
Cours ASPD

Modélisation des systèmes répartis

Telecom Nancy 2A IL

Dominique Méry
Telecom Nancy
Université de Lorraine

Année universitaire 2024-2025
18 mars 2025

Summary

- ① Modélisation d'algorithmes et de systèmes répartis
- ② Modélisation relationnelle
- ③ CM1 TOP
- ④ Introduction au langage TLA⁺
 - Exemple 1 : un protocole simple de communication entre agents
 - Exemple 2 : Réseaux de Petri
- ⑤ Modélisation et vérification avec le langage TLA⁺
- ⑥ Processus en PlusCal
- ⑦ Conclusion

Section Courante

- ① Modélisation d'algorithmes et de systèmes répartis
- ② Modélisation relationnelle
- ③ CM1 TOP
- ④ Introduction au langage TLA⁺
 - Exemple 1 : un protocole simple de communication entre agents
 - Exemple 2 : Réseaux de Petri
- ⑤ Modélisation et vérification avec le langage TLA⁺
- ⑥ Processus en PlusCal
- ⑦ Conclusion

]

Système de transition

Un système de transition \mathcal{TS} est une structure $(\mathcal{C}, \mathcal{I}, \longrightarrow)$ où

- \mathcal{C} : un (fini ou infini) ensemble de configurations
- \longrightarrow : une relation binaire sur \mathcal{C}
- \mathcal{I} : un sous-ensemble de \mathcal{C} constituant les configurations initiales.

Système de transition étiquettée

Un système de transition étiquettée \mathcal{LTS} est une structure $(\mathcal{C}, \mathcal{I}, \mathcal{E}, \longrightarrow)$ où

- \mathcal{C} : un (fini ou infini) ensemble de configurations
- \mathcal{I} : un sous-ensemble de \mathcal{C} constituant les configurations initiales.
- \mathcal{E} : un ensemble d'événements
- \longrightarrow : une partie de $\mathcal{C} \times \mathcal{E} \times \mathcal{C}$

Exécution d'un système de transition

Soit un système de transition \mathcal{ST} défini par $(\mathcal{C}, \mathcal{I}, \longrightarrow)$.

Exécution d'un système de transition

Soit un système de transition \mathcal{ST} défini par $(\mathcal{C}, \mathcal{I}, \longrightarrow)$.

- Une configuration terminale $t \in \mathcal{C}$ est une configuration telle que, pour toute configuration $c \in \mathcal{C}$, $(t, c) \notin \longrightarrow$.

Exécution d'un système de transition

Soit un système de transition \mathcal{ST} défini par $(\mathcal{C}, \mathcal{I}, \longrightarrow)$.

- Une configuration terminale $t \in \mathcal{C}$ est une configuration telle que, pour toute configuration $c \in \mathcal{C}$, $(t, c) \notin \longrightarrow$.
- $\text{TERM}[\mathcal{ST}]$ est l'ensemble des configurations terminales du système de transition \mathcal{ST} .

Exécution d'un système de transition

Soit un système de transition \mathcal{ST} défini par $(\mathcal{C}, \mathcal{I}, \longrightarrow)$.

- Une configuration terminale $t \in \mathcal{C}$ est une configuration telle que, pour toute configuration $c \in \mathcal{C}$, $(t, c) \notin \longrightarrow$.
- $\text{TERM}[\mathcal{ST}]$ est l'ensemble des configurations terminales du système de transition \mathcal{ST} .
- Une exécution de \mathcal{ST} est une trace maximale σ sur \mathcal{C} satisfaisant les conditions suivantes :
 - ▶ $\sigma \in \mathbb{N} \mapsto \mathcal{C}$
 - ▶ soit il existe une valeur $n \in \mathbb{N}$ telle que $\text{dom}(\sigma) = 0..n-1$ et sa longueur est n , soit $\text{dom}(\sigma) = \mathbb{N}$ et sa longueur est infinie.
 - ▶ Quand l'exécution est finie et de longueur n , alors $\sigma(n-1) \in \text{TERM}[\mathcal{ST}]$.

Exécution d'un système de transition

Soit un système de transition \mathcal{ST} défini par $(\mathcal{C}, \mathcal{I}, \longrightarrow)$.

- Une configuration terminale $t \in \mathcal{C}$ est une configuration telle que, pour toute configuration $c \in \mathcal{C}$, $(t, c) \notin \longrightarrow$.
- $\text{TERM}[\mathcal{ST}]$ est l'ensemble des configurations terminales du système de transition \mathcal{ST} .
- Une exécution de \mathcal{ST} est une trace maximale σ sur \mathcal{C} satisfaisant les conditions suivantes :
 - ▶ $\sigma \in \mathbb{N} \rightarrow \mathcal{C}$
 - ▶ soit il existe une valeur $n \in \mathbb{N}$ telle que $\text{dom}(\sigma) = 0..n-1$ et sa longueur est n , soit $\text{dom}(\sigma) = \mathbb{N}$ et sa longueur est infinie.
 - ▶ Quand l'exécution est finie et de longueur n , alors $\sigma(n-1) \in \text{TERM}[\mathcal{ST}]$.
- Une configuration $c \in \mathcal{C}$ est accessible, s'il existe une exécution σ telle qu'il existe $i \in \text{dom}(\sigma)$ tel que $\sigma(i) = c$ ($c \in \text{ran}(\sigma)$)

Exécution d'un système de transition

Soit un système de transition \mathcal{ST} défini par $(\mathcal{C}, \mathcal{I}, \longrightarrow)$.

