
Cours ASPD

Algorithmes répartis: auto-stabilisation et nommage

Telecom Nancy 2A Apprentissage

Dominique Méry
Telecom Nancy
Université de Lorraine

Année universitaire 2024-2025
12 mai 2025(8:59am)

① Auto-stabilisation

- Généralités

- Définition

- Réseaux en anneau

- Algorithme de Dijkstra

- Algorithme de coloriage

② Calcul de l'état global

- Introduction du problème

- Etat global consistant

- Algorithme de Chandy et Lamport

③ Protocoles de diffusion

① Auto-stabilisation]

Généralités

Définition

Réseaux en anneau

Algorithme de Dijkstra

Algorithme de coloriage

② Calcul de l'état global

Introduction du problème

Etat global consistant

Algorithme de Chandy et

Lamport

③ Protocoles de diffusion

① Auto-stabilisation

- Généralités

- Définition

- Réseaux en anneau

- Algorithme de Dijkstra

- Algorithme de coloriage

② Calcul de l'état global

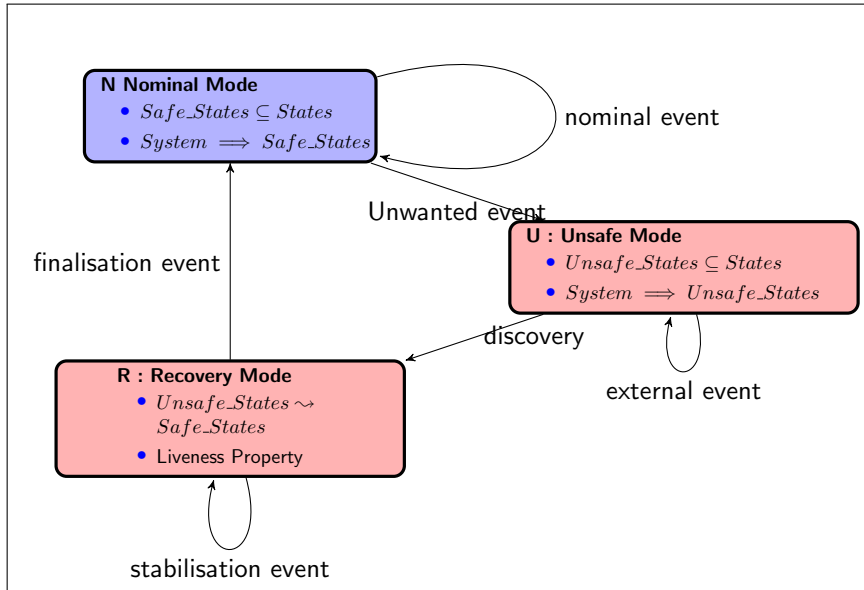
- Introduction du problème

- Etat global consistant

- Algorithme de Chandy et Lamport

③ Protocoles de diffusion

Auto-stabilisation dans les systèmes répartis



- Les systèmes peuvent être victimes de fautes transitoires
- Un certain nombre d'algorithmes permettent d'anticiper de tels problèmes.
- Les algorithmes auto-stabilisants constituent une alternative à la perte de l'état consistant d'un système donné à la suite d'une défaillance.
- Différents phénomènes peuvent apparaître lors de l'exécution d'un algorithme : en particulier peuvent se produire des changements dans le réseau (ajout ou disparition d'un sommet ou d'un lien) ou bien encore des altérations de messages ou de mémoires.
- Un algorithme est dit auto-stabilisant s'il se termine correctement en dépit de l'apparition de ces phénomènes.
- Un algorithme auto-stabilisant ne nécessite pas d'initialisation particulière.

- Les systèmes répartis sont exposés à des risques de défaillances transitoires qui peuvent placer un système donné dans un état ou une configuration arbitraire.
- Cette configuration arbitraire peut être une configuration ne satisfaisant plus l'invariant du système.
- Dans ce cas, la question est de concevoir un algorithme réparti permettant de faire converger le système global d'une configuration arbitraire vers une configuration dite stable et satisfaisant l'invariant.

