Chapitre (-1)

Ordres et induction

Hugo Salou MPI*

Dernière mise à jour le 27 octobre 2022

1 0

Motivation

```
let rec fact n =
  if n = 0 then 1
  else n * (fact (n-1));;
```

Code 1 – Calcul de factorielle

Ce programme calcule la factorielle d'un nombre ? En développant, l'expression de $3!$, on a

$$\begin{aligned}(\texttt{fact}\ 3) &= 3 \times (\texttt{fact}\ 2)\\ &= 3 \times (2 \times (1 \times 1))\end{aligned}$$

On en déduit que ce programme calcule la factorielle car ce développement s'arrête à un certain point. Comment en être sûr ? En effet, avec $\mathtt{n} = -1$, on obtient une `Stack Overflow Error` ; on n'a plus de mémoire. Pour en être sûr, il faut définir un *invariant*.

À faire : Ajouter 2ème exemple

Un autre exemple :

```
let mystere2 n m =
  let rec aux c b =
    if c = 0 and b = m then 0
    else if c = 0 then aux (b * m) (b + 1)
    else 1 + aux (c - 1) b
  in aux n 0;;
```

Code 2 – Un programme mystère (2)

Ce programme a beaucoup plus de variables : les variables augmentent dans certains cas, puis diminuent... On peut représenter l'état des variables `b` et `c` dans une figure :

À faire : Figure à faire

Figure 1 – État des variables `b` et `c`

On en conclut que ce programme calcule la valeur de

$$\mathtt{n} + \mathtt{m} + 2\mathtt{m} + \cdots + \mathtt{m}^2 = \mathtt{n} + \frac{\mathtt{m}^2 \times (\mathtt{m}-1)}{2}.$$

Cherchons un variant. On peut penser à $\mathtt{b} - \mathtt{m}$ mais il ne diminue pas à chaque étape. Nous verrons quel est ce variant plus tard dans le chapitre.

Nouvel exemple : retourner une liste. Essayons de distinguer les différents cas possibles : si la liste est vide, on la renvoie ; sinon, on extrait un élément `x` et on note le reste de la liste `xs`, on retourne `xs` puis on concatène à droite `x`. On peut donc écrire

```
let rec rev l =
  match l with
  | [] -> []
  | x :: xs -> (rev xs) @ [x];;
```

Code 3 – Inverser une liste

Cependant, le `@` est une opération lente en OCamL. En effet ce programme a une complexité en $\mathcal{O}(n^2)$, où n est la taille de la liste. Cette complexité est douteuse pour une opération aussi simple. On peut également se demander si cette opération se termine. Cela paraît très simple : la taille de la liste diminue mais nous n'avons pas le coté mathématique d'une liste. En effet, qu'est ce qu'une liste et la taille de cette liste ? On doit formaliser l'explication de pourquoi cet algorithme se termine.

Continuons avec un autre exemple :

```
let rec mystere3 m n =
  if m = 0 then n + 1
  else if n = 1 then mystere (n - 1) 1
  else mystere (m - 1) (mystere m (n-1));;
```
CODE 4 – Un programme mystère (3)

Il s'agit de la fonction ACKERMANN. Sa complexité est très importante mais ce n'est pas le sujet de cette introduction. En effet, on a

$$A_{0,m} = n + 1$$
$$A_{m,0} = A_{n-1,1}$$
$$A_{m,n} = A_{m-1,A_{m,\dots}}$$

Malgré ce que l'on peut penser, cette fonction se termine mais comment le prouver ?

À faire : Exemple arbres binaires

On en conclut que, avec les outils de l'année passée, il est difficile de prouver que ces algorithmes se terminent rigoureusement.

2 Ordre

Définition (Élements minimaux)**:** Lorsque $(E, \preccurlyeq)$ est un espace ordonné, et $A \subseteq E$ ("inclut ou égal") est une partie de E, on appelle *élément minimal* de A un élément $x \in A$ tel que
$$\forall y \in A,\ y \preccurlyeq x \implies y = x.$$

EXEMPLE:
La figure ci-dessous est un diagramme de HASSE : c'est un diagramme où les points représente les éléments de l'ensemble E et où les segments représentent une comparaison entre les deux éléments connectés : l'élément inférieur est représenté plus bas. Dans l'exemple ci-dessous, les éléments minimaux de A sont les points b et f.

