
Cours MALG & MOVEX

MALG

Théorie du Point-Fixe et ses Applications

Dominique Méry
Telecom Nancy, Université de Lorraine

Année universitaire 2023-2024

① Transition Systems

Overview of Transition
Systems as Modelling Tool
Expression of transition
systems

② Introduction of fixed-points

③ Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)

④ Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott

⑤ Treillis

⑥ Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski

⑦ Applications

Lemme de Arden
Grammaires algébriques
Définition inductive

① Transition Systems

Overview of Transition Systems as Modelling Tool
Expression of transition systems

② Introduction of fixed-points

③ Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)

④ Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott

⑤ Treillis

⑥ Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski

⑦ Applications

Lemme de Arden
Grammaires algébriques
Définition inductive

① Transition Systems

Overview of Transition Systems as Modelling Tool
Expression of transition systems

② Introduction of fixed-points

③ Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)

④ Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott

⑤ Treillis

⑥ Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski

⑦ Applications

Lemme de Arden
Grammaires algébriques
Définition inductive

1 Transition Systems

Overview of Transition Systems as Modelling Tool
Expression of transition systems

2 Introduction of fixed-points

3 Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)

4 Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott

5 Treillis

6 Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski

7 Applications

1 Transition Systems

Overview of Transition Systems as Modelling Tool

Expression of transition systems

2 Introduction of fixed-points

3 Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)

4 Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott

5 Treillis

6 Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski

7 Applications

Lemme de Arden

Grammaires algébriques

Définition inductive

An observation of a system S is based on the following points :

- ▶ a state $s \in \Sigma$ allows you to observe elements and reports on these elements, such as the number of people in the meeting room or the capacity of the room : $s(np)$ and $s(cap)$ are two positive integers.
- ▶ a relationship between two states s and s' observes a transformation of the state s into a state s' and we will note $s \xrightarrow{R} s'$ which expresses the observation of a relationship R :
 $R = s(np) \in 0..s(cap)-1 \wedge s'(np) = s(np)+1 \wedge s'(cap) = s(cap)$ is an expression of R observing that one more person has entered the room.
- ▶ a trace $s_0 \xrightarrow{R_0} s_1 \xrightarrow{R_1} s_2 \xrightarrow{R_2} s_3 \xrightarrow{R} \dots \xrightarrow{R_{i-1}} s_i \xrightarrow{R_i} \dots$ is a trace generated by the different observations $R_0, \dots R_p, \dots$

- ▶ hypothesis : a system S is modelled by a set of states Σ , and $\Sigma \stackrel{def}{=} \text{Var} \longrightarrow D$ where Var is the variable (or list of variables) of the system S and D is the domain of possible values of variables.
- ▶ The interpretation of a formula P in a state $s \in \Sigma$ is denoted $\llbracket P \rrbracket(s)$ or sometimes $s \in \hat{P}$.
- ▶ A distinction is made between flexible variable symbols x and logical variable symbols v , and constant symbols c are used.

- ① $\llbracket \mathbf{x} \rrbracket(s) = s(\mathbf{x}) = x : x$ is the value of the variable \mathbf{x} in s .
- ② $\llbracket \mathbf{x} \rrbracket(s') = s'(\mathbf{x}) = x' : x'$ is the value of the variable \mathbf{x} in s' .
- ③ $\llbracket c \rrbracket(s)$ is the value of c in s , in other words the value of the constant c in s .
- ④ $\llbracket \varphi(x) \wedge \psi(x) \rrbracket(s) = \llbracket \varphi(x) \rrbracket(s)$ et $\llbracket \psi(x) \rrbracket(s)$ where *and* is the classical interpretation of symbol \wedge according to the truth table.
- ⑤ $\llbracket \mathbf{x} = 6 \wedge y = \mathbf{x} + 8 \rrbracket(s) \stackrel{def}{=} \llbracket \mathbf{x} \rrbracket(s) = \llbracket 6 \rrbracket(s)$ **and** $\llbracket y \rrbracket(s) = \llbracket x \rrbracket(s) + \llbracket 8 \rrbracket(s) = (x = 6$ **and** $y = x + 8$ where y is a logical variable distinct of \mathbf{x} and where $\llbracket \mathbf{x} \rrbracket(s) = s(\mathbf{x}) = x$.

- ▶ $\llbracket x \rrbracket(s)$ is the value of x in s and its value will be distinguished by the font used : x is the `tt` font of \LaTeX and x is the math font of \LaTeX .
- ▶ Using the name of the variable x as its current value, i.e. x and $\llbracket x \rrbracket(s')$ is the value of x in s' and will be noted x' .
- ▶ The transition relation as a relation linking the state of the variables in s and the state of the variables in s' using the prime notation as defined by L. Lamport for TLA.
- ▶ Types of variable depending on whether we are talking about the computer variable, its value or whether we are defining constants such as np , the number of processes, or π , which designates the constant π .
- ▶ a current observation refers to a current state for both enduring and perdurant information data in the sense of the Dines Bjørner.

flexible variable

A flexible variable x is a name related to a perdurant information according to a state of the (current observed) system :

- ▶ x is the current value of x in other words the value at the observation time of x .
- ▶ x' is the next value of x in other words the value at the next observation time of x .
- ▶ x_0 is the initial value of x in other words the value at the initial observation time of x .

A logical variable x is a name related to an endurant entity designated by this name.

state property of a system

Let be a system S whose flexible variables x are the elements of $\mathcal{Var}(S)$. A property $P(x)$ of S is a logical expression involving ,freely the flexible variables x and whose interpretation is the set of values of the domain of x : $P(x)$ is true in x , if the value x satisfies $P(x)$.

For each property $P(x)$, we can associate a subset of D denoted \hat{P} and, in this case, $P(x)$ is true in x . is equivalent to $x \in \hat{P}$.

Examples of property

- ▶ $P_1(x) \stackrel{def}{=} x \in 18..22 : x$ is a value between 18 and 22 and $\hat{P}_1 = \{18, 19, 20, 21, 22\}$.
- ▶ $P_2(p) \stackrel{def}{=} p \subset PEOPLE \wedge card(p) \leq n : p$ is a set of persons and that set has at most n elements and $\hat{P}_2 = \{p_1 \dots p_n\}$. In this example, we use a logical variable n and a name for a constant $PEOPLE$.

basic set of a system S

The list of symbols s_1, s_2, \dots, s_p corresponds to the list of basic set symbols in the D domain of S and $s_1 \cup \dots \cup s_p \subseteq D$.

constants of system S

The list of symbols c_1, c_2, \dots, c_q corresponds to the list of symbols for the constants of S.

Examples of constant and set

- ▶ *fred* is a constant and is linked to the set *PEOPLE* using the expression $fred \in PEOPLE$ which means that *fred* is a person from *PEOPLE*.
- ▶ *aut* is a constant which is used to express the table of authorisations associated with the use of vehicles. the expression $aut \subseteq PEOPLE \times CARS$ where *CARS* denotes a set of cars.

axiom of system S

An axiom $ax(s,c)$ of S is a logical expression describing a constant or constants of S and can be defined as an expression depending on symbols of constants expressing a set-theoretical expression using symbols of sets and symbols of constants already defined.