① Auto-stabilisation

Généralités

Définition

Réseaux en anneau

Algorithme de Dijkstra

Algorithme de coloriage

② Calcul de l'état global

Introduction du problème

Etat global consistant

Algorithme de Chandy et Lamport

③ Protocoles de diffusion

Modélisation d'un système auto-stabilisant

- Soit un système réparti \mathcal{S} modélisé par un système de transition $(States, \longrightarrow)$ où $States$ est un ensemble d'états ou de configurations et où \longrightarrow modélise la relation de transition simulant l'activité du système.
- Une exécution ou un calcul de \mathcal{S} est une suite maximale $(\sigma_0, \sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_i, \dots)$ engendrée par $(States, \longrightarrow)$.
- Tout préfixe d'une telle suite est un calcul puisqu'il n'y a pas d'états initiaux déterminés.
- Tout préfixe d'exécution est donc un calcul ou une exécution de \mathcal{S} (pas de dépendance d'un état initial)

① Auto-stabilisation

Généralités

Définition

Réseaux en anneau

Algorithme de Dijkstra

Algorithme de coloriage

② Calcul de l'état global

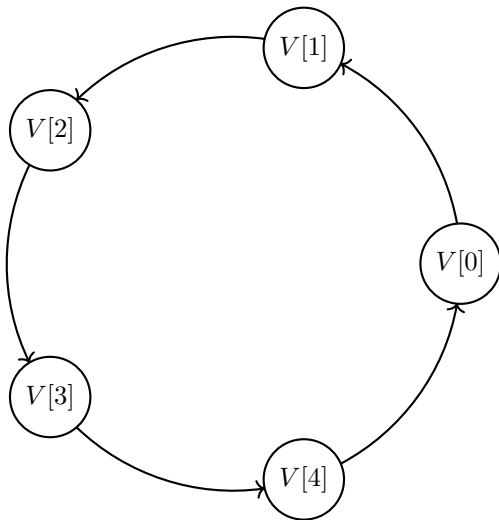
Introduction du problème

Etat global consistant

Algorithme de Chandy et Lamport

③ Protocoles de diffusion

Réseau en anneau



① Auto-stabilisation

Généralités

Définition

Réseaux en anneau

Algorithme de Dijkstra

Algorithme de coloriage

② Calcul de l'état global

Introduction du problème

Etat global consistant

Algorithme de Chandy et Lamport

③ Protocoles de diffusion

Problème de l'exclusion mutuelle

Description

- Dans toute configuration, au plus un processus a le privilège.
 - Chaque processus a le privilège infiniment souvent.
-
- Dans un réseau avec une topologie en anneau, des processus ont accès à une ressource.
 - Le privilège est accordé à un processus à la fois.
 - Le problème est que le privilège est géré par un jeton qui peut être perdu et donc être dans une configuration ne satisfaisant plus la propriété.

Algorithme de Dijkstra

DOMAINE $\triangleq 0..N$

IMAGE $\triangleq 0..M$

NToZERO \triangleq

$\wedge V[0] = V[N]$

$\wedge V' = [V \text{ EXCEPT } ![0] = (V[0]+1)\%(M+1)]$

OTHERS(I) \triangleq

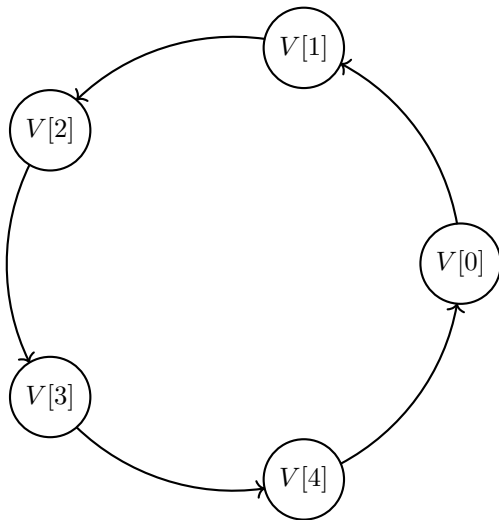
$\wedge I \in 0..N$

$\wedge I \neq N$

$\wedge V[I+1] \neq V[I]$

$\wedge V' = [V \text{ EXCEPT } ![I+1] = V[I]]$

Réseau en anneau



Propriétés de stabilisation

$\text{Init} == V = [i \setminus \text{in } 0..N \mid \rightarrow (\text{IF } i \neq N \text{ THEN } i \text{ ELSE } 0)]$
 $\text{Next} == \text{NToZero} \setminus / (\setminus E \text{ I } \setminus \text{in } 0..N-1: \text{Others}(\text{I}))$

$\text{Prop1} == (V[0] = V[N])$
 $\Rightarrow (\setminus A \text{ i } \setminus \text{in } 1..N-1: V[i+1] = V[i])$

