_3* libere seu bloqueio sobre *B*, enquanto a execução de** lock-X***(A)*** **faz com que *T_3* espere que *T_4* libere seu bloqueio sobre *A*.**

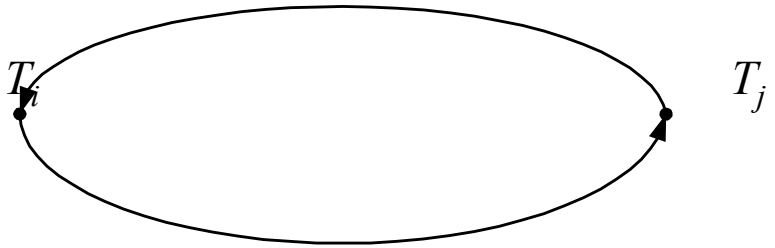
- **Essa situação é chamada de impasse.**
  - **Para lidar com um impasse, *T_3* ou *T_4* precisa ser revertida e seus bloqueios liberados.**

Armadilhas dos protocolos em bloqueio (cont.)

- **O potencial para impasse existe na maioria dos protocolos de bloqueio. Os impasses são um mal necessário.**
- **Problema: Inanição é possível. Por exemplo:**
  - **Uma transação pode estar esperando por um bloqueio X sobre um item, enquanto uma sequência de outras transações solicita e recebe um bloqueio S sobre o mesmo item.**
  - **A mesma transação é repetidamente revertida, devido aos impasses.**

Deadlock (Impasse)

- Um método utilizado para detecção de deadlock em sistemas distribuídos é analisar o grafo wait-for (GWF).
- Um GWF é um grafo onde os nós representam as transações, e um arco T2 → T1 significa que a transação T2 esta esperando por T1.



Armadilhas dos protocolos em bloqueio (cont.)

Exemplo de Inanição

- Suponha que a transação T_2 tenha um bloqueio compartilhado sobre um item de dado e a transação T_1 solicite um bloqueio exclusivo do mesmo item.
- T_1 terá que esperar até que o bloqueio compartilhado feito por T_2 seja liberado.
- Enquanto isso, uma transação T_3 pode solicitar o bloqueio compartilhado sobre o mesmo item de dado.
- O bloqueio pedido é compatível com o bloqueio concedido a T_2, de modo que o bloqueio compartilhado pode ser concedido a T_3.
- Nesta altura, T_2 pode liberar o bloqueio, mas T_1 terá que esperar até que T_3 termine.
- Novamente, aparece uma transação T_4 que ... ...
- Logo, a transação T_1 poderá nunca ser processada, sendo então chamada de *starved* (ou, em *starvation* – estagnada, em inanição).

O protocolo de bloqueio em duas fases

- **Esse é um protocolo que garante schedules seriáveis por conflito.**
- **Fase 1: Fase de crescimento**
  - **transação pode obter bloqueios**
  - **transação não pode liberar bloqueios**
- **Fase 2: Fase de encurtamento**
  - **transação pode liberar bloqueios**
  - **transação não pode obter bloqueios**

→ O protocolo garante a seriação.

→ O bloqueio em duas fases *não* garante liberdade de impasses

O protocolo de bloqueio em duas fases (cont.)

- **O rollback em cascata é possível sob o bloqueio em duas fases.**
- **Para prevenir impasses, o protocolo em duas fases é modificado - chamado bloqueio estrito em duas fases, onde uma transação precisa manter todos bloqueios exclusivos até um commit/abort.**
- **O bloqueio rigoroso em duas fases é ainda mais estrito: *todos* os bloqueios são mantidos até um commit/abort.**
- **O protocolo em duas fases severo e rigoroso (com conversão de bloqueios) são usados em SBD comerciais.**

Conversões de bloqueio

- **Bloqueio em duas fases com conversões de bloqueio:**
  - **Primeira fase:**
    - **pode adquirir um bloqueio-S sobre o item**
    - **pode adquirir um bloqueio-X sobre o item**
    - **pode converter um bloqueio-S para um bloqueio-X (upgrade)**
  - **Segunda fase:**
    - **pode liberar um bloqueio-S**
    - **pode liberar um bloqueio-X**
    - **pode converter um bloqueio-X para um bloqueio-S (downgrade)**
- **Esse protocolo garante a seriação. Mas ainda conta com o programador para inserir as diversas instruções de bloqueio.**

Aquisição automática de bloqueios

- **Uma transação T_i emite a instrução de leitura/escrita padrão, sem chamadas de bloqueio explícitas.**
- **A operação** read(***D***) **é processada como:**

if T_i tem um bloqueio sobre *D*

then

read(*D*)

else

begin

se necessário, espera até que nenhuma outra transação tenha um bloqueio-X **sobre *D***

concede a T_i um bloqueio-S **sobre *D*;**

read(*D*)

end

Aquisição automática de bloqueios (cont.)

