① 10ª Aula

Sincronização em Sistemas Distribuídos

→ Tempo lógico

* Vistos de um processo, os eventos são ordenados pelo tempo do relógio local
* Não é possível sincronizar os relógios físicos perfeitamente, logo não têm como utilizados para determinar a ordem de ocorrência de 2 eventos em um Sistema Distribuído

②

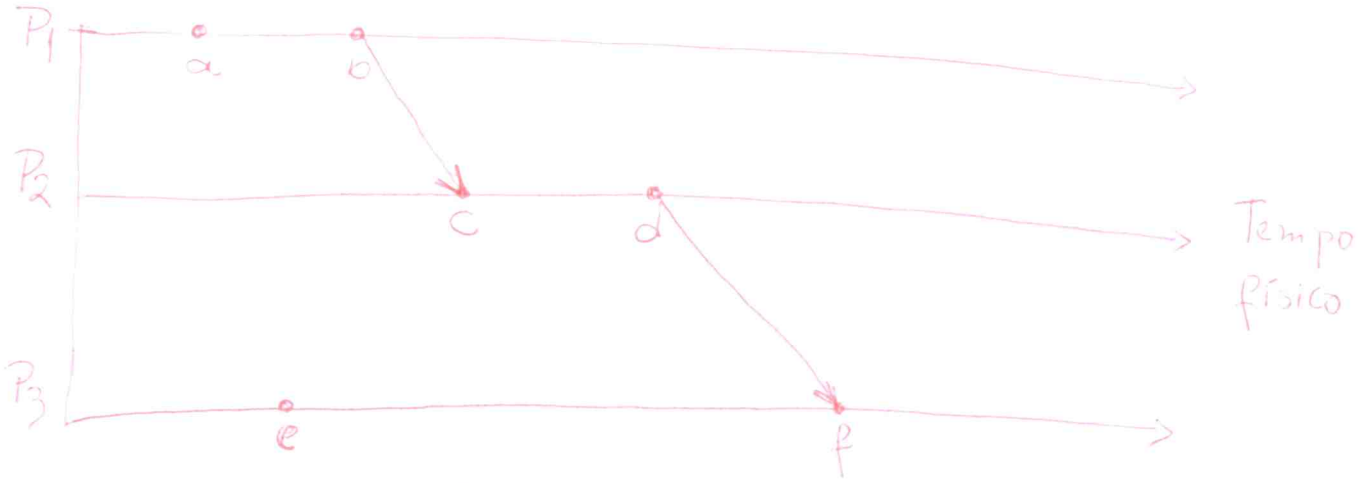
Solução para o problema:

→ Utilizar esquema baseado em causalidade (happened-before = "acontece antes")

→ a → b, se e somente se, a ocorre antes de b

→ Invés de sincronizar os relógios físicos ordenamos os eventos

③



$a \rightarrow b$ (em P_1)

$c \rightarrow d$ (em P_2)

$b \rightarrow c$ por causa de m_1

$d \rightarrow f$ por causa de m_2

$a \,//\, e$ = eventos concorrentes

④

Duas situações:

(1) Se os eventos e_1 e e_2 acontecem no mesmo processo, então $e_1 \rightarrow e_2$ (ordem observada pelo processo)

(2) Quando um processo envia uma mensagem m para outro processo, o send acontece antes do receive (send(m) → receive(m))

Note que a relação → é transitiva

(5) Relógio lógico de Lamport (1978)

- Mecanismo numérico para capturar e representar a relação → (acontece antes)
- Cada processo P_i tem um relógio lógico (contador) designado por L_i
- Não está ligado a um relógio físico

