

# *Projet PARAGRAPHÉ*

*Parallélisme et graphes*

*Rennes*

THÈME 1C



*R*apport  
*d'Activité*

2001



---

## Table des matières

<b>1</b>	<b>Composition de l'équipe</b>	<b>2</b>
<b>2</b>	<b>Présentation et objectifs généraux</b>	<b>2</b>
<b>3</b>	<b>Fondements scientifiques</b>	<b>2</b>
3.0.1	Un aperçu des réseaux de Petri . . . . .	3
3.0.2	Théorie des régions . . . . .	4
3.0.3	Synthèse de réseaux à partir de langages . . . . .	5
<b>4</b>	<b>Domaines d'applications</b>	<b>7</b>
4.0.1	Aide à la mise en œuvre de logiciels distribués . . . . .	8
4.0.2	Synthèse de contrôleurs asynchrones . . . . .	9
<b>5</b>	<b>Résultats nouveaux</b>	<b>9</b>
5.1	Graphes de marquages, théorie des régions, synthèse, scénarios . . . . .	9
5.1.1	Distribution d'automates finis via la synthèse de réseaux de Petri bornés	10
5.1.2	Automates généralisés et réseaux de Petri . . . . .	10
5.1.3	Synthèse de réseaux à partir de HMSCs . . . . .	11
5.2	Supervision des graphes marqués . . . . .	11
5.3	Réseaux de Petri et logique linéaire . . . . .	12
<b>6</b>	<b>Contrats industriels (nationaux, européens et internationaux)</b>	<b>12</b>
6.1	Actions nationales . . . . .	12
6.2	Actions internationales . . . . .	13
<b>7</b>	<b>Diffusion de résultats</b>	<b>13</b>
7.1	Animation de la Communauté scientifique . . . . .	13
7.2	Séminaires . . . . .	13
<b>8</b>	<b>Bibliographie</b>	<b>13</b>

## 1 Composition de l'équipe

### Responsable scientifique

Philippe Darondeau [DR Inria]

### Personnel Inria

Eric Badouel [CR - détaché à l'ENSP de Yaoundé depuis le 1/09/99]

Christian Retoré [CR - détaché à l'université de Nantes depuis le 1/09/00]

### Personnel université de Rennes 1

Gilles Lesventes [maître de conférences]

### Chercheur invité

Marek Bednarczyk [invité Inria de Janvier à Juillet 2000]

### Chercheur doctorant

Yannick Le Nir [allocataire MENRT depuis le 1/10/99]

## 2 Présentation et objectifs généraux

Paragraphe est un projet de l'UMR Irisa qui a pris fin en Juin 2001, et dont l'héritage a été transmis à l'avant-projet S4. Dans Paragraphe, nous avons étudié divers algorithmes de synthèse de réseaux de Petri, applicables à la parallélisation, à la distribution ou au contrôle de systèmes de transitions. L'objectif est de mettre à la disposition des ingénieurs qui ont à traiter ces problèmes des outils de résolution reposant implicitement sur l'algèbre linéaire, au cœur des réseaux de Petri, et qui fournit souvent des solutions effectives échappant à l'intuition. Nous avons étudié dans un but plus fondamental les représentations algébriques et logiques des réseaux de Petri et de leurs graphes de marquages, et accessoirement les propriétés des graphes à structure régulière, tels les graphes de transitions des automates à pile ou les structures d'événements associées aux réseaux de Petri saufs.

Parmi les axes de recherche actifs récemment, figurent :

- la réalisation de langages de scénarios par des réseaux de Petri distribuables,
- la synthèse de contrôleurs asynchrones dans le contexte des réseaux de Petri,
- l'instrumentation de la synthèse de réseaux,
- la formalisation des réseaux de Petri par la logique linéaire.

Le projet est engagé sur ces thèmes dans le protocole de coopération franco-polonaise «Catalysis» (CNRS/IPIPAN).

## 3 Fondements scientifiques

**Mots clés** : réseau de Petri, région, synthèse, réseau distribuable.

### Glossaire :

**synthèse** Le problème de synthèse des réseaux de Petri consiste, étant donné un système de transitions initialisé, à construire un réseau de Petri dont le graphe des marquages accessibles soit isomorphe à ce système de transitions.

**région** Les régions d'un système de transitions sont les morphismes qui l'envoient dans le graphe de Cayley des entiers, restreint aux noeuds positifs ; elles sont interprétées comme des places des réseaux synthétisés.

**réseau distribuable** Réseau de Petri dans lequel les événements sont attachés à des sites tels que deux événements distants ne partagent pas de place d'entrée.

**Résumé :** *suivent une brève introduction aux réseaux de Petri, avec quelques renvois à la littérature, une présentation de la théorie des régions d'Ehrenfeucht et Rozenberg étendue à des types de réseaux arbitraires, avec ses applications à la synthèse de réseaux, et une adaptation de cette théorie à la synthèse de réseaux à partir de langages.*

### 3.0.1 Un aperçu des réseaux de Petri

On consultera Murata <sup>[Mur89]</sup> pour une présentation d'ensemble du domaine. Les réseaux de Petri servent à la spécification, à la simulation, à l'analyse, et à la mise en œuvre de systèmes, destinés à la conduite de dispositifs plus ou moins complexes (ateliers de production, trafic aérien,...) ou à la coordination d'agents qui communiquent selon des schémas formels (protocoles de communication) ou informels (processus coopératifs). Les réseaux sont à l'origine des graphes bipartis, reliant par des arcs dirigés places à valeurs booléennes et transitions ; la dynamique est définie par un jeu de jetons représentant les conditions valides : les places en entrée (resp. en sortie) d'une transition sont ses pré-conditions (resp. post-conditions). Il s'est par la suite avéré utile de permettre l'accumulation des jetons dans les places, vues dès lors comme des réservoirs de ressources banalisées. Afin de faciliter la notation de ces réseaux étendus, des poids entiers ont été inscrits sur les arcs, mesurant les flots de ressources correspondants. Le modèle obtenu est le modèle classique des réseaux de Petri (ou P/T-nets), dans lesquels les places prennent des valeurs entières. Les réseaux distribuables de B. Caillaud <sup>[Cai99]</sup> sont une version enrichie des réseaux P/T.

