Vérification avec les outils TINA

Bernard Berthomieu Didier le Botlan
Silvano Dal Zilio François Vernadat

LAAS/CNRS/INSA

AFSEC
Paris, 18 novembre 2010

Processus de vérification

3 étapes :

Modélisation

$\Rightarrow$ modèle formel M du comportement de l'application
$\Rightarrow$ propriétés attendues P, dans la logique L

Abstraction

préservant les formules de L
$\Rightarrow$ graphe d'états abstrait A fini

Vérification

des formules P sur A (Model-Checking)
$\Rightarrow$ VRAI ou un contre-exemple

Avec TINA

Modèles formels

Réseaux de Petri Temporels

+ Priorités, Données externes (par API), Chronomètres

Descriptions de haut niveau en FIACRE (compilées)

Abstractions

Graphes de couverture

Espaces d'états exacts

Réductions ordre partiel

Graphes de classes (plusieurs abstractions)

Graphes d'états essentiels

Vérification

State/Event LTL (natif)

Mu-Calcul (natif)

exportation abstraction vers outils CADP, MEC

Boite à outils Tina

nd

Editeur graphique et textuel de réseaux temporels et d'automates

Interfacé avec outils d'abstraction et de vérification

tina (**TI**me petri **N**et **A**nalyser)

Génère abstractions de comportements

Préservant famille choisie de propriétés

Sortie en clair ou formats dédiés

selt, **muse**

Vérificateurs de modèles pour State/Event LTL et Mu-calcul

plan

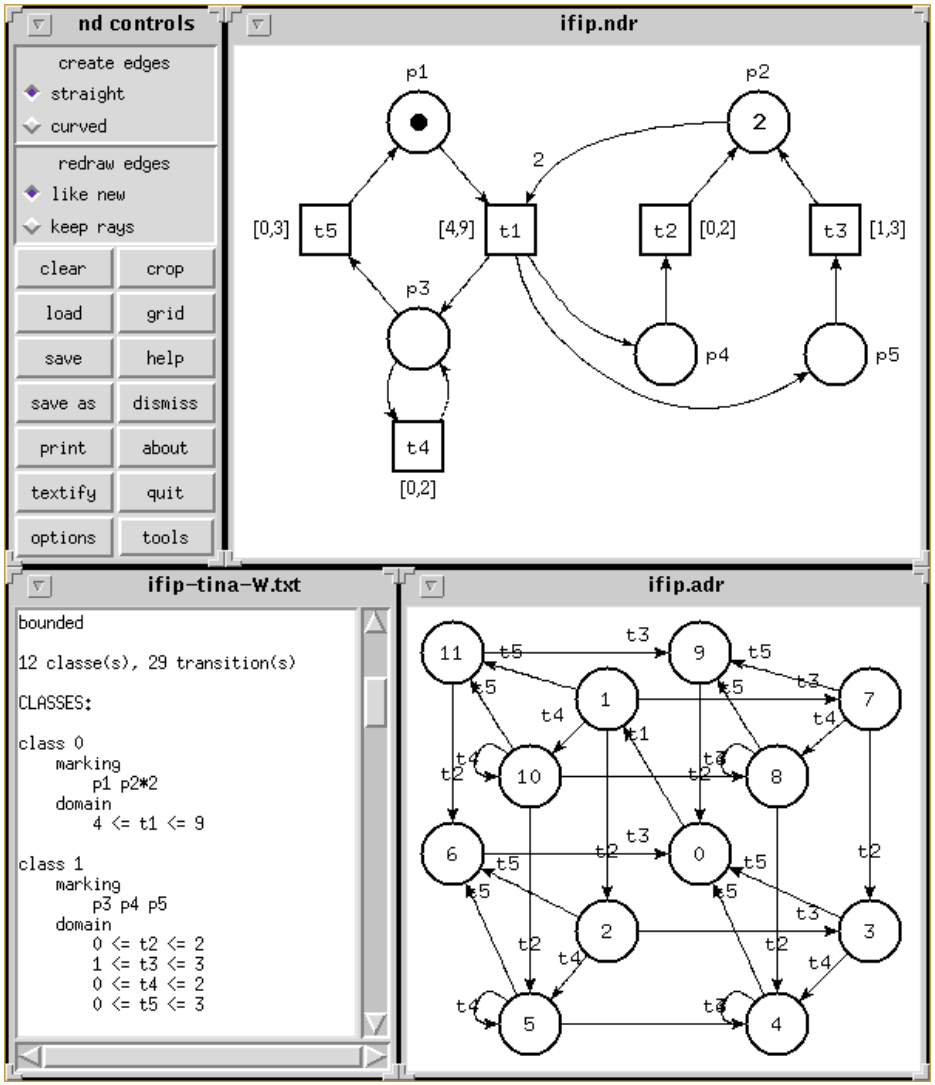
Analyseur/synthétiseur de chemins temporisés