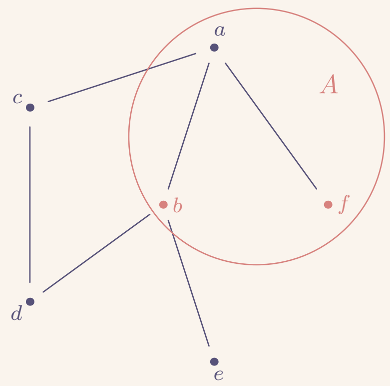

FIGURE 2 – Diagramme de HASSE

Définition (Ordre bien fondé)**:** Un ordre est *bien fondé* s'il n'existe pas de suite infiniment strictement croissante.

EXEMPLE:

Oui	Non
$(\mathbb{N}, \leqslant)$	$(\mathbb{Z}, \leqslant)$
	$(\mathbb{R}, \leqslant)$
	$(\mathbb{R}^+, \leqslant)$ $(1/2^n)$
$(E, \subseteq)$ (si E est fini)	$(E, \subseteq)$ (en général)

Table 1 – Exemples et non-exemples d'ordres bien fondés

Propriété: Une relation d'ordre $\preccurlyeq$ sur un ensemble E bien fondé si et seulement si toute partie non vide de E admet un élément minimal.

Preuve: " $\Longleftarrow$ " Supposons que toute partie non vide de E admet un élément minimal. Supposons, de plus, qu'il existe une suite $(x_n)_{n\in\mathbb{N}}$ infiniment strictement décroissante. Soit alors $A = \{u_n \mid n \in \mathbb{N}\}$ qui admet un élément minimal ; soit n_0 son indice. Or, $x_{n_0+1} \preccurlyeq x_{n_0}$ ce qui est absurde.

" $\Longrightarrow$ " Supposons que $(E, \preccurlyeq)$ est un ensemble bien fondé. Supposons également qu'il existe un sous-ensemble A de E non vide n'admettant pas d'élément minimal. Comme A est non vide, on pose alors $x_0 \in A$. Et, comme A n'admet pas d'élément minimal, donc il existe $x \in A$ tel que $x \preccurlyeq x_0$. Notons un tel x, x_1. En itérant ce procédé, on crée la suite $(x_i)_{i\in\mathbb{N}}$ qui est infiniment strictement décroissante ; ce qui est absurde.

□

Théorème (Induction bien fondée)**:** Soit $(E, \preccurlyeq)$ un ensemble ordonné et bien fondé. Soit P une propriété sur les éléments de E. Si $x \in E$, on note $E^{\preccurlyeq x} = \{y \in E \mid y \preccurlyeq x\}$. Si $\forall x \in E,\ \big(\forall y \in E^{\preccurlyeq x},\ P(y)\big) \implies P(x)$, alors $\forall x \in E,\ P(x)$.

Remarque:
Si $(E, \preccurlyeq) = (\mathbb{N}, \leqslant)$, alors le théorème précédent se traduit par :

$$\text{si } \forall n \in \mathbb{N},\ \big(\forall p < n,\ P(p)\big) \implies P(n), \text{ alors } \forall n \in \mathbb{N}, P(n).$$

Ce résultat correspond à la "récurrence forte." Décomposons ce "$\forall$" : on extrait le cas où $n = 0$

$$\text{si } P(0) \text{ et } \forall n \in \mathbb{N}^*,\ \big(\forall p < n, P(p)\big) \implies P(n), \text{ alors } \forall n \in \mathbb{N}, P(n).$$

On peut donc utiliser le principe de la récurrence pour tout ensemble ordonné bien fondé.

Preuve:
Soit $A = \{x \in E \mid P(x) \text{ n'est pas vrai}\}$.

Cas 1 $A = \varnothing$, alors OK.

Cas 2 $A \neq \varnothing$. Soit alors $x \in A$ un élément minimal de A (c.f. proposition d'avant). On a que $\forall y \in E,\ y \preccurlyeq x,\ P(y)$ est vrai donc $P(x)$ est vrai par hypothèse. Ce qui est absurde.

□

2.1 Ordre produit

Définition: Soit $(A, \preccurlyeq_A)$ et $(B, \preccurlyeq_B)$ deux ensembles ordonnés on définit alors $\preccurlyeq_\times$ sur

$A \times B$ par

$$\forall (a,b), (a',b') \in A \times B,\ (a,b) \preccurlyeq_\times (a',b') \overset{\text{def.}}{\iff} (a \preccurlyeq_A a' \text{ et } b \preccurlyeq_B b').$$

Propriété: $\preccurlyeq_\times$ est une relation d'ordre. □

La proposition précédente est facilement vérifiée comme $\preccurlyeq_A$ et $\preccurlyeq_B$ sont, elles aussi, des relations d'ordre.