Les travaux sur les réseaux P/T ont surtout été consacrés à l'étude de leurs graphes de marquages. Ces travaux reposent sur l'algèbre linéaire et les invariants <sup>[MR80]</sup> <sup>[STC99]</sup>, sur la théorie des graphes et les symétries <sup>[HITZ95]</sup>, ou sur le mélange de ces deux disciplines (synthèse de réseaux). Un problème central est l'obtention de méthodes de vérification capables de contourner les obstacles posés par la taille des graphes de marquages. Entre autres problèmes de décision célèbres résolus pour les réseaux P/T, citons la finitude du graphe des marquages accessibles

- 
- [Mur89] T. MURATA, « Petri Nets: Properties, Analysis and Applications », *Proc. IEEE 77(4)*, 1989.
- [Cai99] B. CAILLAUD, « Applications des techniques de synthèse de réseaux de Petri bornés à la répartition d'automates réactifs », *in: Actes du deuxième congrès "Modélisation des systèmes réactifs"*, Hermes Science Publications, 1999.
- [MR80] G. MEMMI, G. ROUCAIROL, « Linear algebra in net theory », *in: Proc. Net Theory and Applications*, 84, Springer Verlag LNCS, 1980.
- [STC99] M. SILVA, E. TERUEL, J. COLOM, « Linear Algebraic and Linear Programming Techniques for the Analysis of Place/Transition Net Systems », *in: Lectures on Petri Nets I: Basic Models, 1491*, Springer-Verlag LNCS, 1999, p. 309-373.
- [HITZ95] S. HADDAD, J. ILIÉ, M. TAGHELIT, B. ZOUARI, « Symbolic reachability graph and partial symmetries », *in: Proc. ICATPN, 935*, Springer Verlag LNCS, 1995.

[KM69], l'accessibilité des marquages [May84] et la vivacité (en corollaire de l'accessibilité).

La théorie des réseaux de Petri est liée à la théorie des domaines par les travaux sur les structures d'événements [NPW81] [HKT96]. Ces travaux donnent aux réseaux un éclairage complémentaire en leur associant des graphes acycliques ou des langages partiels comme les langages de traces [HKT92]. L'un des problèmes qui se posent alors est de caractériser les familles de graphes ou de langages correspondant à une classe de réseaux donnée. La théorie des régions, présentée de façon détaillée dans [6] et adaptée aux langages dans [8], est l'un des éléments de réponse à ce problème. On pourra consulter [9] pour une présentation brève de l'ensemble du sujet.

### 3.0.2 Théorie des régions

Une présentation uniforme de toutes les familles existantes de réseaux de Petri peut être obtenue en posant les définitions suivantes. Un *type de réseaux* est un système de transitions  $\tau = (LS, LE, \tau)$  dans lequel  $LS$  et  $LE$  sont deux ensembles finis ou infinis, et  $\tau \subseteq LS \times LE \times LS$  est un ensemble de transitions  $ls \xrightarrow{le} ls'$  satisfaisant la condition de déterminisme :  $ls \xrightarrow{le} ls' \wedge ls \xrightarrow{le} ls'' \Rightarrow ls' = ls''$ . Intuitivement, les ensembles  $LS$  et  $LE$  définissent respectivement les états locaux des agents atomiques d'un système et les changements d'états de ces agents sous l'effet d'événements locaux issus de la décomposition des interactions globales. Un *réseau* marqué de type  $\tau$  est une structure  $N = (P, E, W, M)$ , où  $P$  est un ensemble de *places* figurant les agents d'un système dans les états locaux donnés par la fonction de *marquage*  $M : P \rightarrow LS$ , et  $E$  est un ensemble d'*événements* représentant des interactions globales qui se décomposent en événements locaux conformément aux colonnes de la matrice  $W : P \times E \rightarrow LE$  (*matrice des poids*). Un événement  $e \in E$  est *tirable* dans le marquage  $M$ , et sa mise à feu conduit à un marquage  $M'$  si et seulement si, pour toute place  $p \in P$ ,  $M(p) \xrightarrow{W(p,e)} M'(p)$  dans  $\tau$ . Les transitions d'un réseau s'obtiennent donc en synchronisant les transitions locales de ses sous-réseaux atomiques.

Fixons un type de réseaux  $\tau = (LS, LE, \tau)$ . Soit  $A = (S, E, T, s_0)$  un automate fini ou infini dont l'ensemble des transitions  $T \subseteq S \times E \times S$  satisfait la condition de déterminisme, et dont les états sont tous accessibles à partir de  $s_0$  (l'état initial). Une *région* [ER90a] dans  $A$  vis à vis du type  $\tau$  est un morphisme de systèmes de transitions  $(\sigma, \eta) : (S, E, T) \rightarrow (LS, LE, \tau)$ , c'est-à-dire une paire de fonctions  $\sigma : S \rightarrow LS$  et  $\eta : E \rightarrow LE$  envoyant toute transition  $s \xrightarrow{e} s'$  de  $T$  sur une transition  $\sigma(s) \xrightarrow{\eta(e)} \sigma(s')$  de  $\tau$ . Si  $A$  est le graphe de marquages d'un

