Exclusion Mutuelle en Réparti

Master informatique
UE AR (4I403)

Plan

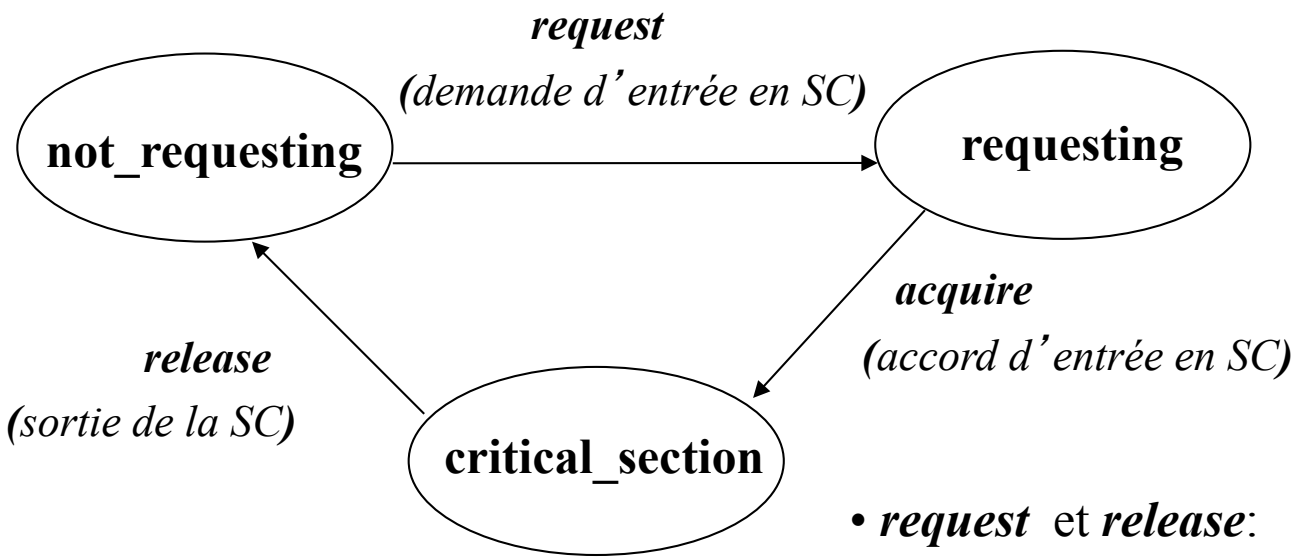
- **Exclusion mutuelle en réparti**
  - Types d'algorithmes
  - Propriétés
  - Classes d'algorithmes
    - Algorithmes à permission
      - Lamport
      - Ricart-Agrawala
      - Maekawa (quorum)
    - Algorithmes à jeton
      - Martin
      - Raymonde
      - Naimi-Trehel
      - Susuki-Kasami

Exclusion Mutuelle

- **Objectif:**
  - Coordonner des processus se partageant une ressource commune pour qu'à tout instant, au plus un processus ait accès à cette ressource.
  - L'accès se fait dans une section critique (SC), dont les processus demandent l'entrée et signalent la sortie.
- **Exclusion Mutuelle en réparti:**
  - Les processus sont répartis et ne communiquent que par passage de messages.

Transitions d'un processus

- **N processus: P_1,…, P_N**
  - état$_i$: {*requesting*, *not_requesting*, *critical_section*}



- ***request*** et ***release***:
  fonctions invoquées par les processus
- ***acquire***: transition contrôlée par l'algorithme.

Algorithme d'Exclusion Mutuelle

- **Un algorithme d'exclusion mutuelle doit garantir :**
  - Au plus un processus exécute la section critique à un instant donné.
  - Pas d'**interblocage**
    - Si des processus demandent concurremment à entrer en section critique, la sélection ne peut pas être ajournée indéfiniment.
  - Pas de **famine**
    - La demande d'un processus ne peut pas être différée indéfiniment. Autrement dit, un processus qui demande à entrer en section critique doit être autorisé à le faire dans un temps fini.

Propriétés à assurer

Les propriétés d'un algorithme se classent en deux catégories:

- **sûreté (safety) :**
  - jamais rien de "mauvais" n'arrive
- **vivacité (liveness) :**
  - quelque chose de "bien" finit par arriver

- **Algorithme d'exclusion mutuelle**
  - **Sûreté** :
    - à tout instant il y a au plus un processus dans la section critique.
      - *Si ($etat_i$ = critical_section) alors ($etat_j$!= critical_section) pour tout j<> i;*
  - **Vivacité :**
    - Tout processus qui demande la section critique doit l'obtenir au bout d'un temps fini.
      - *($etat_i$ = requesting) -> ($etat_i$ = critical_section)*
      - Garantir l'absence d'interblocage et de famine.
  - Propriétés auxquelles on ajoute l'**équité.**

Exclusion mutuelle en réparti

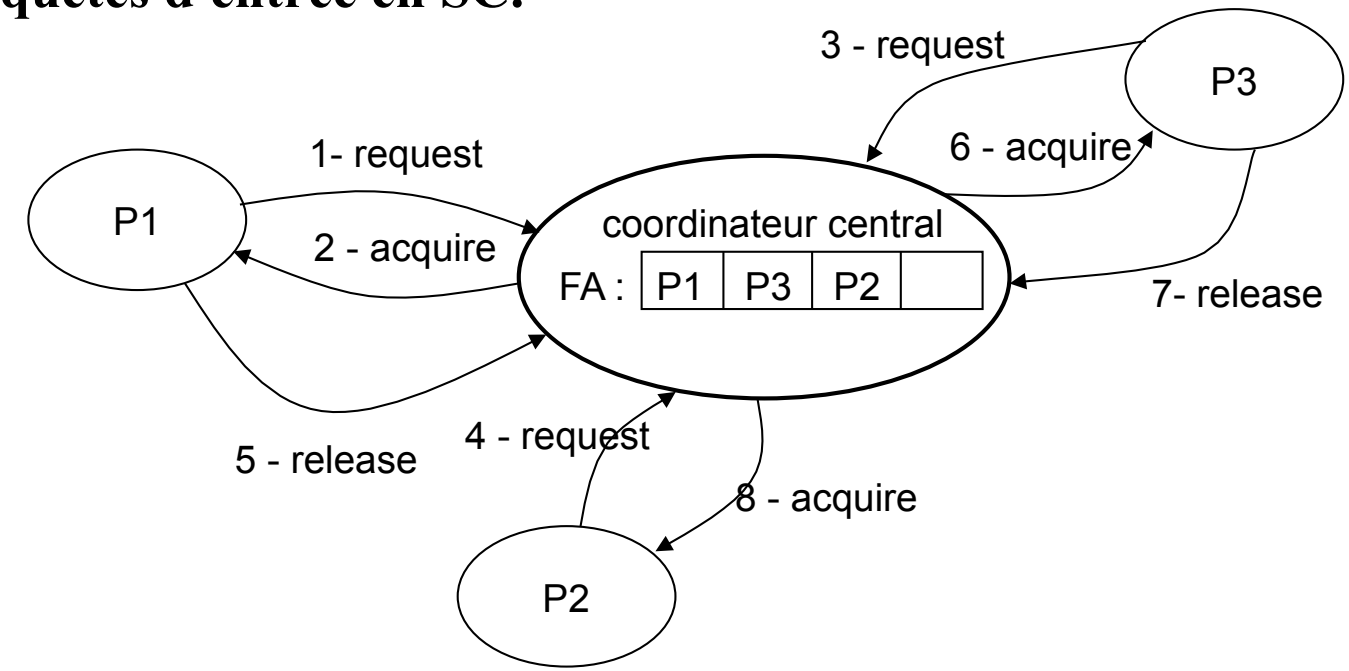
- **Le contexte réparti :**
  - *N* sites (nœuds ou processus).
  - Pas de mémoire globale partagée ni d'horloge physique globale.
  - Les sites communiquent par passage de messages, qui sont envoyés et reçus sur des canaux.
    - Aucune hypothèse temporelle n'est faite pour le délai de transmission des messages.
  - Les canaux:
    - Fiables.
    - "FIFO" ou non "FIFO", selon les hypothèses de l'algorithme.

Algorithme centralisé x réparti

- **Algorithme centralisé - coordinateur**
  - Le processus coordinateur est le seul à prendre une décision sur les accès à la section critique.
  - Tous les informations nécessaires pour l'algorithme sont concentrées dans le coordinateur.
- **Solutions entièrement réparties** :
  - Tous les processus peuvent participer à la décision sur l'accès à la section critique.
  - Les informations pour réaliser l'algorithme sont réparties entre les processus.

Algorithme centralisé

- **Tous les processus s'adressent à un coordinateur pour demander l'entrée et signaler la sortie de SC. Le coordinateur maintient une file d'attente (FA) dans laquelle il range par ordre d'arrivée les requêtes d'entrée en SC.**



Algorithme centralisé (Evaluation)

- **Nombre de Messages par exécution de SC :**
  - 3 messages.
- **Equitable** :
  - requêtes traitées par ordre d'arrivée sur le coordinateur.
- **Avantages** :
  - simplicité (en fonctionnement normal).
  - faible complexité en messages.
- **Inconvénients** :
  - goulot d'étranglement sur le coordinateur.
  - panne du coordinateur relativement complexe à résoudre.

Algorithmes répartis

- **Classes d'algorithmes**
  - **A base de permission** :
    - Afin d'entrer en section critique, un processus P_i doit demander la permission à d'autre processus.
    - Le droit d'entrée en SC est acquis lorsque le processus a obtenu un nombre suffisant de permissions.
  - **A base de jeton** :
    - Seul le processus possédant le jeton peut entrer en section critique.
    - L'unicité du jeton garantit la propriété de sûreté
    - Différentes façons de réaliser la vivacité:
      - informer le site qui possède le jeton des requêtes en cours.
      - assurer le routage du jeton vers les processus demandeurs.

