

Graphe de Pas Maximaux : une solution pour la réduction des systèmes de transitions étiquetées maximales

Adel BENAMIRA

Laboratoire MISC, Université de Mentouri,
25000 Constantine, Algérie.

Et Département d'informatique, Université 08 Mai 45
24000 Guelma, Algérie

a.benamira@yahoo.fr

Djamel-Eddine SAIDOUNI

Laboratoire MISC, Université de Mentouri,
25000 Constantine, Algérie

saidounid@hotmail.com

Résumé— La réduction cherche à combattre le problème de l'explosion combinatoire du graphe d'états en réduisant le graphe d'états initial modulo certaines relation d'équivalence. Cet article propose un algorithme de réduction qui s'attaque à l'une des causes du problème de l'explosion combinatoire du graphe d'états, à savoir la représentation du parallélisme par l'entrelacement d'actions concurrentes, cet algorithme étend l'approche des pas couvrant [22] au modèle des systèmes de transitions étiquetées maximales.

MOTS-CLÉS : Vérification formelle, Sémantique d'ordre partiel, Sémantique de maximalité, Graphe de pas couvrant, Systèmes de transitions étiquetées maximales.

I. INTRODUCTION

Ce travail est une contribution à la résolution du problème de l'explosion combinatoire du graphe d'états par l'utilisation des sémantiques d'ordre partiel. Plus particulièrement, nous nous intéressons à l'explosion due à la représentation du parallélisme par l'entrelacement d'actions concurrentes. Cette représentation du parallélisme entre actions génère plusieurs séquences d'exécutions arbitraires qui partagent le même état initial et le même état terminal. Les techniques d'ordre partiel peuvent être classées en deux approches selon la manière d'exploiter les relations d'indépendance entre les actions.

La première approche vise à obtenir un sous-graphe du graphe de comportement, contenant le moins de séquences équivalentes possibles [21]. Cette approche a été généralisée et décrite de manière plus dénotationnelle [5] [24] ce qui a fait apparaître les notions d'ensembles persistants et d'ensembles dormants. L'inconvénient majeur de cette approche est l'indéterminisme du résultat, on effet, plusieurs sous-graphes peuvent être obtenus comme résultat de la réduction d'un même graphe de comportement [12](Figure 1.(b)).

La deuxième approche consiste à regrouper les événements indépendants dans un seul pas (Figure 1.(c)) [22] [23] [8] [10]. Le graphe construit est nommé le graphe de pas couvrants GPC (*Covering Step Graph* : CSG). Les graphes de pas couvrant ainsi générés peuvent préserver les états de blocage,

les propriétés de vivacité, l'équivalence observationnelle ou la sémantique de refus.

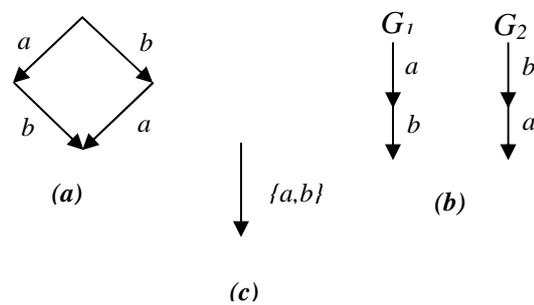


Figure 1. Le comportement de l'expression $a|||b$

Les approches d'ordre partiel souffrent de deux limitations principales : La première touche le facteur générique de l'approche dû au fait que la relation d'indépendance calculée est structurelle, ce qui empêche la prise en compte de certaines formes d'indépendance entre les transitions. Pour clarifier les idées, considérons l'exemple de la Figure 2 [11]. Dans cet exemple, on remarque que les transitions a et b sont conflictuelles, cependant la présence de deux jetons dans la place P_1 peut induire une exécution parallèle des transitions a et b . Ce genre de parallélisme est appelé communément « parallélisme dynamique ». Dans [12] une tentative pour la prise en compte du parallélisme dynamique a été proposée. Cependant, cette dernière solution est spécifique aux réseaux de Petri.

