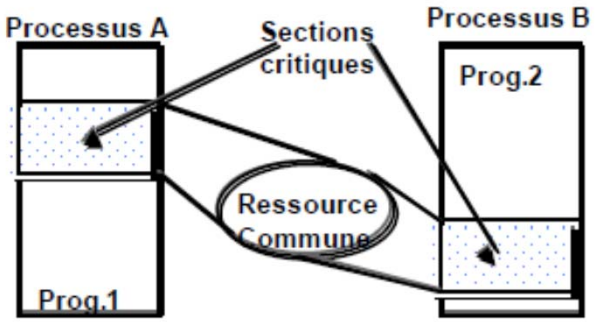
Introduction à l'Algorithmique Distribuée
Exclusion mutuelle

Babahenini Mohamed Chaouki

Exclusion mutuelle distribuée

- Exclusion mutuelle
  - Contexte de plusieurs processus s'exécutant en parallèle
  - Accès à une ressource partagée par un seul processus à la fois.
- Exclusion mutuelle en distribué
  - Accès à une ressource partagée distante par un seul processus à la fois
  - Processus distribués
    - Requêtes et gestion d'accès via des messages échangés entre les processus
    - Nécessité de mettre en œuvre des algorithmes gérant ces échanges de messages pour assurer l'exclusion mutuelle

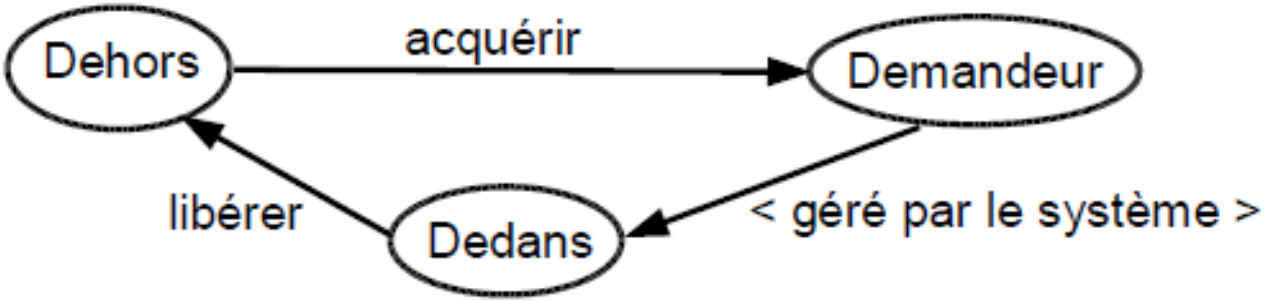


Rappel exclusion mutuelle

- Exclusion mutuelle
  - Une ressource partagée ou une section critique n'est accédée que par un processus à la fois
  - Un processus est dans 3 états possibles, par rapport à l'accès à la ressource
    - Demandeur : demande à utiliser la ressource, à entrer dans la section
    - Dedans : dans la section critique, utilise la ressource partagée
    - Dehors : en dehors de la section et non demandeur d'y entrer
  - Changement d'état par un processus
    - De *dehors* à *demandeur* pour demander à accéder à la ressource
    - De *dedans* à *dehors* pour préciser qu'il libère la ressource
  - Le passage de l'état *demandeur* à l'état *dedans* est géré par le système et/ou l'algorithme de gestion d'accès à la ressource

