



République Algérienne Démocratique et Populaire  
Ministère de l'enseignement Supérieur et de la  
Recherche Scientifique Faculté des Nouvelles  
Technologies de l'Information et la  
Communication Département d'Informatique  
Fondamentale et ses Applications



Année :  
N° d'ordre :  
Série :

## Réseaux et Système Distribué

*présentée et soutenue publiquement par*

**Karimou Seyni Ibrahim**

le 1<sup>er</sup> juin 2019

## Distribution des Espace Etats

Directeur de thèse : ...  
Co-encadrant de thèse : ...

**Jury**

..., .

M  
A  
S  
T  
E  
R



# Table des matières

<b>Table des matières</b>	<b>i</b>
<b>Liste des figures</b>	<b>iii</b>
<b>Liste des tableaux</b>	<b>v</b>
<b>1 Approche de partitionnement et de distribution des graphes</b>	<b>1</b>
1.1 Introduction . . . . .	2
1.2 Notions mathématiques . . . . .	2
1.3 Optimisation combinatoire . . . . .	3
1.4 Graphes . . . . .	5
1.5 Partitionnement de graphe . . . . .	6
1.6 Approches de partitionnement . . . . .	7
1.7 Distribution de graphes . . . . .	10
1.8 Conclusion . . . . .	13
<b>2 Model Checking</b>	<b>15</b>
2.1 Introduction . . . . .	16
2.2 Réseaux de Petri . . . . .	16
2.3 Logique temporelle arborescente (CTL) . . . . .	22
2.4 Model checking . . . . .	24
2.5 Conclusion . . . . .	25
<b>3 Algorithme de distribution d'espace d'états basée sur le comportement des systèmes</b>	<b>27</b>
3.1 Introduction . . . . .	28
3.2 Politique de distribution de l'espace d'états basée sur le comportement du système . . . . .	28
3.3 Principe Model Checking Distribué . . . . .	29
3.4 Paramètre d'optimisation . . . . .	31
3.5 Principe de l'équilibre de Nash . . . . .	31
3.6 Principe d'Optimisation de $\alpha, \beta$ et $\gamma$ . . . . .	32
3.7 Algorithme de redistribution . . . . .	33
3.8 Conclusion . . . . .	54
.1 Références . . . . .	I



# Liste des figures

1.1	Paysage énergétique dans le cadre continu d'une fonction de coût pour un espace des solutions à une dimension [BICHOT, 2007]	5
1.2	L'approche multi-niveau du partitionnement de graphe, [SANDERS, 2011]	10
1.3	Un espace d'état et sa distribution sur un cluster de 3 machines, [BENSE-TIRA, 2017]	11
2.1	Représentation graphique des éléments de RdP	17
2.2	Marquage d'une place	17
2.3	RdP ordinaire	17
2.4	RdP généralité	18
2.5	Réseaux de Petri de quatre saisons	18
2.6	La composition d'eau ( $2\text{H}_2 + \text{O}_2 \rightarrow 2\text{H}_2\text{O}$ ) sous forme d'un RdP	19
2.7	Graphe de marquage de ( $2\text{H}_2 + \text{O}_2 \rightarrow 2\text{H}_2\text{O}$ )	20
2.8	STE de ( $2\text{H}_2 + \text{O}_2 \rightarrow 2\text{H}_2\text{O}$ )	20
2.9	Une structure de Kripke à trois états, avec deux propositions	21
2.10	Une structure de Kripke à trois états, avec deux propositions	22
3.1	Structure de kripke distribué	30
3.2	Structure de kripke distribué	33
3.3	Structure de kripke Redistribué	54



# Liste des tableaux

3.1	Statistique des états . . . . .	30
3.2	Étape d'initialisation itération 1 . . . . .	35
3.3	Étape d'initialisation itération 2 . . . . .	35
3.4	Étape d'initialisation itération 3 . . . . .	35
3.5	Étape d'initialisation itération 4 . . . . .	36
3.6	Étape d'initialisation itération 5 . . . . .	36
3.7	Étape de marquage : itération 1 . . . . .	39
3.8	Étape de marquage : itération 2 . . . . .	39
3.9	Étape de marquage : itération 3 . . . . .	40
3.10	Étape de marquage : itération 4 . . . . .	40
3.11	Étape de marquage : itération 5 . . . . .	41
3.12	Calcul des valeurs des parametres : itération 1 . . . . .	43
3.13	Calcul des valeurs des parametres : itération 2 . . . . .	43
3.14	Calcul des valeurs des parametres : itération 3 . . . . .	44
3.15	Calcul des valeurs des parametres : itération 4 . . . . .	44
3.16	Calcul des valeurs des parametres : itération 5 . . . . .	44





# Chapitre 1

## Approche de partitionnement et de distribution des graphes

« ... »

...

### Sommaire

1.1	Introduction . . . . .	2
1.2	Notions mathématiques . . . . .	2
1.3	Optimisation combinatoire . . . . .	3
1.4	Graphes . . . . .	5
1.5	Partitionnement de graphe . . . . .	6
1.6	Approches de partitionnement . . . . .	7
1.7	Distribution de graphes . . . . .	10
1.8	Conclusion . . . . .	13

## 1.1 Introduction

Depuis le problème des ponts de Königsberg [EULER, 1736], la théorie des graphes s'est particulièrement développée en raison du nombre élevé de problèmes qu'elle permet de résoudre. C'est un outil privilégié de modélisation mathématique et de résolution de problèmes dans un grand nombre de domaines allant de la science fondamentale aux applications technologiques concrètes. Par exemple, les graphes déterministes et aléatoires sont utilisés en chimie (modélisation de structure), en sciences sociales (pour représenter des relations entre groupes d'individus), en mathématiques combinatoires, en informatique (structures de données et algorithmique). La modélisation mathématique facilite la compréhension d'un problème, car elle détermine un seul vocabulaire formel pour différentes situations, et elle permet de trouver une méthode de résolution efficacement et optimale. La théorie des graphes a une très large gamme d'applications dans divers domaines, en particulier chez les mathématiciens et les ingénieurs [DEO, 2017].

En informatique, les graphes jouent un rôle important dans de nombreuses branches ; ils sont utilisés pour représenter les interactions statiques ou dynamiques dans des réseaux complexes (interactions entre amis dans un réseau social ou son évolution, l'activation des gènes dans les systèmes biologiques, des réactions chimiques dans les réseaux biochimiques). En général, un graphe peut être utilisé pour représenter toute situation impliquant des objets discrets et des relations entre eux ; les graphes sont ensuite analysés pour découvrir les propriétés de l'objet modélisé, ou transformés pour construire d'autres types de modèles.

Nous présentons, dans ce chapitre, quelques notions mathématiques et de l'optimisation combinatoire, nous introduisant quelques notions sur la théorie des graphes et les différentes approches de partitionnement et de distribution des graphes.

## 1.2 Notions mathématiques

Cette section rappelle quelques définitions mathématiques.

**Définition 1 (Ensemble)** *Un ensemble désigne une collection d'éléments, la notation utilisée pour décrire un ensemble est  $S = \{s_1, \dots, s_n\}$ . Les ensembles utilisés dans ce document sont finis et leur taille est notée  $|S|$ . On note  $\emptyset$  l'ensemble vide.*

**Définition 2 (Cardinal d'un ensemble)** *Soit  $X$  un ensemble fini d'éléments. Le cardinal de l'ensemble  $X$  est égal au nombre d'éléments de  $X$ , et on le note  $\text{card}(X)$ .*

**Définition 3 (Partition)** *Soit un ensemble  $S$  quelconque. Un ensemble  $P$  de sous-ensembles de  $S$  est appelé une partition de  $S$  si :*

- *Aucun élément de  $P$  n'est vide ;*
- *L'union des éléments de  $P$  est égale à  $S$  ;*
- *Les éléments de  $P$  sont deux à deux disjoints.*

*Les éléments de  $P$  sont appelés les parties de la partition  $P$ . Le cardinal de la partition  $P$  est alors le nombre de parties de  $P$ .*

Le partitionnement de graphe fait partie des problèmes d'optimisation combinatoire, qui est une branche des mathématiques discrètes. Ce dernier parfois appelée mathématiques finies, sont l'étude des structures mathématiques où la notion de continuité est absente. Les objets étudiés en mathématiques discrètes (tels que les entiers relatifs, les

graphes simples et les énoncés en logique) sont des ensembles dénombrables [L, 1989]. Dans le cadre des mathématiques discrètes, un ensemble dénombrable (ensembles qui ont la même cardinalité que les sous-ensembles des nombres naturels, y compris les nombres rationnels mais pas les nombres réels) peut aussi être appelé ensemble discret.

### 1.3 Optimisation combinatoire

L'optimisation combinatoire, appelée aussi optimisation discrète, est une branche de l'optimisation en mathématiques appliquées et en informatique, également liée à la recherche opérationnelle, l'algorithmique et la théorie de la complexité, elle consiste à trouver un *meilleur* choix parmi un ensemble fini (souvent très grand) de possibilités. Elle recouvre les méthodes qui servent à déterminer l'optimum ou montrer la difficulté de résoudre une fonction sous des contraintes données, contrairement aux fonctions sans contrainte la solution optimale correspond au coût optimal (minimal, maximal) de la fonction.

La plupart des problèmes d'optimisation appartiennent à la classe des problèmes NP-difficile classe où il n'existe pas d'algorithme qui fournit la solution optimale en temps polynomial en fonction de la taille du problème et le nombre d'objectifs à optimiser. D'où la nécessité d'utiliser les méthodes approchées (Méta heuristique, Heuristique, etc.) pour obtenir l'ensemble des solutions admissibles aux problèmes. Dans ce qui suit nous présentons les concepts et vocabulaires liés au domaine.

**Définition 4 (Fonction objectif)** *Une fonction objectif est une fonction qui modélise le but à atteindre dans le problème d'optimisation sur l'ensemble des critères. Il s'agit de la fonction qui doit être optimisée. Elle est notée  $F(x)$  de manière générale  $F(x)$  est un vecteur :  $F(x) = [f_1(x), f_2(x), \dots, f_k(x)]$ . Elle est aussi appelée : critère d'optimisation, fonction coût, fonction d'adaptation, ou encore performance.*

**Définition 5 (Paramètres)** *Un paramètre du problème d'optimisation, est une variable qui exprime une donnée quantitative ou qualitative sur une dimension du problème : coût, temps, taux d'erreurs, etc. Ces paramètres correspondent aux variables de la fonction objective. Ils sont ajustés pendant le processus d'optimisation, pour obtenir les solutions optimales. On les appelle aussi variables d'optimisation, variables de conception ou de projet.*

**Définition 6 (Vecteur de décision)** *Un vecteur de décision est un vecteur correspondant à l'ensemble des variables du problème, il est noté :  $\vec{x} = [x_1, x_2, x_3, \dots, x_n]^T$  avec :  $n$  le nombre de variables ou dimension du problème et  $x_k$  la variable sur la dimension  $K$ .*

**Définition 7 (Critère de décision)** *C'est un critère sur lequel sont jugés les vecteurs de décision pour déterminer le meilleur vecteur. Un critère peut être une variable du problème ou une combinaison de variables.*

**Définition 8 (Contraintes)** *Une contrainte du problème est une condition que doivent respecter les vecteurs de décision du problème. Une contrainte est notée :  $g_i(\vec{x})$  avec  $i = 1, \dots, q$ ,  $q$  : le nombre des contraintes*

**Définition 9 (Solution admissible)** *Une solution admissible est un ensemble de valeurs données aux variables qui satisfait toutes les contraintes.*

**Définition 10 (Espace de recherche)** *L'espace de recherche représente l'ensemble des valeurs qui peuvent être prises par les variables.*

**Définition 11 (Solution optimale)** Une solution optimale est une solution admissible qui optimise la fonction objectif.

**Définition 12 (Problème d'optimisation combinatoire)** Un problème d'optimisation combinatoire se définit à partir d'un triplet  $(E, p, f)$  tel que :

- $E$  est un ensemble discret appelé espace des solutions (aussi appelé espace de recherche);
- $p$  est un prédicat sur  $E$ , i.e. une fonction de  $E$  dans vrai, faux;
- $f : S \rightarrow \mathbb{R}$  associe à tout élément  $x \in E$  un coût  $f(x)$ .  $f$  est appelée fonction de coût ou fonction objectif.

$p$  permet de créer un ensemble  $E_a = \{x \in E \text{ tel que } P(x) \text{ est vrai}\}$ . L'ensemble  $E_a$  est appelé l'ensemble des solutions admissibles du problème.

Il s'agit de trouver un élément  $\tilde{x} \in E_a$  qui minimise  $f$  :

$$f(\tilde{x}) = \min_{x \in E_a} f(x)$$

Lorsque le problème d'optimisation combinatoire consistant à chercher un élément maximum au lieu d'un élément minimum on a :

$$\max_{x \in E_a} f(x) = - \min_{x \in E_a} (-f(x))$$

Les problèmes d'optimisation combinatoire sont en général très coûteux à résoudre de façon optimale. C'est en particulier le cas du partitionnement de graphe. Lorsque le problème n'est pas soumis à aucune contraintes, le problème d'optimisation combinatoire, vise à trouver une partition des sommets d'un graphe  $G = (S, A)$  en  $k$  parties de tailles égales (on choisit  $k$  diviseur de  $\text{card}(S)$ ), aura pour ensemble de solutions  $E$  l'ensemble des partitions de  $S$  dont le nombre de parties va de un au nombre d'éléments de  $S$ , et dont les parties sont de tailles quelconques. Par contre, l'ensemble des solutions admissibles du problème,  $E_a$ , doit tenir compte des contraintes de celui-ci.

**Définition 13 (Optimum global, optimum local)** Soit un problème d'optimisation combinatoire  $(S, p, f)$  et  $S_a$  l'ensemble des solutions admissibles du problème induit par  $p$ . Soit  $\tilde{x} \in S_a$ .

- Si l'on peut prouver que  $\forall x \in E_a, f(\tilde{x}) \leq f(x)$ , alors on dira que  $\tilde{x}$  est l'optimum (minimum) global du problème;
- S'il existe un ensemble  $V \subset E_a$ , contenant  $\tilde{x}$ , et au moins deux éléments, tel que  $\forall x \in V, f(\tilde{x}) \leq f(x)$ , alors on dira que  $\tilde{x}$  est un optimum (minimum) local du problème.

L'espace des solutions  $E$  dispose d'une « topologie ». Connaître les caractéristiques de celle-ci est très utile pour comprendre le but du fonctionnement des méta-heuristiques. Cette topologie résulte de la notion de proximité entre deux solutions, aussi appelées dans ce cas configurations. La distance entre deux configurations représente le nombre minimum de modifications élémentaires nécessaires pour passer de l'une à l'autre. De plus, puisqu'à chaque configuration  $x$  est associée une valeur  $f(x)$ , l'espace des solutions est caractérisé par une courbe à plusieurs dimensions appelée « paysage énergétique ». Dans ce paysage énergétique, les optimums locaux ou globaux forment des « puits énergétiques » autour d'eux. Avant de décrire une solution du problème comme étant un minimum local, on vérifie en général que l'ensemble  $V$  est suffisamment « grand » par rapport à la taille de  $E_a$ . La Figure 1.1 représente l'équivalent en continu du paysage énergétique d'une fonction de coût pour un espace des solutions à une dimension.

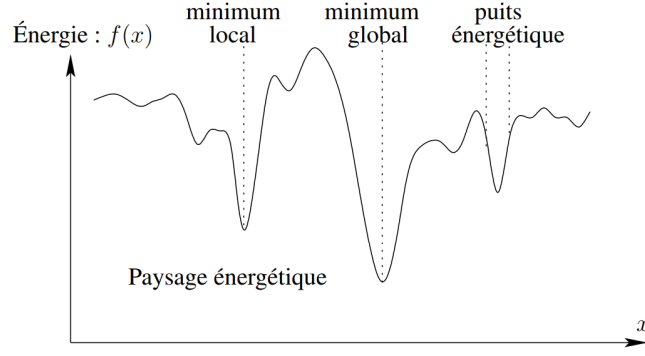


FIGURE 1.1 – Paysage énergétique dans le cadre continu d'une fonction de coût pour un espace des solutions à une dimension [BICHOT, 2007]

## 1.4 Graphes

Cette section rappelle quelques définitions de la théorie des graphes [QUEYROI, 2013].

**Définition 14 (Graphe)** Un graphe est un couple  $G = (S, A)$ , formé d'un ensemble  $S$  de sommets (ou nœuds ou points) et d'un ensemble  $A$  d'arêtes, d'arcs (ou lignes) qui sont associés à des sous-ensembles à deux éléments de  $S$ . Les sommets appartenant à une arête sont ses extrémités. Un sommet d'un graphe n'est pas nécessairement extrémité d'une arête : c'est alors un sommet isolé. La taille d'un graphe est, selon le cas, le nombre de ses sommets  $|S|$  ou le nombre de ses arêtes  $|A|$ . Selon la nature de l'ensemble  $A$ , le graphe peut être orienté ou non orienté.

**Définition 15 (Graphe orienté, non orienté)** Soit un graphe  $G = (S, A)$ . Si  $\forall (x, y) \in A, (y, x) \in A$ , alors le graphe est dit non orienté et les éléments de  $A$  sont appelés arêtes du graphe. Dans ce cas, on note indifféremment une arête :  $a \in A, (s, s') \in A$  avec  $s$  et  $s'$  dans  $S$ , ou encore  $(s', s)$ . Dans le cas contraire, le graphe est dit orienté et les éléments de  $A$  sont appelés arcs du graphe.

**Définition 16 (Adjacence)** Soient un graphe  $G = (S, A)$  et une arête  $a = (s, s') \in A$ . On dit que les sommets  $s$  et  $s'$  sont les sommets adjacents (voisins) à l'arête  $a$ . De même, on dit que  $a$  est l'arête adjacente aux sommets  $s$  et  $s'$ .

**Définition 17 (Degré d'un sommet)** Dans un graphe non orienté  $G = (S, A)$ , le degré d'un sommet  $s \in S$  est le nombre d'arêtes auxquelles ce sommet appartient :

$$\deg(s) = \text{card}((s, s') \in A, s' \in S)$$

**Définition 18 (Graphe Complet)** Un graphe est complet si tous ses sommets sont adjacents entre eux. Deux sommets non adjacents peuvent malgré tout avoir une certaine connexions. Dans ce cas, nous parlerons de chemin.

**Définition 19 (Chemin)** Un chemin dans  $G = (S, A)$  de longueur  $n$  est une suite de sommets  $a_1 a_2 \dots a_n a_{n+1}$  reliés entre eux par des arêtes, c'est-à-dire  $a_i a_{i+1} \in A$ , pour  $i = 1, 2, \dots, n$ . Un cycle est un chemin fermé, C'est-à-dire que  $a_1 = a_{n+1}$ .

**Définition 20 (Graphe connexe)** Soit un graphe  $G = (S, A)$ . On dit que ce graphe est connexe si, quels que soient les sommets  $s$  et  $s'$  de  $S$ , il existe un chemin de  $s$  vers  $s'$ .

**Définition 21 (Boucle et arête multiple)** Une arête est appelée une boucle si ses deux extrémités sont identiques. Si deux arêtes possèdent les mêmes extrémités, alors on dit que l'arête est multiple et que ces deux arêtes sont parallèles. Dans ce cas, la multiplicité d'une arête est le nombre total de ses arêtes parallèles, y compris elle-même.

**Définition 22 (Graphe value ou pondéré)** Un graphe pondéré est un graphe étiqueté où chaque arêtes (arcs) est affectée d'un nombre réel positif, appelé poids de cette arête (arc).

**Définition 23 (Sous-graphe)** Un sous-graphe  $H = (S_H, A_H)$  d'un graphe  $G = (S, A)$  est le graphe  $G$  auquel des sommets et/ou des arêtes ont été enlevés, c'est-à-dire

$$S_H \subseteq S \text{ et } A_H \subseteq A.$$

**Définition 24 (Chaîne)** Une chaîne est une suite d'arcs partant d'un sommet  $s_1$  et se terminant à un sommet  $s_n$ . Nous pouvons la définir comme suit :

$$G = (S, A) | S = \{s_1, s_2, \dots, s_n\} \wedge A = \{a_1, a_2, \dots, a_{n-1}\} \text{ où } a_i = (s_i, s_{i+1}) \text{ } i = 1..n-1.$$

**Définition 25 (Circuit)** Un circuit est une suite d'arcs partant et finissant au même sommet. Nous pouvons le définir comme suit :

$$G = (S, A) | S = \{s_1, s_2, \dots, s_n\} \wedge A = \{(s_1, s_2), (s_2, s_3), \dots, (s_{n-1}, s_n), (s_n, s_1)\}$$

**Définition 26 (Appariement)** Soit un graphe  $G = (S, A)$ . L'appariement  $M$  du graphe  $G$  est un ensemble d'arêtes non-adjacentes deux à deux. On dit que l'appariement est maximum lorsqu'il contient le plus grand nombre possible d'arêtes. On dit que l'appariement  $M$  est maximal lorsque toute arête du graphe possède une intersection non vide avec au moins une arête de  $M$ .

**Remarque** Tout appariement maximal est aussi un appariement maximum. Soit un appariement maximal  $M$ , si une arête quelconque de  $A$  qui n'est pas dans  $M$  est ajoutée à  $M$ , alors  $M$  n'est plus un appariement de  $G$ . La réciproque n'est pas nécessairement exacte : soit un graphe linéaire de 4 sommets, l'appariement composé de l'arête formée des deux sommets centraux est maximal mais pas maximum. Un graphe peut posséder plusieurs appariements maximal (et a fortiori plusieurs appariements maximum).

