Sistemas Distribuídos

Comunicação

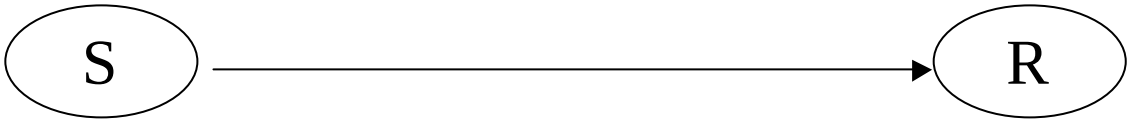
Sincronização

Prof. Marcelo de Paiva Guimarães

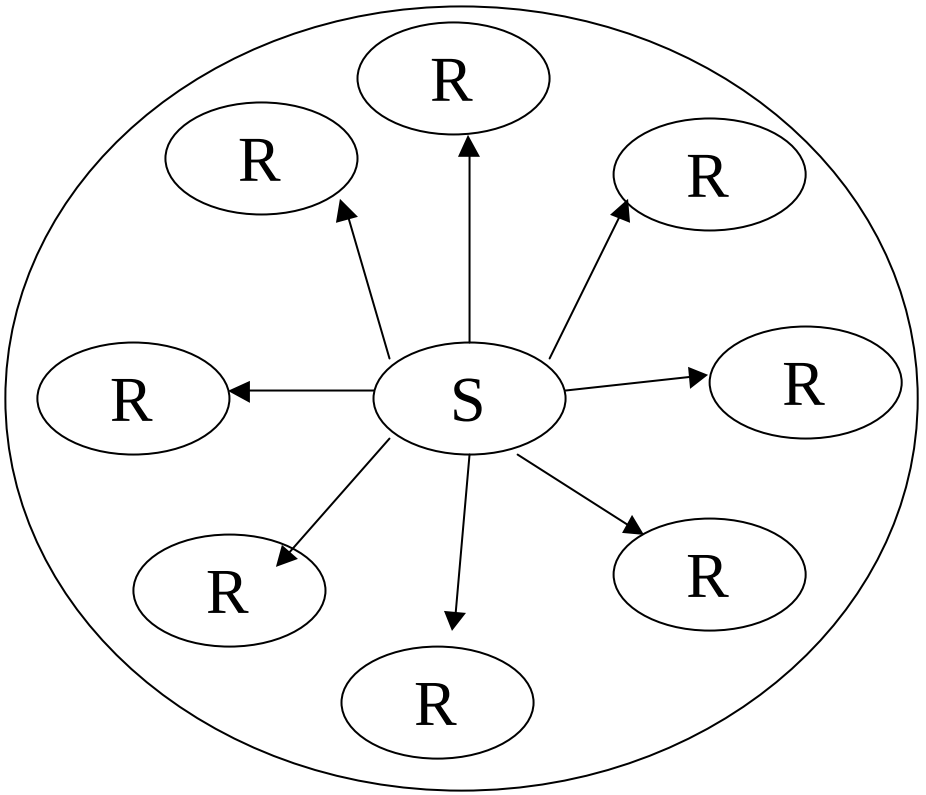
Comunicação de Grupo

- Grupo
  - É uma coleção de processos que agem juntos em um sistema, de tal forma que quando uma mensagem é enviada para o grupo, todos os membros do grupo recebem

Comunicação de Grupo



Comunicação ponto-a-ponto



Comunicação um-para-vários

Comunicação de Grupo

- Grupos são dinâmicos
  - Novos grupos podem ser criados e grupos existentes podem ser eliminados
  - Um processo pode entrar para um grupo ou deixá-lo
  - Um processo pode ser membro de diversos grupos simultaneamente
  - São necessários mecanismos para gerenciar o conceito de grupo
- O propósito do conceito de grupos
  - É permitir que processos tratem conjuntos de processos como uma simples abstração
- Um processo pode enviar uma mensagem para um grupo sem ter de saber
  - Quantos são estes servidores
  - Ou onde eles estão localizado
  - Sendo que estas informações podem mudar de uma chamada para outra