- write***(D)*** **é processado como:**

  if T_i **tem um** bloqueio-X **sobre** ***D*** then

  write(*D*)

  else

  begin

  se for preciso, espera até que nenhuma outra transação tenha um bloqueio sobre *D*,

  if T_i **tem um** bloqueio-S **sobre** ***D***

  then

  upgrade **do bloqueio sobre *D* para** bloqueio-X

  else

  concede a T_i **um** bloqueio-X **sobre** ***D***

  write(*D*)

  end**;**

- **Todos os bloqueios são liberados após o commit ou abort**

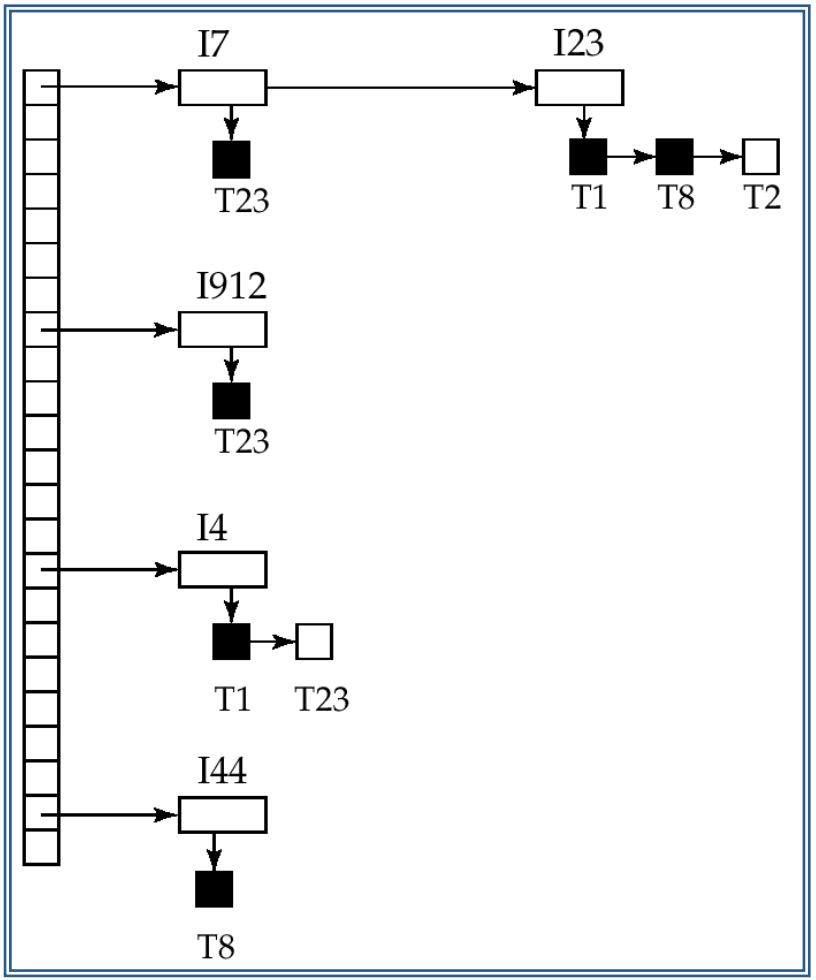
O protocolo de bloqueio em duas fases (cont.)