Examples of axiom

- ▶ $ax1(fred \in PEOPLE) : fred \text{ is a person from the set } PEOPLE$
- ▶ $ax2(suc \in \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N} \wedge (!i.i \in \mathbb{N} \Rightarrow suc(i) = i+1)) : The \text{ function } suc \text{ is the total function which associates any natural } i \text{ with its successor. successor}$
- ▶ $ax3(\forall A.A \subseteq \mathbb{N} \wedge 0 \in \mathbb{N} \wedge suc[A] \subseteq A \Rightarrow \mathbb{N} \subseteq A) : This \text{ axiom states the induction property for natural numbers. It is an instantiation of the fixed-point theorem.}$
- ▶ $ax4(\forall x.x = 2 \Rightarrow x+2 = 1) : This \text{ axiom poses an obvious problem of consistency and care should be taken not to use this kind of statement as axiom.}$

.....
☒ Definition(event-based model of a system)

Let $\mathcal{Var}(S)$ be the set of flexible variables of S denoted x . Let s be the list of basis sets of the system S . Let c be the list of constants of the system S . Let D be a domain containing sets s . An event-based model for a system S is defined by

$$(AX(s, c), x, \text{VALS}, \text{Init}(x), \{e_0, \dots, e_n\})$$

where

- ▶ $AX(s, c)$ is an axiomatic theory defining the sets, constants and static properties of these elements.
- ▶ $\text{Init}(x)$ defines the possible initial values of x .
- ▶ $\{e_0, \dots, e_n\}$ is a finite set of events of S and e_0 is a particular event present in each event-based model defined by
 $BA(e_0)(x, x') = (x' = x)$.

The event-based model is denoted

$$EM(s, c, x, \text{VALS}, \text{Init}(x) \{e_0, \dots, e_n\}) = (AX(s, c), x, \text{VALS}, \text{Init}(x), \{e_0, \dots, e_n\}).$$

-

A property $P(x)$ is a safety property for the system S , if

.....

① Transition Systems

Overview of Transition Systems as Modelling Tool

Expression of transition systems

② Introduction of fixed-points

③ Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)

④ Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott

⑤ Treillis

⑥ Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski

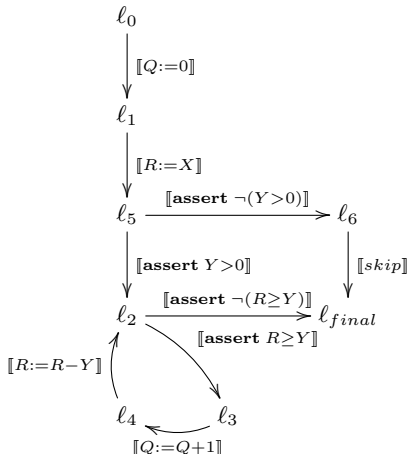
⑦ Applications

Lemme de Arden

Grammaires algébriques

Définition inductive

```
l0[Q := 0];  
l1[R := X];  
IF l5[Y > 0]  
    WHILE l2[R ≥ Y]  
        l3[Q := Q+1];  
        l4[R := R-Y]  
    ENDWHILE  
ELSE  
    l6[skip]  
ENDIF
```



- 1 Transition Systems
- 2 Introduction of fixed-points
- 3 Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)
- 4 Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott
- 5 Treillis
- 6 Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski
- 7 Applications

Invariant for checking a safety property

- ▶ The event-based model for a system \mathcal{S} : is defined as
 $EM(s, c, x, \text{VALS}, \text{Init}(x)\{e_0, \dots, e_n\}) =$
 $(AX(s, c), x, \text{VALS}, \text{Init}(x), \{e_0, \dots, e_n\})$.
- ▶ $\text{REACHABLE}(\mathcal{S}) = \{u | u \in \text{VALS} \wedge \exists u_0 \in \text{VALS}. (\text{Init}(u_0) \wedge \text{NEXT}^*(u_0, u))\}$ is the set of values reachable for the system \mathcal{S} .

Let consider A a safety property for a system \mathcal{S} :

- ▶ $\forall x_0, x \in \text{VALS}. \text{Init}(x_0) \wedge \text{NEXT}^*(x_0, x) \Rightarrow A(x)$.
if, and only if,
- ▶ $\text{REACHABLE}(\mathcal{S}) \subseteq \{u | u \in \text{VALS} \wedge A(u)\}$

$\text{REACHABLE}(\mathcal{S})$ satisfies the following properties

- ▶ $\{u | u \in \text{VALS} \wedge \text{Init}(u)\} \subseteq \text{REACHABLE}(\mathcal{S})$
- ▶ $\text{NEXT}[\text{REACHABLE}(\mathcal{S})] \subseteq \text{REACHABLE}(\mathcal{S})$

$$\text{▶ } \forall U. \left(\begin{array}{c} U \subseteq \text{VALS} \\ \{u | u \in \text{VALS} \wedge \text{Init}(u)\} \subseteq U \\ \wedge \\ \text{NEXT}[U] \subseteq U \end{array} \right) \Rightarrow \text{REACHABLE}(\mathcal{S}) \subseteq U$$

$$\text{NEXT}[U] = \{v | v \in \Sigma \wedge \exists u. (u \in U \wedge \text{Next}(u, v))\}$$

Principle for exhaustive checking

Let a property A pour \mathcal{S}

- ▶ $\forall x_0, x \in \text{VALS}. \text{Init}(x_0) \wedge \text{NEXT}^*(x_0, x) \Rightarrow A(x).$
if, and only if,
- ▶ $\text{REACHABLE}(\mathcal{S}) \subseteq \{u | u \in \text{VALS} \wedge A(u)\}$
- ▶ $\text{REACHABLE}(\mathcal{S}) = \{u | u \in \text{VALS} \wedge \text{Init}(u)\} \cup \text{NEXT}[\text{REACHABLE}(\mathcal{S})]$
- ▶ $F \in \mathcal{P}(\text{VALS}) \longrightarrow \mathcal{P}(\text{VALS})$
- ▶ $F(U) = \{u | u \in \text{VALS} \wedge \text{Init}(u)\} \cup \text{NEXT}[U]$
- ▶ $F(\text{REACHABLE}(\mathcal{S})) = \text{REACHABLE}(\mathcal{S})$

- ▶ Solving equations as $X = \mathcal{F}(X)$
- ▶ Finding and even better computing solutions when they exist.

Theorem of Picard

Let (E, d) a complete metric space and $f : E \longrightarrow E$ a contracting function, ie there exists $k \in [0, 1[$ such that for any $(x, y) \in E$, $d(f(x), f(y)) \leq k \cdot d(x, y)$. Then f belongs a unique fixed-point ℓ .