Comunicação de Grupo

- Multicast
  - Endereço especial que múltiplas máquinas podem receber
  - Implementação direta
    - Basta atribuir a cada grupo um endereço multicasting diferente
- Broadcasting
  - Pacotes contendo certos endereços são enviados para todas as máquinas
  - Menos eficiente que multicasting
    - Todas as máquinas recebem as mensagens enviadas por broadcastring
    - O software precisa verificar se o pacote é dele
  - Necessita somente um pacote para atingir todos os membros do grupo
- Unicasting
  - Transmissão separadas de pacote para cada membro do grupo
    - N membros, n pacotes necessários

Comunicação de Grupo

- Gupos Fechados versus Abertos
  - As vezes é devido a detalhes de implementação
  - Grupos fechados
    - Somente os membros do gupo podem enviar mensagens para o grupo
  - Grupos abertos
    - Qualquer processo do sistema pode enviar mensagens para qualquer grupo
- Grupos igualitários e Grupos Hierárquicos
  - Igualitários
    - Todos os processos são iguais
    - Decisões é mais complicada (depende de todos)
  - Hierárquicos
    - Existe um processo coordenador
    - Possui um ponto único de falha

Comunicação de Grupo

- Controle dos Membros de um grupo
  - Deve existir um método para:
    - criar e deletar grupos
    - Incluir e excluir processos
  - Servidor de Grupo
    - Mantém todas as informações sobre os grupos
    - Ponto de falha
- Endereçamento de Grupo
  - Cada grupo deve ter um endereço único

Comunicação de Grupo

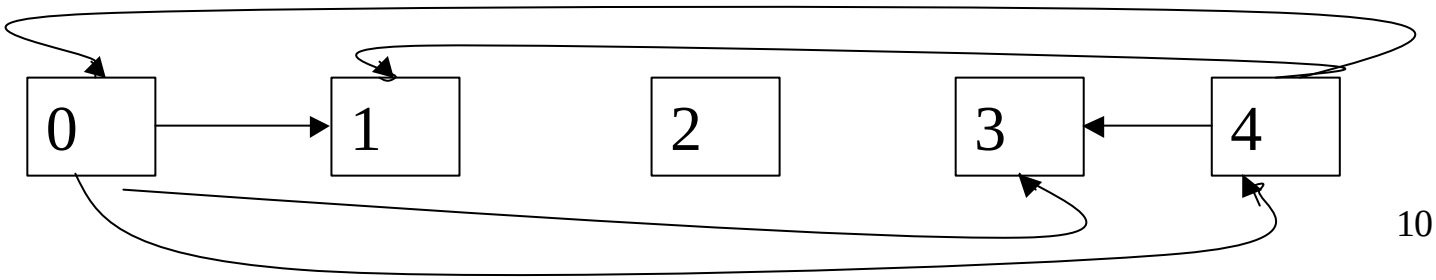
- Propriedades
  - Atomicidade
  - Ordenação das mensagens

Comunicação de Grupo

- Atomicidade
  - Quando uma mensagem é enviada para um grupo
    - Ela deve chegar corretamente para todos os membros do grupo ou não chegar para nenhum membro
  - Uma maneira de ter certeza que todos os destinatários receberam a mensagem
    - É implementar o envio do ACK para cada mensagem recebida

Ordenando mensagens

- Sistema centralizado
  - É possível determinar a ordem na qual dois eventos ocorreram,
    - Existe memória e clock comuns
- É importante o sistema ser capaz de determinar a ordem
  - A melhor garantia
    - Fazer com que as msg sejam expedidas na mesma ordem em que foram enviadas
  - Um recurso só pode ser utilizado depois de concedido