- Protocolos de prevenção de impasse
  - Exemplo - Bloqueio 2PL Conservador
    - Cada transação realiza todos os bloqueios antes que iniciar
  - Esquemas Esperar-Morrer e Ferir-Esperar
    - Aborta a transação mais jovem entre duas transações quando as duas possuem operações conflitantes

Implementação do bloqueio

- Um gerenciador de bloqueio pode ser implementado como um processo separado para o qual as transações enviam solicitações de bloqueio e desbloqueio
- O gerenciador de bloqueio responde a uma solicitação de bloqueio enviando uma mensagem de concessão de bloqueio (ou uma mensagem pedindo à transação para reverter, no caso de um impasse)
- A transação solicitante espera até que sua solicitação seja respondida
- O gerenciador de bloqueio mantém uma estrutura de dados chamada tabela de bloqueio para registrar bloqueios concedidos e solicitações pendentes
- A tabela de bloqueio normalmente é implementada como uma tabela de hash na memória indexada sobre o nome do item de dados sendo bloqueado

Tabela de bloqueio



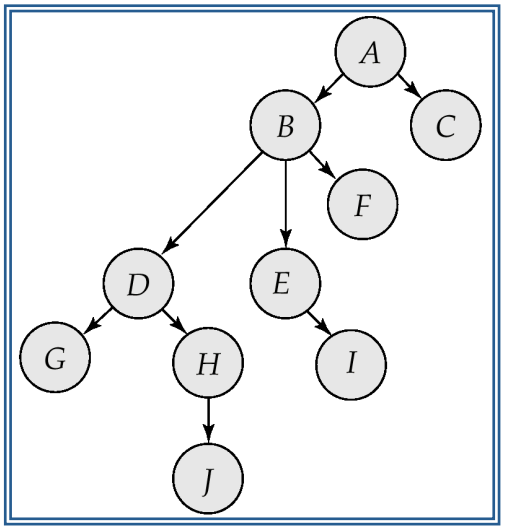
Exemplo de Tabela de Bloqueio

- Retângulos pretos indicam bloqueios concedidos, brancos indicam solicitações aguardando
- I7, I23, etc. representam os itens de dados
- A tabela de bloqueio também registra o tipo de bloqueio concedido ou solicitado
- A nova solicitação é acrescentada ao final da fila de solicitações para o item de dados, e concedida se for compatível com todos os bloqueios anteriores
- As solicitações de desbloqueio resultam na solicitação sendo excluída e solicitações posteriores são verificadas para saber se agora podem ser concedidas
- Se a transação abortar, todas as solicitações aguardando ou concedidas da transação são excluídas

Protocolos baseados em gráfico

- Os protocolos baseados em gráfico são uma alternativa ao bloqueio em duas fases
- Exige conhecimento anterior sobre a ordem em que os itens de dados serão acessados pelas transações.
- Com essa informação disponível é possível construir protocolos de bloqueios que não são de duas fases mas que garante a seriação de conflito.
- Imponha uma ordenação parcial $\rightarrow$ sobre o conjunto D = $\{d_1, d_2, ..., d_h\}$ de todos os itens de dados.
  - Se $d_i \rightarrow d_j$ então qualquer transação acessando d_i e d_j precisa acessar d_i antes de acessar d_j.
  - Implica que o novo conjunto D agora pode ser visto como um gráfico acíclico direcionado, chamado *gráfico de banco de dados*.

Protocolo de árvore



- O *protocolo de árvore* é um tipo simples de protocolo de gráfico.
- O primeiro bloqueio por T_i pode ser sobre qualquer item de dados.
- Subseqüentemente, um dado Q pode ser bloqueado por T_i somente se o pai de Q for atualmente bloqueado por T_i.
- Os itens de dados podem ser desbloqueados a qualquer momento.

Protocolos baseados em gráfico (cont.)

- O desbloqueio pode ocorrer mais cedo do que no protocolo de bloqueio em duas fases.
  - tempos de espera mais curtos, aumento na concorrência
  - protocolo é livre de impasse
- Porém, uma transação pode ter que bloquear itens de dados que ela não acessa.
  - maior sobrecarga de bloqueio, e tempo de espera adicional. Exemplo: uma transação que precisa acessar itens de dados A e J no gráfico precisa bloquear B,D e H
  - diminuição em potencial na concorrência

Exercício

Sobre o Controle de Concorrência, assinale a incorreta:

1. Se diversas transações são executadas de modo concorrente, existe a possibilidade de violação da propriedade de isolamento. Por isso, protocolos de controle de concorrência oferecem várias regras que, se seguidas pelas transações, garantem a serialização de todos os escalonamentos nos quais as transações participam.
2. O protocolo baseado em gráfico exige conhecimento anterior sobre a ordem em que os itens de dados serão acessados, mas não garantem a seriação de conflito.
3. No protocolo baseado em bloqueios, se um bloqueio não puder ser concedido, a transação solicitante deve esperar até que todos os bloqueios incompatíveis mantidos por outras transações tenham sido liberados.
4. Protocolos baseados em validação são considerados “otimistas”, pois a transação é executada considerando que tudo correrá bem durante a validação.
5. No protocolo de bloqueio rigoroso em duas fases, todos os bloqueios são mantidos até ocorrer um comando de commit ou um abort.