Moreover, every sequence defined by $u_0 \in I$, $u_{n+1} = f(u_n)$, converges to the unique fixed-point with the following estimates :

- ▶ $d(u_n, \ell) \leq k^n \times d(u_0, \ell)$
- ▶ $d(u_n, \ell) \leq k/(1-k) \times d(u_n, u_{n-1})$

Fixed-point theorem 2 : inductive structure

```
struct liste {  
    int val;  
    struct liste *next  
}  
  
int longueur(struct liste *l)  
{  
    if (l == NIL) {return(0);}   
    else {return(1 + longueur(l -> next));}
```

```
#include <stdio.h>
int  f (int x, int y)
{   int i;
    if (x==y)
        {i = y+1;return(i);}
    else
        {i=f(x, f(x-1,y+1));return(i);}
}
int main ()
{
    int a =  2;
    int b = 2;
    printf(" Valeur:%d\n" , f(a,b));
}
```

```
fun A(0,y) = y + 1  
| A(x,0) = A(x-1,1)  
| A(x,y) = A(x-1,A(x,y-1));  
val A = fn : int * int -> int
```

Property to prove

► $\forall (x,y) \in \text{nat} \times \text{nat} : (x,y) \in \text{Domaine}(A)$

ou

► $\forall (x,y) \in \text{nat} \times \text{nat} : P(x,y)$ avec
 $P(x,y) \stackrel{\text{def}}{=} ((x,y) \in \text{domaine}(A)).$

Méthode

- ① Choose a well founded structure $nat : (nat \times nat, <_{lex})$
- ② Use the principle of induction for the well founded structure
 - ① $\forall y \in nat : P(0, y)$
 - ② $\forall x \in nat : x \neq 0 : P(x, 0)$
 - ③ $\forall (x, y) \in nat \times nat : x \neq 0 : y \neq 0 : P(x, y)$

- Question : what is the meaning of the next function ?
 $f(x, y) = \text{if } x = y \text{ then } y+1 \text{ else } f(x, f(x-1, y+1)) \text{ fi}$

- 1 Transition Systems
- 2 Introduction of fixed-points
- 3 Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)**
- 4 Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott
- 5 Treillis
- 6 Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski
- 7 Applications

Une structure partiellement ordonnée (X, \sqsubseteq) est définie par un ensemble X et une relation d'ordre partiel \sqsubseteq .

Relation d'ordre partiel \sqsubseteq

- ▶ $\sqsubseteq \subseteq X \times X$
- ▶ $\{(a, a) | a \in X\} \subseteq \sqsubseteq$ (réflexivité)
- ▶ $\forall (a, b). ((a \in X \wedge b \in X \wedge (a \sqsubseteq b) \wedge (b \sqsubseteq a)) \Rightarrow (a = b))$
(anti-symétrie)
- ▶ $(\sqsubseteq; \sqsubseteq) \subseteq \sqsubseteq$ (transitivité)

Soit une structure partiellement ordonnée (X, \sqsubseteq) . Soit une fonction totale F sur X à valeurs dans X . On dit que $fp \in X$ est un point-fixe de F , si $F(fp) = fp$.

Point-fixe fp de F

- ▶ $fp \in X$
- ▶ $F \in X \longrightarrow X \quad F(fp) = fp$

Structure partiellement ordonnée inductive (ou CPO)

Une structure partiellement ordonnée inductive (ou un CPO Complete Partially Ordered Set) est une structure partiellement ordonnée (D, \sqsubseteq) telle que :

- 1 D admet un plus petit élément noté $\perp_D : \forall d \in D. \perp_D \sqsubseteq d$.
- 2 tout ensemble dirigé X de D (X est dirigé, si X est non-vide et si $\forall x, y \in X. \exists z \in X. [x \sqsubseteq z \text{ et } y \sqsubseteq z]$) admet une borne supérieure dans D .

Chaîne (ou structure totalement ordonnée)

Une structure partiellement ordonnée inductive est une chaîne, si :

$$\forall d, d' \in D, d \sqsubseteq d' \text{ ou } d' \sqsubseteq d.$$

Propriété de réduction aux chaines (théorème)

Une structure partiellement ordonnée inductive (ou un CPO Complete Partially Ordered Set, ou une structure partiellement ordonnée complète (inductive)) est une structure partiellement ordonnée (D, \sqsubseteq) telle que :

- 1 D admet un plus petit élément noté $\perp_D : \forall d \in D. \perp_D \sqsubseteq d$.
- 2 toute chaîne C de D admet une borne supérieure dans D .

- ▶ Montrer qu'une structure est une structure partiellement ordonnée inductive revient à ne montrer la propriété que pour les chaînes de la structure.
- ▶ La démonstration utilise l'axiome du choix qui permet de construire une chaîne à partir d'un ensemble dirigé.

Flat CPO

Soit D un ensemble et \perp un élément qui n'est pas élément de D . On définit l'ordre partiel sur $D \cup \{\perp\} \sqsubseteq$ comme suit :

$$\forall d \in D \cup \{\perp\}. d \sqsubseteq d$$

$$\forall d \in D \cup \{\perp\}. \perp \sqsubseteq d$$

On notera $D^\perp = D \cup \{\perp\}$. (D^\perp, \sqsubseteq) est un CPO.

Ensemble des fonctions partielles $A \rightarrowtail B$

Soit A un ensemble et B un autre ensemble. On notera $\mathfrak{F}(A, B)$ ou $A \rightarrowtail B$ l'ensemble des fonctions de A dans B .

$f \sqsubseteq g$ si, et seulement si, $(\text{dom}(f) \subseteq \text{dom}(g))$ et $(\forall x \in \text{dom}(f). f(x) = g(x))$.

Propriété de $(A \rightarrowtail B, \sqsubseteq)$

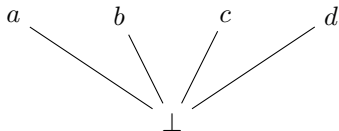
$(A \rightarrowtail B, \sqsubseteq)$ est une structure partiellement ordonnée inductive où $\perp_{A \rightarrowtail B}$ est la fonction définie nulle part.

Ensemble des parties d'un ensemble

Soit E un ensemble et $\mathcal{P}(E)$, l'ensemble des parties de E . $(\mathcal{P}(E), \subseteq)$ est une structure partiellement ordonnée inductive.

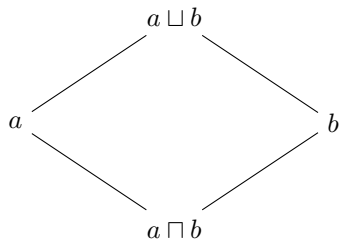
Soit (A, \sqsubseteq) une structure partiellement ordonnée et $D \subseteq A$.