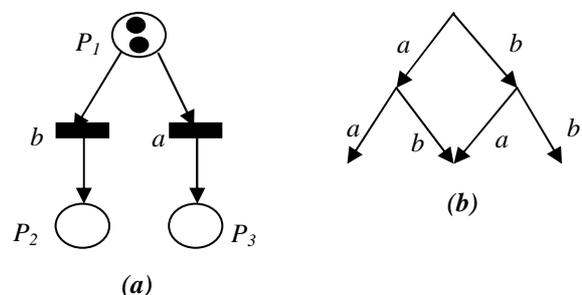


Figure 2. Conflit structurel

La deuxième limitation se résume en l'impuissance d'exploiter toutes les relations d'indépendance. En effet, il existe des cas, où la présence de certaines transitions indépendantes dans un même pas ou l'élimination de certains chemins équivalents risque d'éliminer certains états de blocage. Pour se convaincre, considérons l'exemple de la Figure 3 ; il est clair que la prise en compte de l'indépendance entre les transitions a et b dans un même pas nous fait perdre l'effet du conflit différé avec la transition c . Par conséquent, la présence intense du conflit différé diminue le taux de réduction du graphe résultant.

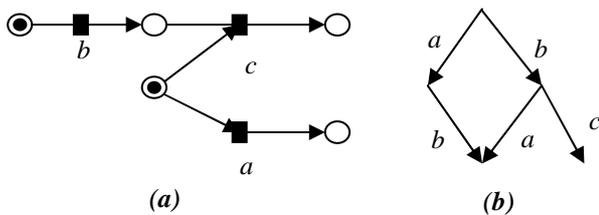


Figure 3. Le conflit différé

Pour répondre aux limitations sus citées, nous proposons dans cet article l'utilisation du modèle des systèmes de transitions étiquetées maximales comme structure de comportement et la définition du graphe de pas couvrant sur cette structure. Afin de situer notre contribution, rappelons tout d'abord l'intuition du modèle des systèmes de transitions étiquetées maximales [4] [13].

Un système de transitions étiquetées maximales n'est autre qu'un graphe d'état bi-étiqueté tel que les transitions sont des événements qui représentent le début des actions. Une transition est donc étiquetée par le nom de l'action qui lui correspond. Un état est étiqueté par l'ensemble des actions qui sont potentiellement en cours d'exécution au niveau de cet état là, ces actions sont dites maximales. Etant donné que plusieurs actions de même nom peuvent s'exécuter en parallèle (auto-concurrence), nous identifions chaque début d'action par un identificateur distinct. Comme illustration, reconsidérons le réseau de Petri de la Figure 3. Dans cet exemple les seules actions qui peuvent s'exécuter en parallèle sont a et b . Le système de transitions étiquetées maximales qui représente sa sémantique est donné par la Figure 4.(b). Dans l'état initial, aucune action n'a encore commencé son exécution, l'état initial est donc étiqueté par l'ensemble vide. A partir de cet état, chacune des actions a et b peut commencer son exécution, d'où les transitions t_1 et t_2 identifiées respectivement par les noms d'événement x et y . L'état 1, étiqueté par l'ensemble $\{x\}$ signifie que l'action a est potentiellement en cours d'exécution au niveau de cet état. Etant donné que l'action b est indépendante de a , la transition t_3 , identifiée par le nom d'événement y , correspond au début de l'exécution de b . Dans l'état résultant (état 3) les actions a et b peuvent être en cours d'exécution simultanément, d'où l'étiquetage de cet état par l'ensemble $\{x,y\}$. Cependant, l'état

2, étiqueté par l'ensemble $\{y\}$, montre que dans cet état seule l'action b peut être en cours d'exécution. Deux scénarios se présentent : soit l'action a commence son exécution, dans ce cas on aboutit à l'état 3. Soit c'est l'action c qui commence son exécution. Il est clair que l'action c ne peut commencer son exécution qu'après la fin de b ; cette dépendance entre la transition t_2 et la transition t_5 est capturée par l'ensemble $\{y\}$ associé à cette transition. Dans l'état résultant (état 4), seule l'action c peut être en cours d'exécution, d'où étiquetage de cet état par l'ensemble $\{z\}$.

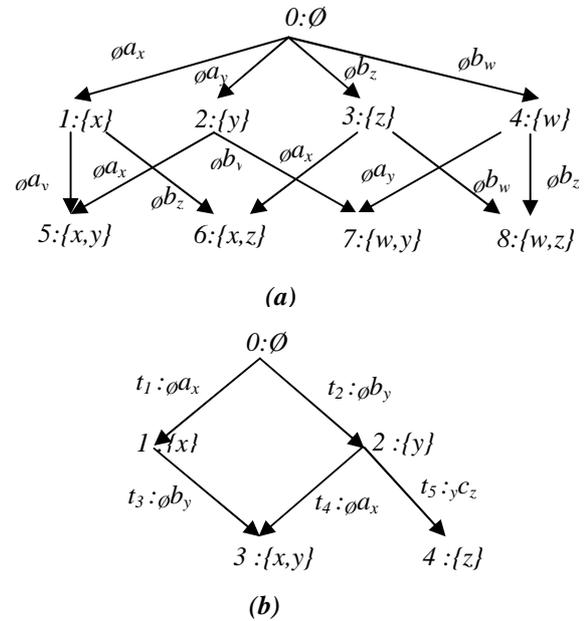


Figure 4. Les STEMs

Le lecteur pourra constater que le système de transitions étiquetées maximales de la Figure 4.(a) correspond au réseau de Petri de la Figure 2.