- Une configuration terminale $t \in \mathcal{C}$ est une configuration telle que, pour toute configuration $c \in \mathcal{C}$, $(t, c) \notin \longrightarrow$.
- $\text{TERM}[\mathcal{ST}]$ est l'ensemble des configurations terminales du système de transition \mathcal{ST} .
- Une exécution de \mathcal{ST} est une trace maximale σ sur \mathcal{C} satisfaisant les conditions suivantes :
 - ▶ $\sigma \in \mathbb{N} \rightarrow \mathcal{C}$
 - ▶ soit il existe une valeur $n \in \mathbb{N}$ telle que $\text{dom}(\sigma) = 0..n-1$ et sa longueur est n , soit $\text{dom}(\sigma) = \mathbb{N}$ et sa longueur est infinie.
 - ▶ Quand l'exécution est finie et de longueur n , alors $\sigma(n-1) \in \text{TERM}[\mathcal{ST}]$.
- Une configuration $c \in \mathcal{C}$ est accessible, s'il existe une exécution σ telle qu'il existe $i \in \text{dom}(\sigma)$ tel que $\sigma(i) = c$ ($c \in \text{ran}(\sigma)$)
- $\text{REACHABLE}[\mathcal{ST}]$ est l'ensemble des configurations accessibles du système de transition \mathcal{ST} .

Algorithme local

Un algorithme local \mathcal{LA} d'un processus P est une structure $(\mathcal{LC}, \mathcal{LI}, \longrightarrow_i, \longrightarrow_s, \longrightarrow_r, \mathcal{M})$ telle que :

- \mathcal{LC} : un ensemble de configurations
- \mathcal{LI} : un sous-ensemble de \mathcal{LC} constituant les configurations initiales.
- \mathcal{M} : un ensemble de messages
- \longrightarrow_i : une partie de $\mathcal{LC} \times \mathcal{LC}$
- \longrightarrow_s : une partie de $\mathcal{LC} \times \mathcal{M} \times \mathcal{LC}$
- \longrightarrow_r : une partie d'une partie de $\mathcal{LC} \times \mathcal{M} \times \mathcal{LC}$
- $\longrightarrow_P \stackrel{def}{=} \Longrightarrow_i \cup \Longrightarrow_r \cup \Longrightarrow_s$

Algorithme local

Un algorithme local \mathcal{LA} d'un processus P est une structure $(\mathcal{LC}, \mathcal{LI}, \longrightarrow_i, \longrightarrow_s, \longrightarrow_r, \mathcal{M})$ telle que :

- \mathcal{LC} : un ensemble de configurations
- \mathcal{LI} : un sous-ensemble de \mathcal{LC} constituant les configurations initiales.
- \mathcal{M} : un ensemble de messages
- \longrightarrow_i : une partie de $\mathcal{LC} \times \mathcal{LC}$
- \longrightarrow_s : une partie de $\mathcal{LC} \times \mathcal{M} \times \mathcal{LC}$
- \longrightarrow_r : une partie d'une partie de $\mathcal{LC} \times \mathcal{M} \times \mathcal{LC}$
- $\longrightarrow_P \stackrel{def}{=} \Longrightarrow_i \cup \Longrightarrow_r \cup \Longrightarrow_s$

- \mathcal{M} est l'ensemble des messages qui sont échangés par les processus.
- Un message est utilisé une seule fois
- \mathcal{M} pourrait être un multi-ensemble.

Soient lc, m et lc', m' deux configurations de \mathcal{LA} .

- ① $lc, m \Longrightarrow_P lc', m' \stackrel{def}{=} (lc \longrightarrow_i lc') \wedge m = m'$
- ② $lc, m \Longrightarrow_P lc', m' \stackrel{def}{=} \exists mes \in \mathcal{M} : \left\{ \begin{array}{l} ((lc, mes, lc') \in \longrightarrow_s) \\ \wedge m' = m \cup \{mes\} \end{array} \right.$
- ③ $lc, m \Longrightarrow_P lc', m' \stackrel{def}{=} \exists mes \in \mathcal{M} : \left\{ \begin{array}{l} ((lc, mes, lc') \in \longrightarrow_r) \\ \wedge m = m' \cup \{mes\} \end{array} \right.$

Algorithme réparti

Un algorithme réparti \mathcal{DA} pour un ensemble fini de processus $\{P_1, \dots, P_n\}$ est un ensemble fini d'algorithmes locaux $\{\mathcal{LA}_1, \dots, \mathcal{LA}_n\}$ où \mathcal{LC}_i est un algorithme local pour le processus P_i , $i \in 1..n$.

Un algorithme réparti \mathcal{DA} pour un ensemble fini de processus $\{P_1, \dots, P_n\}$ est associé à une structure de transition construite à partir des systèmes de transition des algorithmes locaux :

- $\mathcal{C} = \mathcal{LC}_1 \times \dots \times \mathcal{LC}_n \times \mathcal{M}$: un ensemble des configurations constituée des configurations locales et des messages possibles.
- $\mathcal{I} = \mathcal{LI}_1 \times \dots \times \mathcal{LI}_n \times \mathcal{M}$: un sous-ensemble de \mathcal{C} constituant les configurations initiales.
- \mathcal{M} : un ensemble de messages
- $\longrightarrow \stackrel{def}{=} \longrightarrow_{P_1} \cup \dots \cup \longrightarrow_{P_n}$:

Modèle asynchrone

soient C et C' deux configurations de \mathcal{C} :

soient C et C' deux configurations de \mathcal{C} :

- ① local : $C \longrightarrow C'$: il existe P de $\{P_1, \dots, P_n\}$ avec $P = P_i$ tel que $\forall j \in 1..N : j \neq i : C_j = C'_j$ et $C_i \longrightarrow_P C'$

soient C et C' deux configurations de \mathcal{C} :

- ① local : $C \longrightarrow C'$: il existe P de $\{P_1, \dots, P_n\}$ avec $P = P_i$ tel que $\forall j \in 1..N : j \neq i : C_j = C'_j$ et $C_i \longrightarrow_P C'$
- ② sending : $C \longrightarrow C'$: il existe P de $\{P_1, \dots, P_n\}$ avec $P = P_i$ tel que $\forall j \in 1..N : C_j = C'_j$ et $M_2 = M_1 \cup \{m\}$ où $m \in \mathcal{M}$ et $(C_i, m, C'_i) \in \longrightarrow_{P_s} C'$

soient C et C' deux configurations de \mathcal{C} :