- ▶ x est un majorant de D , si $\forall d \in D : d \sqsubseteq x$
- ▶ x est un minorant de D , si $\forall d \in D : x \sqsubseteq d$
- ▶ La borne supérieure d'une partie de D est le plus petit des majorants.
- ▶ La borne inférieure d'une partie de D est le plus grand des minorants.
- ▶ $x \sqcup y$ est la borne supérieure de $\{x, y\}$, lorsqu'elle existe.
- ▶ $x \sqcap y$ est la borne inférieure de $\{x, y\}$, lorsqu'elle existe.
- ▶ $Sup(D) = \sqcup D = \vee D$: borne supérieure de D quand elle existe.
- ▶ $Min(D) = \sqcap D = \wedge D$: borne inférieure de D quand elle existe.



► $D = \{a, b, c, d\}$

► $D^\perp = \{a, b, c, d\}$



✓ Illustration ds notations



✓ Illustration ds notations





- ▶ ANY désigne l'ensemble des entiers
- ▶ NON-POS désigne l'ensemble des entiers négatifs ou nuls
- ▶ POS désigne l'ensemble des entiers positifs non nuls.
- ▶ ZERO est l'ensemble contenant uniquement 0.

- ▶ Une fonction f de (D_1, \sqsubseteq_1) , dans (D_2, \sqsubseteq_2) est monotone croissante, si :

$$\forall d, d' \in D_1, d \sqsubseteq_1 d' \Rightarrow f(d) \sqsubseteq_2 f(d')$$

- ▶ Un ouvert O de D est une partie de D satisfaisant :
 - ① Si $x \in O$ et $x \sqsubseteq y$, alors $y \in O$.
 - ② Si X est une partie dirigée de D telle que $\sqcup X \in O$, alors $X \cap O \neq \emptyset$.

- ▶ Une fonction f est continue pour une topologie donnée, si l'image réciproque de tout ouvert O est un ouvert : si O est un ouvert, $f^{-1}(O)$ est un ouvert.
- ▶ Théorème : Soit f une fonction définie de (D, \sqsubseteq) dans (D', \sqsubseteq') . f est continue pour la topologie de Scott si, et seulement si, pour tout ensemble dirigé X de D , $f(\sqcup X) = \sqcup f(X)$.
- ▶ Une première conséquence du choix de la topologie de Scott est que toute fonction continue est monotone.

- 1 Transition Systems
- 2 Introduction of fixed-points
- 3 Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)
- 4 Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott
- 5 Treillis
- 6 Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski
- 7 Applications

Théorème de Kleene

Soit f une fonction continue sur (D, \sqsubseteq) à valeurs dans (D, \sqsubseteq) où (D, \sqsubseteq) est une structure partiellement ordonnée inductive.

Alors il existe un élément x de D tel que

$$\begin{cases} f(x) = x \\ \forall y \in D : (f(y) = y) \Rightarrow (x \sqsubseteq y) \end{cases}$$

et on le notera μf .

- $x \stackrel{def}{=} \bigvee_{i \geq 0} f^i$ où $\forall i \in \text{nat}^* : f^{i+1} = f(f^i)$ et $f^0 = \perp_D$:
 x existe car (D, \sqsubseteq) est une structure inductive.

► $x \stackrel{def}{=} \bigvee_{i \geq 0} f^i$ où $\forall i \in \text{nat}^* : f^{i+1} = f(f^i)$ et $f^0 = \perp_D$:
 x existe car (D, \sqsubseteq) est une structure inductive.

► x est un point-fixe de f :

$$\begin{aligned} f(x) &\stackrel{\text{definition}}{=} f\left(\bigvee_{i \geq 0} f^i\right) \stackrel{\text{continuite}}{=} \bigvee_{i \geq 0} f(f^i) \\ &\bigvee_{i \geq 0} f(f^i) \stackrel{\text{definition de la suite}}{=} \bigvee_{i \geq 0} f^{i+1} \stackrel{\text{renommage}}{=} \\ &\bigvee_{j > 0} f^j \stackrel{\text{propriete de } \perp_D}{=} \perp_D \sqcup \bigvee_{j > 0} f^j = x \end{aligned}$$

- $x \stackrel{def}{=} \bigvee_{i \geq 0} f^i$ où $\forall i \in \text{nat}^* : f^{i+1} = f(f^i)$ et $f^0 = \perp_D$:
 x existe car (D, \sqsubseteq) est une structure inductive.

- x est un point-fixe de f :

$$\begin{aligned} f(x) &\stackrel{\text{definition}}{=} f\left(\bigvee_{i \geq 0} f^i\right) \stackrel{\text{continuite}}{=} \bigvee_{i \geq 0} f(f^i) \\ &\bigvee_{i \geq 0} f(f^i) \stackrel{\text{definition de la suite}}{=} \bigvee_{i \geq 0} f^{i+1} \stackrel{\text{renommage}}{=} \\ &\bigvee_{j > 0} f^j \stackrel{\text{propriete de } \perp_D}{=} \perp_D \sqcup \bigvee_{j > 0} f^j = x \end{aligned}$$

- x est le plus petit point-fixe de F .

Soit y un autre point-fixe de f :

- $\perp_D \sqsubseteq y$
- Si $\forall j \in \{0, \dots, i-1\} : f^j \sqsubseteq y$, alors $f^i \sqsubseteq y$.
- $\forall j \in \text{nat} : f^j \sqsubseteq y$

D'où $x \sqsubseteq y$.

□

Un exemple de fonction

```
int f5(int x)
{if (x==0)
    { return(0);}
  else
    { if  (x > 0)
      {return(2-f5(1-x));}
      else
      {/* x <0 */
       return(f5(-x));}
      }
}
```



```
int f5(int x)
{if (x==0)
    { return(0);}
  else
    { if (x > 0)
      {return(2-f5(1-x));}
      else
      {/* x <0 */
       return(f5(-x));}
      }
}
```

- ▶ Déterminer l'espace du problème :
 $\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}$
- ▶ Définir la fonctionnelle définissant l'équation du problème :
 $\mathcal{F} \in (\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}) \longrightarrow (\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z})$

```
int f5(int x)
{if (x==0)
    { return(0);}
  else
    { if (x > 0)
      {return(2-f5(1-x));}
      else
      {/* x <0 */
       return(f5(-x));}
      }
}
```

- ▶ Déterminer l'espace du problème :
 $\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}$
- ▶ Définir la fonctionnelle définissant l'équation du problème :
 $\mathcal{F} \in (\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}) \longrightarrow (\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z})$
- ▶ $(\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}, \sqsubseteq)$ est un CPO pour l'ordre *moins défini* que.

```
int f5(int x)
{if (x==0)
    { return(0);}
  else
    { if (x > 0)
      {return(2-f5(1-x));}
      else
      {/* x <0 */
       return(f5(-x));}
      }
}
```