Algorithmes à base de Permission

- **Lamport**
- **Ricart-Agrawala**
- **Maekawa (quorum)**

Algorithme à Base de Permission

- **Lamport (1978) et Ricart/Agrawala (1981)**
  - Un message de demande d'entrée en SC est envoyé à tous les autres sites R_i
    - $R_i = \{1,2,3,\ldots N\} - \{i\}$
  - Ordre total des requêtes d'entrée en section critique :
    - Les requêtes sont totalement ordonnées et satisfaites selon cet ordre.
    - La date d'une requête est la valeur de l'**horloge logique scalaire** du processus émetteur P_i, complétée par son identifiant : (H_i,i).
      - $(H_i, i) < (H_j, j) \Leftrightarrow (H_i < H_j$ ou $(H_i = H_j$ et $i < j))$
    - Garantie de la **sûrete** et de la **vivacité.**
  - Chaque processus P_i gère une horloge logique, une file d'attente FA_i de requêtes **classées par date** et les attentes de permission At_i.

Algorithme de Lamport

- **Hypothèses :**
  - Le nombre **N** de processus est connu de tous.
  - Les **canaux** de communication sont fiables et **FIFO.**

- **Messages :**
  - **Types :**
    - *REQUEST* **:** demande d'entrer en SC.
    - *REPLY* : réponse à la réception d'un message *REQUEST*.
    - *RELEASE***:** libération de la SC.
  - **Contenu:**
    - (type, (H_i, S_i));

- **Variables Locales du processus P_i :**
  - H_i : Horloge logique scalaire
  - FA_i *:* File d'attente de requêtes
    - Dans l'ordre induit par la valeur de leurs estampilles (y compris celle de P_i*)*
  - At_i : Attente de permission.

Algorithme de Lamport

Tous les processus S_i :

Variables Locales:

$FA_i = ø$;
$H_i = 0$;
$At_i = ø$;

Request_CS(S_i) :

- H_i = ++;
- Placer sa requête req_i dans la file d'attente;
- Envoyer un message *REQUEST* à tous les autres sites ($At_i = R_i$-{Si});
- Attendre l'accord de tous les autres sites (msg *REPLY*) et que sa propre requête soit la plus ancienne de toutes ($At_i = ø$; *et* req_i = *head* (FA_i));

Release_SC(S_i) :

- H_i ++;
- Diffuser un message *RELEASE* à tous les autres sites (***Ri-{Si}***);

Enlever sa requête req_i de la file d'attente FA_i;

Reception (msg de S_j) :

- Mettre à jour H_i: ($H_i = max (H_i, H_j) + 1;$)
- Switch (type msg) :{

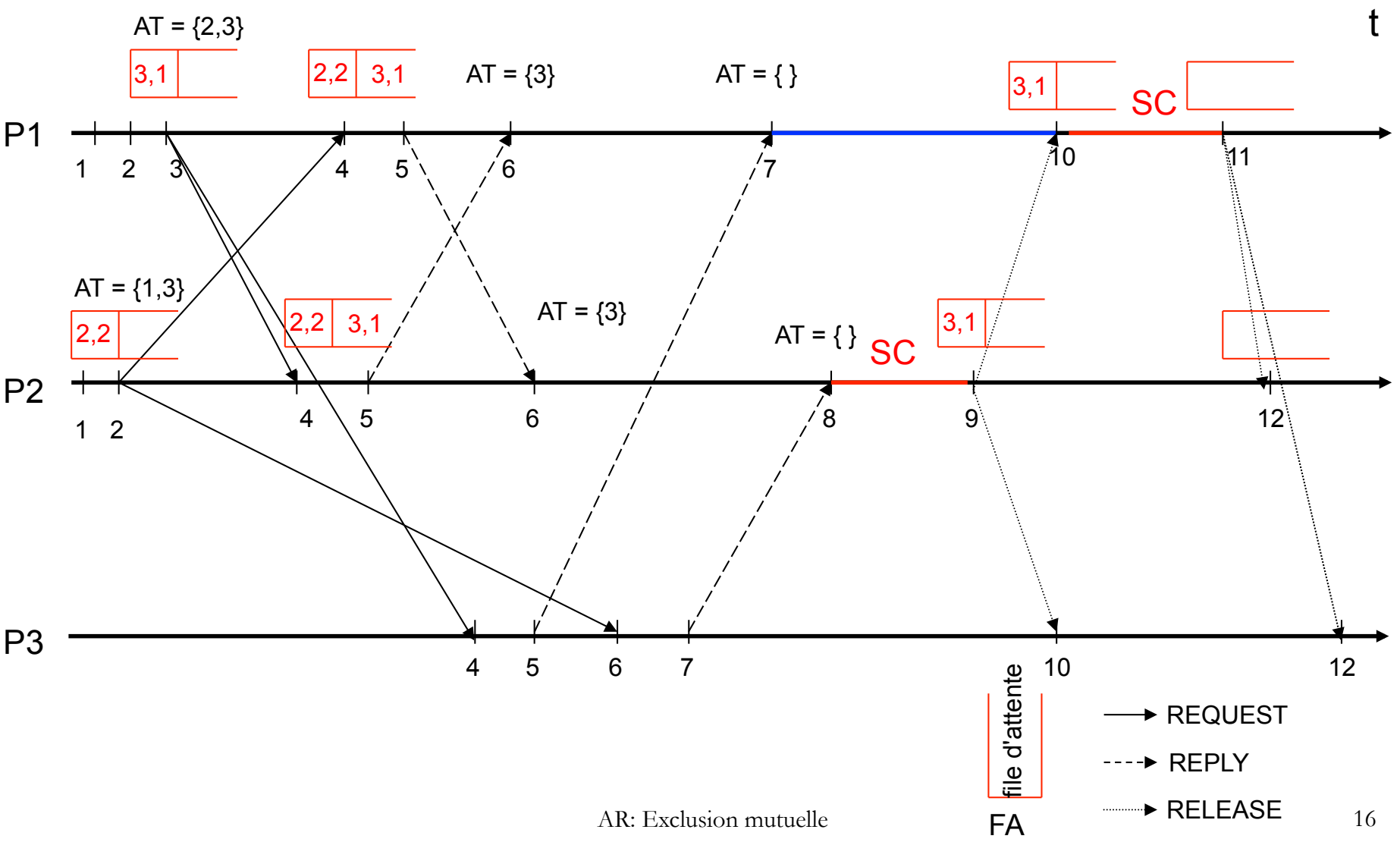
REQUEST : - placer la requête reçue dans la file d'attente FA_i dans l'ordre des estampilles : (FA_i *U {msg* S_j*}*);
- envoyer un message *REPLY* à S_j.

REPLY: - traiter la réception de l'acquittement (At_i –{S_j})

RELEASE: - Enlever la requête de S_j de la file d'attente (FA_i –{ *msg* S_j}) ;

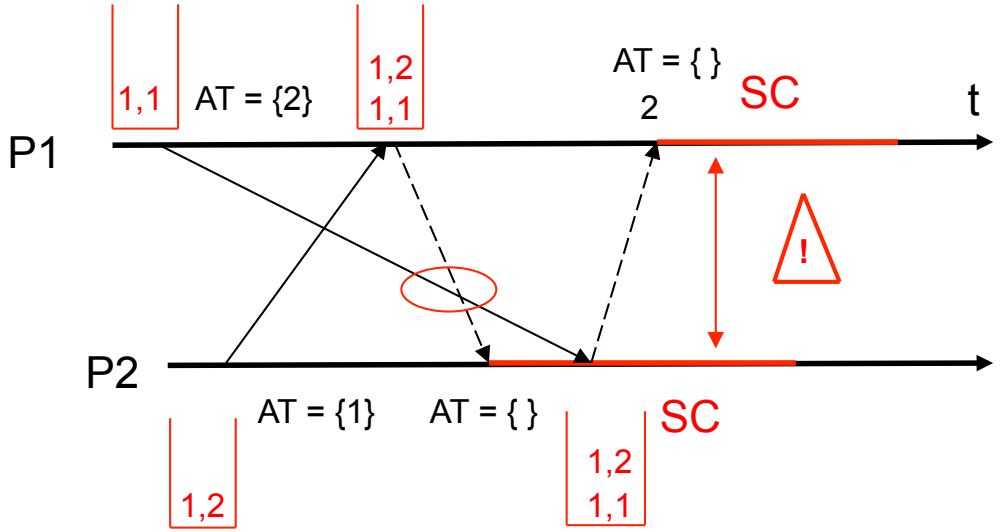
}

Algorithme de Lamport (exemple)



Algorithme de Lamport

- Si les canaux ne sont pas FIFO, l'exclusion mutuelle n'est pas garantie.



  - Propriété **FIFO** de canaux garantie:
    - Si un site S_i a reçu un message d'accord (REPLY) de S_j, toute requête antérieure de S_j lui est forcément arrivée. Toute demande lui arrivant de S_j sera postérieure à la sienne.

Algorithme de Lamport

- **L'ordre total sur les demandes garantit :**
  - **La sûreté**:
    - Seul le site en tête de la file d'attente *FA* pourra rentrer en SC; les autres attendent que cette demande soit retirée (réception du message RELEASE).
  - **La vivacité:**
    - Toute demande finira par avoir la plus petite estampille et donc se trouvera en tête de la file d'attente.

Algorithme de Lamport (Evaluation)

- **Nombre de Messages par exécution de SC:**
  - 3* (N-1) messages.
- **Equitable :**
  - requêtes traitées par l'ordre total.
- **Avantages :**
  - simplicité (en fonctionnement normal).
- **Inconvénients :**
  - Hypothèse de canaux FIFO.
  - Pas extensible.