- 
- [KM69] R. KARP, R. MILLER, « Parallel Program Schemata », *JCSS* 3, 1969.
- [May84] E. MAYR, « An algorithm for the general Petri net reachability problem », *Siam J. Comput.* 13, 1984.
- [NPW81] M. NIELSEN, G. PLOTKIN, G. WINSKEL, « Petri nets, event structures and domains », *TCS* 13, 1981.
- [HKT96] P. HOOGERS, H. KLEIJN, P. THIAGARAJAN, « An event structure semantics for general Petri Nets », *TCS* 153, 1996.
- [HKT92] P. HOOGERS, H. KLEIJN, P. THIAGARAJAN, « A trace semantics for Petri nets », in : *Proc. ICALP*, 623, Springer Verlag LNCS, 1992.
- [ER90a] A. EHRENFEUCHT, G. ROZENBERG, « Partial (Set) 2-Structures; Part 1: Basic Notions and the Representation Problem », *Acta Informatica* 27, 1990.

réseau  $N = (P, E, W, M_0)$  (notation :  $A = N^*$ ), on voit que chaque place  $p \in P$  détermine une région associée, donnée par  $\sigma_p(M) = M(p)$  et  $\eta_p(e) = W(p, e)$  (pour tout marquage  $M$  et pour tout événement  $e \in E$ ). Réciproquement, on peut associer à l'automate  $A = (S, E, T, s_0)$  le réseau  $A^* = (P, E, W, M_0)$  défini de la façon suivante : l'ensemble  $P$  des places du réseau est l'ensemble des régions du système de transitions  $(S, E, T)$ , et pour toute région  $p = (\sigma, \eta)$  on pose  $W(p, e) = \eta(e)$  et  $M_0(p) = \sigma(s_0)$ . On peut montrer que le graphe des marquages  $A^{**}$  du réseau  $A^*$  est isomorphe à l'automate  $A$  si et seulement si les deux conditions de *séparation* suivantes sont vérifiées [ER90b] :

- i) pour toute paire d'états distincts  $s, s' \in S$ , il existe dans  $A$  une région *séparatrice*  $(\sigma, \eta)$  telle que  $\sigma(s) \neq \sigma(s')$
- ii) pour tout état  $s \in S$  et pour tout événement  $e \in E$  non tirable en  $s$ , il existe dans  $A$  une région *inhibitrice*  $(\sigma, \eta)$  telle qu'aucune transition de la forme  $s \xrightarrow{\eta(e)} s'$  ne soit tirable dans  $\tau$ .

Lorsque  $A$  est un automate fini, le nombre des instances des deux conditions de séparation à vérifier dans  $A$  pour assurer l'isomorphisme de  $A$  et du graphe des marquages accessibles  $A^{**}$  de son réseau dual  $A^*$  a une borne quadratique en la taille de cet automate. On en tire pour tout type  $\tau$  fini une procédure de décision du problème  $A \cong A^{**}$ , mais la décision demande en général un temps exponentiel en la taille de l'automate : pour le type des réseaux élémentaires, qui est un type fini, chaque instance de l'une des deux conditions de séparation peut poser un problème NP-complet, et le problème  $A \cong A^{**}$  est de fait NP-complet [2]. Par contre, lorsque  $A$  est isomorphe au graphe des marquages de  $A^*$ , il est toujours isomorphe au graphe des marquages d'un sous-réseau de  $A^*$  dont l'ensemble de places (obtenu en restreignant l'ensemble des régions de  $A$  à un sous ensemble irrédundant vis à vis des conditions de séparation) est de taille polynomiale en la taille de  $A$ . Pour le type des réseaux de Petri purs, donné par le graphe de Cayley des entiers restreint à ses noeuds positifs, soit  $\tau = (\mathbf{N}, \mathbf{Z}, \rightarrow)$  avec  $n \xrightarrow{z} n' \iff n + z \geq 0 \wedge n' = n + z$ , la décision du problème  $A \cong A^{**}$  prend un temps polynomial en la taille de  $A$  [1]. La *synthèse* d'un réseau  $N$  tel que  $A \cong N^*$  est possible si et seulement si  $A \cong A^{**}$ . Le calcul d'un réseau  $N$  irrédundant prend alors un temps polynomial. Le principe de cette synthèse est la résolution de systèmes d'inéquations linéaires *homogènes* en nombres entiers dans des modules sur  $\mathbf{Z}$  finiment engendrés, représentant toutes les composantes  $\eta$  des régions entières de  $A$ , ou morphismes de  $A$  dans  $\tau = (\mathbf{N}, \mathbf{Z}, \rightarrow)$ . La complexité de la synthèse est la même pour les réseaux P/T [BD96]. Un développement récent sur le sujet de la synthèse des réseaux P/T est la construction d'une procédure qui décide ce problème pour les graphes infinis réguliers [12].

### 3.0.3 Synthèse de réseaux à partir de langages

Le problème de synthèse de réseaux à partir de langages consiste à approximer au mieux un langage  $L \subseteq E^*$  fermé par préfixes et non vide (pris comme entrée) par le langage d'un réseau (à déterminer) dans une classe fixée de réseaux de Petri. Les approximations considérées sont des approximations supérieures pour l'inclusion des langages. L'étiquetage des événements des

---

[ER90b] A. EHRENFEUCHT, G. ROZENBERG, « Partial (Set) 2-Structures; Part 2: State Spaces of Concurrent Systems », *Acta Informatica* 27, 1990.

[BD96] E. BADOUEL, P. DARONDEAU, « On the Synthesis of General Petri Nets », *rapport de recherche n° 3025*, Inria, november 1996, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-3025.html>.

réseaux est injectif et non effaçant, et tous les marquages sont traités comme des états accepteurs. Sous ces hypothèses, le langage d'un réseau initialisé est l'intersection des langages de ses sous-réseaux atomiques (restrictions induites par élimination de toutes les places sauf une). L'intersection de tous les langages de réseaux plus grands que  $L$  est un langage de réseau et c'est la fermeture  $\overline{L}$  de  $L$  dans l'ensemble des langages de réseaux de Petri.