Protocolos baseados em estampa de tempo

- **Cada transação tem uma estampa de tempo (timestamp) emitida quando entra no sistema.**
- **Se uma transação antiga T_i tem a estampa de tempo TS(T_i), uma nova transação T_j recebe a estampa de tempo TS(T_j) de modo que TS(T_i) < TS(T_j).**
- **O protocolo gerencia a execução concorrente tal que as estampas de tempo determinam a ordem de seriação.**
- **Duas formas de implementação:**
  - **Usar a hora do relógio do sistema (clock) como timestamp da transação**
  - **Usar um contador lógico, o TS (timestamp) da transação é igual ao valor do contador no momento em que ela entra no sistema**

Protocolos baseados em estampa de tempo

■ **Para implementação desse esquema, para cada dado *Q* é mantido dois valores de estampa de tempo:**

- W-timestamp(***Q***) **é a maior estampa de tempo de qualquer transação que executou** write(***Q***) **com sucesso.**
- R-timestamp(***Q***) **é a maior estampa de tempo de qualquer transação que executou** read(***Q***) **com sucesso.**

→ **Esses timestamp são atualizados sempre que uma nova instrução read ou write é executada**

Protocolos baseados em estampa de tempo (cont.)

- **O protocolo de ordenação de estampa de tempo garante que quaisquer operações** read **e** write **em conflito sejam executadas na ordem de estampa de tempo. Opera da seguinte forma:**

1. Suponha que uma transação T_i emita um read(*Q*)

a. Se TS(T_i) ≥ W-timestamp(*Q*), então a operação read **é executada, e R-timestamp(*Q*) recebe o maior valor entre R-timestamp(*Q*) e TS(T_i).**

b. Se TS(T_i) ≤ W-timestamp(*Q*), então T_i precisa ler um valor de *Q* que já foi modificado. Logo, a operação read é rejeitada, e T_i é revertida.

Protocolos baseados em estampa de tempo (cont.)

2. Suponha que a transação T_i emita write(Q).

a. Se TS(T_i) < R-timestamp(Q), então a operação write **é rejeitada, e T_i é revertida.**

b. Se TS(T_i) < W-timestamp(Q), então essa operação write **é rejeitada, e T_i é revertida.**

c. De outro modo, a operação write **é executada, e W-timestamp(Q) é atualizado com o TS(T_i).**

→ Um transação desfeita, decorrente de um read ou write, recebe um novo timestamp e é reiniciada.

Exatidão do protocolo de ordenação de estampa de tempo

- **O protocolo de ordenação de estampa de tempo garante a seriação, pois todos os arcos no gráfico de precedência são da forma:**

Assim, não haverá ciclos no gráfico de precedência

- **O protocolo de estampa de tempo garante liberdade de impasse, pois nenhuma transação precisa esperar.**

- **Mas o schedule pode não ser livre de cascata, e pode nem sequer ser recuperável.**

- **Problema** com protocolo de ordenação de estampa de tempo:
  - Suponha que T_i aborte, mas T_j tenha lido um item de dados escrito por T_i
  - Então, T_j precisa abortar; se T_j tivesse permitido o commit anterior, o schedule não seria recuperável.
  - Além do mais, qualquer transação que tenha lido um item de dados escrito por T_j precisa abortar
  - Isso pode levar ao **rollback em cascata** - ou seja, uma cadeia de rollbacks
- Solução:
  - Uma transação é estruturada de modo que suas **escritas** sejam todas realizadas **no final de seu processamento**
  - Todas as **escritas** de uma transação formam uma **ação atômica**; e nenhuma transação pode ser executada enquanto uma transação estiver sendo escrita
  - Uma transação que aborta é reiniciada com uma nova estampa de tempo

Regra do write de Thomas

- **Versão modificada do protocolo de ordenação de estampa de tempo para aumentar a concorrência.**
- **As operações write obsoletas podem ser ignoradas sob certas circunstâncias.**
- **Na escala abaixo, considere $TS(T_{16}) < TS(T_{17})$**

T_{16}	T_{17}
read(Q)	
	write(Q)
write(Q)	

- Quando **T_{16}** tenta executar a operação write(Q), como o **$TS(T_{16})$** < W-timestamp(Q), a operação é rejeitada e T_{16} precisa ser desfeita.
- Note que esse rollback é desnecessário, pois T_{17} escreveu em Q e o valor que T_{16} está tentando escrever nunca será lido.
- Nesse caso, write(Q) de T_{16} é obsoleta e pode ser ignorada.