$\text{Prop2} ==$
 $\setminus / (\setminus E \text{ i, j } \setminus \text{in } 0..N-1: i \neq j$
 $\quad \setminus / V[i+1] \neq V[i] \setminus / V[j+1] \neq V[j])$
 $\setminus / (V[0] = V[N] \setminus /$
 $\quad (\setminus E \text{ i } \setminus \text{in } 0..N-1: V[i+1] \neq V[i]))$

1 Auto-stabilisation

Généralités

Définition

Réseaux en anneau

Algorithme de Dijkstra

Algorithme de coloriage

2 Calcul de l'état global

Introduction du problème

Etat global consistant

Algorithme de Chandy et Lamport

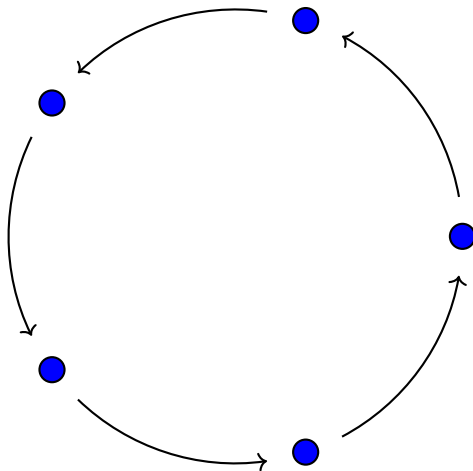
③ Protocoles de diffusion

Coloriage d'un anneau

Le problème du coloriage d'un anneau concerne l'existence d'une configuration dans laquelle trois nœuds consécutifs n'ont pas la même couleur et pose la question de définir un algorithme réparti permettant de l'atteindre à partir de toute configuration initiale de l'anneau.

- Modéliser un processus de coloration d'un anneau à partir d'une situation quelconque initiale pour atteindre une situation stable caractérisée par le fait que deux nœuds voisins n'ont pas la même couleur.
- La règle de changement de couleur : Si un nœud a la même couleur que l'un de ses voisins, il choisit une autre couleur que celle de ses voisins.
- La règle est applicable tant que deux nœuds ont la même couleur.
- La règle est non-applicable dès que les nœuds adjacents ont tous une couleur différente : le cas d'un anneau à un nœud est exclu en considérant qu'il y a au moins deux nœuds dans l'anneau.

Exemple d'anneau



CONTEXT *ring*

SETS

N

CONSTANTS

n

AXIOMS

$axm1 : n \in N \rightsquigarrow N$

$axm2 : \forall s \cdot s \subseteq n[s] \Rightarrow N \subseteq s$

$axm3 : finite(N)$

END

MACHINE *one-shot*

SEES *ring, color*

VARIABLES

col

INVARIANTS

$inv1 : col \in N \rightarrow color$

EVENTS

EVENT INITIALISATION

$act1 : col : \in N \rightarrow color$

EVENT stable

ANY

f

WHERE

$grd1 : f \in N \rightarrow color$

$grd2 : \forall x \cdot f(x) \notin f[(n \cup n^{-1})[\{x\}]]$

THEN

$act1 : col := f$

END

Le modèle définit la solution à trouver par un événement abstrait exprimant le lien entre la configuration initiale et une configuration stable. Les règles données expliquent comment le calcul est effectué par les différents processus du réseau. Chaque règle suppose que leur application est possible quand trois nœuds consécutifs vérifient une condition donnée.

Chaque règle constitue un élément de calcul réparti et cet élément est appliqué sur la *boule* centrée sur un nœud donné et tient compte des couleurs des nœuds périphériques.

MACHINE *rule* **REFINES** *one-shot*

SEES *ring, color*

VARIABLES *col, c*

INVARIANTS

inv1 : $c \in N \rightarrow color$

THEOREMS

thm1 :

$$\left(\begin{array}{l} \forall x \cdot c(x) \neq c(n(x)) \\ \vee \\ \exists x, clr \cdot c(x) = c(n(x)) \wedge clr \neq c(x) \wedge clr \neq c(n(x)) \end{array} \right)$$

EVENTS

EVENT INITIALISATION

$$act1 : col, c : \left(\begin{array}{l} col' \in N \rightarrow color \\ \wedge \\ c' \in N \rightarrow color \\ \wedge \\ col' = c' \end{array} \right)$$

EVENT stable REFINES stable

WHEN

$$grd1 : \forall x. c(x) \neq c(n(x))$$

WITNESSES

$$f : f = c$$

THEN

$$act1 : col := c$$

END

EVENT rule

STATUS convergent

ANY

x, clr

WHERE

$grd1 : c(x) = c(n(x)) \vee c(x) = c(n^{-1}(x))$

$grd2 : clr \neq c(n(x))$

$grd3 : clr \neq c(n^{-1}(x))$

THEN

$act1 : c(x) := clr$

END

La terminaison de ce processus dépend de la condition appelée variant et qui doit décroître par application des règles.