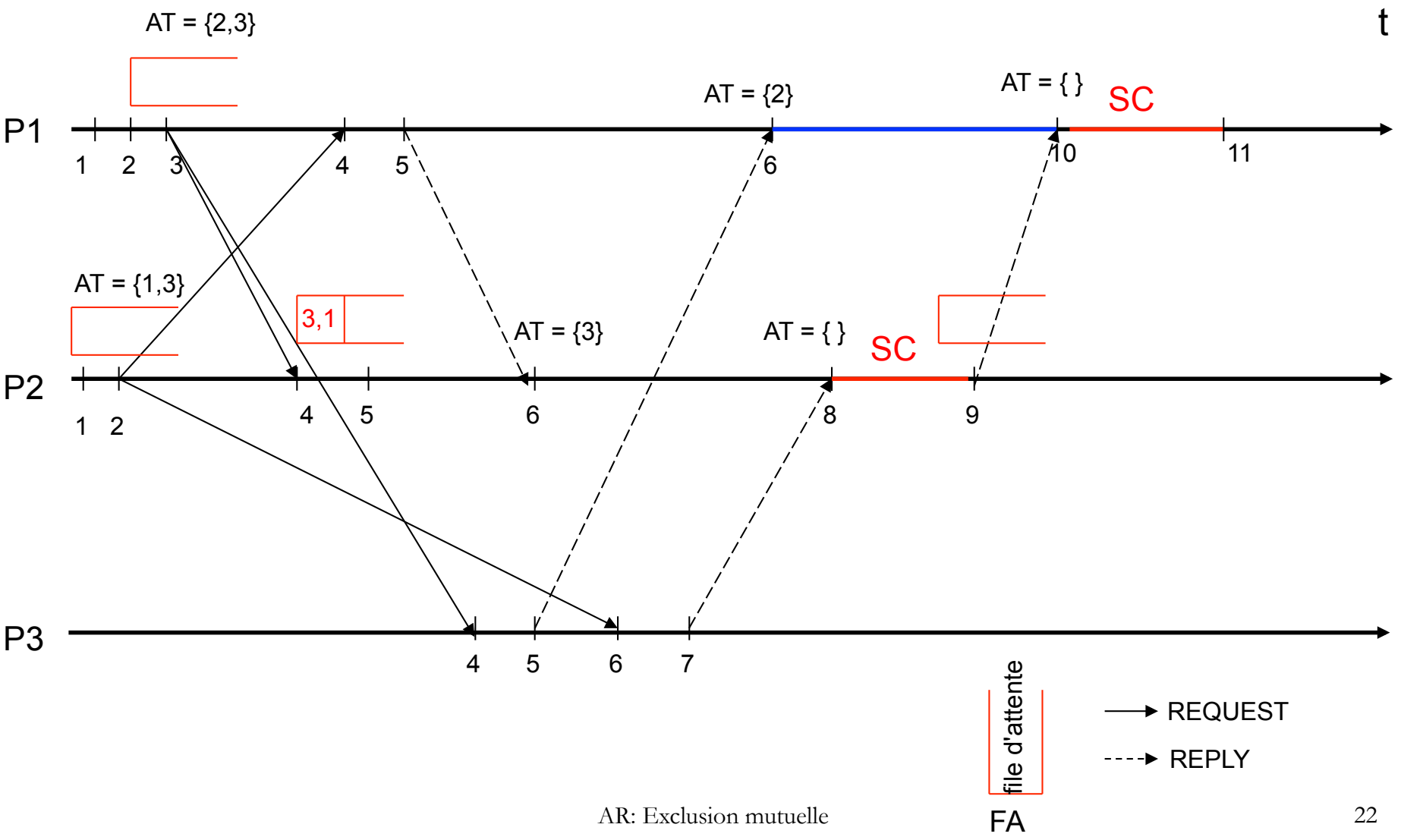
Algorithme Ricart/Agrawala

- **Amélioration de l'algorithme de Lamport:.**
  - **Message REPLY :** possède le sens d'une autorisation d'accès, délivrée de façon conditionnelle. Un processus P_i n'acquitte une requête que s'il n'est pas en SC et sa requête en cours n'est pas plus prioritaire.
  - **Message RELEASE** : n'est envoyé qu'aux processus dont la requête a été différée. Remplacé par le message **REPLY**.
  - **File d'attente** : chaque processus P_i ne conserve dans sa file d'attente FA_i *q*ue les requêtes dont l'acquittement a été différé.

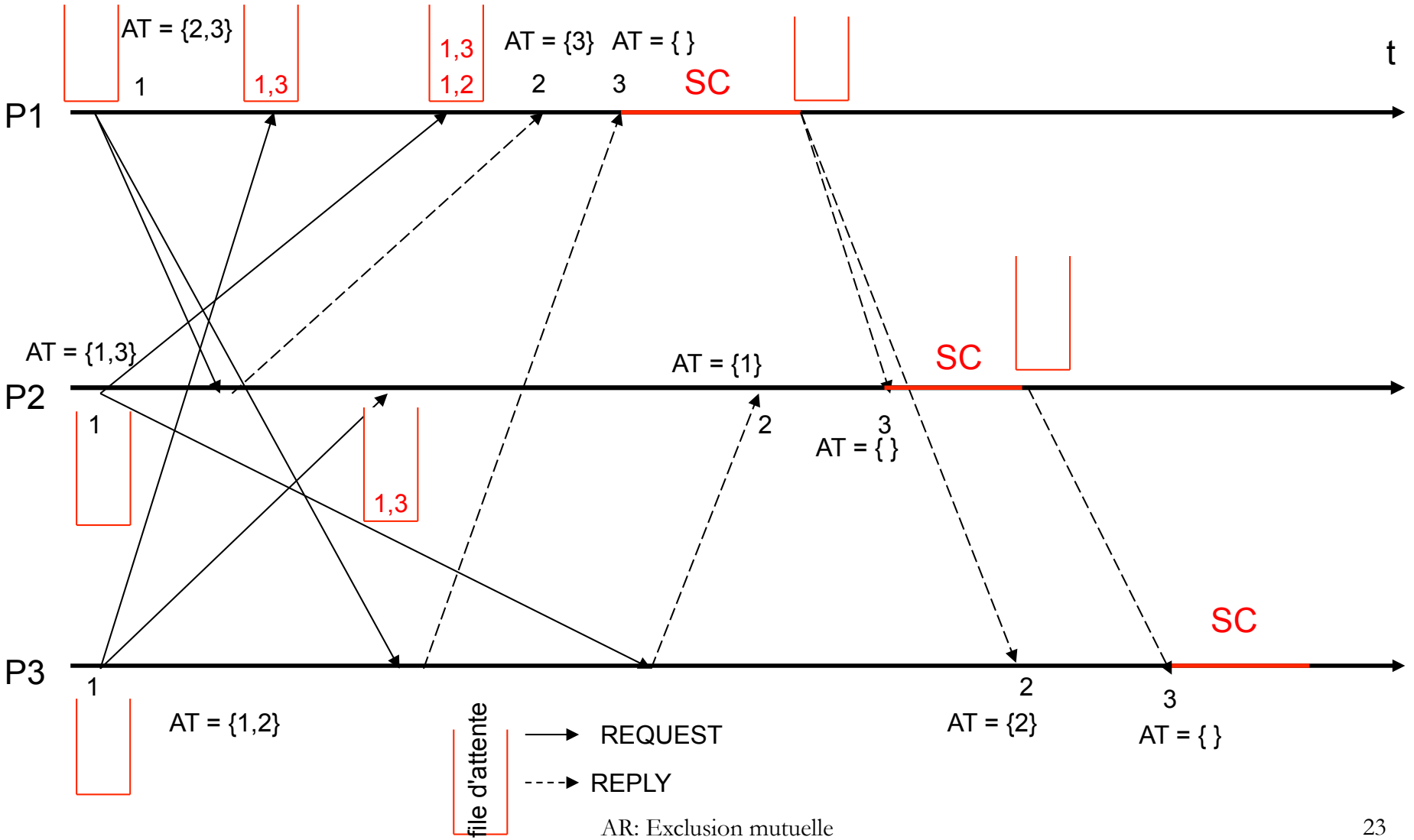
Algorithme de Ricart/Agrawala

- **Hypothèses :**
  - Le nombre **N** de processus est connu de tous.
  - Les canaux de communication sont fiables, mais pas **FIFO.**
- **Messages :**
  - Types :
    - *REQUEST* **:** demande d'entrer en SC.
    - *REPLY* : réponse à la réception d'un message *REQUEST***.**
  - Contenu :
    - (type, (H_i, S_i));
- **Variables Locales du processus P_i :**
  - H_i : Horloge logique scalaire
  - FA_i *:* File d'attente
  - At_i Attente de permission.
  - $Etat_i$: *requesting*, *not_requesting*, *critical_section.*
- **Algorithme**
  - Sera vu en TD et TME.

Algorithme de Ricart/Agrawala (exemple 1)

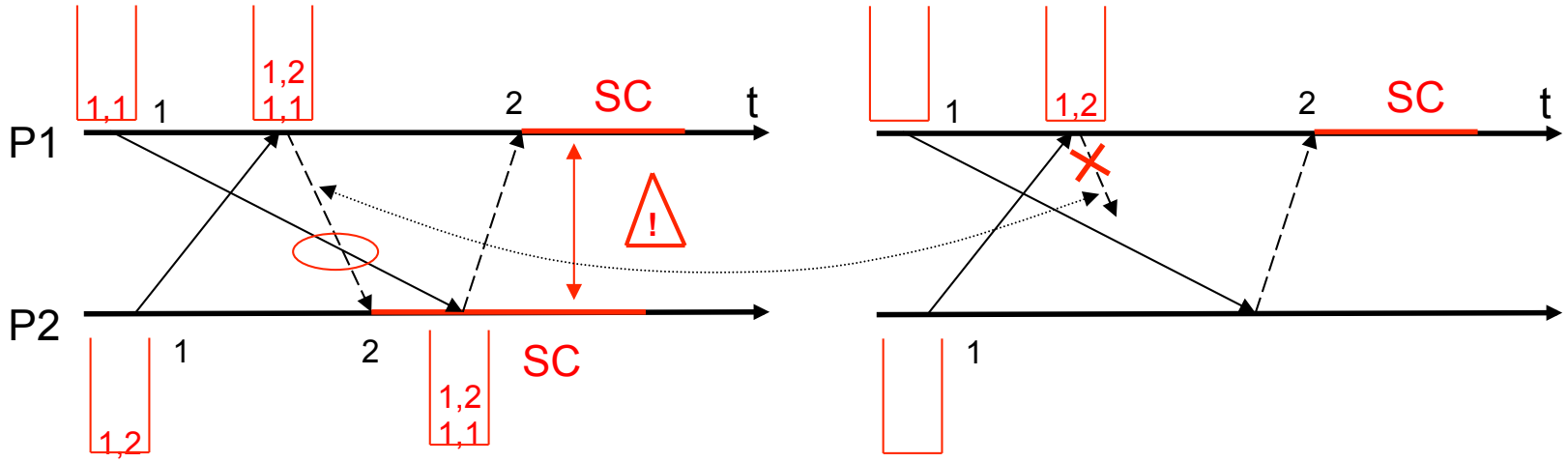


Algorithme de Ricart/Agrawala (exemple 2)



Algorithme de Ricart/Agrawala

- **Hypothèse FIFO n'est plus nécessaire**
  - les messages *REPLY* valent autorisation d'entrée en SC. Quand un processus a reçu tous les msg. *REPLY*,il n'y a plus de requête plus récente en cours.