Regra do write de Thomas

- **As regras read do protocolo timestamp permacem as mesmas e as regras para operações write são alteradas como segue.**

Quando T_i tenta escrever o item de dados Q,

se TS(T_i) < W-timestamp(Q), então T_i está tentando escrever um valor obsoleto de Q. Logo, em vez de reverter T_i como o protocolo de ordenação de estampa de tempo teria feito, essa operação {write**} pode ser ignorada.**

caso contrário, esse protocolo é igual ao protocolo de ordenação de estampa de tempo.

Protocolo baseado em validação

- **A execução da transação T_i é feita em três fases.**

1. Fase de leitura e execução: **valores dos itens de dados são lidos e armazenados em variáveis locais. Todas as operações de escrita são executadas apenas nas variáveis locais temporárias**

2. Fase de validação: **A transação T_i realiza um "teste de validação" para determinar se as variáveis locais podem ser escritas sem violar a seriação.**

3. Fase de escrita: **Se T_i for validada, as atualizações são aplicadas ao banco de dados; caso contrário, T_i é revertida.**

- **As três fases da execução simultânea de transações podem ser intercaladas, mas cada transação precisa passar pelas três fases nessa ordem.**

- **controle de concorrência otimista, pois a transação é executada na esperança de que tudo correrá bem durante a validação**

Protocolo baseado em validação (cont.)

- **Cada transação Ti possui 3 estampas de tempo**
  - **Start(Ti): momento em que Ti iniciou sua execução**
  - **Validation(Ti): momento em que Ti entrou em sua fase de validação**
  - **Finish(Ti): momento em que Ti concluir a fase de escrita**
- **A ordem de seriação é determinada pela estampa de tempo dada na hora da validação, para aumentar a concorrência.**
- **Esse protocolo é útil e oferece maior grau de concorrência se a probabilidade de conflitos for baixa.**

Protocolo baseado em validação (cont.)

- **Se para toda T_i com TS (T_i) < TS (T_j) qualquer uma destas condições é mantida:**
  - finish(T_i) < start(T_j)
  - start(T_j) < finish(T_i) < validation(T_j) **e o conjunto de itens de dados escritos por T_i não coincidir com o conjunto de itens de dados lidos por T_j.**

  então a validação tem sucesso e T_j pode ser confirmada. Caso contrário, a validação falha e T_j é abortada.

- ***Justificativa:*** **Ou a primeira condição é satisfeita, e não existe execução sobreposta, ou a segunda condição é satisfeita e**

  1. as escritas de T_j não afetam as leituras de T_i, pois ocorrem após T_i ter concluído suas leituras.

  2. as escritas de T_i não afetam as leituras de T_j, pois T_j não lê qualquer item escrito por T_i.