La fermeture  $\overline{L}$  de  $L$  n'est généralement pas le langage d'un réseau de Petri *fini* (c.à.d. ayant un ensemble fini de places). Un premier problème est de déterminer des conditions suffisantes sur  $L$  assurant que sa fermeture  $\overline{L}$  puisse être réalisée par un réseau fini. Un second problème est de calculer ce réseau fini (s'il existe) en partant d'une grammaire ou de tout autre générateur du langage  $L$ . Un troisième problème est de décider si l'approximation obtenue est exacte.

Supposons fixé dorénavant un type de réseaux  $\tau = (LS, LE, \tau)$ . Un langage  $L \subseteq E^*$  non vide et fermé par préfixes peut être identifié avec le système de transitions  $T(L) = (S, E, T)$  tel que  $S = L$  et  $T = \{u \xrightarrow{e} v \mid u, v \in L \wedge ue = v\}$ .

Mieux encore,  $L$  peut être identifié avec le système de transitions initialisé  $T(L)$  d'état initial  $\varepsilon$  (le mot vide). Appelons régions de  $L$  les régions de  $T(L)$ . On voit immédiatement que  $L$  coïncide avec le langage d'un réseau initialisé si et seulement si la condition de séparation relative aux événements non tirables est satisfaite dans  $T(L)$ . Ceci donne une caractérisation uniforme des langages de réseaux de Petri, mais ne mène généralement pas à une solution effective du problème de synthèse.

Afin d'obtenir une solution pratique de ce problème, on peut se concentrer sur les réseaux P/T. Une région de  $L$  ou de  $T(L)$  est alors une paire  $(\sigma, \eta)$  dans laquelle  $\sigma : L \rightarrow \mathbf{N}$  et  $\eta : E \rightarrow \mathbf{N} \times \mathbf{N}$  sont deux applications telles que, en notant  $\eta(e) = (\bullet\eta(e), \eta^\bullet(e))$ , on ait  $\sigma(u) \geq \bullet\eta(e)$  et  $\sigma(v) = \sigma(u) - \bullet\eta(e) + \eta^\bullet(e)$  dès que  $u, v \in L \wedge ue = v$ . Une région  $(\sigma, \eta)$  de  $L$  ou de  $T(L)$  peut maintenant être identifiée avec un vecteur d'entiers non négatifs

$$p = (M_0(p), p^\bullet e_1, e_1^\bullet p, \dots, p^\bullet e_n, e_n^\bullet p)$$

où  $M_0(p) = \sigma(\varepsilon)$ ,  $p^\bullet e_i = \bullet\eta(e_i)$ , et  $e_i^\bullet p = \eta^\bullet(e_i)$  pour tout  $i$ . Comme  $T(L)$  est un arbre, dont les branches sont les mots de  $L$ , un vecteur  $p$  comme ci-dessus représente une région de  $L$  si et seulement si, pour tout  $u \in L$  et pour tout  $e \in E$  tels que  $ue \in L$ ,

$$M_0(p) + \sum_{i=1}^n u(e_i) \times (e_i^\bullet p - p^\bullet e_i) - p^\bullet e \geq 0$$

où  $u(e_i)$  compte les occurrences  $e_i$  dans  $u$ . Cette condition engendre un système infini d'inégalités linéaires qui ne permet généralement pas le calcul pratique de l'ensemble des régions.

On rencontre une situation spéciale lorsque  $L$  est un langage régulier ou hors-contexte [8] et plus généralement lorsque les images de Parikh des résidus à droite  $L/e = \{u \mid ue \in L\}$  sont des ensembles semi-linéaires, c.à.d. lorsque pour chaque événement  $e \in E$ , l'ensemble des vecteurs de tir

$$\Psi(L/e) = \{(u(e_1), \dots, u(e_n)) \mid u \in L/e\}$$

est une union *finie* d'ensembles *linéaires*  $\Psi(vW^*)$  où  $v$  est un mot de  $E^*$  et  $W$  est un ensemble fini de mots de  $E^*$ . Dans ce cas, un vecteur comme ci-dessus représente une région de  $L$  si et

seulement si pour chaque événement  $e$ , pour chaque sous-ensemble linéaire  $\Psi(vW^*)$  de  $L/e$ , et pour chaque mot  $w$  de l'ensemble fini  $W$ , les conditions suivantes sont satisfaites :

$$M_0(p) + \sum_{i=1}^n v(e_i) \times (e_i \bullet p - p \bullet e_i) - p \bullet e \geq 0$$

$$\sum_{i=1}^n w(e_i) \times (e_i \bullet p - p \bullet e_i) \geq 0$$

Au total, on obtient un ensemble fini d'inégalités linéaires homogènes, donc les régions de  $L$  sont tous les vecteurs entiers d'un cône polyédrique. Le réseau canonique  $\mathcal{N}(L)$  ayant pour places  $\{p_1, \dots, p_m\}$  les régions définies (à un coefficient multiplicatif près) par les rayons extrémaux de ce cône polyédral réalise la fermeture  $\bar{L}$  de  $L$  dans les langages de réseaux de Petri. Le réseau synthétisé  $\mathcal{N}(L)$  donne la meilleure approximation de  $L$  par un langage de réseau de Petri, mais on ne peut généralement pas décider si cette approximation est exacte, c.à.d. si l'ensemble  $\{p_1, \dots, p_m\}$  contient suffisamment de témoins de validité de la condition de séparation relative aux événements non tirables.