Remarque (⚠):
Si $\preccurlyeq_A$ et $\preccurlyeq_B$ sont des ordres totaux, $\preccurlyeq_\times$ ne l'est pas forcément.

Propriété: Soient $(A, \preccurlyeq_A)$ et $(B, \preccurlyeq_B)$ bien fondés, alors $(A \times B, \preccurlyeq_\times)$ l'est aussi.

Preuve:
Supposons alors que $(A \times B, \preccurlyeq_\times)$ ne soit pas bien fondée. Nous avons donc une suite infiniment strictement décroissante

$$(a_0, b_0) \succ_\times (a_1, b_1) \succ_\times (a_2, b_2) \succ_\times \cdots.$$

On a donc $a_0 \succcurlyeq_A a_1 \succcurlyeq_A a_2 \succcurlyeq \cdots$. Or, $(A, \preccurlyeq_A)$ est bien fondée donc il existe $n_0 \in \mathbb{N}$ tel que $\forall i \geqslant n_0, a_i = a_{n_0}$. On a donc $\forall i \geqslant n_0,\ b_i \prec_B b_{i-1}$. Considérons $(b_i)_{i \geqslant n_0}$ est infiniment strictement décroissante dans $(B, \preccurlyeq_B)$, ce qui est absurde. □

Remarque:
On a défini une relation "produit," on peut se demander si ces résultats s'appliquent aussi si la relation est "somme." Ce n'est pas le cas : soit $\preccurlyeq_+$ définie comme

$$(a,b) \preccurlyeq_+ (a',b') \overset{\text{def.}}{\iff} a \preccurlyeq_A a' \text{ ou } b \preccurlyeq_B b'.$$

On peut démontrer que ce n'est pas une relation d'ordre.

Remarque:
Si $(A, \preccurlyeq_A)$ est une relation d'ordre alors $(A^n, \preccurlyeq_\times)$ a les même propriétés.

Remarque:
Sur $A^{\mathbb{N}}$, on définit $(u_n)_{n\in\mathbb{N}} \preccurlyeq_\times (v_n)_{n\in\mathbb{N}}$ si et seulement si

$$\forall i,\ u_i \preccurlyeq_A v_i.$$

L'ensemble ordonné $(A^{\mathbb{N}}, \preccurlyeq_\times)$ est il bien fondé ? La réponse est non.

Voici un contre-exemple : on pose $A = \{0, 1\}$.

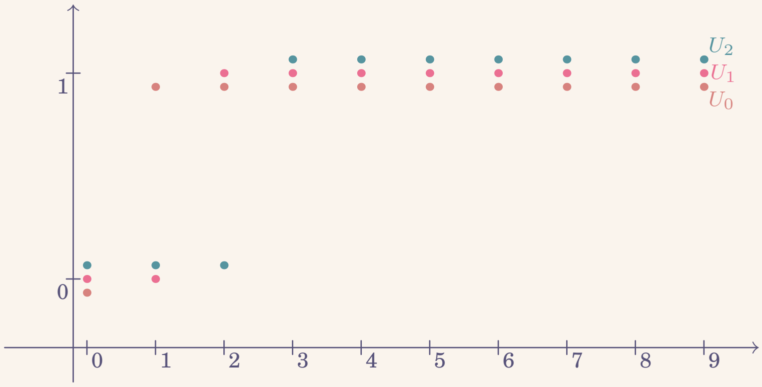

FIGURE 3 – Contre exemple : $(A^{\mathbb{N}}, \preccurlyeq_\times)$ est il bien fondé ?

On considère la suite U_0 qui a pour tout $n \in \mathbb{N}$ la valeur de 1. Puis, on considère la suite U_1 qui a, pour $n = 0$, la valeur de 0 puis pour les autres valeurs de n, la valeur de 1. Ensuite, on considère la suite U_2 qui, pour $n = 0, 1$, la valeur de 0 puis, pour les autres valeurs de n, la valeur de 1. En itérant ce procédé, on crée une suite de suite $(U_n)_{n \in \mathbb{N}}$ infiniment strictement décroissante :

$$U_0 \succcurlyeq_\times U_1 \succcurlyeq_\times U_2 \succcurlyeq_\times \cdots .$$

On considère le programme suivant :

```
let rec pgcd a b =
  if a = b then a
  else if a > b then pgcd (a-b) b
  else pgcd a (b-a);;
```

CODE 5 – Calcul du PGCD

Étudions ce programme. Ce programme se termine si et seulement si $\texttt{a} = 0$ et $\texttt{b} = 0$ où si $\texttt{a} > 0$ et $\texttt{b} > 0$. Prouvons-le rigoureusement. On choisit comme variant (a, b) vivant dans l'ensemble ordonné $(\mathbb{N}^* \times \mathbb{N}^*, \preccurlyeq_\times)$ où $\preccurlyeq_\times$ est la relation d'ordre produit. À faire : Recopier une partie du cours ici. On a donc bien une décroissance stricte de la valeur de l'expression (a, b)) valeurs dans un espace bien fondé. D'où terminaison.