$$\textbf{VARIANT } \textit{card}(\{x | c(x) = c(n(x))\})$$

Les graphes VISIDIA sont symétriques; le graphe g est défini à partir du graphe n et la règle $rule$ est raffinée en $visidia-rule$

CONTEXT $ringgr$

EXTENDS $ring1$

CONSTANTS

g

AXIOMS

$axm1 : g = n \cup n^{-1}$

END

EVENT INITIALISATION

$act1 : col, c : |(col' \in N \rightarrow color \wedge c' \in N \rightarrow color \wedge col' = c')$

EVENT stable REFINES stable

WHEN

$grd1 : \forall x \cdot c(x) \notin c[g[\{x\}]]$

THEN

$act1 : col := c$

END

EVENT rule

STATUS convergent

REFINES rule

ANY

x, clr

WHERE

$grd1 : c(x) \in c[g[\{x\}]]$

$grd2 : clr \notin c[g[\{x\}]]$

THEN

$act1 : c(x) := clr$

END

Dérivation d'un programme VISIDIA

Rule : $\begin{array}{c} cl1 \\ \bullet \end{array} \text{---} \begin{array}{c} cl1 \\ \bullet \end{array} \text{ et } \begin{array}{c} cl1 \\ \bullet \end{array} \text{---} \begin{array}{c} cl2 \\ \bullet \end{array} \text{ se réduit en } \begin{array}{c} cl1 \\ \bullet \end{array} \text{---} \begin{array}{c} cl3 \\ \bullet \end{array} \text{ et } \begin{array}{c} cl3 \\ \bullet \end{array} \text{---} \begin{array}{c} cl2 \\ \bullet \end{array}$
 $\begin{array}{c} cl1 \\ \bullet \end{array} \text{---} \begin{array}{c} cl1 \\ \bullet \end{array} \text{ et } \begin{array}{c} cl1 \\ \bullet \end{array} \text{---} \begin{array}{c} cl1 \\ \bullet \end{array} \text{ se réduit en } \begin{array}{c} cl1 \\ \bullet \end{array} \text{---} \begin{array}{c} cl3 \\ \bullet \end{array} \text{ et } \begin{array}{c} cl3 \\ \bullet \end{array} \text{---} \begin{array}{c} cl1 \\ \bullet \end{array}$

Sommaire sur l'autostabilisation

- Définition d'algorithmes indépendants des états initiaux
- Algorithmes très complexes à vérifier en particulier *la terminaison*
- Version autostabilisante de beaucoup d'algorithmes

Terminaison de l'algorithme

- stabilité : un seul processus a la main ou un seul $i \in 0..N \wedge v[i] = v[i+N1]$.
- propriété 1 : il y a au moins un processus avec une garde franchissable :
 - ▶ tous les processus de 1 à N ont la même valeur (hypothèse)
 - ▶ nécessairement 0 et N ont la même valeur et 0 a la main.
- propriété 2 : toute configuration légale satisfait la propriété de clôture :
 - ▶ les processus de 0 à i-1 ont la même valeur
 - ▶ les processus de i à N ont la même valeur
 - ▶ $v[i] \neq v[i-1]$
- propriété 3 : à partir de toute configuration illégale, l'anneau atteint une configuration légale (le nombre de processus ayant la main ne peut pas croître et au mieux il peut stagner)
 - ▶ $0 \dots i-1$: non franchissable
 - ▶ chaque processus maintient le nombre de processus franchissables : on construit à partir de p, une suite $w_1 \dots w_N$ différent deux à deux
 - ▶ cette suite ne peut pas rester indéfiniment stable pr propagation de la valeur et respect de la constnace.

Conclusion

- Algorithmes répartis : problème de l'expression locale de la globalité
- Algorithmes très complexes à vérifier
- Prise en compte de nombreux aspects de l'environnement comme les fautes, les erreurs, . . .