## 1.5 Partitionnement de graphe

Le partitionnement de graphe est un problème NP-Complet [GAREY, 1976], utilisé pour résoudre un grand nombre de problèmes d'ingénierie : La conception de circuits intégrés électroniques [CONG, 2003], la répartition de charge pour les machines parallèles [BARAT, 2016], la dynamique des fluides, le calcul matriciel, la segmentation d'images [GRADY, 2006] ou la classification d'objets [DHILLON, 2007].

Etant donné un graphe non-orienté  $G = (S, A)$  où  $S$  est l'ensemble des sommets et  $A$  est l'ensemble des arêtes. Les sommets et les arêtes peuvent être pondérés. Le problème du partitionnement d'un graphe  $G$  consiste à le diviser en  $k$  parties disjointes. Du point de vue mathématique, on peut partitionner les sommets ou bien les arêtes. Cependant, bien que certains problèmes cherchent à partitionner les arêtes d'un graphe [HOLYER, 1981], on entend le plus souvent par partition d'un graphe, le partitionnement des sommets de ce graphe.



**Définition 27 (Partition des sommets d'un graphe)** [BICHOT, 2013]

Soient un graphe  $G = (S, A)$  et un ensemble de  $k$  sous-ensembles de  $S$ , noté  $P_k = \{S_1, S_2, \dots, S_n\}$ . En d'autres termes,  $P_k$  est dite une partition de  $G$  si :

- Aucun sous-ensemble de  $A$  qui est élément de  $P_k$  n'est vide :  $\forall i \in \{1, \dots, k\}, S_i \neq \emptyset$
- Les sous-ensembles de  $S$  qui sont éléments de  $P_k$  sont disjoints deux à deux :  $\forall (i, j) \in 1, \dots, K, i \neq j, S_i \cap S_j = \emptyset$
- L'union de tous les éléments de  $P_k$  est  $S$  :  $\bigcup_{i=1}^k S_i = S$

Les éléments  $S_i$  de  $P_k$  sont appelés les parties de la partition.

Le nombre  $k$  est appelé le cardinal de la partition, ou encore le nombre de parties de la partition. Dans le cas  $k = 2$ , on a le problème de bissection.

## 1.6 Approches de partitionnement

Le partitionnement d'un graphe consiste à trouver une partition des sommets respectant une ou plusieurs propriétés. Ces propriétés sont de nature très diverses. On peut par exemple chercher à minimiser la capacité des arêtes externes, c'est-à-dire le nombre d'arêtes ou la somme totale des poids des arêtes reliant deux groupes. Le problème devient difficile si on cherche à diviser le graphe en  $k$  groupes de tailles équilibrées car il n'existe alors pas d'algorithme polynomial pour y répondre. Ce problème a été démontré NP-complet [HYAFIL, 1973], [GAREY, 1976]

Au cours des dernières années, beaucoup d'efforts ont été consacrés au développement d'heuristiques rapides et efficaces pour ce problème. Ces heuristiques peuvent souvent gérer des graphes assez grands avec des milliers de nœuds et fournir de bonnes solutions. Pour un aperçu plus détaillé, nous nous référons à [BICHOT, 2013], [BULUÇ, 2016], [SCHLOEGEL, 2000].

Nous allons maintenant présenter les approches couramment utilisées pour résoudre le problème du partitionnement de graphes.

### Approche exacte

Les solutions exactes peuvent être utilisées comme des facteurs importants pour valider les heuristiques. Cependant, peu d'effort ont été faits dans le développement d'algorithmes exacts [ARMBRUSTER, 2008], [BONAMI, 2012], [DELLING, 2012], [FELDMANN, 2015], [FERREIRA, 1998], [HAGER, 2013], [KAIBEL, 2011], [SELLMANN, 2003], [SØRENSEN, 2003]. La plupart de ces méthodes reposent sur la méthode de séparation et d'évaluation qui permet d'éviter l'exploration systématique de l'espace des solutions en éliminant les sous-arbres menant à des solutions moins bonnes qu'une solution donnée, et se diffèrent selon que l'exploration de l'arbre est réalisée en profondeur, par niveaux ou par ordre croissant des valeurs des fils non encore traités [LAND, 2010]. Du fait de la nature NP-difficile du problème, il est clair que généralement seuls des graphes relativement petits peuvent être résolus par une approche exacte.

### Approche spectrale

L'approche spectrale du partitionnement de graphes repose sur le théorème spectral de l'algèbre linéaire, elle consiste à rechercher les valeurs propres de la matrice de Laplace associée au graphe  $G$ , ensuite l'ordonnancement de ces valeurs qui est lié à la connectivité des sommets du graphe. Les techniques spectrales ont d'abord été utilisées par Donath

et Hoffman [DONATH, 1972] et Fiedler [FIEDLER, 1973], [FIEDLER, 1975], et ont été améliorées par la suite par plusieurs chercheurs [BOPPANA, 1987], [HENDRICKSON, 1995a], [KABELÍKOVÁ, 2006], [SIMON, 1991]. Il a été montré que cette méthode permet d'obtenir un extremum global avec certains graphes [POTHEN, 1990]; cependant, il a aussi été mis en évidence que cette méthode est très coûteuse en terme de calculs et devient inefficaces lorsque la taille du graphe devient importante [BARNARD, 1994].

## L'approche combinatoire

[BENSETIRA, 2017] Contrairement à l'approche spectrale, les travaux cités dans cette approche opèrent directement sur la structure du graphe. L'idée générale consiste à effectuer un parcours de proche en proche d'une partie de l'ensemble  $P(G)$  afin d'y trouver le meilleur candidat qui résolve le problème. En plus, un algorithme de ce type nécessite les deux données suivantes :

- la définition d'un voisinage dans  $P(G)$  ;
- l'historique des optimisations précédentes.

Le voisinage permet de définir comment l'algorithme va progresser en perturbant la solution courante  $S$  : par exemple, on peut définir le voisinage de  $S$  comme correspondant à un seul déplacement de sommet par l'ensemble des éléments de  $P(G)$  qui peuvent être obtenus en changeant dans la partie un seul sommet de  $S$ .

Dans cette approche, on distingue entre les méthodes basées sur les algorithmes itératifs et les méthodes basées sur les méta-heuristiques.

## Les algorithmes itératifs

Les algorithmes itératifs d'optimisation fonctionnent en partant d'une partition  $\Pi_0 \in P(G)$  de  $G$ , valide et bien équilibrée, et se déplacent dans l'espace des solutions en sélectionnant le voisin le plus proche qui permet de réduire la coupe de la partition. L'algorithme s'arrête lorsqu'aucun des voisins n'est satisfaisant. Ces algorithmes convergent donc vers l'optimum local accessible depuis la partition initiale  $\Pi_0$ .

Bien que la convergence ne soit que locale et dépendante du point de départ dans  $P(G)$ , ces algorithmes sont très populaires. Les résultats produits pouvant être améliorés en effectuant plusieurs exécutions à partir de partitions initiales différentes ou en utilisant le schéma multi-niveaux qui sera présenté plus loin. Parmi les algorithmes de cette catégorie, nous pouvons citer [FIDUCCIA, 1988], [HAGEN, 1997], [KERNIGHAN, 1970], [KRISHNAMURTHY, 1984].

Le principal défaut de ces approches itératives concerne leur vision strictement locale du problème, ce qui implique que le résultat ne peut être au mieux qu'un optimum local, fortement dépendant de la solution initiale. D'autres approches d'algorithmes d'optimisation ayant une vision plus globale peuvent être utilisées.

## Les approches basées sur les méta-heuristiques

Les algorithmes génétiques, ont fait l'objet de plusieurs approches pour le problème du partitionnement de graphes [BUI, 1996], [CHEVALIER, 2006], [CHOCKALINGAM, 1992], [SOPER, 2004], [TALBI, 1991]. Le principe est d'explorer l'espace des solutions à l'aide d'une population d'individus qui vont échanger entre eux certaines de leurs caractéristiques lors d'une étape de reproduction, ceci dans le but d'obtenir de nouveaux individus combinant les qualités de leurs parents tout en essayant d'en diminuer les défauts.



Pour un aperçu général des algorithmes génétiques abordant le problème du partitionnement de graphe, nous renvoyons le lecteur à l'article de [KIM, 2011].

Les principales difficultés d'application de ces algorithmes tiennent d'une part à la multitude de paramètres qu'il faut régler en fonction de la nature du problème, d'autre part à leurs coûts en mémoire et en temps : La taille de la population est liée à celle du problème et le temps est dépendant du nombre de générations qui est lié à la taille de la population.

Les méthodes de colonies de fourmis consistent à imiter le comportement des fourmis qui exploitent une méthode de résolution collective. En effet, les fourmis utilisent des phéromones pour marquer les différents chemins empruntés et la concentration de ces marqueurs chimiques est d'autant plus importante que la fréquence d'utilisation est importante. Pour le  $k$ -partitionnement, l'idée est donc d'utiliser  $k$  colonies de fourmis dont le but est d'accumuler la nourriture qui est distribuée sur les sommets du graphe, l'exploration est guidée par la répartition des colonies, de la nourriture et par les décisions des fourmis [KOROŠEC, 2004], [LANGHAM, 1999], [JOVANOVIĆ, 2016].

D'autres méta-heuristiques, comme la recherche tabou [BATTITI, 1999], le recuit simulé [BICHOT, 2004], [JOHNSON, 1989], [WILLIAMS, 1991], les algorithmes de gradients aléatoires adaptatifs (GRASP) [AREIBI, 2004], les méthodes de diffusion stochastique [TAO, 1993], [WAN, 2005], ont été appliquées avec plus ou moins de succès au partitionnement de graphe.

On peut aussi citer les travaux basés sur la méthode de percolation [MEYERHENKE, 2006], [PELLEGRINI, 2007] qui s'inspire du principe de l'écoulement d'un fluide à travers un solide poreux, et la méthode de fusion-fission [?] qui s'inspire de la physique nucléaire et plus particulièrement des fusions et fissions d'atomes. L'efficacité des méthodes combinatoires est étroitement liée à la taille de l'espace de recherche, les heuristiques calculent un partitionnement acceptable en un temps polynomial.

## L'approche multi-niveaux

La méthode multi-niveaux, introduite par [BARNARD, 1994], [HENDRICKSON, 1995b], [VAN DRIESSCHE, 1994], permet de réduire la taille du graphe ainsi que celle de l'espace de recherche tout en procurant l'accès à une vision globale pour les algorithmes combinatoires. L'idée principale est de travailler sur un graphe réduit ayant les mêmes propriétés topologiques que le graphe initial (regrouper les sommets ensemble pour traiter de groupes de sommets plutôt que de sommets indépendants). Pour ce faire, le schéma multi-niveaux comporte trois étapes (Figure 1.2) :

1. L'étape de contraction, durant laquelle on applique récursivement une fonction de contraction afin de diminuer la taille du graphe;
2. L'étape de partitionnement initial, où l'on applique une heuristique sur le plus petit graphe;
3. L'étape d'affinage, durant laquelle la partition initiale est projetée et raffinée sur les graphes de plus en plus gros jusqu'au graphe initial.

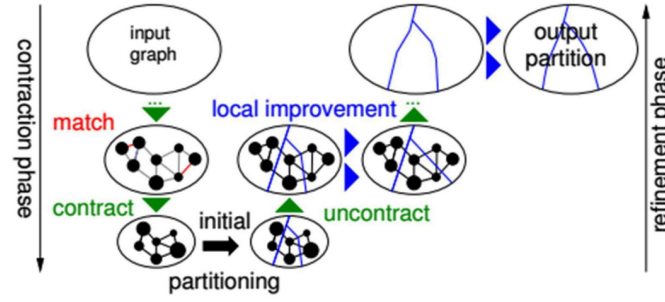


FIGURE 1.2 – L’approche multi-niveau du partitionnement de graphe, [SANDERS, 2011]

Dés lors, plusieurs améliorations ont été proposées [AURORA, 2007], [CHEVALIER, 2009], [KALAYCI, 2018], [KARYPIS, 2003], [KARYPIS, 1998], [MONIEN, 2000], [PELLEGRINI, 1995], [POPE, 2000], [PREDARI, 2017], [SAFRO, 2015], [SANDERS, 2011], [TALU, 2017].

## La parallélisation du partitionnement de graphe

Des tentatives de parallélisation des algorithmes de partitionnement de graphes ont vu le jour. On peut citer ParMeTiS [KARYPIS, 2011], ParJostle [WALSHAW], PT-Scotch [CHEVALIER, 2008], et Parkway [TRIFUNOVIC, 2015] pour le partitionnement d’hypergraphes. Tous ces outils utilisent un schéma multi-niveaux parallèle.

Des approches qui combinent les différentes méthodes présentées ci dessus ont été proposées, [CHAN, 2016], [LASALLE, 2013], [LASALLE, 2015], [LENG, 2007], [RAHI-MIAN, 2013], [SANDERS, 2012], [TASHKOVA, 2011].

## 1.7 Distribution de graphes

Le contexte général de notre projet de fin d’étude est la vérification formelle des systèmes. Les systèmes à vérifier sont représentés par des modèles de spécification formels, qui génèrent sous une sémantique formelle des espaces d’états. Un espace d’états peut être considéré comme un graphe. Dans ce contexte particulier, on parle de distribution de graphes (espaces d’états), et non pas de partitionnement de graphe. Les différences principales entre eux résident dans le fait que :

- Le partitionnement des graphes opèrent sur des graphes simples non orientés et pondérés. Alors que dans notre contexte, les graphes sont orientés, non pondérés, et contiennent dans la plupart des cas des cycles.
- En générale, les applications qui utilisent le partitionnement des graphes supposent l’existence préalable du graphe. Tandis que les espaces des états sont construits au moment de leurs distribution.
- La distribution d’un graphe n’interdit pas la duplication de certains de ses états (sommets) sur plusieurs parties distribuées du graphes.

### L’espace d’états distribué

Dans cette section, nous définissons la structure d’un espace d’états distribué qui se compose de sous-graphes localisés dans les différentes machines disponibles sur le réseau.

Un espace d'état est une structure relationnelle qui représente le comportement d'un système (programme, protocole, réseau social, ...). Il représente tous les états possibles du système et les transitions entre eux. Un espace d'états est un graphe orienté  $G = (S, A)$  avec un ensemble de sommets  $S$ , un ensemble d'arcs  $A$ .

**Définition 28** Soit  $M = \{M_K\}_{K=1..N}$   $N$  machines. Un espace d'états distribué, noté  $DiG$ , est un graphe avec une fonction de distribution  $f^k$ .  $DiG = (G; f^k)_{k=1..N}$ , tel que :  $G = (S, A)$  : est un graphe dirigé.  $f^k : G \Rightarrow G_k$  : est une application de  $G$  dans  $G_k$ , tel que  $G_k = (S_k, A_k) : \{G_K\}_{1 \leq k \leq N}$  est un ensemble de sous-ensembles appelés fragments  $G_k$ , tel que :  $\bigcup_{k=1}^N S_k = S$  et  $\bigcup_{k=1}^N A_k = A$

**Définition 29** [BENSETIRA, 2017]

Un fragment  $G_k$  est défini par  $G_k = (S_k, A_k)$  de tel sorte que :

- $S_k \subseteq S$  est un fragment des états de  $S$  dans la machine  $M_k$  tel que :
  - Aucun élément de  $S_k$  n'est vide :  $\forall k \in 1, \dots, N, S_k \neq \emptyset$
  - L'union de tous les éléments de  $S_k$  est égale à  $S$  :  $\bigcup_{k=1}^N S_k = S$
- $A_k = A_K^L \cap A_R^K$  tel que  $A_K^L \cap A_R^K = \emptyset$  : l'ensemble des transitions internes et externes avec :
  - $A_K^L \subseteq S_K \times S_K$  est l'ensemble des transitions entre les états qui appartient à la même machine  $M_k$  (transitions locales ou internes)
  - $A_R^K \subseteq S_K \times (S/S_K) \cup (S/S_K) \times S_K = (s, s')$ , tel que soit  $(s \in S_K \text{ et } s' \notin S_K)$  ou  $(s \notin S_K \text{ et } s' \in S_K)$  : est l'ensemble des transitions dont les origines se trouvent dans des machines locales et les états cibles (destination) sont dans des machines distantes (transitions externes) et inversement.

Le nombre  $k$  est appelé la cardinalité du fragment.

La Figure 1.3(a) représente un espace d'états, et une distribution possible de cet espace sur un réseau de trois machines (Figure 1.3(b)). Les transitions internes sont marquées avec des lignes continues, et les transitions externes sont marquées avec des lignes en pointillés.

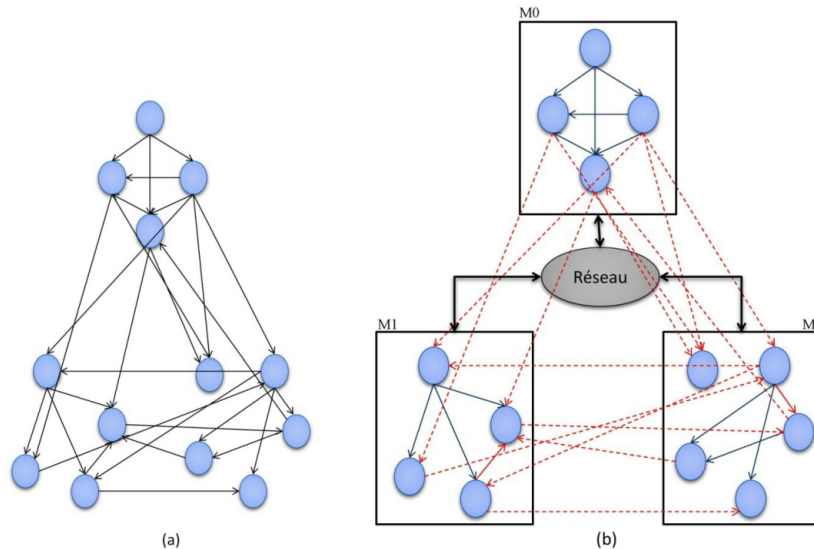


FIGURE 1.3 – Un espace d'état et sa distribution sur un cluster de 3 machines, [BENSETIRA, 2017]

## Approche de distribution des espaces d'états

**Distribution basée sur des fonctions** La plupart des solutions proposées pour la distribution des espaces d'états reposent sur l'utilisation d'une fonction de distribution qu'elle soit statique [GARAVEL, 2013] ou dynamique [ALLMAIER, 1997], basée sur la structure de formalisme de spécification utilisé [CIARDO, 1998], [BLOM, 2005] ou guidée par des heuristiques [RODRIGUES, 2006].

**Distribution basée sur la coloration** Cette approche consiste à introduire le concept de coloration et la relation de dominance dans les graphes pour trouver la bonne distribution des graphes. L'approche proposée dans [GUIDOUM, 2013] est basée sur le concept de la coloration forte stricte des graphes [BOUZENADA, 2012]. L'approche proposée est divisée en deux parties : un processus d'initialisation et un processus d'optimisation. Dans la première étape, les auteurs utilisent l'algorithme de coloration [BOUZENADA, 2012] qui assure la propriété de dominance. Les sorties de ce dernier (le nombre de couleurs dominées, ensemble de sommets colorés) sont exploitées pour répartir initialement le graphe et obtenir des parties disjointes. Ensuite le processus d'optimisation est utilisé pour trouver la bonne distribution.

**Distribution basé sur les métaheuristiques** Récemment une nouvelle alternative de distribution des espaces d'états a été investiguée. Les approches proposées dans cette classe se basent sur l'utilisation des méthodes d'optimisation combinatoire, qui ont montré leur efficacité de résolution des problèmes dans différents domaines d'application.

Saidouni et al. [SAIDOUNI, 2012] proposent un nouvel algorithme de distribution inspiré de l'algorithme d'optimisation par essaims de particules. Les auteurs ont pu montrer comment les composants de la métaheuristique PSO comme le voisinage, les particules, et leurs vitesses et direction peuvent être adaptés pour la distribution des graphes sur une plateforme de  $N$  machines. L'approche fournit un bon équilibrage de charge et une réduction des connexions externes dans le réseau. Cependant, cette approche souffre du problème des états redondants.

Une autre approche a été développée dans [TABIB, 2016], [TABIB, 2017], où les auteurs ont proposé un algorithme génétique basé sur la loi gravitationnelle de Newton pour la distribution de graphes. La particularité de cette approche est que les espaces d'états sont codés par les diagrammes de décision binaires, et l'utilisation d'un modèle génétique en ilot qui repose sur l'exécution parallèle de plusieurs machines qui contiennent des populations de même taille avec la migration de leur  $m$  meilleurs individus chaque  $n$  cycles.

Saidouni et Bensetira [BENSETIRA, 2017], proposent un nouvel algorithme de distribution de l'espace d'états basée sur le comportement des systèmes. La particularité de cette approche est que les états sont analysés, ensuite, selon les informations pertinentes sur les états et leurs connexions (transitions internes et externes), ils sont redistribués selon une certaines heuristiques afin d'optimiser les performances du système. Cela se fait en définissant une bonne localité d'un état comme celle qui optimise à la fois l'équilibre de la charge de travail et la quantité de communication entre les machines engendrés par l'exécution de l'application opérant sur l'espace d'états distribués.

