Le but de cet article est double, à savoir. présenter un nouvel algorithme [0] pour la détection de la terminaison d'un calcul distribué et montrer comment il est possible de dériver l'algorithme en plusieurs étapes. Nous considérons N machines, chacune active ou passive. **Seules les machines actives envoient ce que l’on appelle des «messages» à d’autres machines.**

**la transmission du message est considérée comme instantanée. Après avoir reçu un message, une machine est active.**

**\*\* la réception d'un message est le seul mécanisme qui déclenche le passage de l'activité à une machine passive.**

Pour chaque machine, le passage de l’état actif à l’état passif peut se faire **«spontanément»**.

Il résulte de ce qui précède que l'état dans lequel toutes les machines sont passives est stable: **le calcul distribué auquel les messages sont associés est censé s'être terminé**. Le but de l’algorithme à concevoir est de permettre à l’une des machines, par exemple la machine n ° 0, de détecter que cet état stable a été atteint; En outre, il est nécessaire que l’algorithme de détection puisse gérer toute répartition de l’activité au moment où la machine n ° 0 lance l’algorithme de détection. Par souci de brièveté, nous désignerons le processus par lequel la "sonde" doit détecter la terminaison. La sonde doit évidemment impliquer, d'une manière ou d'une autre, toutes les autres machines.

Deux configurations ordonnées se présentent: une étoile (N - l) à pointes avec la machine n ° 0 en son centre ou les N machines disposées en anneau. Comme ce dernier produit moins de trafic de signalisation, nous adoptons la disposition circulaire, plus précisément, nous supposons la disponibilité de moyens de communication tels que

(i) la machine n ° 0 puisse initier la sonde en envoyant un signal à la machine n ° 1. ,

(ii) la machine n ° i + 1 peut propager la sonde autour de la sonnerie en envoyant un signal à la machine n ° i.

Ces installations de signalisation sont supposées disponibles, quelles que soient les installations pour l'envoi de messages.

**Notez que le fait d'être passif (par rapport au calcul distribué proprement dit) n'empêche pas une machine de participer à la signalisation ci-dessus**. La propagation de la sonde autour de l’anneau nous permet de décrire cette sonde comme envoyant un jeton autour de l’anneau. **Le jeton renvoyé à la machine n ° 0 constituera un élément essentiel de la justification de la conclusion selon laquelle tous les ordinateurs sont passifs.** Comme d'habitude, l'état du système sera capturé par un invariant, dit P. Dans la suite, P sera construit en plusieurs étapes, chaque étape consistant en une extension de l'espace d'états considéré et en un ajustement approprié de P

**t :**

**Dans la suite, t indique le numéro de la machine sur laquelle réside le jeton. La sonde se termine par t = 0.**

**Pour commencer, nous résolvons le problème en l’absence de message:** **dans ce cas, un robot actif peut devenir passif, mais une machine passive ne peut plus redevenir active.**

La conclusion selon laquelle toutes les machines sont passives doit découler de (i) l'invariant, (ii) t = 0 et (iii) des informations supplémentaires disponibles à la machine n ° 0. De plus, l'invariant doit tenir, indépendamment de la distribution de l'activité, **lorsque la machine n ° 0 a initialisé le jeton, c'est-à-dire lorsque t = N - 1.** Les exigences ci-dessus sont **satisfaites** par PO, donné par

**PO: (A i: t <i <N: le numéro de machine.i est passif).**

Nous pouvons maintenant concevoir le trafic du jeton de manière à garder invariant P0 . L'initiation de la sonde établit PO;

La transmission de jetons par l'une des machines restantes diminue toutefois de t par 1, falsifiant éventuellement PO.

En revanche, le PO est obtenu en adoptant

**Règle 0**. **Lorsqu'elle est active, la machine n ° i + 1 conserve le jeton; lorsqu'il est passif, il passe le jeton à la machine nr.i. (Fin de la règle 0)**

**Lorsque les autres machines sont passives, le jeton sera en temps voulu retourné à la machine n ° 0; lorsque, en outre, la machine n ° 0 est passive, une résiliation peut être conclue**. Ce qui précède comprend les règles relatives au trafic du jeton.

**Il faut ensuite prendre en compte la possibilité d’envoi de messages**: l**a machine P0 est falsifié lorsque la machine n °.i avec t <i devient active à la suite de la réception d’un message**. **Puisque seules les machines actives envoient des messages**, **on en déduit que le message qui falsifie PO a été envoyé par la machine nr.j avec j <= t.**

**DONC UNE MACHINE QUI A LE JETON NE RECOIE PAS DE MESSAGE ?**

**DONC P2 N’ENVOIE JAMAIS DE MESSAGE ?**

Afin de sauver la situation, nous adoptons l'invariant plus faible PO V Pl, tel que tout envoi de message susceptible de falsifier PO établit P1. À cette fin, chaque machine est supposée être noire ou blanche; pour P1nous choisissons

P1: (Ej: O <j <t: n ° machine.j est noire)

et l'envoi de messages empêche de falsifier le PO V Pl par l'adoption de

**Règle 1.** **Une machine qui envoie un message à un destinataire avec un numéro supérieur au sien devient noire**. (Fin de la règle 1)

Nous devons toutefois vérifier que les informations disponibles sur la machine n ° 0 combinées au plus faible PO VPl peuvent encore suffire pour conclure la terminaison. Puisque

(t = 0 /\ machine n ° 0 est blanc) => nonP1,

la détection de terminaison n'a pas été désactivée.