Sincronização em SD

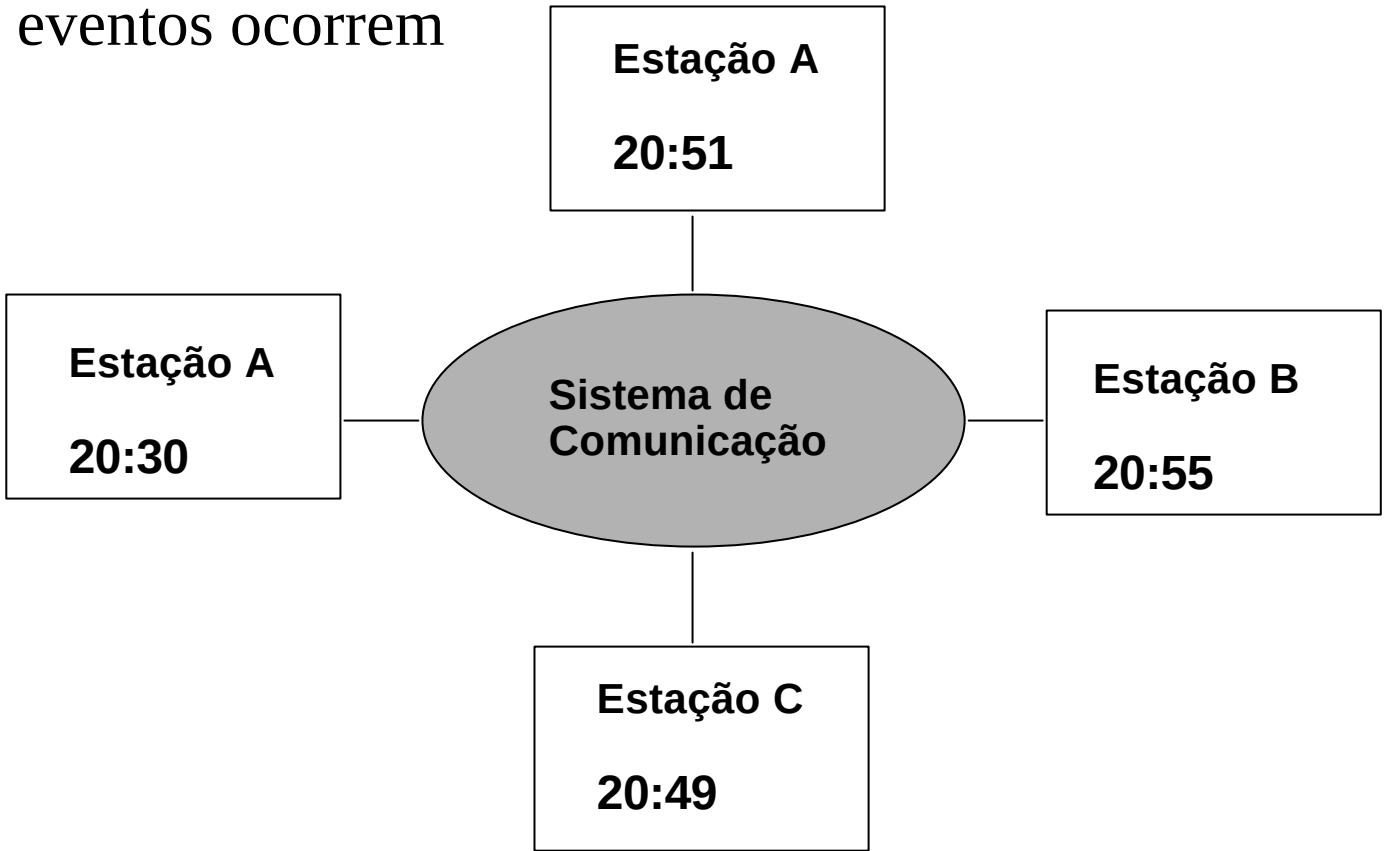
- A comunicaçõe é muito importante em SD e está ligada com
  - Como os processos se cooperam
  - Como os processos se sincronizam
- Os SD utilizam
  - Algoritmos distribuídos que:
    - Espalham as informações entre diversas máquinas
    - Os processos toma decisões baseadas nas informações locais
    - Deve ser evitado a existência de um único ponto de falha
    - Não existe nenhuma fonte de clock comum, ou qualquer fonte precisa de tempo globam

Sincronização em SD

- Make local
  - Verifica os instantes de tempo nos quais os arquivos fontes e seus correspondentes arquivos-objeto foram modificados pela última vez
  - Se o arquivo-fonte foi alterado então deve ser recompilado
- Make distribuído
  - Output.o tem o valor associado 2144
  - Output.c (outra máquina) foi modificado e tem o valor associado 2143
  - Neste caso o make não irá compilar o arquivo modificado