La décision de cette question est possible dans le cas particulier où  $L$  est un langage régulier ou un langage déterministe hors-contexte [8], et plus généralement lorsque les images de Parikh des ensembles de refus  $(L \ominus e) = \{u \mid u \in L \wedge ue \notin L\}$  sont semi-linéaires. Dans ce cas, tester la condition de séparation relative aux événements revient à vérifier, pour chaque événement  $e$  et pour chaque sous-ensemble linéaire  $\Psi(vW^*)$  de  $(L \ominus e)$ , que les conditions suivantes sont satisfaites pour chacun des mots  $w$  de l'ensemble fini  $W$  et pour l'une des places  $p \in \{p_1, \dots, p_m\}$  (dépendant de  $w$ ) :

$$M_0(p) + \sum_{i=1}^n v(e_i) \times (e_i \bullet p - p \bullet e_i) - p \bullet e < 0$$

$$\sum_{i=1}^n w(e_i) \times (e_i \bullet p - p \bullet e_i) = 0$$

Lorsque  $L$  est un langage régulier, on peut aussi décider directement l'inclusion  $\bar{L} \subseteq L'$  en utilisant la procédure proposée par Jancar et Moeller [JM95]. Cette procédure permet également de répondre au problème de synthèse de réseaux à partir d'encadrements ou de tolérances : étant donné deux langages réguliers  $L$  et  $L'$  tels que  $L \subseteq L'$ , décider s'il existe et construire un réseau P/T fini  $N$  dont le langage  $\mathcal{L}(N)$  contienne  $L$  et soit contenu dans  $L'$ . De fait, il existe une solution si et seulement si le réseau canonique  $\mathcal{N}(L)$  en est une, c.à.d. si et seulement si  $\bar{L} \subseteq L'$ .

## 4 Domaines d'applications

**Résumé :** *Les recherches menées dans Paragraphe autour des réseaux de Petri et de leur synthèse ont deux types d'applications que nous avons étudiées conjointement avec le projet Pampa. Le premier type d'applications est la mise en œuvre*

---

[JM95] P. JANCAR, F. MOELLER, « Checking Regular Properties of Petri Nets », in : *Proc. Concur*, 962, Springer Verlag LNCS, 1995.

*assistée de systèmes distribués, et en particulier de systèmes de télécommunications. La mise en œuvre de protocoles de communication par répartition semi-automatique d'automates est l'une de ces applications. Une application voisine est la mise en œuvre distribuée de langages de scénarios définis par des HMSCs. Le second type d'applications est la synthèse de contrôleurs asynchrones, qui a été étudiée pour les systèmes de production dans le cadre de l'action coopérative Mars, à laquelle a aussi participé le projet Pampa. Dans les deux domaines considérés, des résultats probants ont été obtenus en appliquant l'outil SYNETH à des cas d'étude significatifs (l'outil de B. Caillaud traite actuellement des systèmes à  $\sim 10^4$  états). La distribution du contrôle, qui n'est pas un aspect crucial pour les systèmes de production, est indispensable au contrôle des systèmes de télécommunications. Dans le cadre du futur projet conduit par B. Caillaud, nous envisageons de coupler à l'avenir techniques de réalisation distribuée de langages de scénarios et techniques de contrôle asynchrone de systèmes discrets. Le but est d'aller vers une plate-forme intégrée de conception de logiciels distribués, fondée sur la synthèse de réseaux de Petri et sur l'algèbre linéaire, comparable dans l'esprit aux bancs utilisés pour la conception des circuits.*

#### 4.0.1 Aide à la mise en œuvre de logiciels distribués

La conception de logiciels distribués repose aujourd'hui dans une large mesure sur l'expertise pour adapter et assembler selon les besoins quelques algorithmes bien connus. Allant dans une toute autre direction, nous cherchons à développer des techniques de synthèse permettant d'obtenir sans effort des implémentations distribuées correctes et efficaces de systèmes de communication donnés par des spécifications de service. Ces spécifications de service peuvent prendre la forme d'automates, d'expressions régulières, de langages de scénarios etc... La base commune aux diverses techniques de synthèse que nous proposons est la synthèse de réseaux de Petri, et plus particulièrement la synthèse de réseaux de Petri distribuables telle que la réalise l'outil Syneth qui a été construit par B. Caillaud dans le projet Pampa. Étant donné un système de transitions étiquetées dans un alphabet distribué, cet outil permet à la fois de décider s'il peut être réalisé par un réseau distribuable et de transformer ce réseau en un ensemble équivalent d'automates communiquant par émissions / réceptions de messages asynchrones. Lorsque la décision est négative, les raisons de l'échec sont fournies, indiquant les modifications à apporter aux spécifications. On trouvera dans [Cai99] une description de la synthèse distribuée du protocole de connexion / déconnexion.

---

[Cai99] B. CAILLAUD, « Applications des techniques de synthèse de réseaux de Petri bornés à la répartition d'automates réactifs », in : *Actes du deuxième congrès "Modélisation des systèmes réactifs"*, Hermes Science Publications, 1999.

## 4.0.2 Synthèse de contrôleurs asynchrones

Une théorie du contrôle superviseur fondée sur les automates et les langages formels a été développée par Ramadge et Wonham [RW87] [WR87]. L'objectif, étant donné un système (installation) et une description de ses comportements admissibles (trajectoires viables), est de construire un superviseur qui maintienne le système dans des bornes sûres sans le restreindre de façon indue. Dans la pratique, la supervision par des machines d'états finis souffre de limitations sérieuses : l'espace d'états des contrôleurs croît exponentiellement avec le degré d'asynchronisme des installations. La construction de contrôleurs asynchrones, seuls applicables à des installations largement réparties, est par ailleurs un problème ouvert. L'action coopérative Mars de l'Inria, qui a été conduite par Xiaolan Xie (Inria-Lorraine) avec l'ENS-Cachan et l'Université de Bordeaux I, a eu pour objet de remédier à ces problèmes en fournissant une nouvelle méthode de synthèse de contrôleurs prenant la forme de réseaux de Petri. Les places de ces réseaux sont calculées en appliquant le principe des régions [6] aux comportements admissibles de l'installation [RXG00]. Des cas d'études significatifs ont été traités en utilisant Synet, et des contrôleurs compacts ont pu être calculés. La théorie du contrôle asynchrone et distribué reste toutefois essentiellement à construire.