- ▶ Déterminer l'espace du problème : $\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}$
- ▶ Définir la fonctionnelle définissant l'équation du problème : $\mathcal{F} \in (\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}) \longrightarrow (\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z})$
- ▶ $(\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}, \sqsubseteq)$ est un CPO pour l'ordre *moins défini* que.
- ▶ \mathcal{F} est continue pour la topologie de Scott

```
int f5(int x)
{if (x==0)
    { return(0);}
  else
    { if (x > 0)
      {return(2-f5(1-x));}
      else
      {/* x <0 */
       return(f5(-x));}
      }
}
```

- ▶ Déterminer l'espace du problème : $\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}$
- ▶ Définir la fonctionnelle définissant l'équation du problème : $\mathcal{F} \in (\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}) \longrightarrow (\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z})$
- ▶ $(\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}, \sqsubseteq)$ est un CPO pour l'ordre *moins défini* que.
- ▶ \mathcal{F} est continue pour la topologie de Scott
- ▶ $f5$ satisfait l'équation $\mathcal{F}(f5) = f5$

```
int f5(int x)
{if (x==0)
    { return(0);}
  else
    { if (x > 0)
      {return(2-f5(1-x));}
      else
      {/* x < 0 */
       return(f5(-x));}
      }
}
```

- ▶ Déterminer l'espace du problème : $\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}$
- ▶ Définir la fonctionnelle définissant l'équation du problème : $\mathcal{F} \in (\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}) \rightarrow (\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z})$
- ▶ $(\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}, \sqsubseteq)$ est un CPO pour l'ordre *moins défini* que.
- ▶ \mathcal{F} est continue pour la topologie de Scott
- ▶ $f5$ satisfait l'équation $\mathcal{F}(f5) = f5$

$$\mathcal{F}(f)(x) = \text{if } (x == 0) \text{ then } 0 \text{ elseif } (x > 0) \text{ then } 2 - f(1-x) \text{ else } f(-x) \text{ fi}$$

Développer la solution par itération

▶ $\mathcal{F}^0 = \{\}$

▶ $\mathcal{F}^0 = \{\}$

▶ $\mathcal{F}^1 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^0) = \{(0, 0)\}$

- ▶ $\mathcal{F}^0 = \{\}$
- ▶ $\mathcal{F}^1 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^0) = \{(0, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^2 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^1) = \{(0, 0), (1, 2)\}$

- ▶ $\mathcal{F}^0 = \{\}$
- ▶ $\mathcal{F}^1 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^0) = \{(0, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^2 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^1) = \{(0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^3 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^2) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2)\}$

- ▶ $\mathcal{F}^0 = \{\}$
- ▶ $\mathcal{F}^1 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^0) = \{(0, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^2 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^1) = \{(0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^3 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^2) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^4 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^3) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0)\}$

- ▶ $\mathcal{F}^0 = \{\}$
- ▶ $\mathcal{F}^1 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^0) = \{(0, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^2 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^1) = \{(0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^3 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^2) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^4 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^3) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^5 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^4) = \{(-2, 0), (-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0)\}$

- ▶ $\mathcal{F}^0 = \{\}$
- ▶ $\mathcal{F}^1 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^0) = \{(0, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^2 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^1) = \{(0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^3 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^2) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^4 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^3) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^5 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^4) = \{(-2, 0), (-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^6 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^5) = \{(-2, 0), (-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0), (3, 2)\}$

- ▶ $\mathcal{F}^0 = \{\}$
- ▶ $\mathcal{F}^1 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^0) = \{(0, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^2 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^1) = \{(0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^3 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^2) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^4 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^3) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^5 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^4) = \{(-2, 0), (-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^6 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^5) = \{(-2, 0), (-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0), (3, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^7 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^6) = \{(-3, 0), (-2, 0), (-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0), (3, 2)\}$

- ▶ $\mathcal{F}^0 = \{\}$
- ▶ $\mathcal{F}^1 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^0) = \{(0, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^2 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^1) = \{(0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^3 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^2) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^4 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^3) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^5 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^4) = \{(-2, 0), (-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^6 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^5) = \{(-2, 0), (-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0), (3, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^7 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^6) = \{(-3, 0), (-2, 0), (-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0), (3, 2)\}$
- ▶ ...

- ▶ $\mathcal{F}^0 = \{\}$
- ▶ $\mathcal{F}^1 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^0) = \{(0, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^2 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^1) = \{(0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^3 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^2) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^4 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^3) = \{(-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^5 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^4) = \{(-2, 0), (-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^6 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^5) = \{(-2, 0), (-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0), (3, 2)\}$
- ▶ $\mathcal{F}^7 = \mathcal{F}(\mathcal{F}^6) = \{(-3, 0), (-2, 0), (-1, 2), (0, 0), (1, 2), (2, 0), (3, 2)\}$
- ▶ ...
- ▶ $g(x) = \text{if odd}(x) \text{ then } 2 \text{ else } 0 \text{ fi}$ est solution de cette équation et $\mu\mathcal{F} \sqsubseteq g$ mais on doit montrer que $\mu\mathcal{F} = g$

- ▶ Un prédicat P sur un ensemble inductif (D, \sqsubseteq) (CPO) est admissible, si, pour tout ensemble dirigé A de D , si, pour tout a de A $P(a)$, alors $P(\bigvee A)$.
- ▶ Principe d'induction du point fixe :
Soit (D, \sqsubseteq) une structure inductive, P un prédicat admissible sur D ,
 F une fonction continue de D dans D .
Si
 - ① $P(\perp_D)$
 - ② Soit $d \in D$ tel que $P(d)$:

⋮

$$P(F(d)).$$

Alors $P(\mu F)$.

- ▶ $P(x)$ défini par $x = a$ est admissible.
- ▶ $P(x)$ défini par $x \sqsubseteq a$ est admissible.
- ▶ Si f_i et g_i sont deux suites de fonctions continues sur un CPO (D, \sqsubseteq) , alors $\bigwedge_i f_i(x) \sqsubseteq g_i(x)$ est un prédicat admissible.

Fonction 91 de McCarthy

- ▶ $F(f)(x) = \text{si } 100 < x \text{ alors } x-10 \text{ sinon } f(f(x+11)) \text{ fi}$ et $g(x) = \text{si } 100 < x \text{ then } x-10 \text{ sinon } 91 \text{ fi}$. Montrez que $\mu F \sqsubseteq g$.

- ▶ $F(f)(x) = \text{si } x > 100 \text{ alors } x-10 \text{ sinon } f(f(x+11)) \text{ fi}$
- ▶ et $g(x) = \text{si } x > 100 \text{ then } x-10 \text{ sinon } 91 \text{ fi.}$
- ▶ On peut montrer que $\mu f \sqsubseteq g$.
- ▶ Puis on peut en déduire que $\mu f = g$, en montrant que la fonction μf est totale.