struct

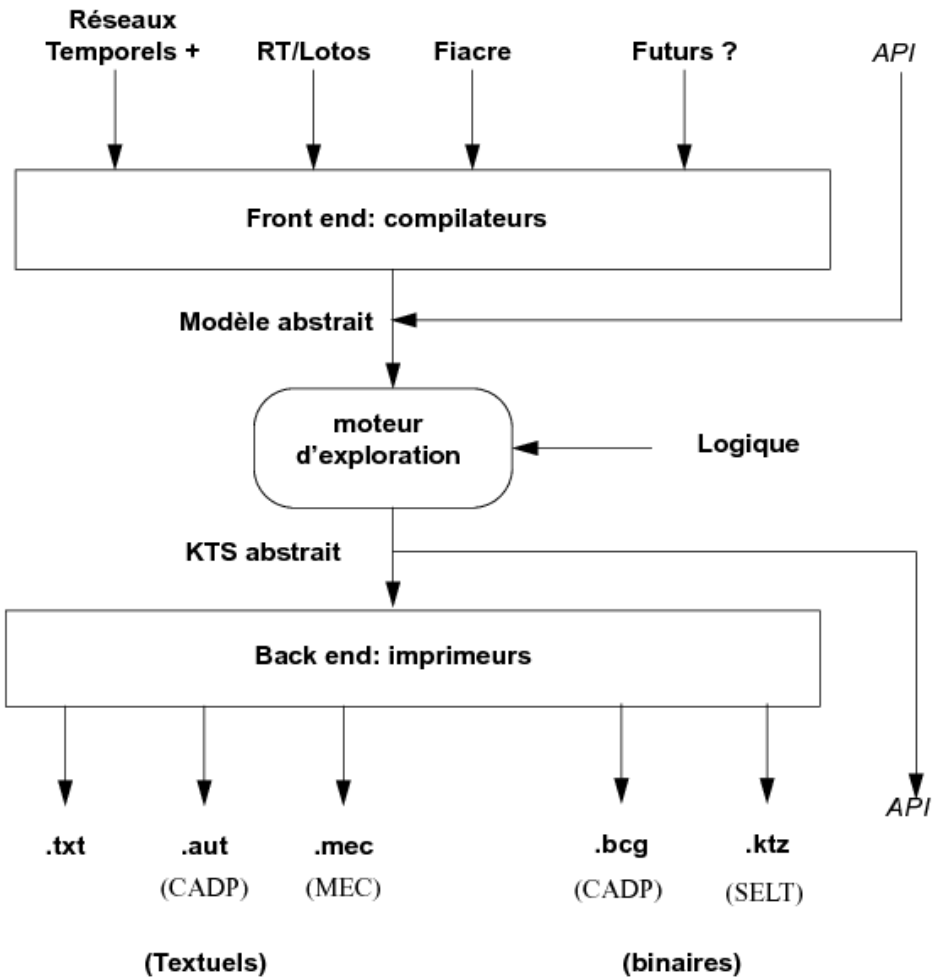
Analyse structurelle

ktzio, **ndrio**, etc

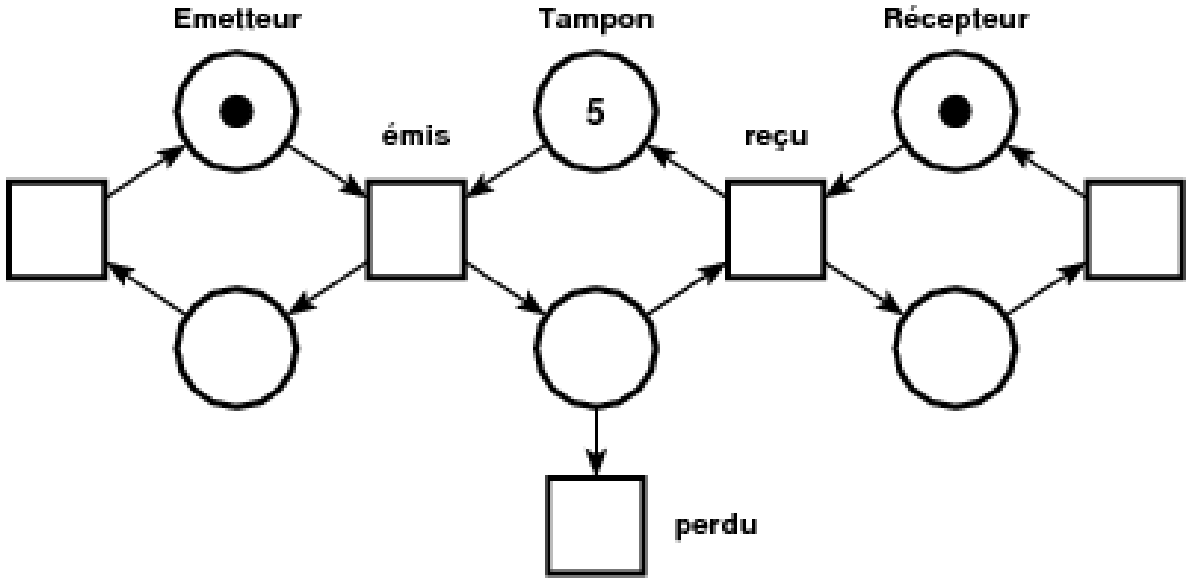
Session nd


nd controls
create edges
straight
curved
redraw edges
like new
keep rays
clear
crop
load
grid
save
help
save as
dismiss
print
about
textify
quit
options
tools
ifip.ndr
p1
p2
2
2
[0,3]
t5
[4,9]
t1
t2
[0,2]
t3
[1,3]
p3
p4
p5
t4
[0,2]
ifip-tina-W.txt
bounded
12 classe(s), 29 transition(s)
CLASSES:
class 0
marking
p1 p2*2
domain
4 <= t1 <= 9
class 1
marking
p3 p4 p5
domain
0 <= t2 <= 2
1 <= t3 <= 3
0 <= t4 <= 2
0 <= t5 <= 3
ifip.adr

tina – Architecture



Réseaux de Petri



Pré-conditions — Action → Post-conditions

Expriment nativement choix ET parallélisme

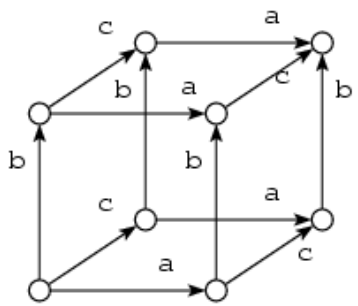
Caractère “borné” décidable

Abstractions

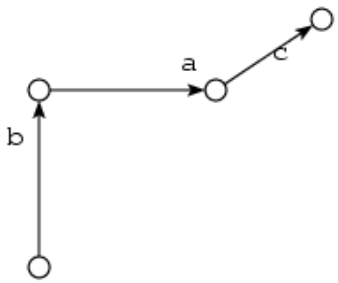
- Graphes de couverture (bornes sup, détectent places bornées)
- Graphes des marquages (espace d'états exact)
- Réductions ordre partiel
  - Ensembles persistants (blocages)
  - Pas couvrants (blocages+)
  - Pas persistants (blocages+)
- Analyse structurelle
  - Surapproximations par ensembles semi-linéaires