Tel qu'on le verra par la suite, l'approche de réduction que nous allons proposer, permettra de réduire les systèmes de transitions étiquetées maximales des figures 4.(a) et 4.(b) par les graphes de pas couvrant 5.(a) et 5.(b).

Le lecteur désireux de voir l'intérêt du modèle des systèmes de transitions étiquetées maximales pour la spécification et la vérification des applications concurrentes pourra [14][15][16][17][18][19][6][7] [1].

L'article est organisé selon la manière suivante : la Section 2 introduit un algorithme de réduction basée sur l'utilisation conjointe de la sémantique de maximalité et de l'approche des pas couvrants. Le papier est clôturé par une discussion sur quelques résultats obtenus.

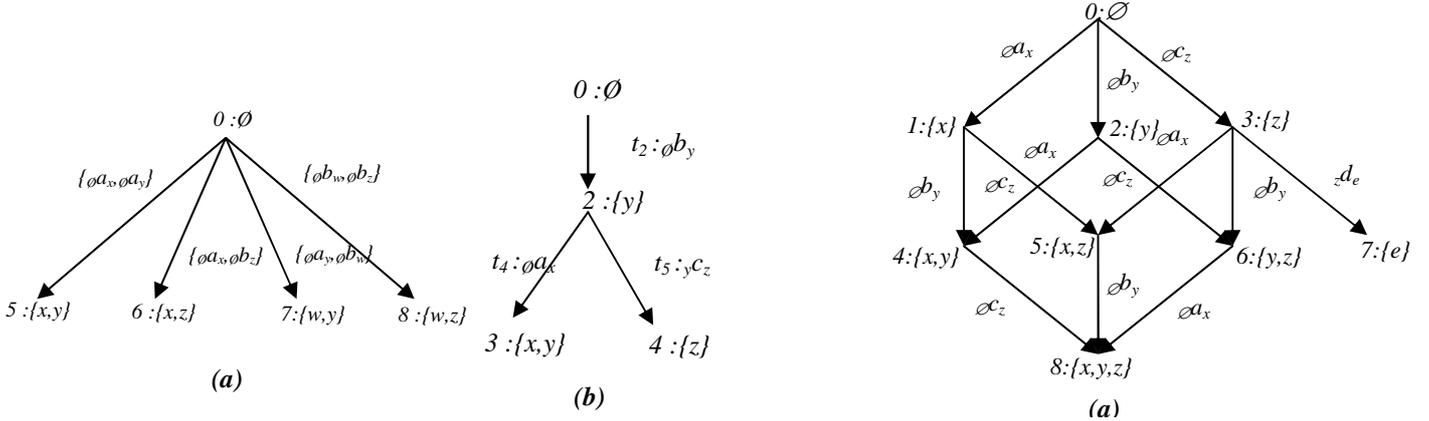


Figure 5. Graphes Réduits

II. REDUCTION DE STEM BASEE SUR LES PAS COUVRANTS

En s'inspirant de la technique de pas couvrants, nous ne considérons pas tous les entrelacements possibles. Par contre, nous construisons, sous certaines conditions, un pas permettant d'atteindre directement l'état final qui aurait été atteint par chacune des séquences entrelacées. La Figure 6 montre le bénéfice obtenu dans le cas de la dérivation de trois actions parallèles (a , b et c) en présence du conflit différé. Le graphe de la Figure 6.(b) est le graphe de pas du système de transitions étiquetées maximales de la Figure 6.(a) dans lequel tous les entrelacements équivalents ont été convertis en deux pas (p_1 et p_2); le premier pas exprime le début d'exécution de c et l'autre exprime celui du début de l'exécution parallèle de a et de b . Le graphe ainsi obtenu sera appelé « *graphe de pas maximaux* ».