## 5 Résultats nouveaux

### 5.1 Graphes de marquages, théorie des régions, synthèse, scénarios

**Participants :** Eric Badouel, Marek Bednarczyk, Philippe Darondeau, Gilles Lesventes.

**Mots clés :** réseau de Petri, synthèse, région.

**Résumé :** *Un article faisant le point de nos acquis sur la synthèse de réseaux de Petri à partir de systèmes de transitions finis et sur ses applications à la distribution a été amené à sa forme finale [11]. Une anomalie des réseaux élémentaires a été mise en évidence dans [14] : l'indépendance de deux transitions dans la version saturée d'un réseau élémentaire, c.à.d. dans le réseau augmenté de toutes ses places implicites, n'implique pas que ces transitions soient concurrentes dans le graphe des marquages accessibles de ce réseau. Un article montrant que les correspondances de Galois entre réseaux de Petri et automates peuvent être étendues à des automates généralisés (par exemple, des systèmes hybrides), a été amené à sa forme finale [10]. En ce qui concerne les applications de la synthèse de réseaux, un article donnant la meilleure approximation d'un langage de scénarios (HMSC) par un réseau de Petri distribuible a été amené à sa forme finale [15].*

- 
- [RW87] P. RAMADGE, W. WONHAM, « Supervisory Control of Classes of Discrete Event Processes », *SIAM Journal on Control and Optimisation* 25, 1, 1987.
- [WR87] W. WONHAM, P. RAMADGE, « On Supremal Controllable Sublanguage of a Given Language », *SIAM Journal on Control and Optimisation* 25, 3, 1987.
- [RXG00] N. REZG, X. XIE, A. GHAFARI, « Supervisory Control in Discrete Event Systems Using the Theory of Regions », *in: Proc. Wodes*, Kluwer Academic, 2000.

### 5.1.1 Distribution d'automates finis via la synthèse de réseaux de Petri bornés

**Participants :** Eric Badouel, Marek Bednarczyk, Philippe Darondeau.

Un article faisant le point sur la partie la mieux stabilisée de nos travaux sur la synthèse de réseaux, celle concernant les systèmes de transitions finis et leur distribution, a été amené à sa forme finale [11]. Nous donnons pour la synthèse de réseaux de Petri bornés un algorithme polynomial utilisant l'optimisation combinatoire. Nous donnons de cet algorithme une autre version adaptée à la synthèse de réseaux distribuables. Nous transformons ces réseaux en systèmes d'automates communicants, prouvons la correction de cette transformation modulo la bisimulation de branchement, et détaillons plusieurs études de cas. Ces études de cas démontrent le succès de la méthode. Elles montrent aussi ses points faibles, en particulier le manque d'une méthode générale capable de forcer un système de transitions à être équivalent à un réseau distribuable par l'insertion de transitions silencieuses.

Un problème voisin, abordé par M. Bednarczyk, est la réalisation des systèmes de transitions asynchrones par des produits de composantes séquentielles modulo l'insertion de transitions silencieuses. Ce problème reste ouvert, mais il a néanmoins été réduit à l'existence de co-limites dans la catégorie des systèmes de transitions asynchrones avec morphismes de pliage.

Une anomalie des réseaux élémentaires a par ailleurs été constatée dans [14]. On sait que le graphe des marquages accessibles d'un réseau élémentaire  $N$  est le produit des composantes séquentielles de sa version saturée  $N^{**}$ . Deux transitions d'un réseau  $N$  qui n'apparaissent jamais conjointement dans l'une des composantes séquentielles de  $N^{**}$  peuvent de ce fait être considérées comme indépendantes. Nous avons montré que l'indépendance n'implique pas la concurrence : deux transitions indépendantes peuvent ne jamais être tirables dans un même marquage accessible. Il en va différemment dans les autres classes de réseaux usuelles.

### 5.1.2 Automates généralisés et réseaux de Petri

**Participants :** Eric Badouel, Marek Bednarczyk, Philippe Darondeau.

Dans le cadre de l'action de coopération franco-polonaise «Catalysis» (CNRS/IPIPAN), a été menée une étude visant à étendre à de nouvelles formes d'automates les correspondances de Galois entre automates et réseaux de Petri décrites dans [4] (correspondance dans le cadre catégorique) et dans [6] (correspondance dans le cadre ordonné). Ont été considérés, d'une part, des automates dont les transitions sont des fonctions partielles, dont l'argument peut servir à représenter le temps des systèmes continus ou hybrides, d'autre part, des automates dont les transitions sont étiquetées dans une algèbre, dont les opérations peuvent par exemple représenter la composition séquentielle et la composition parallèle. Dans les deux cas, une connexion de Galois ordonnée a pu être obtenue entre les automates généralisés et les réseaux P/T (avec des règles adaptées de mise à feu). Ceci montre que la théorie des régions est susceptible de jouer un rôle dans un domaine assez large. La version finale de ce travail a été rédigée [10].

