

## LINEARISATION DE L'OBSERVATION D'UN SYSTEME

- Linéarisation de l'observation d'un système réparti S:

- "vue" en séquence des événements de S par un observateur interne
- "vue" en séquence des événements de S par un observateur externe

- C'est la définition d'un ordre total, soit  $\ll$ , sur les événements de S

- Linéarisation valide si elle est compatible avec la relation de précedence causale

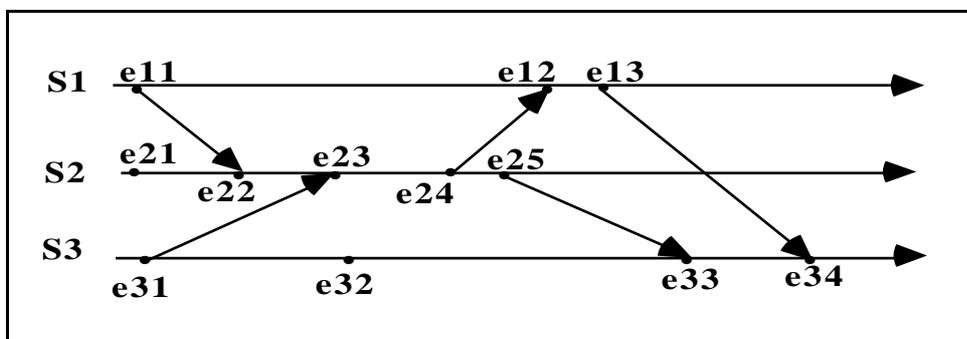
$$e, e' \in S : e \rightarrow e' \Rightarrow e \ll e'$$

- Exemple :

e11 e21 e31 e22 e23 e32 e24 e25 e12 e33 e13 e34 valide

e11 e21 e31 e22 e32 e23 e24 e25 e12 e33 e13 e34 valide (car e32 || e23)

e11 e21 e31 e22 e23 e32 e24 e25 e12 e33 e34 e13 invalide (car e13 → e34)



- On date chaque événement e du système avec une méthode de datation totale (l'horloge logique). Soit H(e) la date ainsi fournie qui est valide ssi:

$$e \rightarrow e' \Rightarrow H(e) < H(e')$$

Nota.

$$H(e) < H(e') \Rightarrow \text{non}(e' \rightarrow e)$$

C'est la condition faible des horloges car, ou bien  $e \rightarrow e'$ , ou bien  $e || e'$



## EVALUATION DES HORLOGES LOGIQUES

### ◆ Hypothèses de validité

- le réseau de communication est connexe et fiable
- le temps de transmission des messages est borné supérieurement
- pas de communication cachée qui donneraient un autre ordre total  
(via des canaux comme le téléphone entre utilisateurs,  
ou comme une heure universelle fournie par satellite).

### ◆ Avantages

- première datation répartie introduite
- économique : datation par un seul nombre et non par un vecteur
- causalité des messages respectée par remise à l'heure du récepteur

### ◆ Utilisation importante des estampilles

- ordre total :  $e_{11} e_{21} e_{31} e_{22} e_{32} e_{23} e_{24} e_{12} e_{25} e_{13} e_{33} e_{34}$
- exclusion mutuelle répartie
- mise à jour de copies multiples
- diffusion fiable ordonnée totalement
- datation des transactions réparties pour gérer les verrous des BD
- datation des transactions réparties pour la prévention d'interblocage
- gestion cohérente de fichiers répartis
- génération répartie de noms uniques pour la désignation interne
- génération répartie de noms uniques pour l'authentification

### ◆ Limitation de la datation par estampilles

- la notion de dépendance causale est effacée artificiellement, car
- les estampilles ne sont pas denses : si  $H(e) < H(e')$ ,  
on ne peut pas savoir s'il existe  $e''$  tel que  $e \rightarrow e''$  ou  $e'' \rightarrow e'$

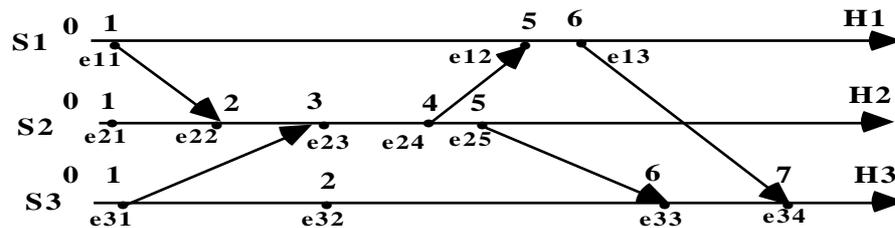
# LIMITATION DE LA DATATION PAR HEURE LOGIQUE

$$e \rightarrow e' \Rightarrow H(e) < H(e')$$

• c'est la condition faible des horloges car

(R)  $H(e) \leq H(e') \Rightarrow \text{non}(e' \rightarrow e)$        $[(a \Rightarrow b) \Leftrightarrow (\text{non } b \Rightarrow \text{non } a)]$

c'est à dire : ou bien  $e \rightarrow e'$ , ou bien  $e \parallel e'$



a) •  $e_{11} \rightarrow e_{33}$  se traduit en  $H_1(e_{11}) < H_3(e_{33})$        $e_{11} \ll e_{33}$