Sincronização em SD

- Clock Lógico
  - O que realmente importa são os tempos relativos e não absolutos
  - Todos devem estar certos em relação a ordem em que os eventos ocorrem



Ordenação de Eventos em Sistemas Distribuídos (Lamport)

- Um sistema é visto como uma coleção de processos, cada um deles uma seqüência de eventos
- A relação "acontece antes" (a -> b)
  - Sejam a e b eventos em um mesmo processo; se a ocorre antes de b, então a -> b é verdadeira
  - Se a é o evento "envio de msg. para um processo" e b o evento "recepção de msg. por outro processo", então a relação a-> b é tb. Verdadeira.Uma mensagem não pode ser recebida antes de ser enviada, ou no mesmo tempo em que foi enviada

Ordenação de Eventos em Sistemas Distribuídos (Lamport)

- "acontece antes" é uma relação transitiva
  - Se a->b e b-> c, então a->c
- Se dois eventos x e y acontecem em diferentes processos que não trocam msgs
  - Então x->y e y-> x não são verdadeiros
  - Estes eventos são ditos concorrentes
    - Significa que nada pode ser dito sobre quando eles acontecem
- Deve ter um modo de medir o tempo
  - De tal forma que para todo evento a,
  - Nós podemos assumir que ele aconteceu em um tempo C(a) no qual todo processo concorda
    - Se a->b, então C(a)<C(b)

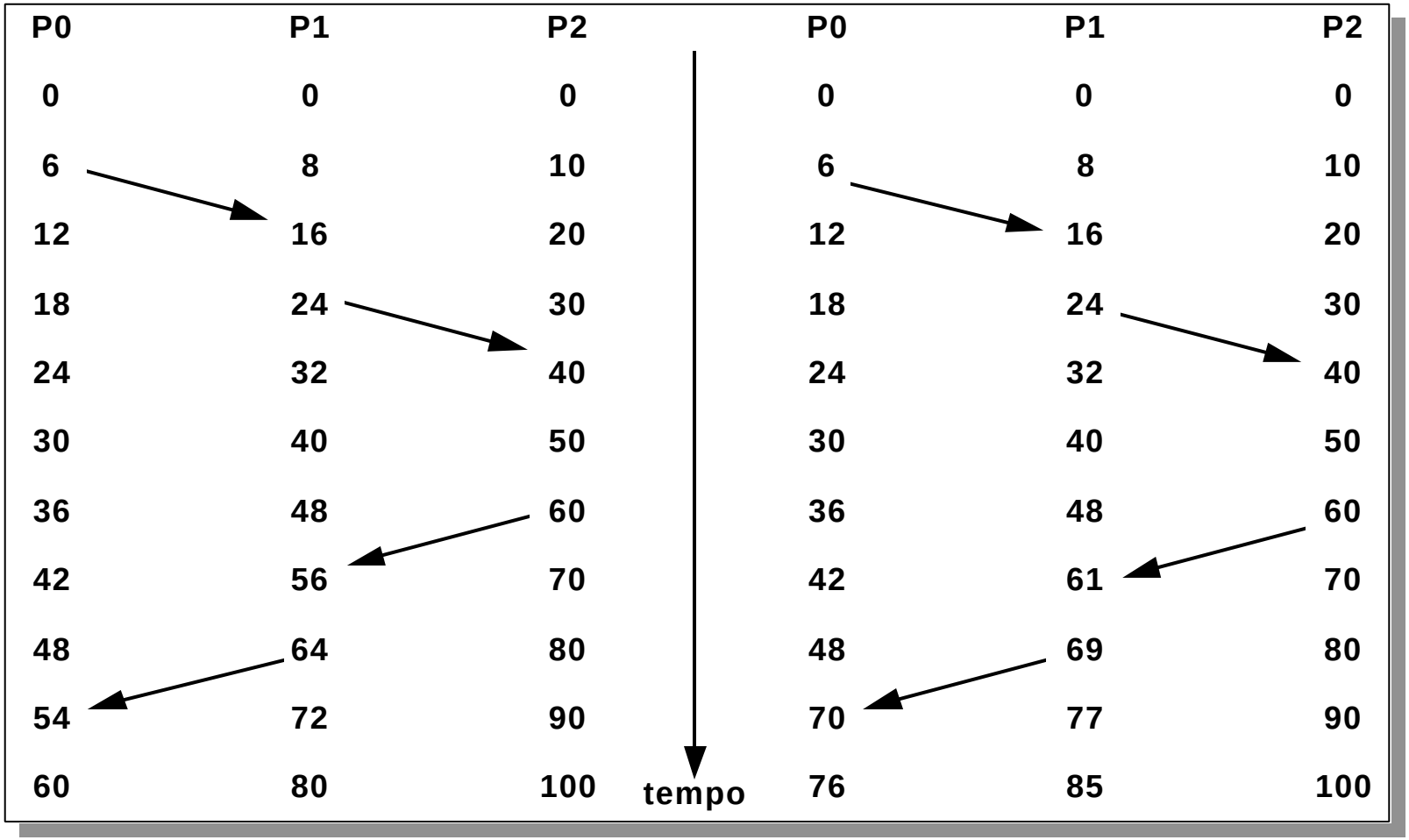
Algoritmo de Lamport para corrigir os clocks