Réductions ordre partiel

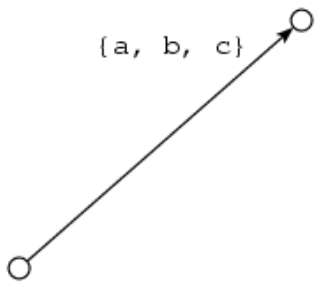
Explorations implicites



Exhaustif :
2^n états, $n \times 2^{n-1}$ transitions

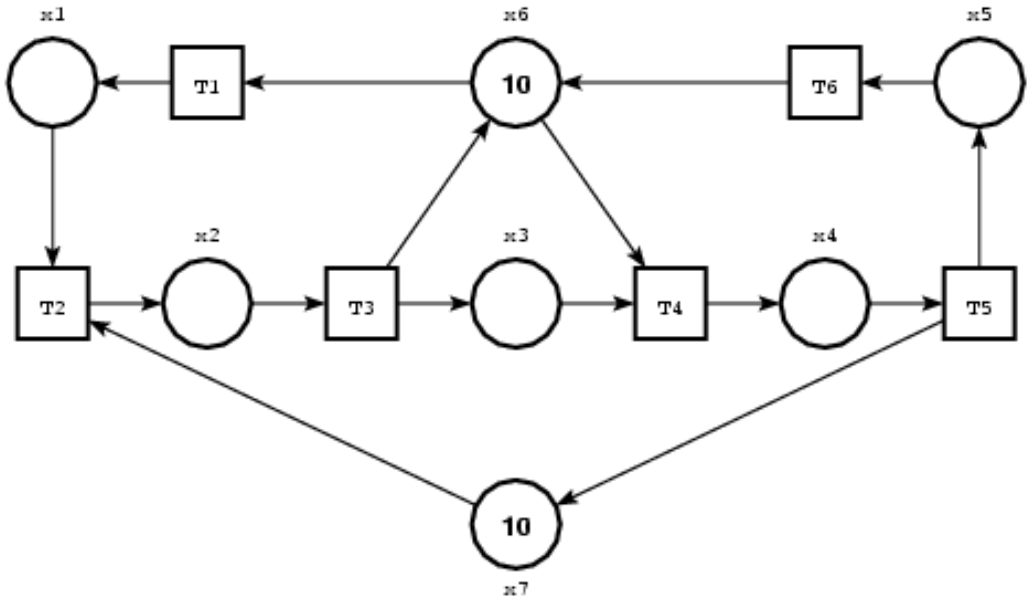


Ensembles persistants :
$(n+1)$ états, n transitions



Graphes de pas couvrants :
2 états, 1 transitions

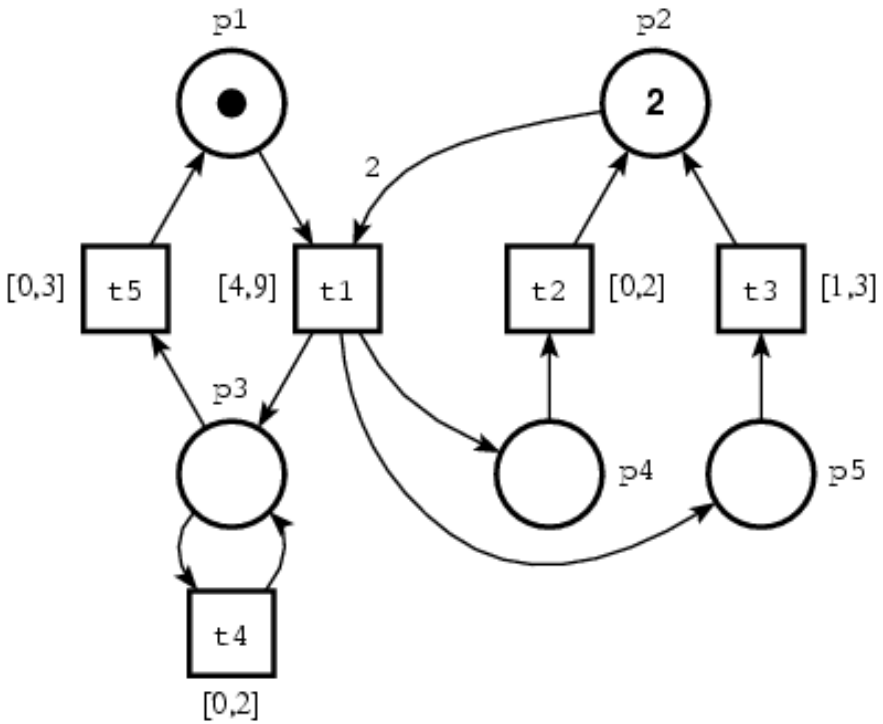
Piscine



		Exact tina -R	*Pas couvrants* tina -V	*Ens persistants* tina -P	*Pas persistants* tina -Q
$K = 10$	*tats*	7006	367	97	87
	s	0	0	0	0
$K = 100$	*tats*	$\sim 280M$	39517	997	897
	s	8800	0.3	0	0
$K = 1000$	*tats*	?	$\sim 4M$	9997	8997
	s	?	30	0	0
$K = 10000$	*tats*	?	$\sim 400M$	99997	89997
	s	?	4500	0.5	0.5

Réseaux Temporels (Merlin 74)