Rappel exclusion mutuelle

- Diagramme d'états de l'accès en exclusion mutuelle



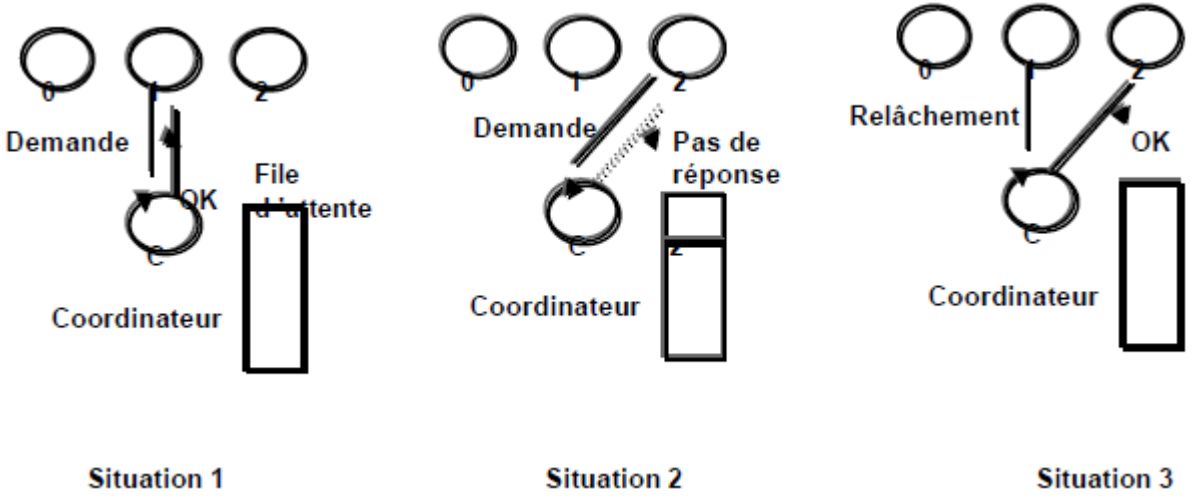
- L'accès en exclusion mutuelle doit respecter deux propriétés
  - Sûreté (safety) : au plus un processus est à la fois dans la section critique (dans l'état *dedans*)
  - Vivacité (liveness) : tout processus demandant à entrer dans la section critique (à passer dans l'état *dedans*) y entre en un temps fini

Techniques de l'exclusion mutuelle distribuée

- Plusieurs grandes familles de méthodes
  - Contrôle par un serveur qui centralise les demandes d'accès à la ressource partagée (Algorithme centralisé)
  - Contrôle par permission (Algorithme distribué – Ricart et Agrawala).
    - Les processus s'autorisent mutuellement à accéder à la ressource
  - Contrôle par jeton
    - Un jeton circule entre les processus et donne l'accès à la ressource
    - La gestion et l'affectation du jeton – et donc l'accès à la ressource – est faite par les processus entre eux
    - Deux approches : jeton circulant en permanence ou affecté à la demande des processus

Algorithme centralisé - Principe général

- Un serveur centralise et gère l'accès à la ressource
- Satisfaire les demandes des différents sites dans l'ordre où elles sont formulées => l'existence d'un ordre dans les requêtes => utilisation des horloges logiques scalaires.
- suppose que les canaux de communication entre les différents sites respectent la propriété FIFO.



Algorithme centralisé

- Un processus Pc est élu comme coordinateur
- Un processus voulant accéder à la ressource (quand il passe dans l'état *demandeur*) envoie une requête au coordinateur. Il se bloque jusqu'à ce qu'il reçoit un message OK.
- Quand le coordinateur lui envoie l'autorisation, il accède à la ressource (passe dans l'état *dedans*)
  - Si aucun processus n'est dans la SC S alors le coordinateur envoie un message OK à Pi
  - Si un autre processus Pj est dans la SC S alors :
    - Mettre la requête de *Pi* dans la file d'attente
    - Attendre que *Pj* libère la SC (passe dans l'état *dehors)* en envoyant un message LIBERE au coordinateur.
    - *Le coordinateur* retire le premier processus dans la file d'attente et lui envoie un message OK.
- Le coordinateur reçoit les demandes d'accès et envoie les autorisations d'accès aux processus demandeurs
  - Avec par exemple une gestion FIFO : premier processus demandeur, premier autorisé à accéder à la ressource

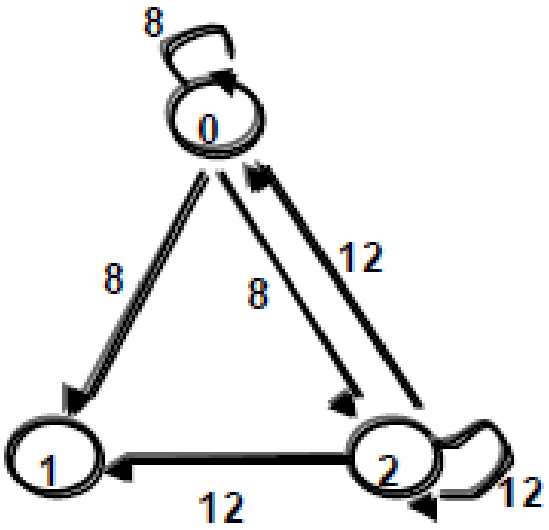
Algorithme centralisé - Bilan

- Avantages
  - Très simple à mettre en œuvre
  - Simple pour gérer la concurrence d'accès à la ressource (Utilise 3 messages (Demande, Libre, OK) pour chaque entrée/sortie d'une section critique.
- Inconvénients
  - Nécessite un élément particulier pour gérer l'accès
  - Si un processus ne reçoit pas de OK : Ressource utilisé ou coordinateur en panne ?
  - Potentiel point faible, goulot d'étranglement