- 3 processos
  - Em máquinas diferentes
  - Com oscilações de frequência diferentes
- Primeiro intervalo
  - 6 interrupções p0
  - 8 interrupções p1
  - 10 interrupções p2
- No tempo 6 de p0
  - Envia uma mensagem para p1
  - O clock do p1 estará marcando 16
- A mensagem C
  - Deixa p2 com 60 e chega em p1 com 56

- Solução
  - A mensagem C deve cheg ao seu destino no tempo ou mais tarde
  - Cada msg carrega consigo instante de transmissão acordo com o clock transmissor
  - Quando chega
    - O receptor adianta o s clock conforme o tem indicado na mensagem

Algoritmo de Lamport para corrigir os clocks

- Para fazer as correções necessárias o tempo de relógio C precisa ser incrementado (nunca decrementado)



Sincronização Externa

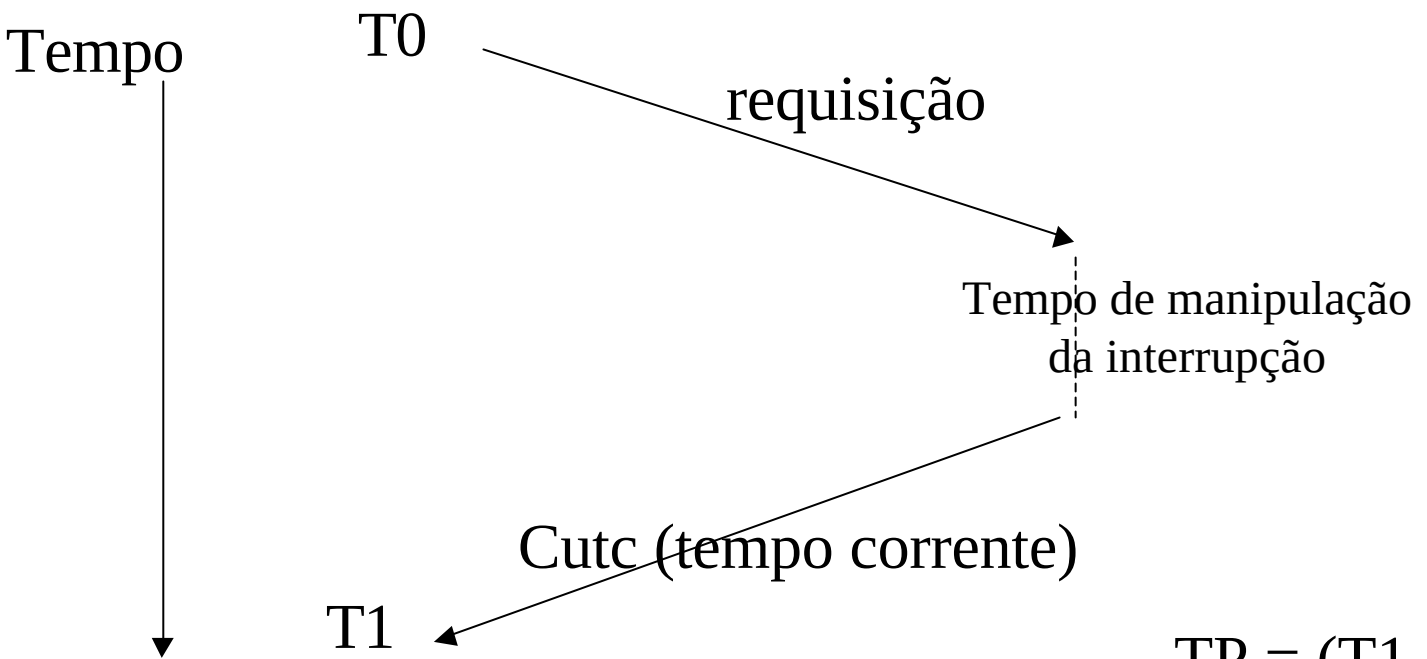
- Em alguns sistemas (tempo real por exemplo) um clock real é importante
  - É necessário clocks físicos externos