Démontrons maintenant la correction, c'est-à-dire, démontrons que

$$\forall (a, b) \in \mathbb{N}^* \times \mathbb{N}^*, \; (\texttt{pgcd}\ a\ b) = a \wedge b.$$

Pour cela, on procède par induction sur $\left((\mathbb{N}^*)^2, \preccurlyeq_\times\right)$ pour démontrer la proposition

$$P(a, b) = (\texttt{pgcd}\ a\ b) = a \wedge b.$$

— Soit $(a, b) = (1, 1)$. On a
$$(\texttt{pgcd}\ a\ b) \underset{\text{(code)}}{=} a = a \wedge b.$$

— Soit $(a, b) \neq (1, 1) \in (\mathbb{N}^*)^2$ tel que pour tout $(c, d) \in (\mathbb{N}^*)^2$ tel que $(c, d) \prec_\times (a, b)$ on ait $P(c, d)$. Montrons donc $P(a, b)$.
  — Si $a = b$:
$$(\texttt{pgcd}\ a\ b) \underset{\text{(code)}}{=} a = a \wedge b.$$
  — Si $a > b$:
$$\begin{aligned}(\texttt{pgcd}\ a\ b) &\underset{\text{(code)}}{=} (\texttt{pgcd}\ (a-b)\ b) \\ &\underset{\text{(hypothèse)}}{=} (a-b) \wedge b \\ &\underset{\text{(maths)}}{=} a \wedge b.\end{aligned}$$

2.2 Ordre lexicographique

Définition: Soit $(A, \preccurlyeq_A)$ et $(B, \preccurlyeq_B)$ deux ensembles ordonnés, on définit alors sur $A \times B$ l'ordre

$$(a, b) \preccurlyeq_\ell (a', b') \overset{\text{def.}}{\iff} (a \prec_A a') \text{ ou } (a = a' \text{ et } b \preccurlyeq_B b').$$

Exemple:
Dans $(\mathbb{N}^2, \preccurlyeq_\times)$, on cherche les éléments $(x, y) \in \mathbb{N}^2$ tels que $(x, y) \preccurlyeq_\ell (3, 4)$:

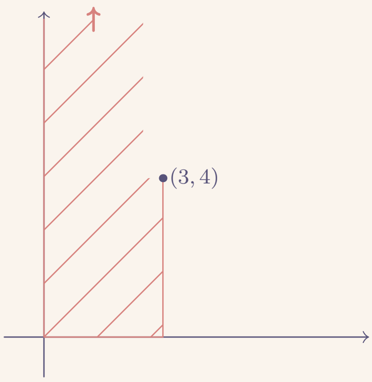

Figure 4 – Ordre lexicographique sur $\mathbb{N}^2$

Propriété: $\preccurlyeq_\ell$ est une relation d'équivalence.

Preuve:
À faire □

Propriété: Si $\preccurlyeq_A$ est totale et $\preccurlyeq_b$ est totale alors $\preccurlyeq_\ell$ est totale.

Preuve:
Soit (a, b) et $(c, d) \in (A \times B)$.

- Si $a \prec_A c$, alors $(a, b) \prec_\ell (c, d)$.
- Si $a = c$,
  - si $b \preccurlyeq_B d$ alors $(a, b) \preccurlyeq_\ell (c, d)$.
  - sinon $(b \succcurlyeq_B d)$ alors $(a, b) \succ_\ell (c, d)$.
- si $a \succ_A c$ alors $(c, d) \prec_\ell (a, b)$.

□

Propriété: Si $(A, \preccurlyeq_A)$ et $(B, \preccurlyeq_B)$ sont bien fondés, alors $(A \times B, \preccurlyeq_\ell)$ l'est aussi.

Preuve:
À rédiger. □

Remarque:
On peut généraliser à un ensemble $(A^n, \preccurlyeq_\ell)$.