- ① local : $C \longrightarrow C'$: il existe P de $\{P_1, \dots, P_n\}$ avec $P = P_i$ tel que $\forall j \in 1..N : j \neq i : C_j = C'_j$ et $C_i \longrightarrow_P C'$
- ② sending : $C \longrightarrow C'$: il existe P de $\{P_1, \dots, P_n\}$ avec $P = P_i$ tel que $\forall j \in 1..N : C_j = C'_j$ et $M_2 = M_1 \cup \{m\}$ où $m \in \mathcal{M}$ et $(C_i, m, C'_i) \in \longrightarrow_{P_s} C'$
- ③ receiving : $C \longrightarrow C'$: il existe P de $\{P_1, \dots, P_n\}$ avec $P = P_i$ tel que $\forall j \in 1..N : C_j = C'_j$ et $M_1 = M_2 \cup \{m\}$ où $m \in \mathcal{M}$ et $(C_i, m, C'_i) \in \longrightarrow_{P_r} C'$

Propriétés des algorithmes répartis

Propriétés des algorithmes répartis

- *safety* : toutes les configurations d'un algorithme réparti vérifie une propriété A

Propriétés des algorithmes répartis

- *safety* : toutes les configurations d'un algorithme réparti vérifie une propriété A
- *équité faible* : toute transition activable ou observable à partir d'une configuration donnée finit par être observée

Propriétés des algorithmes répartis

- *safety* : toutes les configurations d'un algorithme réparti vérifie une propriété A
- *équité faible* : toute transition activable ou observable à partir d'une configuration donnée finit par être observée
- *équité forte* : toute transition infiniment souvent activable ou observable à partir d'une configuration donnée finit par être observée

Propriétés des algorithmes répartis

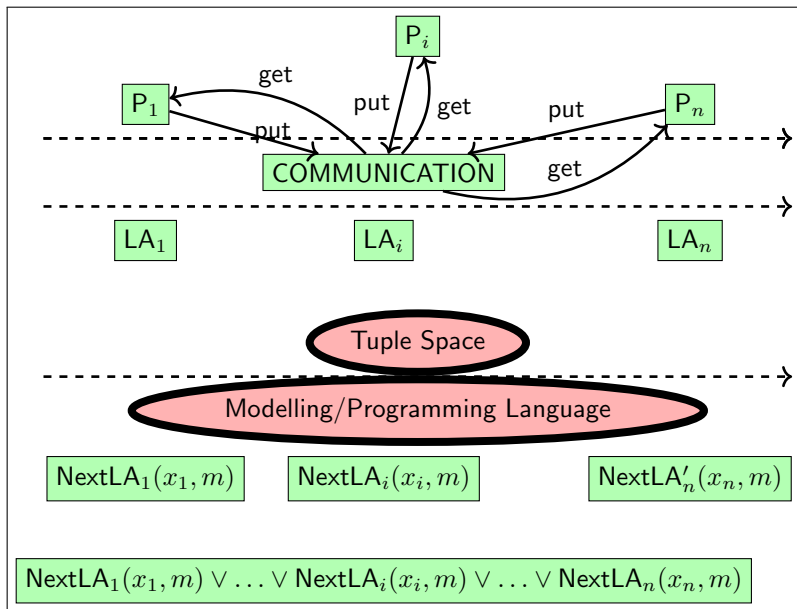
- *safety* : toutes les configurations d'un algorithme réparti vérifie une propriété A
- *équité faible* : toute transition activable ou observable à partir d'une configuration donnée finit par être observée
- *équité forte* : toute transition infiniment souvent activable ou observable à partir d'une configuration donnée finit par être observée
- $P \rightsquigarrow Q$: A partir de toute configuration satisfaisant une propriété P , l'algorithme réparti atteindra fatalement une configuration satisfaisant Q .

Exemples de propriété de sûreté

- Exclusion mutuelle : soit une ressource R partagée par un ensemble de processus $\{P_1, \dots, P_n\}$. R est utilisée par au plus un processus de $\{P_1, \dots, P_n\}$.
- La ressource R est utilisée par au plus un processus P du système réparti.
- Absence de blocage : soit les processus $\{P_1, \dots, P_n\}$. Aucun des processus n'est bloqué c'est à dire que tout processus peut toujours exécuté une action sauf s'il est terminé.
- Correction Partielle : étant donné un processus de calcul caractérisé par un ensemble d'actions ou d'événements. Si les variables satisfont une précondition $PRE(x)$, alors si le processus termine, les variables satisfont $POST(x)$.
- Une propriété de sûreté exprime que rien de mauvais ne peut arriver !

Exemples de propriétés générales

- Chaque fois que le système entre dans une configuration instable, il finira par retrouver un état stable au bout d'un temps fini.
- Le processus P envoie infiniment souvent des messages au processys Q.
- Tout demande est servie
- Les messages sont *toujours* reçus dans l'ordre d'envoi



- 1

Modèle relationnel d'un système

Un modèle relationnel \mathcal{MS} pour un système S est une structure

$$(Th(s, c), x, \text{VALS}, \text{INIT}(x), \{r_0, \dots, r_n\})$$

où

- $Th(s, c)$ est une théorie définissant les ensembles, les constantes et les propriétés statiques de ces éléments.
- x est une liste de variables flexibles.
- VALS est un ensemble de valeurs possibles pour x .
- $\{r_0, \dots, r_n\}$ est un ensemble fini de relations reliant les valeurs avant x et les valeurs après x' .
- $\text{INIT}(x)$ définit l'ensemble des valeurs initiales de x .
- la relation r_0 est la relation $Id[\text{VALS}]$, identité sur VALS.