Maintenant, nous devons revenir au jeton, son trafic n’ayant été conçu que pour ne pas falsifier P0; il peut cependant falsifier PO V P1 en falsifiant P1. L'initiation de la sonde est sûre: elle établit PO et donc PO V P1, **la propagation de la sonde, en diminuant t de 1, peut falsifier Pi lorsque, tout en étant noir, une machine nr.i + 1 remet le jeton à la machine nr.i.**

Afin de préserver la situation, nous adoptons l'invariant PO V PI V P2 ~ encore plus faible, de sorte que toute transmission de jeton susceptible de falsifier Pl établit P2 .

Pour cela, le jeton est supposé être en noir ou en blanc. Pour P2 nous choisissons

P2: le jeton est noir et la transmission de jetons est empêchée de falsifier PO V P1 V P2 par l'adoption de

**Règle 2**. **Lorsque la machine nr.i + 1 propage le jeton, elle remet un jeton noir à la machine n ° i si elle est noire elle-même,**

alors qu’elle est blanche, elle laisse la couleur du jeton inchangée. (Fin de la règle 2)

Puisque (le jeton est blanc) =>NON P2, les informations disponibles sur la machine n ° 0 peuvent encore suffire pour conclure la terminaison.

Avec le noir, un nouveau phénomène a été introduit, à savoir. celui de l'échec

sonde: **quand un jeton noir est renvoyé à la machine n ° 0 ou que le jeton est renvoyé à une machine noire n ° 0,** la conclusion de la terminaison ne peut pas être tirée. En premier lieu, ce problème est résolu en adoptant

**Règle 3**. **Une fois la vérification infructueuse terminée, la machine n ° 0 lance une autre détection. (Fin de la règle 3)**

Sans la possibilité de passer du noir au blanc, une telle analyse suivante est toutefois garantie d'être aussi infructueuse que son prédécesseur. Par conséquent, notre tâche suivante consiste à déterminer quels sont les blanchissements qui ne faussent pas l’invariant PO V Pl v P2. Compte tenu du fait que l’initiation d’une sonde établit P0, nous pouvons adopter en toute sécurité

**Règle 4**. **La machine n ° 0 lance une vérification en se blanchissant et en envoyant un jeton blanc à la machine n ° N - 1. (Fin de la règle 4)**

Une possibilité de blanchir le jeton et la machine n ° 0 ayant été fournie, nous cherchons maintenant une occasion de blanchir les autres machines. Comme le blanchiment d’une machine ne peut falsifier que le P1, mais ne le fait pas lorsque le nombre de cette machine dépasse t, nous pouvons adopter en toute sécurité

**Règle 5**. **Lors de la transmission du jeton à la machine nr.i, la machine nr.i + 1 devient blanche**. (Notez que sa couleur d'origine peut avoir influencé la couleur du jeton.) (Fin de la règle 5)

Les protocoles de blanchiment ci-dessus suffisent: une sonde lancée après la terminaison se termine avec toutes les machines en blanc et, par conséquent, une sonde suivante est garantie pour renvoyer un jeton blanc à une machine blanche n ° 0.

Deux conséquences de notre protocole de blanchiment méritent d’être mentionnées. Premièrement, non seulement notre processus détecté est-il valable pour toute répartition initiale de l'activité, mais il est également indépendant des couleurs initiales des machines. Deuxièmement, la règle 1 peut être remplacée en toute sécurité par le plus simple.

**Règle 1'**. **Une machine qui envoie un message se fait noir. (Fin de la règle 1 ’) ;**

regle2 et 1’

En réponse à une distribution préliminaire de la solution ci-dessus, le professeur Mohamed G. Gouda, département d'informatique, Université du Texas à Austin, États-Unis, nous a envoyé son rapport technique intitulé «Exploration d'État répartie pour la validation de protocole» d'octobre 198 1 [, qui contient une solution antérieure au même problème. Sa solution ressemble à la nôtre en ce sens que les machines sont disposées en anneau. Dans la solution de Gouda, le jeton a une valeur entière (à savoir, jusqu’à N) et la valeur de N doit être disponible dans chaque machine; les machines, cependant, sont traitées sur un pied d'égalité. C’est un plaisir de mentionner le résultat de Gouda.

Une machine active peut envoyer un message à une autre machine active ?

Où mettre les formules LTL ?

Separer surete equite ?

https://spot.lrde.epita.fr/app/