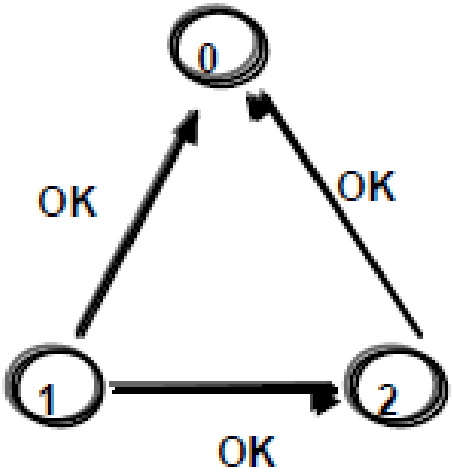
EM: Algorithme distribué
Ricart & Agrawala, 81

- Hypothèse : il existe un ordre total sur les événements (ex. utilisation de l'algorithme Lamport)
- Principe: duplication de la file d 'attente des demandes de SC sur tous les sites
- Chaque processus demande l'autorisation à tous les autres (sauf lui par principe)
  - Liste des processus à interroger par le processus *Pi* pour accéder à la ressource : Ri = { 1, ... , N } – { i }
- Se base sur une horloge logique (Lamport) pour garantir le bon fonctionnement de l'algorithme
  - Ordonnancement des demandes d'accès à la ressource
  - Si un processus ayant fait une demande d'accès reçoit une demande d'un autre processus avec une date antérieure à la sienne, il donnera son autorisation à l'autre processus
    - Et passera donc après lui puisque l'autre processus fera le contraire

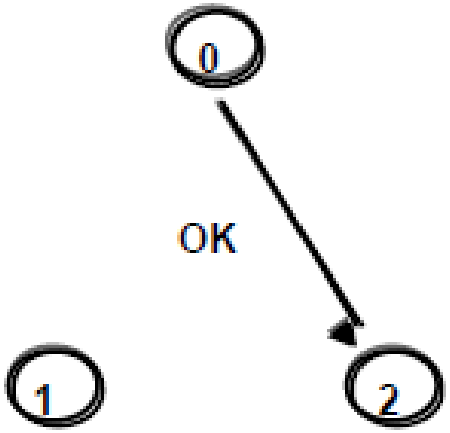
EM: Algorithme distribué
Ricart & Agrawala, 81



P0 et P2 veulent entrer dans une même section critique



P0 est plus ancien, il gagne et entre en section critique



P2 entre en section critique

EM: Algorithme distribué - Fonctionnement

- Chaque processus gère les variables locales suivantes
  - Une horloge *Hi*
  - Une variable *dernier* qui contient la date de la dernière demande d'accès la ressource
  - L'ensemble *Ri*
  - Un ensemble d'identificateurs de processus dont on attend une réponse : *attendu*
  - Un ensemble d'identificateurs de processus dont on diffère le renvoi de permission si on est plus prioritaire qu'eux : *différé*
- Initialisation
  - Hi = dernier = 0
  - différé = Ø, attendu = Ri

EM: Algorithme distribué - Fonctionnement

- Si un processus veut accéder à la ressource, il exécute
  - Hi = Hi + 1
  - dernier = Hi
  - attendu = Ri
  - Envoie une demande de permission à tous les processus de *Ri* avec estampille *(Hi, i)*
- Se met alors en attente de réception de permission de la part de tous les processus dont l'identificateur est contenu dans *attendu*
- Quand l'ensemble *attendu* est vide, le processus a reçu la permission de tous les autres processus
  - Accède alors à la ressource partagée
  - Quand accès terminé
    - Envoie une permission à tous les processus dont l'id est dans *différé*
    - *différé* est ensuite réinitialisé (différé = □)