(6) Regras:

timestamps (marcas de tempo) são colocados nos eventos de acordo com as regras

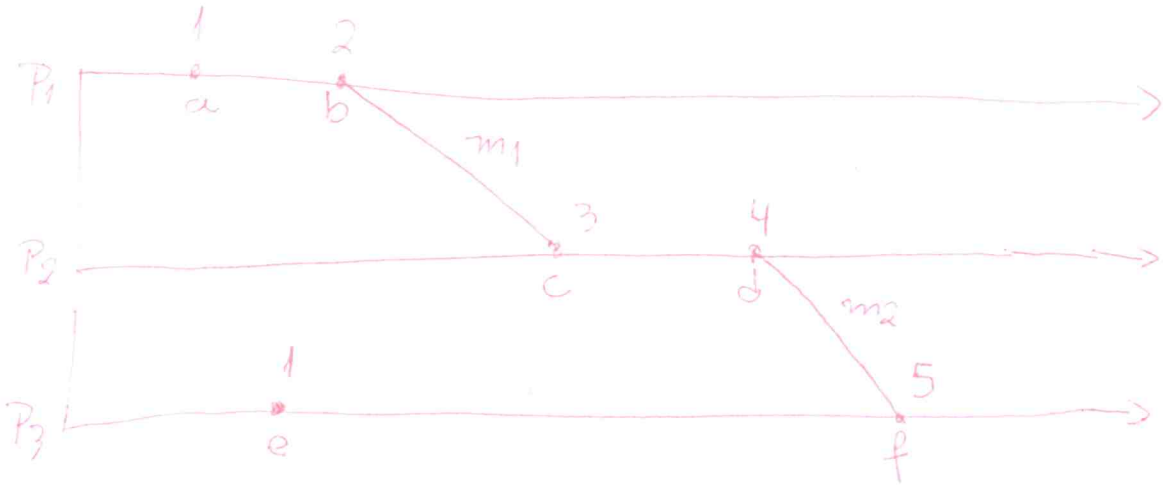
- Evento local: L_i é incrementado antes de colocá-lo como timestamp em um evento
- Send: Quando P_i envia m, ele copia em m.o valor do seu L_i
- Receive: Quando P_j recebe uma mensagem com timestamp t, ele efetua o cálculo $L_j = \max\{L_j, t\} + 1$

(7) Exemplo

→ L_1, L_2, L_3 são inicializados com ① (zero)

→ No envio de m_1, P_1 manda junto $L_1 = 2$

→ P_2 recebe m_1 e calcula $L_2 = max\{0, 2\} + 1$



(8)

Note que:

$a \rightarrow b \Rightarrow L(a) < L(b)$

$L(a) < L(b) \not\Rightarrow a \rightarrow b$

No exemplo anterior: $\underbrace{L(e)}_{1} < \underbrace{L(b)}_{2}$, porém $e \| b$ (não existe relação de causalidade)

Como fazer para ter $a \rightarrow b \Leftrightarrow L(a) < L(b)$?

Resposta: Relógios vetoriais

⑨ Relógios vetoriais (1988)

- Existem N processos
- Cada processo P_i possui seu relógio vetorial V_i
- Cada relógio vetorial terá N posições, i.é, $V_i[N]$
- $V_i[i]$ contém o número de eventos que ocorreram no próprio P_i
- $V_i[j]$, com $i \neq j$, contém o número de eventos que ocorreram em P_j e potencialmente afetaram P_i

⑩ Regras:

- Inicialização: $V_i[j] = 0$ para $j = 1$ até N
- Evento local: Antes de colocar timestamp em um evento, o processo calcula $V_i[i] = V_i[i] + 1$
- Send: P_i acrescenta V_i em toda mensagem que ele envia
- Receive: Quando P_i recebe uma mensagem com timestamp t, ele calcula $V_i[j] = \max\{V_i[j], t[j]\}$ para todo $j \neq i$