## **1.8 Conclusion**

Dans ce chapitre, nous avons introduit quelques notions sur les graphes, ensuite nous avons donné un bref aperçu du travail qui a été fait sur le partitionnement et la distribution des graphes. Il nous est alors possible de développer de nouveaux algorithmes de distribution de graphe en exploitant le model cheching et les méthodes d'optimisation combinatoire.



# Chapitre 2

## Model Checking

### Sommaire

---

<b>2.1 Introduction</b>	<b>16</b>
<b>2.2 Réseaux de Petri</b>	<b>16</b>
<b>2.3 Logique temporelle arborescente (CTL)</b>	<b>22</b>
2.3.1 Syntaxe de CTL	22
2.3.2 Sémantique de CTL	22
<b>2.4 Model checking</b>	<b>24</b>
2.4.1 Model checking CTL sur les fargments	24
2.4.2 Model checking CTL distribué	25
<b>2.5 Conclusion</b>	<b>25</b>

---

## 2.1 Introduction

De nos jours, la vie des êtres humains dépend largement des systèmes informatiques qui remplissent des fonctions de plus en plus critiques. Ceci à augmenter la difficulté d'assurer le bon fonctionnement de ces systèmes afin d'éviter des conséquences qui peuvent s'avérer fatales, coûteuses et dramatiques [?], [?]. Dès lors, il faut fournir des techniques de vérification et de validation efficaces et performantes qui garantissent la sûreté de fonctionnement de ces systèmes critiques et qui prennent en charge leurs complexités croissantes [?].

Les méthodes formelles apportent une solution à ce problème, car elles permettent de définir des modèles mathématiques décrivant rigoureusement le comportement des systèmes. Elles les décrivent principalement à l'aide de langages formels adaptés et définis avec précision au niveau de la syntaxe et de la sémantique. Une fois décrit, elles peuvent prouver la correction du modèle en utilisant des méthodes de vérification formelle. La vérification consiste alors à s'assurer que l'ensemble des fonctionnements du système développé satisfait tous les besoins [?], [?].

Le model checking est une forme de vérification formelle des systèmes [?], [?]. Son principe est de vérifier que le modèle représentant le système, respecte bien les propriétés que l'on attend de lui, d'où le terme model checking. Les systèmes sont spécifiés par des formalismes tels que les automates temporisés [?], et les propriétés sont exprimées par des assertions dans une logique, par exemple la logique temporelle [?]. Bien que cette technique soit restreinte à des systèmes ayant un nombre fini d'états, elle permet une détection rapide et économique des erreurs dans des systèmes complexes. Parmi les outils les plus connus, on peut citer UPPAAL, DiVine, CADP, Murphi, Roméo, SPIN [?], [?], [GARAVEL, 2013], [?], [?], [?].

Les réseaux de Petri sont des outils à la fois graphiques et mathématiques permettant de modéliser le comportement dynamique des systèmes à événements discrets. Leur représentation graphique permet de visualiser d'une manière naturelle le parallélisme, la synchronisation, le partage de ressources, les choix (conflits), etc. Leur représentation mathématique permet d'analyser le modèle pour étudier ses propriétés et de les comparer avec le comportement du système réel. L'une des approches de vérification d'un réseau Petri consiste à générer son graphe de marquage dont les sommets représentent les états dans lesquels le système peut se trouver, et dont les arcs représentent les transitions faisant passer le système d'un état à un autre. Après la génération, le graphe de marquage peut être vu comme un système de transitions étiquetées [?]. Le système de transitions étiquetées, ainsi généré, est utilisé pour la vérification des propriétés du système spécifié par le réseau (model checking, bisimilarité, test de conformité, etc. [?], [?], [?]). Cependant, le modèle des systèmes de transitions étiquetées fait abstraction quant à l'exécution parallèle des transitions.

Nous nous intéressons dans ce chapitre, aux réseaux de Petri et au model checking distribué. Nous présentons dans un premier lieu les réseaux de Petri, puis les systèmes de transitions étiquetées et aussi la structure de Kripke. Enfin, on termine avec le model checking distribué.

## 2.2 Réseaux de Petri

Les Réseaux de Petri (abréviation RdP) ont été introduits par le mathématicien Allemand Carl Adam Petri dans sa thèse [PETRI, 1962], d'où leur appellation Réseaux de Petri (ou Petri Nets en anglais). Ces derniers méritent bien leur appellation car la thèse de C.A



Petri a présenté un certain nombre d'idées fondamentales du modèle. Mais la théorie de RdP en sa totalité, telle que nous la connaissons actuellement est le résultat de fusionnement et de contribution directe ou indirecte des travaux de plusieurs chercheurs de différentes universités et de différents laboratoires [VALETTE, 9novembre 2007].

Les réseaux de Petri sont des outils à la fois graphiques et mathématiques permettant de modéliser le comportement dynamique des systèmes à évènements discrets et d'évolutions simultanées. Leur représentation graphique permet de visualiser d'une manière naturelle le parallélisme, la synchronisation, le partage de ressources, les choix (conflits), etc. Leur représentation mathématique permet d'analyser le modèle pour étudier ses propriétés et de les comparer avec le comportement du système réel.

Ce section présente les notions fondamentales des réseaux de Petri.

**Définition 30 (Informelle)** *Un réseau de Petri est un graphe biparti dont les sommets sont répartis selon deux types, les places et les transitions. Ce graphe est constitué de telle sorte que les arcs du graphe ne peuvent relier que des places aux transitions ou des transitions aux places. Les places sont représentées par des cercles, alors que les transitions sont représentées par des traits ou des rectangles (Figure 2.1). Les places servent à représenter les états du système modélisé, tandis que les transitions représentent les changements d'état ou les événements [?].*



FIGURE 2.1 – Représentation graphique des éléments de RdP

Chaque place peut contenir un nombre entier de jetons. Les jetons modélisent souvent l'état d'une ressource (nombre d'instances, occupée ou non, ...). Un jeton est représenté par un petit cercle noir. Pour des commodités de présentation on met à l'intérieur d'une place le nombre de jetons présents (Figure 2.2).



FIGURE 2.2 – Marquage d'une place

À chaque arc est associé un nombre entier strictement positif appelé poids de l'arc. Lorsque le poids n'est pas signalé, il est égal à "1" par défaut. Le RdP dont tous ses arcs sont de poids "1" est appelé RdP ordinaire (Figure 2.3). Dans le cas où les arcs peuvent avoir des poids supérieurs à "1", il s'agit de RdP généralité (Figure 2.4).

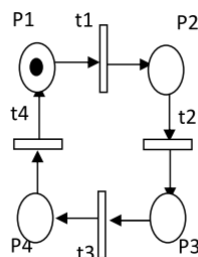


FIGURE 2.3 – RdP ordinaire

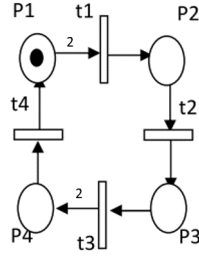


FIGURE 2.4 – RdP généralité

**Définition 31 (Formelle) [T, 1989]**

Formellement un RDP est un quintuplet,  $R = (P, T, Pre, Post, M_0)$  tel que :

- $P$  : L'ensemble des places;
- $T$  : L'ensemble des transitions;
- $Pre : (P \times T) \rightarrow \mathbb{IN}$ , est l'application d'incidence avant, correspondant aux arcs directs reliant les places aux transitions;
- $Post : (T \times P) \rightarrow \mathbb{IN}$ , est l'application d'incidence arrière, correspondant aux arcs directs reliant les transitions aux places;
- La matrice incidence du réseau est  $C = Post - Pre$ ;
- $M_0$  : Le marquage initial (état initial).

**Notation**

- ${}^\circ t$  : L'ensemble des places d'entrée de la transition  $t$ ;
- $t^\circ$  : L'ensemble des places de sortie de la transition  $t$ ;
- ${}^\circ p$  : L'ensemble des transitions d'entrée de la place  $p$ ;
- $P^\circ$  : L'ensemble de transitions de sortie de la place  $p$ ;

Le RdP de la Figure 2.5 décrit le cycle des quatre saisons. Les places représentent les saisons,  $p_1$  : le printemps,  $p_2$  : l'été,  $p_3$  : l'automne et  $p_4$  : l'hiver. Les transitions représentent les changements de saisons,  $t_1$  : le début d'été,  $t_2$  : le début d'automne,  $t_3$  : le début d'hiver et  $t_4$  : le début du printemps. Le jeton dans la place  $p_1$  indique que la saison à l'instant initial est le printemps. Ce scénario est modélisé comme suit :

$$P = \{p_1, p_2, p_3, p_4\},$$

$$T = \{t_1, t_2, t_3, t_4\},$$

$$Pre(p_1, t_1) = 1, Post(t_1, p_2) = 1, Pre(p_2, t_2) = 1, Post(t_2, p_3) = 1, Pre(p_3, t_3) = 1,$$

$$Post(t_3, p_4) = 1, Pre(p_4, t_4) = 1, Post(t_4, p_1) = 1,$$

$${}^\circ t_1 = \{p_1\}, t_1^\circ = \{p_2\}, {}^\circ t_2 = \{p_2\}, t_2^\circ = \{p_3\}, {}^\circ t_3 = \{p_3\}, t_3^\circ = \{p_4\}, {}^\circ t_4 = \{p_4\}, t_4^\circ = \{p_1\},$$

$${}^\circ p_1 = \{t_4\}, p_1^\circ = \{t_1\}, {}^\circ p_2 = \{t_1\}, p_2^\circ = \{t_2\}, {}^\circ p_3 = \{t_2\}, p_3^\circ = \{t_3\}, {}^\circ p_4 = \{t_3\}, p_4^\circ = \{t_4\}.$$

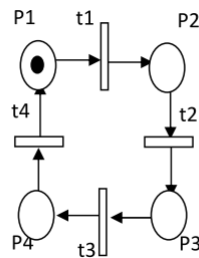


FIGURE 2.5 – Réseaux de Petri de quatre saisons

**Définition 32 (Sensibilisation d'une transition)** Une transition  $t$  est dite sensibilisée (validée, franchissable ou tirable) si chacune des places d'entrée  $p$  contient un nombre de jetons supérieur ou égal au poids de l'arc reliant  $p$  à  $t$  [?].

$$\forall p \in P, M(p) \geq \text{Pre}(p, t)$$

**Définition 33 (Franchissement d'une transition)** Le franchissement d'une transition  $t$  sensibilisée retire de chacune de ses places d'entrée  $p$  un nombre de jetons égal au poids de l'arc reliant  $p$  à  $t$  ( $\text{Pre}(p, t)$ ) et dépose sur chacune de ses places de sortie  $p$  un nombre de jetons égal au poids de l'arc reliant  $t$  à  $p$  ( $\text{Post}(p, t)$ ) [?]. Le franchissement d'une transition dans un marquage  $M$  donne un nouveau marquage  $M'$  défini par :

$$\forall p \in P : M'(p) = M(p) + C(p, t)$$

La Figure 2.6 illustre la réaction chimique ( $2\text{H}_2 + \text{O}_2 \rightarrow 2\text{H}_2\text{O}$ ) et le changement de marquage après le franchissement de la transition  $t$ . Avant le franchissement  $M_0 = [2 \ 2 \ 0]$ , après le franchissement  $M_1 = [0 \ 1 \ 2]$ . Les places sont ordonnées dans ce vecteur comme suit :  $\text{H}_2, \text{O}_2, \text{H}_2\text{O}$ , le marquage de la place  $\text{H}_2$  est noté par  $M(\text{H}_2)$ .  $M_0(\text{H}_2)$  est le marquage initial de la place  $\text{H}_2$ . Dans cet exemple  $M_0(\text{H}_2) = 2$ .

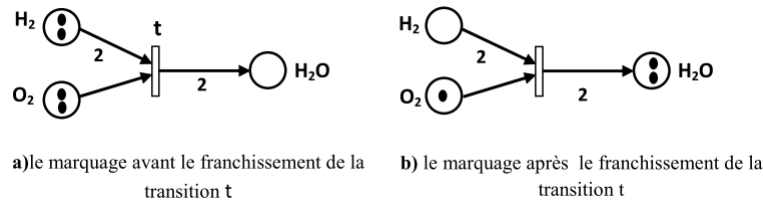


FIGURE 2.6 – La composition d'eau ( $2\text{H}_2 + \text{O}_2 \rightarrow 2\text{H}_2\text{O}$ ) sous forme d'un RdP

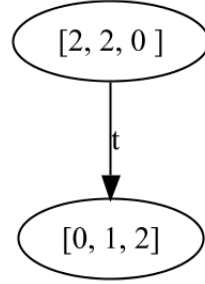
**Remarque** Lorsqu'une transition est validée, cela n'implique pas qu'elle sera immédiatement franchie; cela ne représente qu'une possibilité de franchissement, dans un RdP, même si plusieurs transitions sont validées par un même marquage une et seulement une transition peut être franchie.

**Définition 34 (Graphe de Marquage)** Le graphe des marquages du réseau  $G(R, M_0)$  est défini par un graphe orienté dont les sommets sont étiquetés par les marquages des états accessibles  $\text{Acc}(R, M_0)$  et dont les arcs sont étiquetés par des transition de  $L(R, M_0)$ . Un marquage  $M_i$  est accessible (atteignable) à partir de  $M_0$ , s'il existe une séquence  $s$  de franchissement des transitions qui permet d'atteindre  $M_i$  à partir de  $M_0$ . On note :  $M_0[s > M_i]$

La construction du graphe de marquage  $G$  est faite comme suit [?]:

- Pour chaque marquage  $M$  obtenu à partir de  $M_0$ , trouver toute les transitions franchissable  $t_i$ ;
- Pour chaque transition  $t_i$ , trouver son marquage  $M'$ ;
- Construire le nouveau nœud s'il est différent de celui déjà obtenu, puis ajouter l'arc correspondant au marquage actuel vers le prochain;
- Continuer l'exploration tant que des marquages et des transitions n'ont pas été encore considérés.

La Figure 2.7 illustre le graphe de marquage obtenue à partir du RdP de la Figure Figure 2.6.

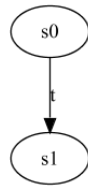
FIGURE 2.7 – Graphe de marquage de  $(2\text{H}_2 + \text{O}_2 \rightarrow 2\text{H}_2\text{O})$ 

**Définition 35 (Système de transitions étiquetées)** Un système de transitions étiquetées appelé aussi STE est un graphe orienté dont les sommets et les arcs de ce graphe orienté sont appelés respectivement états et transitions. Ces états et transitions sont associés avec une chaîne de caractères de manière à pouvoir les distinguer entre eux. Ces chaînes de caractères s'appellent noms lorsqu'elles sont associées aux états, et étiquettes lorsqu'elles sont associées aux transitions.

Formellement un système de transitions étiquetées est un quadruplet  $\text{STE} = (\mathcal{S}, \text{Act}, \delta, s_0)$  [SAIDOUNI, 2012] :

- $\mathcal{S}$  est un ensemble (dénombrable) d'états;
- $\text{Act}$  est un ensemble (dénombrable) d'actions dites observables;
- $\delta \subseteq \mathcal{S} \times (\text{Act} \cup \{i\})$  : est l'ensemble des transitions,  $i \notin \text{Act}$  est appelée action invisible (interne ou non-observable). Un élément  $(x, a, y) \in \delta$  sera aussi noté par  $x \xrightarrow{a} y$ .
- $s_0 \in \mathcal{S}$  est l'état initial de STE.

La Figure 2.8 illustre le STE du graphe de marquage de la Figure 2.7.

FIGURE 2.8 – STE de  $(2\text{H}_2 + \text{O}_2 \rightarrow 2\text{H}_2\text{O})$ 

**Définition 36 (Structure de Kripke)** Une Structure de Kripke un graphe orienté dont les nœuds représentent les états accessibles du système et dont les arcs représentent les transitions entre les états. Une fonction d'étiquetage fait correspondre à chaque état un ensemble de propositions logiques vraies dans cet état [KRIPKE, 1963].

Formellement une structure de Kripke est un 4-uplet  $\mathcal{M} = (\mathcal{S}, \mathcal{I}, \mathcal{R}, \mathcal{L})$  [EDMUND M. CLARKE, 1999] :

- $\mathcal{S}$  est un ensemble fini d'états;
- $\mathcal{I} \subseteq \mathcal{S}$  est un ensemble d'états initiaux;
- $\mathcal{R} \subseteq \mathcal{S} \times \mathcal{S}$  est une relation de transition qui vérifie : pour tout  $s \in \mathcal{S}$ , il existe  $s' \in \mathcal{S}$  tel que  $(s, s') \in \mathcal{R}$ ;

Soit  $\text{AP}$  un ensemble de propositions atomiques, c'est-à-dire des expressions booléennes portant sur des variables, des constantes et des prédicats. On note  $2^{\text{AP}}$  l'ensemble des parties de  $\text{AP}$ .

- $\mathcal{L} : \mathcal{S} \rightarrow 2^{\text{AP}}$  est une fonction d'étiquetage (ou d'interprétation) définit pour chaque état  $s \in \mathcal{S}$  l'ensemble  $\mathcal{L}(s)$  de toutes les propositions atomiques qui sont valides dans cet état.

**Remarque** La condition associée à la relation de transition  $R$  spécifie que chaque état doit avoir un successeur dans  $R$ , ce qui implique que l'on peut toujours construire un chemin infini dans la structure de Kripke. Cette propriété est importante lorsque l'on traite des systèmes réactifs [SCHNEIDER, 2004]. Pour modéliser un interblocage dans une structure de Kripke, il suffit de faire boucler l'état d'interblocage sur lui-même.

Un chemin dans la structure  $M$  est une suite  $c = s_1, s_2, s_3, \dots$  d'états tels que  $(s_i, s_{i+1}) \in R$  pour tout  $i$ . L'étiquette du chemin est la suite d'ensembles  $w = L(s_1), L(s_2), L(s_3), \dots$  qui peut être vu comme un mot infini sur l'alphabet  $2^{AP}$ .

La Figure 2.9 représente une structure de Kripke dont l'ensemble de propositions atomiques est  $AP = \{p, q\}$ . Ici  $p$  et  $q$  sont des propriétés booléennes quelconques. L'état  $s_1$  contient les deux propositions, les états  $s_2$  et  $s_3$  respectivement  $q$  et  $p$ . L'automate admet le chemin  $c = s_1, s_2, s_1, s_2, s_3, s_3, s_3, \dots$ , et le mot  $w = \{p, q\}, q, \{p, q\}, q, p, p, p, \dots$  est la suite des étiquettes associées.

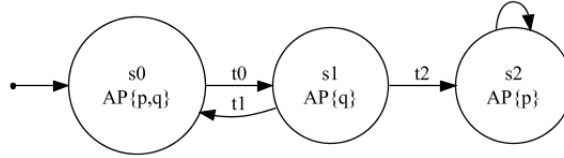


FIGURE 2.9 – Une structure de Kripke à trois états, avec deux propositions

La distribution de l'espace d'états entraine la fragmentation de la structure de Kripke. Les structures partielles de Kripke modélisent des espaces d'états incomplets à parties inconnues (états border). L'évaluation des formules logiques temporelles sur les structures partielles de Kripke repose donc sur des interprétations à trois valeurs ; la valeur de vérité supplémentaire  $\perp$  signifie « inconnu si la propriété est vraie ou fausse ».

Formellement une structure partielle de Kripke est un 4-uplet

$F_M(T) = (S_T, I_T, R_T, L_T)$  [ABIDINE, 2011] :

- $T \subseteq S$  ;
- $S_T$  est une sous ensemble d'états fini de l'espace d'états  $S$  ;
- $R_T \subseteq S_T \times S_T$  est une relation de transition qui vérifie : pour tout  $s \in T$ , il existe  $s' \in S_T$  tel que  $(s, s') \in R$  ;
- $I_T$  est un ensemble fini d'états qui vérifie : pour tout  $s \in S_T$  tel que  $s \in I$  ;
- $L_T : S_T \times P \rightarrow \{false, \perp, true\}$ .

La Figure 2.10 représente des structures partielles de Kripke répartie sur trois machines, dont l'ensemble de propositions atomiques est  $AP = \{a, b, c\}$ . La répartition des états est fait comme suit :

- Sur la machine  $M_1$  la structure partielle renferme deux états à parties complets  $s_0$  et  $s_1$ , et deux états à parties incomplets  $s_2$  et  $s_4$  ;
- Sur la machine  $M_2$  la structure partielle renferme un état à partie complet  $s_4$ , et un état à partie incomplet  $s_5$  ;
- Sur la machine  $M_3$  la structure partielle renferme deux états à parties complets  $s_2$  et  $s_5$ , et deux états à parties incomplets  $s_1$  et  $s_4$  ;

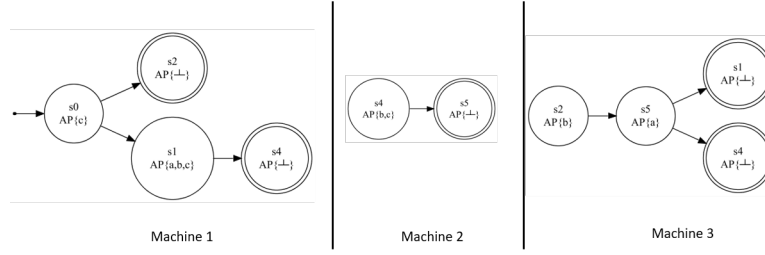


FIGURE 2.10 – Une structure de Kripke à trois états, avec deux propositions

## 2.3 Logique temporelle arborescente (CTL)

Logique temporelle définie des opérateurs permettant de « lier » des variables propositionnelles  $p$  aux instants  $t$ . Par exemple, une assertion liée au comportement d'un programme telle que « après exécution d'une instruction  $i$ , le système se bloque », les actions de cette assertion s'exécutent suivant un axe de temps : à l'instant  $t$ , exécution de l'instruction  $i$ , et à  $t + 1$  blocage du système. La logique du temps arborescent permet de modéliser les expressions du passé et du futur [J. W. BAKKER, 1983], [E. M. CLARKE, 1981], [E. A. EMERSON, 1983].