Le graphe de pas construit couvre le système de transitions étiquetées maximales initial modulo l'équivalence de traces de Mazurckiewicz [9] Tel qu'on le verra par la suite, ce graphe préserve les états de blocage et la propriété de la vivacité.

A. Définitions préliminaires

L'entrelacement censé être représenté par un pas (ou plusieurs pas), est un chemin (dit chemin maximal) dont l'état cible contient tous les événements maximaux associés aux actions qui le constituent. Les différentes définitions présentées dans cette section ont pour but l'introduction de la notion de pas, dit pas maximal.

- « **Système de transitions étiquetées maximales** » : M étant un ensemble dénombrable des noms des événements, un système de transitions étiquetées maximales (STEM) de support M est un quintuplet $(\Omega, \lambda, \mu, \zeta, \psi)$ avec :

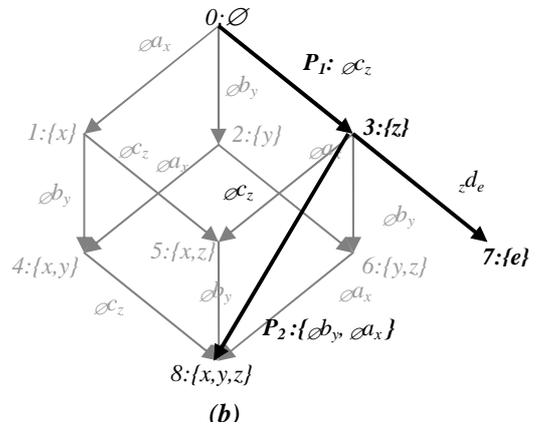
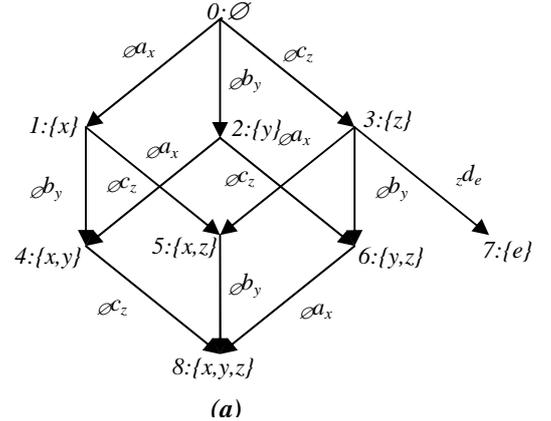


Figure 6. Un STEM et son graphe de pas maximaux

- $\Omega = \langle S, T, \alpha, \beta, s_0 \rangle$ est un système de transitions tels que :
 - S : l'ensemble d'états dont lesquelles peut se trouver le système, cet ensemble peut être fini ou infini.
 - T : l'ensemble de transitions indiquant le changement d'états que peut réaliser le système, cet ensemble peut être fini ou infini.
 - α et β sont deux applications de T dans S tels que pour toute transition $t \in T$ on a : $\alpha(t)$ l'origine de la transition et $\beta(t)$ son but.
 - S_0 est l'état initial de Ω
- (Ω, λ) est un système de transitions étiquetées par un alphabet Act , nommé support de (Ω, λ) , avec $(\lambda : T \rightarrow Act)$.
- $\psi : S \rightarrow 2_{fn}^M$ est une fonction qui associe à chaque état l'ensemble fini des noms des événements maximaux présents au niveau de cet état.
- $\mu : T \rightarrow 2_{fn}^M$ est une fonction qui associe à chaque transition l'ensemble fini des noms des événements correspondant aux actions qui ont commencé leur exécution et dont la terminaison sensibilise cette

transition ; cet ensemble correspond aux causes directes de la transition.

- $\xi: T \rightarrow M$ est une fonction qui associe à chaque transition le nom de l'évènement qui identifie son occurrence.

Tel que pour toute transition $t \in T$, $\mu(t) \subseteq \psi(\alpha(t))$, $\xi(t) \notin \psi(\alpha(t)) - \mu(t)$ et $\psi(\beta(t)) = (\psi(\alpha(t)) - \mu(t)) \cup \{\xi(t)\}$

- «**Séquence d'évènements**» : $\langle _ \rangle : Atm^* \rightarrow M^*$ est la fonction qui génère une séquence de noms d'évènements à partir d'une séquence d'atoms. Elle est définie intuitivement par :

$$\langle \varepsilon \rangle =_{\text{def}} \varepsilon \text{ et } \langle M a_x p \rangle =_{\text{def}} x . \langle p \rangle$$