Par exemple, avec $n = 3$, on a

$$(a,b,c) \preccurlyeq_\ell (a',b',c') \overset{\text{def.}}{\iff} a \prec_A a' \text{ ou } (a = a' \text{ et } b \prec_B b') \text{ ou } (a = a' \text{ et } b = b' \text{ et } c \prec_C c').$$

Même question qu'avec l'ordre produit, l'ensemble $(A^{\mathbb{N}}, \preccurlyeq_\ell)$ est-il bien fondé ? De même, la réponse est non, la même suite de suite est un contre-exemple.

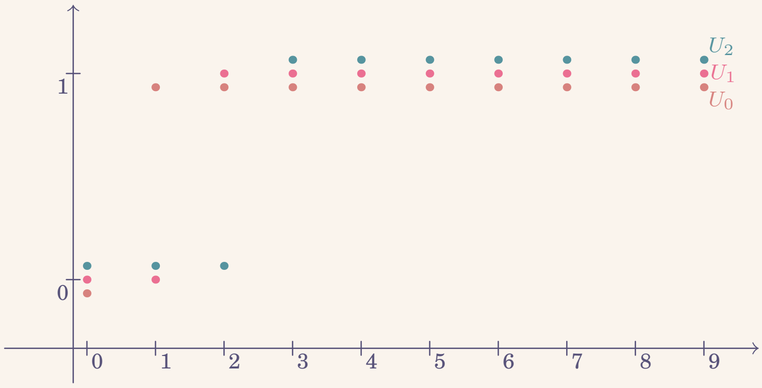

Figure 5 – Contre exemple : $(A^{\mathbb{N}}, \preccurlyeq_\ell)$ est il bien fondé ?

L'ordre lexicographique est, comme son nom l'indique, l'ordre utilisé dans le dictionnaire. La seule différence est que l'on peut comparer des mots de longueurs différentes.

Rappel:
Si A est un ensemble, alors $A^* = \bigcup_{n\in\mathbb{N}} A^n$. L'ensemble A^* contient toutes les suites finies d'éléments de A.

Par exemple, avec $A = \{0, 1\}$, on a

$$A^* \supseteq \{(\,), (1), (0), (0,1), (1,0), (1,1), (0,0), (1,1,0), (0,0,0), \dots\}.$$

Définition: Si $(A, \preccurlyeq_A)$ est un ensemble ordonné, on définit sur A^* :

$$(u_p)_{p\in[\![1,n]\!]} \prec_\ell (v_p)_{p\in[\![1,m]\!]} \overset{\text{def.}}{\iff} \begin{array}{l} \exists i \in [\![1, \min(n,m)+1]\!]\,, \\ (\forall j \in [\![1, i-1]\!]\,,\, u_j = v_j) \\ \text{et } (i = n+1 \text{ ou } u_i \prec_A v_i). \end{array}$$

Propriété: C'est une relation d'ordre. Elle est totale si $\preccurlyeq_A$ est totale. □

Même question avec cette nouvelle définition de l'ordre lexicographique, l'ensemble $\left((A^*)^{\mathbb{N}}, \preccurlyeq_\ell\right)$ est-il bien fondé ? De même, la réponse est non. Voici un contre-exemple : on considère la suite de suite $U_0 = (1)$, $U_1 = (0,1)$, $U_2 = (0,0,1)$. On crée une suite infiniment strictement décroissante.

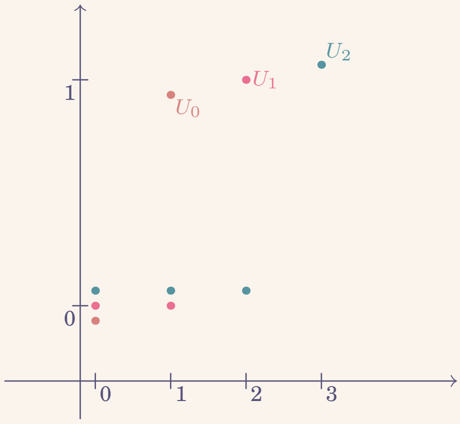

Figure 6 – Contre exemple : $\left((A^*)^{\mathbb{N}}, \preccurlyeq_\ell\right)$ est il bien fondé ? (2)

```
let rec mystere3 m n =
  if m = 0 then n + 1
  else if n = 1 then mystere (n - 1) 1
  else mystere (m - 1) (mystere m (n-1));;
```

Code 6 – La fonction Ackermann

La fonction Ackermann utilise l'ordre lexicographique ; dans ce cas ci, l'ensemble ordonné est bien fondé. C'est comme cela que l'on a la terminaison de cette fonction.