Definition

Soit $(Th(s, c), x, \text{VALS}, \text{INIT}(x), \{r_0, \dots, r_n\})$ un modèle relationnel d'un système \mathcal{S} . La relation NEXT associée à ce modèle est définie par la disjonction des relations r_i :

$$\text{NEXT} \stackrel{\text{def}}{=} r_0 \vee \dots \vee r_n$$

i

pour une variable x , nous définissons les valeurs suivantes :

- x est la valeur courante de la variable x .
- x' est la valeur suivante de la variable x .
- x_0 ou \underline{x} sont la valeur initiale de la variable x .
- \bar{x} est la valeur finale de la variable x , quand cette notion a du sens.

Exemples de systèmes de transition

- Une grammaire (N, T, P, S) permet de construire un système de transition sur l'ensemble des configurations $(N \cup T)^*$.
- Une machine de Turing $(Q, \Sigma, \Gamma, B, \delta)$ permet de construire un système de transition sur l'ensemble des configurations $(\Sigma \cup \Gamma)^*$.
- Un réseau de Petri
- Un programme

- 1

- Le système est modélisé par
 - ▶ une liste de variables flexibles x et une condition initiale notée $Init(x)$
 - ▶ une relation de transition modélisant le passage des variables flexibles de l'état courant à l'état suivant $Next(x, x')$
 - ▶ un invariant inductif noté $I(x)$
 - ▶ une liste de propriétés de sûreté

1 Modélisation d'algorithmes et de systèmes répartis

2 Modélisation relationnelle

3 CM1 TOP

4 Introduction au langage TLA⁺

Exemple 1 : un protocole simple de communication entre agents

Exemple 2 : Réseaux de Petri

5 Modélisation et vérification avec le langage TLA⁺

6 Processus en PlusCal

7 Conclusion

Définir un protocole simple avec TLA⁺

- Envoi de messages
- Modélisation par des ensembles de messages envoyés ou reçus.

$$\begin{aligned} \text{sending}(\text{agent}, \text{message}, \text{bgent}) &\stackrel{\text{def}}{=} \\ &\wedge \text{agent} \in \text{AGENTS} \\ &\wedge \text{bgent} \in \text{AGENTS} \\ &\wedge \text{message} \in \text{MESSAGES} \\ &\wedge \langle \langle \text{agent}, \text{message}, \text{bgent} \rangle \rangle \notin \text{sent} \\ &\wedge \langle \langle \text{agent}, \text{message}, \text{bgent} \rangle \rangle \notin \text{got} \\ &\wedge \text{sent}' = \text{sent} \cup \langle \langle \text{agent}, \text{message}, \text{bgent} \rangle \rangle \\ &\wedge \text{got}' = \text{got} \end{aligned}$$

Définir un protocole simple avec TLA⁺

- Réception de messages
- Modélisation par des ensembles de messages envoyés ou reçus.

$$\begin{aligned} \text{receiving}(\text{agent}, \text{message}, \text{bgent}) &\stackrel{\text{def}}{=} \\ &\wedge \text{agent} \in \text{AGENTS} \\ &\wedge \text{bgent} \in \text{AGENTS} \\ &\wedge \text{message} \in \text{MESSAGES} \\ &\wedge \langle \langle \text{agent}, \text{message}, \text{bgent} \rangle \rangle \in \text{sent} \\ &\wedge \langle \langle \text{agent}, \text{message}, \text{bgent} \rangle \rangle \notin \text{got} \\ &\wedge \text{got}' = \text{got} \cup \langle \langle \text{agent}, \text{message}, \text{bgent} \rangle \rangle \\ &\wedge \text{sent}' = \text{sent} \end{aligned}$$

Définir un protocole simple avec TLA⁺

- Définir le système
- Donner des propriétés de sûreté

$$Init \stackrel{def}{=} sent = \emptyset \wedge got = \emptyset$$

$$\begin{aligned} Next \stackrel{def}{=} & \\ & \exists agent, bgent \in AGENTS : \\ & \exists message \in MESSAGES : \\ & \quad \vee \text{ sending}(agent, message, bgent) \\ & \quad \vee \text{ receiving}(agent, message, bgent) \end{aligned}$$

... et les messages se perdent parfois...

- Le système de gestion des communications peut être non fiable et perdre des messages.
- $\text{loosing}(\text{agent}, \text{message}, \text{bagent})$ modélise la perte d'un message.

$$\begin{aligned} \text{loosing}(\text{agent}, \text{message}, \text{bagent}) &\stackrel{\text{def}}{=} \\ &\wedge \text{agent} \in \text{AGENTS} \\ &\wedge \text{bagent} \in \text{AGENTS} \\ &\wedge \text{message} \in \text{MESSAGES} \\ &\wedge \langle \langle \text{agent}, \text{message}, \text{bagent} \rangle \rangle \in \text{sent} \\ &\wedge \langle \langle \text{agent}, \text{message}, \text{bagent} \rangle \rangle \notin \text{got} \\ &\wedge \text{got}' = \text{got} - \langle \langle \text{agent}, \text{message}, \text{bagent} \rangle \rangle \\ &\wedge \text{sent}' = \text{sent} \end{aligned}$$

Définir un protocole simple avec pertes

$$Init \stackrel{def}{=} sent = \emptyset \wedge got = \emptyset$$

$$Next \stackrel{def}{=} \\ \exists agent, bgent \in AGENTS : \\ \exists message \in MESSAGES : \\ \vee \text{ sending}(agent, message, bgent) \\ \vee \text{ receiving}(agent, message, bgent) \\ \vee \text{ losing}(agent, message, bgent)$$