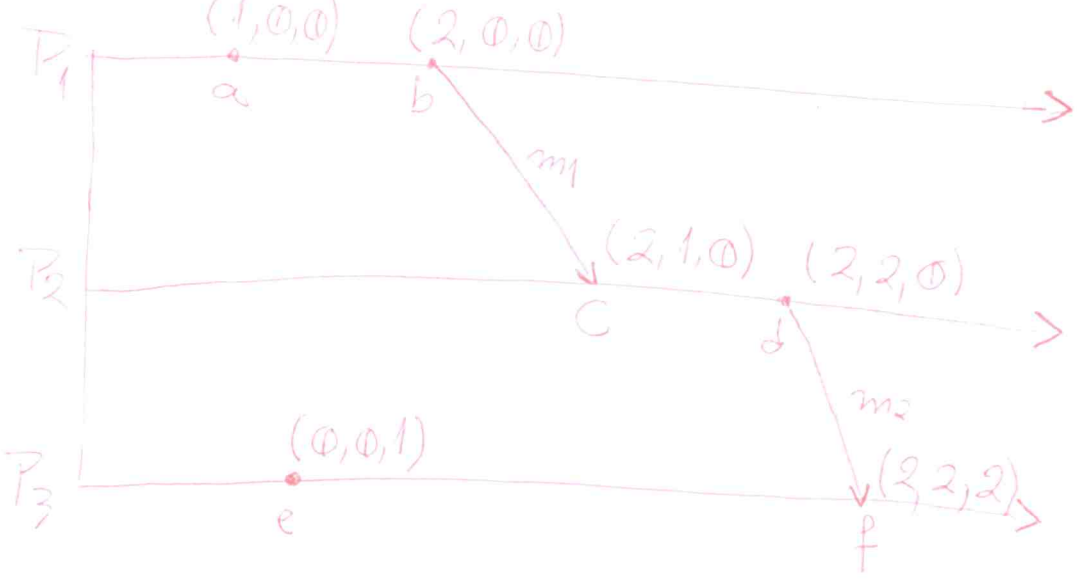
(11) Exemplo

P_1: a(1,0,0); b(2,0,0) envia (2,0,0) de carona na mensagem m_1

P_2: o processo recebe (2,0,0) e calcula max{(1,0,0),(2,0,0)} = (2,0,0) adicionando 1 ao seu próprio relógio produzindo c(2,1,0)
Note que, o evento c "sabe" que ocorreram 2 eventos no processo P_1 antes da ocorrência do evento c em P_2

P_3: análogo!

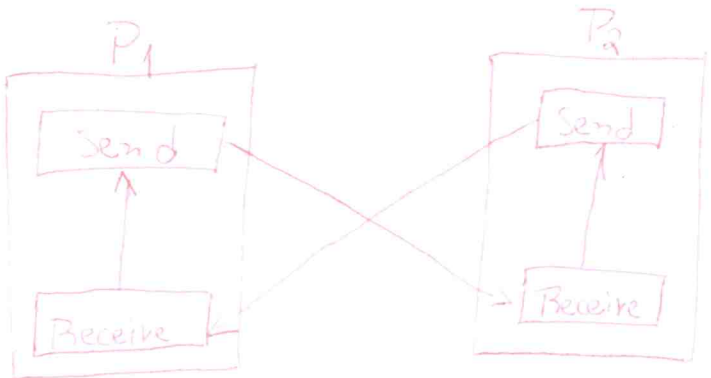
(12)



(13) Ptogtamação com MPI

- Comunicação ponto-a-ponto: P_i troca mensagem com P_j (2 partipantes na comunicação)
- MPI_Send e MPI_Recv: Rotinas ponto-a-ponto
- MPI_Send e MPI_Recv é bloqueante: Não deixem o ptogtama seguir em fiente enquanto não obtivetem confitmação do tecebimento da mensagem.

(14) Ptoblema:



Com Send e Receive bloqueante existe o ptoblema de "deadlock"

Implemente com MPI e vetifique se isso acontece mesmo!

(15) Buffering

Normalmente as implementações de MPI provêem um buffer para o MPI_Send não ser bloqueante.

(16) Mensagens não-bloqueantes

- Uma rotina não-bloqueante não espera pelos eventos de confirmação para prosseguir
- MPI_Isend e MPI_Irecv: Rotinas não-bloqueantes
- Impacto no desempenho