La logique du temps arborescent (CTL) « Computation Tree Logic (en anglais) » permet d'exprimer des propriétés portant sur les arbres d'exécution (issus de l'état initial) du programme. Elle modélise des expressions du passé et du futur à partir d'un état du système. Une expressions CTL exprime des propriétés relatives à l'arbre d'exécution grâce une syntaxe et une sémantique.

### 2.3.1 Syntaxe de CTL

Le langage des formules de CTL sont les formules d'état définies inductivement par :

- $\forall p \in AP$ ,  $p$  est une formule d'état ;
- Si  $p, q$  sont des formules d'état, alors  $p \vee q$  et  $\neg p$  sont des formules d'état ;
- Si  $p$  est une formule de chemin, alors  $E_p$  et  $A_p$  sont des formules de chemin ;
- Si  $p$  et  $q$  sont des formules d'état, alors  $X_p$  et  $pUq$  sont des formules d'état.

### 2.3.2 Sémantique de CTL

La sémantique de CTL est interprétée dans une structure de Kripke. Les états sont décorés par les propositions atomiques  $p$ .

Soit  $q_0$  un état de  $S$ . La sémantique de CTL est définie inductivement par :

- $p \in AP$ ,  $q_0 \models p \Leftrightarrow p \in L(q_0)$
- $q_0 \models p \vee q \Leftrightarrow q_0 \models p$  ou  $q_0 \models q$
- $q_0 \models \neg p \Leftrightarrow \text{not}(q_0 \models p)$
- $q_0 \models E_p \Leftrightarrow \exists \delta = q_0 \dots q_n$  telle que  $\delta \models p$  ( $p$  formules de chemins)
- $q_0 \models A_p \Leftrightarrow \forall \delta = q_0 \dots q_n$  on a  $\delta \models p$  ( $p$  formules de chemins)
- $\delta \models X_p \Leftrightarrow \delta_1 \models p$  ( $p$  formules d'état)
- $\delta \models pUq \Leftrightarrow \exists j \geq 0, \delta_j \models q$  et  $(\forall k < j, \delta_k \models p)$  ( $p$  et  $q$  formules d'état)

les opérateurs temporels sont définies par :

- A (All), E (Exist) : quantifications sur toutes les exécutions possibles à partir de l'état courant
- X (next), F (eventually), G (always), U précédent directement A, E
- $\neg, \vee, \wedge$

Pour illustrer l'utilisation de la logique temporelle arborescence dans la formalisation des problèmes pratiques, nous donnons l'exemple du publiphone qui consiste à modéliser les actions qu'un utilisateur exécute pendant l'opération de tentative de téléphoner jusqu'à la fin de la communication. La procédure téléphonique est la suivante :

- L'utilisateur doit décrocher le téléphone;
- Le système affiche insérer une carte;
- L'utilisateur insère une carte;
- Le système affiche le nombre d'unités restantes;
- L'utilisateur compose son numéro de téléphone avec la possibilité de le corriger pour obtenir le bon numéro dans un délai de 2 secondes;
- L'utilisateur communique avec son correspondant, tant qu'il lui reste des unités. – Si la carte est épuisée, l'utilisateur a 10 secondes pour la changer;
- Lorsque la communication est terminée, l'utilisateur raccroche le téléphone;
- Le système affiche retirer la carte. – L'utilisateur retire sa carte;

Ensuite, formalisons les propositions atomiques :

- *u\_décrocher* : l'utilisateur décroche le téléphone
- *sys\_affiche(message)* : le système affiche le message
- *u\_insérer\_carte* : l'utilisateur insère une carte
- *u\_compser\_no* : l'utilisateur compose le numéros
- *u\_correction\_no* : l'utilisateur corrige le numéros
- *numéros\_correct* : le numéros est correct
- *u\_communiquer* : l'utilisateur communique avec son correspondant
- *u\_changer\_carte\_vide* : l'utilisateur change sa carte qui est épuisée
- *u\_raccrocher* : l'utilisateur raccroche le téléphone
- *u\_retirer\_carte* : l'utilisateur retire sa carte
- *ctl\_téléphoner* : établit la clause de l'activité téléphoner

Enfin, on obtient la formalisation en CTL :

$$\begin{aligned}
 & u\_decrocher \wedge u\_insérer\_carte \wedge \\
 & AX[(u\_composer\_no \wedge EF(u\_reprise\_sur\_erreur)) \wedge \\
 & AX((u\_communiquer \wedge EF(changer\_carte\_vide))U \\
 & (u\_raccrocher \wedge u\_retirer\_carte))] \Rightarrow ctl\_telephoner
 \end{aligned}$$

## 2.4 Model checking

Le model checking peut-être ramené à la vérification d'une propriété  $P$  sur un système  $\phi : \phi \models P$ . Plusieurs types de propriétés peuvent être vérifiés tels que les propriétés de sûreté ou de vivacité. Toutefois, vérifier des propriétés de sûreté est très souvent suffisant : On peut détecter des interblocages, vérifier des bornes ou encore qu'une section critique est bien respectée par les processus y accédant.

Vérifier une propriété de sûreté revient à parcourir les états que peut atteindre un système, et pour chaque état rencontré, vérifier si la propriété est respectée. Il s'agit donc d'un parcours de graphe (en largeur ou en profondeur).

Ainsi, la génération distribuée de l'espace d'états permet de répartir l'ensemble des états entre les machines du réseaux, ce qui permet de pallier au problème de l'explosion combinatoire de l'espace d'états. Le but de cette génération distribuée est la vérification de systèmes de tailles importantes. De ce fait, les algorithmes de vérification feront aussi l'objet de distribution.

L'algorithme de model checking distribué qui a été développé dans [ABIDINE, 2011], elle représente un version simplifiée de l'algorithme de model checking distribué. Toutes les machines contribuent pour la vérification des propriétés exprimées en CTL. Chaque machine vérifiée la propriété sur la structure de Kripke partielle, la vérification au niveau des états à parties inconnues est traité indécidable. Ainsi, les machines coopèrent afin de vérifier la formule CTL.

Dans cette section, nous présentons L'algorithme de model checking distribué qui a été proposer dans [ABIDINE, 2011].

### 2.4.1 Model checking CTL sur les fargments

Soit  $M = (S, L, R, I)$  un fragment de structure de Kripke et une formule de CTL, l'algorithme récursif suivant calcule l'ensemble des états  $H(f) \subseteq S$  qui satisfont  $f$  ou elle peut satisfaire  $f$  et qui exclut tous les états qui ne satisfont pas  $f$ .

$$T(p) = \{x \in S \mid (x, p) = true\} \quad (2.1)$$

$$U(p) = \{x \in S \mid (x, p) = \perp\} \quad (2.2)$$

$$F(p) = \{x \in S \mid (x, p) = false\} \quad (2.3)$$

$$pour x \in T, inT(x) = (1, x) \quad (2.4)$$

$$T^+(p) = \{inT(x) \mid \forall x \in T\} \quad (2.5)$$

$$pour x \in U, inU(x) = (-1, x) \quad (2.6)$$

$$U^+(p) = \{inU(x) \mid \forall x \in U\} \quad (2.7)$$

$$pour x \in F, inF(x) = (0, x) \quad (2.8)$$

$$F^+(p) = \{inF(x) \mid \forall x \in F\} \quad (2.9)$$

$$S^+(p) = T^+(p) \cup U^+(p) \cup F^+(p) \quad (2.10)$$

$$H(p) = T^+(p) \cup U^+(p); p \text{ une proposition atomique} \quad (2.11)$$

$$H(\neq f) = \{inT(x) \mid x \in (S - map(snd, H(f))) \cup U^+(f)\} \quad (2.12)$$

$$H(f \wedge g) = H(f) \sqcap H(g) \quad (2.13)$$

$$H(f \vee g) = H(f) \sqcup H(g) \quad (2.14)$$

$$H(AXf) = \left( \begin{array}{l} \{inT(snd(e)) \mid \forall e \in S^+(f). succ(e) \subseteq T^+(f) \subseteq H(f)\} \cup \\ \{ inU(snd(e)) \mid \forall e \in S^+(f). succ(e) \subseteq (T^+(f) \cup U^+(f)) \text{ and } \exists e' \in succ(e) \text{ telque } e'^+(f) \} \end{array} \right) \sqcup \{inU(x) \mid x \in border(M)\} \quad (2.15)$$



$$H(EXf) = \left( \begin{array}{l} \{inT(snd(e)) \mid \forall e' \in S^+(f).succ(e) \subseteq T^+(f)\} \cup \\ \{inU(snd(e)) \mid \forall e' \in S^+(f).succ(e) \subseteq U^+(f) \subseteq H(f)\} \end{array} \right) \sqcup \{inU(x) \mid x \in border(M)\} \quad (2.16)$$

$$H(AGf) = \nu Z.((H(f) \sqcap AXZ) \quad (2.17)$$

$$H(AFf) = \mu Z.(H(f) \sqcup AXZ) \quad (2.18)$$

$$H(A(f \cup g)) = \mu Z.(H(g) \sqcup H(f)) \quad (2.19)$$

Après l'application de l'algorithme récursif ci-dessus, nous avons  $\forall s \notin H(f) \Rightarrow L(s, f) = false$ . Les autres opérateurs, comme par exemple EG peuvent être déduites de l'ensemble des opérateurs cités ci-dessus, par exemple  $H(EGf) = H(\neg(AF\neg f))$ .

### 2.4.2 Model checking CTL distribué

l'algorithme model checking distribué considère l'ensemble de la formule  $\phi \in \{fEGf, AGf, AFf, EFf, A(fUg), E(fUg)\}$  peut-être vérifiée dans les états border et aussi la vérité sur les états border est le paramètre passé au transformateur de prédicat comme suit :

$$Y = \{s \in border(M) \mid L(s, \phi) = True \text{ ou } L(s, \phi) = \perp\} \phi \text{ est une formule} \quad (2.20)$$

$$AFp = \lambda Y. \mu Z. (p \vee Y \vee AXZ) \quad (2.21)$$

$$AGp = \lambda Y. \mu Z. (p \vee Y \wedge AXZ) \quad (2.22)$$

$$EGp = \lambda Y. \mu Z. (p \vee Y \wedge EXZ) \quad (2.23)$$

$$A(p \cup q) = \lambda Y. \mu Z. (q \vee Y \vee (p \wedge AXZ)) \quad (2.24)$$

$$E(p \cup q) = \lambda Y. \mu Z. (q \vee Y \vee (p \wedge EXZ)) \quad (2.25)$$

$$(2.26)$$

$$(2.27)$$

$Y$  représente l'absence d'information sur l'état border, grâce à l'information obtenue au niveau des états border, la validité de la formule peut être conclue sur toute la structure de Kripke.

## 2.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté les réseaux de Petri ainsi que les systèmes de transitions étiquetées et aussi la structure de Kripke. Ensuite nous avons présenté la logique temporelle arborescente et le model checking distribué qui exploite l'information au niveau des états du graph ainsi qu'il permet la vérification malgré l'insuffisance d'information résultante de la distribution de l'espace d'états sur plusieurs nœuds.



# Chapitre 3

## Algorithme de distribution d'espace d'états basée sur le comportement des systèmes

### Sommaire

---

<b>3.1 Introduction</b>	<b>28</b>
<b>3.2 Politique de distribution de l'espace d'états basée sur le comportement du système</b>	<b>28</b>
3.2.1 Génération de l'espace d'états distribuée à partir de la spécification d'un réseau de Petri	29
<b>3.3 Principe Model Checking Distribué</b>	<b>29</b>
<b>3.4 Paramètre d'optimisation</b>	<b>31</b>
<b>3.5 Principe de l'équilibre de Nash</b>	<b>31</b>
<b>3.6 Principe d'Optimisation de <math>\alpha, \beta</math> et <math>\gamma</math></b>	<b>32</b>
<b>3.7 Algorithme de redistribution</b>	<b>33</b>
3.7.1 Calcul des valeurs des paramètres $\beta$ et $\gamma$	33
3.7.2 Algorithme de Redistribution	47
<b>3.8 Conclusion</b>	<b>54</b>
<b>.1 Références</b>	<b>I</b>

---

### 3.1 Introduction

Dans les travaux [SAIDOUNI, 2012], [TABIB, 2016], [BENSETIRA, 2017], nous avons constaté que les méthodes de génération des espaces d'états pour le model checking consiste qu'un grand espace d'états non structuré soit divisé en parties de tailles équilibrées, de telle sorte que peu de transitions traversent les différentes parties, car chaque transition externe peut entraîner une surcharge de communication.

Après une étude des espaces états générés, nous avons constaté que la diminution de transitions traversant les différentes parties peut entraîner un mauvais équilibrage de charge entre les machines du réseau. Outre l'équilibrage de charge, il peut entraîner une mauvaise qualité distribution de l'espace d'états car lorsqu'une formule du model checking n'est pas vérifiée sur un état la diminution de transitions externes n'empêche pas une surcharge de communication. La qualité de distribution est estimée en fonction de la quantité de communication requise pour l'exécution des tâches distribuées [?]. Ainsi La réalisation de ces objectifs nécessiterait des informations supplémentaires sur l'espace d'états considéré.

Ces raisons nous ont amené à proposer une nouvelle politique de distribution qui vise à analyser le comportement d'un système donné en générant son espace d'état et en extrayant les informations pertinentes sur les états et leurs connexions (transitions internes et externes). Ensuite, redistribué les états pertinents selon une certaines heuristiques afin d'optimiser les performances du système. Cela se fait en définissant une bonne localité d'un état comme celle qui optimise à la fois l'équilibre de la charge et la quantité de communication entre les machines engendrés par l'exécution de l'application opérant sur l'espace d'états distribué.

Dans ce qui suit nous présentons la nouvelle politique de distribution de l'espace d'états basée sur le comportement du système ainsi que les résultats obtenus.

### 3.2 Politique de distribution de l'espace d'états basée sur le comportement du système

La politique proposée RSC, vise à optimiser la distribution de l'espace d'états ainsi le temps de vérification du model checking. Pour un système donné spécifier a partir d'un réseau de Petri, nous utilisons un algorithme de génération parallèle pour construire la structure de Kripke distribuée, en utilisant la fonction MD5 pour le partitionnement de l'espace d'états entre les machines du réseau. Après cela, lors de l'exécution du model checking, chaque machine analyse son fragment (structure de Kripke partielle) et élabore certaines statistiques sur les états par rapport a la vérification. Les statistiques générer sur chaque état mesure la dépendance de l'état par rapport aux états de la machine local ou aux états des machines distantes. Une fois le processus de vérification du model checking est terminé, Le protocole de redistribution peut être lancer afin de calculer pour chaque état *Externe* et *soliciter* sur lesquels la formule n'est pas vérifiée l'ensembles des états à déplacer et à dupliquer. Après le calcul des ensembles on décide, sur la base de l'écart minimum et maximum des états a stocké sur la machine, si l'ensemble peut être déplacer ou rester dans une machine afin de minimiser la quantité de communication entre les machines avec une bonne distribution, ainsi les transitions externes peut être réduit. L'algorithme général est l'Algorithme 1 :

---

**Algorithm 1: RSC**

---

- 1 Générer la structure de Kripke distribuée à partir de la spécification d'un réseau de Petri;
  - 2 Exécution du Model Checking et Élaboration des statistiques sur chaque état;
  - 3 Redistribuer des états, en optimisant les performances du système;
- 

Dans les sections suivantes, nous détaillons les phases de cet algorithme.

### 3.2.1 Génération de l'espace d'états distribuée à partir de la spécification d'un réseau de Petri

La spécification du réseau de Petri est faite à partir d'une machine choisie aléatoirement. Le processus de génération de l'espace d'états distribuée est fait par l'exploration de l'état initial en générant tous ses états successeurs. Par la suite, toutes les machines disponibles sur le réseau contribuent à la construction des fragments de l'espace d'états distribué. Pour chaque nouvel état généré appartenant à une machine  $M_i$ , tous ses états successeurs sont générés. Un état successeur peut être dans la même machine ou dans une machine distante. Chaque machine  $M_i$  envoie tous ses états externes aux machines déterminées par la fonction de partition. La fonction de partition est basée sur la fonction de hachage cryptographique *MD5* qui renvoie un index  $j$  ( $j \in 0, N - 1$ ). La fonction de hachage adoptée réalise un bon équilibrage de charge entre les  $N$  machines du réseau. La génération distribuée se termine lorsqu'il n'y a aucun états en attente d'être exploré dans toutes les listes  $NT_{config\ i}$  et que toutes les requêtes ont été traitées. L'algorithme de génération de l'espace d'états distribuée est l'Algorithme 2 :

---

**Algorithm 2: RSC**

---

- 1 Générer la structure de Kripke distribuée à partir de la spécification d'un réseau de Petri;
  - 2 Exécution du Model Checking et Élaboration des statistiques sur chaque état;
  - 3 Redistribuer des états, en optimisant les performances du système;
- 

### 3.3 Principe Model Checking Distribué

Le model checking distribué proposé par Bouneb Zine permet une vérification parallèles d'une formule  $\varphi$  sur les fragments de la structure de Kripke distribuée. Du fait de la distribution, la vérification de  $\varphi$  de certain état  $S$  dépend de la vérité en  $S'$  de cette formule,  $S'$  hébergé dans une machine distante  $M_j$ . La machine  $M_i$  effectue la vérification de  $\varphi$  sur le fragment détenue en considérant la valeur logique de  $S'$  indécidable  $L(S', \varphi) = \perp$  car la formule  $\varphi$  peut être vérifié en  $S'$ . Lorsque la machine  $M_j$  termine le calcul est que la formule est vérifiée en  $S'$ , aucune notification n'est envoyée à la machine  $M_i$ , la machine  $M_i$  considère que la formule est vérifiée en  $S'$ , sinon la machine  $M_j$  envoi à la machine  $M_i$  la valeur logique de  $S'$  qui est  $L(S', \varphi) = \text{false}$ . Dans ce cas,  $M_i$  reprend le calcul avec la valeur envoyée pour déterminer la vérité des états prédécesseurs. Une fois que la terminaison est détectée la machine qui détient l'état initial déduit la véracité de la formule  $\varphi$ .

A ce principe est ajouté l'étiquetage des états pendant l'exécution de la de vérification. Les étiquètes associées aux états permettent de savoir si la valeur logique d'un état dépend de ses successeurs, ainsi que le nombre de calcul permettant de déterminer la valeur logique de l'état. A partir de ces informations il est possible de redistribuer l'espace

d'états afin accélérer le temps du calcul de la vérification.

**Exemple 3.3.1** Une structure de Kripke distribué sur 3 machines.

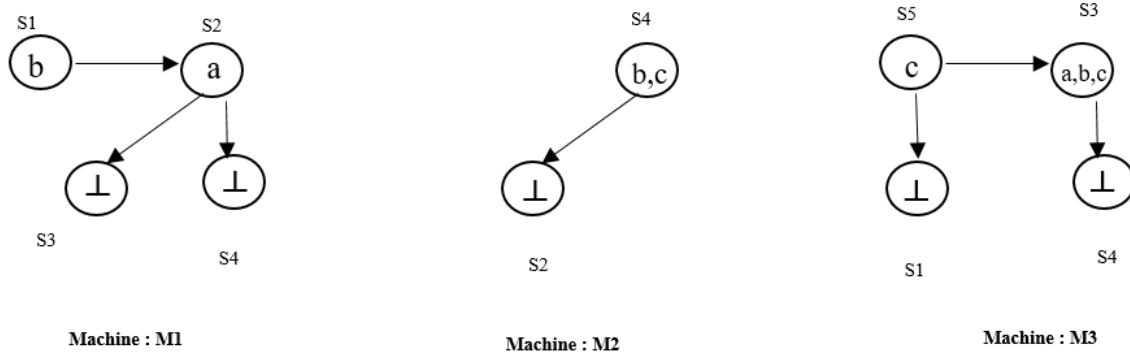


FIGURE 3.1 – Structure de kripke distribué

Les résultats observés durant la vérification de la formule « AG(a) » sont représentés dans le Tableau 3.1, les lignes représentent les données concernant l'état et les colonnes les types de données construits durant le processus de vérification. Les abréviations utilisées sont :

**Id** : L'identifiant de l'état,

**T** : Le type d'état (I : interne; E : externe),

**Site** : La machine distante détenant l'état (Externe),

**RF** : La raison de la non validité de la formule (c :  $\text{cheM}_i\text{n/ e : état}$ ),

**i** : Le nombre de recalcul permettant de déterminer la valeur logique,

**VL** : La valeur logique de la formule à vérifier (*true* : 1; *false* : 0;  $\perp$  : -1).

Itération 1							Itération 1						
Id	T	VL	i	Site	M	ME	Id	T	VL	i	RF	M	Site
S1	I	0	1	E	M1								
S2	I	-1	1	M1									
S3	E	-1	1	M1	M3								
S4	E	-1	1	M1	M2								
S2	E	-1	1	M2	M1								
S4	I	-1	1	M2									
S4	E	-1	1	M3	M2								
S5	I	-1	1	M3		S5	I	0	2	C	M3		
S3	I	-1	1	M3									
S1	E	-1	1	E	M3	M1	S1	E	0	2	E	M3	M1

TABLEAU 3.1 – Statistique des états

Après la première itération l'algorithme détecte sur la machine  $M_1$  que la formule n'est pas vérifiée sur l'état « S1 », cela permet d'envoyer une notification à la machine  $M_3$  qui possède un prédécesseur direct de cet état. L'algorithme sur la machine  $M_3$  prend en compte la modification et relance le processus de vérification sur le fragment. La valeur logique de l'état S5 bascule d'indécidable à false à la deuxième itération. Après cette itération, aucune action de modification n'est détectée, sur la machine  $M_3$  l'algorithme déduit la vérité de la formule.