•  $e \parallel e'$  donne n'importe quoi :

$e_{32} \parallel e_{12}$  donne  $H_3(e_{32}) < H_1(e_{12})$        $e_{32} \ll e_{12}$

$e_{32} \parallel e_{22}$  donne  $H_3(e_{32}) = H_2(e_{22})$        $e_{32} \gg e_{22}$

$e_{32} \parallel e_{11}$  donne  $H_3(e_{32}) > H_1(e_{11})$        $e_{32} \gg e_{11}$

b) •  $H(e_{22}) < H(e_{33}) \Rightarrow \text{non}(e_{33} \rightarrow e_{22})$       ici  $e_{22} \rightarrow e_{33}$

•  $H(e_{12}) < H(e_{33}) \Rightarrow \text{non}(e_{33} \rightarrow e_{12})$       ici  $e_{32} \parallel e_{12}$

c) • seule certitude       $H(e) = H(e') \Rightarrow e \parallel e'$

$H(e) = H(e') \Leftrightarrow (H(e) \leq H(e')) \text{ et } (H(e) \geq H(e'))$

$(H(e) \leq H(e')) \text{ et } (H(e) \geq H(e')) \Rightarrow \text{non}(e' \rightarrow e) \text{ et } \text{non}(e \rightarrow e') \text{ [par (R)]}$   
 $\Rightarrow e \parallel e'$       CQFD

exemples  $H(e_{13}) = H(e_{33}) = 6$  . On a bien  $e_{13} \parallel e_{33}$

$H(e_{22}) = H(e_{32}) = 2$  . On a bien  $e_{22} \parallel e_{32}$

• Les estampilles ne sont pas denses : soit  $e$  et  $e'$  tels que  $H(e) < H(e')$ ,  
on ne peut pas savoir s'il existe  $e''$  tel que  $e \rightarrow e''$  et/ou  $e'' \rightarrow e'$   
dans l'exemple :  $H(e_{22}) = 2$ ;  $H(e_{32}) = 2$ ;  $H(e_{33}) = 6$

$H(e_{22}) < H(e_{33})$  et il existe  $e_{24}$  tel que  $e_{22} \rightarrow e_{24}$  et  $e_{24} \rightarrow e_{33}$

$H(e_{32}) < H(e_{33})$  et il n'existe pas  $e''$  tel que  $e \rightarrow e''$  et/ou  $e'' \rightarrow e'$

## EXCLUSION MUTUELLE REPARTIE (Lamport 1978)

### ◆ Hypothèses

- le nombre  $N$  des sites est connu
- les canaux sont FIFO
- ordre total réalisé par horloge logique

### ◆ Principe : connaissance mutuelle répartie acquise par chaque site"

### ◆ Demande d'entrée d'un site $S_i$ en section critique :

diffusion de  $(req, H(req), i)$  à tous les sites,  $S_i$  compris  
entrée en section critique quand  $S_i$  sait que:

- a) tous les sites ont reçu sa demande ou qu'ils en ont émis une aussi
- b) sa demande est la plus ancienne de toutes

### ◆ Réception par $S_i$ d'une demande d'entrée en section critique de $S_j$ : réponse systématique par $(acq, H(acq), S_i)$

### ◆ Libération de la section critique par $S_i$ :

diffusion de  $(lib, H(lib), S_i)$  à tous les sites,  $S_i$  compris

### ◆ Structure de données sur chaque site : tableau de $N$ messages, 1 par site

- initialement sur  $S_i$   $M_{ij} := (lib, 0, S_j)$  pour tout  $j$
- réception de  $M = (req, H(req), j)$  ou  $(lib, H(lib), S_j) \Rightarrow$   
 $M_{ij} := M$
- réception de  $M = (acq, H(acq), S_j) \Rightarrow$   
si  $M_{ij} \neq (req, H(req), j)$  alors  $M_{ij} := M$

