Sincronização e Concorrência

Tópicos da Aula

- Sincronização
  - sincronização interna
  - sincronização externa
  - sincronização de relógio
  - métodos de sincronização
    - Cristian
    - Berkeley
  - tempo lógico
- Controle de Concorrência
  - transações
  - serialização
  - granularidade
  - abordagens
    - *locking*
    - *timestamps*
    - otimista

Sincronização

Temporização e Coordenação de Eventos

Sincronização

- Devido a diferenças como
  - Capacidade de processamento / carga das máquinas envolvidas em uma aplicação distribuída
  - Banda / Tráfego em trechos / direções de rede

eventos distribuídos podem ser observados fora da ordem esperada...

É necessário algum mecanismo de sincronização

Sincronização em Distribuição

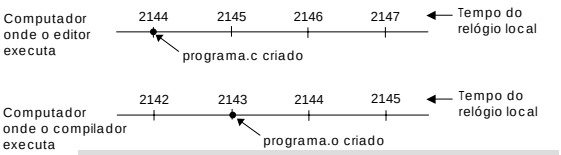
- Manutenção da consistência de dados distribuídos (uso de *timestamps*)
- Checagem da autenticidade de um pedido enviado a um servidor (o protocolo de autenticação Kerberos depende de relógios sincronizados)
- Eliminação do processamento de atualizações duplicadas
- Multimídia
- entre outros....

Tipos de Sincronização

- Mídias discretas
  - Ordenação
- Mídias contínuas
  - *Intrastream*
  - *Interstream*

O papel de *buffering*...

Sincronização de Relógios



O programa foi editado (realmente – em tempo real) antes de compilado, mas os relógios das máquinas dizem o contrário...

- Quando cada máquina tem seu próprio relógio, um evento que ocorreu (realmente) depois de outro pode, no entanto, receber uma marcação de tempo anterior

Distributed Systems: Principles and Paradigms
© Tanenbaum and van Steen 2002

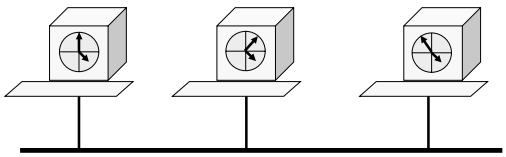
Medições de Tempo

- Pode-se querer saber a que hora do dia um evento em particular ocorreu em um computador - para contabilidade, por ex.
  - ➔necessário sincronizar o seu relógio com uma fonte externa de tempo - sincronização externa
- Pode-se querer medir o intervalo entre dois eventos que ocorrem em computadores diferentes
  - ➔apelando para os seus relógios locais - sincronização interna (no sistema)

Sincronização de Relógios

- Em diferentes computadores, depende, na maioria dos casos, de comunicação em rede
- O problema é que o envio de mensagens leva tempos imprevisíveis

Diferenças (*clock drift*)

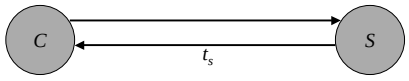


Drift Rate

- Diferença entre o relógio e um relógio de referência (“perfeito”)
  - Cristal de quartzo: 10^6, ou seja, diferença de 1 segundo a cada 1.000.000 seg, ou 11,6 dias
  - Relógio atômico: padrão para tempo real - *Tempo Atômico Internacional*
    - NIST-7, um relógio de césio do National Institute of Standards and Technology (NIST), EUA, tem precisão de 5 partes em 10^{15}, ou seja, está dentro de 1 segundo de atraso em 6 milhões de anos http://whyfiles.org/078time/2.html

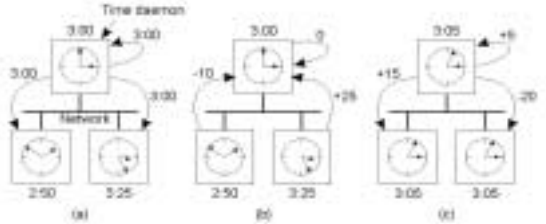
Um Método para a Sincronização de Relógios

- [Cristian]: servidor central de tempo, podendo ter um receptor de sinal para sincronizar com o UTC



- $t_c = t_s + T_{transmissão}$
- $T_{transmissão}$ pode variar
- Para se prevenir de falhas no servidor, usa um grupo de servidores sincronizados

Algoritmo de Berkeley



a) O daemon de tempo requisita os valores de relógio a todas as outras máquinas
b) As máquinas respondem
c) O daemon de tempo informa a todos como ajustar seus relógios

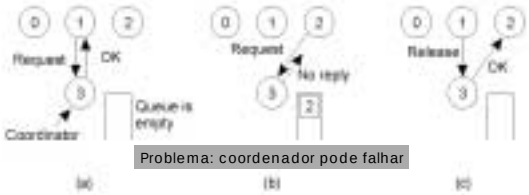
Distributed Systems: Principles and Paradigms
© Tanenbaum and van Steen 2002