### 3.4 Paramètre d'optimisation

Après l'analyse du principe précédent on constate que la distribution des états liés entraînent un nombre de calculs assez élevé pour déterminer la valeur logique de ces états. Le regroupement de ces états améliore le temps de traitement. Ainsi pour minimiser la distribution des états liés un certain nombre d'objectifs sont à prendre en considération pour assurer que l'espace des états est distribuée car la centralisation de ces états résous entièrement le problème. Les objectifs sont :

- Le temps de traitement à minimiser autant que possible;
- Assurer l'équilibrage de charge entre les machines;
- Un nombre de dupliquâts réduit sur les machines.

Pour atteindre ces objectifs les paramètres  $\alpha$ ,  $\beta$  et  $\gamma$  sont utilisés. La prise en compte simultanée des trois paramètres permet de minimiser à la fois le temps de traitement et garantir l'équilibrage de charge avec un nombre de dupliquâts réduit. La résolution de ce problème entraine l'utilisation de fonctions objectives pour trouver l'espace de solution possible car il peut exister une infinité de configurations respectant ces contraintes. Ainsi, différentes techniques sont offertes pour l'obtention de l'espace des solutions, dans ce contexte la technique d'équilibre de Nash combinée aux fonctions objectives est envisageable.

### 3.5 Principe de l'équilibre de Nash

L'équilibre de Nash est une solution proposée par John Forbes Nash en 1950 [NASH, 1950] pour la recherche d'une solution optimale. Il est couramment utilisé en théorie des jeux. Un jeu présente une combinaison de décisions individuelles, appelées « stratégies », où chaque joueur anticipe correctement les choix des autres; Il y a autoréalisation, puisque l'issue réalisée est le fruit de décisions prises en pensant qu'elle va se réaliser. En théorie des jeux la question que se pose un joueur au moment de faire son choix est : que va faire l'autre? Ses croyances concernant le comportement des autres joueurs ont donc un rôle essentiel au moment de la décision. La diversité de croyance correspond ainsi à une multiplicité d'équilibres. Dans les jeux coopératifs on autorise la communication et les accords entre joueurs avant la partie, les messages formulés par un joueur sont transmis sans modification à l'autre joueur, les accords entre joueurs seront respectés, ces hypothèses permettent d'obtenir un équilibre de Nash.

En utilisant le principe de Nash, J.A Désidéri [DESIDER, 2007] propose un algorithme de partitionnement de territoire qui se base sur des fonctions objectives. Il considère le cas où on dispose des fonctionnels prépondérants, ainsi l'algorithme cherche à optimiser les fonctions prioritaires avec une moindre dégradation tout en associant aux fonctionnelles secondaires des paramètres qui engendrent de grandes variations. La recherche de l'équilibre de Nash se fait par échange de résultats obtenus pour chaque fonction objective travaillant avec une partie seulement des variables, les autres étant fixées par les résultats obtenus pour les autres fonctions objectives. Cet équilibre est atteint quand l'optimisation de chaque fonction conduit toujours à la même solution.

En s'inspirant de ces principes, on propose une stratégie d'optimisation des paramètres définie ci-dessus.

### 3.6 Principe d'Optimisation de $\alpha, \beta$ et $\gamma$

Dans le cas du model checking, les états présentent des informations par rapport à la vérification. L'analyse de ces résultats, montre que la distribution des états fortement liés augmente le temps de traitement de la vérification, dans l'exemple précédant les états S1 et S5 sont liés, leur distribution a augmenté le temps de la vérification. Dans le cas d'un exemple plus complexe où un ensemble d'états liés sont distribués, le temps de la vérification sera très élevé. L'idée de faire basculés tous ces états dans une machine cela peut conduire à une centralisation de l'espace des états cela dégrade l'équilibrage de charge. L'optimisation des paramètres  $\alpha, \beta$  et  $\gamma$ ) revient à simuler un jeu coopératif entre les machines pour un but commun.

La coopération des machines démarre avec une prise de contact sur les valeurs initiales à savoir le nombre d'états stockés dans la machine et le nombre des états dupliqués de la « machine i » sur la « machine j ». A partir de ces valeurs il est possible de calculer le nombre minimum et maximum d'états qui sont susceptibles d'être stockés sur chaque machine. Le calcul de cette interval entre deux machines est comme suit :

- On note  $(\beta_1 \text{ et } \gamma_1)$  les valeurs de la machine  $M_1$  respectivement pour la machine  $M_2$  ( $\beta_2 \text{ et } \gamma_2$ ).

- On note  $\bar{\beta}$  la moyenne des états  $\bar{\beta} = \frac{\beta_1 + \beta_2}{2}$ .

- L'écart type  $\delta = \sqrt{\frac{\sum_{i=1}^2 \beta_i^2}{2} - \bar{\beta}^2}$

Par ailleurs le calcul de deux machines sont dépendants par la présence des états successeurs appartenant à des machines distantes, du fait de cette dépendance certains états peuvent être fortement liés, cela retarde la vérification de la formule lorsqu'elle n'est pas vérifiée sur ces états. A titre d'exemple on a l'exemple précédent. Ainsi, lorsque la formule n'est pas vérifiée sur un état deux cas se présentent, soit elle n'est pas vérifiée sur l'état lui-même soit elle n'est pas vérifiée sur les successeurs de l'état, la réduction du temps de calcul( $\alpha$ ) revient à chercher le nombre des états impliqués. La recherche des états liés peut être partagé en deux :

- Sur la machine distante, l'algorithme recherche les états liés aux états qui n'appartiennent pas à la machine.
- Sur la machine à laquelle l'état appartient, l'algorithme recherche les états prédécesseurs liés à cet état.

Ce parcours permet de retrouver les états qui peuvent être déplacés sur la machine.

**Exemple 3.6.1** *Ce scénario est étudié sur l'exemple suivant :*



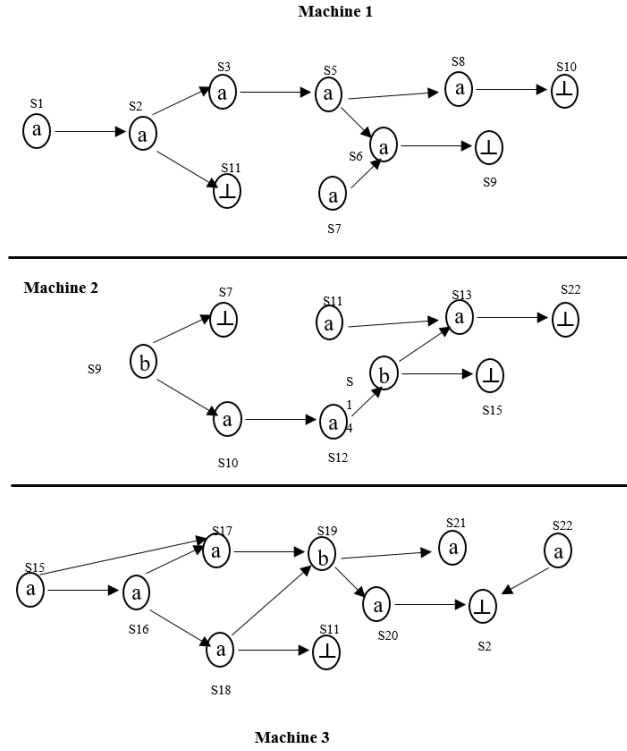


FIGURE 3.2 – Structure de kripke distribué

## 3.7 Algorithme de redistribution

Dans cette partie nous proposons une nouvelle politique de redistribution de l'espace d'état distribué selon le comportement des systèmes. Cette politique vise à optimiser le temps de vérification à travers une redistribution de l'espace d'états et un équilibrage de charge entre les machines. Cette politique se base sur le model checking de Kleene défini dans [ABIDINE, 2011]. Le processus de redistribution commence par une initialisation des états sur lesquels la formule n'est pas vérifiée. A partir de cette initialisation, le calcul des états à déplacer et à dupliquer se fait. Les résultats de ce calcul sont utilisés dans le protocole de redistribution. Il est à noter que différentes stratégies peuvent être adoptées dans le protocole de redistribution de l'espace d'état.

### 3.7.1 Calcul des valeurs des paramètres $\beta$ et $\gamma$

L'initialisation des paramètres s'effectue lors de l'exécution du model checking. Tel que nous l'avons souligné, ces paramètres sont initialisés à partir des états sur lesquels la formule n'est pas vérifiée. Par la suite, les états liés sont marqués par chaque état dont ils dépendent (dans l'algorithme c'est la variable  $f$  qui stocke cet ensemble d'états). Enfin, les états liés sont énumérés. Un état est dit lié, lorsque la formule n'est pas vérifiée sur ses successeurs directs ou indirects. Certains prédécesseurs directs ou indirects ne sont pas liés aux successeurs directs ou indirects sur lesquels la formule n'est pas vérifiée car celle-ci n'est pas vérifiée sur ces prédécesseurs. Cela motive la duplication de ces états prédécesseurs. A titre d'exemple, l'exécution de la formule  $AG(a)$  sur la structure de Kripke de la Figure(3.2), l'état « S9 » est un prédécesseur indirect de l'état « S14 », celui-ci peut être dupliqué sur une autre machine car la vérification de la formule sur cet état est indépendante des autres états.

Dans ce qui suit nous proposons la démarche d'initialisation des paramètres, le marquage des états liés, l'énumération des états liés et des états à dupliquer. Cette démarche est ajoutée à l'algorithme de model checking défini ci-dessus.

#### a Initialisation des paramètres $\beta$ et $\gamma$

Les paramètres  $\beta$  et  $\gamma$  sont initialisés à zéro au niveau des états qui ne comportent pas la formule à vérifier. Lorsque l'état appartient à la machine, le paramètre  $\gamma$  sera initialisé à 1, cela signifie que cet état peut être dupliqué dans les machines qui le référencent. Par exemple, l'exécution de la formule  $AG(a)$  sur la structure de Kripke distribuée de la Figure(3.2) fait qu'à l'état « S9 », le paramètre  $\gamma$  est initialisé à 1 pour marquer la duplication de cet état. On remarque que la duplication de l'état « S9 » sur la « machine 1 », permet de réduire le temps de vérification de la formule, car la valeur logique de la formule sur à l'état « S9 » est connue, la « machine 2 » n'envoie pas alors de message concernant la valeur logique de la formule sur cet état. Le principe d'initialisation est formalisé sur l'équation (2.3). On obtient alors :

---

#### Algorithm 3: Initialize Parameters

---

```

1 foreach  $e$  in  $S$  do
2   if (  $L(e, p) = false$  ) and (  $e.i = null$  ) then
3      $e.\beta = 0$  ;
4      $e.\gamma = (type(x) \neq Border) ? 0 : 1$  ;
5      $e.i = current_{iteration}$  ;
6   endif
7 end
```

---

Les instructions décrivant l'algorithme(3) sont expliquées comme suit :

**ligne 1 :** Parcourir l'espace d'états d'une « machine  $i$  ».

**ligne 2 :** Vérifier si la formule n'est pas vérifiée sur un état et si une itération précédente n'existe pas (c'est-à-dire si  $e.i \neq null$  alors une itération l'avait déjà initialisée, mais il est à  $null$  .

Lorsque les conditions de la ligne 2 sont vérifiées alors les instructions des lignes suivantes sont exécutées :

**ligne 3 :** Le paramètre  $\beta$  est initialisé à 0(zéro).

**ligne 4 :** Le paramètre  $\gamma$  est initialisé à 0(zéro) lorsque l'état est un Border ( c'est-à-dire lorsqu'il appartient à une autre machine ) , sinon à 1. Par exemple, l'exécution de la formule  $AG(a)$  sur la structure de Kripke distribuée de la Figure(3.2).A l'état « S9 » : sur « machine 1 » le paramètre  $\gamma$  est initialisé à 0, car cet état n'appartient pas à la machine; Par contre sur la « machine 2 » le paramètre  $\gamma$  est initialisé à 1, car l'état appartient à cette machine.

**ligne 5 :** L'itération courante est sauvegardée sur l'état pour éviter de reprendre l'initialisation de cet état lors d'une prochaine itération car s'il n'est pas ajouté, les états respectant les conditions de la ligne 2 sont initialisés; sans cette initialisation, cet état vérifiera les conditions de la ligne 2.

**Exemple 3.7.1** Après la vérification de la formule  $AG(a)$  sur la structure de Kripke de la Figure (3.2), les résultats d'initialisation sont :

**Itération 1** Dans la première itération, le paramètre  $\gamma$  est initialisé à 1 sur tous les états sur lesquels la formule n'est pas vérifiée. L'attribution de la valeur 1 est expliquée au

niveau de la ligne 4 de l'algorithme 3. Par contre le paramètre  $\beta$  est sans contrainte, alors il est à 0. Le numéro d'itération est enregistré sur ces états. La sauvegarde de l'itération courante est expliquée à la ligne 5 de l'algorithme 3. Dans le Tableau (3.2), on retrouve les états initialisés par les machines.

Id	$\beta$	$\gamma$	I	M	T
S9	0	1	1	M2	I
S14	0	1	1	M2	I
S19	0	1	1	M3	I

TABLEAU 3.2 – Étape d'initialisation itération 1

**Itération 2** Après la première itération, les états sur lesquels la formule n'est pas vérifiée, et qui ont des prédécesseurs appartenant à d'autres machines sont notifiées pour prendre en compte la valeur logique de ces états. Une notification déclenche une itération. Elle permet de vérifier la formule sur l'espace d'état de la machine notifiée. Pendant l'itération, l'algorithme du model checker détecte sur certains états que la formule n'est pas vérifiée. Ces états sont liés aux états sur lesquels la notification est faite. Une seconde itération est déclenchée sur la « machine 1 », car l'état « S6 » dispose d'un successeur sur la « machine 2 » (l'état « S9 »). La formule n'est pas vérifiée sur cet état (détecté à Itération 1), d'où la notification envoyée par la « machine 2 » à la « machine 1 ». Dans la « machine 1 » les paramètres ( $\beta, \gamma$ ) de l'état « S9 » sont initialisés à zéro. Le paramètre  $\gamma$  est initialisé à 0 parce qu'il n'appartient pas à la « machine 2 ». Ainsi le Tableau (3.3) décrit les différents états initialisés dans les machines notifiées.

Id	$\beta$	$\gamma$	I	M	T
S9	0	0	2	M1	E
S15	0	0	2	M2	E
S10	0	0	2	M1	E

TABLEAU 3.3 – Étape d'initialisation itération 2

**Itération 3** Après l'itération précédente, des états liés peuvent posséder des prédécesseurs sur d'autres machines. Ces dernières machines sont notifiées. Par exemple, l'état « S2 » est lié à l'état « S9 », « S2 » possède des prédécesseurs sur la « machine 2 » et sur la « machine 3 ». La notification pour cet état entraîne une vérification de la formule sur chaque machine notifiée. Ainsi les paramètres ( $\beta, \gamma$ ) de cet état sont initialisées à 0 d'après l'algorithme d'initialisation. Le paramètre  $\gamma$  est initialisé à 0 parce qu'il n'appartient pas à la machine. Le Tableau (3.4) décrit les différents états initialisés sur chacune des machines.

Id	$\beta$	$\gamma$	I	M	T
S7	0	0	3	M2	E
S2	0	0	3	M3	E

TABLEAU 3.4 – Étape d'initialisation itération 3

**Itération 4** Après l'itération précédente, des états liés peuvent posséder des prédécesseurs sur d'autres machines. Ces dernières sont notifiées. Par exemple l'état « S22 » est lié à l'état « S2 ». Il possède un prédécesseur sur la « machine 2 ». La notification pour cet

état, déclenche une vérification de la formule sur la « machine 2 ». Ainsi les paramètres  $(\beta, \gamma)$  de cet état sont initialisés à 0, d'après l'algorithme d'initialisation. Le paramètre  $\gamma$  est initialisé à 0 parce qu'il n'appartient pas à cette machine. Le Tableau (3.5) décrit les différents états initialisés sur chacune des machines.

Id	$\beta$	$\gamma$	I	M	T
S22	0	0	4	M2	E

TABEAU 3.5 – Étape d'initialisation itération 4

**Itération 5** Après l'itération précédente, des états liés peuvent posséder des prédécesseurs sur d'autres machines. Les machines sont notifiées. Par exemple l'état « S11 » est lié à l'état « S2 », des prédécesseurs sont sur la « machine 1 » et sur la « machine 3 ». La notification pour cet état, déclenche une vérification de la formule sur chaque cette machine. Les paramètres  $(\beta, \gamma)$  de cet état sont initialisés à 0, d'après l'algorithme d'initialisation. Le paramètre  $\gamma$  est initialisé à 0 parce qu'il n'appartient pas à cette machine. Le Tableau (3.6) décrit les différents états initialisés sur chacune des machines.

Id	$\beta$	$\gamma$	I	M	T
S11	0	0	5	M1	E
S11	0	0	5	M3	E

TABEAU 3.6 – Étape d'initialisation itération 5

## b Marquage des états liés

Pendant l'exécution de l'algorithme de vérification, la valeur logique de la formule sur certains états peut dépendre des successeurs directs ou indirects, ces états sont alors liés. La formule peut être vérifiée sur les successeurs, ils peuvent appartenir à d'autres machines. Lorsque la formule n'est pas vérifiée sur un état successeur, les états liés sont alors marqués par cet état. Le principe de marquage est implémenté sur les deux algorithmes de base du model checker. Ils sont définis comme suit :

**Premier algorithme :** Il est défini par l'équation (2.15), il est utilisé lorsque la vérification concerne tous les successeurs. Ainsi Lorsque la formule n'est pas vérifiée au niveau d'un successeur, deux cas se présentent :

- La propriété est vérifiée sur l'état, l'état est alors lié à un successeur. Les successeurs sur lesquels la formule n'est pas vérifiée sont marqués sur l'état.
- Lorsque la propriété n'est pas vérifiée sur un état, celui-ci peut être dupliqué soit sur la machine réalisant le traitement soit sur des machines distantes. Les états successeurs sur lesquels la formule n'est pas vérifiée sont enregistrés dans l'ensemble « limit », cela signifie que cet état est indépendant de ses successeurs et peut donc être dupliqué sur des machines distantes. Sur l'exemple (3.7.1) de l'Algorithme(3), la valeur logique de la formule à l'état « S9 » est indépendante des états « S14 » et « S7 ». L'état « S9 » peut alors être dupliqué sur les machines qui possèdent ses prédécesseurs.

**Deuxième algorithme :** Il est défini par l'équation(2.16). Il se différencie du premier algorithme par la vérification de la formule sur les successeurs. Il vérifie l'existence de la propriété sur un successeur.

En plus des conditions des algorithmes, l'existence de l'itération courante est vérifiée. Cette condition permet de marquer les états de cette itération. Ce principe est formalisé comme suit :

---

**Algorithm 4:** Mark linked states formula AX

---

```

1  AXf ← ∅;
2  foreach e in S do
3      if ((∀e' in succ(e) ⊆ (T+(f) ∪ U+(f))) and (e ∈ {T+(f) ∪ U+(f)})) then
4          AXf ← AXf ∪ {e};
5      else
6          if (e in T) then
7              foreach e' in succ(e) do
8                  if (curentiteration in e'.i) then
9                      e.f ← e.f ∪ e'.f;
10                     e.i ← e.i ∪ {curentiteration};
11                 endif
12             end
13         else
14             foreach e' in succ(e) do
15                 if (curentiteration in e'.i) then
16                     e.limit ← e.limit ∪ e'.f;
17                     e.fn ← e.fn ∪ {curentiteration};
18                 endif
19             end
20         endif
21     endif
22 end

```

---

Les instructions décrivant l'Algorithme(4) sont expliquées comme suit :

- ligne 1 :** L'ensemble « AXf » contient les états sur lesquels la formule est vérifiée ou peut être vérifiée. Cet ensemble est initialisé par l'instruction de cette ligne.
- ligne 2 :** L'instruction de cette ligne permet de parcourir les états stockés sur la « machine i »
- ligne 3 :** L'instruction de cette ligne vérifie la formule sur les successeurs, si elle est vérifiée, alors l'instruction de la ligne(4) est exécutée.
- ligne 4 :** L'instruction de cette ligne stocke l'état dans l'ensemble « AXf ».
- ligne 5 :** Lorsque la formule n'est pas vérifiée sur l'état ou ses successeurs, les instructions des lignes suivantes sont alors exécutées.
- ligne 6 :** L'instruction de cette ligne vérifie la formule sur l'état. Lorsqu'elle est vérifiée, les instruction des lignes( 7 à 12) sont alors exécutées. La ligne 7 permet de parcourir les successeurs de l'état pour vérifier l'itération courante grâce à l'instruction de la ligne 8. Une fois qu'elle est présente, les instructions suivantes sont exécutées :
- ligne 9 :** L'instruction de cette ligne permet de récupérer les états dont ils dépendent.
- ligne 10 :** L'instruction de cette ligne enregistre l'itération courante sur l'état, car un état peut dépendre de plusieurs états de différentes itérations.
- ligne 13 :** Lorsque la formule n'est pas vérifiée sur l'état, ses successeurs sont parcourus grâce à l'instruction de la ligne 14. Lors de ce parcours, l'itération courante est vérifiée par l'instruction de la ligne 15.