- sûreté *tout message reçu est envoyé* $got \subseteq sent$



Il est possible que $got = \emptyset$

1 Modélisation d'algorithmes et de systèmes répartis

2 Modélisation relationnelle

3 CM1 TOP

4 Introduction au langage TLA⁺

Exemple 1 : un protocole simple de communication entre agents

Exemple 2 : Réseaux de Petri

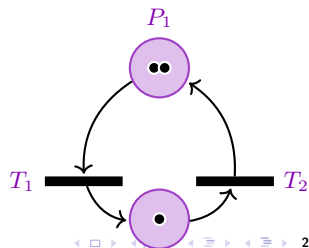
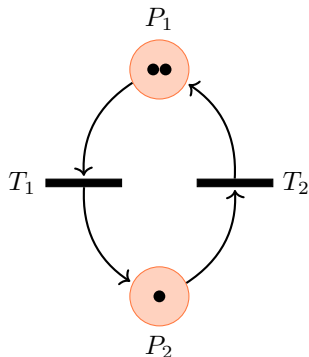
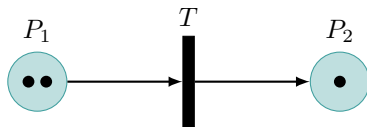
5 Modélisation et vérification avec le langage TLA⁺

6 Processus en PlusCal

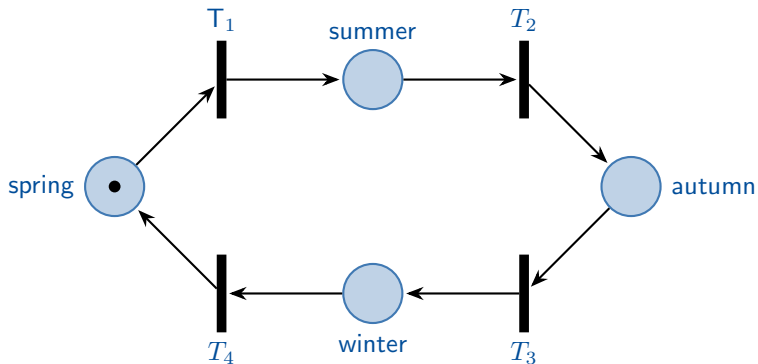
7 Conclusion

Exemples de réseaux de Petri

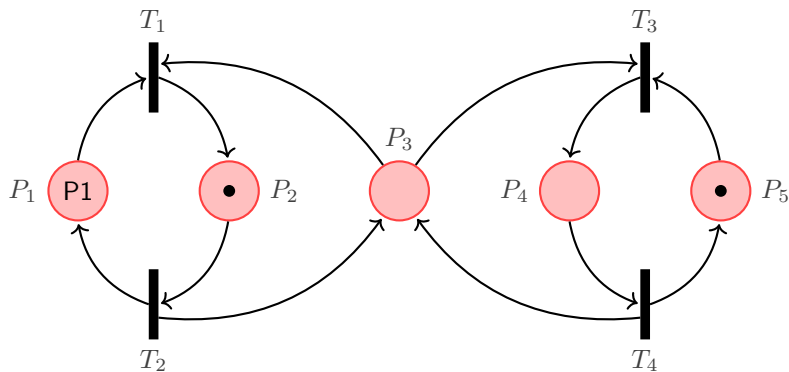
- Graphes bipartis
- Places
- Transitions
- Capacité des places
- Consommation/production des jetons



Les quatre saisons ...

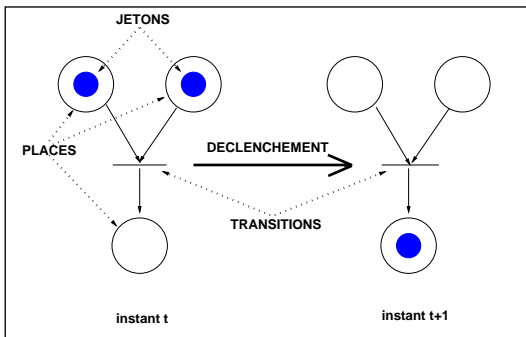


Synchronisation de deux processus concurrents



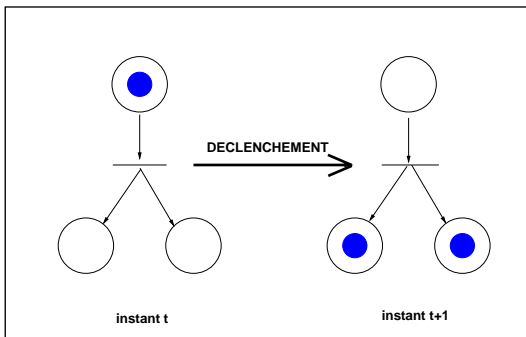
- Un réseau de Petri est un graphe dirigé biparti ayant des jetons constituant la marquage.
- Le réseau est caractérisé par son marquage qui évolue au cours de l'exécution des transitions
- Le déclenchement ou l'activation des transitions est fonction de conditions de ressources sur les places avant la transition et après la transition.

Réseaux de Petri



- Les transitions peuvent soit consommer des jetons (synchronisation) soit produire de jetons (activités concurrentes) :
- Les ressources sont modélisées par les jetons présents et il peut y avoir une limitation de la capacité des places.

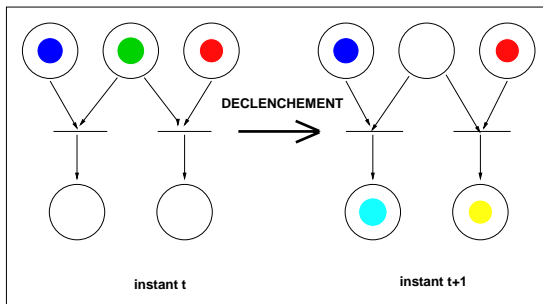
Réseaux de Petri



Réseaux de Petri

- Le partage d'une ressource est modélisé par le partage d'un jeton requis pour l'une ou l'autre des transitions possibles c'est-à-dire activable.
- Le jeton vert est consommé par l'une ou l'autre des deux transitions possibles.