Lamport 78

Ricart et Agrawala 81

Algorithme de Ricart/Agrawala (Evaluation)

- **Nombre de Messages par exécution de SC :**
  - 2*(N-1) messages.
- **Equitable :**
  - requêtes traitées par l'ordre total.
- **Avantages par rapport à Lamport:**
  - moins de messages envoyés.
  - taille de la file d'attente FA plus petite.
  - hypothèse FIFO non nécessaire.

Algorithme de Maekawa (quorum)

- **Chaque site ne peut donner sa permission qu'à un seul à la fois**
  - Arbitrer un certain nombre de conflits
- **Message REQUEST n'est pas diffusé à tous les sites :**
  - Chaque site S_i appartient à un ensemble (quorum) RS_i (Request Set) dont il doit obtenir l'accord (msg LOCKED) de tous les membres pour pouvoir entrer en SC.
  - Il doit y avoir au moins un site commun entre deux ensembles RS_i et RS_j. Ce site arbitre les conflits.

$$\forall i, j \in \{1.., N\} \text{ tels que } i!=j,\ RS_i \cap RS_j \neq \varnothing \qquad (1)$$

Algorithme de Maekawa (quorum)

N= nombre de sites
K_i = nombre de sites dans RS_i
D= nombre d'ensembles auquel chaque site appartient

- **Afin de minimiser le trafic des messages et de demander le même effort à tous les sites:**

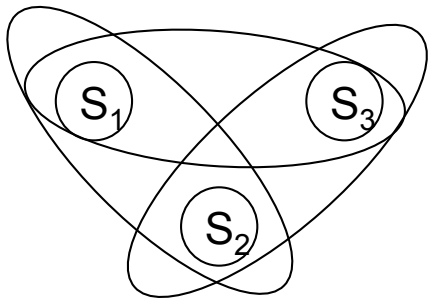
  - $|RS_1| = |RS_2| = |RS_3| \ldots = |RS_N| = K$
  - $\forall\ S_i \in \{S_1.., S_N\}, S_i \in RS_i$
  - $\forall\ i, j \in \{1.., N\}$ tels que i != j,
    S_i et S_j appartiennent à *D RS*
    /* même nombre d'ensembles */
  - D = K est une possibilité

Algorithme de Maekawa (quorum)

- **Exemples de quorum**

$RS_1 = \{S_1, S_2\}$
$RS_2 = \{S_2, S_3\}$
$RS_3 = \{S_3, S_1\}$

N=3, K=2



$RS_1 = \{S_1, S_2, S_3\}$
$RS_2 = \{S_2, S_4, S_6\}$
$RS_3 = \{S_3, S_5, S_6\}$
$RS_4 = \{S_4, S_1, S_5\}$
$RS_5 = \{S_5, S_2, S_7\}$
$RS_6 = \{S_6, S_1, S_7\}$
$RS_7 = \{S_7, S_3, S_4\}$

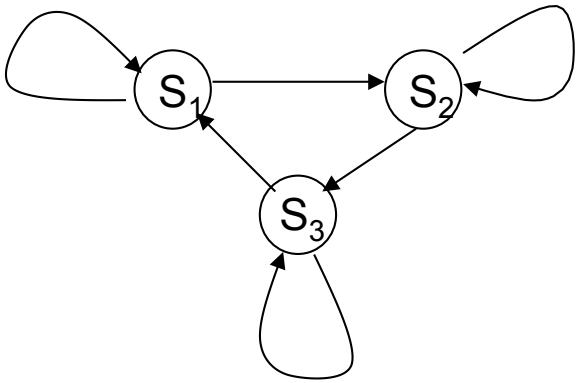
N=7, K=3

Algorithme de Maekawa

- **Pour entrer en SC, le site S_i doit verrouiller tous les membres de son ensemble RS_i en leur envoyant un message du type REQUEST.**
  - En recevant un msg REQUEST de S_j, si S_i ne se trouve pas déjà verrouillé, S_i envoie son accord (msg *LOCKED*) à S_j et se verrouille au profit de S_j.
    - S_i ne peut se verrouiller qu'au profit d'un seul site.
    - Si S_i arrive à verrouiller tous les membres de RS_i, aucun autre site ne pourra faire la même chose à cause de la propriété (1) – *intersection des ensembles*.
      - S_i rentre alors en SC. En sortant, S_i envoie un msg *RELEASE* à tous les membres de RS_i.

Algorithme de Maekawa

- **Risque d'interblocage :**
  - Le fait qu'un arbitre ne donne sa permission qu'à un seul demandeur (ne se verrouille qu'au profit d'un seul site) conduit à des situations d'interblocage.



$RS_1 = \{S_1, S_2\}$
$RS_2 = \{S_2, S_3\}$
$RS_3 = \{S_3, S_1\}$

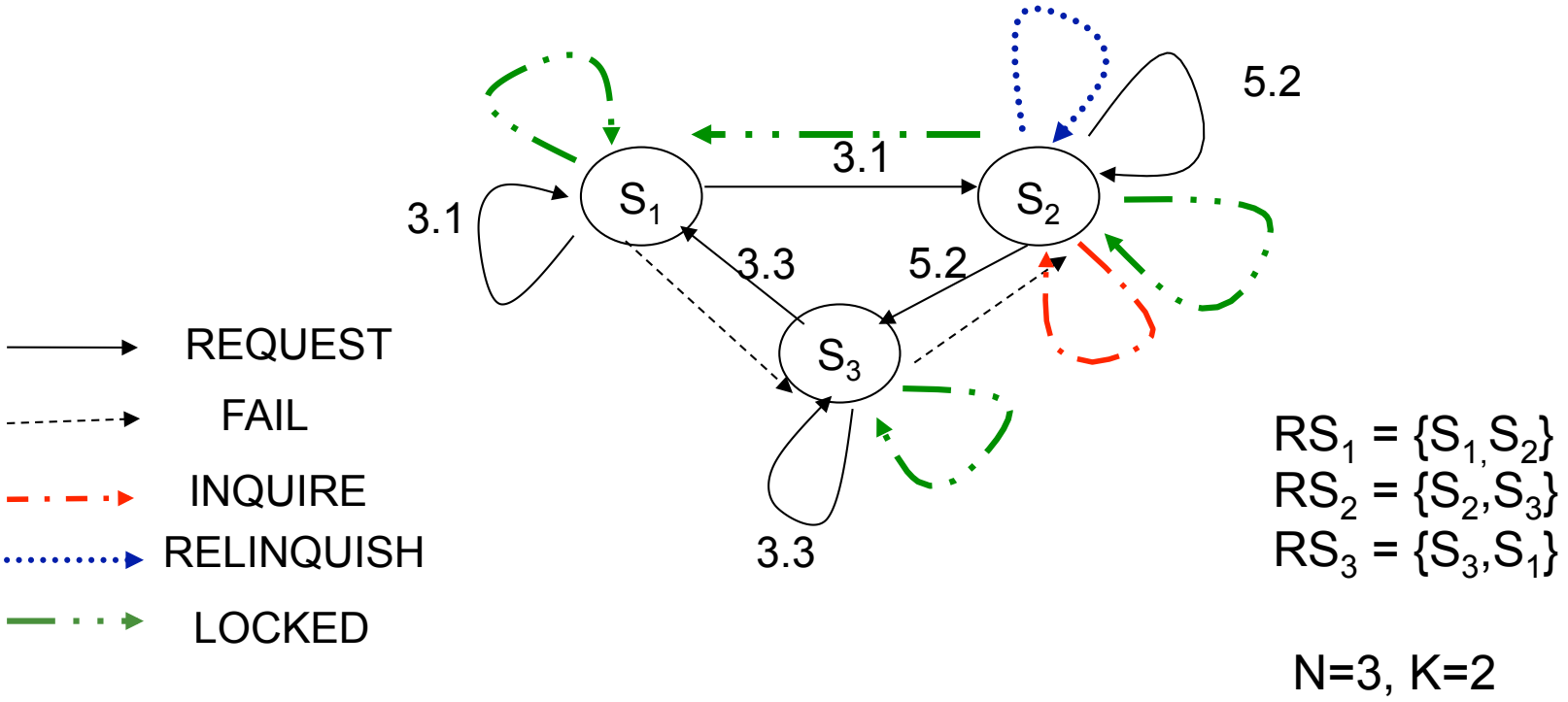
N=3, K=2

Algorithme de Maekawa

- **Solution pour le problème d'interblocage**
  - Dater les messages : ordre total
    - Horloge de Lamport + identifiant
  - Reprendre la permission accordée si la nouvelle demande est antérieure à celle déjà satisfaite
    - Si le site qui possède la permission sait qu'il n'est pas en mesure de recevoir tous les accords de son ensemble, il libère la permission obtenue.
      - Deux nouveaux types de messages :
        - *INQUIRE* : demande de la possibilité de reprendre la permission.
        - *RELINQUISH* : libération de la permission (verrou).

Algorithme de Maekawa

- **Solution pour le problème d'interblocage**



Algorithme de Maekawa

- **Contenu des messages :**
  - (type, (H_i, S_i)) : messages estampillés

- **Types de messages :**
  - ***REQUEST***
    - Demande d'entrée en SC. S_i envoie un tel message à tous les membres de son ensemble RS_i.
  - ***RELEASE***
    - Envoyé par un site S_i à tous les membres de son ensemble RS_i lorsqu'il sort de la SC.
  - ***LOCKED***
    - Envoyé par un site S_i en réponse à un message REQUEST de S_j, s'il ne l'a pas encore envoyé à un autre site. S_i se trouve alors verrouillé au profit de S_j

Algorithme de Maekawa

- **Types de messages (cont) :**
  - ***FAIL***
    - Envoyé par un site S_i en réponse à un message REQUEST de S_j , s'il ne peut pas donner son accord (S_i se trouve déjà verrouillé). Le message de S_j est moins prioritaire et sera mis dans la file d'attente.
  - ***INQUIRE***
    - Envoyé par un site S_i à S_j pour tenter de récupérer la permission accordée à S_j (S_i était verrouillé au profit de S_j).
  - ***RELINQUISH***
    - Réponse à un message du type INQUIRE afin de rendre une permission non utilisable.