Algoritmos para Sincronização de clocks

- Algoritmo Cristian
  - Periodicamente, cada máquina envia uma mensagem para o Servidor de Tempo perguntado pelo tempo corrente (atual)
  - Esta máquina responde o mias rápido possível com uma mensagem contendo o tempo corrente (Cutc)
  - Problemas
    - O tempo nunca pode andar para trás
      - Pode-se reduzir o fator de incremento do clock até acertar
    - Ocorre um tempo não-nulo para resposta por parte do servidor

Algoritmo Cristian

Adquirindo o tempo corrente do Servidor de Tempo



$TP = (T1 - T0)/2$

$Clock = Cutc + TP$

T0 e T1 são medidos com o mesmo clock

Algoritmo de Berkeley

- Servidor de Tempo
  - É ativo, e requer, periodicamente de cada máquina, o tempo do seu relógio
  - O Servidor de Tempo calcula a média dos tempos e diz para cada máquina como ajustar seu relógio

Algoritmos Baseados em Média

- Trabalha dividindo o tempo em intervalos fixos de ressincronização
- No início de cada intervalo
  - Cada uma das máquinas envia em boradcast uma mensage contendo seu tempo corrente
  - Após determinada máquina ter enviado sua mensagem
    - Ela deve inicializar um temporizador local para coletar todas as outras mensagem em broadcast que chegarem durante um intervalo de tempo S
    - Quando todas as mensagens forem recebidas, ela deve rodar um algoritmo para calcular novo tempo corrente
      - Baseado nos tempos informados pelas demais máquinas
    - Tal algoritmo pode simplesmente calcular a média dos valores
    - Uma pequena variação descarta os m valores mais altos e m mais baixos (protege-se contra até m falhas no envio dos clocks)

Exclusão mútua

- A maneira mais direta de conseguir exclusão mútua em um sistema distribuído é imitar o que é feito no sistema centralizado
- Um processo é eleito como Coordenar
  - Quando um processo quer entrar na região crítica, ele envia uma msg requisitando ao Coordenador
- Se nenhum outro processo está na região crítica, o Coordenador envia uma resposta dando permissão
- Quando a msg resposta chega, o processo entra na região crítica

Exclusão mútua

- Supondo que outro processo solicite permissão para entrar na região crítica, o Coordenador sabendo que outro proceso está na região, não envia resposta bloqueando este processo até que possa entrar na região
- Quando o processo deixa a região, ele envia para o Coordenador uma msg liberando a região
- O algoritmo centralizado tem o problema de uma falha no Coordenador inviabilizar o mecanismo
- Em um sistema grande o Coordenador pode se tornar o gargalo

Exclusão mútua

- Algoritmo Distribuído
  - Quando um processo quer entrar na região crítica, ele constroí uma msg contendo o nome da região, o seu número (processo) e o tempo corrente
  - Ele envia a msg para todos os outros processos