EM: Algorithme distribué - Fonctionnement

- Quand un processus *Pi* reçoit une demande de permission de la part du processus *Pj* contenant l'estampille *(H, j)*
  - Met à jour *Hi* : Hi = max (Hi, H)
  - Si *Pi* pas en attente d'accès à la ressource : envoie permission à *Pj*
  - Sinon, si *Pi* est en attente d'accès à la ressource
    - Si *Pi* est prioritaire : place *j* dans l'ensemble *différé*
      - On lui enverra la permission quand on aura accédé à la ressource
    - Si *Pj* est prioritaire : envoi permission à *Pj*
      - *Pj* doit passer avant moi, je lui envoie ma permission
    - La priorité est définie selon la datation des demandes d'accès à la ressource de chaque processus
      - Le processus prioritaire est celui qui a fait sa demande en premier
      - Ordre des dates : l'ordre << de l'horloge de Lamport :
        (dernier, i) << (H, j) si ((dernier < H) ou (dernier = H et i < j))
- Quand processus Pi reçoit une permission de la part du processus Pj
  - Supprime l'identificateur de *Pj* de l'ensemble attendu : attendu = attendu – { j }

EM: Algorithme distribué - Bilan

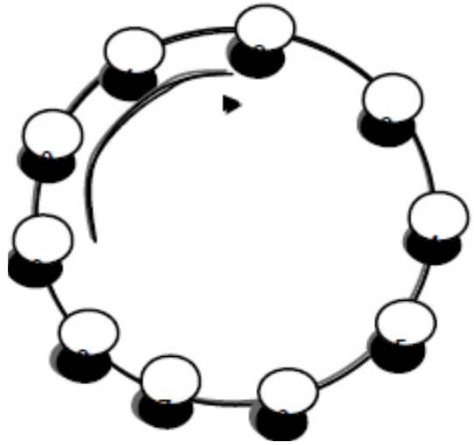
- Robuste (mais, savoir exactement combien de processus sont vivants (N doit constamment être exacte)
- Sûreté : vérifiée (et prouvable...) et vivacité : assurée grâce aux datations et aux priorités associées
- Utilise 2(N-1) messages pour chaque entrée/sortie d'une section critique
- Si un parmi le N processus tombe en panne => Blocages des processus voulant entrer en SC
  - Solution : Utilisation d'un message acquittement +Timeout
- En général : L'algorithme est lent, complexe est plus couteux que l'algorithme centralisé néanmoins il prouve l'existence d'un algorithme distribué d'exclusion mutuelle

EM: Algorithme distribué - Améliorations

- [Carvalho & Roucairol, 83]
  - Si *Pi* veut accéder plusieurs fois de rang à la ressource partagée et si *Pj* entre 2 accès (ou demandes d'accès) de *Pi* n'a pas demandé à accéder à la ressource
    - Pas la peine de demander l'autorisation à *Pj* car on sait alors qu'il donnera par principe son autorisation à *Pi*
    - Limite alors le nombre de messages échangés
- [Chandy & Misra, 84], améliorations tel que
  - Les processus ne voulant pas accéder à la ressource et qui ont déjà donné leur permission ne reçoivent pas de demande de permission
  - Horloges avec des datations bornées (modulo *m*)
  - Pas d'identification des processus

Exclusion mutuelle : méthode par jeton

- établir un anneau logique entre les processus
- introduire un jeton dans l ’anneau
- le processus possédant le jeton peut entrer en section critique. Il garde le jeton jusqu’à sa sortie de la section critique. Il passe ensuite le jeton au processus suivant dans l ’anneau logique
- sinon, il passe le jeton au processus suivant dans l’anneau logique
- Respect des propriétés
  - Sûreté : grâce au jeton unique
  - Vivacité : l'algorithme doit assurer que le jeton circule bien entre tous les processus voulant accéder à la ressource



En cas de panne:

- la panne d’un processus -> reformer l ’anneau
- la perte de jeton -> algorithmes de détection et de régénération du jeton une fois l’anneau reformé

Exclusion mutuelle : méthode par jeton

- Inconvénients
  - Nécessite des échanges de messages (pour faire circuler le jeton) même si aucun site ne veut accéder à la ressource
  - Si le jeton est perdu, il faut le redémarrer. La détection de la perte est difficile puisqu'il n'y a pas de temps alloué
  - Temps d'accès à la ressource peut être potentiellement relativement long
    - Si le processus *i+1* a le jeton et que le processus *i* veut accéder à la ressource et est le seul à vouloir y accéder, il faut quand même attendre que le jeton fasse tout le tour de l'anneau
- Avantages
  - Très simple à mettre en œuvre
  - Intéressant si nombreux processus demandeurs de la ressource
    - Jeton arrivera rapidement à un processus demandeur
    - Equitable en terme de nombre d'accès et de temps d'attente
      - Aucun processus n'est privilégié