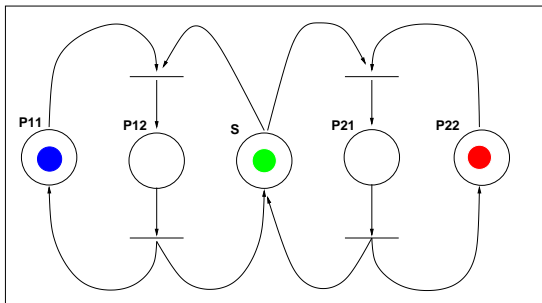
Réseaux de Petri



Réseaux de Petri

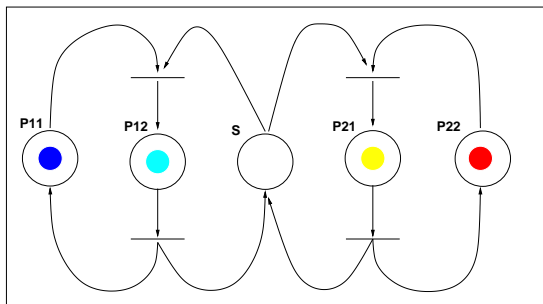
- La synchronisation de processus est réalisée par une place S qui est partagée par deux processus P1 et P2 :
- La propriété d'exclusion mutuelle est garantie par l'utilisation exclusive du jeton de la place S par les processus P1 et P2.

Réseaux de Petri



- Le déclenchement de l'une des deux transitions est possible quand le jeton vert est en place mais une seule est activée.
- Les réseaux de Petri (1962) ont été créés par **Carl Adam Petri** (avec un C et pas un K) et ont été largement utilisés par la communauté informatique et automatique.
- Des extensions ont été proposées notamment en colorant les jetons ou en ajoutant des probabilités aux transitions.

Réseaux de Petri



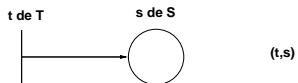
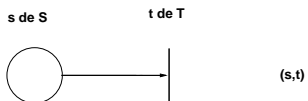
Un réseau de Petri est un uple $R=(S,T,F,K,M,W)$

- S est l'ensemble (fini) des places.
- T est l'ensemble (fini) des transitions.
- $S \cap T = \emptyset$
- F est la relation du flôt d'exécution :
$$F \subseteq S \times T \cup T \times S$$
- K représente la capacité de chaque place :
$$K \in S \rightarrow \text{Nat} \cup \{\omega\}$$

Réseaux de Petri

- M représente le initial marquage chaque place :
 $M \in S \rightarrow \text{Nat}$ et vérifie la condition $\forall s \in S : M(s) \leq K(s)$.
- W représente le poids de chaque arc :
 $W \in F \rightarrow \text{Nat}$
- relation entre la représentation graphique et la définition textuelle :
- un marquage M pour R est une fonction de S dans Nat
 $M \in S \rightarrow \text{Nat}$
 et respectant la condition $\forall s \in S : M(s) \leq K(s)$.

Réseaux de Petri



- une transition t de T est activable à partir de M un marquage de R si
 - ① $\forall s \in \{ s' \in S \mid (s',t) \in F \} :$
 $M(s) \geq W(s,t).$
 - ② $\forall s \in \{ s' \in S \mid (t,s') \in F \} :$
 $M(s) \leq K(s) - W(s,t).$
- Pour chaque transition t de T , $\text{Pre}(t)$ est l'ensemble des places conduisant à t et $\text{Post}(t)$ est l'ensemble des places pointées par un lien depuis t :
 $\text{Pre}(t) = \{ s' \in S : (s',t) \in F \}$
 $\text{Post}(t) = \{ s' \in S : (t,s') \in F \}$

- Soit une transition t de T activable à partir de M un marquage de R :

① $\forall s \in \{ s' \in S \mid (s', t) \in F \} :$

$$M(s) \geq W(s, t).$$

② $\forall s \in \{ s' \in S \mid (t, s') \in F \} :$

$$M(s) \leq K(s) - W(s, t).$$

- un nouveau marquage M' est défini à partir de M par : ' $\forall s \in S,$

$$M'(s) = \begin{cases} M(s) - W(s, t), & \text{si } s \in \text{PRE}(t) - \text{POST}(t) \\ M(s) + W(t, s), & \text{si } s \in \text{POST}(t) - \text{PRE}(t) \\ M(s) - W(s, t) + W(t, s), & \text{si } s \in \text{PRE}(t) \cap \text{POST}(t) \\ M(s), & \text{SINON} \end{cases}$$

- Une relation de transition sur l'ensemble des marquages possibles modélise l'activité du réseau :

$$M_0 \xrightarrow{T_0} M_1 \xrightarrow{T_1} M_2 \xrightarrow{T_2} M_3 \xrightarrow{T_3} M_4 \xrightarrow{T_4} \dots M_I \xrightarrow{T_I} M_{I+1} \xrightarrow{T_{I+1}} \dots$$

- Un réseau est bloqué, si aucune de ses transitions n'est activable.
- Un réseau est non bloqué en permanence ou vif, si initialement et pour tout marquage atteint au cours du calcul, au moins une transition est activable.

Invariant de réseau de Petri

Un invariant de marquage pour un réseau de Petri est une expression de la forme suivante :

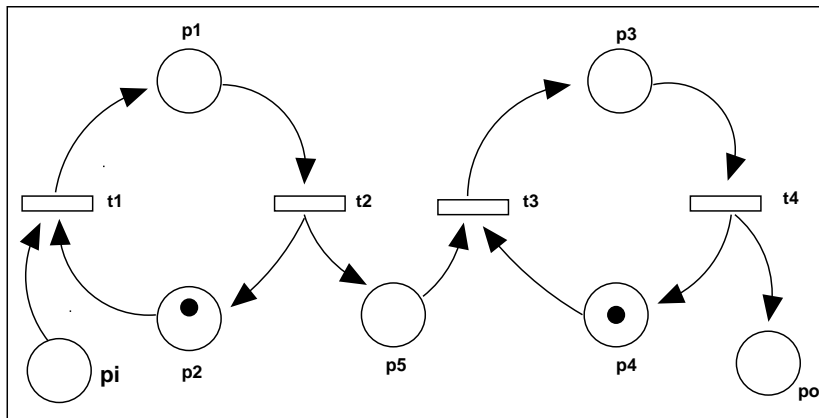
$$\begin{aligned} &\exists p_1, \dots, p_n \in P : \exists q_1, \dots, q_n, C \in \mathbb{Z} : \\ &\forall M \in \mathcal{M} : q_1 M(p_1) + q_n M(p_n) = C \end{aligned}$$