Lorsque l'itération courante est présente, les états successeurs sur lesquels la formule n'est pas vérifiée sont enregistrés dans la variable « limit » de l'état grâce à l'instruction de la ligne 16. La sauvegarde de ces états permet d'éviter le déplacement de cet état, étant donné que sa duplication permet à l'algorithme de connaître la valeur logique de ces prédécesseurs sans que la machine concernée ne soit notifiée.

---

**Algorithm 5:** Mark linked states formula EX

---

```

1  EXf ← ∅;
2  foreach e in S do
3      if (∃e' in succ(e) ⊆ (T+(f) ∪ U+(f))) then
4          EXf ← EXf ∪ {e};
5      else
6          if (e in T) then
7              foreach e' in succ(e) do
8                  if (curentiteration in e'.i) then
9                      e.f ← e.f ∪ e'.f;
10                     e.i ← e.i ∪ {curentiteration};
11                 endif
12             end
13         else
14             foreach e' in succ(e) do
15                 if (curentiteration in e'.i) then
16                     e.limit ← e.limit ∪ e'.f;
17                     e.fn ← e.fn ∪ {curentiteration};
18                 endif
19             end
20         endif
21     endif
22 end

```

---

Les instructions décrivant l'Algorithme(5) sont similaires à celle de l'Algorithme(4), la différence se trouve au niveau de la vérification de la formule sur les successeurs. Pour l'Algorithme(5), lorsque la formule est vérifiée ou peut être vérifiée sur un successeur, l'instruction de la ligne 4 est alors exécutée, sinon les instructions de la ligne 5 à la ligne 21 sont exécutées en fonction de la vérification de la formule comme expliqué au niveau de l'Algorithme(4).

**Exemple 3.7.2** L'application de l'algorithme de model checker de la formule  $AG(a)$  sur la structure de Kripke de la Figure (3.2) donne les états marqués à chaque itération comme suit :

**Itération 1** Dans la première itération, les états initialisés dans l'exemple(3.7.1) sont utilisés pour déterminer les états liés. Le model checker utilise l'Algorithme(4) pour vérifier la formule  $AG(a)$ , cet algorithme détecte sur les états (« S12 », « S10 ») qu'ils sont liés à l'état « S14 », car la formule n'est pas vérifiée sur l'état « S14 », par contre la formule est vérifiée sur ces états. La vérification de la formule sur les successeurs directs de l'état « S14 », ce dernier est un successeur direct de « S12 », ou indirect s de l'état « S14 », ce dernier est un successeur indirect de l'état « S10 », cela montre qu'elle n'est pas vérifiée sur chacun de ces états. l'état « S14 » est marqué dans l'ensemble de dépendance des états liés. L'état « S9 » est un prédécesseur indirect de l'état « S14 », ce dernier est

marqué sur l'ensemble « limit » de l'état « S9 » car la formule n'est pas vérifiée sur état « S9 ». Le Tableau (3.7) représente les différents états marqués par chacune des machines pendant cette itération.

Id	T	F	I	limit	fn	M
S9	I	$\emptyset$	{1}	{S14}	{S14}	M2
S10	I	{S14}	{1}	$\emptyset$	$\emptyset$	M2
S12	I	{S14}	{1}	$\emptyset$	$\emptyset$	M2
S15	I	{S19}	{1}	$\emptyset$	$\emptyset$	M3
S16	I	{S19}	{1}	$\emptyset$	$\emptyset$	M3
S17	I	{S19}	{1}	$\emptyset$	$\emptyset$	M3
S18	I	{S19}	{1}	$\emptyset$	$\emptyset$	M3

TABLEAU 3.7 – Étape de marquage : itération 1

**Itération 2** Dans cette itération les résultats obtenues dans l'exemple(3.7.1) à l'itération 2 sont utilisés pour déterminer les états liés aux états notifiés(dans l'exemple(3.7.1) une notification provoque l'itération 2 sur la « machine 1 », cette notification concerne l'état « S9 »). Pendant la vérification de la formule, l'algorithme détecte la valeur logique de la formule au niveau des états(« S1 », « S2 », « S3 », « S4 », « S5 », « S6 ») sur la « machine 1 ». La valeur logique de cette formule sur ces états dépend de la valeur logique de la formule sur l'état « S9 ». Ces états sont des prédécesseurs directs ou indirects de l'état « S9 ». Cet état est rajouté à l'ensemble de dépendance, l'itération courante est ainsi marquée. Le Tableau (3.8) représente les différents états marqués pendant l'itération 2 de chacune des machines.

Id	T	F	I	limit	fn	M
S1	I	{S9, S10}	{1, 2}	$\emptyset$	$\emptyset$	M1
S2	I	{S9, S10}	{1, 2}	$\emptyset$	$\emptyset$	M1
S3	I	{S9, S10}	{1, 2}	$\emptyset$	$\emptyset$	M1
S5	I	{S9, S10}	{1, 2}	$\emptyset$	$\emptyset$	M1
S6	I	{S9}	{2}	$\emptyset$	$\emptyset$	M1
S7	I	{S9}	{2}	$\emptyset$	$\emptyset$	M1
S8	I	{S10}	{2}	$\emptyset$	$\emptyset$	M1
S9	E	$\emptyset$	{2}	$\emptyset$	$\emptyset$	M1
S10	E	$\emptyset$	{2}	$\emptyset$	$\emptyset$	M1
S14	I	$\emptyset$	{1}	{S15}	{S15}	M2
S15	E	$\emptyset$	{2}	$\emptyset$	$\emptyset$	M2

TABLEAU 3.8 – Étape de marquage : itération 2

**Itération 3** Dans cette itération les résultats obtenues dans l'exemple(3.7.1) à l'itération 3 sont utilisés pour déterminer les états liés aux états notifiés de l'exemple(3.7.1). Une notification provoque l'itération 3 sur la « machine 3 », cette notification concerne l'état « S2 ». Pendant la vérification, l'algorithme détecte la valeur logique de l'état(« S20 ») sur la « machine 3 », elle dépend de l'état « S2 ». Ce dernier est ajouté à l'ensemble de dépendance de l'état « S20 ». Par contre l'état « S19 » est un prédécesseur indirect de



*l'état « S2 », il est ajouté à l'ensemble « limit » de l'état (« S19 », car la formule n'est pas vérifiée sur cet état l'à. Toute fois l'itération courante est marquée sur l'état « S19 ». le Tableau (3.9) représente les différents états marqués pendant l'itération 3 de chacune des machines.*

Id	T	F	I	limit	fn	M
S9	I	∅	{1}	{S7}	{S7}	M2
S7	E	∅	{3}	∅	∅	M2
S2	E	∅	{3}	∅	∅	M3
S19	I	{S19}	{1}	{S2}	{S2}	M3
S20	I	{S2}	{3}	∅	∅	M3
S22	I	{S2}	{3}	∅	∅	M3

TABEAU 3.9 – Étape de marquage : itération 3

**Itération 4** *Dans cette itération les résultats obtenues dans l'exemple(3.7.1) à l'itération 4 sont utilisés pour déterminer les états liés aux états notifiés dans l'exemple(3.7.1). Une notification provoque l'itération 4 sur la « machine 2 », la notification concerne l'état « S22 ». Le principe de marquage est similaire à l'itération précédente, le Tableau (3.10) représente alors les différents états marqués pendant l'itération 4 de chacune des machines.*

Id	T	F	I	limit	fn	M
S11	I	{S22}	{4}	∅	∅	M2
S13	I	{S22}	{4}	∅	∅	M2
S14	I	∅	∅	{S15, S22}	{S15, S22}	M2
S22	E	∅	{4}	∅	∅	M2

TABEAU 3.10 – Étape de marquage : itération 4

**Itération 5** *Dans cette itération les résultats obtenues dans l'exemple(3.7.1) à l'itération 5 sont utilisés pour déterminer les états liés aux états notifiés de l'exemple(3.7.1). Une notification provoque l'itération 5 sur la « machine 3 », la notification concerne l'état « 11 ». Ainsi l'algorithme détecte la valeur logique des états(« S15 », « S16 », « S18 ») sur la « machine 3 », elle dépend de l'état « S11 ». Le principe de marquage est similaire à l'itération 2, on remarque sur ces états l'effet de plusieurs itérations, cela s'explique par le fait que ces états dépendent de plusieurs autres états. Le Tableau (3.11) représente les différents états marqués pendant l'itération 5 de chacune des machines.*



Id	T	F	I	limit	fn	M
S1	I	$\emptyset$	{1, 5}	{S7}	{S7}	M2
S2	I	$\emptyset$	{1, 5}	$\emptyset$	$\emptyset$	M2
S11	I	$\emptyset$	{5}	$\emptyset$	$\emptyset$	M2
S11	E	$\emptyset$	{5}	$\emptyset$	$\emptyset$	M3
S15	I	{S19, s11}	{1, 5}	$\emptyset$	$\emptyset$	M3
S16	I	{S19, s11}	{1, 5}	$\emptyset$	$\emptyset$	M3
S18	I	{S19, s11}	{1, 5}	$\emptyset$	$\emptyset$	M3

TABLEAU 3.11 – Étape de marquage : itération 5

### c Énumération des états liés

Après le marquage des états, on obtient sur les états liés les états dont ils dépendent. Ainsi pour chaque état dépendant, les états qui lui sont liés sont énumérés, cela permet d'attribuer des valeurs aux paramètres ( $\beta$  et  $\gamma$ ). L'attribution des valeurs peut concerner les états appartenant à la machine locale ou appartenant aux machines distantes. Ces valeurs permettent d'effectuer un redéploiement des états sur la bonne machine. Selon le type de chaque état la technique d'énumération est la suivante :

**Etat Externe :** Les états externes (« border ») sont des états appartenant aux machines distantes. Lorsque la formule n'est pas vérifiée sur ces états, le nombre d'états liés sont recensés. La valeur calculée est attribuée au paramètre  $\beta$  de l'état « border ». Dans l'exemple(3.7.2), la valeur du paramètre  $\beta$  est égale à 2 à l'état « S22 » de la « machine 2 ». Ainsi la valeur du paramètre  $\gamma$  correspond au nombre d'états pour lesquels l'état « border » a été inséré dans leurs ensembles respectifs « limit ». Dans le cas des états externes, la duplication de ces états sur une machine donne une structure de Kripke incohérente (la structure obtenue présente des états dupliqués sans aucuns prédécesseurs sur la machine elle même, ce modèle est alors incohérent vis à vis d'une structure de Kripke). Pour obtenir une structure cohérente il est envisageable de déplacer ces états sur d'autres machines tout en laissant les duplicatas sur la machine local. Pour ce faire le paramètre  $\gamma_m$  est utilisé pour stocker le nombres de ces états à la place du paramètre  $\gamma$ . La valeur de ce paramètre est calculée similairement à celle du paramètre  $\gamma$ . L'application de ce principe sur l'exemple(3.7.2) permet d'attribuer la valeur 1 au paramètre  $\gamma_m$  à l'état « S22 » de la « machine 2 », car cet état est stocké dans l'ensemble « limit » de l'état « S14 ».

**Etat Interne :** Les états internes sont des états appartenant à la machine locale. Lorsque ces états disposent des prédécesseurs directs sur d'autres machines distantes, les valeurs des paramètres sont alors calculés. La valeur du paramètre  $\beta$  correspond aux nombres des successeurs directs et indirects présents entre les état marqués sur l'ensemble de dépendance (la variable « f ») de l'état, ce nombre est incrémenté de 1 car l'état dépend de ces états l'à. Par contre la valeur du paramètre  $\gamma$  correspond aux nombre des états internes présents sur l'ensemble de dépendance. L'application de ce principe sur l'exemple(3.7.2) permet d'obtenir la valeur 2 pour le paramètre  $\beta$  et 0 pour le paramètre  $\beta$  à l'état « S7 » de la « machine 2 ».

Ces principes sont formalisés comme suit :

---

```

1 Fuction getSucc( $e:State$ ): List of State()
3    $ElementSucc \leftarrow \emptyset$ 
5   foreach  $e' \in succ(e)$  do
7     if  $((e' \nsubseteq e.f) \text{ and } ((e'.f \cap e.f) \neq \emptyset))$  then
9        $ElementSucc \leftarrow ElementSucc \cup \{e'\} \cup getSucc(e')$ 
11    end
12  end
14  end
15  return ElementSucc
18

```

---

Les instructions de la fonction « getSucc » permettent de récupérer les successeurs directs et indirects entre un état et les états dont-il dépend. La ligne 5 permet de parcourir les successeurs directs de l'état afin de vérifier leur dépendance avec lui. Cela est faite à la ligne 7. Lorsque le successeur est en dépendance avec l'état encours, il est ajouté à l'ensemble des successeurs suivi de l'appel de la fonction « getSucc » pour le traitement transitif de ses successeurs. Le résultat retourné par cette fonction est ajouté à l'ensemble des successeurs. Ces instructions sont exécutées à la ligne 9. Ainsi, la fonction retournera tous les successeurs de l'état en cours à la fin de son exécution.

---

**Algorithm 6:** Set parameters values

---

```

1 foreach  $e$  in  $S$  do
2   if  $((e \in border(M)) \text{ and } (e \in F) \text{ and } (e.i == curent_{iteration}))$  then
3     foreach  $e' \in S - \{e\}$  do
4       if  $((e \in e'.f))$  then
5          $e.\beta \leftarrow e.\beta + 1$ ;
6       else if  $(e \in e'.limit)$  then
7          $e.\beta \leftarrow e.\beta + 1$ ;
8          $e.\gamma m \leftarrow e.\gamma m + 1$ ;
9       end
10    else if  $((e \in Notifier(M)) \text{ and } (e \in T) \text{ and } (curent_{iteration} \in e.i))$  then
11       $e.\beta \leftarrow getSucc(Count\beta(e)) + 1$ ;
12      foreach  $e'' \in e.f$  do
13        if  $(Type(e'') \neq Border)$  then
14           $e.\gamma \leftarrow e.\gamma + 1$ ;
15        endif
16      end
17 end

```

---

Les instructions décrivant l'Algorithme 7 sont expliquées comme suit :

**ligne 1 :** Cette ligne présente une instruction de parcours des états stockés sur la « machine i ».

**ligne 2 :** L'instruction de cette ligne vérifie que l'état est « externe », la formule n'est pas vérifiée à cet état, et l'itération courante est marquée sur l'état. La dernière condition permet de calculer les valeurs des paramètres d'un état de l'itération courante vérifiant les deux premières conditions. Lorsque ces conditions sont vérifiées, l'espace d'états est alors parcouru par l'instruction de la ligne 3, et calcule les valeurs des paramètres. Pour chaque état est vérifiée :

- Si l'état externe est présent dans l'ensemble de dépendance de l'état encours, le paramètre  $\beta$  de l'état externe est alors incrémenté (ligne 5) car cet état est lié à l'état externe.
- Sinon, si l'état externe est présent dans l'ensemble « limit » de cet état, les paramètres  $\beta$  et  $\gamma m$  sont alors incrémentés (ligne 7 et ligne 8) car cet état peut être déplacé en laissant un duplicat sur la machine effectuant le traitement.

**ligne 10 :** L'instruction de cette ligne vérifie sur l'état l'existence des prédécesseurs directs sur des autres machines distantes, la dépendance des successeurs et la présence de l'itération courante. Lorsque ces conditions sont vérifiées, les successeurs entre les états liés sont alors calculés, car la valeur du paramètre  $\beta$  correspond au nombre des successeurs entre l'état et les états dont-il dépend (ligne ??). Par contre la valeur du paramètre  $\gamma$  correspond au nombre des états dont-il dépend appartenant à la machine locale, les instructions sont de la ligne 12 jusqu'à la ligne 16.

**Exemple 3.7.3** L'application de l'Algorithme(7) permet de déterminer pour chacun des états de l'exemple(3.7.1), les valeurs des paramètres à travers les résultats de l'exemple(3.7.2). Les valeurs calculées sont :

**Itération 1** La première itération comptabilise pour chaque état « Border » ou « Notifier » de l'exemple(3.7.1) à l'itération 1 le nombre des états qui lui sont liés. Ce nombre est affecté au paramètre  $\beta$ , par exemple dans l'exemple(3.7.2) aucun état dépend de l'état « S9 » sur la « machine 2 ». Cependant, il peut-être dupliqué sur la « machine 1 » car la formule n'est pas vérifiée sur cet état, la valeur du paramètre  $\gamma$  est alors égale à 1. Ainsi, les valeurs des paramètres de l'état « S14 » ne sont pas calculés car il ne possède pas de prédécesseurs sur chacune des autres machines. Le Tableau (3.12) représente les valeurs des paramètres des états.

Id	$\beta$	$\gamma$	$\gamma m$	I	M	T
S9	0	1	0	1	M2	Notifier
S10	2	1	0	1	M2	Notifier
S15	3	1	0	1	M3	Notifier

TABEAU 3.12 – Calcul des valeurs des parametres : itération 1

**Itération 2** Dans cette itération les valeurs de l'état « S15 » sont expliquées car le calcul des paramètres des autres états est similaire à l'itération précédente. Ainsi, dans l'exemple(3.7.2) il n'existe pas d'état dépendant de l'état « S15 » sur la « machine 2 », par contre sur l'état « S14 » il est inséré dans l'ensemble « limit ». Ainsi les valeurs des paramètres  $\beta$  et  $\gamma m$  sont égales à 1 car l'état « S14 » peut être déplacé sur la « machine 2 ». Cet état est donc dupliqué sur la machine locale. Le Tableau (3.13) représente les valeurs des paramètres des états.

Id	$\beta$	$\gamma$	$\gamma m$	I	M	T
S2	6	0		2	M1	Notifier
S7	2	0		2	M1	Notifier
S9	6	0		2	M1	Border
S15	1	0	1	2	M2	Border

TABEAU 3.13 – Calcul des valeurs des parametres : itération 2

**Itération 3** Dans cette itération, la démarche pour l'état « S2 » est similaire à celle de l'état « S15 » auquel est associé la démarche de l'itération 1 pour calculer les états liés à cet état. Par contre les autres états sont similaires à l'itération 1. Le Tableau (3.14) représente les valeurs des paramètres des états.

Id	$\beta$	$\gamma$	$\gamma m$	I	M	T
S2	3	0	1	3	M3	Border
S7	1	0		3	M2	Border
S22	1	0		3	M3	Notifier

TABLEAU 3.14 – Calcul des valeurs des parametres : itération 3

**Itération 4** La démarche de cette itération est similaire à l'itération précédente. Le Tableau (3.14) représente les valeurs des paramètres des états.

Id	$\beta$	$\gamma$	$\gamma m$	I	M	T
S11	2	0	0	4	M2	Notifier
S2	3	0	1	4	M2	Border

TABLEAU 3.15 – Calcul des valeurs des parametres : itération 4

**Itération 5** La démarche de cette itération est similaire à l'itération 3. Le Tableau (3.14) représente les valeurs des paramètres des états.

Id	$\beta$	$\gamma$	$\gamma m$	I	M	T
S11	2	0	0	5	M1	Border
S11	3	0	0	5	M3	Border
S15	4	1	0	5	M3	Notifier

TABLEAU 3.16 – Calcul des valeurs des parametres : itération 5

#### d Échange des valeurs des paramètres

Après le calcul des valeurs des paramètres, ces valeurs sont envoyées aux machines concernées par l'état. A la réception des valeurs, ces dernières sont stockées sur l'état concerné. Ce prince est formalisé comme suit :

---

```

1 Procédure Envoi de:  $(id, \beta, \gamma, \gamma m, f)$  par la la machine  $i()$ 
3   foreach  $e \in \{Notifier(S) \cup Border(S)\}$  do
5     if  $(curent_{iteration} \in e.i)$  then
7        $F = (type(e) == Notifier)?e : \emptyset$ 
9       foreach  $m \in e.site$  do
11         $send(e.id, e.\beta, e.\gamma, F, e.\gamma m, i) to m.id$ 
13      end
14    end
16  end
18
19 end
21
```

---

L'envoi des valeurs concernent les états appartenant aux machines distantes sur lesquels la formule n'est pas vérifiée, et les états locale la formule n'est pas vérifiée qui possèdent des prédécesseurs directs sur d'autres machines. Le parcours de ces états est fait par l'instruction de la ligne 3 de la procédure d'envoi. L'envoi des valeurs concerne les états de l'itération courante, car les valeurs sont échangées après chaque itération. La vérification de la présence de l'itération courante est effectuée à la ligne 5. Lorsqu'elle est pressente, les valeurs calculées sont envoyées à toutes les machines concernées par cet état. Cela est fait de la ligne 7 jusqu'à la ligne 14.