- «**Support d'une séquence de transitions**» : Soit $\| _ \| : T^* \rightarrow \rho(T)$ la fonction définie par :

$$\| \varepsilon \| =_{\text{def}} \emptyset \text{ et } \| u . w \| =_{\text{def}} \{u\} \cup \|w\|, \text{ où } u \in T \text{ et } w \in T^*$$

- «**Extension de trace de Mazurkiewicz sur les STEMs**» : Soit $\mathcal{S} = \langle S, s_0, T, \psi, \mu, \zeta \rangle$ un STEM et $U . M a_x . N b_y . V$ et $U . N' b_{y'} . M' a_x' . V$ deux chemins de \mathcal{S} . On considère \approx la relation définie sur $T^* \times T^*$ par $\langle U . M a_x . N b_y . V \rangle \approx \langle U . N' b_{y'} . M' a_x' . V \rangle$ ssi $x \notin N$ et $y \notin M'$, par construction, \approx est réflexive et symétrique.

L'équivalence de trace \equiv peut être définie par la fermeture transitive de la relation \approx , ses classes appelées des traces. $\llbracket _ \rrbracket$ dénote la trace générée par le chemin w .

- «**Chemin maximal**» : Soit $\mathcal{S} = (\Omega, \lambda, \mu, \zeta, \psi)$ avec $\Omega = \langle S, T, \alpha, \beta, s_0 \rangle$ un système de transitions étiquetées maximales et soit $w \in T^*$, w est un chemin maximal ssi $\exists s, s' \in S, s \xRightarrow{w} s'$:

$$\llbracket \langle w \rangle \rrbracket \subseteq \psi(s') \text{ et } (s' \not\rightarrow) \vee (\exists t \in T : wt \text{ n'est pas un chemin maximal}).$$

- «**Le petit chemin**» : Soit C_s un ensemble de chemins maximaux associe à l'état s , $\text{Min}(C_s) = \{c \mid \exists c' \in C_s : \llbracket \langle c' \rangle \rrbracket \subset \llbracket \langle c \rangle \rrbracket\}$.
- «**Équivalence des chemins maximaux**» : Deux chemins maximaux w et w' sont équivalents ($w \approx_c w'$) ssi : $s \xRightarrow{w} s'$ et $s \xRightarrow{w'} s'$.

C'est un cas particulier de la relation d'équivalence de trace de Mazurkiewicz dont tous les évènements sont indépendants.

- «**Pas de transitions**» : Soit $\mathcal{S} = (\Omega, \lambda, \mu, \zeta, \psi)$ avec $\Omega = \langle S, T, \alpha, \beta, s_0 \rangle$ un système de transitions étiquetées maximales et soit $w \in T^*$, $\|w\|$ définit un pas ssi :

$$\exists s, s' \in S, w \in T^*, s \xRightarrow{w} s' : \forall e \in \llbracket \langle w \rangle \rrbracket, e \in \psi(s')$$

- «**Extension de la relation d'accessibilité aux pas de transitions maximales**» : Soit \rightarrow_p , l'extension de \rightarrow aux pas maximaux, et w un chemin maximal $s \xRightarrow{w} s'$. Le pas associé est $\xrightarrow{\|w\|}_p$.

La méthode de réduction proposée consiste à remplacer tous les chemins maximaux équivalents par un seul chemin (en préservant les chemins maximaux), ou ce dernier doit être à son tour remplacé par un pas maximal. A la fin, le graphe construit est un graphe de pas maximaux.

B. Graphe de pas maximaux

Intuitivement, un graphe de pas maximaux (GPM) n'est que un STEM où en remplaçant chacun de chemins maximaux de STEM par leur pas correspondant. À titre d'illustration, le GPM de la Figure 7 a été obtenu en remplaçant l'ensemble de chemins maximaux $\{\emptyset c_y \emptyset a_x, \emptyset c_y \emptyset b_w, \emptyset d_z \emptyset a_x, \emptyset d_z \emptyset b_w\}$ du STEM de la Figure 4.(a) par leur ensemble de pas correspondant.