Algorithme de Maekawa

Grandes Lignes

Variables Locales:

$FA_i = \emptyset$;

$H_i = 0$;

$At_i = \emptyset$;

Pour tous les processus S_i :

Request_CS() :

- H_i ++;
- $\forall j \in RS_i$ envoyer un message REQUEST à j ;
- $At_i = RS_i$;
- $\forall j \in RS_i$, attendre la réception d'un msg. LOCKED : $(At_i = \emptyset)$;

Release_CS() :

- Hi ++;
- $\forall j \in RS_i$ Envoyer un message RELEASE à j ;

Algorithme de Maekawa

Reception (msg de S_j) :

• *REQUEST* :

- • Mettre à jour Hi *(H_i = max (H_i,H_j)+1);*
- •Si S_i n'est pas verrouillé {
  - • Verrouiller S_i au profit de S_j ;
  - • Envoyer à S_j un message *LOCKED* ;

}

sinon /* S_i verrouillé au profit de S_k */ {

- •(*FAi U {msg S_j}*); /* insérer la demande dans la file d'attente dans l'ordre*/
- •Si la demande de S_k ou une autre dans la file FA_i est antérieure à celle de S_j
  - • envoyer un message *FAIL* à S_j

sinon

- • si un message de *INQUIRE* n'a pas encore été envoyé à S_k
  - • envoyer un message *INQUIRE* à S_k.

}

• *LOCKED* :

- • (At_i=At_i -{S_j}); /* comptabiliser la réception d'une permission en plus */

Algorithme de Maekawa

INQUIRE :

Si un message du type FAIL a été reçu

Envoyer message *RELINQUISH* à S_j; ($At_i = At_i \cup \{S_j\}$);

RELINQUISH :

libérer le verrou ;

$FA_i \cup \{S_j\}$; /* ajouter la requête de S_j dans la file dans l'ordre*/

se verrouiller au profit de S_k, le site qui se trouve en tête de la file;

$FA_i - \{S_k\}$; / *retirer la requête S_k de la file d'attente */

envoyer un message *LOCKED* à S_k;

RELEASE:

libérer le verrou;

se verrouiller au profit de S_k, le site qui se trouve en tête de la file;

$FA_i - \{S_k\}$; / *retirer la requête S_k de la file d'attente */

envoyer un message *LOCKED* à S_k;

FAIL :

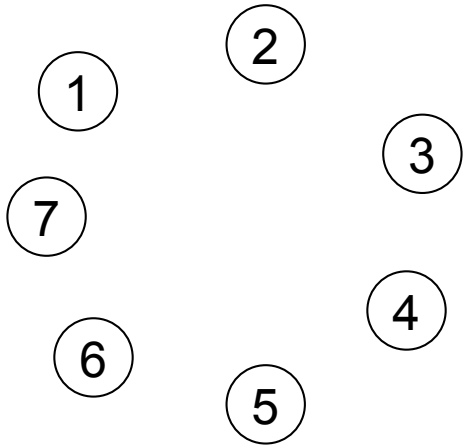
enregistrer la réception d'un échec d'accord de la part de S_j;
Si *INQUIRE* de S_k pendant

envoyer msg *RELINQUISH* à S_k ($At_i = At_i \cup \{S_k\}$);

}

Algorithme de Maekawa

- **Exemple**



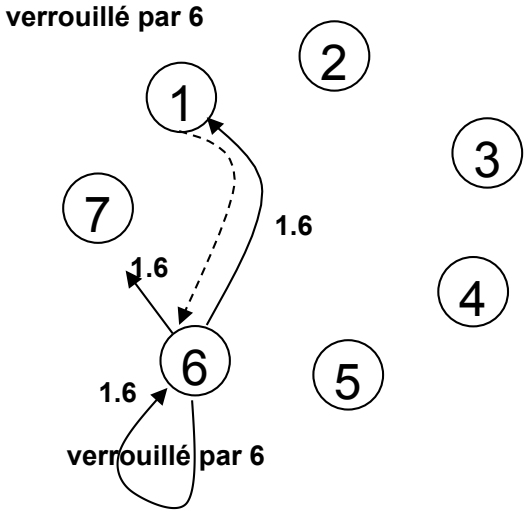
Sites 2,5 et 6 exécutent Request_CS
H_2, H_5 et H_6 =1

$RS_1 = \{S_1, S_2, S_3\}$
$RS_2 = \{S_2, S_4, S_6\}$
$RS_3 = \{S_3, S_5, S_6\}$
$RS_4 = \{S_4, S_1, S_5\}$
$RS_5 = \{S_5, S_2, S_7\}$
$RS_6 = \{S_6, S_1, S_7\}$
$RS_7 = \{S_7, S_3, S_4\}$

N=7, K=3

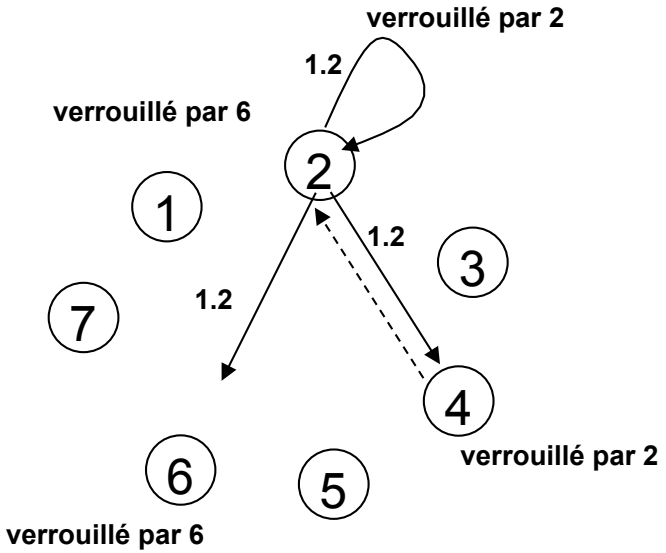
Algorithme de Maekawa

- **Exemple**



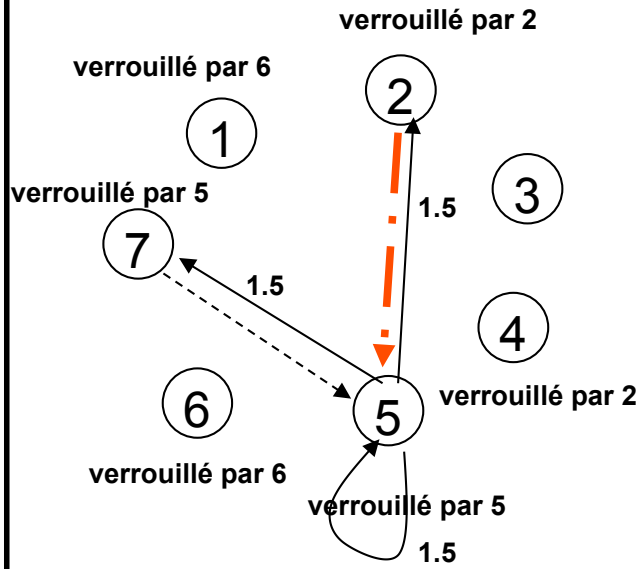
$RS_6 = \{S_6, S_1, S_7\}$

Site 6 verrou site 1 et 6;
Msg REQUEST pour site 7 en route



$RS_2 = \{S_2, S_4, S_6\}$

Site 2 verrou site 2 et 4;
Msg REQUEST pour site 6 en route



$RS_5 = \{S_5, S_2, S_7\}$

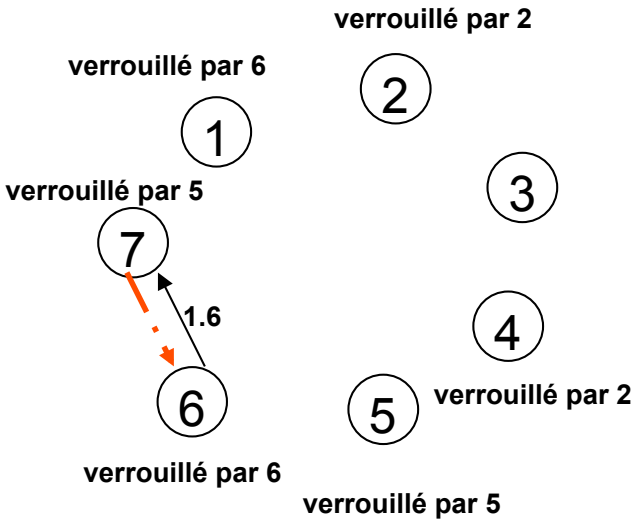
Site 5 verrou site 5 et 7;
Reçoit msg FAIL du site 2

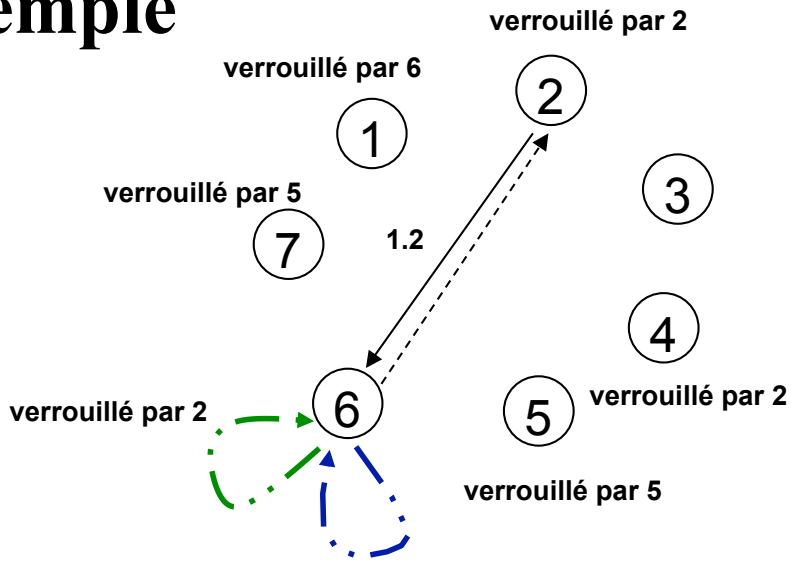
REQUEST
LOCKED
FAIL

$RS_2 = \{S_2, S_4, S_6\}$
$RS_5 = \{S_5, S_2, S_7\}$
$RS_6 = \{S_6, S_1, S_7\}$

Algorithme de Maekawa

- **Exemple**





Site 7 reçoit msg REQUEST du site 6

REQUEST
LOCKED
FAIL
INQUIRE
RELINQUISH

Site 6 reçoit msg REQUEST du site 2
Site 6 envoie Msg INQUIRE au site 6
Site 6 libère le verrou – msg RELINQUISH au site 6
Site 6 envoie msg LOCKED au site 2
Site 2 rentre en SC