Prenons un autre exemple :

```
let rec mystere n m p =
  if m > 0 then 1 + mystere n (m - 1) p
  else if m = 0 && n > 0 then 1 + mystere (n -1) p (p+1)
  else 0
```

Code 7 – Une fonction mystère (5)

À faire :
- s'assurer de la terminaison (comme celle du PGCD)
- démontrer (par induction) que

$$\forall (m, n, p) \in \mathbb{N}^3,\ (\texttt{mystere}\ n\ m\ p) = \frac{n(n+1)}{2} + pn + m.$$

Les preuves de correction et de terminaison sont basées sur la supposition qu'un entier en OCamL est identique à un entier mathématique.

3 Induction nommée

Définition (Règle de Construction nommée)**:** On appelle *Règle de Construction nommée* la donnée de
- un symbole S,
- un entier $r \in \mathbb{N}$,
- un ensemble non vide C.

On écrira alors cette règle

$$\text{“ } S\Big|_C^r \text{ ”} \qquad \text{ou encore} \qquad \text{“}S(y, \underbrace{\square, \square, \ldots, \square}_{r}) \text{ pour } y \in C.\text{”}$$

Remarque:
On a parfois besoin d'un ensemble C trivial (de taille 1 et contenant un objet inutile), on note alors la règle $S\Big|^r$.

Exemple:
Les symboles sont écrits en rouge afin de les différencier.

$$0\big|^0 \qquad S\big|^1$$
$$[\,]\big|^0 \qquad ::\big|^1_{\mathbb{N}}$$
$$V\big|^0 \qquad N\big|^2_{\mathbb{N}}$$

Définition: — On appelle *règle de base* une règle de la forme $S|^0_C$.
— On appelle *règle d'induction* une règle de la forme $S|^n_C$.

Définition: Étant donné un ensemble fini de règles $R = \underbrace{B}_{\text{règle de base}} \cup \overbrace{I}^{\text{règle d'induction}}$ avec $B \neq \varnothing$, on définit alors

$$X_0 = \left\{(S,a) \;\middle|\; S|^r_C \text{ et } a \in C\right\}$$

puis, pour tout $n \in \mathbb{N}$,

$$X_{n+1} = X_n \cup \left\{(S,a,t_1,t_2,\ldots,t_r) \;\middle|\; S|^r_C \in \underbrace{R}_{C},\ a \in C,\ t_1 \in X_n,\ t_2 \in X_n, \ldots, t_r \in X_n\right\}.$$

On appelle alors $\bigcup_{n\in\mathbb{N}} X_n$ l'ensemble défini par induction nommée à partir des règles de R.

Remarque (Notation):
On note un n-uplet ayant pour premier élément un symbole S puis $n-1$ éléments $(a_1,\ldots,a_{n-1})$. Au lieu de $(S,a_1,\ldots,a_{n-1})$, on note $S(a_1,\ldots,a_{n-1})$.

Exemple:
On pose

$$R = \left\{A|^0_{\mathbb{N}}, B|^1, C^2_{\{0,1\}}\right\}.$$

À faire : À finir

Remarque:
Pour l'ensemble A défini par induction à partir de $R = \left\{0|^0, S|^1\right\}$, on dira plutôt

"Soit A l'ensemble défini par induction tel que $0 \in A$ et $\forall a \in A,\ S(a) \in A$."

Définition: Soit R un ensemble fini de règles et A l'ensemble défini par induction à partir de ces règles. Sur A, on définit la relation binaire $\diamond$ par

$$x \diamond y \overset{\text{def.}}{\iff} y = S(\ldots,x,\ldots) \text{ avec } S|^r_C \in R.$$

On définit alors

$$x \preccurlyeq y \overset{\text{def.}}{\iff} \exists p \in \mathbb{N},\ \exists(a_1,\ldots,a_p) \in A^p,\ x \diamond a_1 \text{ et } a_1 \diamond a_2 \text{ et} \ldots \text{et } a_p \diamond y \text{ ou } x = y.$$

Définition (hauteur): Soit R un ensemble fini de règles d'induction nommée définissant un ensemble $A = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} X_n$. On définit alors

$$\begin{aligned} h : A &\longrightarrow \mathbb{N} \\ x &\longmapsto \min\{n \in \mathbb{N} \mid x \in X_n\}. \end{aligned}$$

Remarque:
Si $x \in a$, il existe alors $n_0 \in \mathbb{N}$ tel que $x \in X_{n_0}$ donc $\{n \in \mathbb{N} \mid x \in X_n\} \neq \varnothing$ donc le minimum existe.