- Les réseaux de Petri sont aussi représentés à l'aide de matrices pour leur flût et cela définit une algèbre sur les réseaux de Petri :
 $M_K = M_I + W.S$ est l'équation fondamentale permettant de définir la relation de transition.
- Les réseaux de Petri permettent d'exprimer des contraintes de synchronisation

Réseaux de Petri

- Le modèle est aussi puissant que les machines de Turing
- Le modèle permet de modéliser les activités concurrentes et non déterministes.
- Le Graphcet est une forme proche des réseaux de Petri et est utilisé pour la modélisation des systèmes.
- La notion sous-jacente est celle des systèmes de transition discrets.

Exemple d'un réseau de Petri



EXTENDS *Naturals, TLC*

CONSTANTS *Places, N, Q, B*

VARIABLES *M*

t1 $\stackrel{def}{=}$

$$\wedge M["p2"] = 1 \wedge M["pi"] \geq 1 \wedge M["p1"] = 0$$

$$\wedge M' = [[[MEXCEPT!["p1"] = 1]EXCEPT!["pi"] = M["pi"] - 1]EXC$$

t2 $\stackrel{def}{=}$

$$\wedge M["p1"] = 1 \wedge M["p5"] \leq B$$

$$\wedge M' = [[[MEXCEPT!["p1"] = 0]EXCEPT!["p5"] = M["p5"] + 1]EXC$$

t3 $\stackrel{def}{=}$

$$\wedge M["p5"] \geq 1 \wedge M["p3"] = 0$$

$$\wedge M' = [[[MEXCEPT!["p3"] = 1]EXCEPT!["p5"] = M["p5"] - 1]EXC$$

t4 $\stackrel{def}{=}$

$$\wedge M["p3"] = 1 \wedge M["p4"] = 0 \wedge M["po"] < Q$$

$$\wedge M' = [[[MEXCEPT!["p3"] = 0]EXCEPT!["po"] = M["po"] + 1]EXC$$

$$Init1 \stackrel{def}{=} M = [p \in Places | - > IF p \in "p4", "p2" THEN 1 ELSE IF p$$
$$Init \stackrel{def}{=} Init1$$
$$Next \stackrel{def}{=} t1 \vee t2 \vee t3 \vee t4$$
$$Petri \stackrel{def}{=} Init \wedge \square[Next]_{<M>}$$
$$TypeInvariant \stackrel{def}{=} \forall p \in Places : M[p] \geq 0$$
$$Inv1 \stackrel{def}{=} M["pi"] + M["p5"] + M["po"] + M["p1"] + M["p3"] = N$$
$$Inv2 \stackrel{def}{=} M["po"] \# Q$$
$$Inv3 \stackrel{def}{=} M["p5"] \# 1$$
$$Inv \stackrel{def}{=} TypeInvariant$$

Choix de modélisation

- Donner le « quoi » : spécification de ce que fait le protocole

Choix de modélisation

- Donner le « quoi » : spécification de ce que fait le protocole
 - ▶ envoi d'un message m par un processus P à un processus Q

Choix de modélisation

- Donner le « quoi » : spécification de ce que fait le protocole
 - ▶ envoi d'un message m par un processus P à un processus Q
 - ▶ décomposition en plusieurs phases

- Donner le « quoi » : spécification de ce que fait le protocole
 - ▶ envoi d'un message m par un processus P à un processus Q
 - ▶ décomposition en plusieurs phases
- Donner le « comment » : simulation du protocole par des événements et des phases des couches plus basses

Section Courante

- ① Modélisation d'algorithmes et de systèmes répartis
- ② Modélisation relationnelle
- ③ CM1 TOP
- ④ Introduction au langage TLA⁺
 - Exemple 1 : un protocole simple de communication entre agents
 - Exemple 2 : Réseaux de Petri
- ⑤ **Modélisation et vérification avec le langage TLA⁺**
- ⑥ Processus en PlusCal
- ⑦ Conclusion

]

Définir un module en TLA⁺

- Définir les données : chaînes, nombres, ensembles, fonctions
- Définir les actions : relation entre des variables non primées et primées
- Définir le système : donner ses conditions initiales et la relation de transition
- Définir les propriétés : sûreté, non-blocage, accessibilité

- 1 L'entité de structuration syntaxique est le `MODULE` dont le nom *name* est utilisé comme identificateur du fichier en ajoutant le suffixe *.tla*
- 2 Un module peut étendre d'autres modules par la directive `EXTENDS` indiquant que tout ce qui est dans ces modules est utilisable dans le module courant
- 3 Un module peut déclarer des constantes par la directive `CONSTANTS` et ces constantes sont instanciées dans un modèle.
- 4 Un module peut déclarer des variables dites flexibles par la directive `VARIABLES` et chaque variable x a deux références possibles x valeur courante et x' valeur suivante
- 5 Un module peut définir une entité en indiquant son nom *name* et une expression *expr* comportant des éléments déjà définis :
`name == expr`

Conventions pour l'outil TLC

- Toute action est écrite sous la forme suivante :

$$\begin{array}{l} name \stackrel{def}{=} \\ \quad \wedge G(x, y, u) \\ \quad \wedge u' = f(u) \\ \quad \wedge y' = y \end{array}$$

- y est une variable qui n'est pas modifiée
- f est une fonction calculable ou codable
- x est une coinstante