Algorithme de Maekawa

- **Nombre de Messages par exécution de SC : O(sqrt(N))**
  - Faible demande : 3*(K-1)
    - (K-1) msg REQUEST + (K-1)msg LOCKED + (K-1)msg RELEASE
  - Forte demande : 5*(K-1)
    - (K-1) msg REQUEST + (K-1)msg LOCKED + (K-1)msg RELEASE + (K-1) *msg INQUIRE + (K-1)*RELINQUISH
  - La valeur de K est approximativement égale à sqrt (N)
    - Nombre de message entre **3*sqrt(N)** et **5*sqrt(N)**
- **Avantages:**
  - Si pas de conflit, moins de messages envoyés par rapport à Lamport et Ricart-Agrawala.
- **Inconvénients**
  - Possibilité d'interblocage
  - Construction des ensembles

Algorithmes à base de Jeton

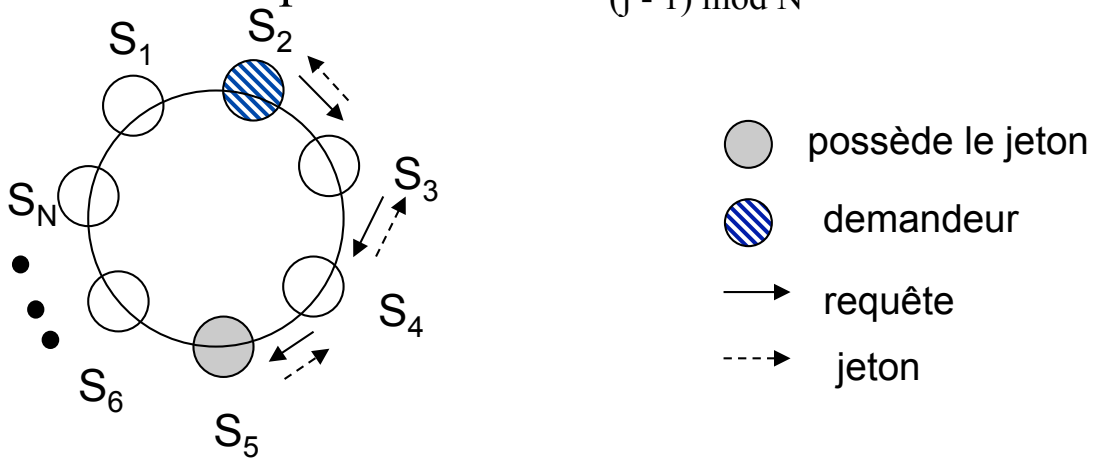
- **Anneau**
  - Martin
- **graphe complet**
  - Susuki/Kasami
- **Arbre**
  - Raymond (statique)
  - Naimi-Trehel (dynamique)

Algorithme à base de jeton

- **La permission pour rentrer en section critique est réalisée par la possession d'un jeton.**
  - L'unicité du jeton assure la sûreté.
- **Algorithmes doivent mettre en oeuvre la vivacité**
  - Déplacement du jeton
    - **Mouvement perpétuel du jeton**
      - Lorsque le jeton arrive sur un site, il passera au suivant si le site est dans l'état *not_requesting*; si le site est dans l'état r*equesting*, il passe à l'état *section_critique* et rentre en section critique.
      - Exemple: anneau de communication (garantie de la vivacité).
    - **Envoie de requêtes**
      - Anneau : **Martin**
      - Arborescence: **Naimi/Trehel**
      - Diffusion : **Suzuki/Kasami**

Algorithme de Martin (anneau)

- **Sites organisés en anneau logique statique**
  - Jeton circule dans le sens inverse des requêtes.
  - Un site demandeur entre en SC critique lorsqu'il possède le jeton
  - Quand S_i veut entrer en section critique, il envoie une requête à son successeur, $S_{(i+1) \bmod N}$, et attend le jeton. En recevant une requête de son prédécesseur, si S_j ne possède pas le jeton, il retransmet la requête à son successeur $S_{(j+1) \bmod N}$. Sinon, s'il le possède et ne l'utilise pas, il l'envoie à son prédécesseur $S_{(j-1) \bmod N}$.



Algorithme de Martin
Evaluation

- **Nombre de Messages par exécution de SC :**
  - Si K = nombre de sites entre S_i (site qui demande la SC) et le site S_p (site qui possède le jeton), alors :
    - Nb messages = 2*(K+1);
- **Avantages :**
  - Simplicité.
  - Pas de diffusion.
- **Inconvénients :**
  - Pas extensible.
  - un site qui n'est pas intéressé par la section critique est souvent sollicité à transmettre les requêtes et le jeton.

Algorithme de Raymonde arborescence statique

- **Les processus sont organisés en arbre ayant pour racine le site qui possède le jeton.**
  - Les arrêts sont orientés vers la racine
- **Les demandes du jeton**
  - sont propagées vers la racine
  - sont enregistrées dans une file locale sur chaque site du trajet

Algorithme de Raymonde arborescence statique

- **Un nœud ne communique qu'avait ses voisins**
- **Chaque nœud possède:**
  - variable *holder* qui pointe en direction du nœud racine
- ***file FIFO* pour sauvegarder les requêtes pendantes de ses voisins**
- **Arbre modifié (inversion du pointeur) à chaque transmission du jeton**

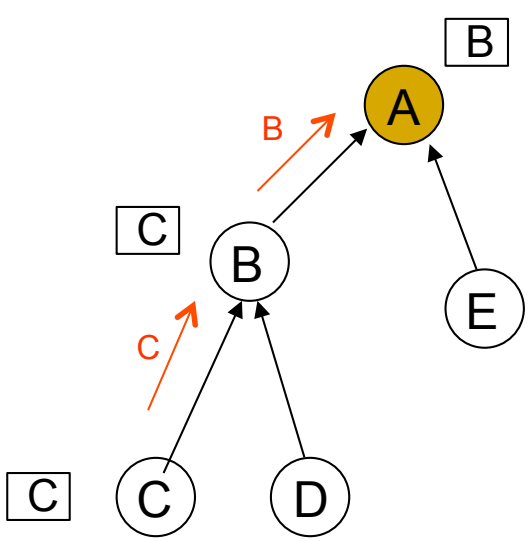
Algorithme de Raymonde arborescence statique

- **Algorithme**
  - Lorsqu'un nœud demande lui-même le jeton ou reçoit une requête pour le jeton de ses voisins, le noeud ajoute la requête dans sa file locale.
    - Si la file était vide il renvoie un requête à son *holder*
  - En recevant une requête, le nœud qui possède le jeton le libère lorsqu'il ne l'utilise plus.
    - A chaque libération du jeton un nœud inverse la direction de *holder*

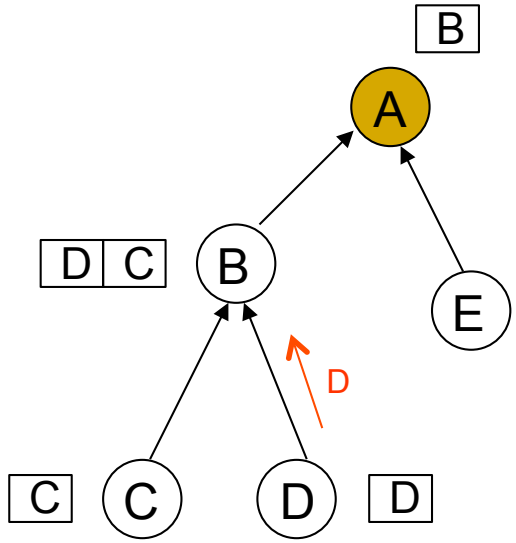
Algorithme de Raymonde arborescence statique

- **Algorithme (cont.)**
  - Lorsqu'un nœud reçoit le jeton, il enlève le premier élément *first* de sa file.
    - Si *first* est le propre nœud, il rentre en section critique
    - Sinon le jeton est renvoyé à *first*
  - Si la file n'est pas vide, une requête pour le jeton est renvoyé au voisin.

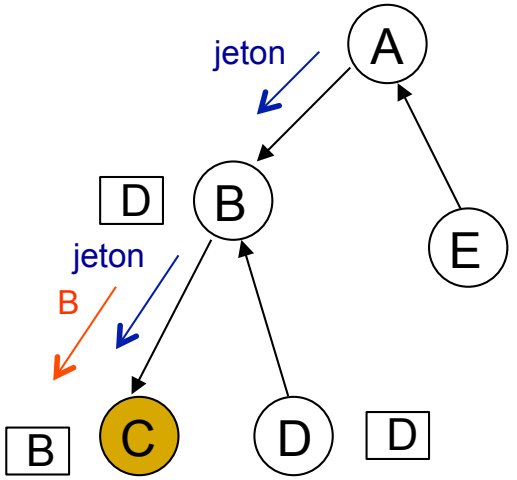
Algorithme de Raymonde arborescence statique



C demande le jeton



D demande le jeton



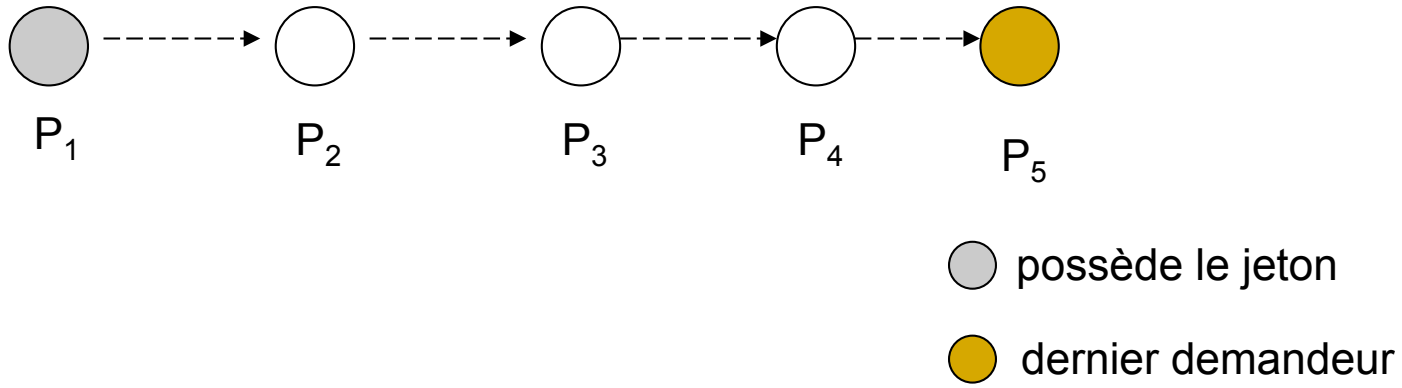
A libère le jeton

Algorithme de Naimi/Trehel arborescence dynamique

- **Deux structures de données:**
  - **File de requêtes : "*next*"**
  - **Arbre de chemins vers le dernier demandeur : "*father*"**