1 Auto-stabilisation]

Généralités

Définition

Réseaux en anneau

Algorithme de Dijkstra

Algorithme de coloriage

2 Calcul de l'état global

Introduction du problème

Etat global consistant

Algorithme de Chandy et

Lamport

3 Protocoles de diffusion

① Auto-stabilisation

Généralités

Définition

Réseaux en anneau

Algorithme de Dijkstra

Algorithme de coloriage

② Calcul de l'état global

Introduction du problème

Etat global consistant

Algorithme de Chandy et Lamport

③ Protocoles de diffusion

- un programme réparti est constitué d'un ensemble de processus s'exécutant en parallèle et communiquant seulement par envoi de messages via des canaux de communication.
- Il n'y a pas d'horloge globale commune pour ces processus
- Les temps de transfert des messages ne sont pas bornés : sous hypothèse de communication fiable, ces temps sont finis.
- **Conséquence** : pas d'observation *simultanée* globale possible de l'état
- **Problème** : déterminer un état global consistant
- Le **snapshot** est une copie ou une photographie instantanée de l'état d'un système.

Exemples

- Calcul de la topologie d'un réseau
- Compter le nombre de processus dans un système réparti
- Détecter la terminaison
- Détecter le blocage
- Détecter la perte de coordination

Reconstituer l'état global

- Les algorithmes de snapshots permettent de donner des clichés répartis de l'état global
- Comment rassembler ces *clichés répartis* ou *snapshots* afin de donner une vue consistante et globale à chaque processus du système ?
- Proposer des algorithmes rassemblant les *fragments* en un état global.

Applications de ce problème

- *détection du blocage* : tout processus bloqué momentanément souhaite connaître l'état global du système, afin de savoir s'il a atteint une configuration de blocage.
- *détection de la terminaison* : dans le cas de calculs répartis, les processus exécutent des actions au cours de phases de calculs mais le passage à une phase suivante peut exiger que le processus en cours obtienne la connaissance de l'état des autres processus : nécessité de connaître l'état global.
- *détection de la conservation de jetons dans un réseau*
- *réinitialisation du réseau* : un système réparti peut entrer dans une configuration nécessitant de relancer ou de réinitialiser l'état global courant et cette relance peut être faite à partir des snapshots conservés qui vont donc constituer des points de reprise (*checkpoints*)

① Auto-stabilisation

Généralités

Définition

Réseaux en anneau

Algorithme de Dijkstra

Algorithme de coloriage

② Calcul de l'état global

Introduction du problème

Etat global consistant

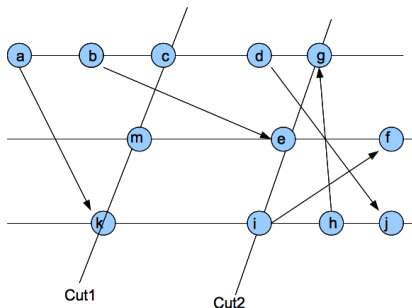
Algorithme de Chandy et Lamport

③ Protocoles de diffusion

Modélisation d'un système réparti

- Un système réparti est modélisé comme un ensemble fini de processus séquentiels
- Chaque processus i est caractérisé par un état local noté LS_i
- Chaque canal de communication C_{ij} a un état noté SC_{ij} .
- Chaque processus séquentiel peut réaliser trois types d'actions :
 - ▶ Une action interne modifiant l'état local
 - ▶ Une envoi sur un canal
 - ▶ Une réception sur un canal

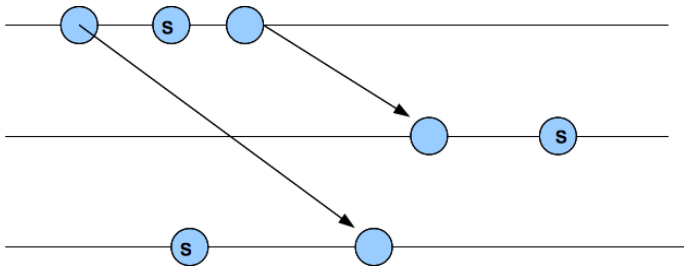
Coups



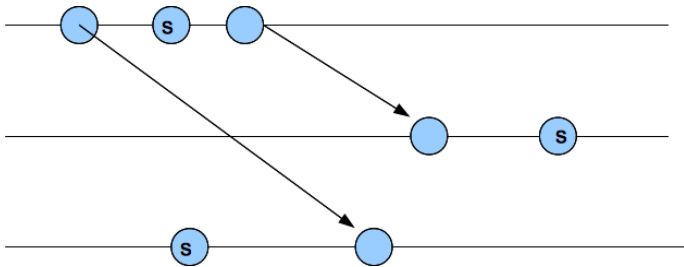
- $Cut1 = \{a, b, c, m, k\}$
- $Cut2 = \{a, b, c, d, g, m, e, k, i\}$

- Une coupure C est un ensemble d'événements
- Une coupure consistante C est une coupure satisfaisant la propriété suivante : $\forall a, b. a \in C \wedge b < a \Rightarrow b \in C$
- $Cut1$ est consistante mais $Cut2$ n'est pas consistante ($h < g$ mais $h \notin Cut2$).