Schedule produzido por validação

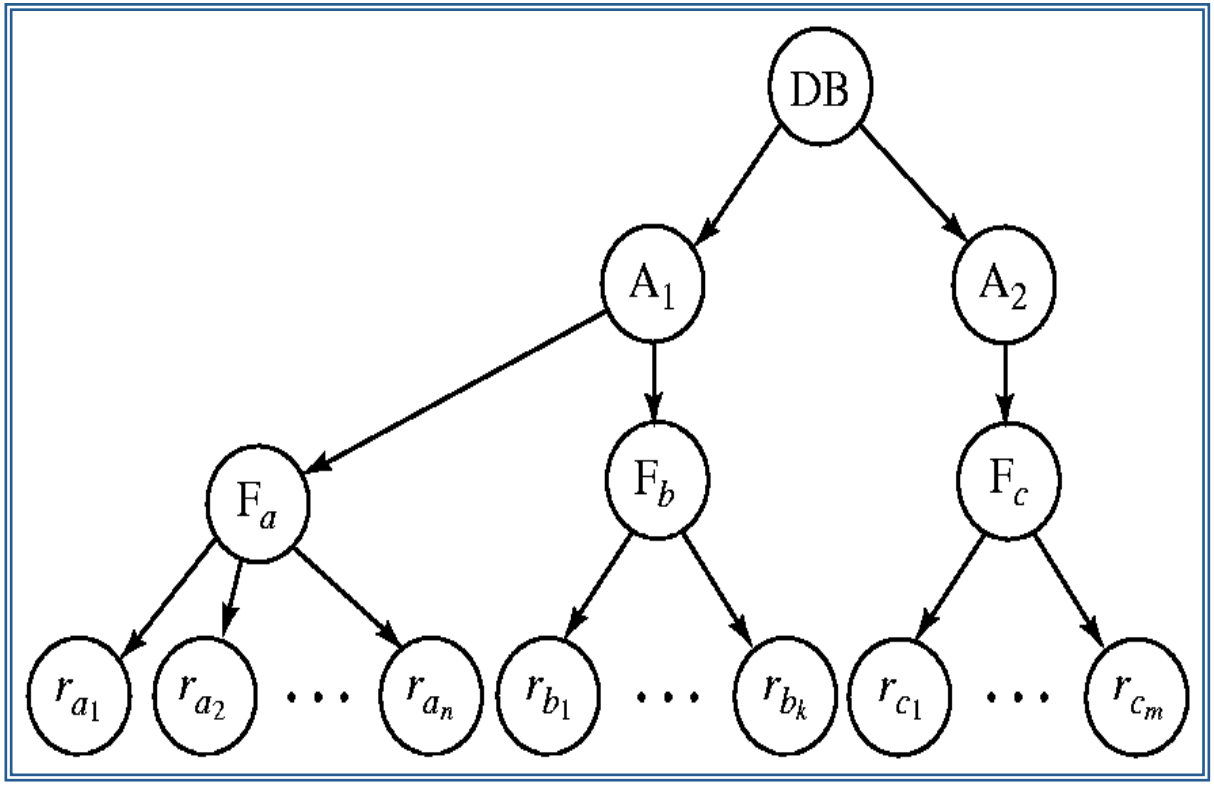
- **Exemplo de schedule produzido usando validação**

T_{14}	T_{15}
read(*B*)	
	read(*B*)
	B:- B-50
	read(*A*)
	A:- A+50
read(*A*)	
(*validate*)	
display (*A*+*B*)	
	(*validate*)
	write (*B*)
	write (*A*)

Granularidades múltiplas

- **Nos esquemas descritos foi utilizado item de dado individual como unidade de sincronismo**
- **Em algumas circunstancias pode ser interessante agrupar dados e trata-los como uma unidade individual**
- **Podem ser representadas graficamente como árvore**
- **Quando uma transação bloqueia um nó na árvore *explicitamente*, ela *implicitamente* bloqueia os descendentes do nó no mesmo modo.**
- **Granularidade do bloqueio:**
  - ***granularidade menor* (mais baixo na árvore): alta concorrência**
  - ***granularidade maior* (mais alto na árvore): baixa concorrência**

Exemplo de hierarquia de granularidade



- **O nível mais alto na hierarquia de exemplo é o banco de dados inteiro.**
- **Os níveis abaixo são do tipo *área*, *arquivo* e *registro*, nessa ordem.**

Esquemas multiversão

- **Esquemas multiversão mantêm versões antigas do item de dados para aumentar a concorrência.**
- **Cada** write **bem sucedido resulta na criação de uma nova versão do item de dados escrito.**
- **Usa estampas de tempo para rotular versões.**
  - **Timestamp para os itens de dados e para as transações**
- **Quando uma operação** read(*Q*) **for emitida, selecione uma versão apropriada de *Q* com base na estampa de tempo da transação, e retorne o valor da versão selecionada.**

Multiversão com bloqueio em duas fases

- **Diferencia entre transações somente leitura e transações de atualização**
- **transações de atualização seguem o bloqueio rigoroso em duas fases**
- ***Transações somente de leitura* recebem um timestamp, o valor de um contador chamado ts-counter, antes de começar a execução e seguem o protocolo de ordenação de estampa de tempo multiversão para realizar leituras.**

Exercício

- Para garantir a serialização, existem vários esquemas de controle de concorrência. Todos esses esuemas trabalham ou atrasando uma operação ou abortando a transação que emitiu essa operação.
- Entre os equemas estudados estão os protocolos de bloqueio e ordenação por timestamp.
- Fale sobre a ocorrencia de starvation (inanição) e deadlock de deadlock (impasse) em cada um desses protocolos (e suas variações).