Exclusão mútua

- Algoritmo Distribuído
  - Quando um processo recebe uma msg de requisição de outro processo
    - Se o receptor não está na região crítica e não quer entrar, ele envia de volta uma msg OK
    - Se o receptor já está na rigião crítica, ele não responde e coloca a requisição na fila
    - Se o receptor quer entrar na região crítica mas ainda não fez, ele compara o tempo da msg que chegou com o tempo da msg que ele enviou para os outro processos
      - O menor tempo vence
      - Se a msg que chegou é menor ele envai de volta uma msg OK.
      - Se a sua msg tem o menor tempo ele coloca na fila a requisição que chegou e não envia nada
    - Após pedir permissão, um processo espera até que todos tenham dado a sua permissão.
      - Quando todas as permissões chegam o processo pode entrar na região crítica
      - Quando ele sai da região crítica, ele envia uma msg OK para todos os processos na sua fila

Exclusão Mútua

- Algoritmo “Token Ring”
  - É construído um anel lógico por softwre no qual a cada processo é atribuído uma posição no anel
  - Quando o anel é inicializado, o processo 0 ganha o “token”
  - O “token” circula no anel
  - Quando o processo ganha o “token” ele verifica se ele quer entrar na região crítica
  - Caso positivo, ele entra na região, realiza o seu trabalho e ao deixar a região passa o “token” para o elemento seguinte do anel.
    - Não é permitindo entrar em uma segunda região crítica com o mesmo “token”
  - Se o processo não quer entrar na região crítica, ele simplesmente passa o “token”.
    - Como consequência quando nenhum processo quer entrar na região crítica o “token” fica circulando pelo anel

Exclusão Mútua

- Algoritmo “Token Ring”
  - Problemas:
    - Se o “token” é perdido ele precisa ser regenerado
      - A detecção de um “token” perdido é difícil
    - Se um processo falha também ocorre problemas
      - A solução é fazer com que o processo que recebe o “token” confirmar o recebimento.
      - O processo que falhou pode ser retirado do anel, e o “token” enviado para o processo seguinte
      - Essa solução requer que todos os processos conheçam a configuração do anel

Comparação dos Algoritmos

Algoritmo	Mensagens por entrada/saída da região crítica	Retardo antes da entrada (em tempos de mensagens)	Problemas
Centralizado	3	2	Falha do Cordenador
Distribuído	2(n-1)	2(n-1)	Falha de qualquer processo
Token Ring	1 a infinito	0 a n-1	Perda do Token, queda de um processo

Algoritmo de Eleição

- Muitos algoritmos distribuídos requerem um processo como coordenador
- O objetivo é assegurar que, quando for iniciada uma eleição, ela termine com todos os processos do sistema sabendo quem é o novo coordenador

Algoritmo de Eleição

- Algoritmo “Bully” (Ditador)
  - Quando um processo nota que o coordenador não está respondendo a uma requisição, ele inicia uma eleição
    - P envia uma mensagem de ELEIÇÃO para todos os processos com números maiores que o seu
      - Se nenhum responte, P ganha a eleição e se torna coordenador
      - Se um processo com número maior responde, ele assume a coordenação
    - Quando um processo recebe uma msg de ELEIÇÃO de um processo de menor número, ele envia uma msg OK de volta indicando que ele vai tomar o comando
      - Depois disto ele inicia uma eleição
      - Eventualmente todos os processos abandonam a disputa, com exceção de um que é o novo coordenador
      - Ele envi uma msg a todos os processos avisando que é o novo coordenador
    - Se o processo que estava “fora do ar” voltar, ele inicia uma eleição

Algoritmo de Eleição

- Algoritmo de Anel
  - Baseado no uso do anel mas sem o “token”
  - Quando um processo nota que o coordendor não está funcionando, ele envia uma msg de ELEIÇÃO para o seu sucessor contendo o seu número de processo
  - A msg segue e a cada passo é incluído o número do processo na lista de msg
  - Quando a msg dá a volta no anel o novo coordenador é determinado (o processo com mais alto número da lista) e uma msg circula novamente informando quem é o novo coordenador
  - Quando a msg dá a volta no anel ela é retirada