Tempo Lógico

- Para um único processo, eventos são ordenados pelo relógio (físico) local
- Em um SD, em geral não se pode usar relógios físicos, por conta de não serem perfeitamente sincronizados
- A ordem de eventos que ocorrem em diferentes processos de um SD pode ser crítica

Controle de Concorrência

Exclusão Mútua: Um Algoritmo Centralizado

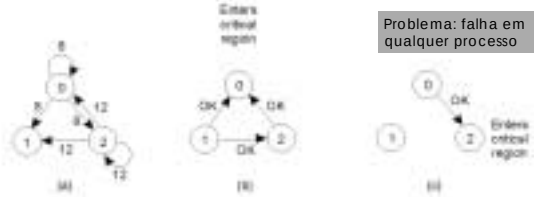


Problema: coordenador pode falhar

a) Processo 1 pede ao coordenador permissão para entrar em uma região crítica. Permissão é dada
b) Processo 2 pede permissão para entrar na mesma região crítica. O coordenador não responde, enfileirando o pedido de 2
c) Quando o processo 1 sai da região crítica, avisa o coordenador, que então responde ao processo 2

Distributed Systems: Principles and Paradigms
© Tanenbaum and van Steen 2002

Um Algoritmo Distribuído



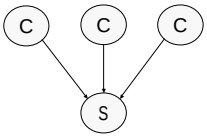
Problema: falha em qualquer processo

a) Dois processos querem entrar na mesma região crítica no mesmo momento
b) Processo 0 possui o menor *timestamp* – por isso entra
c) Quando o processo 0 termina, envia um OK, e assim 2 pode então entrar na região crítica

Distributed Systems: Principles and Paradigms
© Tanenbaum and van Steen 2002

Transações

- Em geral, servidores executam operações para vários clientes cujas requisições podem ser intercaladas



- Clientes podem especificar transações atômicas
- O efeito de transações sobre dados compartilhados deve ser sequencialmente equivalente (equivalente a uma execução sequencial/ordenada)

O Modelo de Transação (1)

- Primitivas

Primitiva	Descrição
BEGIN_TRANSACTION	Início da transação
END_TRANSACTION	Fim da transação e tentativa de *commit*
ABORT_TRANSACTION	Aborta a transação e recupera valores anteriores
READ	Leitura de dados de um arquivo, tabela, ...
WRITE	Escrita de dados em um arquivo, tabela, ...

Distributed Systems: Principles and Paradigms
© Tanenbaum and van Steen 2002

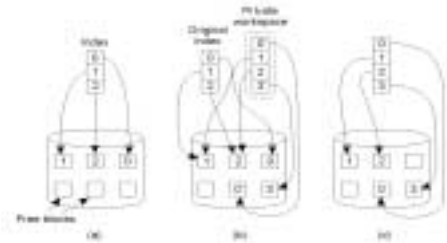
O Modelo de Transação (2)

```
BEGIN_TRANSACTION
  reserve REC -> RIO;
  reserve RIO -> POA;
  reserve POA -> BSB;
END_TRANSACTION
```
(a)

```
BEGIN_TRANSACTION
  reserve REC -> RIO;
  reserve RIO -> POA;
  reserve POA -> BSB full =>
ABORT_TRANSACTION
```
(b)

a) Transação para a reserva de 3 vôos *commits*
b) Transação aborta quando o terceiro vôo não está disponível

Espaço Privado (antes do *commit*)



a) Indice de um arquivo e respectivos blocos em disco
b) A situação após uma transação tem o bloco 0 modificado e o bloco 3 adicionado
c) Depois de *committing*

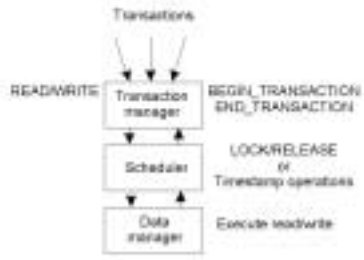
Distributed Systems: Principles and Paradigms
© Tanenbaum and van Steen 2002

Serialização

- Uso de *locks* exclusivos

Transação T: *Bank$Withdraw(A,4)* *Bank$Deposit(B,4)*		**Transação U:** *Bank$Withdraw(C,3)* *Bank$Deposit(B,3)*	
BeginTransaction			
balance := A.Read()	*lock A*		
A.Write(balance-4)			
		BeginTransaction	
		balance := C.Read()	*lock C*
		C.Write(balance-3)	
balance := B.Read()	*lock B*		
		balance := B.Read()	*espera por T*
		•	*(unlock B)*
		•	
B.Write(balance+4)		•	
EndTransaction	*unlock A,B*		
		B.Write(balance+3)	
		EndTransaction	*unlock B,C*