Tratamento de impasse (deadlock)

- **Considere as duas transações a seguir:**

  T_1: write (X) **T_2: write(Y)**

  write(Y) **write(X)**

- **Schedule com impasse**

T_1	T_2
lock-X on X write (X)	
	lock-X on Y write (X) wait for **lock-X** on X
wait for **lock-X** on Y	

O sistema está em impasse se houver um conjunto de transações de modo que cada transação no conjunto esteja esperando por outra transação no conjunto.

Tratamento de impasse

- **Dois métodos principais para tratar impasse**
  - **Prevenção – garantir que o sistema nunca entrará em impasse**
  - **Detecção e recuperação – tratar o impasse quando acontecer**
- **Ambos os métodos podem reverter (rollback) uma transação**
- **A prevenção é mais usada se a probabilidade do sistema entrar em deadlock for relativamente alta; caso contrário, a detecção e recuperação são mais eficientes (apesar do overhead relativo).**

Tratamento de impasse - Prevenção

- **Protocolos de *prevenção de impasse* garantem que o sistema *nunca* entrará em um estado de impasse.**
- **Algumas estratégias de prevenção:**
  - **Exigindo que cada transação bloqueie todos os seus itens de dados antes de iniciar a execução (pré-declaração).**
    - **Desvantagens: dificuldade em prever antes da transação começar quais itens de dados precisarão de bloqueio; e itens de dados podem ser bloqueados e não serem usados por um longo período de tempo.**
  - **Usando Timestamp**
    - **equema eperar-morrer**
    - **Esquema ferir-esperar**

Estratégias de prevenção de impasse

- **Esquema esperar-morrer — não preemptivo**
  - **a transação mais antiga pode esperar que a mais recente libere o item de dado.**
  - **as transações mais recentes nunca esperam pelas mais antigas; em vez disso, elas são revertidas.**
  - **uma transação pode morrer várias vezes antes de adquirir o item de dados necessário**
- **Esquema ferir-esperar — preemptivo**
  - **a transação mais antiga *fere* (força o rollback) da transação mais nova em vez de esperar por ela. Transações mais novas podem esperar pelas mais antigas.**
  - **pode ter menos rollbacks que o esquema *esperar-morrer*.**
- **O maior problema com ambos esquemas é que podem ocorrer rollbacks desnecessários**

Estratégias de prevenção de impasse

- **Nos esquemas *esperar-morrer* e *ferir-esperar*, uma transação revertida é reiniciada com sua estampa de tempo original.**
  - **Transações mais antigas, assim, têm precedência em relação às mais novas, e a inanição é evitada.**
- **Esquemas baseados em tempo limite:**
  - **uma transação só espera por um bloqueio por um certo tempo especificado. Depois disso, a espera esgota o tempo limite e a transação é revertida.**
  - **simples de implementar; mas a inanição é possível. Também difícil de determinar um bom valor do intervalo de tempo limite.**

Detecção de impasse

- Os impasses podem ser descritos como um gráfico de *espera*, que consiste em um par $G = (V,E)$,
  - V é um conjunto de vértices (todas as transações no sistema)
  - E é um conjunto d arestas; cada elemento é um par ordenado $T_i \rightarrow T_j$.
- Se $T_i \rightarrow T_j$ está em E, então existe uma aresta dedicada de T_i para T_j, implicando que T_i está esperando que T_j libere um item de dados.
- Quando T_i solicita um item de dados atualmente mantido por T_j, então a aresta T_i T_j é inserida no gráfico de espera. Essa aresta só é removida quando T_j não está mais mantendo um item de dados necessário por T_i.
- O sistema está em um estado de impasse se e somente se o gráfico de espera tiver um ciclo. Precisa invocar um algoritmo de detecção de impasse periodicamente para procurar ciclos.

Detecção de impasse (cont.)