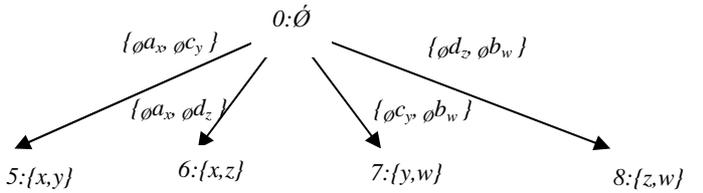


Figure 7. Un Graphe de pas maximaux

Définition.1 «**Graphe de pas maximaux (GPM)**» : Soit $\mathcal{S} = (\Omega, \lambda, \mu, \zeta, \psi)$ avec $\Omega = \langle S, T, \alpha, \beta, s_0 \rangle$ un système de transitions étiquetées maximales, $\mathcal{G} = (\Omega', \lambda', \mu', \zeta', \psi)$ avec $\Omega' = \langle S', \Xi, \alpha, \beta, s_0 \rangle$ est un graphe de pas maximaux de \mathcal{S} ssi :

1. $\forall s' \in S' : s' \in S$,
2. $\forall t' \in \Xi : t'$ est un pas, où $\|t'\|$ constituent un chemin maximal dans \mathcal{S} .
3. $\forall s \in S', s \xrightarrow{M a_x} s' \in T$,
 $\forall s'' \in S', \forall w \in T^*, s \xRightarrow{w} s''$
 $\Rightarrow \{ \exists w' \in \Xi^*, s \xrightarrow{w'}_p s''' : \llbracket \langle M a_x . w \rangle \rrbracket = \llbracket \langle w' \rangle \rrbracket \}$

Tel que :

- $\zeta' : 2_{fn}^T \rightarrow 2_{fn}^M, \zeta'(\varepsilon) =_{\text{def}} \varepsilon \zeta(\{t\} \cup E) =_{\text{def}} \zeta(t) \cup \zeta(E)$
- $\mu' : 2_{fn}^T \rightarrow 2_{fn}^M, \mu'(\varepsilon) =_{\text{def}} \varepsilon, \mu'(\{t\} \cup E) =_{\text{def}} \mu(t) \cup \mu'(E)$

Où pour tout pas $s \xrightarrow{E}_p s'$, les conditions suivantes sont satisfaites : $\psi(s') = (\psi(s) \setminus \mu'(E)) \cup \zeta'(E)$ et $\zeta'(E) \not\subseteq \psi(s) - \mu'(E)$ et $\mu'(E) \subseteq \psi(s')$

Proposition 1 : Les graphes de pas maximaux préservent les états de blocage et la vivacité.

C. Algorithme de construction à la volée d'Un graphe de pas maximaux

Dans ce qui suit, on va proposer un algorithme qui nous permet de construire à la volée un graphe de pas maximaux à partir d'une spécification LOTOS [3]. Ceci est effectué en se servant de l'extension directe de l'algorithme de génération classique de graphe d'états. Le plus réside dans les lignes 7, 8 et 9 de l'algorithme ci-dessous, et qui consiste à vérifier, pour chaque transition développée, si elle peut faire partie (Condition.1) d'un pas maximal ou elle est elle-même un pas, c'est le rôle de la procédure *Construire_pas* ligne 9.

Condition 1: Soit $\mathcal{G} = \langle S', s_0, \Xi, \psi, \mu', \zeta' \rangle$ un GPM en cours de génération (au niveau de l'état s'), et soit $s \xrightarrow{p}_p s' \in \Xi : \forall t : s' \xrightarrow{t}$ généré, si $pt \in \text{Min}(C_s)$ alors pt est un pas de GPM, sinon t est un pas.

Algorithme "Algorithme de construction à la volée de GPM"

Données : Expression de comportement Basic LOTOS ;

Résultats : GPM ;

Variables :

S' : liste de configurations non traitées ;

S : liste de configurations déjà traitées ;

T, T' : liste de transitions ;

Début

- 1 Initialiser S' par l'état initial s_0 ;
- 2 **Tantque** S' non vide **Faire**
- 3 Sélectionner et supprimer un élément s de S' ;
- 4 $T' \leftarrow \text{Tirer_Transitions}(s)$;
- 5 Ajouter s à la liste S ;
- 6 Ajouter les nouvelles états résultants à S' ;
- 7 **Pour** chaque successeur s' de s **faire**
- 8 **Pour** chaque t' de T' **faire**
- 9 *Construire_pas*

FinTant

FinAlgo.

III. RESULTATS

Nous présentons dans cette section deux systèmes à étudier dans le but de confirmer le fait qu'il est très difficile de connaître au préalable quelle est l'approche d'ordre partiel la plus efficace en terme de taille du graphe construit. Cette étude consiste à comparer la taille du GPM avec celle des autres approches citées dans cet article. Les outils utilisés sont : TINA [20], pour générer les graphes de pas « GPC », les ensembles persistants « Pset » et les graphes de pas persistant

« GPP ». Lotostem 2.0 [2], pour générer les STEMs. LotosGPM, pour générer les GPMs, LotosGPM est une implémentation de l'algorithme proposé dans la section précédente et elle est intégrée dans FOCOVE [18].