Cas pathologique

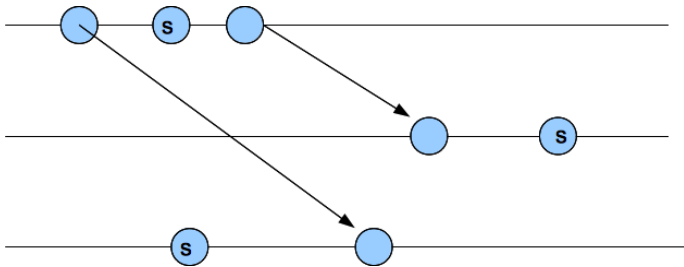


Cas pathologique



- Un message est reçu parce qu'il a été envoyé

Cas pathologique



- Un message est reçu parce qu'il a été envoyé
- *Pour tout canal de communication, tout message reçu a été envoyé*

Des coupures aux snapshots

- Deux coupures peuvent être équivalentes dans la mesure où l'échange de deux actions indépendantes c'est-à-dire causalement indépendantes.
- Pour une coupure donnée, on peut définir l'ensemble des événements les plus récents : ces événements constituent une frontière du calcul en cours.
- Une coupure induit donc un snapshot : une photographie du système et de son état global.
- Toute coupure consistante induit un snapshot consistant et le snapshot courant est l'ensemble des états locaux suivants les événements récemment enregistrés.
- Si $C1$ et $C2$ sont deux coupures telles que $C1 \subseteq C2$, alors $S2$ est plus récent que $S1$

- Une exécution (ou un calcul) C est un ordre total des événements
- Une exécution C est *consistante*, si elle est construite en satisfaisant la condition suivante :

Pour toute action a et b de C , si $a < b$, alors a *precedes* b .

- Deux exécutions sont équivalentes modulu la relation d'indépendance : deux actions a et b sont indépendantes si ni a *precedes* b et ni b *precedes* a
- Les algorithmes vont construire des snapshots consistants mais vont faire des choix selon les techniques utilisées.

Etat courant

1 Auto-stabilisation

Généralités

Définition

Réseaux en anneau

Algorithme de Dijkstra

Algorithme de coloriage

2 Calcul de l'état global

Introduction du problème

Etat global consistant

Algorithme de Chandy et Lamport

③ Protocoles de diffusion

Hypothèses de l'algorithme

- P est un ensemble de processus connectés via un ensemble de canaux C
- Pas d'horloge commune ni de mémoire partagée
- Toute processus peut enregistrer son état local, envoyer des messages ou recevoir des messages
- Les canaux sont
 - ▶ unidirectionnels
 - ▶ gérés selon la politique FIFO
 - ▶ de capacité infinie
 - ▶ sans erreur
 - ▶ équitables
- *Construire un snapshot consistant*

Principe de cet algorithme

- On se donne deux ensembles : P est l'ensemble des processus et M est l'ensemble des messages
- On définit un message particulier appelé marqueur et noté \star
- Un ensemble de processus P connectés par des canaux caractérisés par deux variables
 - ▶ $sent \in P \times P \rightarrow (\mathbb{N} \rightarrow M)$
 - ▶ $rec \in P \times P \rightarrow (\mathbb{N} \rightarrow M)$
 - ▶ $dom(sent) = dom(rec)$
- On se donne un initiateur du calcul $i \in P$.
- On se donne une variable s qui contient tous les processus au début de l'algorithme
- Deux actions sont possibles :
 - ▶ *CL1* : le processus i réalise les actions suivantes en un pas de calcul, si $i \in s$: soustraire i de s ; enregistrer l'état local ; envoyer le marqueur \star à tous ses canaux.
 - ▶ *CL2* : le processus $j \in P$ reçoit le marqueur \star sur un canal incident et réalise les actions suivantes : soustraire j de s ; enregistrer l'état local ; envoyer le marqueur \star à tous ses canaux.

Algorithme de Chandy et Lamport CL

Initialisation de CL

Initialisation du processus de calcul par un processus p tel que $taken_p = false$.

BEGIN

record(state(p))

$taken_p := true$

send m **to** $Neighbors(p)$

For each port i of p , record messages arriving on i

END

Algorithme de Chandy et Lamport CL

Initialisation de CL

Initialisation du processus de calcul par un processus p tel que $taken_p = false$.