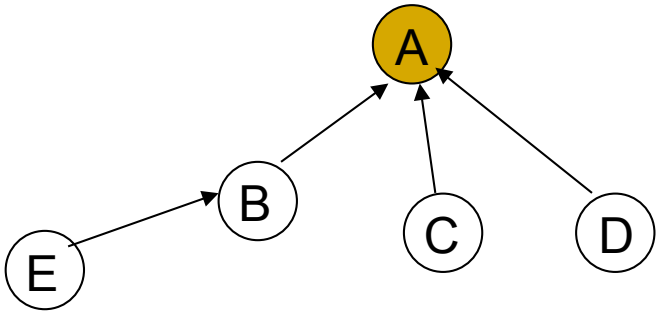
Algorithme de Naimi/Trehel

- File de requêtes : "*next*"
  - Processus en tête de la file possède le jeton.
  - Le processus à la fin de la file est le dernier processus qui a fait une requête pour entrer en section critique.
  - Une nouvelle requête est toujours placée en fin de la file.

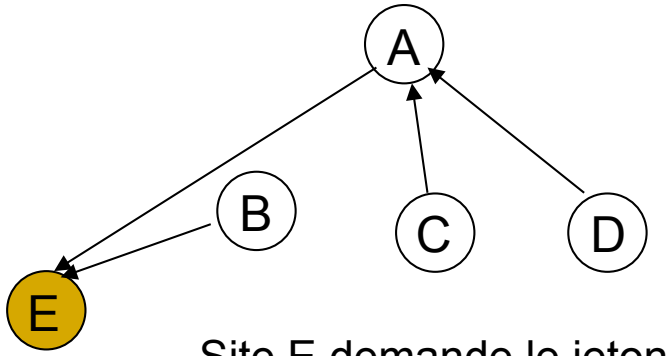


Algorithme de Naimi/Trehel

- **Arbre de chemins vers le dernier demandeur : "*father*"**
  - Racine de l'arbre : dernier demandeur (dernier élément de la file des "*next*").
  - Une nouvelle requête est transmise à travers un chemin de pointeurs "*father*" jusqu'à la racine de l'arbre (*father* = *nil*).
    - Reconfiguration dynamique de l'arbre. Le nouveau demandeur devient la nouvelle racine de l'arbre.
    - Les sites dans le chemin compris entre la nouvelle et l'ancienne racine changent leur pointeur "*father*" vers la nouvelle racine.



Site A dernier demandeur



Site E demande le jeton

Algorithme de Naimi/Trehel

Local Variables:
Token : boolean;
requesting; boolean
next, father: 1,.. N U {nil}

Initialisation de S_i:
```
father = S1; next = nil;
requesting = false;
Token = (father == Si);
if (father == Si)
   father = nil;
```

Request_CS (S_i):
```
requesting = true;
if (father <> nil) {
  send (Request, Si) to father;
  father = nil;
}
attendre ( Token == true);
```

Release_CS (S_i):
```
requesting = false;
if (next <> nil) {
   send (Token) to next;
   Token = false;
    next = nil;
}
```

Algorithme de Naimi/Trehel (cont)

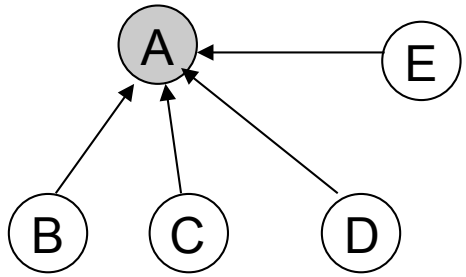
Receive_Request_CS(S_j):

```
if (father == nil) {
    if (requesting)
        next = Sj;
   else { token = false;
            send (Token) to Sj;
}
else
     send (Request, Sj) to father;
father = Sj;
```

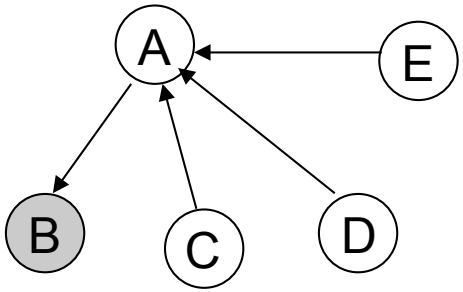
Receive_Token (S_j):

```
Token = true;
```

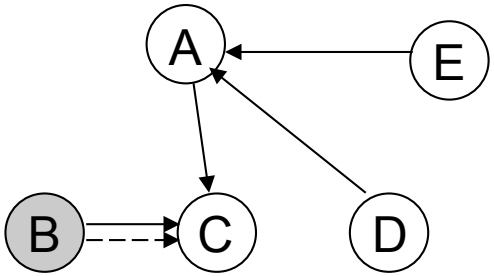
Algorithme de Naimi/Trehel (Exemple)



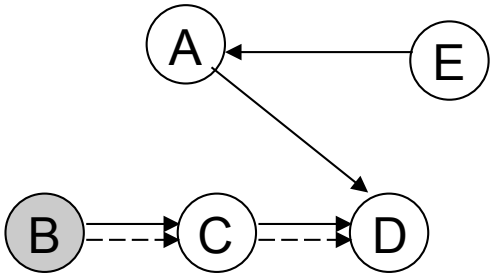
Site A possède le jeton



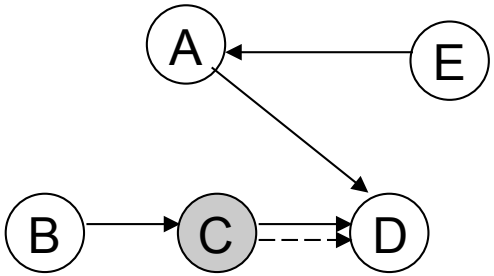
Site B fait une requête
B entre en SC



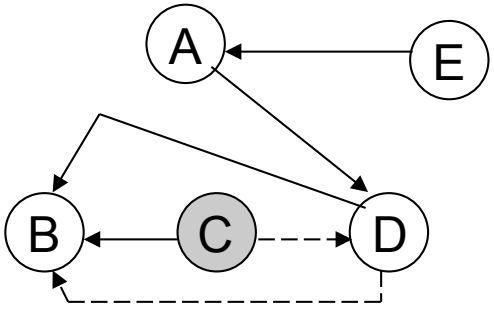
Site C fait une requête



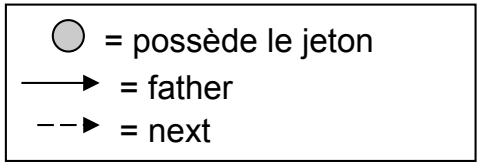
Site D fait une requête



Site B sort de la SC
C entre en SC



Site B fait une requête



Algorithmes de Raymonde et Naimi/Trehel (Evaluation)

- **Nombre de Messages par exécution de SC :**
  - Entre 0 et N par demande
  - Moyenne : O(log N).

- **Avantages :**
  - Extensibilité : O(log N).
  - Naimi-Tréhel
    - un site qui n'est pas intéressé par la section critique ne sera plus sollicité après quelques transferts de requêtes "adaptativité".

Algorithme de Susuki/Kasami (diffusion)

- Pour entrer en SC, un processus **diffuse une demande de jeton à tous les autres processus**.
  - Si le processus qui possède le jeton n'est pas en SC, il renvoie immédiatement le jeton au processus demandeur. Sinon, il attend la sortie de la SC et envoie le jeton au premier processus dont la requête n'a pas été satisfaite**.**
    - Les requêtes pendantes sont transmises dans le message du jeton en respectant l'ordre FIFO.
- Chaque processus gère un compteur des requêtes qu'il a effectuées et une table des requêtes effectuées par les autres processus.
- Le jeton est un message particulier, unique, contenant la table des requêtes satisfaites et un file d'attente de requêtes pendantes.

Algorithme de Susuki/Kasami

- **Type de Message:**
  - **REQUEST (S_j,k):**
    - k = (1,2,… N). Indique que site S_j est en train de faire sa *kème* demande d'entrée en section critique.
  - **TOKEN (Q, LN)**
    - **Q** : une file d'attente de demandes pour entrer en section critique des différents sites.
    - **LN** : où LN[j] est le numéro de la dernière demande d'entrée en section critique du site S_j qui a été satisfaite.