si l'acquittement vient après une requête de  $S_j$ , on n'oublie pas celle-ci

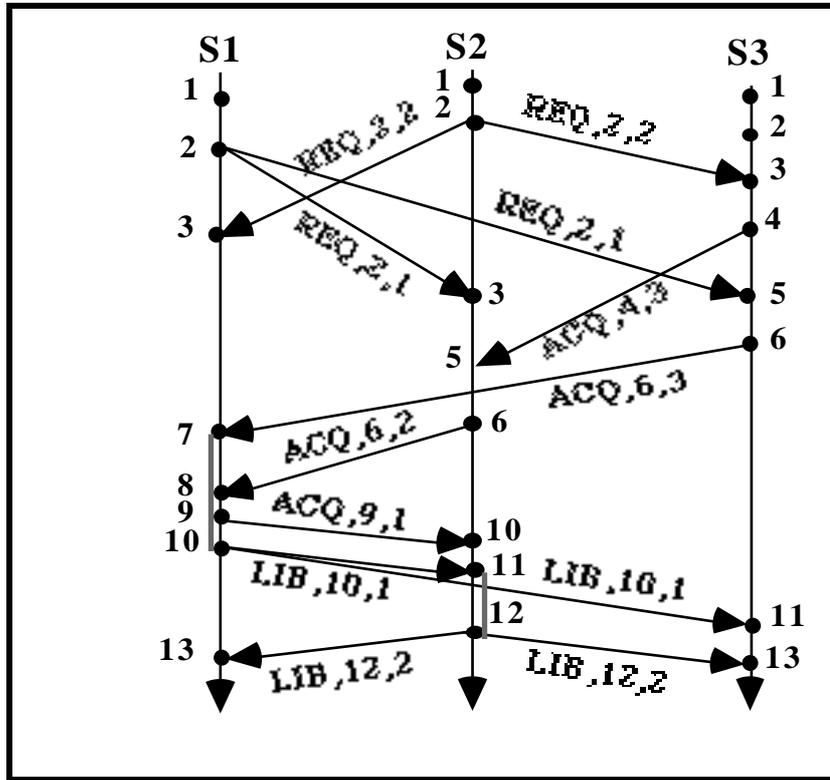
### ◆ Règle de décision pour chaque site $S_i$ :

- ◆◆  $S_i$  entre en section critique quand sa demande  $M_{ii} \ll M_{ij}$  pour tout  $j$   
En effet, comme les canaux sont FIFO,  
il n'y a plus de requête plus ancienne en chemin dans un canal

### ◆ Propriétés :

- $S_i$  est seul en section critique.
- Il n'y a pas de coalition car les entrées suivent l'ordre total
- Mais il faut  $3(n - 1)$  messages

## EXCLUSION MUTUELLE REPARTIE (Lamport 1978) EXEMPLE



		H1			H2			H3
M11	LIB,0,1	0	M21	LIB,0,1	0	M31	LIB,0,1	0
M12	LIB,0,2	0	M22	LIB,0,2	0	M32	LIB,0,2	0
M13	LIB,0,3	0	M23	LIB,0,3	0	M33	LIB,0,3	0
M11	REQ,2,1	2	M21	REQ,2,1	3	M31	REQ,2,1	5
M12	REQ,2,2	3	M22	REQ,2,2	2	M32	REQ,2,2	3
M13	ACQ,6,3	7	M23	ACQ,4,3	5	M33	LIB,0,3	0
S1 entre en s.c. à H1 = 7			M21	LIB,10,1	11	M31	LIB,10,1	11
			M22	REQ,2,2	2	M32	LIB,12,2	13
			M23	ACQ,4,3	5	M33	LIB,0,3	0

**S2 entre en SC à H2 = 11**

## **EXCLUSION MUTUELLE REPARTIE**

**(Ricart, Agrawala 1981)**

### **◆ Hypothèses**

- le nombre  $N$  des sites est connu
- les canaux sont quelconques (hypothèse FIFO non nécessaire)
- ordre total réalisé par horloge logique

### **◆ Principe : file d'attente répartie par morceau sur certains sites**

### **◆ Demande d'entrée d'un site $S_i$ en section critique :**

diffusion de  $(req, H(req), i)$  à tous les sites,  $S_i$  compris

entrée en section critique quand tous les sites ont donné leur accord

### **◆ Réception par $S_i$ d'une demande d'entrée en section critique de $S_j$ :**

- Si n'est ni en section critique ni candidat : accord  $(acc, H(acc), S_i)$

- Si est lui-même candidat :

accord  $(acc, H(acc), S_i)$  si demande de  $S_j$  antérieure

sinon mise en attente par  $S_i$  de la demande de  $S_j$

- Si est en section critique :