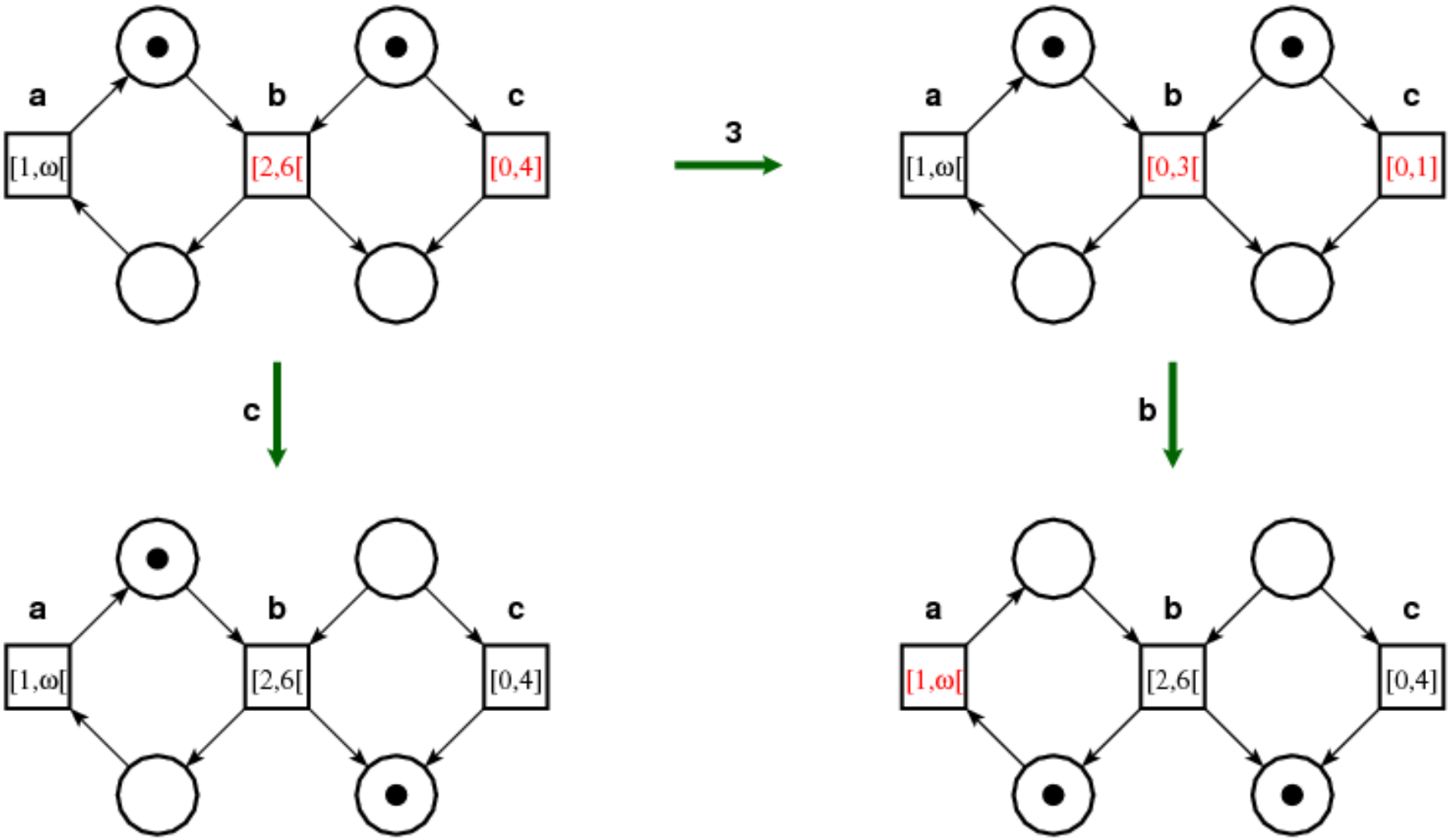
RdP + Intervalles temporels



Espaces d'états infinis (temps dense)

Caractère borné indécidable (mais conditions suffisantes)

États et transitions d'états



États et transitions d'états

$E_0 = (m_0, I_0)$

m_0 : $p_1, p_2(2)$
I_0 : *solutions en* t_1 *of*

$$4 \leq t_1 \leq 9$$

$E_0 \xrightarrow{t_1 @ \theta_1} E_1 = (m_1, I_1)$ avec $(\theta_1 \in [4, 9])$:

m_1 : p_3, p_4, p_5
I_1 : *solutions en* (t_2, t_3, t_4, t_5) *of*

$$0 \leq t_2 \leq 2$$
$$1 \leq t_3 \leq 3$$
$$0 \leq t_4 \leq 2$$
$$0 \leq t_5 \leq 3$$

$E_1 \xrightarrow{t_2 @ \theta_2} E_2 = (m_2, I_2)$ avec $(\theta_2 \in [0, 2])$:

m_2 : p_2, p_3, p_5
I_2 : *solutions en* (t_3, t_4, t_5) *of*

$$\max(0, 1 - \theta_2) \leq t_3 \leq 3 - \theta_2$$
$$0 \leq t_4 \leq 2 - \theta_2$$
$$0 \leq t_5 \leq 3 - \theta_2$$

TPNs – Abstractions

Abstractions : Graphes de classes d'états

Classe d'état = ensemble d'état

classe = marquage (état discret) + polyèdre (information temporelle)

Differentes constructions, préservant :

Marquages + traces (LTL) (SCG [BM83], Essential states [Popova91])

Marquages ($SCG_{\subset}$)

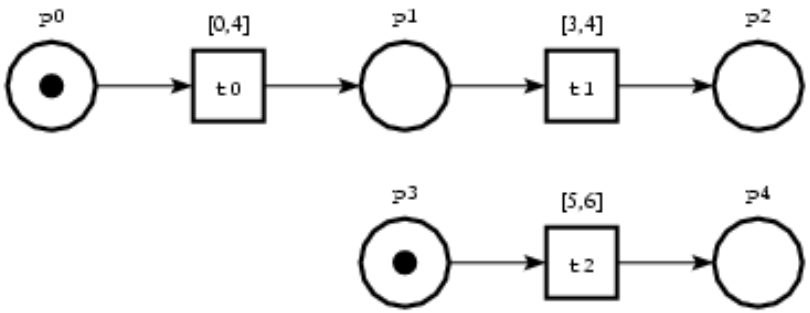
Marquages + états + traces (SSCG [BV03])