**Exemple 3.7.4** *Le processus d'envoi des valeurs obtenues dans l'exemple(3.7.3), celui-ci montre que les valeurs de certains états ne sont pas envoyées car ces états ne disposent pas de prédécesseurs directs sur des machines distantes. Les valeurs envoyées pour chaque état sont décrites comme suit :*

**Itération 1** — *La « machine 2 » envoie les informations :  $id = s9; \beta = 0; \gamma = 1; \gamma m = 0; f = \{S9\}; i = 2$  (le paramètre  $i$  désigne l'identité de la machine) à la « machine 1 ».*

- *La « machine 2 » envoie les informations :  $id = s10; \beta = 2; \gamma = 1; \gamma m = 1; f = \{S10\}; i = 2$  à la « machine 1 ».*
- *La « machine 3 » envoie les informations :  $id = s15; \beta = 3; \gamma = 0; \gamma m = 1; f = \{s19\}; i = 3$  à la « machine 2 ».*

**Itération 2** — *La « machine 1 » envoie les informations :  $id = s9; \beta = 6; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \emptyset; i = 1$  à la « machine 2 ».*

- *La « machine 1 » envoie les informations :  $id = s10; \beta = 5; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \emptyset; i = 1$  à la « machine 2 ».*
- *La « machine 1 » envoie les informations :  $id = s7; \beta = 2; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s9\}; i = 1$  à la « machine 2 ».*
- *La « machine 1 » envoie les informations :  $id = s2; \beta = 5; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s9, s10\}; i = 1$  à la « machine 3 ».*
- *La « machine 2 » envoie les informations :  $id = s15; \beta = 1; \gamma = 0; \gamma m = 1; f = \emptyset; i = 2$  à la « machine 3 ».*

**Itération 3** — *La « machine 2 » envoie les informations :  $id = s7; \beta = 1; \gamma = 0; \gamma m = 1; f = \emptyset; i = 1$  à la « machine 1 ».*

- *La « machine 3 » envoie les informations :  $id = s2; \beta = 3; \gamma = 0; \gamma m = 1; f = \emptyset; i = 3$  à la « machine 1 ».*
- *La « machine 3 » envoie les informations :  $id = s22; \beta = 1; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s2\}; i = 3$  à la « machine 2 ».*

**Itération 4** — *La « machine 2 » envoie les informations :  $id = s11; \beta = 2; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s22\}; i = 2$  à la « machine 1 ».*

- *La « machine 2 » envoie les informations :  $id = s11; \beta = 2; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s22\}; i = 2$  à la « machine 3 ».*
- *La « machine 2 » envoie les informations :  $id = s22; \beta = 2; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \emptyset; i = 2$  à la « machine 2 ».*

**Itération 5** — *La « machine 1 » envoie les informations :  $id = s2; \beta = 5; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s9, s10, s11\}; i = 1$  à la « machine 3 ».*

- *La « machine 1 » envoie les informations :  $id = s11; \beta = 2; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \emptyset; i = 1$  à la « machine 2 ».*

- La « machine 3 » envoie les informations :  $id = s11; \beta = 3; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s22\}; i = 2$  à la « machine 2 ».
- La « machine 3 » envoie les informations :  $id = s15; \beta = 3; \gamma = 0; \gamma m = 1; f = \{s19, s11\}; i = 3$  à la « machine 2 ».

---

```

1 Procédure Reception de:  $(id, \beta, \gamma, \gamma m, f, i)$  par la machine  $j()$ 
3   foreach  $e \in S$  do
5       if  $(e.id == id)$  then
7            $x.site[i].\beta \leftarrow \beta$ 
9            $x.site[i].\gamma \leftarrow \gamma$ 
11           $x.site[i].\gamma m \leftarrow \gamma m$ 
13           $x.site[i].f \leftarrow f$ 
15
17       end if
18   end foreach
20

```

---

Les instructions décrivant la procédure de réception des valeurs, permettent de stocker les valeurs reçues sur l'état concerné. lorsque la machine reçoit les valeurs, l'état concerné est recherché (la ligne 3 présente l'instruction du parcours des états). Une fois l'état trouvé, les valeurs reçues sont stockées sur l'état dans l'ensemble « site », il contient les informations des machines sur cet état, l'indice de cet liste représente la clé de la machine.

**Exemple 3.7.5** En appliquant le processus de réception les valeurs reçues sont stockées sur l'état concerné. Ainsi, nous remarquerons que les valeurs de certains états sont mises à jours avec les itérations. Les valeurs reçues pour chacun des états sont les suivantes :

**Itération 1** — A la réception des valeurs :  $id = s9; \beta = 0; \gamma = 1; \gamma m = 0; f = \{S9\}; i = 2$  par la « machine 1 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S9 ».

— A la réception des valeurs :  $id = s10; \beta = 2; \gamma = 1; \gamma m = 1; f = \{S10\}; i = 2$  par la « machine 1 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S10 ».

— A la réception des valeurs :  $id = s15; \beta = 3; \gamma = 0; \gamma m = 1; f = \{s19\}; i = 3$  par la « machine 2 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S15 ».

**Itération 2** — A la réception des valeurs :  $id = s9; \beta = 6; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \emptyset; i = 1$  par la « machine 2 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S9 ».

— A la réception des valeurs :  $id = s10; \beta = 5; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \emptyset; i = 1$  par la « machine 2 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S10 ».

— A la réception des valeurs :  $id = s7; \beta = 2; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s9\}; i = 1$  par la « machine 2 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S7 ».

— A la réception des valeurs :  $id = s2; \beta = 5; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s9, s10\}; i = 1$  par la « machine 3 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S2 ».

— A la réception des valeurs :  $id = s15; \beta = 1; \gamma = 0; \gamma m = 1; f = \emptyset; i = 2$  par la « machine 3 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S15 ».

- Itération 3** — A la réception des valeurs :  $id = s7; \beta = 1; \gamma = 0; \gamma m = 1; f = \emptyset; i = 1$  par la « machine 1 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S7 ».
- A la réception des valeurs :  $id = s2; \beta = 3; \gamma = 0; \gamma m = 1; f = \emptyset; i = 3$  par la « machine 1 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S2 ».
  - A la réception des valeurs :  $id = s22; \beta = 1; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s2\}; i = 3$  par la « machine 2 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S22 ».
- Itération 4** — A la réception des valeurs :  $id = s11; \beta = 2; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s22\}; i = 2$  par la « machine 1 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S11 ».
- A la réception des valeurs :  $id = s11; \beta = 2; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s22\}; i = 2$  par la « machine 3 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S11 ».
  - A la réception des valeurs :  $id = s22; \beta = 2; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \emptyset; i = 2$  par la « machine 2 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S22 ».
- Itération 5** — A la réception des valeurs :  $id = s2; \beta = 5; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s9, s10, s11\}; i = 1$  par la « machine 3 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S2 ».
- A la réception des valeurs :  $id = s11; \beta = 2; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \emptyset; i = 1$  par la « machine 2 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S11 ».
  - A la réception des valeurs :  $id = s11; \beta = 3; \gamma = 0; \gamma m = 0; f = \{s22\}; i = 2$  par la « machine 2 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S11 ».
  - A la réception des valeurs :  $id = s15; \beta = 3; \gamma = 0; \gamma m = 1; f = \{s19, s11\}; i = 3$  par la « machine 2 ». Ces dernières sont stockées à l'indice «  $i$  » de la variable « site » de l'état « S15 ».

### 3.7.2 Algorithme de Redistribution

Après l'envoi des valeurs calculées, les états *Border et Notifier* disposent des valeurs calculées aux paramètres  $\beta$  et  $\gamma$  par chacune des machines. Ces valeurs permettent d'appliquer une stratégie de redistribution des états. La stratégie adoptée est celle d'un jeu coopératif. Les machines coopèrent ensembles pour réduire le temps de calcul de la vérification. Ainsi, grâce à ces valeurs, chaque machine calcule l'ensemble minimal des états à envoyer sur une machine distante ainsi que l'ensemble minimal des états à recevoir par cette machine distante. L'envoi des états nécessite la prise en compte de l'équilibrage de charge. Dans ce qui suit nous proposons une stratégie de recherche de ces ensembles minimaux d'états à déplacer, dans un sens ou dans l'autre, suivi d'une technique d'envoi de ces ensembles d'états.

#### a Recherche de l'ensemble minimal des états à importer

Dans cette partie l'algorithme permet de chercher sur les valeurs des paramètres  $\beta$  et  $\gamma$  calculées par les machines distantes le couple minimal. Le nombre des états associés à ce couple doit être inférieur au nombre des états associés au couple calculé par la machine locale. Le déplacement de ces états sur une machine distante permet de diminuer le temps de la vérification car l'algorithme détecte la valeur logique de ces états sans qu'une notification ne soit envoyée. Ainsi, le couple minimal est recherché sur les valeurs envoyées par les machines distantes au niveau des états *Border et Notifier*, comparées



aux valeurs calculées par la machine sur cet état. Le couple minimal est celui qui dispose des plus petites valeurs des paramètres calculées par la machine local sur ces états. Cette recherche est faite en premier temps sur les états ayant une dépendance mutuelle (c'est-à-dire les états distants dépendant l'un de l'autre) car le regroupement de ces états sur une machine diminue le nombre d'itérations de deux. Ainsi, lorsqu'il n'existe pas une dépendance mutuelle entre les états le couple minimum est recherché sur les valeurs envoyées par les machines distantes au niveau des états *Border* et *Notifier*. La formalisation de ce principe est la suivante :

---

```

1 Function Search_States_To_Import(): State()
3   MG ← null
5   foreach e ∈ Border(F) do
7     foreach e' ∈ Notifier(F) do
8       for j = 1 to size(e'.site) do
9         if ((e ∈ e'.f) and (exist(e.site[j])) and (e.β > e.site[j].β) and
10          ((e'.β > e'.site[j].β) or (e'.β == e'.site[j].β and e'.γ >
11           e'.site[j].γ)) and
12          (((MG.β > e'.site[j].β) or (MG.β == e'.site[j].β and MG.γ >
13           e'.site[j].γ) or MG == null)) then
14           MG ← e'.site[j]
15       end
16     end
17   end
18   end
19   if MG == null then
21     foreach e ∈ {Border(F) ∪ Notifier(F)} do
22       foreach site ∈ e.site do
23         if ((e.β > site.β) or (e.β == site[j].β and e.γ > site.γ)) and (MG ==
24          null or ((MG.β > site.β) or (MG.β == site[j].β and e.γ > site.γ)))
25           then
26             MG ← e'.site[j]
27           end
28         end
29       end
30   end
31   return MG

```

---

Les instructions décrivant la fonction précédente sont expliquées comme suit :

**ligne 3 :** L'instruction de cette ligne sert à initialiser la variable stockant les informations du couple minimal.

**ligne 5 :** Parcourir les états « *Border* » sur lesquels la formule n'es pas vérifiée. Ainsi, pour chaque état parcouru, les états « *Notifier* » sont parcourus à la ligne 7 pour rechercher le couple minimal sur les valeurs envoyées par les machines distantes au niveau des états en dépendance mutuelle. Le parcours des valeurs envoyées par les machines distantes est fait à la ligne 8. Ainsi la vérification du couple minimal est faite à la ligne 11. Lorsqu'un couple minimal est trouvé le contenu de la variable « MG » est alors remplacé par les information du nouveau couple (ligne 12).



**ligne ?? :** L'instruction de cette ligne vérifie qu'aucun minimum n'a été trouvé lors de la recherche précédente. Lorsque la condition est vérifiée les instructions de la ligne 21 jusqu'à la ligne 27 sont alors exécutées.

**ligne 21 :** L'instruction de cette ligne permet de parcourir les états « Border *et* Notifier » sur lesquels la formule n'es pas vérifiée.

**ligne 22 :** Pour chaque état, l'instruction de cette ligne parcourt les valeurs calculées par les machines distantes et recherche un couple minimum. La vérification de minimum est faite à la ligne 24. Ainsi la vérification de cette condition entraine l'exécution de l'instruction de la ligne 23, cela permet à remplacer l'ancien couple par le nouveau.

**ligne 22 :** L'instruction écrite sur cette ligne permet de retourner les informations du couple minimal.

## b Recherche de l'ensemble minimal des états à déplacer

L'ensemble minimal des états à déplacer d'une machine distante correspond au couple minimum des couples( $\beta$  et  $\gamma$ ) calculés par la machine locale sur les états(Border *et* Notifier). Le couple minimum représente la plus petite valeur obtenue au paramètre  $\beta$  avec une valeur minimale au paramètre  $\gamma$ . Les états associés à ce couple entrainent un léger déséquilibre qui pourrait être accepté avec l'écart calculé. La recherche de ce couple ( $\beta$  et  $\gamma$ ) est formalisée comme suit :

---

```

1  Function Search_States_To_Move(MG:State): State()
3      MF  $\leftarrow$  null
5      foreach  $e \in \{Border(S) \cup Notifier(S)\} - \{MG\}$  do
7          if (MG == null) then
9              foreach site  $\in x.site$  do
11                 if (( $x.\beta < site.\beta$ ) or ( $x.\beta == site.\beta$  and ( $x.\gamma < site.\gamma$ )) and (MF ==
12                     null or ((MF. $\beta > x.\beta$ ) or (MF. $\beta == x.\beta$  and MF. $\gamma > x.\gamma$ ))) then
13                     MF  $\leftarrow$  x
14                 end
15             end
16         else
17             site  $\leftarrow$  findById(MG.id, x.site)
18             if ((site  $\neq$  null) and ((MF == null) or (MF. $\beta > x.\beta$ ) or (MF. $\beta ==$ 
19                 x. $\beta$  and MF. $\gamma > x.\gamma$ )) and (( $x.\beta < site.\beta$ ) or ( $x.\beta == site.\beta$  and  $x.\gamma <$ 
20                 site. $\gamma$ ))) then
21                 MF  $\leftarrow$  x
22             end
23         end
24     end
25     return MF

```

---

Les instructions décrivant la fonction précédente sont expliquées comme suit :

**ligne 3 :** L'instruction de cette ligne sert à initialiser la variable stockant les informations du couple minimum.

**ligne 5 :** L'instruction de cette ligne permet de parcourir les états « Border *et* Notifier » sur lesquels la formule n'es pas vérifiée. L'état dont il est possible d'importer ses successeurs ou prédécesseurs à partir d'une machine distante est exclu du parcours.

**ligne 7 :** L'instruction de cette ligne vérifie qu'il n'existe pas des états à importer. La vérification de cette condition entraine l'exécution des instructions de la ligne 9 jusqu'à la ligne 17.

**ligne 9 :** L'instruction de cette ligne permet de parcourir les valeurs calculées par les machines distantes, ainsi les comparer avec les valeurs calculées par la machine locale, la comparaison est effectuée à la ligne 11. Lorsque les valeurs de la machine locale sont minimales l'instruction de la ligne 13 est exécutée, elle permet de mettre à jours le couple minimal.

**ligne 16 :** Lorsqu'il existe des états à déplacer sur une machine distante, un ensemble des états est alors recherché sur la machine locale pour l'envoyer sur la machine distante. La recherche de ce couple minimal est faite de la ligne 17 jusqu'à la ligne 21.

**ligne 17 :** L'instruction de cette ligne permet de récupérer sur l'état les valeurs envoyées par la machine distante. Les valeurs sont récupérées lorsque l'identité de la machine existe sur l'ensemble des machines de l'état.

**ligne 18 :** L'instruction de cette ligne vérifie l'existence des valeurs de la machine distante et leurs supériorités à celle calculées par la machine locale sur cet état. Lorsqu'elles sont inférieurs au minimum courant, l'instruction de la ligne 19 met à jour le contenu de la variable « MF » par ce couple.

**ligne 24 :** L'instruction écrite sur cette ligne permet de retourner les informations du couple recherché.

### c Envoi d'une requête

Après la recherche de l'ensemble minimal des états à déplacer, ces états sont ensuite envoyés à la machine concernée sous forme de requête. La requête peut contenir des états à insérer sur la machine distante ou une demande de l'ensemble des états à déplacer sur la machine distante. Ainsi, l'envoi de la requête est fonction de l'équilibrage de charge.

- Lorsque le résultat de la différence entre le nombre des états à déplacer et le nombre des états à importer est inférieur ou égale à l'écart calculé la requête envoyée comporte alors les états migrants de la machine locale et une demande des états de la machine distante.
- Sinon, si le nombre des états à déplacer est inférieur ou égale à l'écart calculé la requête comporte les états à insérer sur la machine distante.
- Sinon, s'il s'agit des états de la machine distante, la requête concerne ces états afin que la machine distante puisse les envoyer à la machine.

Ce principe est formalisé comme suit :

---

```

1 Procédure Send_Request(MG:State,MF:State) ()
2   if  $|MG.site.\beta - MF.\beta| \leq \delta$  then
3     send(element(MF),MG)toMG.id
4   else if  $MG.site.\beta \leq \delta$  then
5     send(null,MG)toMG.id
6   else if  $MF.\beta \leq \delta$  then
7     send(element(MF),null)toMF.id
8   end

```

---

Les instructions décrivant la procédure (*Send\_Request*) sont expliquées comme suit :

**ligne 2 :** L'instruction de cette ligne permet de vérifier qu'il est possible de déplacer des états locaux et états distants. La vérification de cette condition permet d'exécuter l'instruction de la ligne 3, elle permet d'envoyer les états à déplacer et la référence des états à importer.

**ligne 4 :** L'instruction de cette ligne permet de vérifier qu'il est possible de déplacer des états distants. La vérification de cette condition permet d'exécuter l'instruction de la ligne 5, elle permet d'envoyer la référence des états à déplacer à la machine distante.

**ligne 2 :** L'instruction de cette ligne permet de vérifier qu'il est possible de déplacer des états locaux. La vérification de cette condition permet d'exécuter l'instruction de la ligne 3, elle permet d'envoyer l'ensemble des états à la machine distante.

---

```

1 Function element(s:State) ()
2   states  $\leftarrow \emptyset$ 
3   if type(s) == border then
4     foreach  $e' \in S$  do
5       if  $s.f \in e'.f$  and  $size(e.site) == 1$  then
6         states  $\leftarrow states \cup \{e'\}$ 
7       end
8       else if  $s.f \in e'.limit$  then
9         states  $\leftarrow states \cup \{e'\}$ 
10        duplicate(e') in this machine
11      end
12    end
13  else if  $e \in notifier(S)$  then
14    states  $\leftarrow getSucc(s)$ 
15    foreach  $e' \in e.f$  do
16      if  $type(e) \neq border$  then
17        states  $\leftarrow states \cup \{duplicate(e)\}$ 
18      else
19        states  $\leftarrow states \cup \{e\}$ 
20      end
21    end
22  end

```

---

Le protocole de redistribution de l'espace d'états est décrit par l'algorithme 7. Il exécute en premier la fonction « Search\_States\_To\_Import », ensuite la fonction « Search\_States\_To\_Move », enfin les résultat des deux fonctions utilisées pour procéder à l'envoi des états à déplacer avec la procédure « Send\_Request »

---

**Algorithm 7:** Distribute State

---

```
1 MG ← Search_States_To_Import();  
2 MF ← Search_States_To_Move(MG);  
3 Send_Request(MG,MF);
```

---

#### d Réception d'une requête

A la réception d'une requête les états à insérer sont insérés et les ensemble des états demandés sont envoyés. Lorsque des états sont insérés à la structure de Kripke d'une machine, les valeurs calculées par la machine distante sont alors mises à jour par celles correspondantes à la machine locale pour le bon fonctionnement du protocole. Après ce processus l'Algorithme 7 est relancé. Ce principe est formalisé comme suit :

---



---

1	<b>Procedure</b> <i>Receive_Request</i> ( <i>states</i> : <i>List of State</i> , <i>MG</i> : <i>State</i> ) ()
2	<b>if</b> <i>size(states) ≠ 0</i> <b>then</b>
3	<i>add(states)</i> in <i>Sj</i>
4	<b>end</b>
5	<b>if</b> <i>MG ≠ null</i> <b>then</b>
6	<i>send(element(MG), null)</i> to <i>MG.id</i>
7	<b>end</b>
8	algorithm 7()

---

Les instructions décrivant la procédure (*Receive\_Request*) sont expliquées comme suit :

**ligne 2 :** L'instruction de cette ligne vérifie que des états ont été envoyés. La vérification de cette condition permet d'exécuter l'instruction de la ligne 3, elle permet de rajouter les états reçus à la structure de Kripke(ligne 3).

**ligne 4 :** L'instruction de cette ligne vérifie qu'une demande concernant un ensemble des états a été envoyé. La vérification de cette condition permet d'envoyer l'ensemble des états concernant la demande (ligne 5).

**ligne 6 :** L'instruction sur cette ligne permet de relancer le protocole de redistribution afin de rechercher un ensemble des états à déplacer.