mise en attente par  $S_i$  de la demande de  $S_j$

### **◆ Libération de la section critique par $S_i$ :**

accord  $(acc, H(acc), S_i)$  à toutes les demandes mises en attente par  $S_i$

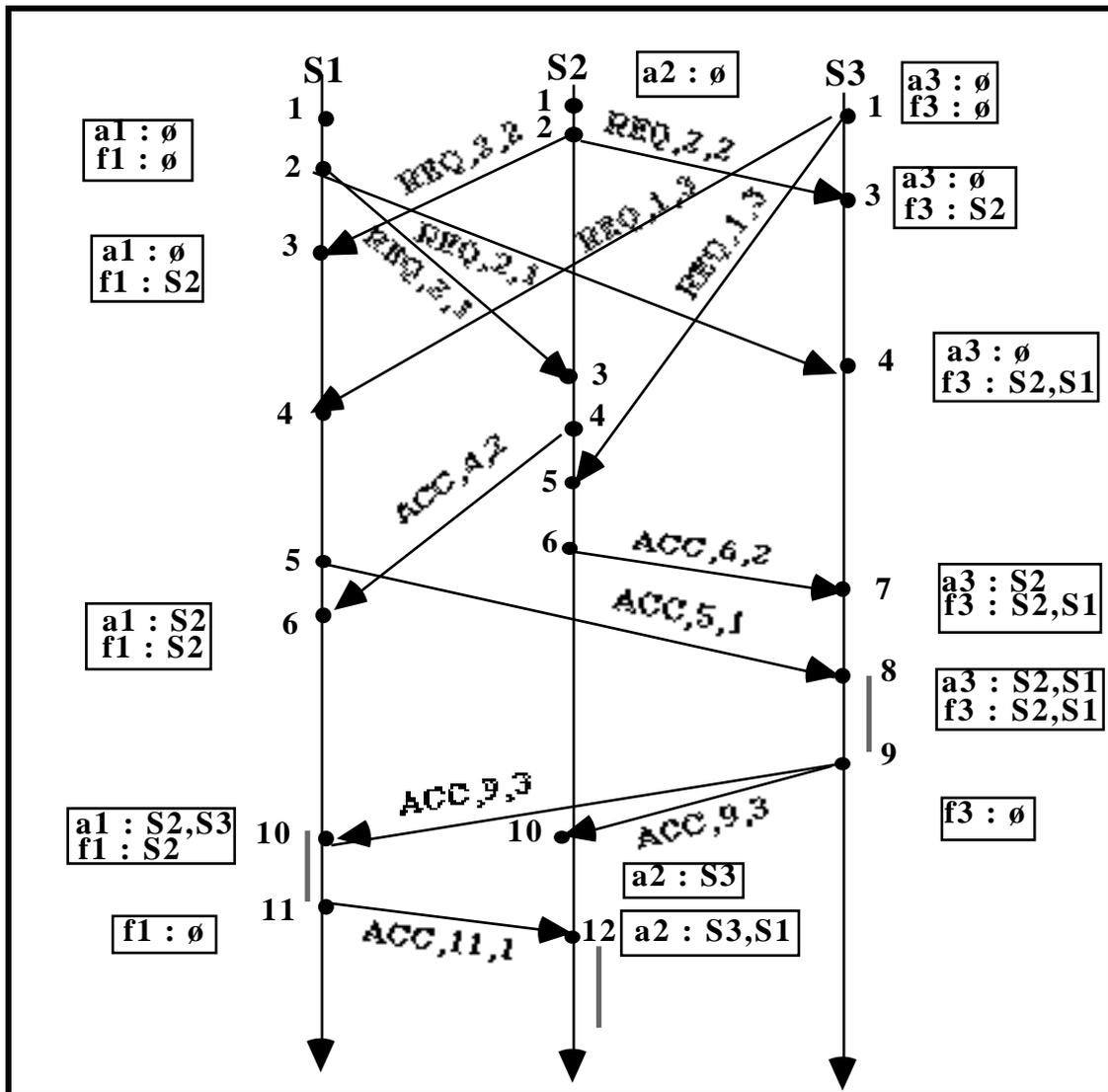
### **◆ Propriétés :**

- Si est seul en section critique.
- Il n'y a pas de coalition car les entrées en S.C. suivent l'ordre total (équité faible car les messages peuvent se doubler)
- Il faut  $2(n - 1)$  messages

## EXCLUSION MUTUELLE REPARTIE

(Ricart, Agrawala 1981)

### EXEMPLE



**légende :**     $a_i$  : ensemble des ACC reçus par le site  $i$   
                   $f_i$  : ensemble des sites mis en attente par  $S_i$