Controle de Concorrência



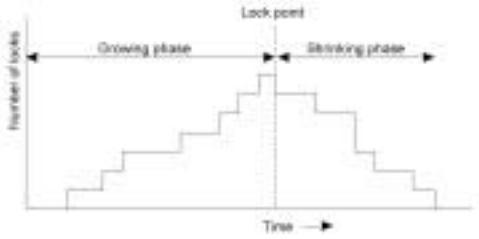
Organização geral de gerentes para o tratamento de transações

Distributed Systems: Principles and Paradigms
© Tanenbaum and van Steen 2002

Two-Phase Locking

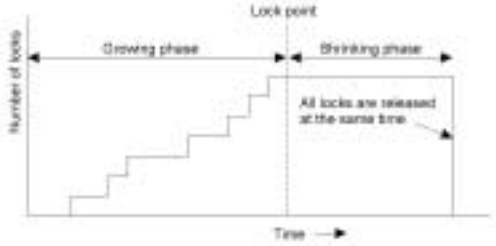
- Cada transação tem uma fase de requisição de *locks (growing phase)*
- Uma segunda fase libera *locks (shrinking phase)*
- Transações podem abortar: é necessário execução estrita para prevenir leituras erradas ou escritas prematuras
  - quaisquer locks conseguidos durante uma transação são sustentados até que a transação termine ou aborte ➔ ***strict two-phase locking***

Two-Phase Locking (2)



Two-phase locking

Two-Phase Locking (3)



Strict two-phase locking

Granularidade do Controle de Concorrência

- Uma transação típica acessa apenas uma pequena parte do grande número de itens de dados que um servidor contém e é improvável confundir com outras transações
- A granularidade do controle de concorrência pode afetar no desempenho de um servidor
- A porção de itens de dados para os quais o acesso deve ser serializado deve ser a menor possível, ou seja, apenas a parte envolvida em cada operação requisitada por transações
- Ex: cada operação bancária afeta um ou mais saldos de contas
  - *Depósito* e *Retirada* afetam apenas uma conta
  - *TotalAgência* afeta todas

Abordagens para Controle de Concorrência

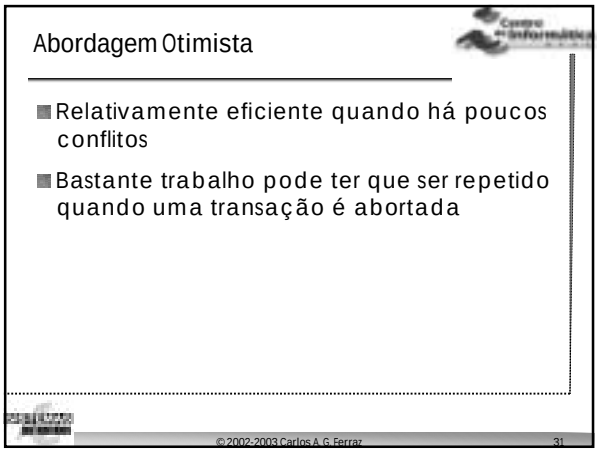
- A maioria dos sistemas usam ***locking***
  - O uso de *locks* pode levar a *deadlock*
- Esquemas ***otimistas*** permitem que uma transação prossiga até que termine, para então o servidor fazer uma checagem para descobrir se houve conflito
  - se sim, a transação terá que ser refeita
- Ordenamento baseado em ***timestamps*** (a seguir)

Timestamps

- *Write* — Seja T_i o tempo para a **escrita** de um item de dado, $T_i \geq$ máximo *timestamp* de **leitura** do item de dado - escrita somente após todas as leituras em andamento
- *Write* — Seja T_i o tempo para a **escrita** de um item de dado, $T_i >$ máximo *timestamp* de **escrita** do item de dado (*committed* - somente após a última escrita)
- *Read* — Seja T_i o tempo de **leitura** de um item de dado, $T_i \geq$ *timestamp* de **escrita** da versão *committed* do item de dado - leitura somente após escrita em andamento

Abordagens Pessimistas

- Em ***two-phase locking*** e **ordenação baseada em *timestamps*** o servidor detecta conflitos entre transações a cada acesso a item de dado
- **Ordenação baseada em *timestamps*** é melhor para transações de leitura
- ***Two-phase locking*** é melhor quando as operações são predominantemente de atualizações
- Quando conflitos são detectados:
  - **ordenação baseada em *timestamps*** aborta imediatamente
  - ***two-phase locking*** faz a transação esperar - podendo abortar, no entanto, após um *timeout* para evitar *deadlock*


Abordagem Otimista
Relativamente eficiente quando há poucos conflitos
Bastante trabalho pode ter que ser repetido quando uma transação é abortada
© 2002-2003 Carlos A. G. Ferraz
31