### 5.1.3 Synthèse de réseaux à partir de HMSCs

**Participants :** Philippe Darondeau, Gilles Lesventes.

Les HMSCs (High-level Message Sequence Charts) sont une forme moderne des diagrammes de temps, adaptés à la description de scénarios dans lesquels les sites d'un système distribué communiquent par messages point à point. Cette forme de spécifications graphiques est définie par une norme de l'ITU (International Telecommunication Union). Un MSC est un diagramme fini qui décrit les relations de cause à effet entre émissions et réceptions de messages constitutives d'un scénario. Les MSCs sont munis d'une opération de concaténation par mise bout à bout de diagrammes, compatible avec la concaténation des séquences sur chaque site. Un HMSC est un automate fini sur un alphabet dont les lettres sont des MSCs. Le langage d'un HMSC est l'ensemble des extensions linéaires des MSCs obtenus en interprétant les chemins de cet automate par concaténation des lettres. Un travail a été mené en coopération avec B. Caillaud et L. Hélouët (projet Pampa) afin d'étudier les langages des HMSCs et les relations de ces langages avec les réseaux de Petri. La version finale de ce travail a été rédigée [15]. Les résultats de l'étude sont les suivants. Nous avons montré que le problème de la réalisation exacte du langage d'un HMSC par un réseau de Petri est un problème indécidable. Nous avons montré par ailleurs que les images commutatives des langages de HMSCs sont semi-linéaires, d'où une procédure effective calculant leur fermeture dans les langages de réseaux de Petri distribuables. Nous sommes ainsi à même de construire la réalisation optimale d'un HMSC par un réseau de Petri distribuable, et de la transformer en un système équivalent d'automates communicants.

## 5.2 Supervision des graphes marqués

**Participant :** Philippe Darondeau.

**Mots clés :** réseau de Petri, graphe marqué, superviseur.

**Glossaire :**

**graphe marqué :** réseau de Petri dans lequel chaque place a exactement une transition en entrée et une transition en sortie, et dont tous les arcs sont de poids unitaire.

**superviseur :** système de contrôle qui permet ou interdit les transitions contrôlables du système contrôlé en fonction de ses transitions observables.

*Notre coopération avec Xiaolan Xie (projet MACSI de l'Inria-Lorraine) a été entreprise dans le cadre de l'action coopérative Mars de l'Inria.*

**Résumé :** *Nous proposons, pour des graphes marqués vivants ayant des actions incontrôlables ou inobservables, un calcul de leur contrôle optimal, utilisant la programmation linéaire en nombres rationnels [17].*

Indépendamment de la théorie des régions, qui peut aussi servir au calcul de contrôleurs asynchrones, a été menée avec X. Xie une étude sur la supervision des graphes marqués vivants. L'objectif de contrôle est donné par une contrainte linéaire sur les vecteurs de tir du graphe marqué, borné ou non, ayant ou non des transitions incontrôlables et/ou inobservables. Nous montrons que la projection observable d'un graphe marqué vivant est encore un graphe

marqué vivant. Nous en déduisons un calcul efficace du superviseur le plus permissif par la programmation linéaire en nombres rationnels. Dans le cas de graphes marqués vivants fortement connexes, nous ajoutons le maintien de la vivacité à l'objectif de contrôle, et montrons que le calcul du superviseur le plus permissif se ramène alors à un problème équivalent sur des automates finis. Un rapport présentant les résultats a été rédigé [17].

### 5.3 Réseaux de Petri et logique linéaire

**Participant** : Christian Retoré.

**Mots clés** : réseau de Petri, logique linéaire.

**Glossaire** :

**logique linéaire** : logique dans laquelle on ne peut ni affaiblir ni contracter les hypothèses, qui sont traitées comme des ressources.

**Résumé** : *Un article donnant un modèle assez fidèle de l'exécution des réseaux de Petri dans un calcul partiellement commutatif issu de la logique linéaire a été amené à sa forme finale [16].*

La logique linéaire a dès ses débuts été utilisée pour modéliser les réseaux de Petri. Si l'on souhaite traiter de questions telles que la synthèse de réseaux de Petri, ces codages souffrent d'un gros défaut : les événements sont absents du codage. En utilisant le calcul partiellement commutatif de Ph. de Groote [dG96], et en s'inspirant de la définition des grammaires de Lambek, Ch. Retoré a donné une description de l'exécution des réseaux de Petri. Les places sont vues comme des variables propositionnelles, et un marquage (partiel) est un produit *commutatif* de places. Un événement est décrit par l'implication *non commutative* d'un marquage partiel par un marquage partiel. Ce jeu entre connecteurs commutatifs et non commutatifs permet de rendre compte de l'exécution : un ordre série-parallèle  $O$  d'événements  $e_i$  et de marquages partiels  $m_j$  entraîne, dans le calcul de [dG96], un marquage partiel  $M$  si et seulement si les événements  $e_i$ , exécutés dans l'ordre  $O$  restreint aux  $e_i$  conduit du marquage initial produit (commutatif) des  $m_i$  au marquage  $M$ . On a donc une représentation assez fidèle de l'exécution des réseaux de Petri si ce n'est qu'on se limite à des exécutions séries-parallèles. Les grandes lignes de ce travail avaient été présentées au Logic Colloquium LC'99. La version finale d'un article correspondant a été rédigée [16].

## 6 Contrats industriels (nationaux, européens et internationaux)

### 6.1 Actions nationales

**Participants** : Philippe Darondeau, Gilles Lesventes.

L'action coopérative Mars (1999-2001), dirigée par Xiaolan Xie (projet MACSI), a été menée par l'Inria avec l'ENS-Cachan et l'université de Bordeaux I. Elle a porté sur la modélisation,

---

[dG96] P. DE GROOTE, « Partially commutative linear logic : sequent calculus and phase semantics », in : *Third Roma Workshop: Proofs and Linguistics Categories – Applications of Logic to the analysis and implementation of Natural Language*, CLUEB (Bologna), 1996.

la vérification et la synthèse de commande des systèmes à événements discrets, allant des systèmes de production aux systèmes de flux de tâches, avec des impératifs variables en matière de distribution. Elle a eu pour objectif de construire sur les réseaux de Petri une méthode de conception intégrée des systèmes à événements discrets contrôlés, et de contribuer ainsi au développement de logiciels sûrs et fiables. Notre contribution a porté sur l'adaptation des diverses techniques de synthèse de réseaux dont nous disposons afin de permettre la construction de contrôleurs asynchrones en utilisant ces techniques (voir 5.1).