Le système de la Figure 8.(a) illustre un cas où les GPMs sont plus efficaces que les autres graphes. Le tableau.1 résume les résultats obtenus en nombre de transitions et en nombre d'états S selon le nombre de transitions T pouvant être tirées en parallèle (n). Nous constatons que la taille du GPM reste la même quelque soit la valeur de n .

n	Graphe d'états		GPC		PSet		GPP		STEM		GPM	
	T	S	T	S	T	S	T	S	T	S	T	S
2	13	9	13	9	10	8	6	6	13	9	3	4
3	33	17	33	17	20	13	14	10	33	17	3	4
4	81	33	81	33	42	22	34	18	81	33	3	4
5	193	65	193	65	92	39	82	34	193	65	3	4

Tableau 1. Des résultats pour le système de la Figure 8.(a)

En revanche, pour le système de la Figure 8.(b) nous avons

n	Graphe d'états		GPC		PSet		GPP		STEM		GPM	
	T	S	T	S	T	S	T	S	T	S	T	Ss
2	8	4	4	2	8	4	4	2	12	9	4	5
3	24	8	8	2	16	7	8	2	54	27	8	9
4	64	16	16	2	26	11	16	2	216	81	16	17
5	160	32	32	2	38	16	32	2	810	243	32	33

Tableau 2. Des résultats pour le système de la Figure 8.(b)

remarqué que la taille d'un GPM est largement inférieure à celle du STEM correspondant; cependant, elle est plus importante que celle des autres graphes. En dépit de ces résultats, les GPMs restent relativement privilégiés car ils représentent implicitement plus d'informations sur l'exécution parallèle des actions.

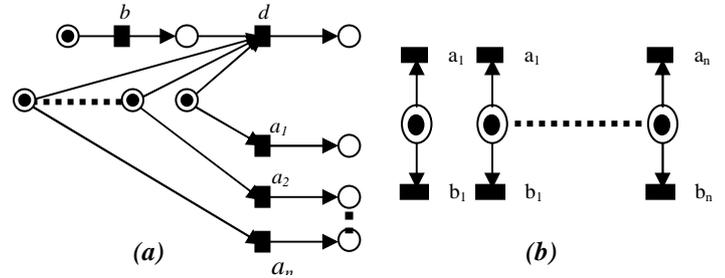


Figure 8. Les systèmes à étudier

Proposition 2 : Les approches de GPC, PSet, GPP et GPM sont incomparables : il est très difficile de connaître au préalable quelle est l'approche d'ordre partiel la plus efficace en terme de taille du graphe construit.

IV. CONCLUSION

Cet article est une contribution à la réduction de l'explosion combinatoire de graphes d'états des systèmes de transitions. Les approches d'ordre partiel les plus répandues

sont des techniques basées sur le calcul structurel de la relation d'indépendance d'actions. Nous avons proposé un travail basé sur l'utilisation conjointe du modèle des STEMS et la méthode de pas couvrants. Un STEM est en effet un modèle qui a rendu possible la considération des branchements de manière générique. Le graphe réduit est un graphe complet préservant les propriétés générales, à savoir les états de blocage et la vivacité.

Les résultats exposés dans cet article peuvent être étendus par l'étude d'autres propriétés spécifiques tels que l'équivalence observationnelle de maximalité, la sémantique de refus, ...etc. Il serait aussi intéressant d'étudier les relations d'équivalence entre les GPMs. Une autre perspective de ce travail consisterait à étendre les résultats au modèle des DATA et des DATA* (Durational Action Timed Automata) pour la vérification des systèmes temps réel [1] [16].