Comparaison entre les 3 algorithmes

Type d'algorithme	Nombre de messages par entrée/sortie	Temps avant entrée	Problèmes
Centralisé	3	2	Défaillance du coordinateur
Distribué	2(n-1)	2(n-1)	Défaillance d 'un processus
Anneau à jeton	1 à ∞	0 à n-1	Perte de jeton, défaillance d '1 processus

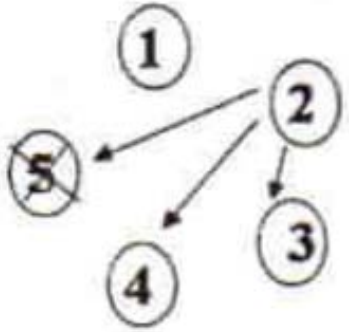
Algorithme d'élection

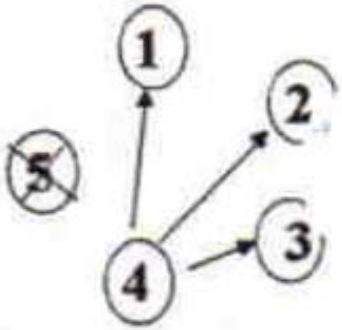
- Dans certaines configurations, il est important d'avoir un processus de coordination, appelé le coordinateur de l'exclusion mutuelle
- Election d'un coordinateur en prenant les hypothèses suivantes :
  - Chaque processus à un numéro unique, ce numéro définit une priorité, le plus grand numéro a la plus grande priorité.
  - Il y a un processus par machine (pour simplifier l'exemple).
  - Chaque processus connaît les numéros des autres processus.
  - Le processus ne sait pas quels sont les processus actifs ou inactifs.
  - Lorsqu'une élection démarre, le coordinateur est élu et tous les processus sont d'accord.
- L'objectif étant d'organiser une élection qui garantit que :
  - le processus élu est actif et unique
  - l 'élection est terminée avec l 'accord de tous les processus sur l'identité du processus élu

L'algorithme Bully

- Lorsqu'un processus s'aperçoit que le coordinateur ne répond plus, il initie une élection.
- **Principe :**
  - Un processus P détecte qu'une élection doit être initiée.
  - P envoie un message ELECTION à tous les processus ayant des n° plus élevés que lui.
  - Si aucun ne répond, P gagne l'élection et devient coordinateur.
  - Si un processus avec un numéro plus élevé répond, il prend la main et P a terminé.

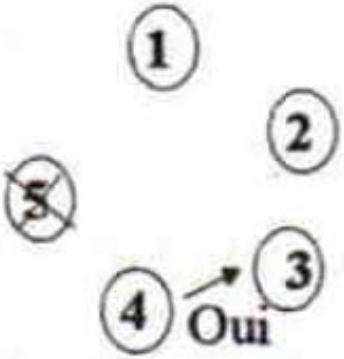
5 est le coordinateur, tombe en panne, 2 démarre l'élection