$\mathcal{F}(f)(x) = \text{if } (x == 0) \text{ then } 0 \text{ elseif } (x > 0) \text{ then } 2 - f(1-x) \text{ else } f(-x) \text{ fi}$

- ▶ $g(x) = \text{if } \text{odd}(x) \text{ then } 2 \text{ else } 0 \text{ fi}$ est solution de cette équation
- ▶ Utilisation de $P(f) \stackrel{\text{def}}{=} f \sqsubseteq g$
- ▶ Montrer que $\text{dom}(\mu f) = \mathbb{N}$:
 - $\mathcal{F}^{2n} = \{(p, v_p) | 0 \leq p < n \wedge v_p = g(p)\} \cup \{(p, v_p) | 0 > p \geq -(n-1) \wedge v_p = g(p)\} \cup \{(n, g(n))\}$
 - $\mathcal{F}^{2n+1} = \{(p, v_p) | 0 \leq p < n \wedge v_p = g(p)\} \cup \{(p, v_p) | 0 > p \geq -(n-1) \wedge v_p = g(p)\} \cup \{(n, g(n)), (-n, g(-n))\}$
 - $\mu \mathcal{F} = \mathcal{F}^0 \cup \mathcal{F}^1 \cup \mathcal{F}^2 \cup \mathcal{F}^3 \cup \dots \cup \mathcal{F}^{2n} \cup \mathcal{F}^{2n+1} \dots$
 - Pour tout $p \in \mathbb{N}$, $p \in \mathcal{F}^{2p} \cup \mathcal{F}^{2p+1}$ par construction de cette suite.

- 1 Transition Systems
- 2 Introduction of fixed-points
- 3 Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)
- 4 Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott
- 5 Treillis
- 6 Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski
- 7 Applications

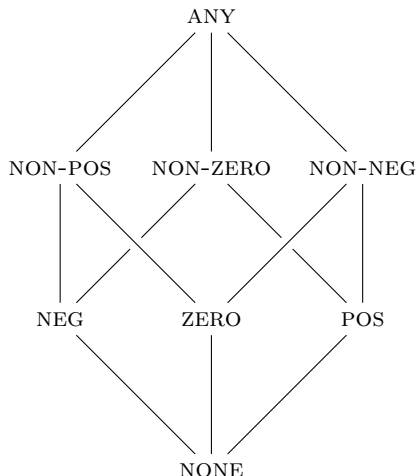
☒ Definition

Un treillis complet (L, \sqsubseteq) est un treillis satisfaisant les propriétés suivantes :

- 1 Pour toute partie A de L , il existe une borne supérieure notée $\sqcup A$.
- 2 Pour toute partie A de L , il existe une borne inférieure notée $\sqcap A$.

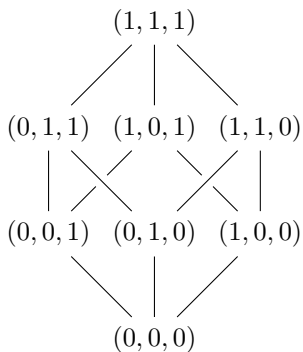
☼ Exemple

- 1 Un exemple simple est la structure $(\mathcal{P}(E), \subseteq, \emptyset, \cup, E, \cap)$ associée à l'ensemble des parties d'un ensemble E .
- 2 Treillis des signes est un treillis complet
 $Signs =$
 $\{\text{NONE}, \text{ZERO}, \text{NON-ZERO}, \text{ANY}, \text{POS}, \text{NEG}, \text{NON-NEG}, \text{NON-POS}\}$
 $(Signs, \sqsubseteq)$
- 3 Treillis des intervalles
 - $\mathbb{I}(\mathbb{Z}) = \{\perp\} \cup \{[l, u] \mid l \in \mathbb{Z} \cup \{-\infty\}, u \in \mathbb{Z} \cup \{\infty\}, l \leq u\}$
 - $[l_1, u_1] \sqsubseteq [l_2, u_2]$ si, et seulement si, $l_2 \leq l_1$ et $u_1 \leq u_2$.
 - $(\mathbb{I}(\mathbb{Z}), \sqsubseteq)$ est un treillis complet



- ▶ ANY désigne l'ensemble des entiers
- ▶ NON-POS désigne l'ensemble des entiers négatifs ou nuls
- ▶ POS désigne l'ensemble des entiers positifs non nuls.
- ▶ ZERO est l'ensemble contenant uniquement 0.

- ▶ $\mathbb{I}(\mathbb{Z}) = \{\perp\} \cup \{[l, u] \mid l \in \mathbb{Z} \cup \{-\infty\}, u \in \mathbb{Z} \cup \{\infty\}, l \leq u\}$
- ▶ $[l_1, u_1] \sqsubseteq [l_2, u_2]$ si, et seulement si, $l_2 \leq l_1$ et $u_1 \leq u_2$.
- ▶ $(\mathbb{I}(\mathbb{Z}), \sqsubseteq)$ est une structure partiellement ordonnée.
- ▶
 - ① $[l_1, u_1] \sqcup [l_2, u_2] = [\min(l_1, l_2), \max(u_1, u_2)]$
 - ② $[l_1, u_1] \sqcap [l_2, u_2] = \begin{cases} [\max(l_1, l_2), \min(u_1, u_2)] \\ \perp, \text{ si } \max(l_1, l_2) > \min(u_1, u_2) \end{cases}$
- ▶ $(\mathbb{I}(\mathbb{Z}), \sqcup)$ est un treillis complet.



- 1 Transition Systems
- 2 Introduction of fixed-points
- 3 Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)
- 4 Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott
- 5 Treillis
- 6 Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski
- 7 Applications

Pour une fonction f définie sur un treillis $(L, \sqsubseteq, \perp, \sqcup, \top, \sqcap)$ et à valeurs dans $(L, \sqsubseteq, \perp, \sqcup, \top, \sqcap)$.

Définition

- ▶ on appelle pré-point-fixe de f , tout élément x de L satisfaisant la propriété $f(x) \sqsubseteq x$
- ▶ on appelle post-point-fixe de f , tout élément x de L satisfaisant $x \sqsubseteq f(x)$.
- ▶ $PostFIX(f) = \{x | x \in L \wedge x \sqsubseteq f(x)\}$: l'ensemble des post-points-fixes de f .
- ▶ $PreFIX(f) = \{x | x \in L \wedge f(x) \sqsubseteq x\}$: l'ensemble des pré-points-fixes de f .
- ▶ $FIX(f) = \{x | x \in L \wedge f(x) = x\}$: l'ensemble des points-fixes de f .

Théorème de Knaster-Tarski (I)

Soit f une fonction monotone croissante sur un treillis complet $(T, \perp, \top, \bigvee, \bigwedge)$. Alors il existe un plus petit point fixe et un plus grand point fixe pour f .