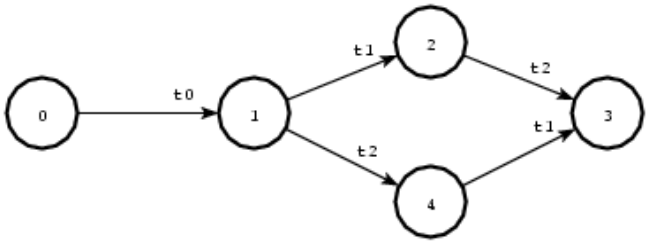
Marquages + états ($SSCG_{\subset}$)

Marquages + états + traces + branchements (CTL^*) (ASCG [BV03])

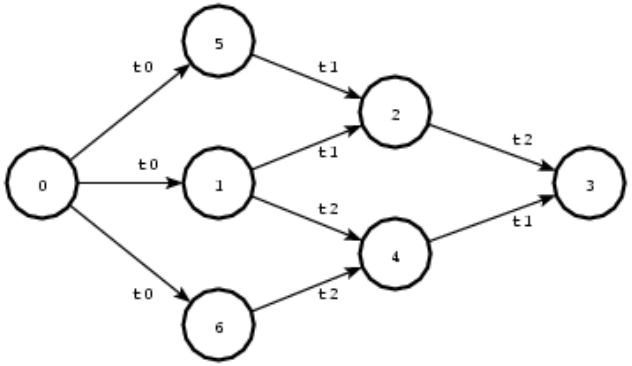
Théorème : Abstractions finies ssi réseau est borné

Exemples



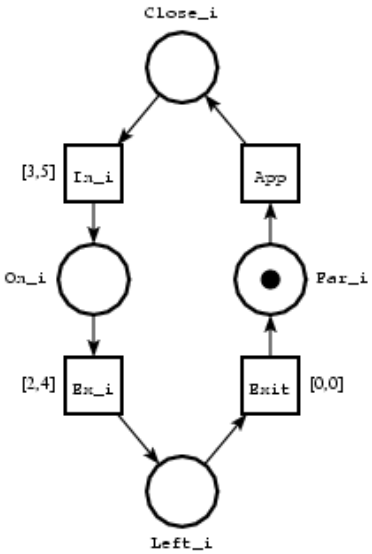


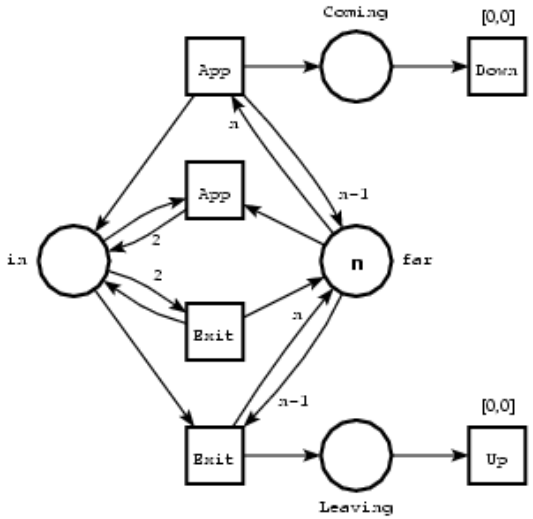
$C_0 = (p_0\ p_3, \{0 \leq t_0 \leq 4, 5 \leq t_2 \leq 6\})$
$C_1 = (p_1\ p_3, \{3 \leq t_1 \leq 4, 1 \leq t_2 \leq 6\})$
$C_2 = (p_2\ p_3, \{0 \leq t_2 \leq 3\})$
$C_3 = (p_2\ p_4, \{\})$
$C_4 = (p_1\ p_4, \{0 \leq t_1 \leq 3\})$

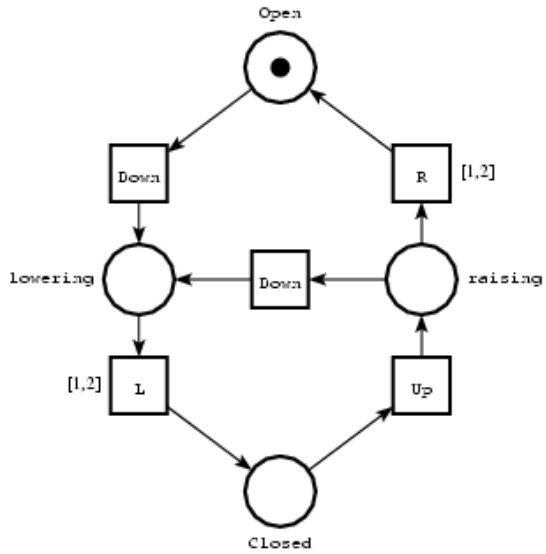


$C_0 = (p_0\ p_3, \{0 \leq t_0 \leq 0, 0 \leq t_2 \leq 0\})$
$C_1 = (p_1\ p_3, \{0 \leq t_1 \leq 0, 1 \leq t_2 \leq 3\})$
$C_2 = (p_2\ p_3, \{3 \leq t_2 \leq 6\})$
$C_3 = (p_2\ p_4, \{\})$
$C_4 = (p_1\ p_4, \{1 \leq t_1 \leq 4\})$
$C_5 = (p_1\ p_3, \{0 \leq t_1 \leq 0, 0 \leq t_2 < 1\})$
$C_6 = (p_1\ p_3, \{0 \leq t_1 \leq 0, 3 < t_2 \leq 4\})$