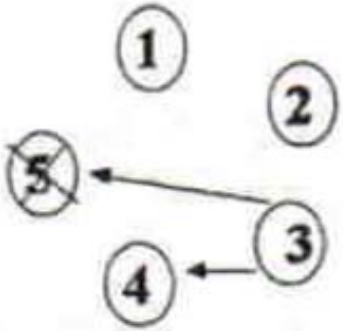


4 signale qu'il est le coordinateur

2 constate que 3 et 4 sont plus élevés, il s'arrête



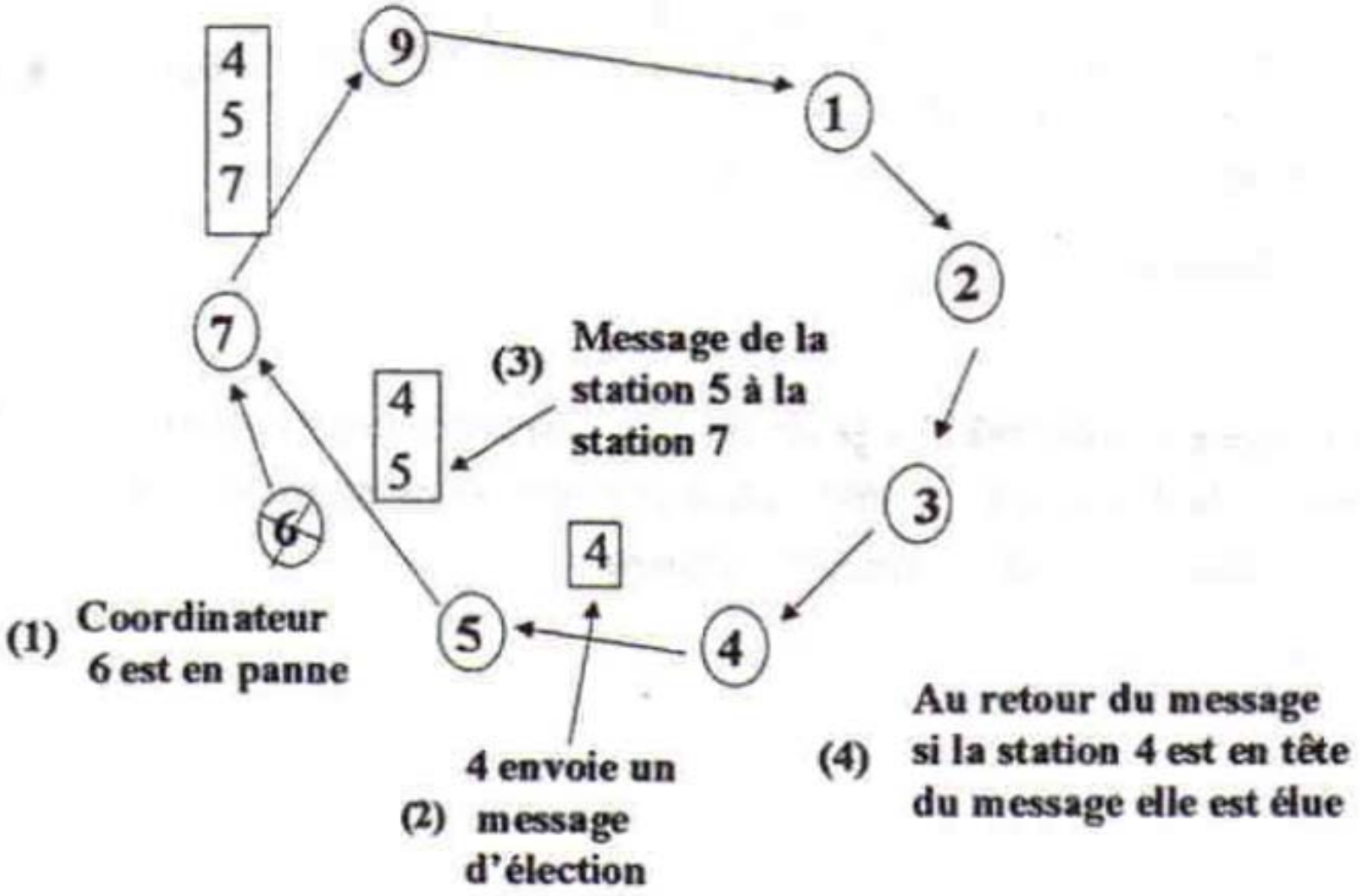
3 constate que 4 est plus grand, il s'arrête



3 démarre une élection

L'algorithme anneau

- C’est une élection en réseau à anneau mais sans le jeton. C’est un processus ordonné car les membres connaissent leurs successeurs. Les processus sont placés dans un anneau virtuel (groupe).
- **Principe :**
  - Lorsqu’un processus s’aperçoit que le coordinateur est en panne, il initie une élection.
  - Il construit un message (qui remplace le jeton) et y place son numéro.
  - Le message ELECTION circule successivement d'un processus au suivant et chaque membre rajoute son numéro dans la liste (triée par ordre décroissant).
  - Si le successeur est en panne, le message est envoyé au suivant (jusqu’à ce qu’un processus valide soit trouvé).
  - Lorsque le message revient à l’initiateur (il trouve son numéro dans la liste), il change l’intitulé du message : ELECTION devient COORDINATOR.
  - Le message refait un tour et tous les membres prennent connaissance du processus qui est le nouveau coordinateur et quels sont les membres qui constituent l’anneau.
  - Le message est ensuite détruit et tous les membres continuent leur travail.


4
5
7
9
1
2
7
(3) Message de la station 5 à la station 7
4
5
3
6
4
(1) Coordinateur 6 est en panne
5
4
Au retour du message
(4) si la station 4 est en tête du message elle est élue
4 envoie un
(2) message d'élection