- ▶ μf désigne le plus petit point fixe de f .
- ▶ νf désigne le plus grand point fixe de f .
- ▶ μf vérifie les propriétés suivantes : $f(\mu f) = \mu f$ et $\forall x \in T. f(x) \sqsubseteq x \Rightarrow \mu f \sqsubseteq x$ (μf est la borne inférieure des prépoints fixes de f ou $\bigwedge(Pre(f))$).
- ▶ νf vérifie les propriétés suivantes : $f(\nu f) = \nu f$ et $\forall x \in T. x \sqsubseteq f(x) \Rightarrow x \sqsubseteq \nu f$ (νf est la borne supérieure des postpoints fixes de f ou $\bigvee(Post(f))$).

Posons $y = \bigwedge \{x \mid f(x) \sqsubseteq x\}$ et montrons que y est un point fixe de f et que y est le plus petit point fixe de f .

① $f(y) \sqsubseteq y$

- Pour tout x de $\{x \mid f(x) \sqsubseteq x\}$, $y \sqsubseteq x$
- $f(y) \sqsubseteq f(x)$ (par monotonie de f).
- $f(x) \sqsubseteq x$ (par définition de x).
- $f(y) \sqsubseteq x$ (par déduction).
- $f(y) \sqsubseteq \bigwedge \{x \mid f(x) \sqsubseteq x\}$ (par définition de la borne inférieure, $f(y)$ est un minorant).
- $f(y) \sqsubseteq y$

② $y \sqsubseteq f(y)$

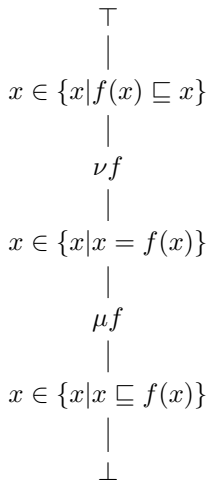
- $f(y) \sqsubseteq y$ (par le cas 1)
- $f(f(y)) \sqsubseteq f(y)$ (par monotonie de f)
- $f(y) \in \{x \mid f(x) \sqsubseteq x\}$
- $y \sqsubseteq f(y)$ (par définition de la borne inférieure)

③ Conclusion : $f(y) = y$ ou $y \in FIX(f)$.

- ▶ $f(y) = y$ et z tel que $f(z) = z$
 - $f(z) = z$ (par hypothèse sur z)
 - $f(z) \sqsubseteq z$ (par affaiblissement de l'égalité)
 - $z \in \{x | f(x) \sqsubseteq x\}$ (par définition de cet ensemble)
 - $y \sqsubseteq z$ (par construction)
- ▶ y est le plus petit point fixe de f .

$\text{lfp}(f)$ et $\text{gfp}(f)$

- ▶ $\mu f = \text{lfp}(f) = \bigwedge \{x | f(x) \sqsubseteq x\}$
 - ▶ $\nu f = \text{gfp}(f) = \bigvee \{x | x \sqsubseteq f(x)\}$
-
- ▶ $\text{lfp}(f)$ signifie *least fixed-point*
 - ▶ $\text{gfp}(f)$ signifie *greatest fixed-point*



- ▶ $\top = \sqcup \{x \mid f(x) \sqsubseteq x\}$
- ▶ $gfp(f) = \nu f = \sqcup \{x \mid x \sqsubseteq f(x)\}$
- ▶ $lfp(f) = \mu f = \sqcap \{x \mid f(x) \sqsubseteq x\}$
- ▶ $\perp = \sqcap \{x \mid x \sqsubseteq f(x)\}$

► $x \in \text{pre}(f)$ si, et seulement si, $f(x) \leq x$ (définition)

- ▶ $x \in pre(f)$ si, et seulement si, $f(x) \leq x$ (définition)
- ▶ $\forall a \in pre(f). \mu f \leq a$ (application de la définition de la borne inférieure d'un ensemble)

- ▶ $x \in \text{pre}(f)$ si, et seulement si, $f(x) \leq x$ (définition)
- ▶ $\forall a \in \text{pre}(f). \mu f \leq a$ (application de la définition de la borne inférieure d'un ensemble)
- ▶ $\forall a \in \text{pre}(f). f(\mu f) \leq f(a) \leq a$ (croissance de f et propriété de a)

- ▶ $x \in \text{pre}(f)$ si, et seulement si, $f(x) \leq x$ (définition)
- ▶ $\forall a \in \text{pre}(f). \mu f \leq a$ (application de la définition de la borne inférieure d'un ensemble)
- ▶ $\forall a \in \text{pre}(f). f(\mu f) \leq f(a) \leq a$ (croissance de f et propriété de a)
- ▶ $f(\mu f) \leq \mu f$ (application pour $a = \mu f$)

- ▶ $x \in pre(f)$ si, et seulement si, $f(x) \leq x$ (définition)
- ▶ $\forall a \in pre(f). \mu f \leq a$ (application de la définition de la borne inférieure d'un ensemble)
- ▶ $\forall a \in pre(f). f(\mu f) \leq f(a) \leq a$ (croissance de f et propriété de a)
- ▶ $f(\mu f) \leq \mu f$ (application pour $a = \mu f$)
- ▶ $f(f(\mu f)) \leq f(\mu f)$ (croissance de f)

- ▶ $x \in pre(f)$ si, et seulement si, $f(x) \leq x$ (définition)
- ▶ $\forall a \in pre(f). \mu f \leq a$ (application de la définition de la borne inférieure d'un ensemble)
- ▶ $\forall a \in pre(f). f(\mu f) \leq f(a) \leq a$ (croissance de f et propriété de a)
- ▶ $f(\mu f) \leq \mu f$ (application pour $a = \mu f$)
- ▶ $f(f(\mu f)) \leq f(\mu f)$ (croissance de f)
- ▶ $f(\mu f) \in pre(f)$ (définition des pré-points-fixes)

- ▶ $x \in pre(f)$ si, et seulement si, $f(x) \leq x$ (définition)
- ▶ $\forall a \in pre(f). \mu f \leq a$ (application de la définition de la borne inférieure d'un ensemble)
- ▶ $\forall a \in pre(f). f(\mu f) \leq f(a) \leq a$ (croissance de f et propriété de a)
- ▶ $f(\mu f) \leq \mu f$ (application pour $a = \mu f$)
- ▶ $f(f(\mu f)) \leq f(\mu f)$ (croissance de f)
- ▶ $f(\mu f) \in pre(f)$ (définition des pré-points-fixes)
- ▶ $\mu f \leq f(\mu f)$ (définition de μf)
- ▶ $\mu f = f(\mu f)$ (définition de μf et propriété précédente)

Version constructive du théorème de Knaster-Tarski

Soit f une fonction monotone croissante sur un treillis complet $(T, \perp, \top, \vee, \wedge)$. Alors

- 1 La structure formée des points fixes de f sur T , $(fp(f), \sqsubseteq)$ est un treillis complet non-vide.