Algorithme de Susuki/Kasami

- **Variables:**
  - **$Etat_i$** : *requesting*, *not_requesting*, *critical_section.*
  - **$Token_i$** : indique la présence du jeton sur le site S_i.
  - **RN_i**: vecteur de N positions :
    - RN_i [j] est le numéro de la dernière requête reçue de la part du site S_j.
    - RN_i [i] correspond au nombre de requêtes faites par le site S_i.
  - **LN_i**: vecteur de N positions des requêtes satisfaites

Algorithme de Susuki/Kasami

Initialisation variables locales (S_i):

```
Token = (Si ==S1);
Etat = not_requesting;
RN [j] = 0, j = 1,2, …N;
LN [j] = 0, j=1,2,…N;
Q=Ø;
```

Request_CS (i):

```
Etat=requesting;
if (Token == false) {
   RN[i] = RN[i] +1;
   diffuser REQUEST(Si,RN[I]);
   attendre (Token == true)
}
Etat = critical_section;
```

Release_CS (i):

```
LN[i] = RN[i];
for (site =1; site <=n;site ++) {
   if ((site!=i) && (site not in Q) &&
       (RN[site] > LN[site] ))
          ajouter site à la fin de Q;
 }

 if (Q != Ø) {
    Token = false;
    site = extraire (Q); /*premier de la file
    send TOKEN (Q,LN) to site ;
}

Etat = not_requesting;
```

Algorithme de Susuki/Kasami (cont)

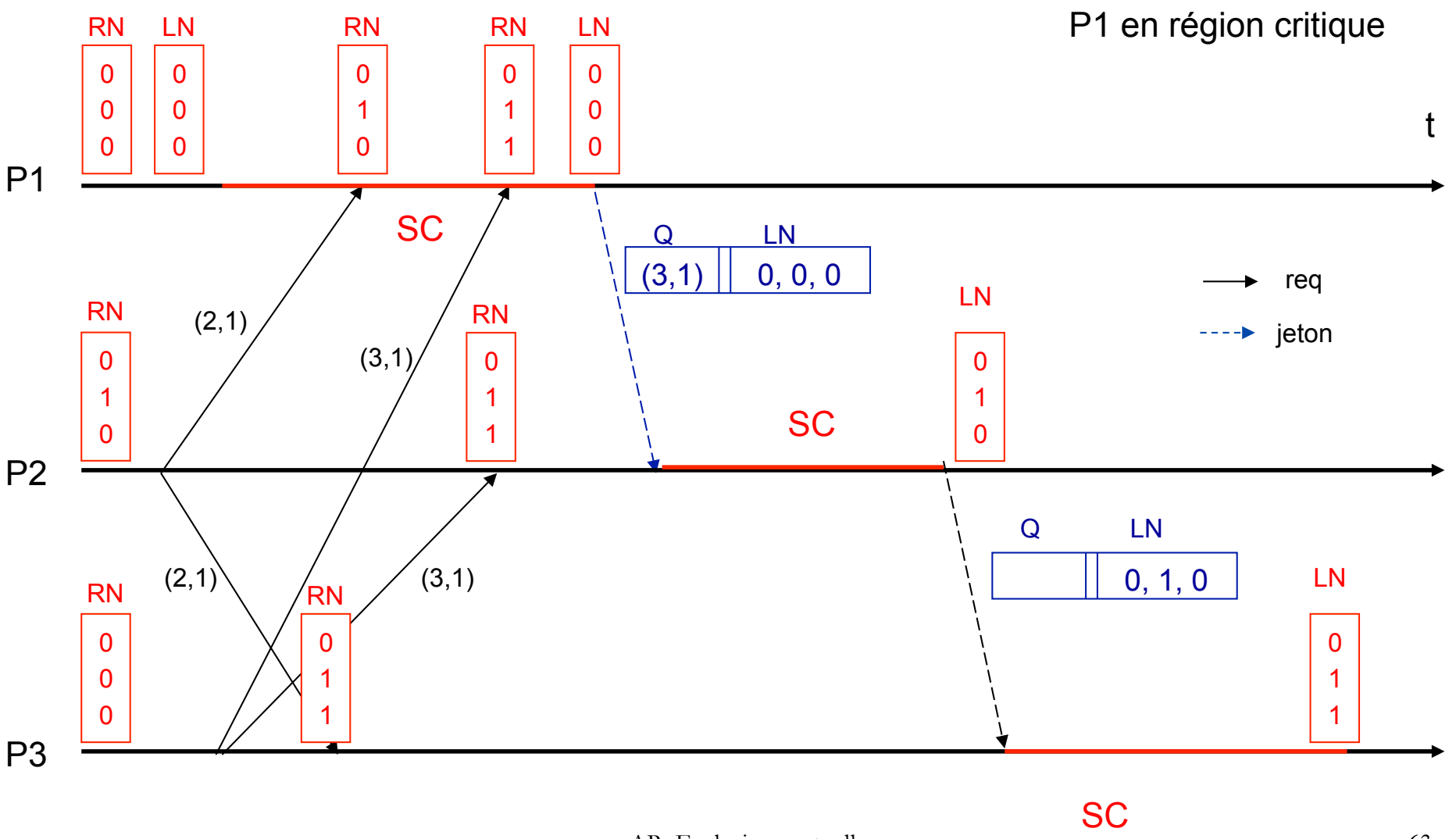
Receive_Request_CS(S_j, REQUEST (j,k)):

```
RN[j] = max (RN[j],k);
if ((Token = true) && (Etat == not_requesting) && (RN[j] > LN [j] )) {
      Token = false;
      send TOKEN (Q,LN) to Sj;
 }
```

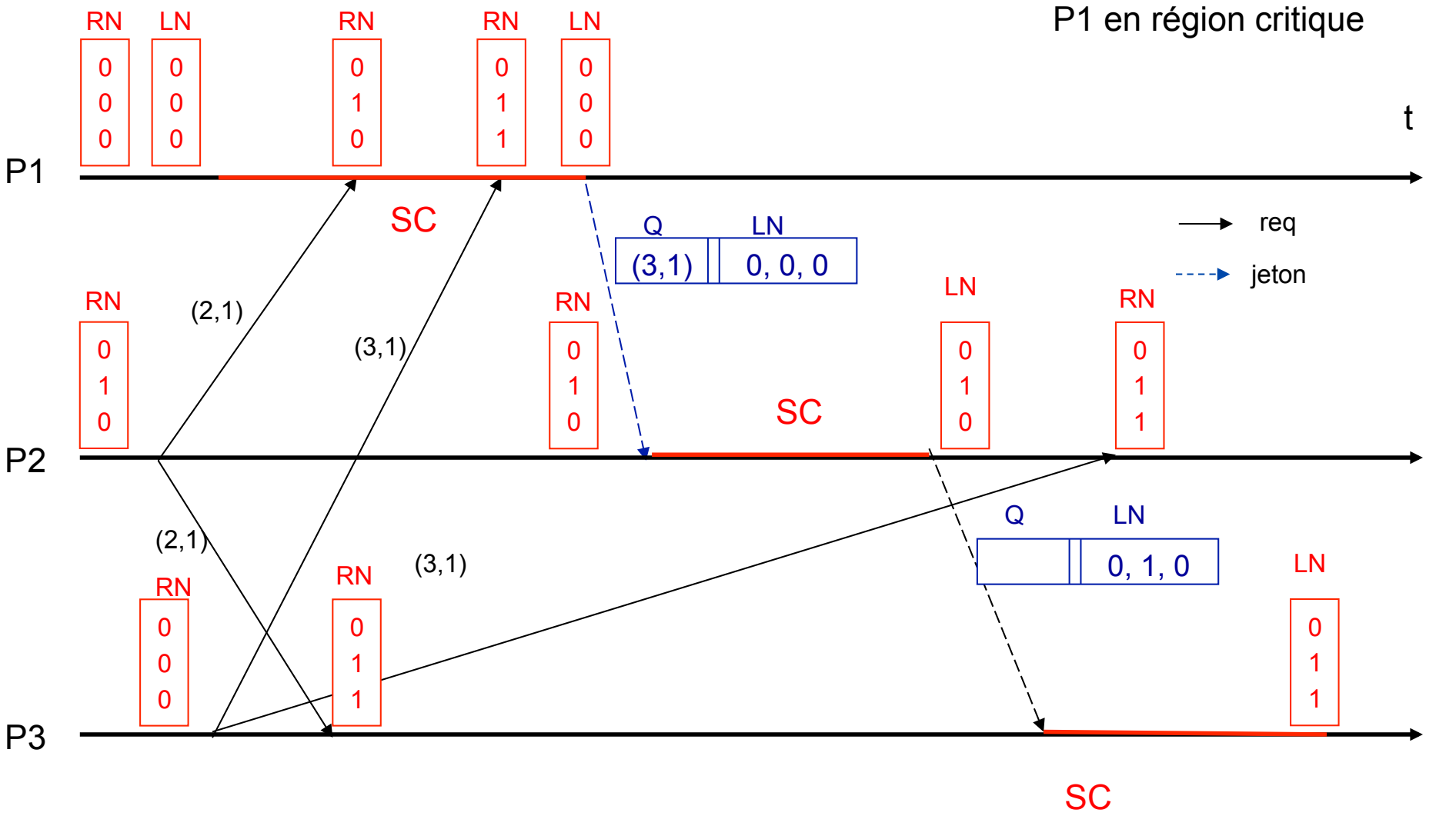
Recieve_Token (TOKEN (Q,LN)):

```
Token = true;
LN = TOKEN.LN ;
Q = TOKEN.Q;
```

Algorithme de Susuki/Kasami
Exemple 1



Algorithme de Susuki/Kasami
Exemple 2



Algorithme de Susuki/Kasami (Evaluation)

- **Nombre de Messages par exécution de SC:**
  - N, si le processus n'a pas le jeton.
  - 0, si le processus a le jeton
- **Vivacité**
  - Garantie par l'ordre FIFO de la file Q
- **Inconvénient :**
  - Pas extensible

Bibliographie

- Lamport, L. *Time, clocks and the ordering of events in a desitributed system,* Communications of the ACM, vol. 21, no. 7, july 1978, pages 558-565.
- Ricart, G. and Agrawala, A. *An optimal algorithm for mutual exclusion en computer networks*, Communications of the ACM, vol. 24, no. 1, jan 1981, pages 9-17.
- Suzuki, I. and Kasami, T. *A distributed mutual exclusion algorithm,* ACM Transactions on Computer Systems, vol. 3, no. 4, nov. 1985, pages 344-349.
- Naimi, M. and Trehel, M. *A Log (N) distributed mutual algorithm based on the Path Reversal*, Journal of Parallel and Distributed Computing vol. 34 no. 1, avril 1996, pages 1-13.
- Raynal, M. *Synchronisation et Etat Global dans les Systèmes Répartis,* 1992.
- K. Raymond 1989. A tree-based algorithm for distributed mutual exclusion. *ACM Transactions on Computer Systems 7, 61–77.*
- MARTIN, A.J. Distributed Mutual Exclusion on a Ring of Processes, *Science of Computer Programming*, vol5. pp-265-276, Feb. 1985.
- MAEKAWA, *M. A sqrt(n) algorithm for mutual exclusion in descentralized systems*, ACM Transaction on Computer Systems, vol. 3, no.2, mai 1985, pages 145-159
- ALBERT,A. and SANDLER, R, *An Introduction to Finite Projective Planes*, Holt, Rinehart and Winston, NY, 1968.