BEGIN

record(state(p))

$taken_p := true$

send m **to** $Neighbors(p)$

For each port i of p , record messages arriving on i

END

- Applicable par n'importe quel nœud qui souhaite commencer

Algorithme de Chandy et Lamport CL

Initialisation de CL

Initialisation du processus de calcul par un processus p tel que $taken_p = false$.

BEGIN

record(state(p))

$taken_p := true$

send m **to** $Neighbors(p)$

For each port i of p , record messages arriving on i

END

- Applicable par n'importe quel nœud qui souhaite commencer
- Action effectuée localement

Algorithme de Chandy et Lamport

R-CL

Une action est activée si un marqueur m arrive sur un port j de p .

BEGIN

receive m **on** j **of** p

mark($port\ j$)

IF $not\ taken_p$ **THEN**

$taken_p := true$

record($state(p)$)

send m **to** $Neighbors(p)$

For each port $i \neq j$ **of** p , **record** messages arriving on i via $M_{p,i}$

ELSE

Stop recording messages incoming from port j of p

record($M_{p,j}$)

FI

IF p **has received** a marker via all incoming channels **THEN**

$local_snapshot_p := true$

FI

END

Propriétés de l'algorithme

- Pourquoi l'algorithme termine :
 - ▶ les canaux sont supposés fiables
 - ▶ les messages sont transmis FIFO
 - ▶ s est vide à la terminaison
 - ▶ Quand s est vide, tous les processus ont reçu le marqueur sur leurs canaux incidents.

Applications de l'algorithme

- Calculer le nombre de jetons dans un réseau
- Détermination de point de reprise de calcul

un réseau

- On considère un réseau de type anneau de 1 à 3 dans ce sens

- On considère un réseau de type anneau de 1 à 3 dans ce sens
- CL1 : le processus 1 envoie le jeton à 2 ; le processus devient local ($n(1) = 0$) ; il positionne les variables associées aux canaux : $sent(1, 2) = 1$ et $rec(3, 1) = 0$; il envoie le marqueur sur le canal $(1, 2)$.

- On considère un réseau de type anneau de 1 à 3 dans ce sens
- CL1 : le processus 1 envoie le jeton à 2 ; le processus devient local ($n(1) = 0$) ; il positionne les variables associées aux canaux : $sent(1, 2) = 1$ et $rec(3, 1) = 0$; il envoie le marqueur sur le canal (1, 2).
- E : le processus i reçoit le jeton et le renvoie à son voisin.

- On considère un réseau de type anneau de 1 à 3 dans ce sens
- CL1 : le processus 1 envoie le jeton à 2 ; le processus devient local ($n(1) = 0$) ; il positionne les variables associées aux canaux : $sent(1, 2) = 1$ et $rec(3, 1) = 0$; il envoie le marqueur sur le canal $(1, 2)$.
- E : le processus i reçoit le jeton et le renvoie à son voisin.
- CL2 : le processus i reçoit le marqueur ; le processus i devient local ($n(i) = 0$) ; il positionne $rec(i-1, i) = 1$ et $sent(i, i+1) = 1$; il envoie le marqueur sur le canal $(i, i+1)$.

- On considère un réseau de type anneau de 1 à 3 dans ce sens
- CL1 : le processus 1 envoie le jeton à 2 ; le processus devient local ($n(1) = 0$) ; il positionne les variables associées aux canaux : $sent(1, 2) = 1$ et $rec(3, 1) = 0$; il envoie le marqueur sur le canal $(1, 2)$.
- E : le processus i reçoit le jeton et le renvoie à son voisin.
- CL2 : le processus i reçoit le marqueur ; le processus i devient local ($n(i) = 0$) ; il positionne $rec(i-1, i) = 1$ et $sent(i, i+1) = 1$; il envoie le marqueur sur le canal $(i, i+1)$.
- L'algorithme termine et le nombre de jetons enregistrés est :
$$n_1 + n_2 + n_3 + sent(1, 2) - rec(1, 2) + sent(2, 3) - rec(2, 3) + sent(3, 1) - rec(3, 1)$$

Algorithme de Lay et Yang

Algorithme de Lay et Yang

- LY1 : L'initialisateur enregistre son état et quand il doit envoyer un message à un autre processus, il envoie le message (m,r) où r désigne une couleur.