$$fp(f) = \{x \in T : f(x) = x\}$$

- 2 $lfp(f) \stackrel{def}{=} \bigvee_{\alpha} f^{\alpha}$ est le plus petit point fixe de f où :

$$\left\{ \begin{array}{lll} & f^0 & \stackrel{def}{=} \perp \\ \alpha \text{ ordinal successeur} & f^{\alpha+1} & \stackrel{def}{=} f(f^{\alpha}) \\ \alpha \text{ ordinal limite} & f^{\alpha} & \stackrel{def}{=} \bigvee_{\beta < \alpha} f^{\beta} \end{array} \right.$$

- 3 $gfp(f) \stackrel{def}{=} \bigwedge_{\alpha} f_{\alpha}$ est le plus grand point fixe de f où

$$\left\{ \begin{array}{lll} & f_0 & \stackrel{def}{=} \top \\ \alpha \text{ ordinal successeur} & f_{\alpha+1} & \stackrel{def}{=} f(f_{\alpha}) \\ \alpha \text{ ordinal limite} & f_{\alpha} & \stackrel{def}{=} \bigwedge_{\beta < \alpha} f_{\beta} \end{array} \right.$$

- 1 Transition Systems
- 2 Introduction of fixed-points
- 3 Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)
- 4 Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott
- 5 Treillis
- 6 Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski
- 7 Applications
 - Lemme de Arden
 - Grammaires algébriques
 - Définition inductive

1 Transition Systems

Overview of Transition Systems as Modelling Tool
Expression of transition systems

2 Introduction of fixed-points

3 Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)

4 Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott

5 Treillis

6 Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski

7 Applications

Lemme de Arden

Grammaires algébriques

Définition inductive

- ▶ Soit l'ensemble des parties de Σ^* munies des opérations classiques des ensembles et l'opération de concaténation.
- ▶ La fonction \mathcal{F} définie sur cet ensemble à valeur dans le même ensemble associe à tout ensemble un ensemble obtenu par application des opérations ensemblistes et de la concaténation :
$$\mathcal{F}(X) = A.X \cup B$$
- ▶ $(\mathcal{P}(\Sigma^*), \emptyset, \Sigma^*, \cup, \cap)$ est un treillis complet.
- ▶ \mathcal{F} admet un plus petit point fixe qui est le langage régulier caractérisé par l'expression régulière a^*b

1 Transition Systems

Overview of Transition Systems as Modelling Tool
Expression of transition systems

2 Introduction of fixed-points

3 Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)

4 Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott

5 Treillis

6 Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski

7 Applications

Lemme de Arden

Grammaires algébriques

Définition inductive

- ▶ Soit une grammaire algébrique $G = (N, T, P, S)$ définissant un langage sur T .
- ▶ On définit pour cette grammaire un opérateur sur T^* l'ensemble des mots finis sur T , noté \mathcal{F}_G comme suit :
 - $N = \{X_1, \dots, X_n\}$
 - $S = X_1$ et $X = (X_1, \dots, X_n)$.
 - $\mathcal{F}_G(X)$ est construit par application des règles de P pour chaque non terminal X_i
 - Si $X_i \longrightarrow v_1 + \dots + v_p$, on obtient l'ensemble par remplacement des X_k dans les v_p .
- ▶ Exemple :
 - $N = \{X, Y, Z\}$
 - $T = \{a, b\}$
 - $P = \{X \longrightarrow aYZb, Y \longrightarrow aY, Z \longrightarrow Zb, Y \longrightarrow a, Z \longrightarrow b\}$
 - $$F(X, Y, Z) = \begin{pmatrix} aYZb \\ aY \cup \{a\} \\ Zb \cup \{b\} \end{pmatrix}$$

- ▶ F est monotone croissante sur $(\{X, Y, Z, a, b\}^*)^3$.
- ▶
$$\begin{pmatrix} X = aYZb \\ Y = aY \cup \{a\} \\ Z = Zb \cup \{b\} \end{pmatrix}$$
- ▶ μF est le plus petit point fixe.
- ▶ $L(G) = \pi_1^3(\mu F)$

1 Transition Systems

Overview of Transition Systems as Modelling Tool
Expression of transition systems

2 Introduction of fixed-points

3 Structures Partiellement Ordonnées Inductives (CPO)

4 Point-fixe pour une fonction continue au sens de Scott

5 Treillis

6 Théorèmes du point-fixe de Knaster-Tarski

7 Applications

Lemme de Arden
Grammaires algébriques
Définition inductive

- ▶ L'ensemble \mathcal{EVEN} des nombres naturels pairs est le plus petit ensemble stable par application des règles suivantes :
 - ① $0 \in \mathcal{EVEN}$
 - ② Si $n \in \mathcal{EVEN}$, alors $n+2 \in \mathcal{EVEN}$
- ▶ Opérateur induit : $\mathcal{F}(X) = \{0\} \cup \{n+2 | n \in X\}$
- ▶ $\mathcal{F} \in \mathbb{P}(\mathbb{N}) \longrightarrow \mathbb{P}(\mathbb{N})$
- ▶ $\mathcal{F}(\mathcal{EVEN}) = \mathcal{EVEN}$ et $\mathcal{EVEN} = \mu\mathcal{F}$.

- ▶ Une définition inductive \mathcal{I} est une structure $(U, \mathcal{F}, \perp, \sqcup)$ où
 - U est un ensemble appelé l'univers
 - \mathcal{R} est un ensemble de règles de la forme **Si** P , **alors** C où $P \subseteq U$ et $C \in U$.
 - $\perp \in U$
 - $\sqcup \in \mathbb{P}(\mathbb{P}(U)) \longrightarrow \mathbb{P}(U)$
- ▶ Pour une définition inductive, on peut dériver un opérateur induit \mathcal{F} :
$$\mathcal{F}(X) = \{c \in U \mid \exists P \subseteq X : \textbf{Si } P, \textbf{alors } C \in \mathcal{R}\}$$
- ▶ $\mathcal{F}_1(X) = \{0\} \cup \{n+3 \in \mathbb{N} \mid n \in X\}$
- ▶ $\mathcal{F}_2(X) = \textit{Init} \cup \{u \in U \mid \exists s. s \xrightarrow{*} u \wedge s \in X\}$

$$\forall A. A \subseteq \mathbb{N} \wedge 0 \in A \wedge \text{suc}[A] \subseteq A \Rightarrow \mathbb{N} \subseteq A$$

- ▶ $0 \in A$
- ▶ Pas d'induction
 - Hypothèse $n \in A$
 - Conclusion $\text{suc}(n) \in A$
- ▶ Conclusion $\forall n. n \in \mathbb{N} \Rightarrow n \in A$

Soit la propriété suivante à démontrer $\forall n. n \in \mathbb{N} \Rightarrow n \in P(n)$:

- ① $A \stackrel{\text{def}}{=} \{n | n \in \mathbb{N} \wedge P(n)\}$
- ②
 - $0 \in A$
 - Pas d'induction
 - ▶ Hypothèse $n \in A$
 - ▶ Conclusion $\text{suc}(n) \in A$
 - Conclusion $\forall n. n \in \mathbb{N} \Rightarrow n \in A$