## 6.2 Actions internationales

Ph. Darondeau est le responsable côté français de l'action de coopération franco-polonaise «Catalysis» (CNRS/IPIPAN). Les premiers résultats de cette coopération montrent comment construire des correspondances de Galois entre réseaux de Petri et automates généralisés [10] (voir 5.1). Deux nouveaux axes de travail commun ont été explorés au cours d'une visite de dix jours effectuée à l'Irisa par W. Pawlowski et S. Sokolowski (division de Gdansk de l'académie des sciences de Pologne) : d'une part, l'étude les applications de l'homotopie à la concurrence, d'autre part, l'étude des institutions contextuelles comme environnement catégorique pour la construction de programmes à partir de composants.

## 7 Diffusion de résultats

### 7.1 Animation de la Communauté scientifique

Ph. Darondeau a été membre du comité de programme de la conférence FOSSACS'2001, tenue à Gênes en Avril 2001.

Ph. Darondeau a été l'hôte du meeting du WG2.2 de l'IFIP tenu à l'Irisa en Mai 2001.

Ph. Darondeau a été membre du comité de programme de la conférence ICACSD'2001, tenue à Newcastle upon Tyne en Juin 2001.

Ph. Darondeau a organisé avec L. Lavagno un workshop intitulé «Synthesis of Concurrent Systems», tenu à Newcastle upon Tyne le 25 Juin 2001.

### 7.2 Séminaires

Les travaux du projet sur la synthèse de réseaux à partir de HMSCs ont été exposés par Ph. Darondeau au séminaire «Logic, Algebra, and Formal Verification of Concurrent Systems», organisé a Dagstuhl par V. Diekert, M. Droste, A. Muscholl et D. Peled à la fin Novembre 2000, ainsi qu'aux «Journées systèmes infinis», organisées à Paris par A. Bouajjani, A. Finkel, D. Lugiez et Ph. Schnoebelen en Mars 2001.

## 8 Bibliographie

### Ouvrages et articles de référence de l'équipe

- [1] E. BADOUEL, L. BERNARDINELLO, P. DARONDEAU, « Polynomial algorithms for the synthesis of bounded nets », *in* : *CAAP'95, 915*, Springer Verlag LNCS, p. 364–378, Aarhus, 1995.

- [2] E. BADOUEL, L. BERNARDINELLO, P. DARONDEAU, « The synthesis problem for elementary net systems is NP-complete », *TCS 186*, 1997, p. 107–134.
- [3] E. BADOUEL, P. DARONDEAU, J.-C. RAOULT, « Context-free event domains are recognizable », *Information and Computation*, 149, 1999, p. 134–172.
- [4] E. BADOUEL, P. DARONDEAU, « Dualities between nets and automata induced by schizophrenic objects », in : *CTCS'95, 953*, Springer Verlag LNCS, p. 24–43, Cambridge, 1995.
- [5] E. BADOUEL, P. DARONDEAU, « Trace nets and process automata », *Acta Informatica 32*, 1995, p. 647–681.
- [6] E. BADOUEL, P. DARONDEAU, « Theory of regions », in : *Lectures on Petri Nets I : Basic Models, 1491*, Springer-Verlag LNCS, 1999, p. 529–586.
- [7] E. BADOUEL, *Automates réversibles et réseaux de Petri, dualité et représentation : le problème de synthèse*, thèse de doctorat, université de Rennes 1, avril 1999, Document d'habilitation no.31 de l'Irisa.
- [8] P. DARONDEAU, « Deriving Unbounded Petri Nets from Formal Languages », in : *Concur'98, 1466*, Springer-Verlag LNCS, p. 533–548, Nice, 1998.
- [9] P. DARONDEAU, « Region Based Synthesis of P/T-Nets and its Potential Applications », in : *ICATPN'2000, 1825*, Springer-Verlag LNCS, p. 16–23, 2000.

### Articles et chapitres de livre

- [10] E. BADOUEL, M. BEDNARCZYK, P. DARONDEAU, « Generalized automata and their net representations », in : *Unifying Petri Nets*, Springer-Verlag LNCS, 2001, à paraître.
- [11] E. BADOUEL, B. CAILLAUD, P. DARONDEAU, « Distributing finite automata through Petri net synthesis », *Formal Aspects of Computing*, 2001, à paraître.
- [12] P. DARONDEAU, « On the Petri Net Realization of Context-Free Graphs », *Theoretical Computer Science 258*, 2001, p. 573–598.
- [13] Y. LE-NIR, « From Proof Trees in Lambek Calculus to Ajdukiewicz Bar-Hillel elimination binary trees », *Journal of Language and Computation*, 2001, à paraître.

### Communications à des congrès, colloques, etc.

- [14] M. BEDNARCZYK, P. DARONDEAU, « Looking for Diamonds », in : *Synthesis and Control of Discrete Event Systems*, Kluwer, 2001. à paraître.
- [15] B. CAILLAUD, P. DARONDEAU, L. HÉLOUËT, G. LESVENTES, « HMSCs as partial specifications ... with PNs as completions », in : *Modeling and Verification of Parallel Processes, 2067*, Springer-Verlag LNCS, p. 125–152, 2001.
- [16] C. RETORÉ, « A description of the non-sequential execution of Petri nets in partially commutative linear logic », in : *Logic Colloquium '99 (Utrecht), Lecture Notes in Logic*, Association for Symbolic Logic & A. K. Peters, Ltd, 2001. à paraître.

### Rapports de recherche et publications internes

- [17] P. DARONDEAU, X. XIE, « Linear Control of Live Marked Graphs », *rapport de recherche n°4251*, Inria, 2001, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4251.html>.