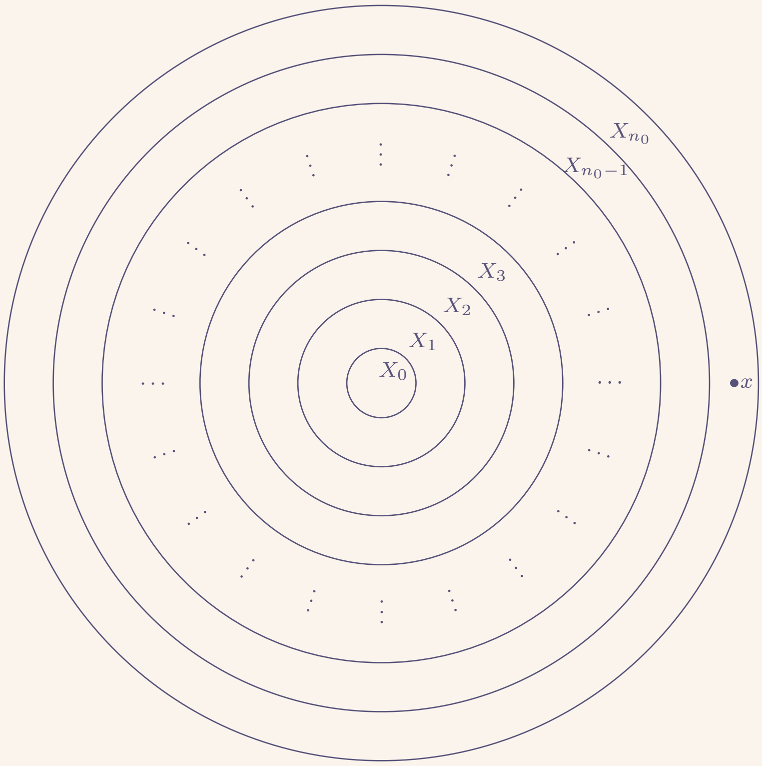

Figure 7 – Structure des ensembles $X_1, \ldots, X_n$

Propriété: Si $x \diamond y$, alors $h(x) < h(y)$.

Preuve:
Soit $x \diamond y$. Alors, $y \in A$. Soit $n_0 = h(y) \neq 0$, on a donc $y \in X_{n_0}$.
— Si $y \in X_{n_0-1}$ ce qui est absurde par définition de h.
— Si $y \in \left\{ S(a, t_1, \ldots, t_r) \;\middle|\; S|_C^r \in R \text{ et } a \in C \text{ et } t_1 \in X_{n_0-1} \text{ et } \ldots \text{ et } t_r \in X_{n_0-1} \right\}$.
Or, soit i_0 tel que $x = t_{i_0}$ donc $x \in X_{n_0-1}$ et donc $h(x) \leqslant n_0 - 1$.

□

Corollaire: Si $n \leqslant y$, alors $h(x) = h(y) \iff x = y$ et $h(x) < h(y) \iff x \prec y$.

Corollaire: La relation $\preccurlyeq$ est antisymétrique.

Remarque:
La relation $\preccurlyeq$ est trivialement transitive et reflective. Elle est donc d'ordre.

Exemple:
On prend $R = \left\{A|^0,\ B|^0\right\}$ et $X_0 = \{A, B\}$, $X_1 = X_0, \dots$ L'ensemble S défini par induction sur R est $\{A, B\}$. On en déduit que $\preccurlyeq$ n'est pas totale.

Exemple:
On prend $R = \left\{0|^0,\ S|^1\right\}$, $X_0 = \{0\}$, $X_1 = \{0,\ S(0)\}$ (on a $0 \prec S(0)$), $X_2 = \{0,\ S(0),\ S(S(0))\}$ (on a $0 \prec S(0) \prec S(S(0))$). L'ensemble obtenu est

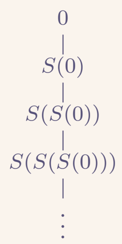

Figure 8 – Ensemble obtenu avec les règles S et 0

Exemple:
On pose $R = \left\{::|^1_{\mathbb{N}},\ [\,]|^0\right\}$ et $X_0 = \{[\,]\}$, $X_1 = \{::(0, [\,]), [\,], ::(1, [\,], ::(2, [\,])\}$, et $X_2 = \{[\,],\ ::(0, [\,]),\ ::(1, ::(0, [\,]))\}$. L'ensemble obtenu est