RÉFÉRENCES

- [1]. Belala N., Saidouni D. E., « Non-Atomicity in Timed Models », In Proceedings of ACIT'2005. Amman, Jordan, December 2005.
- [2]. Benamira A., Vérification des équivalences de comportements des systèmes concurrents, Mémoire de Magistère, Laboratoire LIRE, Université Mentouri, Constantine, Algérie, Juin 2006.
- [3]. Bolognesi T., Brinksma E., Introduction to the ISO specification language LOTOS, Computer Networks and ISDN Systems, 14:25-59, 1987.
- [4]. Courtiat J. P., Saidouni D. E., « Relating maximality-based semantics to action refinement in process algebras », In D. Hogrefe and S. Leue, editors, IFIP TC/WG6.1, 7th Int. Conf of Formal Description Techniques (FORTE'94) pages 293-308. Chapman & Hall, 1995.
- [5]. Godefroid P., « Using partial orders to improve automatic verification methods », In proceedings of CAV'90, pages 321-34. ACM, DIMACS volume 3, 1990.
- [6]. Layeb A. and Saidouni E., Quantum Genetic Algorithm for Binary Decision Diagram Ordering Problem, International Journal of Computer Science and Network Security, vol. 7, no. 9, pp. 130-135, 2007.
- [7]. Layeb A. and Saidouni E., A Quantum Genetic Algorithm with Hill Climbing Algorithm for Max 3-SAT Problems, in Proceedings of International Conference on Intelligent Computing (ICIC'2008) China, to Appear in LNCS. Springer-Verlag, 2008.
- [8]. Magniette F., Pilard L., Rozoy B., " Model-Checking et Produit Synchronisé", in Modélisation des Systèmes Reactifs MSR, pages 213-224, Metz 2003.
- [9]. Mazurkiewicz A., « Trace theory. In Petri Nets: Applications and Relationships to Other Model of Concurrency », Advances in Petri nets 1986, Part II; Proceedings of an advanced Course, pages 279-324. Springer Verlag, LNCS 255, 1986.
- [10]. Michel F., Vernadat F., Maitrise de l'explosion combinatoire, Réduction du graphe de Comportement. Rapport LAAS N° 98024. Janvier 1998.
- [11]. Reisig W., « Petri nets », volume 4 of EATCS Monographs on Theoretical Computer Science. Springer Verlag, Berlin, Heidelberg, New York, Tokyo, 1985.
- [12]. Ribet P. O., Vérification formelle de Systèmes, Contribution à la réduction de l'explosion combinatoire. Thèse de Doctorat, LAAS-CNRS 7 av. du Colonel Roche, 31077 Toulouse Cedex France, 2005.
- [13]. Saidouni D.E., Sémantique de maximalité: Application au raffinement d'actions dans LOTOS. Thèse de Doctorat, LAAS, Université Paul Sabatier Toulouse, Mars 1996
- [14]. Saidouni D. E., Belala N., « Straightforward adaptation of interleaving-based solutions for true concurrency-based logic verification approaches », in Proceedings of International Conference on Complex Systems (CISC'2004), University of Jijel, Algeria, 2004.
- [15]. Saidouni E. and Belala N., Using Maximality-Based Labeled Transition System Model for Concurrency Logic Verification, The International Arab Journal of Information Technology (IAJIT), vol. 2, no. 3, pp. 199-205, 2005.
- [16]. Saidouni D.E., Belala N. «Actions duration in timed models», In Proceedings of International Arab Conference on Information Technology (ACIT'2006), Yarmouk University, Irbid, Jordan, December 19-21st, 2006.
- [17]. Saidouni D. E., Belala N., and Bouneb M., "Maximality-based structural operational semantics for Petri nets", in Proceedings of 2nd Mediterranean Conference on Intelligent Systems and Automation on (CISA'09). Tunisia.
- [18]. D. E. Saidouni, A. Benamira, N. Belala, and F. Arfi, "FOCOVE: Formal Concurrency Verification Environment for Complex Systems". American Institute of Physics AIP Conference proceedings, Vol 1019:375-380, 2008.
- [19]. Saidouni D. E., Ghenai A., « Intégration des refus temporaires dans les graphes de refus », in proceeding of NOTERE '2006, Toulouse, France, 2006.
- [20]. TINA, Time Petri Net Analyzer, The Tina toolbox is property of LAAS-CNRS, 7, avenue du Colonel Roche, 31077, Toulouse.
- [21]. Valmari A., « Error detection by reduced reachability graph generation », In Proceedings of Application and theory of Petri Nets. Springer Verlag, LNCS, 1988.
- [22]. Vernadat F., Azéma P., Michel F., « Covering step graph », In Proceedings of Application and Theory of Petri Nets 96. Springer Verlag, LNCS 1091, 1996.
- [23]. West C. H., « Protocol Verification by Random State Exploration », in PSTV VI, pages 233-242, 1986
- [24]. Wolper P., Godefroid P., « Partial-Order methods for temporal verification », In Proceedings of Concur's93. LNCS 575, 1993.