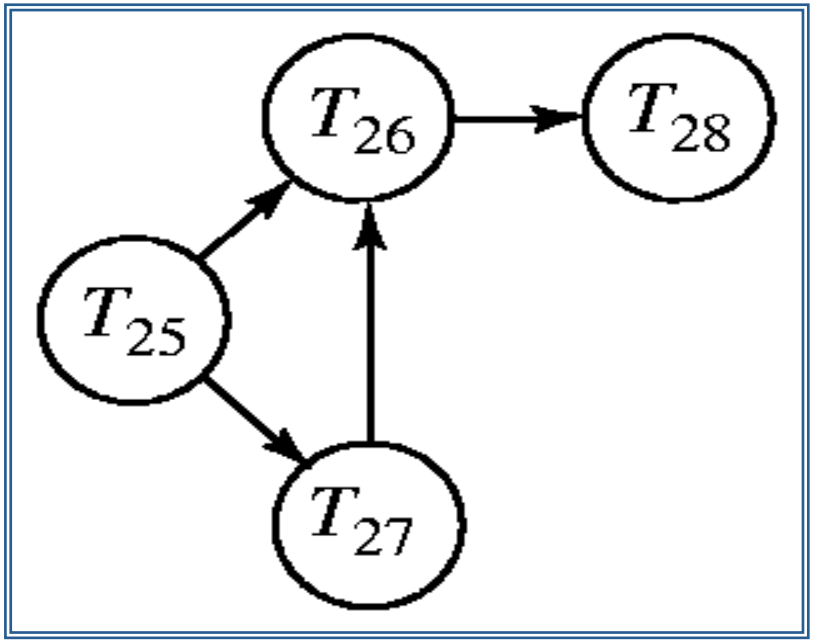


Gráfico de espera sem um ciclo

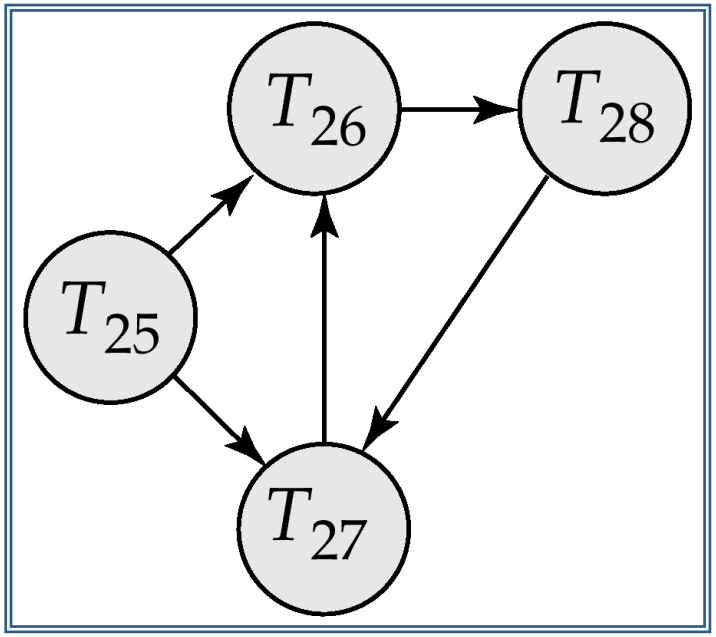


Gráfico de espera com um ciclo

Recuperação de impasse

- **Quando o impasse for detectado:**

1. **Selecionar uma vítima: determinar qual (ou quais) transação terá que ser revertida (vítima que de menor custo) para romper o impasse**
   - **O custo pode ser determinado considerando diferentes fatores como tempo, itens usados, transações envolvidas no rollback, entre outros.**
2. **Rollback: determinar até que ponto a transação deverá ser revertida**
   1. **Rollback total: Aborta a transação e a reinicia.**
   2. **Mais eficiente reverter a transação somente até o ponto necessário para romper o impasse (exige informações adicionais).**
3. **Inanição: acontece se a mesma transação sempre for escolhida como vítima. Solução: incluir o número de rollbacks no fator de custo para evitar inanição**

Operações de inserção e exclusão

- **Se o bloqueio em duas fases for usado:**
  - **Uma operação delete só pode ser realizada se a transação tiver um bloqueio exclusivo sobre a tupla a ser excluída.**
  - **Uma transação que insere uma nova tupla recebe um bloqueio no modo X sobre a tupla**
- **Inserções e exclusões podem levar ao fenômeno de fantasma.**
  - **Uma transação que varre uma relação e uma transação que insere uma tupla na relação podem entrar em conflito apesar de não acessarem qualquer tupla em comum.**
  - **Para resolver esse problema é usada a técnica de bloqueio de índice**

Bibliografia

- Sistemas de Banco de Dados (Cap. 16). Abraham Silberchatz, Henry F. Korth, S Sudarshan. 5a Ed. Elsevier, 2006.