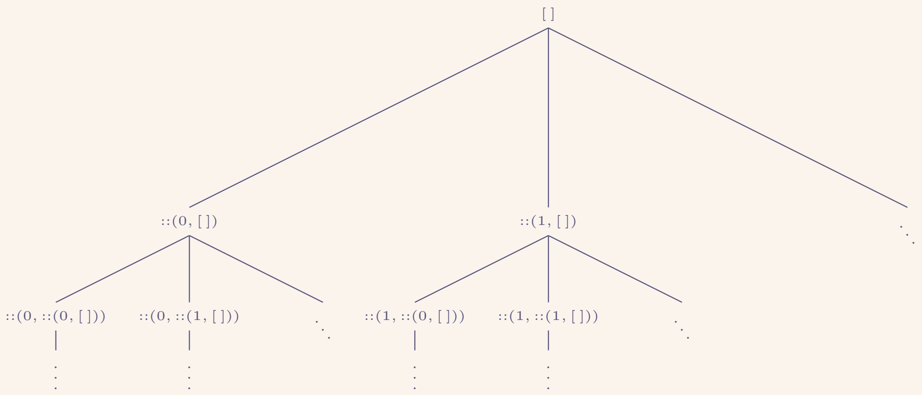

Figure 9 – Ensemble obtenu avec les règles :: et [ ]

Propriété: La relation $\preccurlyeq$ est bien fondée.

Preuve:
Soit $(x_n)_{n\in\mathbb{N}}$ une suite telle que $x_0 \succ x_1 \succ x_2 \succ \cdots \succ x_n \succ \cdots$ alors

$$\underbrace{h(x_0) > h(x_1) > \cdots > h(x_n) > \cdots}_{\in(\mathbb{N},\leqslant)}.$$

Or, $(\mathbb{N}, \leqslant)$ est bien fondé, c'est donc absurde. $\square$

Remarque:
On peut faire des preuves par induction bien fondée.

Exemple: — Soit l'ensemble trivial défini par $\left\{A\big|^0, B\big|^0\right\}$, le théorème est trivial.

— Soit $\mathcal{N}$ défini par $\mathcal{N} = \left\{0\big|^0, S\big|^1\right\}$. Le théorème donne :

si $P(0)$ vrai et $\forall n \in \mathbb{N}$, $(\forall p \in \mathbb{N},\ p < n-1,\ P(\underbrace{S(S(\cdots(S}_{p}(0)\cdots)))) \implies P(\underbrace{S(S(\cdots(S}_{n}(0)\cdots))))$

alors
$$\forall n \in \mathbb{N},\ P(\underbrace{S(S(\cdots(S}_{n}(0)\cdots)))).$$

— Soit $\mathcal{L}$ défini par $\mathcal{L} = \left\{[\,]\big|^0, ::\big|^1_{\mathbb{N}}\right\}$. Si $P([\,])$, et $\forall \ell \in \mathcal{L}, \forall n \in \mathbb{N}, P(\ell) \implies P(::(n,\ell))$ alors $\forall \ell \in \mathcal{L},\ P(\ell)$.

Propriété: Étant donné,
— un ensemble A défini par induction à partir d'un ensemble de règles nommé R,
— un ensemble $\mathbb{I}$,
— une fonction $f_T : C \times \mathbb{I}^r \to \mathbb{I}$ pour chaque règle $T = S\big|^r_C \in R$,
on défini de manière unique une fonction $f : A \to \mathbb{I}$ telle que, pour tout $x = S(a, t_1, \dots, t_r) \in A$, soit $T = S\big|^r_C \in R$ alors $f(x) = f_T\big(a, f(t_1), \dots, f(t_r)\big)$.

Exemple:
Sur $\mathcal{L}$ défini par $\left\{\underbrace{[\,]\big|^0}_{R_1}, \underbrace{::\big|^1_{\mathbb{N}}}_{R_2}\right\}$, on choisit $\mathbb{I} = \mathbb{N}$ et

$$\begin{aligned} f_{R_1} &: \overbrace{(\_,\_)}^{\in \text{Inutile} \times \mathbb{N}^0} \mapsto 0 \\ f_{R_2} &: (\underbrace{t}_{\mathbb{N}}, i) \mapsto t + i. \end{aligned}$$

On définit alors la fonction

$$\begin{aligned} f : \mathcal{L} &\longrightarrow \mathbb{N} \\ ::(a_1,\ ::(a_2, ::\cdots ::(a_n, [\,])\cdots) &\longmapsto \sum_{i=1}^{n} a_i. \end{aligned}$$