**Exemple 3.7.6** *L'exécution du protocole de redistribution sur les résultats générés dans les exemples précédents permet d'obtenir les résultats suivants :*

**Itération 1 :** *Pendant la première itération du protocole sur la « machine 1 », l'algorithme détecte que les état « S7 » et « S9 » sont mutuellement dépendants. Ainsi, les valeurs envoyées par la « machine 2 » sur l'état « S7 » sont minimales, les états concernant ces valeurs sont à déplacer de la « machine 2 ». Ainsi les états à déplacer de la « machine 1 » vers la « machine 2 » sont recherchés, l'algorithme détecte que les états liés à l'état « S11 » sont minimaux. Les états de cet ensemble sont à envoyer sur la « machine 2 ». Après ces deux processus de recherche, les valeurs sont évaluées afin de ressortir la requête à envoyer. L'évaluation montre qu'il est possible d'importer les prédécesseurs de l'état « S7 » et les prédécesseurs de l'état « S11 ». L'état « s2 » ne sera pas envoyé parmi les états à déplacer car la « machine 3 » possède des prédécesseurs directs de cet état. Après l'envoi des états à déplacer, la « machine 1 » possède l'état « S9 », quant à l'état « S1 » il est possédé par la « machine 2 ».*

*Sur la « machine 3 » l'algorithme détecte qu'il est possible de déplacer l'état « S22 » sur la « machine 2 ».*

*Après ces redistributions d'états, le protocole détecte qu'il est impossible de redistribuer les états car il risque d'avoir un déséquilibre de charge sur les machines.*

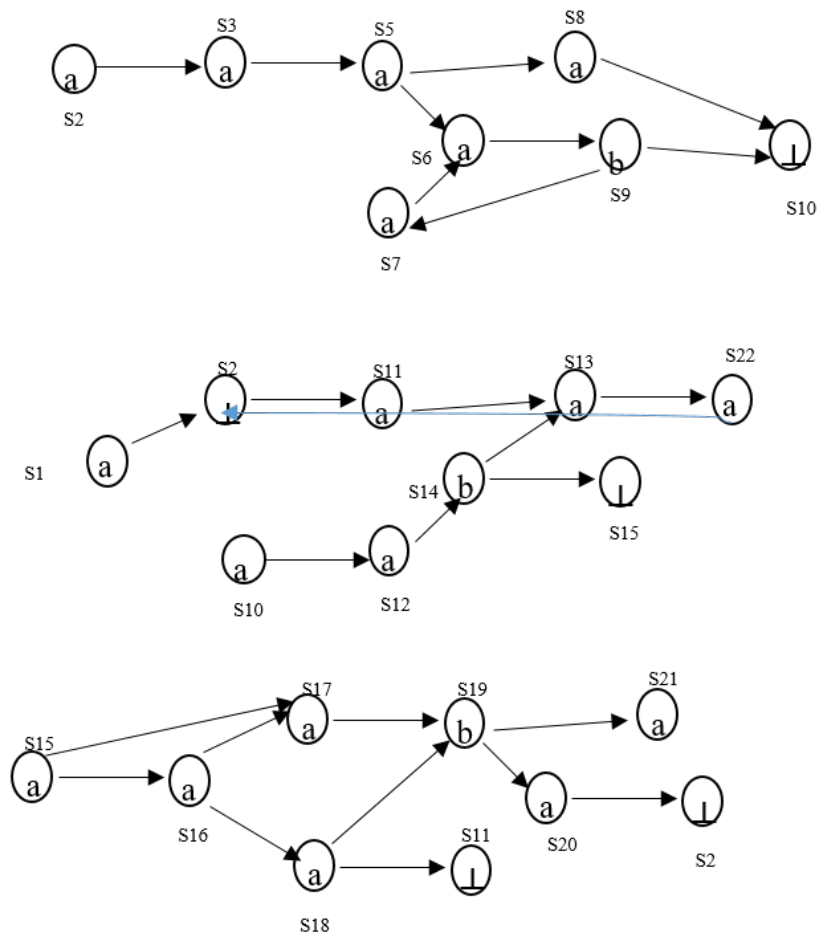


FIGURE 3.3 – Structure de kripke Redistribué

## 3.8 Conclusion

## .1 Références

- ABIDINE, B. Z. 2011, *Split of Territories in Concurrent Optimization*, thèse de doctorat, Contantine 1. [21](#), [24](#), [33](#)
- ALLMAIER, K. M. E. H. G., S. C. 1997, «State space construction and steady-state solution of gspns on a shared-memory multiprocessor», *In Petri Nets and Performance Models, 1997., Proceedings of the Seventh International Workshop on.* [12](#)
- AREIBI, Z., S. ET YANG. 2004, «Effective memetic algorithms for design= genetic algorithms+ local search+ multi-level clustering», *Evolutionary Computation.* [9](#)
- ARMBRUSTER, F. M. H. C. E. M., M. 2008, «A comparative study of linear and semidefinite branch-and-cut methods for solving the minimum graph bisection problem», *In IPCO.* [7](#)
- AURORA, P. K. 2007, *Multi-level graph partitioning*, thèse de doctorat, Thèse de doctorat, University of Florida. [10](#)
- BARAT, C. C. E. P. F., R. 2016, «Partitionnement multi-critères de graphes pour l'équilibrage de charge de simulations multi-physiques», *In Conférence d'informatique en Parallélisme, Architecture et Système (COMPAS).* [6](#)
- BARNARD, H. D., S. T. ET SIMON. 1994, «Fast multilevel implementation of recursive spectral bisection for partitioning unstructured problems», *Concurrency and computation : Practice and Experience.* [8](#), [9](#)
- BATTITI, A. A., R. ET BERTOSSI. 1999, «Greedy, prohibition, and reactive heuristics for graph partitioning», *IEEE Transactions on Computers.* [9](#)
- BENSETIRA, I. 2017, *Proposition d'algorithmes de distribution des espaces d'états en vue d'une vérification basée model checking : Application aux automates temporisés avec durées d'actions*, thèse de doctorat, Université Abdelhamid Mehri - Constantine 2. [iii](#), [8](#), [11](#), [12](#), [28](#)
- BICHOT, A. J.-M. D. N. E. B. P., C.-E. 2004, «Optimisation par fusion et fission, application au probleme du découpage aérien européen», *Journal Européen des Systèmes Automatisés (JESA).* [9](#)
- BICHOT, C.-E. 2007, *Élaboration d'une nouvelle méta heuristique pour le partitionnement de graphe : la méthode de fusion-fission. Application au découpage de l'espace aérien*, thèse de doctorat, TOULOUSE. [iii](#), [5](#)
- BICHOT, C. E. S. 2013, «Graph partitioning», . [7](#)
- BLOM, S., S. ET ORZAN. 2005, «A distributed algorithm for strong bisimulation reduction of state spaces», *International Journal on Software Tools for Technology Transfer (STTT).* [12](#)
- BONAMI, N. V. H.-K. M. E. M. M., P. 2012, «On the solution of a graph partitioning problem under capacity constraints», *ISCO.* [7](#)
- BOPPANA, R. B. 1987, «Eigenvalues and graph bisection : An average-case analysis», *In Foundations of Computer Science, 1987., 28th Annual Symposium on.* [8](#)

- BOUZENADA, B. M. G.-N. R. A. E. S. D. E., M. 2012, «A generalized graph strict strong coloring algorithm», *International Journal of Applied Metaheuristic Computing*. 12
- BUI, B. R., T. N. ET MOON. 1996, «Genetic algorithm and graph partitioning», *IEEE Transactions on Computers*. 8
- BULUÇ, M. H. S. I. S. P. E. S. C., A. 2016, «Recent advances in graph partitioning», *In Algorithm Engineering*. 7
- CHAN, M. Y. L. Y. Y. T. P. E. T. R. K., J. J. M. 2016, «Parallel ant brood graph partitioning in julia», *In Parallel Processing and Applied Mathematics*. 10
- CHEVALIER, F, C. ET PELLEGRINI. 2006, «Improvement of the efficiency of genetic algorithms for scalable parallel graph partitioning in a multi-level framework», *Euro-Par 2006 Parallel Processing*. 8
- CHEVALIER, F, C. ET PELLEGRINI. 2008, «Pt-scotch : A tool for efficient parallel graph ordering», *Parallel computing*. 10
- CHEVALIER, I., C. ET SAFRO. 2009, «Comparison of coarsening schemes for multilevel graph partitioning», *Learning and Intelligent Optimization*. 10
- CHOCKALINGAM, S., T. ET ARUNKUMAR. 1992, «A randomized heuristics for the mapping problem : The genetic approach», *Parallel computing*. 8
- CIARDO, G. J. E. N. D., G. 1998, «Distributed state space generation of discrete-state stochastic models», *INFORMS Journal on Computing*. 12
- CONG, R. M. E. X. M., J. 2003, «Optimality, scalability and stability study of partitioning and placement algorithms», *In Proceedings of the 2003 international symposium on Physical design*. 6
- DELLING, G. A. V. R. I. E. W. R. F., D. 2012, «Exact combinatorial branch-and-bound for graph bisection», *In 2012 Proceedings of the Fourteenth Workshop on Algorithm Engineering and Experiments (ALENEX)*. 7
- DEO, N. 2017, *Graph theory with applications to engineering and computer science*, Courier Dover Publications. 2
- DESIDER, J.-A. 2007, «Split of territories in concurrent optimization», *inria*, vol. 32, n° 1, p. 286–295. 31
- DHILLON, G. Y. E. K. B., I. S. 2007, «Weighted graph cuts without eigenvectors a multi-level approach», *IEEE transactions on pattern analysis and machine intelligence*. 6
- DONATH, A., W. ET HOFFMAN. 1972, «Algorithms for partitioning of graphs and computer logic based on eigenvectors of connections matrices», *IBM Technical Disclosure Bulletin*. 8
- E. A. EMERSON, J. Y. H. 1983, «‘sometimes’ and hot never’ revisited on branching versus linear time», *11th Symposium on Principles Of Programning Languages, Austin, Texas*. 22



- E. M. CLARKE, E. A. E. 1981, «Design and synthesis of synchronizatioll skdctons using branching time temporal logic», *Proc. of an IBM Workshop on Logic of Programs, LNCS.* 22
- EDMUND M. CLARKE, O. G. E. D. A. P. 1999, «Model checking», *Cambridge, MIT Press.* 20
- EULER. 1736, «“solutio problematis ad geometriam situs pertinentis”. commentarii academiae scientarum imperialis petropolitanae», •. 2
- FELDMANN, A. E. E. W. 2015, «An  $o(n^4)$  time algorithm to compute the bisection width of solid grid graphs», *Algorithmica.* 7
- FERREIRA, M. A. D. S. C. C. W. R. E. W. L. A., C. E. 1998, «The node capacitated graph partitioning problem : a computational study», *Mathematical Programming.* 7
- FIDUCCIA, R. M., C. M. ET MATTHEYSES. 1988, «A linear-time heuristic for improving network partitions», *In Papers on Twenty-five years of electronic design automation.* 8
- FIEDLER, M. 1973, «Algebraic connectivity of graphs», *Czechoslovak mathematical journal. Institute of Mathematics, Academy of Sciences of the Czech Republic.* 8
- FIEDLER, M. 1975, «A property of eigenvectors of nonnegative symmetric matrices and its application to graph theory», *Czechoslovak mathematical journal. Institute of Mathematics, Academy of Sciences of the Czech Republic.* 8
- GARAVEL, M. R. E. S. W., H. 2013, «Large-scale distributed verification using cadp : Beyond clusters to grids», *Electronic Notes in Theoretical Computer Science.* 12, 16
- GAREY. 1976, «Some simplified np-complete graph problems», *Theoretical computer science.* 6, 7
- GRADY, E. L., L. ET SCHWARTZ. 2006, «Isoperimetric graph partitioning for image segmentation.», *IEEE transactions on pattern analysis and machine intelligence.* 6
- GUIDOUM, B. M. E. S. D. E., N. 2013, «The strict strong coloring based graph distribution algorithm», *International Journal of Applied Metaheuristic Computing.* 12
- HAGEN, H. D.-H. E. K. A. B., L. W. 1997, «On implementation choices for iterative improvement partitioning algorithms», *IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems.* 8
- HAGER, P. D. T. E. Z. H., W. W. 2013, «An exact algorithm for graph partitioning», *Mathematical Programming.* 7
- HENDRICKSON, R., B. ET LELAND. 1995a, «An improved spectral graph partitioning algorithm for mapping parallel computations», *SIAM Journal on Scientific Computing.* 8
- HENDRICKSON, R., B. ET LELAND. 1995b, «A multi-level algorithm for partitioning graphs», *Supercomputing.* 9
- HOLYER, I. 1981), «The np-completeness of some edge-partition problems», *SIAM Journal on Computing.* 6

- HYAFIL, R. L., L. ET RIVEST. 1973, «Graph partitioning and constructing optimal decision trees are polynomial complete problems», *Technical Report. IRIA. Laboratoire de Recherche en Informatique et Automatique*. 7
- J. W. BAKKER, J. J. C. K., J. A. BERGSTRA. 1983, «Linear the and branching time semantics for recursion with merg», *Proc. ICALP 83, LNCS*. 22
- JOHNSON, A. C. R. M. L. A. E. S. C., D. S. 1989, «Optimization by simulated annealing : an experimental evaluation ; parti, graph partitioning», *Operations research*. 9
- JOVANOVIC, T. M. E. V. S., R. 2016, «An ant colony optimization algorithm for partitioning graphs with supply and demand», *Applied Soft Computings*. 9
- KABELÍKOVÁ, P. 2006, *Graph partitioning using spectral methods*, thèse de doctorat, VSB - Technical University of Ostrava, Czech Republic. 8
- KAIBEL, P. M. E. P. M. E., V. 2011, «Orbitopal fixing», *Discrete Optimization*. 7
- KALAYCI, R., T. E. ET BATTITI. 2018, «A reactive self-tuning scheme for multilevel graph partitioning», *Applied Mathematics and Computation*. 10
- KARYPIS, G. 2003, «Multilevel hypergraph partitioning», *In Multilevel Optimization in VLSICAD*. 10
- KARYPIS, G. 2011, «Metis and parmetis», *In Encyclopedia of parallel computing*. 10
- KARYPIS, V., G. ET KUMAR. 1998, «A parallel algorithm for multilevel graph partitioning and sparse matrix ordering», *Journal of Parallel and Distributed Computing*. 10
- KERNIGHAN, S., B. W. ET LIN. 1970, «An efficient heuristic procedure for partitioning graphs», *The Bell system technical journal. Alcatel-Lucent*. 8
- KIM, H. I. K. Y.-H. E. M. B.-R., J. 2011, «Genetic approaches for graph partitioning : a survey», *In Proceedings of the 13th annual conference on Genetic and evolutionary computation*. 9
- KOROŠEC, I. J. E. R. C. B., P. 2004, «Solving the mesh-partitioning problem with an ant-colony algorithm», *Parallel computing*. 9
- KRIPKE, S. A. 1963, «Semantical considerations on modal logic», *Acta Philosophica Fennica Fasc*. 20
- KRISHNAMURTHY, B. 1984, «An improved min-cut algorithm for partitioning vlsi networks», *IEEE Transactions on Computers*. 8
- L, N. 1989, *Discrete Mathematics*, Oxford University Press. 3
- LAND, A. G., A. H. ET DOIG. 2010, «An automatic method for solving discrete programming problems», *50 Years of Integer Programming 1958-2008*. 7
- LANGHAM, P., A. E. ET GRANT. 1999, «A parallel genetic algorithm for the graph partitioning problem», *In Proceedings of the 5th international conference on Supercomputing*. 9
- LASALLE, G., D. ET KARYPIS. 2013, «Multi-threaded graph partitioning», *In Parallel and Distributed Processing (IPDPS), 2013 IEEE 27th International Symposium on*. 10

- LASALLE, G., D. ET KARYPIS. 2015, «Multi-threaded modularity based graph clustering using the multilevel paradigm», *Journal of Parallel and Distributed Computing*. 10
- LENG, S., M. ET YU. 2007, «An effective multi-level algorithm based on ant colony optimization for bisecting graph», *In Pacific-Asia Conference on Knowledge Discovery and Data Mining*. 10
- MEYERHENKE, S., H. ET SCHAMBERGER. 2006, «A parallel shape optimizing load balancer», *Euro-Par 2006 Parallel Processing*. 9
- MONIEN, P. R. E. D. R., B. 2000, «Quality matching and local improvement for multilevel graph-partitioning», *Parallel Computing*. 10
- NASH, J. 1950, «The bargaining problem», *Econometrica*, vol. 18, n° 1, p. 155–162. 31
- PELLEGRINI, F. 1995, *Application de méthodes de partition à la résolution de problèmes de graphes issus du parallélisme*, thèse de doctorat, Bordeaux I. 10
- PELLEGRINI, F. 2007, «A parallelisable multi-level banded diffusion scheme for computing balanced partitions with smooth boundaries», *Euro-Par 2007 Parallel Processing*. 9
- PETRI, C. A. 1962, *Communication avec des Automates*, thèse de doctorat, Allemagne à Bonn en. 16
- POPE, T. D. R. E. K. A. D., A. S. 2000, «Evolving multi-level graph partitioning algorithms», *In Computational Intelligence (SSCI)*. 10
- POTHEN, S. H. D. E. L. K.-P., A. 1990, «Partitioning sparse matrices with eigenvectors of graphs», *SIAM journal on matrix analysis and applications*. 8
- PREDARI, E. A. E. R. J., M. 2017, «Comparison of initial partitioning methods for multi-level direct k-way graph partitioning with fixed vertices», *Parallel Computing*. 10
- QUEYROI, F. 2013, *Partitionnement de grands graphes : mesures, algorithmes et visualisation*, thèse de doctorat, Université Sciences et Technologies - Bordeaux I. 5
- RAHIMIAN, P. A. H. G. S. J.-M. H.-S., F. 2013, «Ja-be-ja : A distributed algorithm for balanced graph partitioning», *In Self-Adaptive and Self-Organizing Systems (SASO), 2013 IEEE 7th International Conference on*. 10
- RODRIGUES, B. P. E. C. J. M. D. F. J. C. E. G. D. D., C. L. 2006, «A bag-of-tasks approach for state space exploration using computational grids», *In Software Engineering and Formal Methods, 2006. SEFM 2006. Fourth IEEE International Conference on*. 12
- SAFRO, S. P. E. S. C., I. 2015, «Advanced coarsening schemes for graph partitioning», *Journal of Experimental Algorithmics*. 10
- SAIDOUNI, C. A. C. E. I. J.-M., D. E. 2012, «On the fly pso inspired algorithm for graph distribution», *In 2nd International Symposium on Modelling and Implementation of Complex Systems*. 12, 20, 28
- SANDERS, P. E. S. 2011, «Engineering multilevel graph partitioning algorithms», *In ESA*. iii, 10

- SANDERS, P. E. S. 2012, «Distributed evolutionary graph partitioning», *In 2012 Proceedings of the Fourteenth Workshop on Algorithm Engineering and Experiments (ALENEX)*. 10
- SCHLOEGEL, K. G. E. K., K. 2000, «Graph partitioning for high performance scientific simulations», *Army High Performance Computing Research Center*. 7
- SCHNEIDER, K. 2004, «Verification of reactive systems : Formal methods and algorithms», *Springer-Verlag, coll. « Texts in Theoretical Computer Science. An EATCS Series »*. 21
- SELLMANN, S. N. E. T. L., M. 2003, «Multicommodity flow approximation used for exact graph partitioning», *In ESA*. 7
- SIMON, H. D. 1991, «Partitioning of unstructured problems for parallel processing», *Computing systems in engineering*. 8
- SOPER, W. C. E. C. M., A. J. 2004, «A combined evolutionary search and multilevel optimisation approach to graph-partitioning», *Journal of Global Optimization*. 8
- SØRENSEN, M. M. 2003, «Facet-defining inequalities for the simple graph partitioning polytope», *Discrete Optimization*. 7
- T, M. 1989, «Petri nets : Properties, analysis and applications», *Proceedings of the IEEE*. 18
- TABIB, D. E., N. ET SAIDOUNI. 2016, «Newton's law of universal gravitation based genetic algorithm for graph distribution», *International Journal of Computational Intelligence and Applications. World Scientific*. 12, 28
- TABIB, N. 2017, *Construction distribuée d'espace d'états en vue d'une vérification efficace des systèmes atemporels*, thèse de doctorat, Thèse de doctorat, Université Abdelhamid Mehri - Constantine 2, Algeria. 12
- TALBI, P, E.-G. ET BESSIERE. 1991, «A parallel genetic algorithm for the graph partitioning problem», *In Proceedings of the 5th international conference on Supercomputing*. 8
- TALU, M. F. 2017, «Multi-level spectral graph partitioning method», *Journal of Statistical Mechanics : Theory and Experiment*. 10
- TAO, Y., L. ET ZHAO. 1993, «Multi-way graph partition by stochastic probe», *Computers and operations research*. 9
- TASHKOVA, K. P. E. I. J., K. 2011, «A distributed multilevel ant-colony algorithm for the multi-way graph partitioning», *International Journal of Bio-Inspired Computation*. 10
- TRIFUNOVIC, W. J., A. ET KNOTTENBELT. 2015, «Parkway 2.0 : A parallel multilevel hypergraph partitioning tool», *Lecture notes in computer science*. 10
- VALETTE, R. 9 novembre 2007, «Genèse de la théorie des réseaux de petri», *LAAS-CNRS Toulouse*. 17
- VAN DRIESCHE, D., R. ET ROOSE. 1994, *A graph contraction algorithm for the calculation of eigenvectors of the laplacian matrix of a graph with a multilevel method*, thèse de doctorat, Rapport technique TW 209, Department of Computer Science, KU Leuven, Leuven, Belgium. 9

- WALSHAW, C. «Jostle-graph partitioning software», URL <http://staffweb.cms.gre.ac.uk/wc06/jostle/>. 10
- WAN, R. S. S. A. E. L. B., Y. 2005, «A stochastic automaton-based algorithm for flexible and distributed network partitioning», *In Swarm Intelligence Symposium, 2005. SIS 2005. Proceedings 2005 IEEE*. 9
- WILLIAMS, R. D. 1991, «Performance of dynamic load balancing algorithms for unstructured mesh calculations», *Concurrency and Computation : Practice and Experience*. Wiley Online Library. 9