Passage à niveau



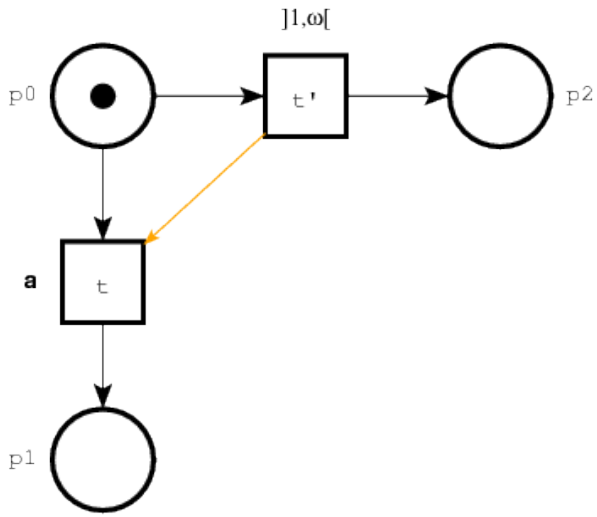




		M tina -M	*M* + *LTL* tina -W	*E* tina -E	*E* + *LTL* tina -S	*E* + *CTL* tina -A	*M* + *LTL* (*discret*) tina -D	*M* + *LTL* (*discret*) tina -F
(1 *train*)	*Classes*	10	11	10	11	12	13	23
	Transitions	13	14	13	14	16	27	36
(2 *trains*)	*Classes*	37	123	41	141	195	116	382
	Transitions	74	218	82	254	849	198	373
(3 *trains*)	*Classes*	172	3101	232	5051	6973	1550	2280
	Transitions	492	7754	672	13019	49818	5823	5275
(4 *trains*)	*Classes*	1175	134501	1807	351271	356940	22268	28830
	Transitions	4534	436896	7062	1193376	1447835	91256	81077
(5 *trains*)	*Classes*	10972	855762	18052	35945411	23081275	313214	372264
	Transitions	53766	34337748	89166	151908273	279572133	1397517	1245355
(6 *trains*)	*Classes*	128115	697913229	217647	?	?	4299116	4830558
	Transitions	760538	3334109864	1297730	?	?	20886774	18833697

Priorités

Réseaux Temporels + Priorités (PrTPN)



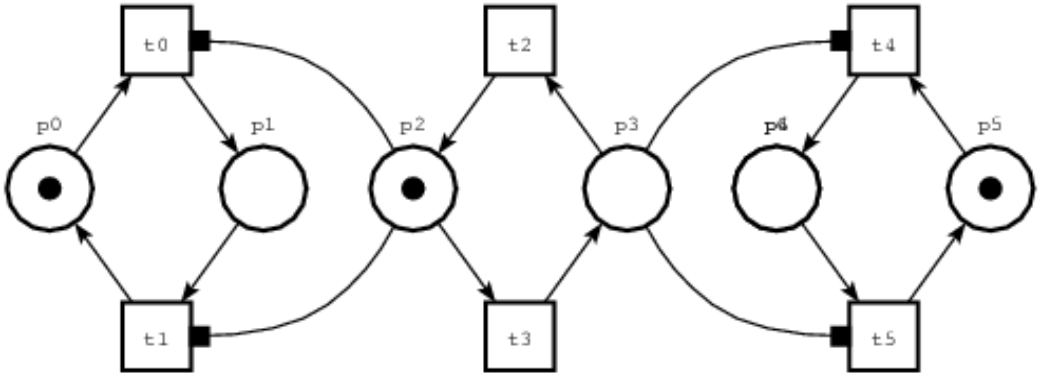
Priorités augmentent l'expressivité des TPN : PrTPN bornés $\approx$ TA
Pour PrTPN, l'écoulement du temps peut rendre une transition non tirable

Abstractions

Classes d'états restent applicables (SSCG, ASCG, mais pas SCG)

Suspension et reprise de transitions

Réseaux Temporels à Chronomètres (SwTPN)



Une transition sensibilisée peut être *Active* ou *Suspendue*

Applications : systèmes ordonnancés, préemption temporelle

Abstractions

Graphes de classes adaptables, MAIS accessibilité indécidable ...