Un exemple simple et complet

```
----- MODULE pgcd -----  
EXTENDS Naturals,TLC  
CONSTANTS a,b  
VARIABLES  x,y  
-----  
Init == x=a /\ y=b  
-----  
a1 == x > y /\ x'=x-y /\ y'=y  
a2 == x < y /\ y'=y-x /\ x'=x  
over == x=y /\ x'=x /\ y'=y  
-----  
Next == a1 \/ a2 \/ over  
-----  
test == x # y  
prop == x \geq 0  
prop2 == x+y \leq a+b  
=====
```

- 1

Processes

```
—— MODULE module_name ——  
\* TLA+ code  
  
(* ——algorithm algorithm_name  
variables global_variables  
  
process p_name = ident  
variables local_variables  
begin  
  \* pluscal code  
end process  
  
process p_group \in set  
variables local_variables  
begin  
  \* pluscal code  
end process  
  
end algorithm; *)
```

Macros and Procedures

```
macro Name(var1, ...)  
begin  
  \* something to write  
end macro;
```

```
procedure Name(arg1, ...)  
variables var1 = ... \* not \in, only =  
begin  
  Label:  
  \* something  
  return;  
end procedure;
```

Exemples

```
process pro = "test"  
begin  
  print<<"test">>;  
end process
```

```
process (pro \in 0..8)  
begin  
  print<<"test",self>>;  
end process
```

Processus en PlusCal

- A multiprocess algorithm contains one or more processes.
- A process begins in one of two ways :
 - ▶ defining a set of processes : `process (ProcName \in IdSet)`
 - ▶ defining one process with an identifier `process (ProcName = Id)`
- `self` designates the current process
- Communication using shared variables defined as global variables
- Communication using sequences introduced by the `EXTENDS`
Sequences and using operation over sequences as `Head`, `Append`
and `Tail`

processus R

```
—algorithm ex_process {  
  variables  
    input = <<>>, output = <<>>,  
    msgChan = <<>>, ackChan = <<>>,  
    newChan = <<>>;  
  /* defining macros  
    process (Sender = "S")  
    {  
  
    }; /* end Sender process block  
    process (Receiver = "R")  
    {  
  
    }; /* end Receiver process block  
  
  } /* end algorithm  
  \sec
```

How to do

`await (expression) :`

- A step containing the statement `await expr` can be executed only when the value of the Boolean expression `expr` is `TRUE`.
- Although it usually appears at the beginning of a step, an `await` statement can appear anywhere within the step.
- `await` can be used as well as `when`

```

(*
algorithm Tut2 {
variables x = 0;

process (one = 1)

variables temp
{
  A:
    temp := x + 1;

    x := temp;
};

process (two = 2)

variables temp
{
  CC:
    temp := x + 1;

    x := temp;
};
}
end algorithm;

*)
\* BEGIN TRANSLATION (chksum(pcal) = "b54fa406" /\ chksum(tla) = "e84b4125")
\* Process variable temp of process one at line 10 col 11 changed to temp_
CONSTANT defaultInitValue
VARIABLES x, pc, temp_, temp

vars == << x, pc, temp_, temp >>

ProcSet == {1} \cup {2}

```

EXTENDS Integers, Sequences, TLC, FiniteSets

```

(*
—algorithm Tut3 {
  variables x = 0;

  process (one = 1)
  {
    A:
      x := x + 1;
    B:
      await x = 1;
    C:
      print <<"x=",x>>;
  };

  process (two = 2)
  {
    D:
      await x = 1;
    E:
      assert x = 1;
    F:
      x := x + 2;
  };
}

```

Gestion des communications

How to do

Using macros for defining sending and receiving primitives over sequences.

```
—algorithm ex_process {  
  variables  
    input = <<>>, output = <<>>,  
    msgChan = <<>>, ackChan = <<>>,  
    newChan = <<>>;  
  macro Send(m, chan) {  
    chan := Append(chan, m);  
  }  
  macro Recv(v, chan) {  
    await chan # <<>>;  
    v := Head(chan);  
    chan := Tail(chan);  
  }  
}
```

* Processes S and R

Définir les processus S et R

```
—algorithm ex_process {  
  variables  
    input = <<>>, output = <<>>,  
    msgChan = <<>>, ackChan = <<>>,  
    newChan = <<>>;  
  /* defining macros  
    process (Sender = "S")  
    variables msg;  
    {  
      sending:  Send("Hello", msgChan);  
      printing: print <<"Sender", input>>;  
    }; /* end Sender process block  
    process (Receiver = "R")  
    {  
      waiting: Recv(msg, msgChan);  
      adding:  output := Append(output, msg);  
      printing: print <<"Receiver", output>>;  
    }; /* end Receiver process block  
  } /* end algorithm
```

EXTENDS Integers , Sequences , TLC, FiniteSets

```

(*
—wf
—algorithm Tut1 {
  variables x = 0;

  process (one = 1)
  {
    A: assert x \in {0,1};
      x := x - 1;
    B: assert x \in {-1,0} ;
      x := x * 3;
    BB: assert x \in {-3,-2,0,1};
  };

  process (two = 2)
  {
    C: assert x \in {-3,-2,-1,0,1};
      x := x + 1;
    D:
      assert x \in {-2,-1,0,1,2};
  };
}

```

Autres instructions

- `with` : `with (id ∈ S)` body is executed by executing the (possibly compound) statement body with identifier `id` equal to a nondeterministically chosen element of `S`.
- `either`
- `call`
- `return`
- `goto`

Section Courante

- ① Modélisation d'algorithmes et de systèmes répartis
- ② Modélisation relationnelle
- ③ CM1 TOP
- ④ Introduction au langage TLA⁺
 - Exemple 1 : un protocole simple de communication entre agents
 - Exemple 2 : Réseaux de Petri
- ⑤ Modélisation et vérification avec le langage TLA⁺
- ⑥ Processus en PlusCal
- ⑦ Conclusion**

]

- Importance de l'abstraction
- Raffiner la vue des modèles
- Intégration du temps
- Intégration des probabilités