Algorithme de Lay et Yang

- LY1 : L'initialisateur enregistre son état et quand il doit envoyer un message à un autre processus, il envoie le message (m,r) où r désigne une couleur.B
- LY2 : Quand un processus reçoit un message (m,r) , il enregistre son état, si ce n'est pas déjà fait, et accepte le message m .

roa

Algorithme de Lay et Yang

- LY1 : L'initialisateur enregistre son état et quand il doit envoyer un message à un autre processus, il envoie le message (m,r) où r désigne une couleur.B
- LY2 : Quand un processus reçoit un message (m,r) , il enregistre son état, si ce n'est pas déjà fait, et accepte le message m .

roa

- L'accessibilité de l'état global n'est pas garanti

1 Auto-stabilisation]

Généralités

Définition

Réseaux en anneau

Algorithme de Dijkstra

Algorithme de coloriage

2 Calcul de l'état global

Introduction du problème

Etat global consistant

Algorithme de Chandy et

Lamport

3 Protocoles de diffusion

Une diffusion est fiable, si

- elle est valide : quand un processus diffuse, tous les processus membres du groupe de diffusion reçoivent.
- elle satisfait la propriété d'accord : si un processus reçoit, alors tous les autres membres du groupe reçoivent.
- elle est intègre : chaque message n'arrive qu'une et une seule fois.

j Les mécanismes de diffusion fiable sont de type

- **FIFO** : les messages sont délivrés selon l'ordre d'envoi (FBCAST)
- **causalité** : les messages sont délivrés selon un ordre respectant la causalité (CBCAST)
- **Atomique** : les messages sont tous délivrés dans le même ordre (ABCAST)

Conventions et notations

- $\text{receive}_P(m)$: événement de réception d'un message m par le processus P .
- $\text{delivery}_P(m)$: événement de délivrance du message m au processus P .

Conventions et notations

- **receive_P(m)** : événement de réception d'un message m par le processus P.
- **delivery_P(m)** : événement de délivrance du message m au processus P.
- Observation : **receive_P(m)** précède **delivery_P(m)**
- Idée : différer la délivrance d'un message quand il est reçu.

Principe

Si un processus diffuse un message $m1$ puis un message $m2$, alors aucun processus du groupe ne livre le message $m2$ à moins que $m1$ ait été livré.

- Si $\text{send}_P(m1) \leadsto \text{send}_P(m2)$, alors pour tout processus Q du groupe de diffusion D , $\text{delivery}_Q(m1) \leadsto \text{cdelivery}_Q(m2)$.
- Idée de l'algorithme : à la réception des messages, on les stocke et on compare les estampilles des messages pour la composante d'envoi P .

Principe

Si

- un processus envoie un message $m1$
- la délivrance de $m1$ est suivi causalement de l'envoi de $m2$

alors tous les processus délivrent le message $m2$ après le message $m1$.

- Si $\mathbf{delivery}_Q(m1) \rightsquigarrow \mathbf{send}_P(m2)$, alors pour tout processus Q du groupe de diffusion D , $\mathbf{delivery}_Q(m1) \rightsquigarrow \mathbf{cdelivery}_Q(m2)$.
- Idée de l'algorithme : à la réception des messages, on les stocke et on compare les estampilles des messages pour la composante d'envoi P .

Ordre atomique avec ABCAST

Principe

Les processus d'un groupe livre les messages dans le même ordre.

- Si $\mathbf{delivery}_P(m1) \leadsto \mathbf{send}_P(m2)$, alors pour tout processus Q du groupe de diffusion D, $\mathbf{delivery}_Q(m1) \leadsto \mathbf{cdelivery}_Q(m2)$.
- Idée de l'algorithme : à la réception des messages, on les stocke et on compare les estampilles des messages pour la composante d'envoi P.

Protocole de diffusion CBCAST

Initialisation

Pour chaque site $i \in 1..n$, positionner les valeurs des vecteurs VC_i à 0.

Diffusion de m sur le site i

$\left\{ \begin{array}{l} VC_i(i) := VC_i(i)+1 \\ \textbf{Pour tout site } j \textbf{ de } 1..n : Send_i(m, VC_i(i), j) \end{array} \right.$

Réception

$\left\{ \begin{array}{l} Receive_i(m, VC_m, j) \\ Wait(VC_m = VC_i(j)+1) \\ Wait(\forall j. j \in 1..n \wedge j \neq i \Rightarrow VC_m \leq VC_i(j)) \\ Deliver_i(m) \\ VC_i(j) = VC_i(j)+1 \end{array} \right.$

Conclusion

- Rôle des estampilles pour les algorithmes d'exclusion mutuelle
- Rôle de horloges vectorielles dans la diffusion des messages et la propriété de causalité