Surapproximations fournissent des conditions suffisantes ou nécessaires

Prise en compte des données

Time Transition System =
Systèmes de Keller + contraintes temporelles à la TPN

marquages $\Rightarrow$ états (vecteurs d'entiers)

transitions "additives" $\Rightarrow$ transitions arbitraires

On ajoute intervalles temporels

On perd : décidabilité du caractère borné

en Tina :

API TTS = TPN + traitement de données en C synchronisé

Abstractions

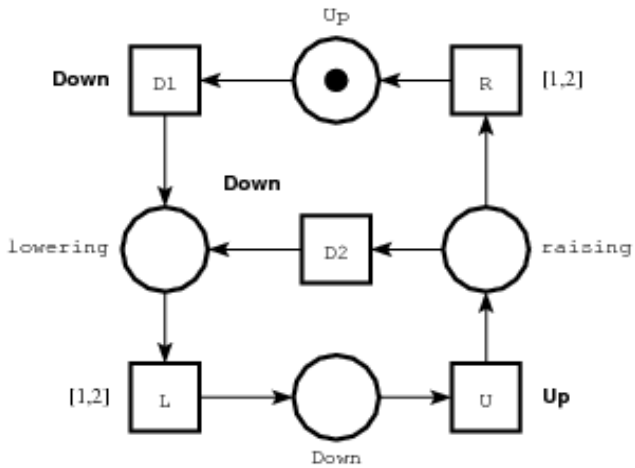
Méthode des classes d'états reste applicable

Descriptions de haut niveau — FIACRE

cf Projets COTRE, TOPCASED, OpenEmbeDD

```
process barrier_p [ Down, Lower, Up, Raise : none] is
    states up lowering down raising
    init up
    from up       Down; to lowering
    from lowering Lower; to down
    from down     Up; to raising
    from raising  select Raise; to up
                  []     Down; to lowering
                  end

component barrier [Down, Up : none] is
    port Lower, Raise : none in [1,2]
    barrier_p [Down, Lower, Up, Raise]
```



Vérification – State/Event-LTL (CMU)

Propositions atomiques

d'états

de transitions

Opérateurs logiques et temporels

Trace = suite alternée infinie d'états et de transitions

	(Pour toute trace)
P	P vraie dans le premier état (transition)
$\bigcirc P$	P vraie dans le prochain état (transition)
$\Box P$	P vraie dans tout état (transition)
$\Diamond P$	P vraie dans un état (transition) au moins
$\Box\Diamond P$	P vraie infiniment souvent
$\Box(P \Rightarrow \Diamond Q)$	Q "répond" à P

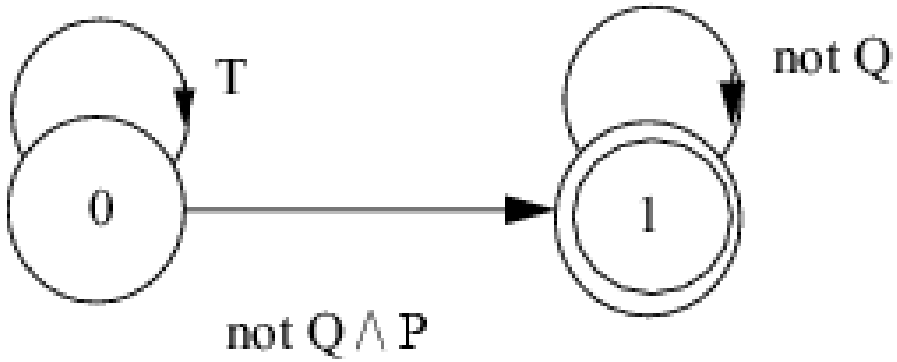
Specification patterns : http ://patterns.projects.cis.ksu.edu

Vérifier F sur un KTS

Automates de Büchi

$F = \Box(P \Rightarrow \Diamond Q)$

Automate associé À $\neg F$:



Méthode

On construit synchronisation du KTS et de l'Automate de $\neg F$

Un contre exemple est un chemin contenant un circuit contenant un état acceptant

Le vérificateur SELT

Formules

S/E-LTL + arithmétique, e.g.

$\Box(t1 \Rightarrow \Diamond(p2 \geq p3 + p4 \vee p6))$

Contre exemples Abrégés

```
- [] (t1 => <> t4);
FALSE
  state 0: p1 p2*2
  -t1 ... (preserving - t4 /\ t1)->
* [accepting] state 12: p3 p4 p5
  -t5 ... (preserving - t4)->
  state 12: p3 p4 p5
```

Peuvent être rejoués dans le simulateur Tina

Evolutions en chantier

Descriptions de haut niveau

Intégration Fiacre

Calculer ensembles d'états plutôt que graphes

OK pour propriétés reductibles à l'accessibilité

+ Compression des (représentations des) états

gains en espace (/10) contre perte en temps (*2)

Passage à l'échelle

Exploration/vérification parallèles

Optimisation de modèles

Simplification/Optimisation de modèles (réductions, etc)

Prise en compte informations spécifiques (symetries, invariants)

Interprétation abstraite, pour systèmes infinis (Fiacre)