Transações Atômicas

- Um processo anuncia que quer começar uma transação com um ou mais processos
- Ele executa várias operações por um certo período de tempo
- Então o processo iniciador anuncia que quer que todos confirmem (commit) o trabalho feito
- Se todos concordam com o trabalho feito se torna permanente
- Se um ou mais processos se recusam (ou falham) a situação é revertida para o estado em que todos estavam antes da transação começar
- Este procedimento é chamado de propriedade do tudo-ou-nada e facilita o trabalho do programador

Transações Atômicas

- Exemplo
  - Retirada de dinheiro de uma conta bancária e depósito em outra usando um PC com um modem
  - Operação em dois passos
    - Retirar (quantia, conta1)
    - Depositar (quantia, conta2)
  - Se a conexão cair depois do primeiro passo, mas antes do segundo
    - Teremos o desaparecimento do dinheiro
      - O problema é resolvido agrupando os dois passos em uma transação atômica
      - Ou os dois passos são completados ou nehum deles serão executados
      - Se a transação falhar o modelo restaura o estado inicial

Propriedades da Transações Atômicas

- ACID
  - Atomicidade
    - Para o ambiente externo, a transação acontece de forma indivisível
  - Consistência
    - A transação não viola nenhuma invariatne do sistema
  - Isolamento
    - Transações concorrentes não interferem uma nas outras
  - Durabilidade
    - Uma vez que a transação é efitivada (commit), a mudança é permanente

Implementação

- Espaço de trabalho privado
  - Quando um processo começa uma transação, ele recebe um espaço privado contendo todos os arquivos que ele tem que acessar
  - O problema com este procedimento é que o custo de copiar tudo para a área privada é geralmente proibitivo
  - Entretanto, algumas otimizações são possíveis
    - Quando um processo só lê um arquivo não é necessário fazer uma cópia
    - Em vez de copiar o arquivo todo, somente os índices do arquivo são copiados na área privada

Implementação

- Escrevendo um “log” (lista de intenções)
  - Os arquivos são relamente modificados, mas antes de qualquer bloco ser modificado é registrada, em um armazenamento estável, a transação que está fazendo mudança
    - Que arquivo e boco estão sendo modificados
    - Os valores velhos e os novos
  - Se a transação abortar, o “log” pode ser usado para voltar o sistema ao estado original
    - Começando do fim para o início, cada registro do “log” é lido e a mudança é feita
  - O “log” também pode ser usado para recuperar o sistema de uma falha

Protocolo de Aceitação de Duas Fases

- A confirmação (commit) da transação precisa ser feita atomicamente, isto é, de forma instantânea e indivisível
  - Isto requer a cooperação de todos os processos participantes da transação
- Um dos processos é o coordenador, usualmente o que executou a transação
- O protocolo começa quando o coordenador escreve em uma entrada no arquivo “log” dizendo que ele começou o protocolo, enviado em seguida uma msg para cada processo participante dizendo para se prepararem para a confirmação
- Cada um dos subordinados irá escrever no “log” e envia a sua decisão para o coordenador
- Ao receber todas as respostas o coordenador saberá se a transação teve sucesso ou não
- O coordenador comunica a todos os outros participantes a decisão final

Controle de Concorrência

- Locking – Travamento
  - Quando um processo precisa ler ou escrever em um arquivo (ou qualquer outro recurso) como parte da transação, ele primeiro trava o arquivo
    - O gerente do “lock” mantém uma lista dos arquivos travados, e rejeita qualquer tentativa de acesso por outros processos
    - Esta operação normalmente é feita pelo sistema e não requer a interferência do programador
  - Adquirir e liberar “locks”, precisamente no momento em que eles são necessários, pode levar a deadlocks
    - Por causa disto a maioria das implementações usam o “two-phase locking”
      - Trava todos os recursos
      - Utiliza
      - Libera todos os recursos

Controle de Concorrência

- Otimista
  - A idéia desta idéia é simples
    - execute tudo (sem prestar atenção no que os outros estão fazendo
    - Se tiver algum problema, se preocupe depois
    - Na confirmação são verificadas todas as outras transações para ver se algum dos arquivos foram modificados desde que a transação começou
    - Se houve modificação, a transação é abandonada, caso contrário é confirmada
  - Permite o máximo de paralelismo
  - Em condições de muita carga no sistema a probabilidade de falha é bem maior